

Український державний університет залізничного транспорту
Міністерства освіти і науки України

Український державний університет залізничного транспорту
Міністерства освіти і науки України

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

ШТОМПЕЛЬ МИКОЛА АНАТОЛІЙОВИЧ

УДК 621.391

ДИСЕРТАЦІЯ

МЕТОДИ ДЕКОДУВАННЯ ТА ОПТИМІЗАЦІЇ ЗАВАДОСТІЙКИХ
КODOВИХ КОНСТРУКЦІЙ ДЛЯ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМ

05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

05 – технічні науки

Подається на здобуття наукового ступеня доктора технічних наук

Дисертація містить результати власних досліджень. Використання ідей,
результатів і текстів інших авторів мають посилання на відповідне джерело

_____ М. А. Штомпель

Науковий консультант

Приходько Сергій Іванович
доктор технічних наук, професор

Харків – 2018

АНОТАЦІЯ

Штомпель М.А. Методи декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій для телекомунікаційних систем. – Кваліфікаційна наукова праця на правах рукопису.

Дисертація на здобуття наукового ступеня доктора технічних наук за спеціальністю 05.12.02 «Телекомунікаційні системи та мережі». – Український державний університет залізничного транспорту Міністерства освіти і науки України, Харків, 2018.

Дисертаційне дослідження присвячене підвищенню достовірності передачі інформації та збільшенню енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах та мережах шляхом розробки удосконалених методів декодування завадостійких кодових конструкцій з прийнятною обчислювальною складністю, а також оптимізації параметрів окремих класів завадостійких кодових конструкцій для різних моделей каналів зв'язку.

У першому розділі роботи проведено аналіз стану проблеми підвищення достовірності передачі інформації у телекомунікаційних системах та мережах. Проаналізовано тенденції розвитку методів завадостійкого кодування інформації, що знаходять застосування у сучасній телекомунікаційній інфраструктурі, побудованій з використанням різноманітних технологій. Представлено класифікацію завадостійких кодових конструкцій. Проаналізовано підходи до жорсткого та м'якого декодування класичних та сучасних завадостійких кодових конструкцій. Визначено шляхи розвитку методів м'якого декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій. Наведено формальне представлення базових завадостійких кодів – блокових кодів, згорткових кодів та кодів Лабі, що дозволяє встановити однозначну відповідність між процесами кодування та декодування інформації, а також врахувати вплив каналу зв'язку. Розглянуто формальне представлення основних математичних моделей каналів зв'язку та досліджено їх характеристики. Запропоновано узагальнене

представлення проблеми декодування (оптимізації) завадостійких кодових конструкцій у вигляді оптимізаційної задачі, що визначається відповідною цільовою функцією та обмеженнями, яка в загальному випадку є задачею нелінійного програмування. Обґрунтовано доцільність застосування біоінспірованого підходу до вирішення даної задачі. Наведено класифікацію біоінспірованих методів (процедур) оптимізації. Наведена узагальнена схема біоінспірованих процедур пошукової оптимізації та проаналізовано особливості реалізації кожного етапу. На основі отриманих результатів обґрунтовано напрям досліджень та здійснено постановку завдань досліджень.

У другому розділі роботи запропоновано біоінспіровані методи декодування лінійних блокових кодів з різною швидкістю кодування. Представлено загальні принципи побудови та характеристики лінійних блокових кодів. Проведено аналіз існуючих методів декодування даних кодів, на основі якого обрано шляхи удосконалення декодування відносно довгих блокових кодів з урахуванням інформації про надійність прийнятих символів. Представлено відповідність між двійковими та біполярними лінійними блоковими кодами. Розглянуто принципи формування найбільш надійного базису породжувальної матриці даних кодів. Сформульовано задачу м'якого декодування лінійних біполярних блокових кодів з низькою швидкістю кодування у вигляді оптимізаційної задачі, що відноситься до класу задач цілочислового нелінійного програмування. Запропоновано метод декодування даних кодів, що заснований на біоінспірованому підході та знаходженні найбільш надійного базису породжувальної матриці. Сформульовано задачу м'якого декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів у вигляді задачі нелінійного програмування, заснованій на функції невідповідності кореляції між прийнятим вектором та вектором помилок. Запропоновано біоінспірований метод м'якого декодування даних кодів, що використовує інформацію про найменш надійний базис перевіркової матриці заданого коду. Для наочності наведено схеми запропонованих методів декодування лінійних блокових кодів, що відображають їх основні етапи. Для програмної реалізації запропонованих методів біоінспірованого м'якого декодування розроблено відповідні алгоритми та

псевдокоди, проаналізовано їх особливості. Розроблено математичну модель телекомунікаційної системи, що використовує коди БЧХ, які відносяться до класу лінійних блокових кодів, та запропоновані методи декодування. Проведено дослідження ефективності запропонованих методів декодування лінійних блокових кодів для заданих умов передачі та обраної біоінспірованої процедури. Встановлено, що для кодів БЧХ з різними параметрами досягається більший енергетичний вигравш від кодування у порівнянні з існуючим методом декодування при меншій обчислювальній складності.

У третьому розділі роботи запропоновано методи оптимізації та декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі біоінспірованого пошуку. Розглянуто загальні принципи побудови кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі матричного та графового представлення. Наведено основні визначення стосовно даного класу кодів. Визначено особливості та переваги нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність. Показано, що пошук «хороших» нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність з заданими параметрами для деякої моделі каналу зв'язку формально можна представити у вигляді задачі нелінійного програмування. Обґрунтовано доцільність застосування ймовірності помилки декодування (коефіцієнту помилок) у якості цільової функції в даній оптимізаційній задачі. Представлено метод біоінспірованої оптимізації відносно коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність зі зменшеною обчислювальною складністю. Ключовий етап даного методу заснований на спільному використанні узагальнених біоінспірованих процедур, методу «progressive edge-growth» (PEG) для побудови графу Таннера та комп'ютерного моделювання процесу передачі інформації через задану модель каналу зв'язку із застосуванням методу Монте-Карло. Встановлено, що застосування запропонованого методу оптимізації дозволяє підвищити ефективність синтезу нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність та забезпечити енергетичний вигравш від кодування у порівнянні з регулярними кодами такої ж довжини при заданому коефіцієнті помилок. При цьому у отриманих кодах відсутній ефект «error floor» на відміну від існуючих випадкових

нерегулярних кодів, що дозволяє отримати значно менший коефіцієнт помилок у області високих значень відношення сигнал/шум. Показано, що через розрідженість перевіркової матриці кодів з малою щільністю перевірок на парність доцільно застосовувати спеціальні підходи до зниження обчислювальної складності кодування даними кодами. Наведено основні етапи та проаналізовано особливості класичних методів ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність – жорсткого декодування на основі інвертування біта та м'якого декодування на основі розповсюдження довіри. Представлено модифікації класичного методу м'якого декодування, що спрямовані на зниження його обчислювальної складності, серед яких важливу роль відіграє метод мінімальної суми. Введення біполярних кодів з малою щільністю перевірок на парність дозволяє представити задачу їх декодування у вигляді оптимізаційної задачі, вирішення якої полягає у пошуку максимального значення цільової функції, що заснована на модифікованому правилі кореляційного декодування, з використанням узагальнених біоінспірованих процедур. За результатами проведених досліджень зроблено висновок, що запропонований метод декодування має прийнятну обчислювальну складність та перевершує за енергетичною ефективністю метод декодування на основі градієнтного спуску, але уступає за цим параметром методу декодування мінімальної суми. Для підвищення ефективності декодування відносно довгих кодів з малою щільністю перевірок на парність запропоновано комбінувати класичне декодування на основі розповсюдження довіри та декодування на основі узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації з використанням інформації про надійність прийнятих символів. Суть запропонованого методу декодування полягає в тому, що результат, який отримується після кожної ітерації декодування на основі розповсюдження довіри, використовується в якості вихідних даних для декодування на основі біоінспірованого пошуку. Встановлено, що комбінований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок забезпечує більшу ефективність у діапазоні високого відношення сигнал/шум, але при збільшенні довжини кодового слова його характеристики погіршуються. Наведено формальне представлення задачі пошуку

коефіцієнтів нормалізації для перевірочних і символічних вершин графу Таннера, що відіграють ключову роль у методі декодування мінімальної суми нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність. Для вирішення даної задачі запропоновано біоінспірований метод оптимізації коефіцієнтів нормалізації зменшеної складності, що використовує процедуру еволюції щільності для обчислення шумового порогу для заданої моделі каналу зв'язку. За результатами моделювання визначено, що за рахунок зниження обчислювальної складності пошуку досягається прискорення знаходження оптимізованих значень коефіцієнтів нормалізації для вершин графу Таннера, що дозволяє застосовувати даний метод для більш довгих кодів даного класу. Для відображення основних етапів запропонованих методів декодування та оптимізації кодів з малою щільністю перевірок на парність наведено відповідні схеми. Розроблено алгоритми та псевдокоди, що лежать в основі програмної реалізації даних методів.

У четвертому розділі роботи розроблено біоінспіровані методи м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій. Наведено загальні принципи побудови алгебраїчних згорткових кодів, що задані за допомогою узагальненого породжувального багаточлену деякого недвійкового блокового коду, для каналів з випадковими помилками. Представлено особливості модифікації даних кодів на основі механізму перемешування для каналів з групуванням помилок. Проаналізовано особливості реалізації та обмеження існуючих методів жорсткого декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій. Враховуючи той факт, що алгебраїчні згорткові коди можуть бути представлені у вигляді довгих двійкових блокових кодів, запропоновано метод м'якого декодування, в основі якого лежить знаходження найбільш надійного базису породжувальної матриці, застосування узагальнених біоінспірованих процедур та використання механізму випадкового зміщення. Для м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів перемешування запропоновано застосовувати ітеративну процедуру адаптивного розповсюдження довіри спільно з узагальненим біоінспірованим пошуком з урахуванням інформації про надійність прийнятих символів. При цьому ключовим етапом декодування є біоінспірований

пошук кодової послідовності з використанням деякої оптимізаційної процедури, а процедури адаптивного розповсюдження довіри фактично призначені для оновлення інформації при знаходженні найбільш надійного базису на наступних ітераціях декодування. Наведено схеми запропонованих методів м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій та проведено оцінку їх енергетичної ефективності з використанням програмного комплексу, заснованого на розроблених алгоритмах та псевдокодах. Встановлено, що запропоновані методи декодування забезпечують значний енергетичний виграш від кодування у порівнянні з існуючими методами жорсткого декодування як для каналів з випадковими помилками, так і для каналів з пам'яттю.

У п'ятому розділі роботи запропоновано біоінспірований метод оптимізації кодів Лабі для моделі каналу зі стиранням за заданими критеріями. Представлено область застосування кодів без фіксованої швидкості кодування у телекомунікаційних мережах на основі комутації пакетів. На основі графової моделі проаналізовано особливості процесів кодування та декодування окремого класу даних кодів – кодів Лабі, що засновані на поєднанні спеціального розподілу ймовірностей для формування кодових символів з простим методом декодування. Проаналізовано особливості та обмеження існуючих розподілів степенів кодових вершин графів Таннера, що відповідають даним кодам. Сформульовано оптимізаційну задачу пошуку «хорошого» розподілу степенів кодових вершин коду Лабі для заданого числа інформаційних символів за заданими критеріями. Для вирішення даної задачі запропоновано метод оптимізації відносно довгих кодів Лабі, заснований на узагальненому біоінспірованому пошуку та попередньому виборі обмеженої кількості ненульових елементів шуканого розподілу степенів кодових вершин графу Таннера. Проведено оцінку ефективності запропонованого біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі з використанням розроблених алгоритму та псевдокоду, що лежать в основі його програмної реалізації. Встановлено, що незначне погіршення характеристик оптимізованих кодів Лабі компенсується зменшенням обчислювальної складності процесу знаходження даних розподілів.

Ключові слова: завадостійкі коди, кодові конструкції, кодування, декодування, оптимізація, телекомунікаційні системи, телекомунікаційні мережі, біоінспіровані процедури, нелінійне програмування, цільова функція, канал зв'язку.

Список публікацій здобувача

Наукові праці, в яких опубліковані основні наукові результати дисертації

1. Приходько С. И., Бабаев М. М., Волков А. С., Штомпель Н. А., Боцул А. В. Метод модификации обобщенного порождающего многочлена алгебраических сверточных кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2012. №6. С. 30–35.
2. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод декодирования алгебраических сверточных кодов перемежения. *Системи обробки інформації*. 2012. Вип. 7 (105). С. 172–176.
3. Боцул А. В., Зубенко В. А., Волков А. С., Штомпель Н. А. Свойства алгебраических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2013. Вип. 5 (102). С. 16–22.
4. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод построения алгебраических сверточных кодов перемежения. *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2013. № 136. С. 232–235.
5. Штомпель Н. А. Методы мягкого декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Вісник Національного технічного університету «Харківський політехнічний інститут»*. 2013. № 27 (1000). С. 163–168.
6. Штомпель Н. А. Оценка вычислительной сложности методов кодирования кодами с малой плотностью проверок на четность. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2013. Вип. 4 (101). С. 69–71.

7. Штомпель Н. А. Вычислительная сложность методов декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Системи обробки інформації*. 2013. Вип. 6 (113). С. 177–180.
8. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А., Билал Хамзе Особенности метода декодирования алгебраических сверточных кодов перемежения. *Системи обробки інформації*. 2013. Вип. 2 (109). С. 146–149.
9. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод построения алгебраических несистематических сверточных кодов перемежения с произвольной скоростью кодирования. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2014. Вип. 2 (105). С. 8–11.
10. Волков А. С., Зубенко В. А., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Исследование характеристик алгебраических несистематических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2014. Вип. 6 (109). С. 13–19.
11. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Дослідження характеристик телекомунікаційних систем з використанням програмних реалізацій каналів зв'язку. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. № 1. С. 34–41.
12. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Аналіз методів відновлення даних у телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. Вип. 4 (113). С. 27–38.
13. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі стохастичної оптимізації. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. Вип. 5 (114). С. 61–65.
14. Асауленко І. О., Жученко О. С., Приходько С. І., Штомпель М. А. Дослідження характеристик методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі стохастичної оптимізації. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 1 (116). С. 33–40.

15. Жученко А. С., Панченко Н. Г., Панченко С. В., Штомпель Н. А. Метод декодирования линейных блоковых кодов на основе популяционных процедур поисковой оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 2 (117). С. 25–29.

16. Приходько С. І., Штомпель М. А. Методи ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 3 (118). С. 11–14.

17. Штомпель Н. А. Мягкое декодирование высокоскоростных блоковых кодов на основе популяционных процедур поисковой оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 4 (119). С. 15–19.

18. Штомпель Н. А. Метод комбинированного декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Проблеми телекомунікацій*. 2016. № 2 (19). С. 35–43. URL: http://pt.journal.kh.ua/2016/2/1/162_shtompel_decoding.pdf.

19. Штомпель Н. А. Мягкое декодирование алгебраических сверточных кодов на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 5 (120). С. 14–18.

20. Штомпель Н. А. Оптимизация нерегулярных кодов с малой плотностью проверок на четность на основе природных вычислений. *Радіотехніка: всеукр. міжвід. наук.-техн. зб.* 2016. Вип. 186. С. 207–210.

21. Штомпель Н. А. Биоинспирированный метод оптимизации кодов на основе преобразования Лаби. *Наукові праці Донецького національного технічного університету. Серія: Інформатика, кібернетика та обчислювальна техніка*. 2016. № 2 (23). С. 153–157.

22. Штомпель Н. А. Адаптивное декодирование алгебраических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 6 (121). С. 18–22.

23. Штомпель Н. А. Биоинспирированный подход к оптимизации декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Радіотехніка: всеукр. міжвід. наук.-техн. зб.* 2016. Вип. 187. С. 34–37.

24. Штомпель Н. А. Многокритериальная оптимизация кодов Лаби на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2017. Вип. 1 (122). С. 24–27.

25. Штомпель Н. А. Функциональное представление линейных помехоустойчивых кодов. *Наука і техніка Повітряних Сил Збройних Сил України*. 2017. № 1. С. 120–122.

26. Штомпель Н. А. Тенденции развития методов помехоустойчивого кодирования информации в телекоммуникациях. *Збірник наукових праць Харківського національного університету Повітряних Сил*. 2017. № 1. С. 35–37.

27. Штомпель М. А. Принципы програмної реалізації біоінспірованого методу декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів. *Системи обробки інформації*. 2017. № 3. С. 72–75.

28. Жученко О. С., Приходько С. І., Штомпель М. А. Особливості програмної реалізації біоінспірованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2017. Вип. 2 (123). С. 26–30.

Наукові праці, які засвідчують апробацію матеріалів дисертації

29. Приходько С. І., Штомпель Н. А., Боцул А. В. Анализ методов помехоустойчивого кодирования информации в каналах с памятью. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції Академії внутрішніх військ МВС України (м. Харків, 21-22 березня 2012 р.)*. Харків, 2012. С. 55.

30. Боцул А. В., Приходько С. І., Штомпель Н. А. Принципы построения алгебраических сверточных кодов перемежения. *67-ма науково-технічна конференція професорсько-викладацького складу, науковців, аспірантів та студентів: матеріали, ч. 1 (м. Одеса, 5-7 грудня 2012 р.)*. Одеса, 2012. С. 17–18.

31. Штомпель М. А. Развитие методов завадостійкого кодування у волоконно-оптичних телекомунікаційних системах. *75-та міжнародна науково-технічна конференція кафедр академії, інженерно-технічних працівників залізниць, підприємств та організацій України та інших країн: тези доповідей* (м. Харків, 24–25 квітня 2013 р.). *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2013. № 136. С. 275.

32. Боцул А. В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Особенности построения алгебраических сверточных кодов для каналов с памятью. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: тези доповідей науково-практичної конференції Академії внутрішніх військ МВС України* (м. Харків, 20–21 березня 2013 р.). Харків, 2013. С. 32–33.

33. Штомпель Н. А. Методы построения проверочных матриц кодов с малой плотностью проверок на четность. *Внедрение перспективных микропроцессорных систем железнодорожной автоматики и средств телекоммуникаций на базе цифровизации: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 26-ої Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Алушта, 23–28 вересня 2013 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2013. Вип. 4 (101). С. 65–66.

34. Штомпель Н. А. Адаптивный метод мягкого декодирования блоковых кодов. *Залізничний транспорт: сучасні проблеми науки: тези доповідей XLIII науково-практичної конференції молодих учених, аспірантів і студентів, частина 1* (м. Київ, 12 грудня 2013 р.). Київ, 2013. С. 178–179.

35. Штомпель Н. А. Комбинированный метод декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції* (м. Харків, 12–13 березня 2014 р.). Харків, 2014. С. 96–97.

36. Штомпель М. А. Методи кодування кодами з малою щільністю перевірок на парність. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 76-ої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Харків, квітень 2014 р.). *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2014. № 143. С. 226.

37. Штомпель Н. А. Метод неалгебраического декодирования двоичных кодов БЧХ. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 27-ої Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Алушта, вересень 2014 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: додаток*. 2014. №4. С. 47.

38. Штомпель Н. А. Метод мягкого декодирования двоичных линейных блоковых кодов. *Сучасні проблеми залізничного транспорту: тези доповідей XLIV науково-практичної конференції молодих учених, аспірантів і студентів, частина 1* (м. Київ, 27 листопада 2014 р.). Київ, 2014. С. 182–183.

39. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Аналіз підходів до підвищення вірогідності передачі даних у інформаційній інфраструктурі залізничного транспорту. *Проблеми економіки та управління на залізничному транспорті: матеріали ІХ Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Київ, 17 листопада – 14 грудня 2014 р.). Київ, 2014. – С. 164.

40. Штомпель Н. А. Метод оптимизации нерегулярных кодов с малой плотностью проверок на четность. *Політ. Сучасні проблеми науки: тези доповідей XV Міжнародної науково-практичної конференції молодих учених і студентів* (м. Київ, 8–9 квітня 2015 р.). Київ, 2015. – С. 34.

41. Штомпель М. А. Субоптимальний метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 77-ої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Харків, 21–23 квітня 2015 р.). *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2015. № 151 (1). С. 48.

42. Приходько С. И., Штомпель Н. А. Декодирование двоичных блоковых кодов на основе методов стохастической оптимизации. *Проблеми економіки та управління на залізничному транспорті*: матеріали X ювілейної Міжнародної науково-практичної конференції (м. Одеса, 30 червня–1 липня 2015 р.). Київ, 2015. С. 126.

43. Асауленко И. А., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод итеративного декодирования линейных блоковых кодов на основе стохастической оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 28-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Харків, 24–25 вересня 2015 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2015. Вип. 4 (113). С. 27–28.

44. Штомпель Н. А. Оптимизация каскадных блоковых кодов на основе популяционных методов. *Актуальні проблеми розвитку науки і техніки*: збірник тез I Міжнародної науково-технічної конференції (м. Київ, 22 жовтня 2015 р.). Київ, 2015. С. 88–89.

45. Штомпель Н. А. Построение кодов с малой плотностью проверок на четность на основе природных вычислений. *Современные информационно-телекоммуникационные технологии*: матеріали Міжнародної науково-технічної конференції, том III. Розвиток інформаційних технологій (м. Київ, 17–20 листопада 2015 р.). Київ, 2015. С. 53–54.

46. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Декодирования кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі природних обчислень. *«ТАК»: телекомунікації, автоматика, комп'ютерно-інтегровані технології*: збірка доповідей Міжрегіональної науково-практичної конференції молодих учених (м. Красноармійськ, 16–17 листопада 2015 р.). Красноармійськ, 2015. С. 9–11.

47. Жученко А. С., Штомпель Н. А. Метод декодирования блоковых кодов на основе процедур природных вычислений. *Актуальні проблеми розвитку науки і техніки*: збірник тез II Міжнародної науково-технічної конференції (м. Київ, 20 грудня 2015 р.). Київ, 2015. С. 7.

48. Панченко Н. Г., Штомпель М. А., Жученко О. С. Оптимізація стираючих кодів без фіксованої швидкості на основі природних обчислень. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 78-ої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Харків, 26–28 квітня 2016 р.). *Збірник наукових праць Українського державного університету залізничного транспорту*: додаток. 2016. № 160. С. 9–10.

49. Жученко А. С., Панченко С. В., Приходько С. І., Штомпель Н. А. Биоинспирированный подход к построению кодов с малой плотностью проверок на четность. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 29-ої Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Харків, 27–29 вересня 2016 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2016. Вип. 4 (119). С. 5–6.

50. Штомпель Н. А. Повышение эффективности кодов без фиксированной скорости на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 29-ої Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Харків, 27–29 вересня 2016 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2016. Вип. 4 (119). С. 26.

51. Штомпель Н. А. Декодирование блоковых кодов на основе биоинспирированных процедур оптимизации. *Современные средства связи: материалы XXI Международной научно-технической конференции* (г. Минск, Республика Беларусь, 20–21 октября 2016 года). Минск, 2016. С. 17–18.

52. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі популяційних процедур пошукової оптимізації. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції* (м. Харків, 17–18 березня 2016 р.). Харків, 2016. С. 41–42.

53. Штомпель М. А. Метод оптимізації фонтанних кодів на основі популяційних процедур пошукової оптимізації. *Політ. Сучасні проблеми науки: тези доповідей Міжнародної науково-практичної конференції молодих учених і студентів* (м. Київ, 6–8 квітня 2016 р.). Київ, 2016. – С. 126.

54. Штомпель Н. А. Декодирование алгебраических сверточных кодов на основе бионических процедур. *«ТАК»: телекомунікації, автоматика, комп'ютерно-інтегровані технології: збірка доповідей Всеукраїнської науково-практичної конференції молодих учених* (м. Покровськ, 29–30 листопада 2016 р.). Покровськ, 2016. С. 19–21.

55. Штомпель Н. А. Биоинспирированная многокритериальная оптимизация кодов Лаби. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції* (м. Харків, 15–16 березня 2017 р.). Харків, 2017. С. 76.

56. Штомпель М. А. Напрями розвитку завадостійкого кодування у телекомунікаціях. *Прикладні науково-технічні дослідження: матеріали Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Івано-Франківськ, 5–7 квітня 2017 р.). Івано-Франківськ, 2017. С. 109.

57. Жученко О. С., Приходько С. І., Штомпель М. А. Біоінспірований метод м'якого декодування лінійних блокових кодів. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 79-ої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Харків, 25–27 квітня 2017 р.). *Збірник наукових праць Українського державного університету залізничного транспорту: додаток*. 2017. № 169. С. 14–16.

58. Приходько С. І., Жученко О. С., Штомпель М. А. Біоінспірований метод оптимізації кодів Лабі. *Проблеми інформатизації: тези доповідей восьмої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, 11–12 квітня 2017 р.). Київ, 2017. С. 198.

59. Жученко А. С., Панченко С. В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Биоинспирированные методы декодирования помехоустойчивых кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 30-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Харків, 26–27 жовтня 2017 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2017. Вип. 4. С. 3–4.

60. Штомпель М. А. Біоінспіровані методи оптимізації новітніх завадостійких кодів. *Проблеми інформатизації*: тези доповідей дев'ятої Міжнародної науково-технічної конференції (м. Київ, м. Полтава, м. Катовице, м. Париж, м. Вільнюс, м. Харків, м. Мінськ, 12–13 грудня 2017 р.). Київ, 2017. С. 44.

ABSTRACT

Shtompel M.A. Methods of decoding and optimization of error-correcting code constructions for telecommunication systems. – Qualifying scientific paper on the rights of the manuscript.

A thesis submitted in fulfilment of the doctor of technical sciences degree on specialty 05.12.02 «Telecommunication systems and networks». – Ukrainian State University of Railway Transport of Ministry of Education and Science of Ukraine, Kharkiv, 2018.

The dissertation research is dedicated to increasing the reliability of information transmission and rising the energetic efficiency from encoding in telecommunication systems and networks by developing advanced methods of decoding error-correcting code structures with acceptable computational complexity and optimization the parameters of certain classes of error-correcting code constructions for various communication channel models.

In the first chapter of the thesis, an analysis was made of the state of the problem of increasing the reliability of information transmission in telecommunication systems and networks. The tendencies in the development of methods of error-correcting encoding of information are analyzed, which find application in the modern telecommunication infrastructure built using various technologies. Classification of error-correcting code constructions is presented. The approaches to hard and soft decoding of classical and modern error-correcting code structures are analyzed. The ways of development of methods of soft decoding and optimization of error-correcting code structures are determined. A formal representation of basic error-correcting codes – block codes, convolutional codes and Luby codes, is provided, which allows one to establish a unique correspondence between the processes of encoding and decoding information, and also to take into account the influence of the communication channel. The formal representation of the basic mathematical models of communication channels is considered and their characteristics are investigated. A generalized representation of the

problem of decoding (optimization) of noise-immune code structures in the form of an optimization problem is proposed, which is determined by the corresponding objective function and constraints, which in general is a nonlinear programming problem. The expediency of applying the bio-inspired approach to the solution of this problem is substantiated. The classification of bio-inspired methods (procedures) for optimization is given. The generalized scheme of bio-inspired procedures of search optimization is presented and the features of realization of each stage are analyzed. Based on the results obtained, the research direction is justified and the research tasks are formulated.

In the second chapter of the thesis, was proposed bio-inspired methods for decoding linear block codes with different coding rates. General principles of construction and characteristics of linear block codes are presented. The analysis of existing methods for decoding these codes is performed, on the basis of which ways of improving the decoding of relatively long block codes are selected taking into account the reliability information of the received symbols. A correspondence between binary and bipolar linear block codes is presented. The principles of the formation of the most reliable basis of the generator matrix of these codes are considered. The problem of soft decoding of linear bipolar block codes with a low coding rate is formulated in the form of an optimization problem that belongs to the class of problems of integer nonlinear programming. A method for decoding these codes based on a bio-inspired approach and finding the most reliable basis of the generating matrix is proposed. The problem of soft decoding of high-speed linear block codes is formulated in the form of a nonlinear programming problem based on the correlation non-discrepancy function between the received vector and the error vector. A bio-inspired method of soft decoding of these codes is proposed, which uses information on the least reliable basis of the parity-check matrix of a given code. For clarity, schemes of the proposed methods for decoding linear block codes, reflecting their main stages, are given. For the software implementation of the proposed methods of bio-inspired soft decoding, appropriate algorithms and pseudocodes have been developed, their features have been analyzed. A mathematical model of a telecommunication system using BCH codes, which belong to the class of linear block codes, and the proposed decoding methods are developed. The effectiveness of the proposed methods for decoding linear

block codes for the given transmission conditions and the selected bio-inspired procedure was studied. It is established that for BCH codes with different parameters, a greater energy gain from coding is achieved in comparison with the existing decoding method with less computational complexity.

In the third chapter of the thesis, methods of optimization and decoding of low density parity-check codes based on bio-inspired search are proposed. The general principles of constructing low density parity-check codes on the basis of matrix and graph representation are considered. The basic definitions for this class of codes are given. The features and advantages of irregular low density parity-check codes tests are determined. It is shown that the search for "good" irregular low density parity-check codes with given parameters for some model of the communication channel can be formally presented as a problem of nonlinear programming. The expediency of using the decoding error probability (error coefficient) as the target function in this optimization problem is substantiated. The method of bio-inspired optimization for relatively short irregular low density parity-check codes tests with reduced computational complexity is presented. The key stage of this method is based on the joint use of generalized bio-inspired procedures, the "progressive edge-growth" (PEG) method for constructing a Tanner graph and computer modeling of the information transfer process through a given communication channel model using the Monte Carlo method. It is established that the application of the proposed optimization method allows to increase the efficiency of synthesis of irregular low density parity-check codes and provide energy gain from coding in comparison with regular codes of the same length with a given error rate. At the same time, the received codes lack the effect of "error floor" in contrast to the existing random non-regular codes, which allows for a much lower error rate in the region of high values of the signal-to-noise ratio. It is shown that due to the rarity of the parity-check matrix of low density parity-check codes, it is advisable to apply special approaches to reducing the computational complexity of coding by these codes. The main stages are described and features of the classical methods of iterative decoding of low density parity-check codes tests – hard decoding based on bit inverting and soft decoding based on belief propagation are analyzed. Modifications of the classical soft decoding method are

proposed, aimed at reducing its computational complexity, among which the minimal sum method plays an important role. The introduction of bipolar low density parity-check codes allows us to represent the problem of decoding them in the form of an optimization problem, the solution of which is to find the maximum value of the target function, based on the modified rule of correlation decoding, using generalized bio-inspired procedures. According to the results of the research, it is concluded that the proposed decoding method has an acceptable computational complexity and exceeds the energy efficiency method of decoding based on the gradient descent, but inferior to this parameter of the method of decoding the minimum amount. To improve the decoding efficiency of relatively long low density parity-check codes, it is proposed to combine classical decoding based on belief propagation and decoding based on generalized bio-inspired search optimization procedures using information about the reliability of the received symbols. The essence of the proposed decoding method is that the result obtained after each iteration of decoding based on belief propagation, is used as the source data for decoding based on bio-inspired search. It has been established that the combined method of decoding low density parity-check codes provides greater efficiency in the high signal/noise ratio range, but with increasing the length of the codeword its characteristics deteriorate. The formal representation of the task of searching for normalization coefficients for checking and symbolic vertices of the Tanner graph, which plays a key role in the method of decoding the minimum amount of irregular low density parity-check codes, is given. To solve this problem a bio-inspired method of optimization of coefficients of normalization of reduced complexity is proposed, using the density evolution procedure to calculate the noise threshold for a given communication channel model. According to the results of the simulation, it is determined that by reducing the computational complexity of the search, acceleration of finding the optimized values of the normalization coefficients for the vertices of the Tanner graph is achieved, which allows applying this method for longer codes of this class. To show the main stages of the proposed methods of decoding and optimizing low density parity-check, the corresponding schemes are presented. The algorithms and pseudocodes underlying the software implementation of these methods are developed.

In the fourth chapter of the thesis, bio-inspired methods for soft decoding of algebraic convolutional code designs have been developed. The general principles of construction of algebraic convolution codes, given by means of a generalized generating polynomial of a non-binary block code, for channels with random errors are given. The peculiarities of modification of these codes are presented on the basis of the interleaving mechanism for channels with error grouping. The peculiarities of realization and restriction of existing methods of hard decoding of algebraic convolutional code designs are analyzed. Taking into account the fact that algebraic convolutional codes can be represented in the form of long binary block codes, a soft decoding method based on finding the most reliable basis of the generator matrix, the use of generalized bio-inspired procedures and the use of the mechanism of random bias is proposed. For soft decoding of algebraic interleaving convolutional codes it is suggested to apply an iterative procedure for adaptive belief propagation, in conjunction with a generalized bio-inspired search, taking into account the information on the reliability of the received symbols. In this case, the key stage of decoding is a bio-inspired code sequence search using some optimization procedure, and adaptive belief propagation procedures are actually intended to update the information when the most reliable basis is found on the subsequent iteration decoding. The schemes of the proposed methods of soft decoding of algebraic convolutional code constructions are presented and an estimation of their energy efficiency with the use of the software complex, based on the developed algorithms and pseudocodes. It has been found that the proposed decoding methods provide significant energy gain from encoding in comparison with existing hard decoding methods for both channel with random errors and channels with memory.

In the fifth chapter of the thesis, bio-inspired method for optimization Luby codes for a channel model with erasures based on given criteria is proposed. The field of application of rateless codes in telecommunication networks on the basis of packet switching is presented. On the basis of the graph model, the peculiarities of the encoding and decoding processes of a particular class of these codes – Luby codes are analyzed, which are based on a combination of a special probability distribution for generating code symbols with a simple decoding method. The features and limitations of the existing

distribution of degrees of code vertices of Tanner graphs corresponding to the given codes are analyzed. The optimization problem for "good" distribution of degrees of code vertices of the Luby code for the given number of information symbols according to the given criteria is formulated. To solve this problem, we proposed a method for optimizing the long Luby codes based on a generalized bio-inspired search and a preliminary choice of a limited number of nonzero elements of the desired distribution of powers of the code vertices of the Tanner graph. An estimation of efficiency of the proposed bio-inspired method of optimization of Luby codes with the use of developed algorithm and pseudocode underlying its software implementation is carried out. It is established that a slight deterioration in the characteristics of optimized Luby codes is compensated by a decrease in the computational complexity of the process of finding these distributions.

Keywords: error-correcting codes, code constructions, encoding, decoding, optimization, telecommunication systems, telecommunication networks, bio-inspired procedures, nonlinear programming, objective function, communication channel.

The list of author's publications

Journals where basic scientific results of the thesis has been published

1. Prykhodko S. I., Babaev M. M., Volkov O. S., Shtompel M. A., Botsul A. V. Method of modification of generalized generator polynomial algebraic convolutional codes. *Informacijno-keruúci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2012. №6. P. 30–35.
2. Botsul A. V., Volkov O. S., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. The method of decoding algebraic convolutional codes interleaving. *Information Processing Systems*. 2012. No. 7 (105). P. 172–176.
3. Botsul A. V., Zubenko V. A., Volkov O. S., Shtompel M. A. Properties of algebraic convolutional interleaving codes. *Informacijno-keruúci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2013. No. 5 (102). P. 16–22.
4. Botsul A. V., Volkov O. S., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Method of constructing of algebraic interleaved convolutional codes. *Zbirnik naukovih prac'*

Ukrains'koi derzavnoi akademii zaliznicnogo transportu. 2013. № 136. P. 232–235.

5. Shtompel M. A. Methods of soft decoding of low-density parity-check codes. *Visnyk Natsionalnoho tekhnichnoho universytetu «Kharkivskiyi politekhnichnyi instytut»*. 2013. № 27 (1000). P. 163–168.

6. Shtompel M. A. Estimation of the computational complexity of methods of encoding by means of low-density even parity check codes. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2013. No. 4 (101). P. 69–71.

7. Shtompel M. A. Computational complexity of decoding methods of low-density parity-check codes. *Information Processing Systems*. 2013. No. 6 (113). P. 177–180.

8. Botsul A. V., Volkov O. S., Prykhodko S. I., Shtompel M. A., Khamze Bilal Feature of the method of decoding algebraic convolutional codes interleaving. *Information Processing Systems*. 2013. No. 2 (109). P. 146–149.

9. Botsul A. V., Volkov O. S., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Method of constructing algebraic nonsystematic interleaving convolutional codes with random coding rate. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2014. No. 2 (105). P. 8–11.

10. Volkov O. S., Zubenko V. A., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. The investigation of characteristics of algebraic nonsystematic interleaved convolutional codes. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2014. No. 6 (109). P. 13–19.

11. Asaulenko I. O., Shtompel M. A. The investigation of the characteristics of telecommunication systems with the use of software implementations of communication channels. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2015. № 1. P. 34–41.

12. Asaulenko I. O., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Analysis of methods of data recovery in telecommunication networks with the packet switched. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2015. No. 4 (113). P. 27–38.

13. Asaulenko I. O., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Decoding method of low density parity check codes based on stochastic optimization. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2015. No. 5 (114). P. 61–65.

14. Asaulenko I. O., Zhuchenko O. S., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Research of characteristics of decoding method of low density parity check codes based on stochastic optimization. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2016. No. 1 (116). P. 33–40.
15. Zhuchenko O. S., Panchenko N. G., Panchenko S. V., Shtompel M. A. Decoding method of linear block codes based on population procedures of search optimization. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2016. No. 2 (117). P. 25–29.
16. Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Iterative decoding methods of low density parity check codes. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2016. No. 3 (118). P. 11–14.
17. Shtompel M. A. Soft decoding high rate block codes based on population procedures of search optimization. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2016. No. 4 (119). P. 15–19.
18. Shtompel M. A. Joint decoding method of low-density parity check codes. *Problems of telecommunications*. 2016. № 2 (19). C. 35–43. URL: http://pt.journal.kh.ua/2016/2/1/162_shtompel_decoding.pdf.
19. Shtompel M. A. Soft decoding algebraic convolutional codes based on natural computing. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2016. No. 5 (120). P. 14–18.
20. Shtompel M. A. Optimization irregular low-density parity-check codes based on natural computing. *Radiotekhnika: All-Urk. Sci. Interdep. Mag.* 2016. No. 186. P. 207–210.
21. Shtompel M. A. Bioinspired optimization method codes based on Luby transform. *Naukovi pratsi Donetskoho natsionalnoho tekhnichnoho universytetu. Serii: Informatyka, kibernetyka ta obchysliuvalna tekhnika*. 2016. № 2 (23). P. 153–157.
22. Shtompel M. A. Adaptive decoding algebraic interleaved convolutional codes. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2016. No. 6 (121). P. 18–22.

23. Shtompel M. A. Bioinspired approach to optimization decoding low-density parity-check codes. *Radiotekhnika: All-Ukr. Sci. Interdep. Mag.* 2016. No. 187. P. 34–37.
24. Shtompel M. A. Multi-objective optimization Luby codes based on natural computing. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti.* 2017. No. 1 (122). P. 24–27.
25. Shtompel M. A. Functional representation of linear error correcting codes. *Science and Technology of the Air Force of Ukraine.* 2017. № 1. P. 120–122.
26. Shtompel M. A. Development trends of methods of error-correcting coding information in telecommunications. *Scientific Works of Kharkiv National Air Force University.* 2017. № 1. P. 35–37.
27. Shtompel M. A. Software implementation principles of bioinspired decoding method of high rate linear block codes. *Information Processing Systems.* 2017. № 3. P. 72–75.
28. Zhuchenko O. S., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Software implementation features of bioinspired method of soft decoding linear block codes. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti.* 2017. No. 2 (123). P. 26–30.

Proceedings that certify an approvement of thesis materials

29. Prykhodko S. I., Shtompel M. A., Botsul A. V. Analysis of methods of error-correcting encoding of information in channels with memory. *Application of information technologies in the preparation and operation of law enforcement forces: a collection of abstracts of the scientific-practical conference of the Academy of Internal Troops of the Ministry of Internal Affairs of Ukraine (Kharkiv, 21-22 March 2012).* Kharkiv, 2012. P. 55.
30. Botsul A. V., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Principles for constructing algebraic convolutional interleaving codes. *67th scientific and technical conference of teaching staff, researchers, postgraduate students and students: materials part 1 (Odessa, 5-7 December 2012).* Odessa, 2012. P. 17–18.

31. Shtompel M. A. Development of methods for noise immunity encoding in fiber-optic telecommunication systems. *75th International scientific and technical conference of departments of academy, engineering and technical workers of railways, enterprises and organizations of Ukraine and other countries: abstracts of reports* (Kharkiv, 24–25 April 2013). *Zbirnik naukovih prac' Ukrain's'koi derzavnoi akademii zaliznicnogo transportu*. 2013. № 136. P. 275.

32. Botsul A. V., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Features of the construction of algebraic convolutional codes for channels with memory. *Application of information technologies in the preparation and operation of law enforcement forces: a collection of abstracts of the scientific-practical conference of the Academy of Internal Troops of the Ministry of Internal Affairs of Ukraine* (Kharkiv, 20–21 March 2013). Kharkiv, 2013. P. 32–33.

33. Shtompel M. A. Methods for constructing test matrices of low density parity check codes. *Introduction of perspective microprocessor systems of railway automatics and means of telecommunications on the basis of digitalization: materials of poster presentations and speeches of the participants of the 26th International Scientific and Practical Conference* (Alushta, 23–28 September 2013). *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*. 2013. No. 4 (101). P. 65–66.

34. Shtompel M. A. Adaptive method of soft decoding of block codes. *Railway transport: modern problems of science: theses of reports XLIII scientific and practical conference of young scientists, postgraduates and students, part 1* (M. Kyiv, 12 December 2013). Kyiv, 2013. P. 178–179.

35. Shtompel M. A. Combined method for decoding low density parity checks codes. *Application of information technologies in the preparation and operation of law enforcement forces: a collection of abstracts of the scientific-practical conference* (Kharkiv, 12–13 March 2014). Kharkiv, 2014. P. 96–97.

36. Shtompel M. A. Methods of encoding low density parity check codes. *Development of scientific and innovative activity in transport: abstracts of the 76th International scientific and technical conference* (Kharkiv, April 2014). *Zbirnik naukovih prac' Ukrain's'koi derzavnoi akademii zaliznicnogo transportu*. 2014. № 143.

P. 226.

37. Shtompel M. A. Method of non-algebraic decoding of binary BCH codes. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti: materials of poster presentations and speeches of the participants of the 27th International scientific and practical conference (Alushta, September 2014). Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti: appendix. 2014. №4. P. 47.*

38. Shtompel M. A. Method of soft decoding of binary linear block codes. *Modern problems of railway transport: Theses of the reports of the XLIV scientific and practical conference of young scientists, postgraduates and students, part 1 (Kyiv, 27 November 2014). Kyiv, 2014. P. 182–183.*

39. Asaulenko I. O., Shtompel M. A. Analysis of approaches to increasing the reliability of data transmission in the railway information infrastructure. *Problems of economy and management in railway transport: materials of the IX International scientific and practical conference. (Kyiv, 17 November – 14 December 2014). Kyiv, 2014. – P. 164.*

40. Shtompel M. A. Method for optimizing irregular low density parity check codes. *Flight. Modern problems of science: abstracts of the XV International scientific and practical conference of young scientists and students (Kyiv, 8–9 April 2015). Kyiv, 2015. – P. 34.*

41. Shtompel M. A. Suboptimal decoding method for low density parity check codes. *Development of scientific and innovative activity in transport: abstracts of the 77th International scientific and technical conference (Kharkiv, 21–23 April 2015). Zbirnik naukovih prac' Ukrains'koi derzavnoi akademii zaliznicnogo transportu. 2015. № 151 (1). P. 48.*

42. Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Decoding of binary block codes based on stochastic optimization methods. *Problems of economy and management in railway transport: materials of the Xth Anniversary International scientific and practical conference (Odessa, 30 June–1 July 2015). Kyiv, 2015. P. 126.*

43. Asaulenko I. O., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Method of iterative decoding of linear block codes based on stochastic optimization. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti: materials of poster presentations and speeches of participants of the 28th International scientific and practical conference* (Kharkiv, 24–25 September 2015). *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti: appendix*. 2015. No. 4 (113). P. 27–28.

44. Shtompel M. A. Optimization of cascading block codes based on population methods. *Actual problems of science and technology development: collection of theses of the I International scientific and technical conference* (Kyiv, 22 October 2015). Kyiv, 2015. P. 88–89.

45. Shtompel M. A. Construction of low density parity-checks codes based on natural calculations. *Modern information and telecommunication technologies: materials of the International scientific and technical conference, volume III. Information technology development* (Kyiv, 17–20 November 2015). Kyiv, 2015. P. 53–54.

46. Asaulenko I. O., Shtompel M. A. Decoding low density parity checks codes with based on natural computation. «TAC»: *telecommunications, automation, computer-integrated technologies: collection of reports of the Interregional scientific and practical conference of young scientists* (Krasnoarmiysk, 16–17 November 2015). Krasnoarmiysk, 2015. P. 9–11.

47. Zhuchenko O. S., Shtompel M. A. Method for decoding block codes based on natural computation procedures. *Actual problems of science and technology development: collection of abstracts of the II International scientific and technical conference* (Kyiv, 20 December 2015). Kyiv, 2015. P. 7.

48. Panchenko N. G., Shtompel M. A., Zhuchenko O. S. Optimization of erasure rateless based on natural computations. *Development of scientific and innovative activity in transport: abstracts of reports 78th International scientific and technical conference* (Kharkiv, 26–28 April 2016). *Collected scientific works of Ukrainian state university of railway: appendix*. 2016. № 160. P. 9–10.

49. Zhuchenko O. S., Panchenko S. V., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Bio-inspired approach to the construction of low density parity checks codes. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*: materials of poster presentations and speeches of the participants of the 29th International scientific and practical conference (Kharkiv, 27–29 September 2016). *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*: appendix. 2016. No. 4 (119). P. 5–6.

50. Shtompel M. A. Increasing the efficiency of codes without fixed speed based on natural computations. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*: materials of poster presentations and speeches of the participants of the 29th International scientific and practical conference (Kharkiv, 27–29 September 2016). *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti*: appendix. 2016. No. 4 (119). P. 26.

51. Shtompel M. A. Decoding of block codes based on bioinspired optimization procedures. *Modern means of communication*: materials XXI International scientific and technical conference (Minsk, Republic of Belarus, 20–21 October 2016). Minsk, 2016. P. 17–18.

52. Asaulenko I. O., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Method for decoding codes with low parity checks based on populations of search optimization procedures. *Application of information technologies in the preparation and operation of law enforcement forces*: a collection of abstracts of the scientific-practical conference (Kharkiv, 17–18 March 2016). Kharkiv, 2016. P. 41–42.

53. Shtompel M. A. Method of optimization of fountain codes based on population search optimization procedures. *Flight. Modern problems of science*: abstracts of the International scientific and practical conference of young scientists and students (Kyiv, 6–8 April 2016). Kyiv, 2016. – P. 126.

54. Shtompel M. A. Decoding of algebraic convolutional codes based on bionic procedures. «TAC»: *telecommunications, automation, computer-integrated technologies*: collection of reports of the Interregional scientific and practical conference of young scientists (Pokrovsk, 29–30 November 2016). Pokrovsk, 2016. P. 19–21.

55. Shtompel M. A. Bioinspired multicriteria optimization of Luby codes. *Application of information technologies in the preparation and operation of law enforcement forces: a collection of abstracts of the scientific-practical conference (Kharkiv, 15–16 March 2017 p.)*. Kharkiv, 2017. P. 76.

56. Shtompel M. A. Areas of development of error-correcting encoding in telecommunications. *Applied scientific and technical research: materials of the International scientific and practical conference (Ivano-Frankivsk, 5–7 April 2017)*. Ivano-Frankivsk, 2017. P. 109.

57. Zhuchenko O. S., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Bio-inspired method of soft decoding of linear block codes. *Development of scientific and innovative activity in transport: abstracts of the 79th International Scientific and technical conference (Kharkiv, 25–27 April 2017)*. *Collected scientific works of Ukrainian state university of railway: appendix*. 2017. № 169. P. 14–16.

58. Prykhodko S. I., Zhuchenko O. S., Shtompel M. A. Bio-inspired method for optimization Luby codes. *Problems of informatization: abstracts of the eighth International scientific and technical conference (Kyiv, 11–12 April 2017)*. Kyiv, 2017. P. 198.

59. Zhuchenko O. S., Panchenko S. V., Prykhodko S. I., Shtompel M. A. Bio-inspired methods for decoding of error-correcting codes. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti: materials of poster presentations and speeches of the participants of the 30th International scientific and practical conference (Kharkiv, 26–27 October 2017)*. *Informacijno-keruûci sistemi na zaliznicnomu transporti: appendix*. 2017. No. 4. P. 3–4.

60. Shtompel M. A. Bio-inspired methods for optimization the modern error-correcting codes. *Problems of informatization: abstracts of the ninth International scientific and technical conference (Kyiv, Poltava, Katowice, Paris, Vilnius, Kharkiv, Minsk, 12–13 December 2017)*. Kyiv, 2017. P. 44.

ЗМІСТ

ВСТУП	35
1 АНАЛІЗ СТАНУ ПРОБЛЕМИ ПІДВИЩЕННЯ ДОСТОВІРНОСТІ ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ У ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМАХ ТА МЕРЕЖАХ. ПОСТАНОВКА ЗАВДАНЬ ДОСЛІДЖЕННЯ.....	47
1.1 Тенденції розвитку методів завадостійкого кодування інформації у телекомунікаційних системах та мережах.....	47
1.2 Формальне представлення базових завадостійких кодових конструкцій	55
1.3 Аналіз характеристик математичних моделей каналів зв'язку.....	60
1.4 Узагальнений біоінспірований підхід до декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій. Постановка завдань дослідження	69
1.5 Висновки за розділом 1	83
2 БІОІНСПІРОВАНІ МЕТОДИ ДЕКОДУВАННЯ ЛІНІЙНИХ БЛОКОВИХ КОДІВ.....	86
2.1 Принципи побудови та декодування лінійних блокових кодів.....	86
2.2 Біоінспірований метод декодування лінійних блокових кодів з низькою швидкістю кодування	91
2.3 Біоінспірований метод декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів	110
2.4 Дослідження ефективності біоінспірованих методів декодування лінійних блокових кодів	123
2.5 Висновки за розділом 2	133
3 МЕТОДИ ОПТИМІЗАЦІЇ ТА ДЕКОДУВАННЯ КОДІВ З МАЛОЮ ЩІЛЬНІСТЮ ПЕРЕВІРОК НА ПАРНІСТЬ НА ОСНОВІ БІОІНСПІРОВАНОГО ПОШУКУ	135
3.1 Принципи побудови кодів з малою щільністю перевірок на парність.....	135

3.2 Біоінспірована оптимізація нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність	139
3.3 Дослідження обчислювальної складності методів кодування та декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність	158
3.4 Метод ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі узагальнених біоінспірованих процедур	170
3.5 Комбінований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність	179
3.6 Біоінспірований пошук коефіцієнтів нормалізації при декодуванні мінімальної суми нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність	195
3.7 Висновки за розділом 3	207
4 БІОІНСПРОВАНІ МЕТОДИ ДЕКОДУВАННЯ АЛГЕБРАЇЧНИХ ЗГОРТКОВИХ КОДОВИХ КОНСТРУКЦІЙ	210
4.1 Принципи побудови алгебраїчних згорткових кодових конструкцій	210
4.2 Метод м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів на основі біоінспірованих процедур та механізму випадкового зміщення	231
4.3 Адаптивний метод м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів перемешування	248
4.4 Дослідження ефективності біоінспірованих методів декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій	267
4.5 Висновки за розділом 4	278
5 БІОІНСПРОВАНІЙ МЕТОД ОПТИМІЗАЦІЇ КОДІВ ЛАБІ	281
5.1 Особливості синтезу та декодування кодів Лабі	281
5.2 Біоінспірована оптимізація кодів Лабі за критерієм мінімальної надмірності	294
5.3 Багатокритеріальна оптимізація кодів Лабі на основі узагальненого біоінспірованого пошуку	301

5.4 Дослідження ефективності біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі	308
5.5 Висновки за розділом 5	315
ВИСНОВКИ.....	318
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ	323
ДОДАТОК А. Список публікацій здобувача за темою дисертації та відомості про апробацію результатів дисертації	346
ДОДАТОК Б. Акти про використання результатів дисертаційної роботи	355

ВСТУП

Актуальність теми. Однією з обов'язкових умов розвитку інформаційної спільноти в Україні є постійне удосконалення національної телекомунікаційної інфраструктури. Для цього при побудові телекомунікаційних систем та мереж різних видів необхідно використовувати сучасні телекомунікаційні технології, стандарти та протоколи, які реалізуються за допомогою цифрового обладнання. Телекомунікаційна інфраструктура держави повинна задовольняти ряду вимог, серед яких важливе значення має забезпечення заданої достовірності передачі інформації. Типовим підходом до вирішення даної задачі є застосування завадостійких кодових конструкцій при технічній реалізації телекомунікаційних систем та мереж. Гетерогенність існуючої телекомунікаційної інфраструктури та відмінність у вимогах до достовірності передачі інформації в залежності від виду телекомунікаційної послуги, характеристик каналу зв'язку та інших чинників призводять до необхідності використання різних класів завадостійких кодових конструкцій та методів декодування прийнятої інформації.

Розвиток методів завадостійкого кодування інформації розпочався зі створення двох фундаментальних класів кодових конструкцій: блокових кодів та згорткових кодів. Найбільш важливі завадостійкі коди першого класу (коди BCH, коди Ріда-Соломона) характеризуються наявністю в них алгебраїчної структури, що дозволяє достатньо просто реалізувати алгебраїчне жорстке декодування даних кодів. З іншого боку, декодування випадкових згорткових кодів, засноване на імовірнісних процедурах, що дозволяє підвищити достовірність передачі інформації за рахунок обробки м'яких рішень. На базі алгебраїчних блокових кодів та згорткових кодів було синтезовано послідовні каскадні коди, що дозволило значно покращити ефективність та зменшити обчислювальну складність декодування. Теоретичним та методологічним питанням у сферах теорії телекомунікацій та класичної теорії завадостійкого кодування присвячені праці таких вчених: Berlekamp E.R., Reed I.S., Solomon G., Forney G., Бондаренка О.В., Захарченка М.В., Лосєва Ю.І. та ін. Суттєвим недоліком блокових кодів є висока

складність м'якого декодування, що значно обмежує їх використання у сучасних телекомунікаційних технологіях.

Значним етапом у розвитку теорії завадостійкого кодування було створення паралельних каскадних кодів на основі рекурсивних згорткових кодів (турбокодів) та «перевідкриття» кодів з малою щільністю перевірок на парність, що засновані на ітеративному декодуванні. Найбільш ефективні турбокоди та коди з малою щільністю перевірок на парність мають випадкову структуру, що значно підвищує складність синтезу та декодування даних кодів. У цій галузі теорії завадостійкого кодування можна виділити роботи таких авторів: Berrou C., Gallager R.G., McEliece R.J., MacKay D.J.C., Климаша М.М., Козелкова С.В., Корчинського В.В., Рассомахіна С.Г. та ін. Однак важливим питанням залишається зменшення складності синтезу нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність з покращеними властивостями та підвищення ефективності м'якого декодування кодів даного класу.

Також важливим напрямом є створення алгебраїчно заданих згорткових кодових конструкцій, що засновані на узагальненні положень теорії блокових кодів. Дані коди мають високі конструктивні кодові характеристики та покращені властивості у порівнянні з випадковими згортковими кодами та турбокодами. Було розроблено ряд методів жорсткого декодування даних кодів, що враховують їх алгебраїчну структуру. Проблематиці алгебраїчної теорії згорткових кодів присвячені роботи Massey J. L., Lin S., Costello D. J., Приходька С.І., Кузнецова О.О. та ін. Цьому напрямку теорії завадостійкого кодування також присвячені роботи автора при написанні кандидатської дисертації. Однак у даних роботах не розглядалась можливість м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій у каналах зв'язку з випадковими помилками та групуванням помилок.

Наведені вище методи завадостійкого кодування інформації використовуються на фізичному рівні моделі взаємодії відкритих систем. Новим оригінальним підходом до відновлення даних в телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів є використання кодів без фіксованої швидкості кодування (фонтанних кодів) спільно з ітеративним декодуванням на верхніх рівнях моделі

взаємодії відкритих систем. Найбільш популярними представниками кодів даного класу є коди Лабі та послідовні каскадні фонтанні коди «Raptor». До авторів, що працюють у даному напрямку, відносяться Luby M., Shokrollahi A., Tirronen T. та ін. При цьому підвищення ефективності кодів Лабі при пакетній передачі інформації потребує подальшої оптимізації їх параметрів в залежності від числа інформаційних символів та області застосування.

Вище зазначені чинники призводять до виникнення протиріччя між вимогами до достовірності передачі інформації та необхідності покращення енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах і мережах та існуючими положеннями теорії завадостійкого кодування, а також можливостями щодо технічної реалізації методів завадостійкого кодування інформації.

Таким чином, вирішення важливої науково-прикладної проблеми, яка полягає у підвищенні достовірності передачі інформації та збільшенні енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах і мережах шляхом розробки методів декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій різних класів, обумовлює актуальність теми дисертаційних досліджень.

Зв'язок роботи з науковими програмами, планами, темами. Дослідження в дисертаційній роботі безпосередньо пов'язані з положеннями «Концепції розвитку телекомунікацій в Україні», «Стратегії розвитку інформаційного суспільства в Україні» та рекомендаціями щодо «Реформ галузі інформаційно-комунікаційних технологій та розвитку інформаційного простору України». Дисертаційні дослідження виконувались у відповідності до наукового напрямку кафедри транспортного зв'язку Українського державного університету залізничного транспорту. Результати дисертаційної роботи використані в ході виконання науково-дослідних робіт: «Науково-технічні засади організації та впровадження інтегральної системи технологічного зв'язку для забезпечення високошвидкісного руху поїздів» (№ держреєстрації 0114U004329); «Теоретичні основи організації мережі оперативно-технологічного зв'язку та синтезу систем забезпечення швидкісного руху поїздів» (№ держреєстрації 0115U000280), у яких

здобувач виступав виконавцем.

Мета і завдання дослідження. Метою дисертаційної роботи є підвищення достовірності передачі інформації та збільшення енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах та мережах на основі розробки та удосконалення методів завадостійкого кодування інформації з використанням принципів біоінспірованої пошукової оптимізації.

Для досягнення поставленої мети необхідно вирішити наступні наукові завдання:

1. Дослідити проблему підвищення достовірності передачі інформації у телекомунікаційних системах та мережах та обґрунтувати напрями досліджень.

2. Удосконалити методи декодування двійкових лінійних блокових кодів з метою забезпечення меншої обчислювальної складності реалізації декодера та підвищення енергетичної ефективності від кодування.

3. Забезпечити подальший розвиток методу оптимізації відносно коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність для зменшення обчислювальної складності та підвищення ефективності синтезу даних кодових конструкцій.

4. Удосконалити метод ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність шляхом застосування узагальнених біоінспірованих процедур для уникнення потрапляння у локальні мінімуми цільової функції.

5. Розробити комбінований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність для збільшення достовірності передачі інформації у телекомунікаційних системах.

6. Забезпечити подальший розвиток методу оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні мінімальної суми кодів з малою щільністю перевірок на парність для обраної моделі каналу зв'язку та параметрів коду.

7. Розробити метод декодування алгебраїчних згорткових кодів з метою зменшення ймовірності помилки декодування при передачі інформації у каналах зв'язку з випадковими помилками.

8. Розробити адаптивний метод декодування алгебраїчних згорткових кодів

перемежування для підвищення достовірності передачі інформації у каналах зв'язку з пам'яттю.

9. Забезпечити подальший розвиток методу оптимізації кодів Лабі з метою зменшення обчислювальної складності синтезу даних кодів відповідно до заданих критеріїв для телекомунікаційних мереж з комутацією пакетів.

10. Розробити алгоритми та псевдокоди для програмної реалізації даних методів декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій і дослідити їх ефективність.

Об'єкт дослідження: процеси підвищення достовірності передачі інформації та збільшення енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах та мережах.

Предмет дослідження: методи декодування та оптимізації лінійних завадостійких кодових конструкцій різних класів для телекомунікаційних систем та мереж.

Методи дослідження. Проведені дослідження ґрунтуються на методах теорії завадостійкого кодування, теорії графів, теорії математичного програмування, біоінспірованому підході – при розробці комбінованого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, методу декодування алгебраїчних згорткових кодів та адаптивного методу декодування алгебраїчних згорткових кодів перемежування; методах теорії кінцевих полів, теорії математичного програмування, теорії завадостійкого кодування, біоінспірованому підході – при удосконаленні методів декодування двійкових лінійних блокових кодів та методу ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність; методах теорії завадостійкого кодування, теорії графів, теорії оптимізації, біоінспірованому підході – при забезпеченні подальшого розвитку методу оптимізації відносно коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, методу оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні мінімальної суми кодів з малою щільністю перевірок на парність та методу оптимізації кодів Лабі. Основні практичні результати отримано з використанням методів теорії алгоритмів, теорії інформації, теорії телекомунікацій, теорії ймовірності, методів математичного

моделювання, математичної статистики, математичного аналізу та синтезу.

Наукова новизна отриманих результатів обумовлена новим вирішенням важливої науково-прикладної проблеми, що полягає у підвищенні достовірності передачі інформації та збільшенні енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах та мережах шляхом розробки удосконалених методів декодування завадостійких кодових конструкцій з прийнятною обчислювальною складністю, а також оптимізації параметрів окремих класів завадостійких кодових конструкцій для різних моделей каналів зв'язку.

Отримано такі наукові результати.

1. **Удосконалено** методи декодування двійкових лінійних блокових кодів, які відрізняються від відомих застосуванням узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації для визначення переданого кодового слова після знаходження найбільш (найменш) надійного базису на основі породжувальної (перевірочної) матриці, що дозволяє зменшити обчислювальну складність декодування та підвищити енергетичну ефективність від кодування.

2. **Отримав подальший розвиток** метод оптимізації відносно коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, який, на відміну від існуючих, заснований на біоінспірованому пошуку розподілу серед зменшеного числа степенів символічних вершин графу Таннера, що відповідає обраному коду, що дозволяє підвищити ефективність синтезу даних кодових конструкцій.

3. **Удосконалено** метод ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, що, на відміну від відомих, застосовує узагальнені біоінспіровані процедури для уникнення потрапляння у локальні мінімуми цільової функції, заснованій на модифікованому правилі кореляційного декодування, що дозволяє підвищити ефективність декодування даних кодів.

4. **Вперше** запропоновано комбінований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, новизна якого полягає у поєднанні м'якого декодування на основі розповсюдження довіри та декодування на основі біоінспірованих процедур пошукової оптимізації, що дозволяє збільшити достовірність передачі інформації у телекомунікаційних системах.

5. **Отримав подальший розвиток** метод оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні мінімальної суми кодів з малою щільністю перевірок на парність, який відрізняється від існуючих спільним застосуванням процедури еволюції щільності та біоінспірованих процедур зменшеної складності для обраної моделі каналу зв'язку та параметрів коду, що дозволяє прискорити визначення покращених коефіцієнтів нормалізації.

6. **Вперше** запропоновано метод декодування алгебраїчних згорткових кодів, новизна якого полягає у формуванні найбільш надійного базису породжувальної матриці та застосуванні біоінспірованих процедур пошукової оптимізації для пробних векторів, отриманих у результаті випадкового зміщення, що дозволяє зменшити ймовірність помилки декодування при передачі інформації у каналах зв'язку з випадковими помилками.

7. **Вперше** запропоновано адаптивний метод декодування алгебраїчних згорткових кодів перемешування, новизна якого полягає у ітеративному застосуванні біоінспірованих процедур до модифікованої перевіркової матриці даних кодів, отриманої в результаті адаптивного розповсюдження довіри, що дозволяє підвищити достовірність передачі інформації у каналах зв'язку з пам'яттю.

8. **Одержав подальший розвиток** метод оптимізації кодів Лабі, який, на відміну від відомих, заснований на біоінспірованому пошуку зменшеної складності покращених розподілів степенів кодових вершин графів Таннера, що відповідають даним кодам, відповідно до заданих критеріїв, що дозволяє зменшити обчислювальну складність синтезу кодів Лабі для телекомунікаційних мереж з комутацією пакетів.

Наукове значення роботи. Отримані наукові результати в сукупності є розвитком теорії завадостійкого кодування та спрямовані на підвищення достовірності передачі інформації у телекомунікаційних системах та мережах, а також зменшення обчислювальної складності синтезу та декодування завадостійких кодових конструкцій різних класів.

Достовірність отриманих результатів підтверджується відсутністю

протиріч з основними положеннями теорії інформації, теорії завадостійкого кодування, теорії оптимізації, теорії математичного програмування, а також збіжністю отриманих результатів із даними експериментальних досліджень та результатами математичного моделювання.

Практичне значення отриманих результатів досліджень полягає в наступному.

1. Розроблено алгоритми та псевдокоди, що лежать в основі програмної реалізації запропонованих методів декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій, та досліджено ефективність даних методів для певних моделей каналу зв'язку та умов передачі інформації.

2. В залежності від параметрів алгебраїчного блокового коду БЧХ декодування на основі біоінспірованого підходу забезпечує у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією енергетичний вииграш від кодування 3-6 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-4} . При цьому у порівнянні з існуючим методом декодування на основі впорядкованих статистик різних порядків можливе отримання додаткового енергетичного виграшу від кодування до 0,6 дБ при меншій обчислювальній складності біоінспірованого методу декодування.

3. Запропонований біоінспірований метод оптимізації дозволяє отримати нерегулярні коди з малою щільністю перевірок на парність, що забезпечують енергетичний вииграш від кодування близько 0,5 дБ у порівнянні з регулярними кодами такої ж довжини при коефіцієнті помилок 10^{-3} . При цьому у отриманих кодах відсутній ефект «error floor» на відміну від існуючих випадкових нерегулярних кодів.

4. Запропоновані методи дозволяють підвищити ефективність декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність. Біоінспірований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність дозволяє забезпечити меншу ймовірність помилки декодування у порівнянні з існуючим методом декодування на основі градієнтного спуску, наприклад, для регулярного (1008, 504) коду при відношенні сигнал-шум 6 дБ ймовірність помилки

декодування становить 10^{-7} (зменшується на порядок), але для нерегулярного коду з такими ж параметрами ефективність декодування знижується. Запропонований комбінований метод декодування даних кодів дозволяє підвищити достовірність передачі інформації в порівнянні зі стандартним методом декодування на основі розповсюдження довіри, зокрема, при відношенні сигнал/шум 2 дБ для (504, 252) коду виграш становить більше одного порядку, але при зростанні довжини коду виграш знижується. Запропонований метод оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні мінімальної суми забезпечує виграш за обчислювальною складністю близько 30% у порівнянні з методом диференційної еволюції, що дозволяє застосувати даний підхід до більш довгих кодів за рахунок прискорення визначення покращених коефіцієнтів нормалізації.

5. Запропоновані біоінспіровані методи декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій дозволяють підвищити ефективність від кодування для каналу з адитивним білим гауссовим шумом (АБГШ) на 2-3 дБ та для каналу Релея порядку 6 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-4} у порівнянні з існуючими алгебраїчними методами декодування.

6. Запропонований біоінспірований метод оптимізації кодів Лабі забезпечує більш швидке знаходження покращених розподілів степенів кодових вершин відповідних графів Таннера у порівнянні з існуючими методами. При цьому характеристики даних кодів (надмірність, частота відмов, імовірність відмови, обчислювальна складність кодування (декодування) тощо) залишаються на прийнятному з практичної точки зору рівні. Наприклад, погіршення надмірності для кодів Лабі із заданим числом інформаційних символів у порівнянні з відомим розподілом не перевищує 3%, а при багатокритеріальній оптимізації коду Лабі з довжиною інформаційних символів 100 досягнення близьких до оптимальних значень обраних параметрів коду потребує на 50 ітерацій менше у порівнянні з існуючим методом оптимізації.

Отримані в роботі результати знайшли практичне впровадження та використання:

- у ТОВ «НВП «САТЕП» при дослідженні підходів до підвищення достовірності передачі інформації у системах керування та контролю залізничного транспорту, що побудовані на базі провідних та безпроводних телекомунікаційних технологій;

- при здійсненні професійної, науково-технічної та дослідницько-інноваційної діяльності щодо побудови та впровадження систем керування та оперативно-технологічного зв'язку залізничного транспорту у ТОВ НВП «СТАЛЬЕНЕРГО»;

- у навчальному процесі кафедри транспортного зв'язку та Інституту перепідготовки та підвищення кваліфікації кадрів Українського державного університету залізничного транспорту.

Особистий внесок здобувача. Всі результати, викладені в дисертаційній роботі, отримані автором самостійно. У роботах, виконаних у співавторстві і опублікованих у наукових фахових виданнях України та виданнях України, які включені до міжнародних наукометричних баз, особистий внесок автора полягає у наступному: у [1] запропоновано наукове обґрунтування аналітичного виразу для модифікації узагальненого породжувального багаточлену алгебраїчних згорткових кодів; у [2] досліджено процес розподілу згрупованої помилки на незалежні складові при декодуванні алгебраїчних згорткових кодів перемешування; у [3] досліджено властивості завадостійких кодів, що виправляють згруповані помилки; у [4] досліджено особливості формування обмежених кодових слів алгебраїчних згорткових кодів перемешування, заданих породжувальним багаточленом коду Ріда-Соломона; у [8] досліджено принцип розділення кодової послідовності деякого алгебраїчного згорткового коду перемешування на окремі складові; у [9] запропоновано підхід до формування кодових слів несистематичних алгебраїчних згорткових кодів перемешування з довільною швидкістю кодування; у [10] розроблено математичну модель системи передачі інформації для оцінки ефективності алгебраїчних згорткових кодів перемешування; у [11] досліджено характеристики моделей каналів зв'язку шляхом математичного моделювання; у [12] досліджено особливості класичних розподілів ймовірностей при формуванні

кодових символів коду Лабі; у [13] запропоновано основні етапи методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі модифікованого правила кореляційного декодування; у [14] розроблено програмну реалізацію методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, заснованому на процедурі летучих мишей, та досліджено його характеристики; у [15] науково обґрунтовано вибір цільової функції при м'якому декодуванні лінійних блокових кодів та запропоновано основні етапи відповідного методу декодування; у [16] досліджено особливості реалізації основних етапів методу м'якого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі розповсюдження довіри; у [28] розроблено алгоритм біоінспірованого м'якого декодування лінійних блокових кодів на основі породжувальної матриці.

Апробація результатів дисертації. Основні результати дисертації доповідалися та були схвалені на наступних наукових конференціях: науково-практичні конференції «Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку» (Харків, 2012–2014, 2016, 2017); 67-ма науково-технічна конференція професорсько-викладацького складу, науковців, аспірантів та студентів (Одеса, 2012); 75-та Міжнародна науково-технічна конференція кафедр академії, інженерно-технічних працівників залізниць, підприємств та організацій України та інших країн (Харків, 2013); 26-та Міжнародна науково-практична конференція «Внедрение перспективных микропроцессорных систем железнодорожной автоматики и средств телекоммуникаций на базе цифровизации» (Алушта, 2013); XLIII науково-практична конференція молодих учених, аспірантів і студентів «Залізничний транспорт: сучасні проблеми науки» (Київ, 2013); 76-та, 77-ма, 78-ма, 79-та Міжнародні науково-технічні конференції «Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті» (Харків, 2014–2017); 27-ма, 28-ма, 29-та, 30-та Міжнародні науково-практичні конференції «Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті» (Алушта, Харків, 2014–2017); XLIV науково-практична конференція молодих учених, аспірантів і студентів «Сучасні проблеми залізничного транспорту» (Київ, 2014); IX, X Міжнародні науково-практичні

конференції «Проблеми економіки та управління на залізничному транспорті» (Київ, Одеса, 2014, 2015); Міжнародні науково-практичні конференції молодих учених і студентів «Політ. Сучасні проблеми науки» (Київ, 2015, 2016); I, II Міжнародні науково-технічні конференції «Актуальні проблеми розвитку науки і техніки» (Київ, 2015); Міжнародна науково-технічна конференція «Современные информационно-телекоммуникационные технологии» (Київ, 2015); Міжрегіональні науково-практичні конференції молодих учених «ТАК»: телекомунікації, автоматика, комп'ютерно-інтегровані технології (Красноармійськ, Покровськ, 2015, 2016); XXI Міжнародна науково-технічна конференція «Современные средства связи» (Мінськ, 2016); Міжнародна науково-практична конференція «Прикладні науково-технічні дослідження» (Івано-Франківськ, 2017); восьма та дев'ята Міжнародні науково-технічні конференції «Проблеми інформатизації» (Київ, Полтава, Катовице, Париж, Вільнюс, Харків, Мінськ, 2017).

Публікації. Результати дисертаційної роботи опубліковані у 60 наукових працях (з них 32 одноосібні), у тому числі у 28 наукових статтях у наукових фахових виданнях України та виданнях України, що входять до наукометричних баз, (з них 14 без співавторів, 1 у електронному виданні), у 32 тезах доповідей та матеріалах наукових конференцій.

Структура та обсяг дисертації. Дисертація складається зі вступу, п'яти розділів, висновку та додатків. Повний обсяг дисертації складає 361 сторінку, у тому числі 288 сторінок основного тексту, 87 рисунків, 2 таблиці, список використаних джерел з 210 найменувань на 23 сторінках, 2 додатки.

РОЗДІЛ 1

АНАЛІЗ СТАНУ ПРОБЛЕМИ ПІДВИЩЕННЯ ДОСТОВІРНОСТІ ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ У ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМАХ ТА МЕРЕЖАХ. ПОСТАНОВКА ЗАВДАНЬ ДОСЛІДЖЕННЯ

У даному розділі проведено аналіз тенденцій розвитку та представлено класифікацію методів завадостійкого кодування інформації, що знаходять застосування у сучасних телекомунікаційних системах та мережах, побудованих з використанням різноманітних технологій. Наведено формальне представлення базових завадостійких кодів, що відіграють ключову роль при побудові більш складних завадостійких кодових конструкцій, та представлено аналіз характеристик основних математичних моделей каналів зв'язку. Запропоновано узагальнене представлення проблеми декодування (оптимізації) завадостійких кодових конструкцій у вигляді оптимізаційної задачі, а також наведено принципи реалізації та особливості біоінспірованих процедур пошукової оптимізації, що доцільно використовувати для вирішення даної задачі. На основі отриманих результатів обґрунтовано напрям досліджень та здійснено постановку завдань досліджень.

1.1 Тенденції розвитку методів завадостійкого кодування інформації у телекомунікаційних системах та мережах

Національна телекомунікаційна інфраструктура складається з сукупності провідних і безпроводних телекомунікаційних систем і мереж. Телекомунікаційні мережі прийнято розділяти на транспортні мережі та мережі доступу. При цьому призначення транспортної мережі полягає в з'єднанні між собою мереж доступу. В Україні транспортні мережі будуються з використанням різноманітних провідних телекомунікаційних технологій на основі волоконно-оптичних ліній зв'язку. При технічній реалізації даних мереж найбільше розповсюдження отримали системи передачі інформації на основі технології

синхронної цифрової ієрархії та технології спектрального ущільнення каналів. В свою чергу, мережі доступу призначені для організації можливості підключення кінцевого обладнання користувачів до найближчих елементів транспортної мережі. Побудова мереж доступу здійснюється відповідно до особливостей територіального розміщення користувачів, існуючими технічними можливостями та характеристиками необхідних телекомунікаційних послуг. У зв'язку з цим мережі доступу характеризуються значною різноманітністю використовуваних телекомунікаційних технологій. Наприклад, для реалізації підключення користувачів в сільській місцевості або приватному секторі міст широке розповсюдження отримали системи передачі інформації на основі технологій цифрової абонентської лінії та технології пасивних оптичних мереж. Підключення користувачів в містах найбільш часто здійснюється на основі технології Ethernet через простоту технічної реалізації та низької вартості. Ключову роль в національній телекомунікаційній інфраструктурі відіграють системи рухомого (мобільного) зв'язку різних поколінь, які швидко розвиваються та дозволяють надати телекомунікаційні послуги більшому числу користувачів. Також широке використання в локальних телекомунікаційних мережах та для підключення користувачів у громадських місцях отримали безпроводові технології, наприклад, на основі стандарту IEEE 802.11. Технології супутникового зв'язку використовуються для побудови мереж спеціального призначення або при відсутності іншої технічної можливості для підключення користувачів [1 – 12].

Характерною рисою сучасних телекомунікацій є конвергенція проводових та безпроводових телекомунікаційних мереж на основі пакетних технологій (в основному з використанням стеку протоколів TCP/IP), необхідність забезпечення високошвидкісної передачі великих обсягів мультимедійної інформації (мови, відео, даних), а також використання користувачами в якості кінцевого обладнання різноманітної комп'ютерної техніки [13 – 15].

З розглянутого вище слідує, що технічна реалізація національної транспортної інфраструктури заснована на багатьох телекомунікаційних технологіях. При цьому для задоволення зростаючих вимог до достовірності

передачі інформації в даних технологіях використовуються різноманітні методи завадостійкого кодування. Нижче розглянуто варіанти реалізації захисту від помилок у найбільш популярних телекомунікаційних технологіях.

У волоконно-оптичних технологіях транспортних мереж застосовуються наступні кодові конструкції:

- двійкові та недвійкові алгебраїчні блокові коди (коди BCH, коди Ріда-Соломона);
- послідовні каскадні коди на основі алгебраїчних блокових кодів і згорткових кодів;
- коди з малою щільністю перевірок на парність;
- блокові коди добутку.

У теперішній час в даних технологіях декодування практично всіх цих кодових конструкцій здійснюється на основі жорстких рішень з використанням алгебраїчних, імовірнісних та ітеративних процедур [16 – 31]. Розвиток когерентних волоконно-оптичних систем передачі інформації обумовлює перспективність ітеративних методів м'якого декодування, які застосовуються спільно з кодами з малою щільністю перевірок на парність та турбоподібними кодовими конструкціями.

Радіотехнології мереж рухомого (мобільного) зв'язку в якості механізмів підвищення достовірності передачі інформації використовують:

- згорткові коди;
- послідовні каскадні коди на основі алгебраїчних блокових кодів та згорткових кодів;
- паралельні каскадні коди на основі згорткових кодів (турбокоди);
- коди з малою щільністю перевірок на парність;
- блокові коди добутку;
- полярні коди.

Спочатку в даних технологіях ключову роль відігравали згорткові кодові конструкції, особливістю яких є простота реалізації декодування на основі м'яких рішень з використанням імовірнісних процедур. Слід відмітити, що застосування у

складі послідовних каскадних кодів, що декодуються на основі жорстких рішень з використанням алгебраїчних процедур, суттєво знижує їх ефективність. Декодування інших кодових конструкцій, які використовуються в системах рухомого (мобільного) зв'язку нового покоління, засновано на м'яких рішеннях з використанням ітеративних процедур [2, 3, 5, 8, 13, 32 – 43].

В технологіях цифрових абонентських ліній мереж доступу широке розповсюдження отримали недвійкові алгебраїчні блокові коди – коди Ріда-Соломона, декодування яких переважно здійснюється на основі жорстких рішень. В теперішній час для підвищення спектральної ефективності даних технологій здійснено перехід до методів ґратчастої кодової модуляції з використанням згорткових кодів, які припускають м'яке імовірнісне декодування. Також в даних технологіях застосовуються послідовні каскадні кодові конструкції на основі кодів Ріда-Соломона та згорткових кодів [4, 11, 21 – 27]. Крім того, останній варіант кодових конструкцій знаходить широке використання в технологіях супутникового зв'язку. В якості альтернативи раніше в даних технологіях застосовувались згорткові коди з послідовним декодуванням на основі імовірнісних процедур. В теперішній час в технологіях супутникового зв'язку застосовуються турбоподібні кодові конструкції, які припускають ітеративне декодування [7, 24 – 31, 44 – 49].

Основним способом підвищення достовірності передачі інформації в безпроводових технологіях локальних телекомунікаційних мереж є використання згорткових кодів спільно з м'яким декодуванням на основі імовірнісних процедур. У сучасних високошвидкісних варіантах даних технологій також застосовуються коди з малою щільністю перевірок на парність, що допускають ітеративне декодування [1, 3, 13, 15, 50 – 56].

Наведені вище методи завадостійкого кодування інформації використовуються на фізичному рівні моделі взаємодії відкритих систем.

В телекомунікаційних мережах на основі пакетних технологій передачі інформації завадостійкі коди також застосовуються на більш високих рівнях даної моделі – каналному, мережевому та транспортному. Спочатку в телекомунікаційних мережах на основі стеку протоколів TCP/IP завадостійкі коди

використовувалися лише для виявлення помилок в прийнятих пакетах з подальшим застосуванням методів повторної передачі.

Найбільше розповсюдження для вирішення даної задач отримали циклічні надлишкові коди. В сучасних пакетних технологіях для виявлення помилок в пакетах також використовуються більш ефективні коди з малою щільністю перевірок на парність [13, 17, 18, 26 – 29].

Новим оригінальним підходом до відновлення пакетів цілком є використання кодів без фіксованої швидкості кодування (фонтанних кодів) спільно з ітеративним декодуванням на прикладному рівні моделі взаємодії відкритих систем. Найбільш популярними представниками кодів даного класу є:

- коди Лабі (коди на основі перетворення Лабі);
- послідовні каскадні кодові конструкції на основі кодів з малою щільністю перевірок на парність ті кодів Лабі (коди «Raptor») [57 – 62].

Таким чином, на основі проведеного аналізу класифікацію завадостійких кодових конструкцій, які використовуються в сучасних телекомунікаційних технологіях для виправлення помилок, можна представити наступним чином (рис. 1.1).

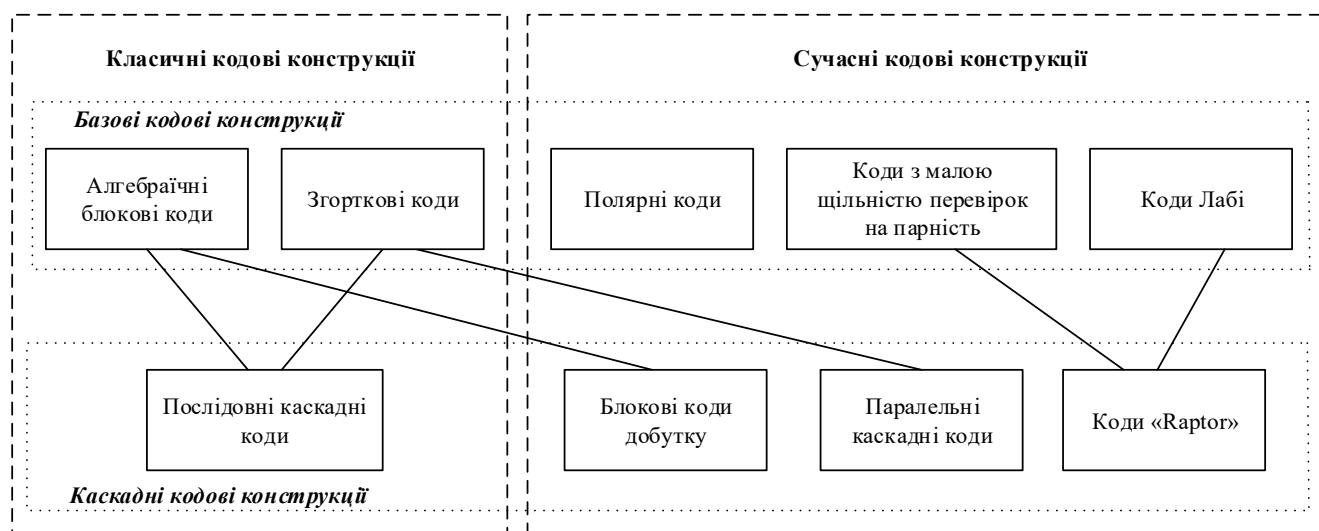


Рис. 1.1. Класифікація завадостійких кодових конструкцій

З рис. 1.1 слідує, що в сучасних телекомунікаційних технологіях класичні

базові коди використовуються лише в складі більш ефективних трубоподібних каскадних конструкцій. Також з урахуванням особливостей розвитку телекомунікаційних технологій запропоновані нові базові конструкції, які застосовуються як окремо, так і в якості елементів каскадних конструкцій.

Декодування завадостійких кодових конструкцій може здійснюватися з використанням жорстких або м'яких рішень. З наведеного вище випливає, що жорстке декодування класичних базових кодових конструкцій засноване на алгебраїчних процедурах. Даний підхід може застосовуватися лише для завадостійких кодів зі спеціальною структурою, наприклад, кодів БХЧ, кодів Ріда-Соломона та ін. Зокрема, у [22 – 26, 63 – 68] розглянуто алгебраїчне декодування блокових кодів у часовій та частотній областях, а в [69 – 87] даний підхід узагальнено на випадок згорткових кодів. З іншого боку, у методах м'якого декодування класичних кодових конструкцій використовуються імовірнісні процедури та різноманітні евристики. При цьому імовірнісне декодування спочатку застосовувалось лише до згорткових кодів, а потім отримало подальший розвиток при декодуванні блокових кодів [19, 20, 26, 41]. Впровадження сучасних кодових конструкцій, зокрема турбокодів та кодів з малою щільністю перевірок на парність, призвело до більш широкого застосування методів ітеративного декодування. Однак, наприклад, для декодування полярних кодів продовжують застосовуватись імовірнісні процедури [15, 40].

Таким чином, еволюція підходів до декодування завадостійких кодових конструкцій полягає в переході від алгебраїчного жорсткого декодування та імовірнісного м'якого декодування до ітеративного декодування, яке дозволяє використовувати як жорсткі, так і м'які рішення. При цьому ітеративний принцип обробки інформації можна розглядати як універсальний підхід до декодування різних кодових конструкцій.

Розглянуті підходи до декодування завадостійких кодових конструкцій наведено на рис. 1.2.

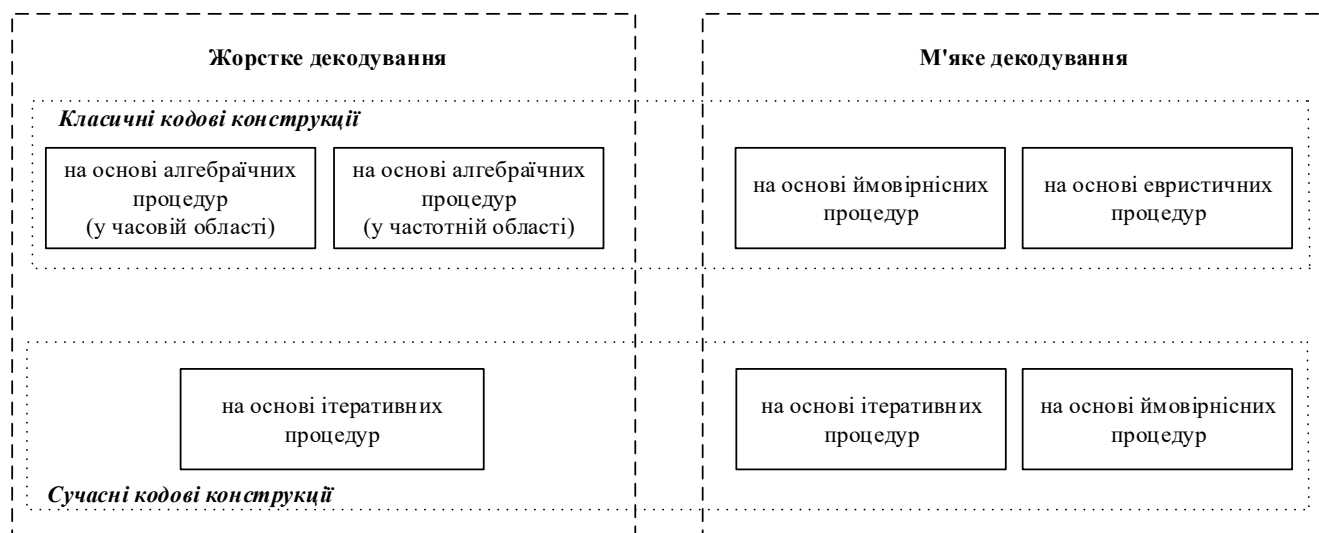


Рис. 1.2. Підходи до декодування завадостійких кодових конструкцій

Застосування м'якого декодування завадостійких кодових конструкцій дозволяє отримати більший енергетичний вигравш від кодування, що обумовлює доцільність його використання у сучасних телекомунікаційних технологіях. Однак, оптимальне декодування за принципом максимуму правдоподібності характеризується значною обчислювальною складністю, тому на практиці застосовуються різноманітні субоптимальні методи декодування. Новітнім напрямом розвитку методів декодування завадостійких кодів є застосування положень теорії оптимізації. Даний підхід дозволяє формально представити проблему декодування деякого коду у вигляді оптимізаційної задачі, для вирішення якої можуть бути застосовані детерміновані або стохастичні процедури оптимізації [88 – 95]. Фактично методи декодування на основі детермінованих оптимізаційних процедур реалізують неімовірнісний підхід до декодування та є еквівалентними алгебраїчним методам декодування. Навпроти, методи декодування, що засновані на повному або частковому перебиранні кодових слів з використанням стохастичних оптимізаційних процедур та деяких евристик, можна розглядати як імовірнісне декодування завадостійких кодів. В загальному випадку дані методи декодування є більш універсальними та можуть застосовуватися до завадостійких кодових конструкцій вільного виду.

Крім того, важливим питанням є оптимізація сучасних базових кодових

конструкцій, зокрема кодів з малою щільністю перевірок на парність та кодів Лабі, у зв'язку з їх випадковою структурою [96, 97]. Глобальна оптимізація даних кодів на основі детермінованих процедур класичної теорії оптимізації, що спрямована на знаходження оптимального рішення, призводить до неприйнятної з практичної точки зору обчислювальної складності. Тому в теперішній час широке застосування отримали методи оптимізації завадостійких кодових конструкцій, що засновані на процедурах стохастичної оптимізації та дозволяють знайти рішення близьке до оптимального зі зменшеною обчислювальною складністю [97 – 104].

Шляхи подальшого розвитку теорії завадостійкого кодування інформації, що обумовлені застосуванням положень теорії оптимізації, представлено на рис. 1.3.

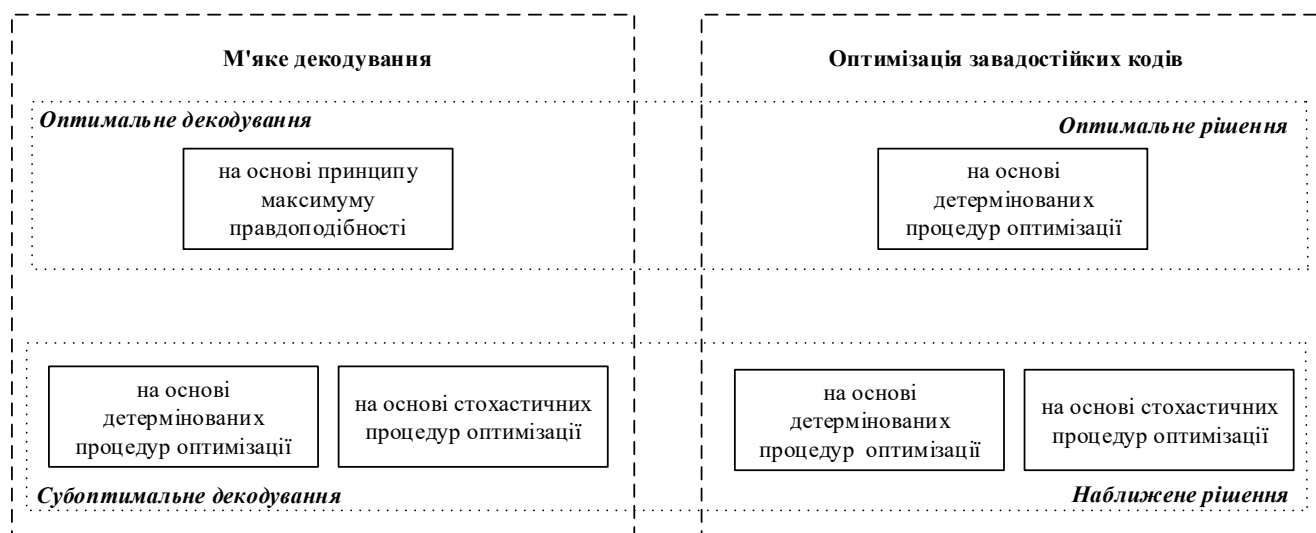


Рис. 1.3. Шляхи розвитку методів м'якого декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій

У ряді робіт [105 – 119] для підвищення ефективності методів м'якого декодування та оптимізації завадостійких кодів використано окремий клас стохастичних процедур пошукової оптимізації – біоінспіровані процедури. Однак, отримані результати носять несистемний характер, що обумовлює доцільність проведення подальших досліджень у даному напрямку.

1.2 Формальне представлення базових завадостійких кодових конструкцій

Для захисту від помилок інформаційна послідовність $u_1, u_2, \dots, u_i, u_{i+1}, \dots$ дискретних двійкових символів $u_i \in \{0, 1\}$, $i = 1, 2, \dots$ має бути закодована перед передачею через канал зв'язку. В теперішній час найбільше розповсюдження отримали лінійні завадостійкі коди. В класичній теорії завадостійкого кодування виділяють два базових класи (типи) лінійних кодів – блокові коди та згорткові коди.

При блоковому кодуванні інформаційна послідовність розбивається на блоки $\bar{u} = (u_1, u_2, \dots, u_k)$ по k символів, які називаються повідомленнями. Кодер каналу відображає кожне повідомлення \bar{u} у відповідну послідовність кодових символів $\bar{c} = (c_1, c_2, \dots, c_n)$ довжини n , яка називається кодовим словом. В загальному випадку кодові символи є двійковими, тобто $c_i \in \{0, 1\}$, $i = 1, 2, \dots$ [22 – 24, 120, 121].

Формально відображення повідомлення в кодове слово при блоковому кодуванні можна представити за допомогою лінійної функції:

$$\bar{c} = f_B(\bar{u}). \quad (1.1)$$

Оскільки число різних повідомлень дорівнює 2^k , то число кодових слів також дорівнює 2^k . Сукупність 2^k кодових слів називається (n, k) блоковим кодом C_B . При цьому величина n називається довжиною кодового слова, величина k – довжиною інформаційної частини, а відношення $R = k/n$ – швидкістю коду.

У випадку згорткового кодування кодер каналу ділить вихідну інформаційну послідовність на підблоки $\bar{u}_i = (u_{i,1}, u_{i,2}, \dots, u_{i,k_0})$, $i = 1, 2, \dots$ із k_0 символів, так що $\bar{u}_\infty = \bar{u}_1, \bar{u}_2, \dots$. Потім кодер відображає кожен підблок інформаційної послідовності \bar{u}_i у відповідні під блоки кодової послідовності $\bar{c}_i = (c_{i,1}, c_{i,2}, \dots, c_{i,n_0})$, $i = 1, 2, \dots$ довжини n_0 , в результаті чого формується кодова послідовність $\bar{c}_\infty = \bar{c}_1, \bar{c}_2, \dots$. Теоретично інформаційна та кодова послідовність

може бути нескінченна (хоча на практиці її довжина завжди обмежена), на відміну від блокового кодування. При цьому кодовий підблок \bar{c}_i залежить не лише від відповідного інформаційного під блоку \bar{u}_i , але й від m попередніх інформаційних під блоків $\bar{u}_{i-1}, \bar{u}_{i-2}, \dots, \bar{u}_{i-m}$. Отже, в даному випадку кодер каналу має пам'ять m . В загальному випадку символи підблоків кодової послідовності є двійковими, тобто $c_{i,j} \in \{0, 1\}$, $i = 1, 2, \dots$, $j = 1, 2, \dots, n_0$ [41, 42, 121].

Тоді формально відображення інформаційної послідовності в кодову послідовність при згортковому кодуванні можна представити за допомогою лінійної функції:

$$\bar{c}_\infty = f_C(\bar{u}_\infty, m). \quad (1.2)$$

Сукупність усіх можливих кодових послідовностей, які породжуються кодом, утворює (n_0, k_0, m) згортковий код C_C . При цьому величина n_0 називається довжиною підблоку кодової послідовності, k_0 – довжиною під блоку інформаційної послідовності, m – довжиною (розміром) пам'яті, а відношення $R = k_0 / n_0$ – швидкістю згорткового коду.

Наведені вище завадостійкі коди є кодами з фіксованою швидкістю кодування. Параметри даних кодів мають обиратися в залежності від характеристик каналу зв'язку, при цьому адаптація даних кодів до змін в каналі полягає в регулюванні швидкості кодування. Для усунення даного обмеження в сучасній теорії завадостійкого кодування виділяють коди без фіксованої швидкості кодування – фонтанні коди.

Згідно даної стратегії завадостійкого кодування, як і при блоковому кодуванні, інформаційна послідовність розділяється по k' інформаційних символів $\bar{u}_F = (u_1, u_2, \dots, u_{k'})$. Кодер каналу відображає кожне повідомлення \bar{u}_F у послідовності кодових символів $\bar{c}_F = c_1, c_2, \dots, c_{n'}, \dots$. При цьому формування кожного кодового символу відбувається на основі d випадково обраних

інформаційних символів у відповідності з деяким законом розподілу ймовірностей $\omega(d)$. Теоретично отримана кодова послідовність може бути нескінченною, однак на практиці має кінцеву довжину. В загальному випадку символи є двійковими, тобто $c_i \in \{0, 1\}$, $i = 1, 2, \dots$ [57, 58, 121].

Тоді формально відображення набору інформаційних символів у послідовність кодових символів при фонтанному кодуванні можна представити за допомогою лінійної функції

$$\bar{c}_F = f_F(\bar{u}_F, \omega(d)). \quad (1.3)$$

Сукупність всіх можливих послідовностей кодових символів, які породжує кодер, утворює $(k', \omega(d))$ фонтанний код C_F . При цьому величина k' називається числом інформаційних символів, $\omega(d)$ – законом розподілу ймовірностей випадкової величини d . Для фонтанного коду кінцевої довжини величина n' називається числом кодових символів, а відношення $\varepsilon = n' / k'$ – надмірністю коду.

З наведеного вище слідує, що відмінність згорткових кодів від блокових полягає в наявності пам'яті, яка призводить до більш складної залежності між кодовими та інформаційними символами. Фонтанні коди можна розглядати як узагальнення блокових кодів на випадок нескінченної довжини кодової послідовності, яка формується на основі деякого інформаційного повідомлення. При цьому процес кодування з використанням блокових і згорткових кодів є детермінованим, що призводить до необхідності визначення параметрів даних кодів для заданих (передбачуваних) умов передачі інформації. З іншого боку, фонтанне кодування фактично є стохастичним (випадковим) процесом, завдяки чому може адаптуватися в залежності від поточних умов передачі.

Для передачі кодових символів через фізичний канал зв'язку здійснюється їх відображення в безперервний сигнал кінцевої тривалості з допомогою модулятора, який реалізує деякий метод модуляції. Отже, фактично впливу перешкод, які діють у фізичному каналі, піддаються сигнали, а не кодові послідовності (символи).

Неперервний сигнал, який приймається з каналу обробляє демодулятор, що реалізує відповідний метод демодуляції, в результаті чого формується дискретний символ або неперервний сигнал (недискретний символ). Вихідна послідовність на виході демодулятора, що відповідає кодовій послідовності, називається прийнятою послідовністю [1, 2, 24 – 29, 46].

При розгляді кодових систем доцільно використовувати спрощену модель каналу – цифровий (дискретний) канал, який є комбінацією модулятора, фізичного каналу і демодулятора. Входом каналу є кодова послідовність, а виходом – прийнята послідовність. В загальному випадку при використанні двійкових цифрових методів модуляції вхід даного каналу є двійковим. В залежності від принципу реалізації демодулятора вихід каналу може бути двійковим, недвійковим та неперервним. Канал з двійковим виходом отримується в результаті формування демодулятором жорсткого рішення на основі прийнятого сигналу. Канал з неперервним виходом утворюється при формуванні демодулятором м'якого рішення без використання квантування прийнятого сигналу, а канал з недвійковим виходом – в результаті виконання квантування прийнятого сигналу. Таким чином, для представлення умов передачі та впливу перешкод (шумів) на закодовану інформацію можуть використовуватися різні моделі каналів зв'язку, які визначають особливості формування прийнятої послідовності [44, 47].

В загальному випадку через вплив перешкод в каналі зв'язку прийняті послідовності відрізняються від кодових послідовностей (1.1) – (1.3), що формально можна представити наступним чином:

$$\bar{r} = \psi(\bar{c}), \quad (1.4)$$

$$\bar{r}_\infty = \psi(\bar{c}_\infty), \quad (1.5)$$

$$\bar{r}_F = \psi(\bar{c}_F). \quad (1.6)$$

Задачею декодеру каналу є відображення прийнятої послідовності у відповідну оцінку інформаційної послідовності (або що еквівалентно оцінку

кодового слова). Дана оцінка базується на знанні використовуваного коду, який задається функціями (1.1) – (1.3), та розподілу шуму в каналі зв'язку, який визначається функціями (1.4) – (1.6).

Тоді формально процес декодування прийнятих послідовностей з урахуванням особливостей кожного з розглянутих вище лінійних завадостійких кодів представимо з допомогою нелінійних функцій:

$$\bar{x} = \varphi_B(f_B^{-1}(\bar{r})), \quad (1.7)$$

$$\bar{x}_\infty = \varphi_C(f_\infty^{-1}(\bar{r}_\infty, m)), \quad (1.8)$$

$$\bar{x}_F = \varphi_F(f_F^{-1}(\bar{r}_F, \omega(d))). \quad (1.9)$$

Слід відмітити, що функції декодування (1.7) – (1.9) зворотні не функціям кодування (1.1) – (1.3), а дії каналу зв'язку (1.4) – (1.6), що призводить до більшої складності реалізації декодера каналу в порівнянні з кодером каналу. В ідеальному випадку, отримана оцінка (1.7) – (1.9) має повністю відповідати переданій інформаційній послідовності, в протилежному випадку – виникає помилка декодування [120, 121].

Як було показано у підрозділі 1.1, методи декодування завадостійких кодів можна поділити на два великі класи – імовірнісні (випадкові, стохастичні) та неімовірнісні (детерміновані, алгебраїчні). Хоча можливі й змішані (комбіновані, гібридні) методи декодування. Дані методи декодування можуть використовуватися для каналів як з двійковими, так і з недвійковим (неперервним) виходом. Методи декодування для каналів з двійковим виходом називаються методами декодування з жорстким рішенням, а методи декодування для каналів з недвійковим (неперервним) виходом – з м'яким рішенням. При цьому канал з недвійковим (неперервним) виходом надає декодеру додаткову інформацію щодо надійності прийнятих символів, що дозволяє підвищити ефективність декодування. Зазвичай використання міри надійності прийнятих символів легше здійснити в імовірнісних методах декодування.

1.3 Аналіз характеристик математичних моделей каналів зв'язку

Забезпечення заданої достовірності передачі інформації та високої енергетичної ефективності в сучасних цифрових телекомунікаційних системах та мережах вимагає застосування різноманітних методів модуляції та завадостійкого кодування [1 – 3, 21, 32 – 39, 122]. З метою здійснення аналізу та синтезу телекомунікаційних систем використовуються різноманітні математичні моделі каналів зв'язку, які відображають найбільш важливі характеристики фізичного середовища передачі інформації [41, 44 – 47].

В теперішній час існує безліч різних телекомунікаційних систем: волоконно-оптичні системи передачі, системи мобільного зв'язку, системи передачі даних тощо. Структурна схема телекомунікаційної системи в загальному вигляді (при передачі двійкової інформації) [1, 2], представлена на рис. 1.4.

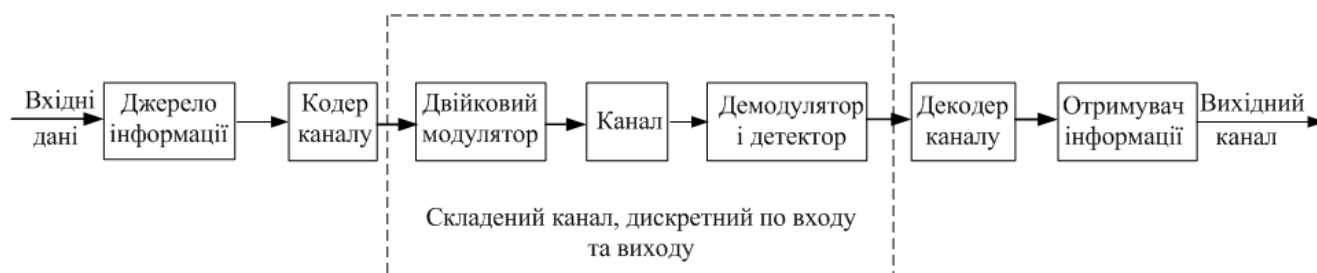


Рис. 1.4. Структурна схема цифрової телекомунікаційної системи

Основними елементами даної схеми є кодер/декодер каналу, модулятор/демодулятор, неперервний та дискретний канал зв'язку. Для оцінки якості кодування використовуються дискретні канали, а для оцінки ефективності як модуляції, так і кодування – неперервні канали.

Найпростішим прикладом взаємодії двох дискретних джерел без пам'яті є двійковий симетричний канал (ДСК) [21, 47], що характеризується набором перехідних ймовірностей:

$$P(Y = 0 | X = 1) = P(Y = 1 | X = 0) = p,$$

$$P(Y = 1 | X = 1) = P(Y = 0 | X = 0) = 1 - p,$$

де X – символ, що передається;

Y – символ, що приймається з каналу;

p – ймовірність помилкового прийому символу;

$1 - p$ – ймовірність правильного прийому символу.

Діаграма переходів ймовірностей помилок для ДСК представлена на рис. 1.5.

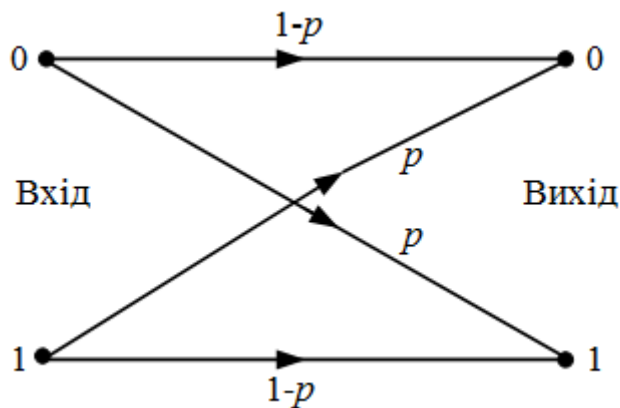


Рис. 1.5. Діаграма переходів ймовірностей помилок для ДСК

Важливою характеристикою каналу зв'язку є пропускна здатність, що для ДСК визначається за формулою:

$$C = 1 + p \cdot \log_2 p + (1 - p) \cdot \log_2 (1 - p).$$

Наглядне представлення розподілу ймовірностей помилок та оцінка пропускної здатності для ДСК при ймовірності помилки $p = 0,2$ наведені на рис. 1.6 та 1.7 відповідно.

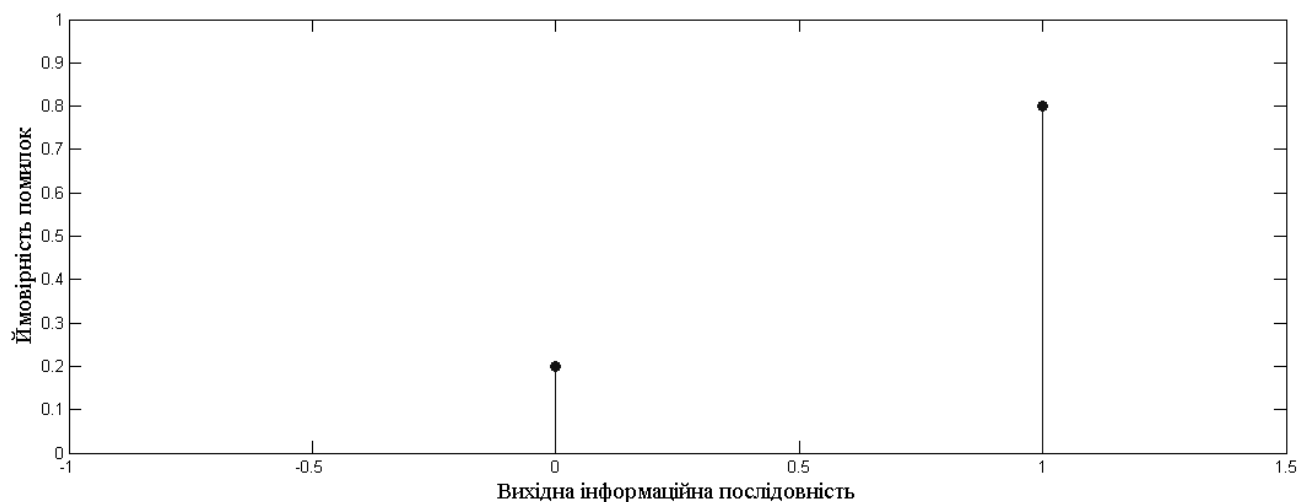


Рис. 1.6. Розподіл ймовірностей помилок для ДСК

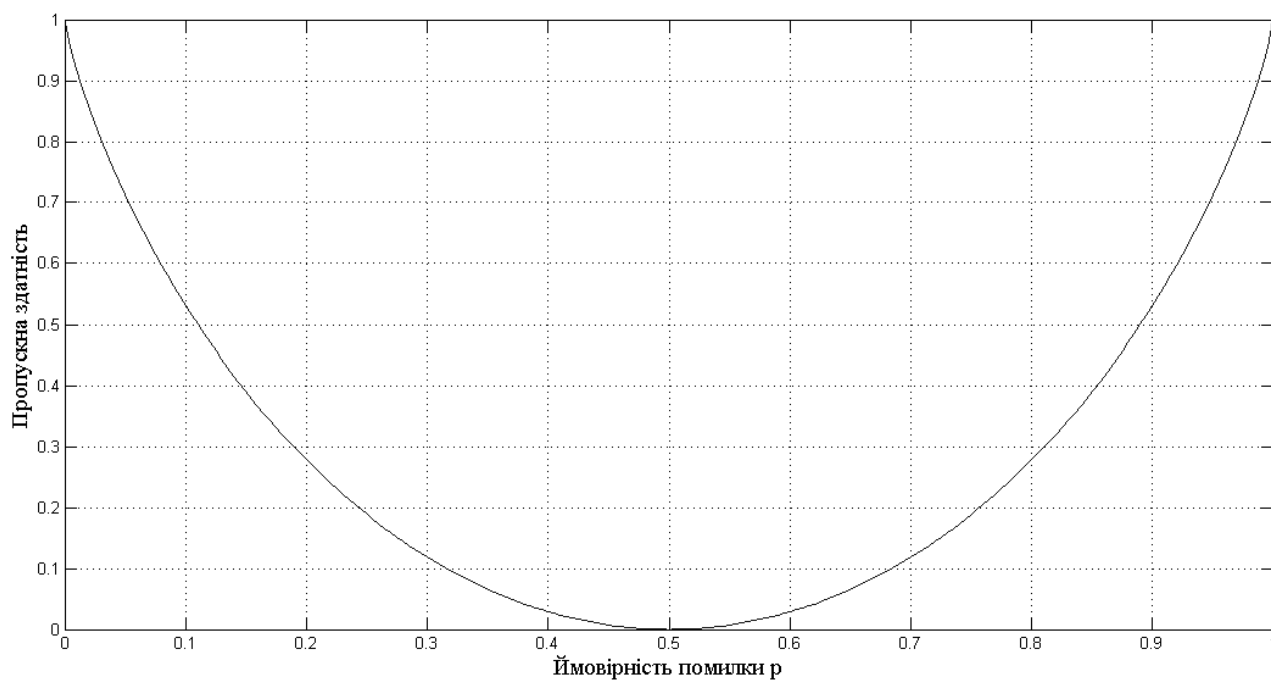


Рис. 1.7. Пропускна здатність ДСК

Із аналізу рис. 1.7 слідує, що при зростанні ймовірності помилки пропускна здатність даного каналу зменшується за нелінійним законом.

Розширенням ДСК є двійковий канал зі стиранням (ДСтК) [21 – 23], що відрізняється від попереднього появою третього додаткового символу, який з'являється у випадку, якщо не вдається достовірно впізнати прийнятий символ.

Набір перехідних ймовірностей для ДСтК описується виразами:

$$P(Y = 0 | X = 0) = P(Y = 1 | X = 1) = 0,$$

$$P(Y = x | X = 0) = P(Y = x | X = 1) = q.$$

де q – ймовірність стирання символу;

x – символ стирання.

Для ДСтК пропускна здатність визначається наступним чином:

$$C = 1 - q.$$

Для наглядного представлення даної моделі каналу на рис. 1.8 наведена діаграма переходів ймовірностей стирання.

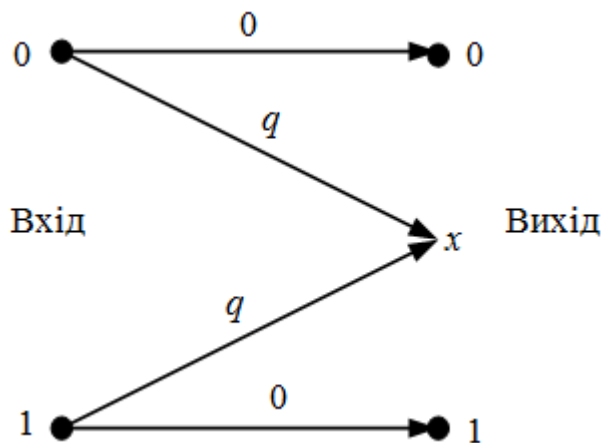


Рис. 1.8. Діаграма переходів ймовірностей стирання для ДСтК

Розподіл ймовірностей стирань та пропускна здатність ДСтК при ймовірності стирання $q = 0,2$ наведено на рис. 1.9 та 1.10 відповідно.

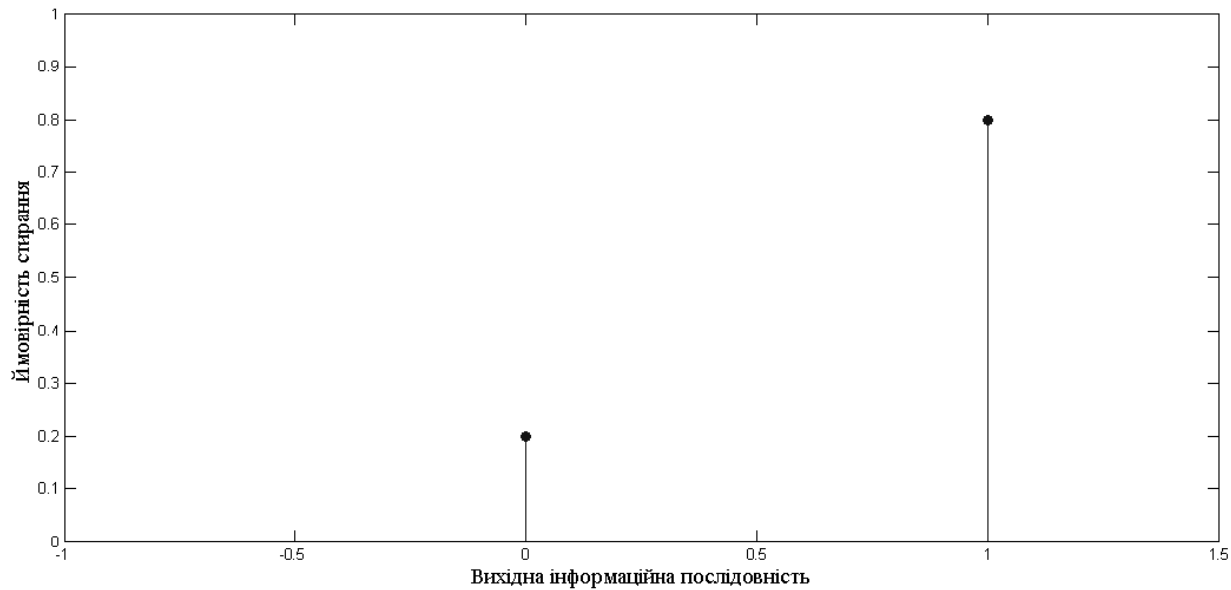


Рис.1.9. Розподіл ймовірностей стирання для ДСтК

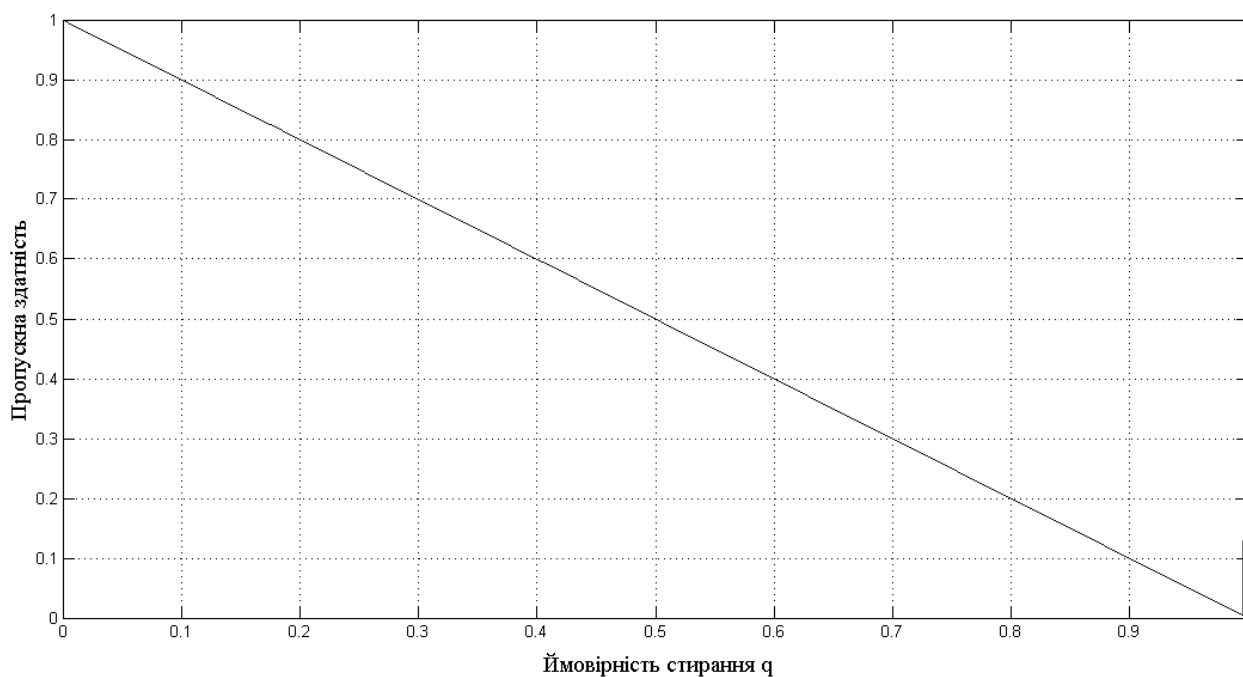


Рис.1.10. Пропускна здатність ДСтК

Із рис.1.10 випливає, що пропускна здатність ДСтК змінюється за лінійним законом та більша ніж для ДСК.

Найбільш широко застосовуваною моделлю неперервного каналу є модель каналу з адитивним білим гауссовим шумом (АБГШ) [27 – 30], відповідно до якої

переданий сигнал піддається впливу лише адитивного шумового процесу.

Канал з АБГШ характеризується рядом перехідних ймовірностей:

$$p(y | X = x_j) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{(y-x_j)^2}{2\sigma^2}} \quad j = 0,1,$$

де σ – середньоквадратичне відхилення шумового процесу;

x_j – математичне очікування переданого символу;

y – прийнятий символ.

Діаграму перехідних ймовірностей помилок для даного каналу подано на рис. 1.11.

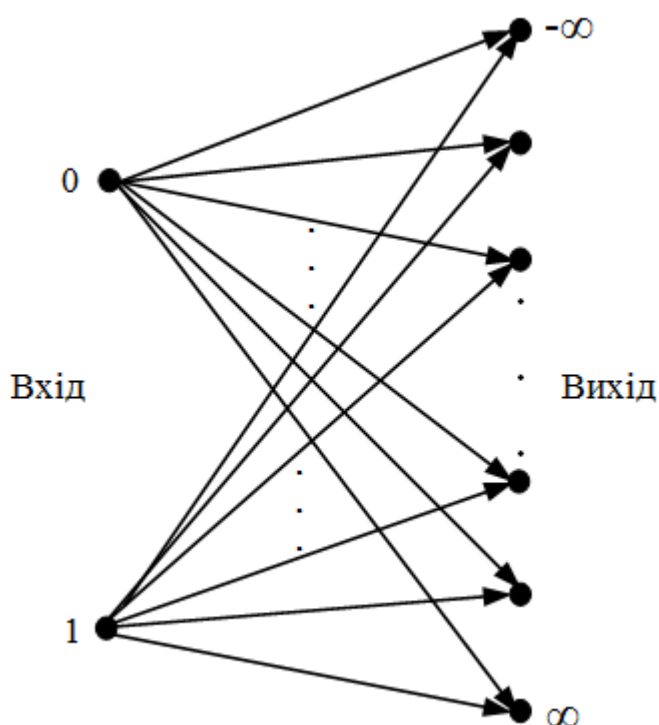


Рис. 1.11. Діаграма переходів помилок для каналу з АБГШ

Передбачається, що вихід даного каналу є неперервним, тому вихідні точки на рис. 1.11 мають умовний характер. З іншого боку, якщо на виході каналу

застосовується квантування сигналу, то отримаємо модель дискретного каналу без пам'яті, для якої вихідні точки приймають деякі кінцеві значення.

Нормована пропускна здатність каналу з АБГШ визначається як:

$$\frac{C}{W} = \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right),$$

де S – потужність сигналу, дБ;

N – потужність шуму, дБ;

W – ширина полоси пропускання, Гц.

Розподіл щільності ймовірностей помилок та нормована пропускна здатність для каналу з АБГШ, через який інформація передається з використанням двійкової фазової модуляції, наведено на рис. 1.12 та рис. 1.13 відповідно.

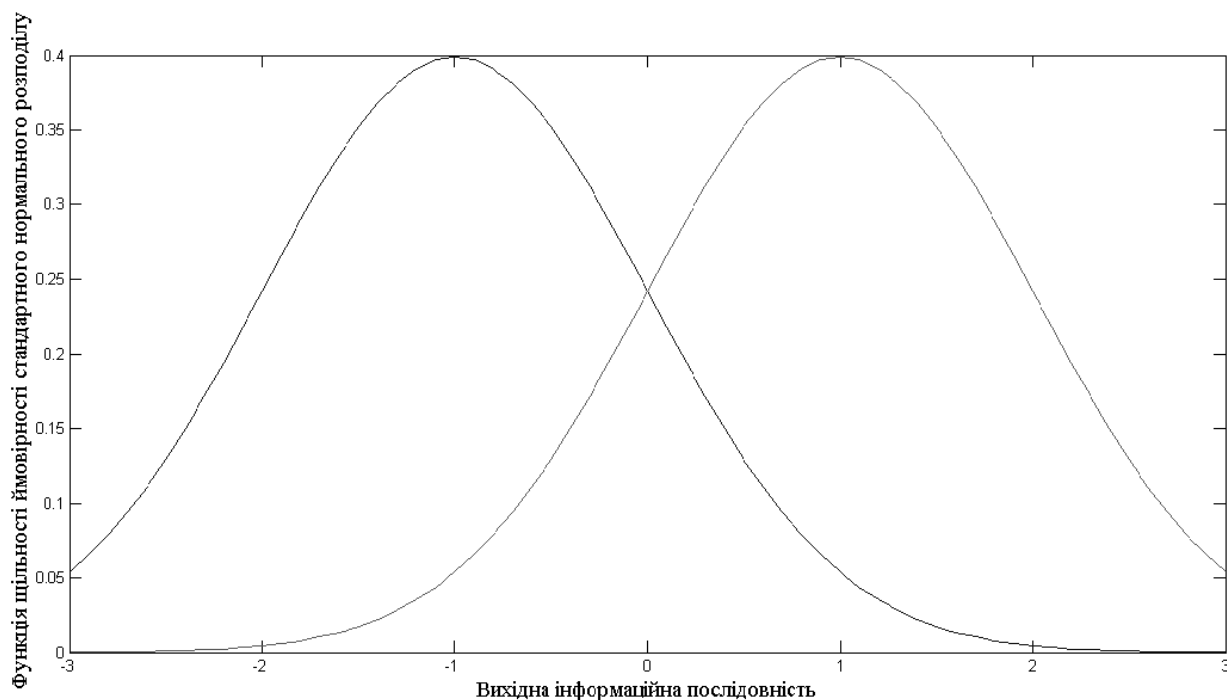


Рис.1.12. Розподіл щільності ймовірностей помилок для каналу з АБГШ

Із рис. 1.12 випливає, що у порівнянні з наведеними вище моделями каналу зв'язку розподіл щільності ймовірностей помилок для каналу з АБГШ дозволяє

враховувати інформацію про надійність прийнятих символів.

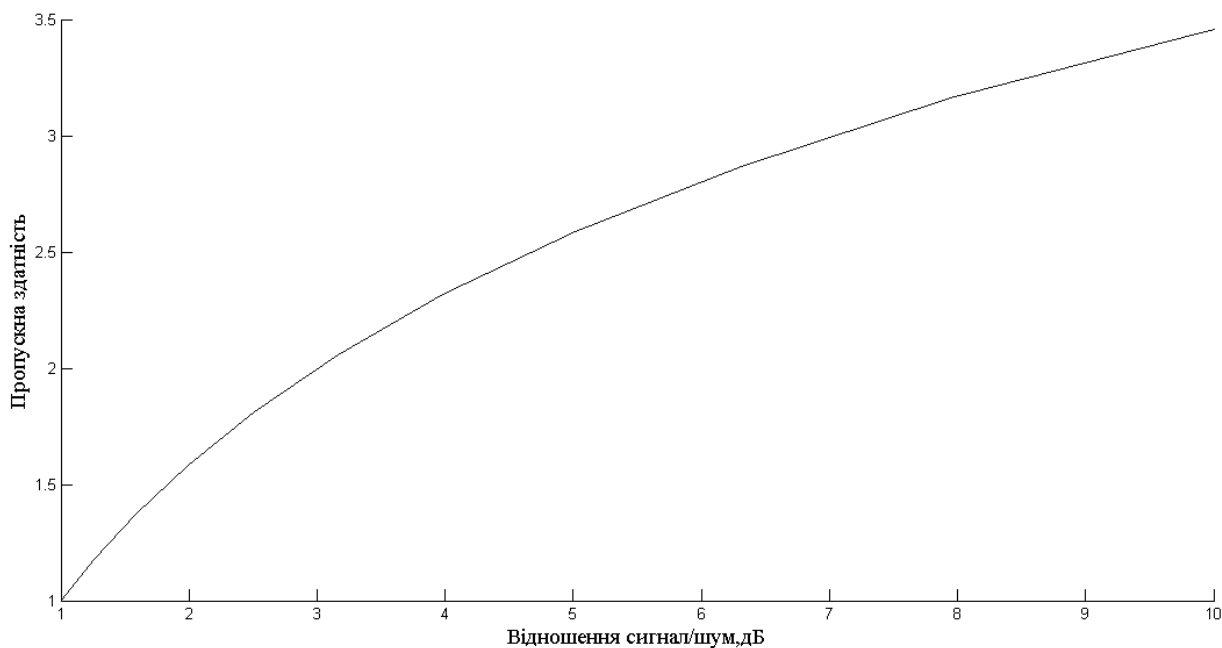


Рис. 1.13. Нормована пропускна здатність каналу з АБГШ

Із рис. 1.13 слідує, що пропускна здатність даного каналу більша ніж двох попередньо розглянутих.

Нижче наведена оцінка енергетичної ефективності цифрової телекомунікаційної системи, в якій використовуються методи цифрової модуляції та завадостійкого кодування.

Теоретичні границі для ймовірності помилок при двійковій фазовій модуляції, жорсткому та м'якому декодуванні блокового коду [44, 46], визначаються за формулами:

$$P_b = Q\left(\sqrt{2 \cdot \frac{E_b}{N_0}}\right), \quad (1.10)$$

де $\frac{E_b}{N_0}$ – відношення сигнал/шум, дБ;

$$P_b \leq \frac{1}{n} \sum_{m=t+1}^n (m+t) \binom{n}{m} p^m (1-p)^{n-m}, \quad (1.11)$$

де n – довжина кодового слова;

t – кількість помилок котрі виправляє код;

$$P_b \leq \frac{1}{2} (2^k - 1) Q \left(\sqrt{2 \frac{E_b}{N_0} R_c d_{\min}} \right), \quad (1.12)$$

де R_c – швидкість коду;

k – довжина інформаційної частини;

d_{\min} – мінімальна кодова відстань.

Результати розрахунків за формулами (1.10) – (1.12) для блокового (7, 4, 3) коду наведено на рис. 1.14.

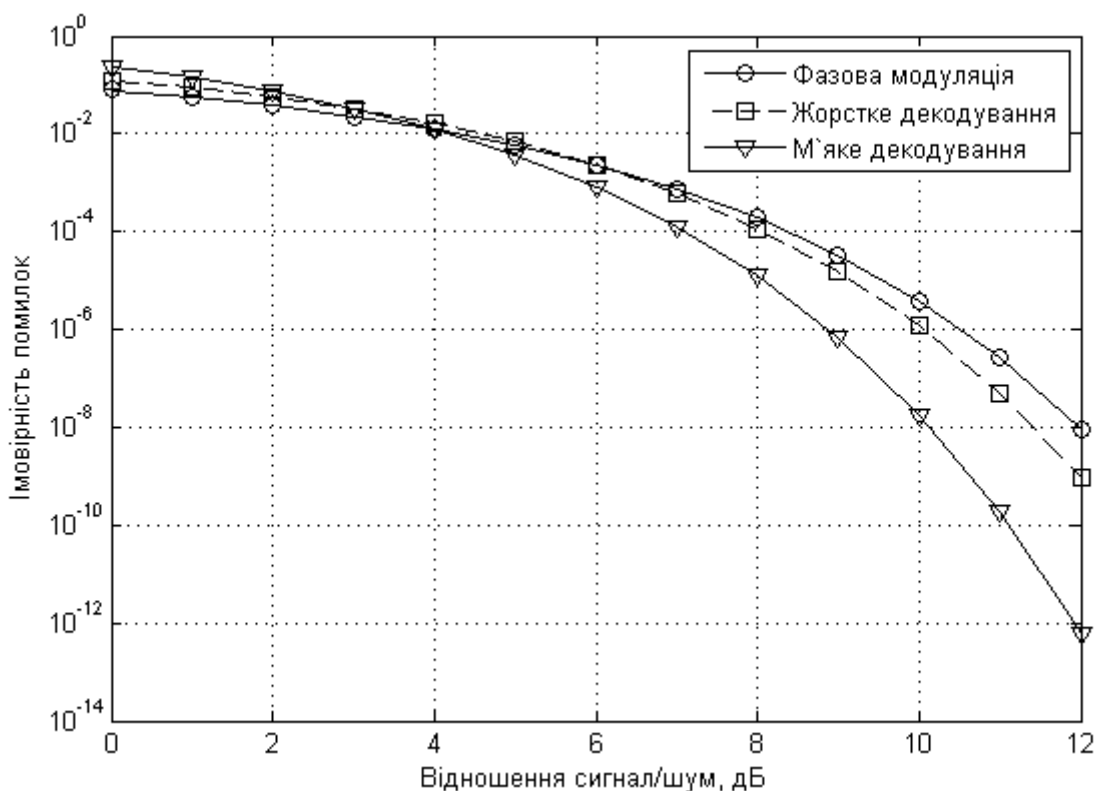


Рис. 1.14. Залежність ймовірності помилок від відношення сигнал/шум для двійкової фазової модуляції та блокового кодування

Із аналізу рис. 1.14 випливає, що, наприклад, при імовірності помилок рівному 10^{-8} відношення сигнал/шум для двійкової фазової модуляції становить близько 12 дБ, для жорсткого декодування становить 11,5 дБ, а для м'якого декодування – трохи більше 10 дБ. Таким чином, застосування м'якого декодування спільно з даним кодом дозволяє отримати додатковий енергетичний вигравш від кодування близько 2 дБ у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією.

1.4 Узагальнений біоінспірований підхід до декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій. Постановка завдань дослідження

У підрозділі 1.1 показано, що актуальним напрямом розвитку теорії завадостійкого кодування інформації, у тому числі вирішенні проблем декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій, є застосування оптимізаційних методів.

Одна із перших робіт у даному напрямку [123] присвячена м'якому декодуванню коротких блокових кодів у каналі з АБГШ. У даній роботі задача декодування представлена у вигляді задачі неперервної оптимізації, для вирішення якої було використано метод градієнтного спуску. У [88] запропоновано підхід до декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність та турбокодів з використанням процедури релаксації лінійного програмування та формулюванні відповідної комбінаторної оптимізаційної задачі. Методи декодування, засновані на даному підході, володіють властивістю «сертифікації максимальної правдоподібності», що гарантує знаходження оптимального рішення, тобто кожен знайдений вектор гарантовано є максимально правдоподібним переданим кодовим словом. Роботи [89 – 91] спрямовані на удосконалення методів декодування завадостійких кодів, заснованих на детермінованих процедурах класичної теорії оптимізації, та узагальнення отриманих результатів. При цьому дані методи декодування можуть бути застосовані лише для відносно коротких завадостійких кодів через високу обчислювальну складність оптимізаційних процедур та необхідність використання значного числа обмежень при формулюванні

оптимізаційної задачі.

Вирішенню задачі декодування завадостійких кодових конструкцій на основі стохастичних оптимізаційних процедур присвячені роботи [92 – 95]. Зокрема, представленню задачі декодування завадостійких кодів у вигляді задачі інтелектуального пошуку по кодовій решітці, що відповідає деякому коду, присвячено роботи [124]. У [93] представлено метод м'якого декодування блокових кодів з використанням генетичного алгоритму, що має меншу обчислювальну складність. В подальшому даний підхід було удосконалено та розширено на інші класи кодових конструкцій та моделі каналів зв'язку [94, 95, 105 – 115]. Особливістю методів декодування, заснованих на процедурах стохастичної теорії оптимізації, є спроба безпосереднього вирішення задачі декодування, що формально представлена у вигляді відповідної задачі цілочислової оптимізації. Тобто в даному випадку застосовується значно менше обмежень, а ключову роль з точки зору обчислювальної складності відіграє вибір оптимізаційної процедури.

Значна частина сучасних завадостійких кодових конструкцій характеризується випадковою структурою [96, 97], що обумовлює доцільність застосування різноманітних оптимізаційних процедур для покращення їх характеристик. Наприклад, знаходження перевірконої матриці випадкових кодів з малою щільністю перевірок на парність з покращеними властивостями для заданої моделі каналу зв'язку можна представити у вигляді задачі неперервної умовної оптимізації, для вирішення якої у [98] запропоновано застосовувати метод диференційної еволюції, а у [125] – метод деформованого багатограннику (симплекс-метод). Представлений підхід було узагальнено для специфічних кодів даного класу та для різноманітних моделей каналу зв'язку у [97, 117 – 119, 126]. Оптимізації кодів без фіксованої швидкості кодування присвячено [102 – 104, 127, 128], у яких обґрунтовується застосування стохастичних оптимізаційних процедур – диференційної еволюції, еволюційних стратегій, еволюційного алгоритму, заснованого на декомпозиції тощо. У [100, 101] для оптимізації перемешувача, що виступає важливою складовою турбокодів, запропоновано застосовувати генетичні алгоритми, а для зниження обчислювальної складності та

підвищення ефективності вирішення даної задачі – оптимізацію роєм частинок [129]. Отже, з проведеного аналізу можна зробити висновок, що оптимізацію сучасних заводостійких кодів доцільно здійснювати на основі стохастичних оптимізаційних процедур. При цьому через значну кількість варіантів та модифікацій процедур даного класу необхідно узагальнити та систематизувати отримані на даний момент результати.

Формально проблему декодування або оптимізації деякого заводостійкого коду можна представити наступним чином:

$$f(\bar{x}^*) = \min_{\bar{x} \in X} f(\bar{x}), \quad (1.13)$$

$$f(\bar{x}) = f \quad (1.14)$$

$$A(\bar{x}) = 0, \quad (1.15)$$

$$B(\bar{x}) \geq 0, \quad (1.16)$$

де $\bar{x} = (x_1, x_2, \dots, x_{|\bar{x}|})$ – вектор параметрів розмірності $|\bar{x}|$;

X – множина допустимих значень вектору параметрів (рішень), що належить $|\bar{x}|$ -мірному арифметичному простору $R^{|\bar{x}|}$;

\bar{x}^* – глобальний (локальний) мінімум («найкращий» вектор параметрів (рішень));

$f(\bar{x})$ – цільова функція, що має вид f ;

$A(\bar{x})$ – вектор-функція обмежень типу «рівність» розмірності $|A|$, що складається з компонентів $a_1(\bar{x}), a_2(\bar{x}), \dots, a_{|A|}(\bar{x})$;

$B(\bar{x})$ – вектор-функція обмежень типу «нерівність» розмірності $|B|$, що складається з компонентів $b_1(\bar{x}), b_2(\bar{x}), \dots, b_{|B|}(\bar{x})$.

У загальному випадку функція (1.14) та/або обмеження (1.15), (1.16) можуть бути нелінійними, тому оптимізаційна задача (1.13) є задачею нелінійного програмування. Слід зазначити, що представлена задача є задачею мінімізації, хоча

її легко можна перетворити у еквівалентну задачу максимізації стандартним способом [130 – 133].

Особливість задачі декодування (оптимізації) завадостійких кодових конструкцій полягає в тому, що відповідна цільова функція (1.14) має у своїй області визначення декілька локальних мінімумів, тобто є багатоекстремальною (мультимодальною), та може бути погано формалізована.

У більшості випадків розмірність вектору \bar{x} більше одиниці ($|\bar{x}| > 1$), тому задача (1.13) є багатопараметричною (багатомірною). Через наявність обмежень на вектор \bar{x} проблема декодування (оптимізації) завадостійких кодів є задачею оптимізації з обмеженнями або задачею умовної оптимізації. У загальному випадку множини X формують як обмеження типу «рівність», так і обмеження типу «нерівність», тому задача (1.13) є задачею умовної оптимізації з обмеженнями загального виду.

Задача оптимізації завадостійких кодів відноситься до класу детермінованих статичних задач глобальної умовної неперервної оптимізації, для якої допустимими значеннями параметрів є дійсні числа. З іншого боку, при декодуванні деякого завадостійкого коду множина X складається з цілих чисел, що породжує задачу цілочислового програмування з рядом обмежень. Наприклад, у [88] застосування класичних методів оптимізації до декодування завадостійких кодів засноване на використанні лінійної цільової функції (1.14) та лінійних функцій-обмежень (1.15), (1.16), при цьому множина X представляє собою випуклий багатогранник, що у результаті приводить до необхідності вирішення задачі лінійного програмування (1.13).

Слід зазначити, що при декодуванні більш важливим є знаходження глобального мінімуму цільової функції (1.14) у області пошуку, що відповідає задачі глобальної оптимізації. В даному випадку цільова функція повинна дозволити оцінити близькість прийнятого вектору до кожного з кодових слів, визначити найімовірніший вектор помилок тощо. При оптимізації параметрів кодів з практичної точки зору допускається знаходження будь-якого локального

мінімуму цільової функції (1.14) у області пошуку, тобто вирішується задача локальної оптимізації. У якості цільової функції доцільно обирати ймовірність помилки декодування, відношення сигнал/шум та інші характеристики. Через наявність значного числа суперечливих між собою характеристик може вирішуватися задача багатокритеріальної оптимізації деякої завадостійкої кодової конструкції що фактично полягає у наближеній побудові множини та фронту Парето для заданих критеріїв. При цьому за можливості цільова функція повинна мати невелику розмірність з метою зниження обчислювальної складності знаходження рішення.

На практиці у якості обмежень при декодуванні (оптимізації) завадостійких кодових конструкцій можуть виступати параметри коду, параметри каналу зв'язку, заданий діапазон відношення сигнал/шум тощо.

Крім того, у більш загальному випадку особливостями оптимізаційної задачі (1.13) є нелінійність, недиференційованість, багатоекстремальність (мульти-modalність), овражність, відсутність аналітичного виразу (погана формалізація) та висока обчислювальна складність функцій, висока розмірність пошуку, складна топологія області допустимих значень та ін.

Тому, враховуючи наявні обмеження існуючих методів декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій, виходячи з наведених особливостей сформульованої оптимізаційної задачі (1.13), для підвищення ефективності її вирішення доцільно застосовувати різноманітні біоінспіровані (методи) процедури, що відносяться до класу стохастичної пошукової оптимізації. Дані оптимізаційні процедури також називають поведінковими, інтелектуальними, метаевристичними, натхненними (інспірованими) природою, ройовими, багатоагентними, популяційними і т.д. [130, 133].

Біоінспіровані методи оптимізації передбачають одночасну обробку декількох варіантів рішення задачі оптимізації та представляють альтернативу класичним «траєкторним» методам на основі детермінованих процедур, у яких у області пошуку досліджується лише один кандидат на рішення цієї задачі.

Процедури біоінспірованої оптимізації відносяться до класу евристичних

методів, для яких збіжність до глобального мінімуму не доведена, але експериментально доведено, що у більшості випадків вони дають достатньо хороше рішення.

У біоінспірованих методах оптимізації можна виділити наступні класи:

- еволюційні методи;
- методи, натхненні живою природою;
- методи, натхненні неживою природою;
- методи, натхненні людським суспільством;
- інші методи [130, 133 – 142].

Класифікація біоінспірованих методів оптимізації, що містить найбільш поширені оптимізаційні процедури, наведена на рис. 1.15.

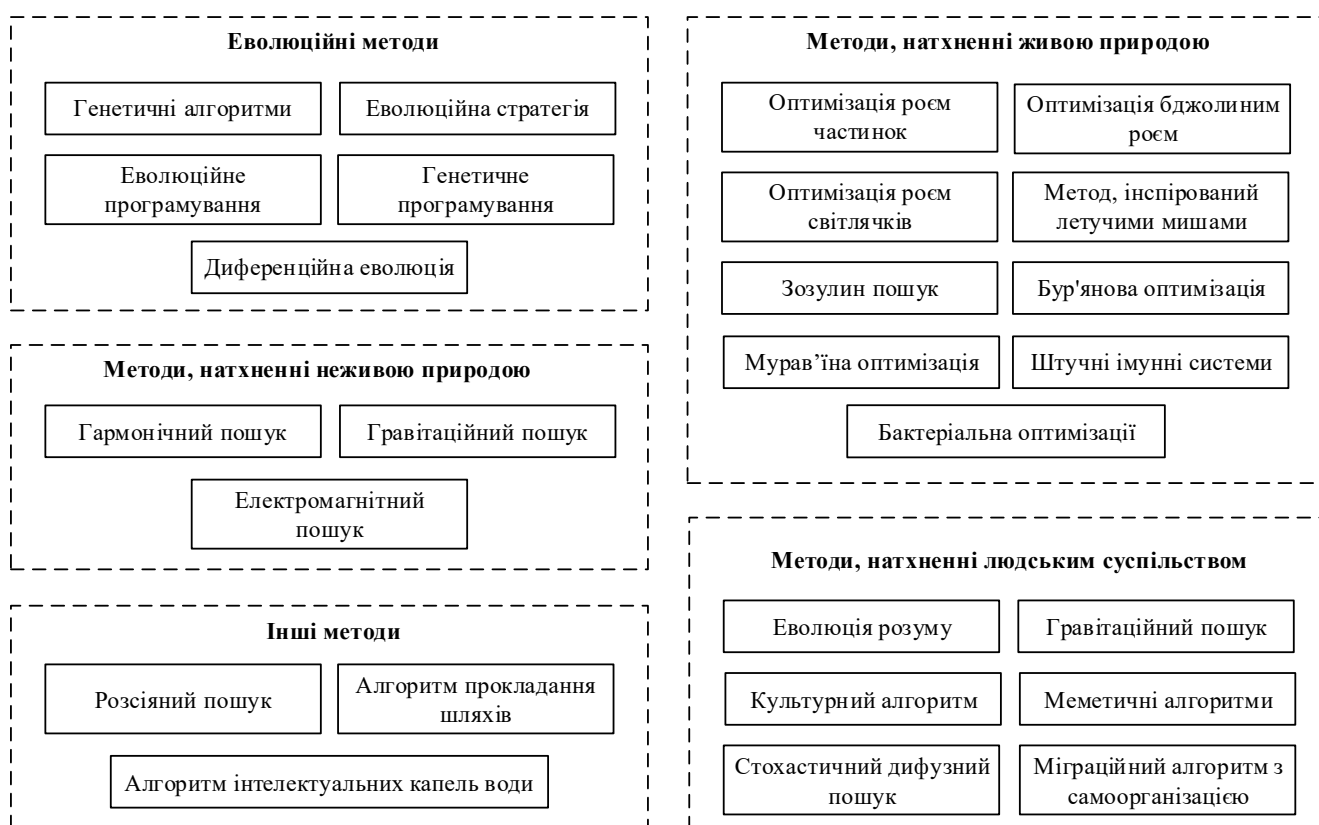


Рис. 1.15. Класифікація біоінспірованих методів оптимізації

Кандидат на рішення оптимізаційної задачі у даних процедурах називається агентом, а набір агентів – популяцією. Агенти популяції мають наступні властивості:

- автономність – агенти рухаються у просторі пошуку, хоча б частково, незалежно один від одного;
- стохастичність – процес міграції агентів містить випадкову компоненту;
- обмеженість представлення – кожний з агентів популяції володіє інформацією лише про частину області пошуку та, можливо, про оточення деяких інших агентів;
- децентралізація – відсутність агентів, що керують процесом пошуку в цілому;
- комунікабельність – агенти тим чи іншим способом можуть обмінюватися між собою інформацією про топологію (ландшафт) фітнес-функції, що визначається у процесі дослідження своєї частини області пошуку.

Тому навіть якщо стратегія поведінки кожного з агентів популяції досить проста, вказані властивості агентів забезпечують формування обчислювального інтелекту, що проявляється у самоорганізації та складній поведінці популяції у цілому.

Для оцінки якості агентів використовується фітнес-функція (функція пристосованості). При цьому у загальному випадку фітнес-функція може співпадати з цільовою функцією (1.14). Також у якості фітнес-функції може застосовуватися деяке детерміноване або нелінійне перетворення цільової функції. Наприклад, застосування у якості фітнес-функції інвертованої цільової функції або застосування для побудови фітнес-функції методу штрафних функцій. У процесі міграції агенти рухаються таким чином, щоб наблизитися до екстремуму фітнес-функції. Таким чином, сутність біоінспірованих методів оптимізації полягає у забезпеченні більш високої середньої пристосованості положень агентів даного покоління у порівнянні з їх пристосованістю у попередньому поколінні, що визначається на основі значення фітнес-функції.

Загальна схема біоінспірованих процедур пошукової оптимізації складається з таких етапів.

Етап 1. Ініціалізація популяції.

В області пошуку за деяким правилом створюється задане число початкових

наближень до шуканого рішення задачі – створюється початкова популяція агентів.

Етап 2. Визначення якості та міграція агентів популяції.

З метою визначення якості агентів популяції здійснюється обчислення фітнес-функції та обмежень для кожного з них. За допомогою деякого набору міграційних операторів, специфічних для кожної з біоінспірованих процедур, агенти переміщуються в області пошуку з метою наближення до шуканого екстремуму фітнес-функції, що відповідає заданій цільовій функції.

Етап 3. Закінчення пошуку.

Перевіряються умови закінчення ітерацій i , якщо вони виконуються, то обчислення закінчуються, а в якості наближеного рішення задачі обирається краще зі знайдених положень агентів популяції. Якщо вказані умови не виконані, здійснюється перехід до виконання етапу 2.

При ініціалізації популяції можуть бути використані детерміновані та випадкові механізми. Зазвичай агентів початкової популяції розподіляють випадковим чином по всій області пошуку. Даний підхід може бути застосований у разі оптимізації завадостійких кодових конструкцій. У разі вирішення задачі декодування деякого завадостійкого коду доцільно формувати початкову популяцію, агенти якої знаходяться поблизу глобального екстремуму фітнес-функції, що визначається з використанням прийнятих з каналу символів. Це дозволяє значно скоротити час вирішення задачі.

В якості умови закінчення пошуку використовується, як правило, умова досягнення заданого числа ітерацій (поколінь). Часто також використовують умову стагнації, коли краще досягнуте значення фітнес-функції не змінюється на протязі заданого числа поколінь. Також можуть бути використані інші умови, наприклад, умова вичерпання процесорного часу, відпущеного на вирішення задачі.

Однією з основних проблем при використанні біоінспірованих оптимізаційних процедур є проблема забезпечення балансу між інтенсивністю пошуку (швидкістю збіжності процедури) і широтою пошуку (диверсифікація пошуку). Інтенсифікація пошуку вимагає швидкої збіжності процедури, що означає швидке зменшення різноманітності популяції. Напроти, диверсифікація пошуку

покликана забезпечити більш широкий огляд простору пошуку і більш високу ймовірність локалізації глобального екстремуму задачі. Диверсифікація вимагає збереження різноманітності популяції на протязі якомога більшого числа поколінь.

Перші покоління біоінспірованої процедури переважно займаються дослідженням області пошуку, щоб знайти нових кандидатів на рішення задачі. Агенти останніх поколінь методу зайняті виключно уточненням знайдених раніше рішень або рішення. Проміжні покоління у деякій мірі суміщують розвідку та експлуатації знайдених рішень.

Найбільш розвиненими механізмами вирішення проблеми забезпечення балансу між інтенсивністю і широтою пошуку являються механізми адаптації і самоадаптації біоінспірованих процедур. Дані механізми реалізують зміну значень вільних параметрів методів так, щоб забезпечити поступовий перехід від диверсифікації до інтенсифікації пошуку.

Так як біоінспіровані оптимізаційні процедури є стохастичними, їх ефективність змінюється у широких межах в залежності від «якості» початкового наближення, що отримується на етапі ініціалізації популяції. Тому для оцінки ефективності даних процедур застосовуються багатократні прогони, виходячи з початкових наближень. Основними критеріями ефективності біоінспірованих процедур оптимізації є надійність – оцінка ймовірності локалізації глобального екстремуму, а також швидкість його збіжності – оцінка математичного очікування необхідного числа іспитів (обчислень значення цільової функції).

З наведеної вище схеми біоінспірованих процедур оптимізації випливає, що вони мають модульну структуру, яка дозволяє достатньо просто отримати велике число варіантів деякої процедури шляхом зміни або комбінування правил ініціалізації популяції, міграційних операторів та умов завершення пошуку.

Розглянемо узагальнений підхід до формалізації основних принципів біоінспірованих процедур пошукової оптимізації стосовно задачі декодування (оптимізації) деякого завадостійкого коду, що задовольняє (1.13) – (1.16).

З математичної точки зору, деяка процедура пошукової оптимізації заснована на створенні вихідних значень для заданих вхідних значень. З точки зору

оптимізації, дана процедура генерує нове рішення \bar{x}^{t+1} для заданої задачі на основі відомого рішення \bar{x}^t на ітерації або у момент часу t .

Таким чином, оптимізаційну процедуру можна формально представити як

$$\bar{x}^{t+1} = \Psi(\bar{x}^t, \bar{p}(t)), \quad (1.17)$$

де $\Psi(\cdot)$ – нелінійне відображення поточного вектору рішення \bar{x}^t розмірності $|\bar{x}|$ у новий вектор рішень \bar{x}^{t+1} розмірності $|\bar{x}|$;

$\bar{p}(t)$ – вектор параметрів процедури.

У загальному випадку оптимізаційна процедура може мати Q параметрів, які можуть залежати від часу і бути налаштовані за необхідності, тобто в цілому маємо вектор параметрів $\bar{p}(t) = (p_1, \dots, p_Q)$.

Тоді на основі (1.17) деяку процедуру пошукової оптимізації цільової функції (1.14) з урахуванням обмежень (1.15), (1.16) з єдиним параметром можна представити у вигляді формули:

$$\bar{x}^{t+1} = \Psi(\bar{x}^t, \alpha, f(\bar{x}), A(\bar{x}), B(\bar{x})), \quad (1.18)$$

де α – параметр процедури.

Таким чином, згідно з (1.18) утворюється відповідна кускова траєкторія рішень в просторі пошуку, починаючи з початкового наближення \bar{x} , що залежить від параметра α , характеру цільової функції $f(\bar{x})$ та обмежень $A(\bar{x})$, $B(\bar{x})$.

Враховуючи той факт, що біоінспіровані процедури пошукової оптимізації засновані на використанні набору агентів, (1.18) можна представити наступним чином:

$$[\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_{NP}]^{t+1} = \Psi([\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_{NP}]^t, [\alpha_1, \dots, \alpha_D]^t, f(\bar{x}), A(\bar{x}), B(\bar{x})), \quad (1.19)$$

де NP – розмір популяції;

$\alpha_1, \dots, \alpha_D$ – детерміновані параметри процедури.

З (1.19) випливає, що у загальному випадку деяка біоінспірована процедура характеризується розміром популяції NP і залежить від інших D параметрів. Таким чином, на відміну від класичних процедур оптимізації на кожній ітерації біоінспірованих процедур формується NP різних рішень $[\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_{NP}]$ (у частковому випадку може бути сформовано єдине рішення, тобто $NP=1$, що відповідає класичним «траєкторним» процедурам).

В сучасних біоінспірованих оптимізаційних процедурах часто використовується рандомізація, що полягає у використанні S додаткових стохастичних параметрів. Для того щоб зобразити наявність даних параметрів більш явно перепишемо (1.19) як:

$$[\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_{NP}]^{t+1} = \Psi([\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_{NP}]^t, [\alpha_1, \dots, \alpha_D]^t, [\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S]^t, f(\bar{x}), A(\bar{x}), B(\bar{x})), \quad (1.20)$$

де $\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$ – стохастичні параметри процедури.

Фактично дані стохастичні параметри являють собою випадкові величини, що мають деякий розподіл (рівномірний, нормальний тощо).

З (1.20) випливає, що процес поведінки агентів залежить від детермінованих та стохастичних параметрів біоінспірованих процедур пошукової оптимізації, що визначають його особливості і характеризують стан популяції в будь-який момент часу.

Як було показано вище, формально наближення до рішення оптимізаційної задачі (пробний вектор \bar{x}) є агентом s_i , $i \in [1:|S|]$, $|S| \geq 1$. S – множина агентів (популяція агентів), $|S|$ – загальна кількість агентів.

Тоді з математичної точки зору загальна схема біоінспірованої процедури пошукової оптимізації для вирішення оптимізаційної задачі (1.12) має такий вид.

Етап 1. Ініціалізація популяції.

Задається початкове значення лічильника числа ітерацій $t=0$, початкові

положення агентів $s_i^0 = \bar{x}_i^0$, $i \in [1:|S|]$, а також значення вільних параметрів процедури NP , $\alpha_1, \dots, \alpha_D$, $\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$.

Етап 2. Визначення якості та міграція агентів популяції.

Здійснюється випробування агентів популяції, що полягає в однократному обчисленні значення цільової функції (фітнес-функції) (1.13) та обмежень (1.15), (1.16) для кожного агента популяції $f(s_i^t = \bar{x}_i^t)$, $A(s_i^t = \bar{x}_i^t)$, $B(s_i^t = \bar{x}_i^t)$, $i \in [1:|S|]$. Застосовуються пошукові (міграційні) оператори, специфічні для даної процедури, до поточних положень агентів $s_i^t = \bar{x}_i^t$, у результаті чого вони приймають нові положення $s_i^{t+1} = \bar{x}_i^{t+1}$, $i \in [1:|S|]$.

Етап 3. Закінчення пошуку.

Якщо умови завершення ітерацій не виконуються, то встановлюється $t = t + 1$ та здійснюється перехід до етапу 2; у протилежному випадку – найкраще зі знайдених положень агентів $\tilde{s}^* = \tilde{\bar{x}}^*$ обирається у якості приблизного рішення оптимізаційної задачі (1.12).

Наприклад, якщо в якості такої умови обрано максимальну кількість ітерацій T , то наближеним рішенням задачі є

$$f(\tilde{s}^* = \tilde{\bar{x}}^*) = \min_{\bar{x} \in X, t \in [0:T], s \in S, i \in [1:|S|]} f(s_i^t = \bar{x}_i^t).$$

При цьому важливою вимогою до біоінспірованих процедур оптимізації є рішення задачі оптимізації при найменшій кількості випробувань, тобто з меншою обчислювальною складністю.

Узагальнена схема алгоритму біоінспірованої оптимізаційної процедури наведена на рис. 1.16.

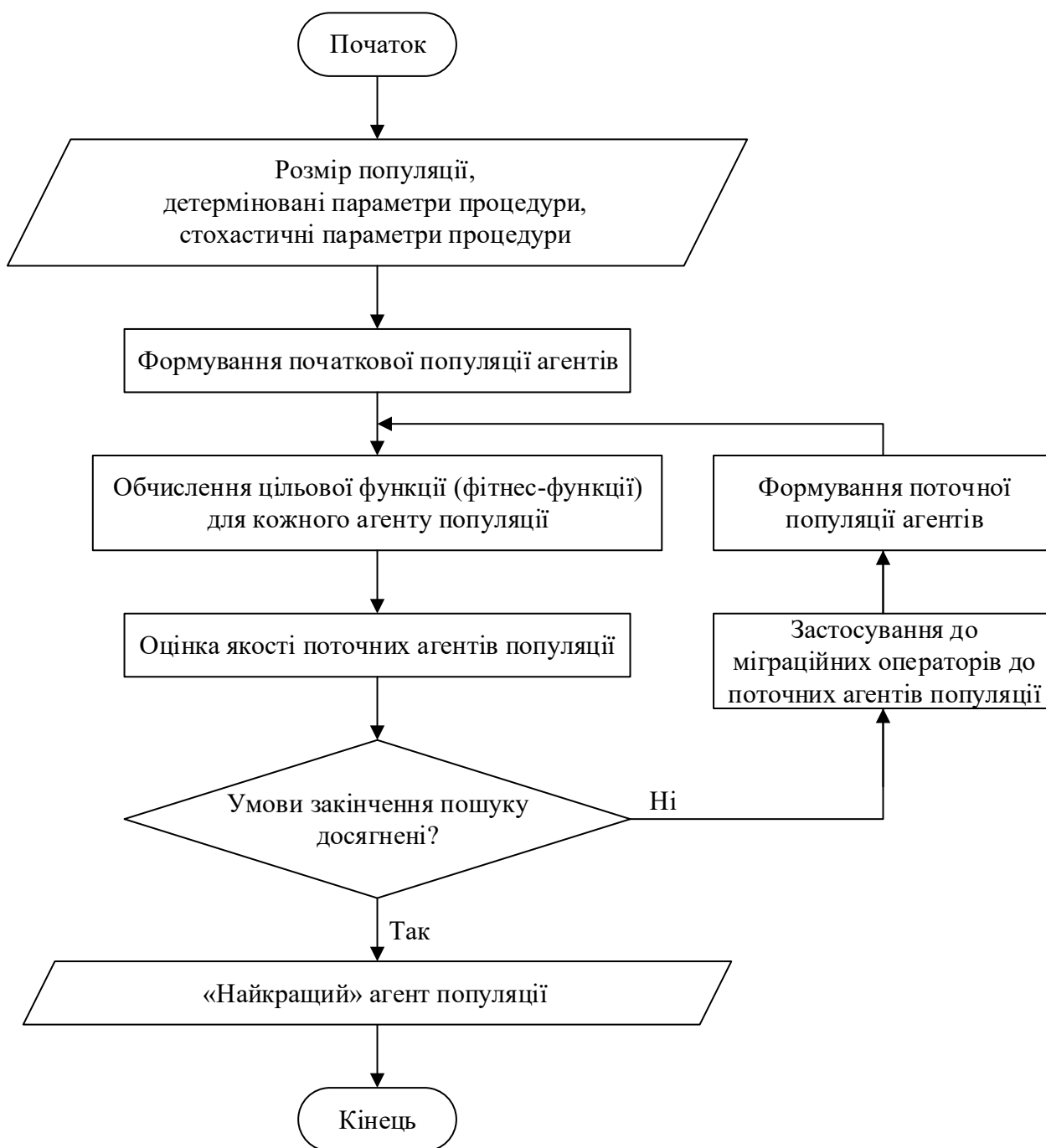


Рис. 1.16. Узагальнена схема алгоритму біоінспірованої оптимізаційної процедури

Таким чином, біоінспіровані методи пошукової оптимізації у порівнянні з класичними методами мають ряд переваг, особливо, при вирішенні задач великої розмірності, мультимодальних та погано формалізованих задач. У даних умовах біоінспіровані методи можуть забезпечити високу ймовірність локалізації глобального екстремуму цільової функції. Важливо також, що біоінспіровані

процедури оптимізації дозволяють більш ефективно знаходити субоптимальне рішення. До недоліків біоінспірованих методів слід віднести значну залежність їх ефективності від значень вільних параметрів, число яких може бути достатньо великим.

Проведений аналіз показав, що існуючі завадостійкі кодові конструкції та методи їх декодування не задовольняють зростаючим вимогам щодо достовірності передачі інформації та збільшенні енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах та мережах. При цьому випадкова структура сучасних базових та каскадних кодових конструкцій призводить до необхідності подальшої оптимізації їх параметрів для заданих моделей каналу зв'язку та специфічних умов передачі інформації. Крім того, зростає роль методів м'якого декодування завадостійких кодів, що дозволяють отримати додатковий енергетичний вигравш від кодування, але характеризуються значною обчислювальною складністю. Дані фактори обумовили застосування різноманітних методів оптимізації для вирішення проблем теорії завадостійкого кодування, зокрема, широке розповсюдження знайшли методи стохастичної оптимізації. Зазначені вище чинники призводять до виникнення протиріччя між вимогами до достовірності передачі інформації та необхідності покращення енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах і мережах та існуючими положеннями теорії завадостійкого кодування, а також можливостями щодо технічної реалізації методів завадостійкого кодування інформації. Для вирішення важливої науково-прикладної проблеми, яка полягає у підвищенні достовірності передачі інформації та збільшенні енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах і мережах, необхідно вирішити наступні наукові завдання.

1. Дослідити проблему підвищення достовірності передачі інформації у телекомунікаційних системах та мережах та обґрунтувати напрями досліджень.

2. Удосконалити методи декодування двійкових лінійних блокових кодів з метою забезпечення меншої обчислювальної складності реалізації декодеру та підвищення енергетичної ефективності від кодування.

3. Забезпечити подальший розвиток методу оптимізації відносно коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність для зменшення обчислювальної складності та підвищення ефективності синтезу даних кодових конструкцій.

4. Удосконалити метод ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність шляхом застосування узагальнених біоінспірованих процедур для уникнення потрапляння у локальні мінімуми цільової функції.

5. Розробити комбінований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність для збільшення достовірності передачі інформації у телекомунікаційних системах.

6. Забезпечити подальший розвиток методу оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні мінімальної суми кодів з малою щільністю перевірок на парність для обраної моделі каналу зв'язку та параметрів коду.

7. Розробити метод декодування алгебраїчних згорткових кодів з метою зменшення ймовірності помилки декодування при передачі інформації у каналах зв'язку з випадковими помилками.

8. Розробити адаптивний метод декодування алгебраїчних згорткових кодів перемешування для підвищення достовірності передачі інформації у каналах зв'язку з пам'яттю.

9. Забезпечити подальший розвиток методу оптимізації кодів Лабі з метою зменшення обчислювальної складності синтезу даних кодів відповідно до заданих критеріїв для телекомунікаційних мереж з комутацією пакетів.

10. Розробити алгоритми та псевдокоди для програмної реалізації даних методів декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій і дослідити їх ефективність.

1.5 Висновки за розділом 1

У даному розділі вирішено перше завдання дослідження.

1. Перехід до інформаційного суспільства в Україні потребує удосконалення

телекомунікаційної інфраструктури та забезпечення високої достовірності переданої інформації. Розвиток методів завадостійкого кодування інформації, які застосовуються в сучасних телекомунікаційних технологіях, засновано на використанні більш ефективних базових та каскадних кодових конструкцій спільно з ітеративним декодуванням на основі жорстких та м'яких рішень. Для досягнення більшого енергетичного виграшу від кодування доцільно застосовувати методи м'якого декодування завадостійких кодових конструкцій. Широке впровадження завадостійких кодів з випадковою структурою вимагає оптимізації їх параметрів та характеристик в залежності від моделі каналу зв'язку та інших чинників.

2. Проведений аналіз показав, що ключовими базовими кодовими конструкціями є блокові коди, згорткові коди та фонтанні коди, на базі яких можуть бути створені більш ефективні каскадні кодові конструкції. Блокові коди та згорткові коди застосовуються для виправлення помилок на фізичному та каналному рівнях моделі взаємодії відкритих систем, а фонтанні коди – на прикладному рівні даної моделі. Формальне представлення даних базових кодових конструкцій дозволяє встановити однозначну відповідність між процесами кодування та декодування інформації, а також врахувати вплив каналу зв'язку.

3. При побудові завадостійких кодових конструкцій та розробці методів їх декодування необхідно враховувати особливості спотворення інформації у процесі передачі через фізичний канал зв'язку, який формально можна представити відповідною математичною моделлю. Для оцінки ефективності жорсткого декодування завадостійких кодів використовується модель двійкового симетричного каналу, а для оцінки м'якого декодування – модель каналу з адитивним білим гауссовим шумом.

4. Проблему декодування (оптимізації) завадостійких кодових конструкцій можна представити у вигляді оптимізаційної задачі, що в загальному випадку містить відповідну цільову функцію та обмеження. Для вирішення даної оптимізаційної задачі можуть бути застосовані як методи класичної теорії оптимізації, так і новітні методи стохастичної пошукової оптимізації.

5. Проведені дослідження показали, що через наявність обмежень існуючих

методів декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій, а також у випадку представлення відповідної оптимізаційної задачі у вигляді задачі нелінійного програмування, для підвищення ефективності її вирішення доцільно застосовувати різноманітні біоінспіровані процедури пошукової оптимізації.

6. З наведеної класифікації біоінспірованих оптимізаційних методів випливає, що їх можна розділити на декілька класів, з яких найбільше поширення отримали еволюційні методи та методи, натхнені живою природою. Наведений узагальнений підхід до представлення біоінспірованих процедур дозволяє з єдиних позицій розглянути загальні принципи їх реалізації та особливості застосування до проблеми декодування (оптимізації) завадостійких кодових конструкцій.

РОЗДІЛ 2

БІОІНСПІРОВАНІ МЕТОДИ ДЕКОДУВАННЯ ЛІНІЙНИХ БЛОКОВИХ КОДІВ

У даному розділі представлено загальні принципи побудови та характеристики лінійних блокових кодів, а також проведено аналіз існуючих методів декодування даних кодів, на основі якого обрано шляхи удосконалення декодування відносно довгих блокових кодів. Запропоновано метод декодування лінійних блокових кодів з низькою швидкістю кодування з використанням біоінспірованого підходу на основі породжувальної матриці. Показано, що для зменшення складності декодування високошвидкісних кодів даного класу доцільно здійснювати біоінспірований пошук з використанням інформації про найменш надійний базис перевірконої матриці коду. Проведено дослідження ефективності запропонованих методів декодування лінійних блокових кодів для заданих умов передачі та обраної біоінспірованої процедури.

2.1 Принципи побудови та декодування лінійних блокових кодів

У розділі 1 було показано, що при блоковому кодуванні кожний блок інформаційних символів опрацьовується незалежно від інших. Іншими словами, блокове кодування являється операцією без пам'яті в тому сенсі, що кодові слова не залежать одне від одного.

Лінійні q -ичні коди характеризуються тим, що множина кодових слів утворює лінійний простір над кінцевим полем з q елементами. У частковому випадку при $q = 2$ утворюються двійкові лінійні блокові коди. Завдяки лінійності для запам'ятовування або використання усіх кодових слів достатньо зберігати у пам'яті кодеру (декодеру) лише ті слова, що утворюють базис відповідного лінійного простору. Це суттєво спрощує процеси кодування та декодування інформації та сприяє широкому застосуванню лінійних блокових кодів у

телекомунікаційних системах різного призначення [21 – 24].

Деякий двійковий блоковий код володіє властивістю завадостійкості, якщо не всі з 2^n можливих двійкових векторів довжини n будуть передаватися по каналу зв'язку. Таким чином, двійковий лінійний блоковий код C_B є підмножиною n -вимірного двійкового векторного простору такою, що елементи цієї підмножини максимально віддалені одне від одного, наприклад, за метрикою Хеммінга.

Для заданого коду C_B мінімальна відстань Хеммінга, що визначає корегувальну здатність даного коду, дорівнює мінімуму відстані Хеммінга по всіх можливих парах різних кодових слів:

$$d_{\min} = \min_{\bar{c}_1, \bar{c}_2 \in C_B} \{d_H(\bar{c}_1, \bar{c}_2) | \bar{c}_1 \neq \bar{c}_2\}, \quad (2.1)$$

де $d_H(\bar{c}_1, \bar{c}_2)$ – відстань Хеммінга між кодовими словами \bar{c}_1 та \bar{c}_2 .

Для визначення мінімальної відстані двійкового лінійного блокового коду достатньо знати мінімум ваги Хеммінга ненульових кодових слів. При цьому вага Хеммінга $wt_H(\bar{c})$ кодового слова \bar{c} визначається як число ненульових елементів в ньому. Крім того, з визначення відстані Хеммінга (2.1) випливає, що $wt_H(\bar{c}) = d_H(\bar{c}, \bar{0})$, де $\bar{0}$ – нульове кодове слово.

Тоді для двійкового лінійного блокового коду C_B відстань Хеммінга між двома кодовими словами можна визначити наступним чином:

$$d_H(\bar{c}_1, \bar{c}_2) = d_H(\bar{c}_1 + \bar{c}_2, \bar{0}) = wt_H(\bar{c}_1 + \bar{c}_2). \quad (2.2)$$

Із властивості лінійності блокового коду маємо $\bar{c}_1 + \bar{c}_2 \in C_B$, тоді мінімальна відстань (2.2) коду C_B може бути визначена як мінімальна вага по всіх $2^k - 1$ ненульових кодових словах [26 – 28].

Нехай заданий двійковий лінійний (n, k) блоковий код C_B з деякою

мінімальною відстанню Хеммінга d_{\min} . Так як C_B суть k -вимірний підпростір, то він має базис, наприклад, $\bar{g}_1, \bar{g}_2, \dots, \bar{g}_k$ такий, що будь-яке кодове слово $\bar{c} \in C_B$ може бути записане як лінійна комбінація елементів цього базису:

$$\bar{c} = u_1 \bar{g}_1 + u_2 \bar{g}_2 + \dots + u_k \bar{g}_k, \quad (2.3)$$

де u_i – елементи інформаційного повідомлення, $u_i \in \{0, 1\}$, $i = [1, k]$.

Формула (2.3) може бути записана в матричній формі наступним чином:

$$\bar{c} = \bar{u}G, \quad (2.4)$$

де $\bar{u} = (u_1, u_2, \dots, u_k)$ – вектор інформаційного повідомлення;

G – породжувальна матриця двійкового лінійного блокового коду, що має вид

$$G = \begin{pmatrix} \bar{g}_1 \\ \bar{g}_2 \\ \vdots \\ \bar{g}_k \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} g_{1,1} & g_{1,2} & \dots & g_{1,n} \\ g_{2,1} & g_{2,2} & \dots & g_{2,n} \\ \vdots & \vdots & g_{i,j} & \vdots \\ g_{k,1} & g_{k,2} & \dots & g_{k,n} \end{pmatrix}, \quad (2.5)$$

де $g_{i,j}$ – ij -ий елемент матриці, $g_{i,j} \in \{0, 1\}$, $i \in [1, k]$, $j \in [1, n]$.

Так як код C_B являється k -вимірним векторним підпростором у n -вимірному двійковому векторному просторі, то існує $(n - k)$ -вимірний дуальний простір C'_B , який породжується рядками перевіркової матриці:

$$H = \begin{pmatrix} h_{1,1} & h_{1,2} & \dots & h_{1,n} \\ h_{2,1} & h_{2,2} & \dots & h_{2,n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ h_{n-k,1} & h_{n-k,2} & \dots & h_{n-k,n} \end{pmatrix}, \quad (2.6)$$

де h_{ij} – ij -ий елемент матриці, $h_{ij} \in \{0, 1\}$, $i \in [1, n - k]$, $j \in [1, n]$.

При цьому для породжувальної та перевірконої матриць виконується умова:

$$GH^T = 0, \quad (2.7)$$

де H^T – транспонована перевірна матриця H .

Тоді будь-яке кодове слово \bar{c} двійкового лінійного блокового коду задовольняє умові

$$\bar{c}H^T = 0, \quad (2.8)$$

а для деякого двійкового прийнятого вектору \bar{r} можна визначити синдром за формулою:

$$\bar{s} = \bar{r}H^T. \quad (2.9)$$

З (2.6) та (2.9) випливає, що i -та складова синдрому (перевірна умова) прийнятого вектору дорівнює:

$$s_i = \sum_{j=1}^n r_j h_{ij}, i \in [1, n - k], \quad (2.10)$$

де r_j – j -ий елемент двійкового прийнятого вектору.

Таким чином, з урахуванням (2.4) – (2.10) двійковий лінійний блоковий код C_B формально можна представити наступним чином:

$$C_B \equiv \left\{ c_j \in \{0, 1\} : s_i = \sum_{j=1}^n c_j h_{ij} = 0, i \in [1, n-k], j \in [1, n] \right\}, \quad (2.11)$$

де c_j – j -ий елемент кодового слова.

У класі двійкових лінійних блокових кодів можна виділити випадкові коди, що теоретично забезпечують більший енергетичний виграш від кодування, а також коди зі спеціальною алгебраїчною структурою (зокрема коди, що мають властивість циклічності) – коди Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема (БЧХ), коди Ріда-Маллера, коди Голея, коди Гоппи тощо. Слід зазначити, що декодування алгебраїчних блокових кодів є більш простим, але при цьому накладаються обмеження на параметри даних кодів [31].

Відомо, що задача оптимального декодування за максимумом правдоподібності лінійних блокових кодів є NP-складною задачею, складність рішення якої експоненційно зростає з довжиною кодового слова. Тому для декодування двійкових лінійних блокових кодів застосовуються різні субоптимальні методи декодування.

Класичні методи декодування двійкових лінійних блокових кодів засновані на рішенні алгебраїчних рівнянь у кінцевих полях та забезпечують отримання лише жорстких рішень. Прикладами даних методів декодування є метод Пітерсона-Горенштейна-Цирлера, що заснований на безпосередньому рішенні рівнянь, а також декодування на основі алгоритму Евкліда або з використанням процедури Берлекемпа-Мессі. Дані методи декодування можуть бути реалізовані як у часовій, так і у частотній областях. Дані методи декодування можуть застосовуватись лише до алгебраїчних блокових кодів та мають невисоку корегувальну здатність, тому не задовольняють вимогам сучасних телекомунікаційних систем [21 – 26].

Відомо, що перехід до м'якого декодування в залежності від швидкості кодування та мінімальної кодової відстані двійкового лінійного блокового коду дозволяє підвищити енергетичний виграш від кодування на 2-3 дБ, що супроводжується зростанням обчислювальної складності декодера [27].

Для м'якого неалгебраїчного декодування двійкових лінійних блокових кодів запропоновано ряд методів, що засновані на різноманітних евристичних процедурах та урахуванні додаткової інформації, яка міститься у прийнятих з каналу символів. До даної групи методів декодування відносяться метод декодування Чейза, метод декодування за мінімумом узагальненої відстані, метод декодування за впорядкованими статистиками тощо [26, 31, 41, 143 – 145]. Недоліком даних методів декодування є відносно висока обчислювальна здатність, що дозволяє їх використовувати лише для кодів невеликої довжини. Слід зазначити, що дані неалгебраїчні методи декодування можуть бути застосовані як до випадкових лінійних блокових кодів, так і кодів з додатковими алгебраїчними властивостями.

Подальшим розвитком м'якого неалгебраїчного декодування лінійних блокових кодів є методи декодування, що для пошуку оцінок переданих кодових слів використовують генетичні алгоритми, які є прикладом метаевристичних процедур та відносяться до методів біоінспірованої пошукової оптимізації. При цьому обчислювальна складність даних методів декодування залишається високою, що призводить до необхідності узагальнення даного підходу до декодування відносно довгих двійкових лінійних блокових кодів для забезпечення заданої достовірності передачі інформації у телекомунікаційних системах.

2.2 Біоінспірований метод декодування лінійних блокових кодів з низькою швидкістю кодування

Розглянемо процес передачі інформації у телекомунікаційній системі на основі каналу з двійковим входом та адитивним білим гауссовим шумом (АБГШ) та введемо поняття біполярних блокових кодів.

Джерело інформації формує інформаційне повідомлення \bar{u} довжиною k , що за допомогою кодеру каналу перетворюється у двійкове кодове слово \bar{c} довжиною n блокового коду, що задовольняє умові (2.8).

Припустимо, що двійковий модулятор здійснює формування сигналів

фазової модуляції, що можна представити наступним чином:

$$b_j = 1 - 2c_j, \quad (2.12)$$

де c_j – j -ий елемент кодового слова, $j \in [1, n]$.

З (2.12) випливає, що фактично здійснюється відображення двійкових символів $\{0, 1\}$ у біполярні символи $\{+1, -1\}$ відповідно, тобто формується біполярне кодове слово \bar{b} довжиною n .

Після проходження біполярного кодового слова \bar{b} через канал з АБГШ отримуємо прийнятий вектор м'яких рішень:

$$\bar{y} = \bar{b} + \bar{z},$$

де \bar{z} – вектор помилок, елементами якого є n випадкових величин, що мають нормальний розподіл з нульовим математичним очікуванням та дисперсією σ^2 .

На основі прийнятого вектору \bar{y} демодулятором і детектором формується n елементів біполярного вектору жорстких рішень за формулою:

$$x_j = \begin{cases} +1, & \text{при } y_j \geq 0, \\ -1, & \text{при } y_j < 0, \end{cases} \quad (2.13)$$

де y_j – j -ий елемент прийнятого вектору м'яких рішень, $j \in [1, n]$.

Декодер каналу визначає m складових біполярного синдрому для прийнятого вектору \bar{x} :

$$\tilde{s}_i = \prod_{j=1}^n x_j^{h_{i,j}}, \tilde{s}_i \in \{+1, -1\}, i \in [1, n-k]. \quad (2.14)$$

За аналогією з (2.10), якщо для прийнятого біполярного вектору жорстких рішень \bar{x} виконується перевірна умова

$$\tilde{s}_i = \prod_{j=1}^n x_j^{h_{i,j}} = +1, i \in [1, n-k], \quad (2.15)$$

то даний вектор є переданим біполярним кодовим словом \bar{b} , при цьому елементи відповідного двійкового кодового слова дорівнюють:

$$c'_j = \frac{1 - x_j}{2},$$

після цього визначається передане інформаційне повідомлення \bar{u}' .

З іншого боку, якщо перевірна умова (2.15) не виконується, то виникає задача визначення переданого біполярного кодового слова блокового коду шляхом використання деякого методу декодування.

Таким чином, з урахуванням формул (2.12) – (2.15) біполярний лінійний блоковий код \tilde{C}_B , що відповідає двійковому лінійному блоковому коду C_B , який визначається (2.11), формально можна представити наступним чином:

$$\tilde{C}_B \equiv \left\{ b_j \in \{+1, -1\} : \tilde{s}_i = \prod_{j=1}^n b_j^{h_{i,j}} = +1, i \in [1, n-k], j \in [1, n] \right\}. \quad (2.16)$$

З (2.16) випливає, що \tilde{C}_B є підмножиною $\{+1; -1\}^n$, що отримується з C_B шляхом відображення двійкових символів у біполярні символи, при цьому усі елементи біполярного синдрому для будь-якого біполярного кодового слова \bar{b} дорівнюють +1.

Відомо, що для двійкових лінійних блокових кодів задача жорсткого декодування «за найближчим сусідом» у двійковому симетричному каналі полягає у пошуку двійкового вектору оцінок $\bar{c}' \in C_B$, що мінімізує евклідову відстань між

ним та двійковим прийнятим вектором \bar{r} .

Тоді дану задачу формально можна представити у вигляді оптимізаційної задачі наступним чином:

$$f(\bar{c}'^*) = \min_{\bar{c}' \in C_B} f(\bar{c}'), \quad (2.17)$$

$$f(\bar{c}') = \sum_{j=1}^n (r_j - c'_j)^2, \quad (2.18)$$

$$\sum_{j=1}^n h_{i,j} c'_j \equiv 0 \pmod{2}, \quad i \in [1, n-k], \quad (2.19)$$

$$k = \text{const}, \quad n = \text{const}, \quad c'_j \in \{0, 1\}, \quad r_j \in \{0, 1\}, \quad h_{i,j} \in \{0, 1\}, \quad (2.20)$$

де \bar{c}'^* – глобальний (локальний) мінімум, що відповідає «найкращому» двійковому вектору оцінок, що обирається у якості переданого двійкового кодового слова.

З аналізу функції (2.18) та обмежень (2.19) та (2.20) випливає, що сформульована задача мінімізації (2.17) є задачею цілочислового нелінійного програмування (обмеження (2.19) представляє собою нелінійну функцію через виконання операцій у кінцевому полі). Також слід зазначити, що для розглядуваної моделі каналу зв'язку функція (2.18) фактично є відстанню Хеммінга між прийнятим вектором та вектором оцінок [21, 26].

Тоді з урахуванням (2.16) та (2.18) задачу м'якого декодування «за найближчим сусідом» у двійковому каналі з АБГШ для біполярних лінійних блокових кодів можна представити, як пошук біполярного вектору оцінок $\bar{x}' \in \tilde{C}_B$, що мінімізує евклідову відстань між даним вектором та прийнятим вектором м'яких рішень \bar{y} .

Формальне представлення даної задачі у формі відповідної оптимізаційної задачі має вид:

$$f(\bar{x}'^*) = \min_{\bar{x}' \in \tilde{C}_B} f(\bar{x}'), \quad (2.21)$$

$$f(\bar{x}') = \sum_{j=1}^n (y_j - x'_j)^2, \quad (2.22)$$

$$\prod_{j=1}^n x_j'^{h_{i,j}} = +1, \quad i \in [1, n-k], \quad (2.23)$$

$$k = \text{const}, \quad n = \text{const}, \quad x'_j \in \{1, -1\}, \quad y_j \in [-\infty, +\infty], \quad h_{i,j} \in \{0, 1\}, \quad (2.24)$$

де \bar{x}'^* – глобальний (локальний) мінімум, що відповідає «найкращому» біполярному вектору оцінок, що обирається у якості переданого біполярного кодового слова.

З аналізу функції (2.22) та обмежень (2.23) та (2.24) випливає, що сформульована задача мінімізації (2.21) також є задачею цілочислового нелінійного програмування (обмеження (2.23) представляє собою нелінійну функцію через виконання операції зведення у ступінь) [146 – 154].

Крім того, для кожного з елементів прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} можна визначити відповідні логарифмічні відношення правдоподібності

$$\phi_j = \ln\left(\frac{P(y_j | -1)}{P(y_j | +1)}\right), \quad (2.25)$$

де $P(y_j | -1)$ – ймовірність прийняти елемент y_j , якщо передавався біполярний символ -1 ;

$P(y_j | +1)$ – ймовірність прийняти елемент y_j , якщо передавався біполярний символ $+1$.

Тоді при заміні прийнятого вектору м'яких рішень на відповідний вектор відношень правдоподібностей $\bar{\phi} = (\phi_1, \phi_2, \dots, \phi_n)$, елементи якого визначаються на основі (2.25), декодування «за найближчим сусідом» відповідає декодуванню за максимумом правдоподібності для каналу з АБГШ, тобто в даному випадку ці

стратегії декодування є еквівалентними.

Для спрощення сформульованої оптимізаційної задачі (2.21) розкладемо функцію (2.22) на окремі складові наступним чином:

$$f(\bar{x}') = \sum_{j=1}^n (y_j - x'_j)^2 = \sum_{j=1}^n y_j^2 - 2 \sum_{j=1}^n y_j x'_j + \sum_{j=1}^n x_j'^2. \quad (2.26)$$

З аналізу складових у (2.26) випливає, що перший доданок є постійною величиною для будь-якого прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} та визначається лише елементами даного вектору, тобто $\sum_{j=1}^n y_j^2 = const$. Третій доданок у (2.26) залежить тільки від елементів відповідного біполярного вектору оцінок \bar{x}' та також є постійною величиною, при цьому для всіх $\bar{x}' \in \tilde{C}_B$ даний доданок дорівнює n , тобто $\sum_{j=1}^n x_j'^2 = n$. Другий доданок у (2.26) залежить від елементів як вектору оцінок \bar{x}' , так і прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} , при цьому для спрощення можна опустити множення на постійну [147 – 149].

Таким чином, мінімізація функції (2.22) для деякого біполярного вектору оцінок \bar{x}' та заданого вектору м'яких рішень \bar{y} відповідає максимізації другого доданку у (2.26). Тоді задачі м'якого декодування лінійних біполярних блокових кодів (2.17) відповідає наступна оптимізаційна задача:

$$f(\bar{x}'^*) = \max_{\bar{x}' \in \tilde{C}_B} f(\bar{x}'), \quad (2.27)$$

$$f(\bar{x}') = \sum_{j=1}^n y_j x'_j, \quad (2.28)$$

$$\prod_{j=1}^n x_j'^{h_{i,j}} = +1, \quad i \in [1, n-k], \quad (2.29)$$

$$k = const, \quad n = const, \quad x'_j \in \{1, -1\}, \quad y_j \in [-\infty, +\infty], \quad h_{i,j} \in \{0, 1\}, \quad (2.30)$$

де \bar{x}'^* – глобальний (локальний) максимум, що відповідає «найкращому» біполярному вектору оцінок, що обирається у якості переданого біполярного кодового слова.

Сформульована задача максимізації (2.27) також представляє собою задачу цілочислового нелінійного програмування, тому що обмеження (2.29) є нелінійною функцією, хоча функція (2.28) є більш простою, ніж (2.18), а обмеження (2.30) співпадають з обмеженнями (2.24).

Отже, з урахуванням (2.27) – (2.30) задача м'якого декодування «за найближчим сусідом» у двійковому каналі з АБГШ для біполярних лінійних блокових кодів відповідає пошуку біполярного вектору оцінок $\bar{x}' \in \tilde{C}_B$, що максимізує кореляцію між даним вектором та прийнятим вектором м'яких рішень \bar{y} .

З аналізу функції (2.28) випливає, що розмірність даної оптимізаційної задачі дорівнює n , тобто визначається довжиною кодового слова. Для подальшого зменшення складності задачі м'якого декодування блокових кодів необхідно зменшити розмірність відповідної оптимізаційної задачі. Це можна здійснити, враховуючи, що тільки k з n елементів кодового слова лінійного блокового коду є незалежними, а інші $n - k$ елементів кодового слова можна визначити на основі алгебраїчної структури коду з використанням перевірконої або породжувальної матриць. Таким чином, врахування наведеної залежності між елементами кодового слова може бути покладено у основу підходу щодо зменшення розмірності оптимізаційної задачі до k – довжини інформаційної частини кодового слова. Слід зазначити, що існує декілька способів вибору k незалежних елементів у кодовому слові, що значним чином відрізняються між собою за ефективністю. У [143] запропоновано ефективний підхід до вирішення даної задачі, що заснований на урахуванні надійності прийнятих символів. Дана характеристика прийнятих символів впливає з того, що формування жорстких рішень за максимумом правдоподібності відбувається у результаті порівняння (2.25) з пороговим

значенням (нулем). При цьому чим більше значення $|\phi_j|$ (або, що еквівалентно $|y_j|$) відрізняється від порогового значення, тим більша надійність відповідних жорстких рішень. Тому вектор відношень правдоподібностей $\bar{\phi}$ також можна розглядати як вектор надійностей прийнятих символів. Отже, сутність підходу [143] полягає у виборі «хорошого» набору з елементів, що відповідають k «найбільш надійним» незалежним позиціям у прийнятому векторі м'яких рішень \bar{y} . При цьому елемент y_i є більш надійним, ніж елемент y_j , якщо $|y_i| > |y_j|$. Для спрощення умовних позначень, та без втрати спільності, будемо вважати, що y_1, y_2, \dots, y_k є набором найбільш надійних незалежних позицій прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} , на основі яких визначається біполярний вектор $\tilde{x}' = (x'_1, x'_2, \dots, x'_k)$ – інформаційна частина біполярного вектору оцінок. Тоді залежні символи вектору оцінок з урахуванням (2.23) можна обчислити наступним чином:

$$x'_l = \zeta_l(\tilde{x}') = \prod_{j=1}^n x_j^{p_{l,j}}, \quad l = k+1, k+2, \dots, n, \quad (2.31)$$

де $p_{l,j}$ – перевірочні елементи, що визначаються з $n - k$ перевірочних добутоків на основі k найбільш надійних незалежних позицій у прийнятому векторі м'яких рішень, $p_{l,j} \in \{0, 1\}$.

Тоді з урахуванням (2.31) функцію (2.23) можна представити як

$$f(\tilde{x}') = \sum_{j=1}^n y_j x'_j = y_1 x'_1 + y_2 x'_2 + \dots + y_k x'_k + \\ + y_{k+1} \zeta_{k+1}(\tilde{x}') + \dots + y_n \zeta_n(\tilde{x}'). \quad (2.32)$$

Таким чином, функція (2.32) на відміну від (2.28) залежить від біполярного вектору \tilde{x}' довжиною k , що містить найбільш надійні елементи прийнятого вектору \bar{y} . Тоді задача м'якого декодування лінійних блокових кодів у каналі з

АБГШ полягає у пошуку інформаційної частини біполярного вектору оцінок \tilde{x}' на основі прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} , що максимізує кореляцію між даними векторами. При цьому, якщо деякий вектор \tilde{x}' забезпечує досягнення максимального значення функції (2.32), то відповідний біполярний вектор оцінок \bar{x}' , отриманий відповідно до (2.31), є найближчим до прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} , тобто забезпечує найбільшу кореляцію.

Формально наведену вище задачу можна представити у вигляді такої оптимізаційної задачі:

$$f(\tilde{x}'^*) = \max_{\tilde{x}' \in \tilde{X}_B} f(\tilde{x}'), \quad (2.33)$$

$$f(\tilde{x}') = \sum_{t=1}^k y_t x'_t + \sum_{l=k+1}^n y_l \zeta_l(\tilde{x}'), \quad (2.34)$$

$$\zeta_l(\tilde{x}') = \prod_{j=1}^n x_j^{p_{l,j}}, \quad l \in [k+1, n], \quad (2.35)$$

$$k = \text{const}, \quad n = \text{const}, \quad x'_t \in \{1, -1\}, \quad y_j \in [-\infty, +\infty], \quad p_{l,j} \in \{0, 1\}, \quad (2.36)$$

де \tilde{x}'^* – глобальний (локальний) максимум, що відповідає «найкращій» інформаційній частині біполярного вектору оцінок, що обирається у якості інформаційної частини переданого кодового слова;

\tilde{X}_B – множина допустимих рішень, що відповідає групі біполярних векторів довжиною k .

Аналіз функції (2.34) та обмежень (2.35) та (2.36) показує, що сформульована задача максимізації (2.33) як і задача (2.27) відноситься до класу задач цілочислового нелінійного програмування, але характеризується меншою обчислювальною складністю завдяки зменшеній розмірності пошуку, що визначається довжиною k інформаційної частини біполярного вектору оцінок. При цьому цільова функція (2.34) характеризується нелінійністю, багатомодальністю та відносно високою розмірністю простору пошуку, що значним чином ускладнює

рішення даної оптимізаційної задачі [149, 151 – 154].

Слід зазначити, що глобальне рішення даної оптимізаційної задачі досягається шляхом заміни прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} на відповідний вектор відношень правдоподібностей $\bar{\phi}$, що відповідає декодуванню за максимумом правдоподібності, яке є оптимальним для будь-якої моделі каналу зв'язку. Однак, обчислювальна складність знаходження глобального рішення є надто високою для відносно довгих лінійних блокових кодів, тому у практичних додатках достатньо отримати локальне (субоптимальне) рішення даної оптимізаційної задачі, яке можливо буде глобальним максимумом.

Враховуючи наявні обмеження існуючих методів декодування лінійних блокових кодів та виходячи з наведених особливостей цільової функції (2.34) та обмежень (2.35) та (2.36), пропонується застосовувати узагальнені біоінспіровані процедури для ефективного вирішення оптимізаційної задачі (2.33). При цьому агентами в даних процедурах будуть виступати біполярні вектори \tilde{x}' довжиною k , якість яких оцінюється за допомогою фітнес-функції $\varphi(\tilde{x}')$, що, в загальному випадку, може повністю відповідати цільовій функції (2.34).

Основні етапи пропонованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів представлено нижче.

Етап 1. Жорстке декодування прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} .

На даному етапі виконуються такі кроки.

Крок 1. Формування біполярного вектору жорстких рішень відповідно до (2.13). Нехай $x_j = \text{sign}(y_j)$, $j \in [1, n]$, де $x_j = +1$, якщо $y_j \geq 0$, та $x_j = -1$ – в протилежному випадку, тоді отримаємо вектор $\bar{x} = (x_1, x_2, \dots, x_n)$.

Крок 2. Обчислення перевіркової умови (2.15). Якщо перевірна умова виконується, то біполярний вектор \bar{x} є переданим біполярним кодовим словом та процес декодування завершується, в протилежному випадку – перехід до етапу 2.

Етап 2. Знаходження найбільш надійного базису (визначення найбільш надійних позицій у прийнятому векторі м'яких рішень \bar{y}), що обчислюється за допомогою двох перестановок елементів породжувальної матриці лінійного

блокового коду G , що відповідає перевірочній матриці H .

На цьому етапі виконуються такі кроки.

Крок 1. Розміщення елементів прийнятого вектору y_j у порядку зменшення їх надійності $|y_j|$, що визначає перестановку стовпців π_1 породжувальної матриці G .

Крок 2. Впорядковування стовпців породжувальної матриці G відповідно до перестановки π_1 , тобто отримання модифікованої породжувальної матриці $G' = \pi_1(G)$.

Крок 3. Формування зміненої породжувальної матриці G'' таким чином, щоб її перші k стовпців були першими k незалежними стовпцями матриці G' , що визначає перестановку стовпців π_2 матриці G' .

Крок 4. Впорядковування стовпців матриці G' відповідно до перестановки π_2 , тобто отримання модифікованої матриці $G'' = \pi_2(G')$, що у систематичній формі задає найбільш надійний базис G_s .

Етап 3. Пошук з використанням узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації біполярного вектору \tilde{x}'^* , що забезпечує максимальне значення функції (2.34).

На даному етапі виконуються наступні кроки.

Крок 1. Ініціалізація популяції. У області пошуку деяким чином створюється задане число початкових наближень до шуканого рішення оптимізаційної задачі (2.33). Наприклад, шляхом формування вектору \tilde{x}' , що складається з k найбільш надійних незалежних позицій у прийнятому векторі m -яких рішень \bar{y} , та заданого числа випадкових біполярних векторів довжиною k .

Крок 2. Міграція агентів популяції. За допомогою деякого набору міграційних операторів, специфічних для кожної з біоінспірованих процедур, агенти переміщуються у області пошуку таким чином, щоб у кінцевому рахунку наблизитися до шуканого екстремуму функції (2.34).

Крок 3. Закінчення пошуку. Якщо число ітерацій менше, ніж максимальне

число ітерацій L_{\max} , то повертаємося до кроку 2, у противному випадку – поточний вектор \tilde{x}' є найбільш ймовірною інформаційною частиною \tilde{x}'^* , яка відповідає біполярному кодовому слову \bar{x}_s , сформованому з використанням найбільш надійного базису G_s .

Етап 4. Формування оцінки переданого біполярного кодового слова за допомогою зворотного відображення $\hat{x} = \pi_1^{-1}[\pi_2^{-1}(\bar{x}_s)]$ та завершення процесу декодування.

Таким чином, у процесі декодування відповідно до запропонованого методу спочатку здійснюється жорстке рішення на основі прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} , у результаті якого формується біполярний вектор \bar{x} . Якщо перевірна умова виконується для кожного елементу прийнятого вектору, то приймається рішення, що даний вектор є переданим біполярним кодовим словом та процес декодування завершується. В противному випадку здійснюється формування найбільш надійного базису G_s , шляхом модифікації вихідної породжувальної матриці лінійного блокового коду G на основі перестановок її елементів відповідно до надійності прийнятих символів. Далі з використанням узагальнених біоінспірованих процедур серед групи пробних біполярних векторів довжиною k здійснюється пошук вектору, що забезпечує найбільше значення функції (2.34). Пошук закінчується визначенням найбільш ймовірної інформаційної частини \bar{x}^* (та відповідного біполярного кодового слова \bar{x}_s) після досягнення максимальної кількості ітерацій L_{\max} . Процес декодування завершується зворотним відображенням знайденого вектору \bar{x}_s у найбільш ймовірне передане біполярне кодове слово [151].

Схема розробленого біоінспірованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів, що забезпечує візуалізацію основних його етапів та кроків, представлена на рис. 2.1.



Рис.2.1. Схема біоінспірованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів на основі породжувальної матриці

З рис. 2.1 випливає, що відмінною рисою запропонованого методу декодування лінійних блокових кодів є застосування узагальненого біоінспірованого пошуку для визначення найбільш імовірного базисного

інформаційного вектору та відповідного біполярного кодового слова. Інші етапи розробленого методу декодування можуть бути реалізовані як у [143], при цьому для прискорення знаходження найбільш надійного базису породжувальною матриці можна застосовувати більш ефективні методи. Таким чином, обчислювальна складність запропонованого методу декодування в основному визначається типом застосовуваної біоінспірованої процедури та її параметрами. Тому вибір конкретної процедури біоінспірованого пошуку повинен здійснюватися в залежності від параметрів коду, характеристик каналу зв'язку, вимог до ефективності декодування тощо.

В основі програмної реалізації запропонованого методу декодування лінійних блокових кодів лежать розроблені алгоритми та псевдокод, схеми та особливості яких наведені нижче [155].

Схема алгоритму біоінспірованого м'якого декодування лінійних блокових кодів, що заснований на використанні найбільш надійного базису породжувальної матриці, представлена на рис. 2.2.

Як випливає з рис. 2.2, у даному алгоритмі вхідними даними є інформація про прийнятий вектор м'яких рішень, параметри використовуваного лінійного блокового коду та параметри обраної біоінспірованої процедури. Відповідно до даного алгоритму спочатку здійснюється спроба здійснення декодування з використанням лише біполярного вектору жорстких рішень. Далі у разі необхідності відбувається перехід до м'якого декодування, що містить два підпроцеси – підпроцес знаходження найбільш надійного базису породжувальної матриці та підпроцес біоінспірованого пошуку базисного інформаційного слова (та відповідного біполярного кодового слова) – та завершується зворотним перетворенням знайденого базисного біполярного кодового слова. Виходом даного алгоритму є оцінка найбільш ймовірного біполярного кодового слова, що обирається у якості переданого кодового слова.

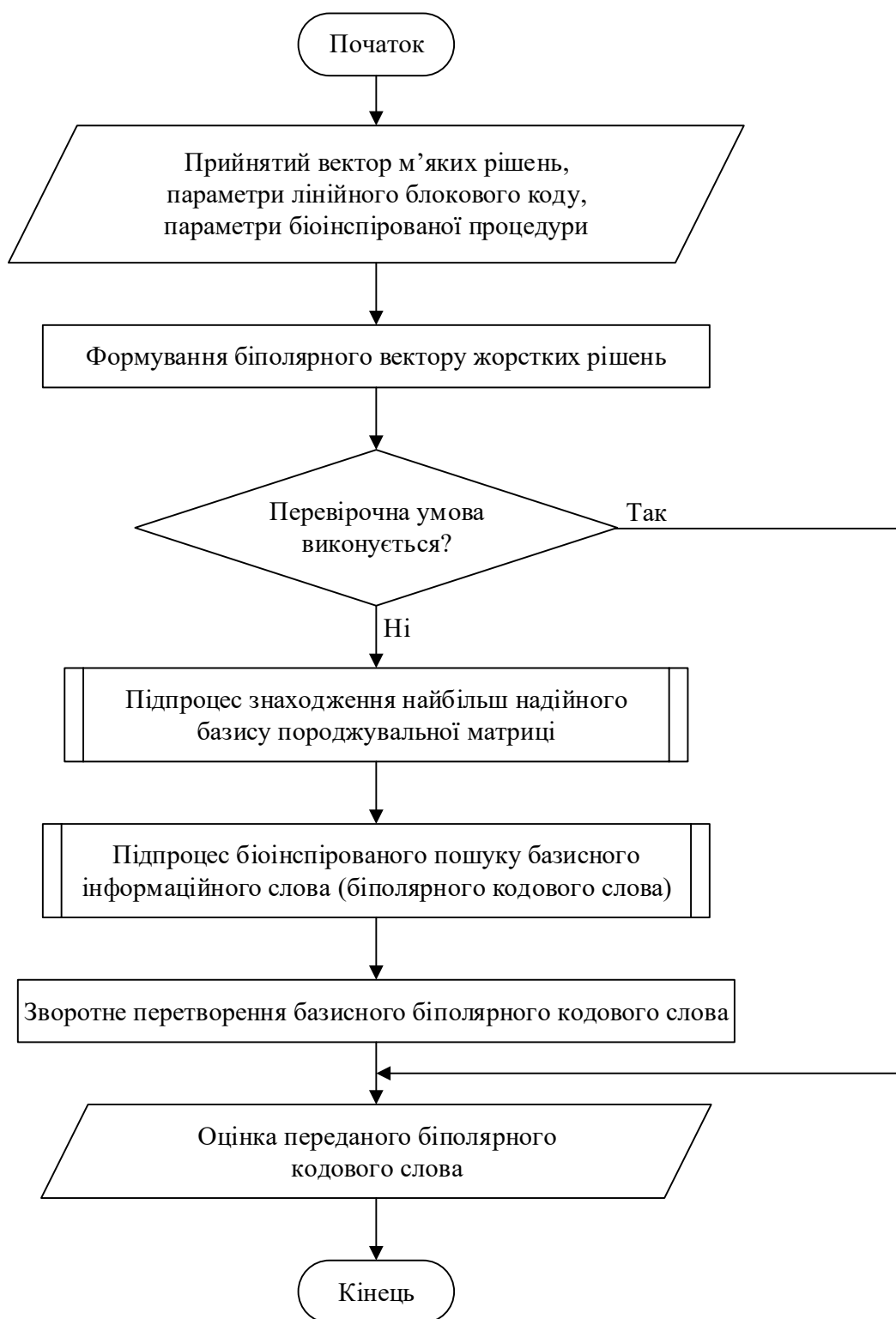


Рис. 2.2. Схема алгоритму біоінспірованого м'якого декодування лінійних блокових кодів на основі породжувальної матриці

Нижче представлені схеми та особливості реалізації ключових підпроцесів основного алгоритму біоінспірованого м'якого декодування лінійних блокових кодів.

Схема алгоритму підпроцесу знаходження найбільш надійного базису породжувальної матриці наведена на рис. 2.3.



Рис. 2.3. Схема алгоритму підпроцесу знаходження найбільш надійного базису породжувальної матриці

Вхідними даними для цього алгоритму служать прийнятий вектор м'яких рішень та параметри використовуваного лінійного блокового коду. Спочатку здійснюється сортування елементів прийнятого вектору у порядку зменшення їх надійності, що визначається абсолютним значенням даних елементів. Далі можна виділити два процеси, що спрямовані на отримання модифікованої інформаційної частини кодового слова та модифікацію породжувальної матриці лінійного блокового коду з урахуванням надійності прийнятих символів. У результаті виконання алгоритму формуються такі вихідні дані – первинний базисний вектор м'яких рішень, первинний базисний інформаційний вектор та найбільш надійний базис породжувальної матриці. Ці дані разом з параметрами обраної біоінспірованої процедури використовуються у якості вхідних даних для алгоритму підпроцесу біоінспірованого пошуку базисного інформаційного слова (біполярного кодового слова), схема якого представлена на рис. 2.4.

Даний алгоритм представляє собою ітеративний процес, що виконується до досягнення максимальної кількості ітерацій та спрямований на знаходження базисних біполярних інформаційного вектору та кодового слова. Для цього спочатку створюється початкова група пробних біполярних інформаційних векторів, що складається з первинного базисного інформаційного вектору та заданої кількості близьких до нього випадкових векторів. Далі здійснюється оцінка якості інформаційних векторів шляхом обчислення відповідної цільової функції, що використовує інформацію про найбільш надійний базис породжувальної матриці. Потім відбувається модифікація інформаційних векторів шляхом застосування міграційних операторів обраної біоінспірованої процедури задане число разів. Наприкінці роботи алгоритму, представленого на рисунку 2.4, формується «найкраще» базисне інформаційне слово (біполярне кодове слово), що в подальшому використовується у основному алгоритмі біоінспірованого м'якого декодування лінійних блокових кодів.

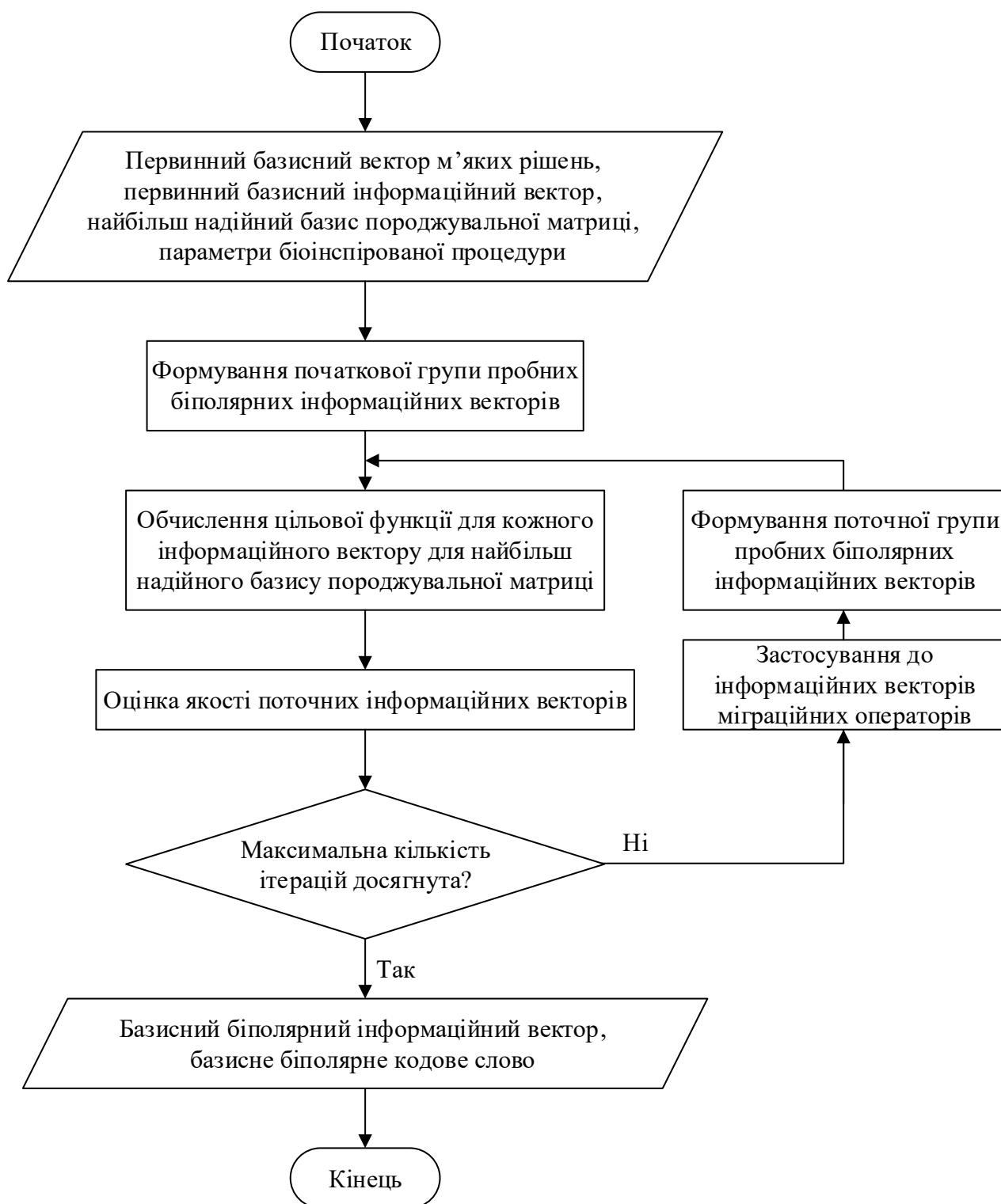


Рис. 2.4. Схема алгоритму підпроцесу біоінспірованого пошуку базисного інформаційного слова (біполярного кодового слова)

Для здійснення програмної реалізації представленого методу декодування лінійних блокових кодів розроблено уніфікований псевдокод, що не залежить від мови програмування, схема якого наведена на рис. 2.5.

вхід: параметри лінійного блокового коду n, k, G , прийнятий вектор м'яких рішень $\bar{y} = (y_1, y_2, \dots, y_n)$, параметри біоінспірованої процедури NP , $\alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S, L_{\max}$

вихід: оцінка біполярного кодового слова \hat{x}

початок

сформувати біполярний вектор жорстких рішень $\bar{x} = (x_1, x_2, \dots, x_n)$

обчислити біполярний синдром $\tilde{s}_i = \prod_{j=1}^n x_j^{h_{i,j}}, i \in [1, n-k]$

якщо $\tilde{s}_i = \prod_{j=1}^n x_j^{h_{i,j}} = +1, i \in [1, n-k]$ **то** видати оцінку біполярного кодового

слова $\hat{x} = \bar{x}$

інакше

розмістити елементи прийнятого вектору у порядку зменшення їх надійності $|y_1| \geq |y_2| \geq \dots \geq |y_n|$

визначити перестановки елементів породжувальної матриці π_1 та π_2

сформувати найбільш надійний базис $G_S = \pi_2(\pi_1(G))$

сформувати первинний базисний вектор м'яких рішень $\tilde{y} = (y_1, y_2, \dots, y_n)$

виділити інформаційну частину (первинний біполярний інформаційний вектор) $\tilde{x}' = (x'_1, x'_2, \dots, x'_k)$

сформувати початкову групу пробних інформаційних векторів $\tilde{x}'_1 \dots \tilde{x}'_{NP}$

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L_{\max}

обчислити якість поточних пробних інформаційних векторів $\tilde{x}'_1 \dots \tilde{x}'_{NP}$

згідно цільової функції $f(\tilde{x}') = \sum_{t=1}^k y_t x'_t + \sum_{l=k+1}^n y_l \zeta_l(\tilde{x}')$, $l \in [k+1, n]$

сформувати поточну групу пробних інформаційних векторів $\tilde{x}'_1 \dots \tilde{x}'_{NP}$ з використанням міграційних операторів з параметрами $\alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$

Рис. 2.5. Схема псевдокоду біоінспірованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів на основі породжувальної матриці

кінець циклу поки

визначити «найкращий» інформаційний вектор $\tilde{x}'^* = \operatorname{argmax}_{\tilde{x}' \in \tilde{X}_B} f(\tilde{x}')$ та

відповідне кодове слово \bar{x}_s

сформуванню оцінку біполярного кодового слова $\hat{x} = \pi_1^{-1}[\pi_2^{-1}(\bar{x}_s)]$

кінець якщо

кінець

Продовження рис. 2.5

2.3 Біоінспірований метод декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів

У підрозділі 2.2 запропоновано метод декодування лінійних блокових кодів на основі спільного використання інформації про надійність прийнятих символів та узагальненого біоінспірованого пошуку. При цьому процес декодування засновано на обробці елементів породжувальної матриці коду, що призводить до збільшення обчислювальної складності декодера для кодів високими швидкостями кодування [144]. Тому для збільшення ефективності декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів, що знаходять широке застосування у телекомунікаційних системах, доцільно розробити метод декодування з прийнятною обчислювальною складністю для забезпечення заданої достовірності передачі інформації [156].

Нехай задані прийнятий вектор м'яких рішень $\bar{y} = (y_1, y_2, \dots, y_n)$ та перевірна матриця H лінійного блокового (n, k) коду виду (2.6). Тоді після формування на основі вектору \bar{y} відповідного двійкового вектору жорстких рішень $\bar{r} = (r_1, r_2, \dots, r_n)$ можна обчислити синдром:

$$\bar{s} = \bar{r}H^T \pmod{2}, \quad (2.37)$$

де H^T – транспонована перевірна матриця.

Нехай $E(\bar{s})$ буде набором усіх двійкових векторів помилок для деякого синдрому \bar{s} , тоді задачу м'якого декодування деякого лінійного блокового коду можна представити як пошук вектору двійкових помилок $\bar{e} \in E(\bar{s})$, що мінімізує функцію невідповідності кореляції між прийнятим вектором \bar{y} та деяким вектором помилок:

$$f(\bar{e}) = \sum_{j=1}^n e_j |y_j| = \sum_{j=1, e_j=1}^n |y_j|. \quad (2.38)$$

Формально представлену задачу м'якого декодування лінійних блокових кодів можна записати у вигляді оптимізаційної задачі:

$$f(\bar{e}^*) = \min_{\bar{e} \in E(\bar{s})} f(\bar{e}), \quad (2.39)$$

$$f(\bar{e}) = \sum_{j=1}^n e_j |y_j|, \quad (2.40)$$

$$s_i = \sum_{j=1}^n h_{i,j} r_j \equiv 0 \pmod{2}, \quad i \in [1, n-k], \quad (2.41)$$

$$k = \text{const}, \quad n = \text{const}, \quad e_j \in \{0, 1\}, \quad y_j \in [-\infty, +\infty], \quad r_i \in \{0, 1\}, \quad h_{i,j} \in \{0, 1\}, \quad (2.42)$$

де \bar{e}^* – глобальний (локальний) мінімум, що відповідає «найкращому» двійковому вектору помилок, що обирається у якості вектору помилок для переданого кодового слова.

З аналізу функції (2.40) та обмежень (2.41) та (2.42) випливає, що сформульована задача мінімізації (2.39) є задачею цілочислового нелінійного програмування (обмеження (2.41) представляє собою нелінійну функцію через виконання операцій у кінцевому полі).

Для зменшення обчислювальної складності даної оптимізаційної задачі

необхідно врахувати, що функція (2.41) містить n змінних, що відповідають помилкам, з яких тільки $n - k$ є незалежними. Тоді інші k змінних двійкового вектору помилок можна визначити, використовуючи $n - k$ відомих елементів та алгебраїчну структуру коду, що визначається перевіркою матрицею H .

Якщо для деякого лінійного блокового коду виконується умова $k < n - k$, тобто швидкість коду $R = \frac{k}{n} < \frac{1}{2}$, то кодування за допомогою породжувальної матриці G має меншу обчислювальну складність [156].

У разі систематичного кодування породжувальну матрицю можна представити наступним чином:

$$G_s = (I_k | P), \quad (2.43)$$

де I_k – одинична матриця розміром $k \times k$;

P – матриця перевірок розміром $k \times (n - k)$, що дорівнює

$$P = \begin{pmatrix} p_{1,1} & p_{1,2} & \cdots & p_{1,N-K} \\ p_{2,1} & p_{2,2} & \cdots & p_{2,N-K} \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ p_{K,1} & p_{K,2} & \cdots & p_{K,N-K} \end{pmatrix},$$

де $p_{i,j}$ – елемент кінцевого поля $GF(q)$.

У даному випадку процес кодування з урахуванням (2.43) можна представити у такому виді:

$$\bar{c}_s = \bar{u}G_s \pmod{2} = (\bar{u}, \bar{c}_P),$$

де $\bar{u} = (u_1, u_2, \dots, u_k)$ – інформаційна частина кодового слова;

$\bar{c}_P = (c_{k+1}, c_{k+2}, \dots, c_n)$ – перевірна частина кодового слова, що

визначається за формулою

$$\bar{c}_p = \bar{u}P(\text{mod } 2).$$

Одним з ключових етапів методу декодування, представленого у підрозділі 2.2, є знаходження найбільш надійного базису породжувальної матриці, тому при низьких швидкостях кодування доцільно використовувати даний метод декодування лінійних блокових кодів.

З іншого боку, якщо $k > n - k$, тобто швидкість коду $R > \frac{1}{2}$, кодування за допомогою перевірконої матриці H потребує меншого числа обчислювальних операцій. Даний спосіб кодування засновано на (2.37) та можна представити у вигляді рівняння:

$$cH^T(\text{mod } 2) = 0.$$

З урахуванням того, що $GH^T(\text{mod } 2) = 0$, систематична форма перевірконої матриці має вид

$$H_s = (P^T \mid I_{n-k}), \quad (2.44)$$

де P^T – транспонована матриця перевірок розміром $(n - k) \times k$;

I_{n-k} – одинична матриця розміром $(n - k) \times (n - k)$.

Тоді перевірна частина кодового слова обчислюється наступним чином:

$$c_j = u_1 p_{1,j} + u_2 p_{2,j} + \dots + u_k p_{k,j}, \quad j = k, k + 1, \dots, n.$$

Таким чином, елементами перевірконої матриці (2.44) є коефіцієнти перевірочних рівнянь, на основі яких обчислюються перевірочні символи. Отримані результати доцільно використовувати при рішенні оптимізаційної задачі

(2.39), зокрема при обчисленні цільової функції (2.40), що характеризується нелінійністю, багатомодальністю, високою розмірністю простору пошуку тощо.

При цьому складність знаходження глобального мінімуму цільової функції (2.40) є достатньо високою для довгих лінійних блокових кодів, тому на практиці достатньо отримати локальне (субоптимальне) рішення даної оптимізаційної задачі, що можливо буде глобальним мінімумом. З урахуванням цього пропонується метод м'якого декодування лінійних блокових кодів з високими швидкостями кодування, що заснований на модифікації перевірконої матриці з урахуванням інформації про надійність елементів прийнятого вектору м'яких рішень та узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації [156].

Розглянемо основні етапи пропонованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів на основі перевірконої матриці.

Етап 1. Жорстке декодування прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} .

На цьому етапі виконуються такі кроки.

Крок 1. Формування двійкового вектору жорстких рішень за аналогією з (2.13). Нехай $r_j = \text{sign}(y_j)$, $j \in [1, n]$, де $r_j = 0$, якщо $y_j \geq 0$, та $r_j = 1$ – в протилежному випадку, тоді отримуємо вектор $\bar{r} = (r_1, r_2, \dots, r_n)$.

Крок 2. Обчислення синдрому (2.37). Якщо синдром дорівнює нулю, то двійковий вектор \bar{r} є переданим кодовим словом та процес декодування завершується, в протилежному випадку – перехід до етапу 2.

Етап 2. Знаходження найменш надійного базису (визначення найменш надійних позицій у прийнятому векторі м'яких рішень \bar{y}), що обчислюється за допомогою перестановок елементів перевірконої матриці H лінійного блокового коду.

На даному етапі виконуються такі кроки.

Крок 1. Розміщення елементів прийнятого вектору y_j у порядку зменшення їх надійності $|y_j|$, $j \in [1, n]$. При цьому елемент y_i є більш надійним, ніж елемент y_j , якщо $|y_i| > |y_j|$.

Крок 2. Перестановка позицій вектору \bar{y} таким чином, щоб останні $n - k$ позицій даного вектору були найменш надійними лінійно незалежними позиціями, тобто формування вектору $\tilde{y} = \pi(\bar{y})$.

Крок 3. Упорядкування стовпців перевірконої матриці H відповідно до перестановки π , тобто отримання у систематичній формі перевірконої матриці, що задає найменш надійний базис H'_s .

Етап 3. Пошук з використанням узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації передбачуваного двійкового вектору помилок $\tilde{e} = (e_1, e_2, \dots, e_n)$, що забезпечує мінімальне значення цільової функції (2.40), що водночас виступає у якості фітнес-функції.

На цьому етапі виконуються такі кроки.

Крок 1. Ініціалізація популяції. У області пошуку деяким чином створюється задане число початкових наближень до шуканого рішення оптимізаційної задачі (2.39). Наприклад, шляхом формування нульового вектору $e' = (e_1, e_2, \dots, e_K)$ та заданого числа випадкових двійкових векторів довжиною k .

Крок 2. Міграція агентів популяції. За допомогою заданого набору міграційних операторів, що визначаються особливостями конкретної біоінспірованої процедури, агенти переміщуються у області пошуку таким чином, щоб наприкінці пошуку наблизитися до мінімуму функції (2.40).

Розглянемо процес формування передбачуваного двійкового вектору помилок \tilde{e} . Нехай \tilde{r} – двійковий вектор, що формується шляхом виконання жорстких рішень для елементів вектору \tilde{y} , тоді синдром \bar{s} для даного вектору та матриці H'_s можна визначити за формулою (2.37). Також нехай \bar{s}_1 – послідовність довжиною $n - k$ така, що $\bar{s}_1 = \tilde{e}'P'^T$, де P'^T – транспонована матриця перевірок матриці H'_s ; \bar{s}_2 – послідовність довжиною $n - k$ така, що $\bar{s}_2 = \bar{s} + \bar{s}_1$.

Тоді формування передбачуваного двійкового вектору помилок здійснюється наступним чином:

$$\tilde{e} = (\bar{e}', \bar{e}''),$$

де \bar{e}' – пробний двійковий вектор з популяції (систематична частина передбачуваного вектору помилок);

\bar{e}'' – двійковий вектор, що відповідає послідовності \bar{s}_2 , тобто $\bar{e}'' = \bar{s}_2$.

Крок 3. Закінчення пошуку. Якщо кількість ітерацій менше максимального числа ітерацій L_{\max} , то повертаємося до кроку 2; у противному випадку – поточний вектор \tilde{e} є найбільш ймовірним двійковим вектором помилок \tilde{e}^* , що отриманий з використанням найменш надійного базису породжувальної матриці H'_s .

Етап 4. Формування оцінки переданого кодового слова за допомогою зворотного відображення $\hat{r} = \pi^{-1}(\tilde{r} + \tilde{e}^*)$ та завершення процесу декодування.

Таким чином, у процесі декодування згідно запропонованого методу спочатку здійснюється жорстке рішення на основі прийнятого вектору м'яких рішень \bar{y} , у результаті якого формується двійковий вектор \bar{r} . Якщо синдром для даного вектору дорівнює нулю, то приймається рішення, що вектор \bar{r} є переданим кодовим словом та процес декодування завершується. У противному випадку здійснюється формування найменш надійного базису перевірконої матриці H'_s з використанням інформації про надійність прийнятих символів. Далі відбувається пошук серед групи двійкових векторів помилок $\tilde{e} = (e_1, e_2, \dots, e_n)$ з використанням узагальнених популяційних процедур пошукової оптимізації та інформації про їх синдроми. Після досягнення максимальної кількості ітерацій L_{\max} визначається найбільш ймовірний вектор помилок \tilde{e}^* , що забезпечує найменше значення функції (2.40). Процес декодування завершується формуванням оцінки переданого кодового слова \hat{r} шляхом зворотного перетворення виправленого двійкового вектору \tilde{r} . З розглянутого вище випливає, що на відміну від методу декодування, представленого у підрозділі 2.2, що оперує у k -мірному просторі, що визначається породжувальною матрицею лінійного блокового коду, розроблений метод декодування високошвидкісних кодів заснований на операціях у $n - k$ -мірному просторі, що визначається перевірконою матрицею. Таким чином, дані методу

декодування є еквівалентними, а доцільність застосування кожного з них визначається швидкістю кодування конкретного коду [156].

На рис. 2.6 наведена схема розробленого біоінспірованого методу м'якого декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів, що забезпечує візуалізацію основних його етапів та кроків.

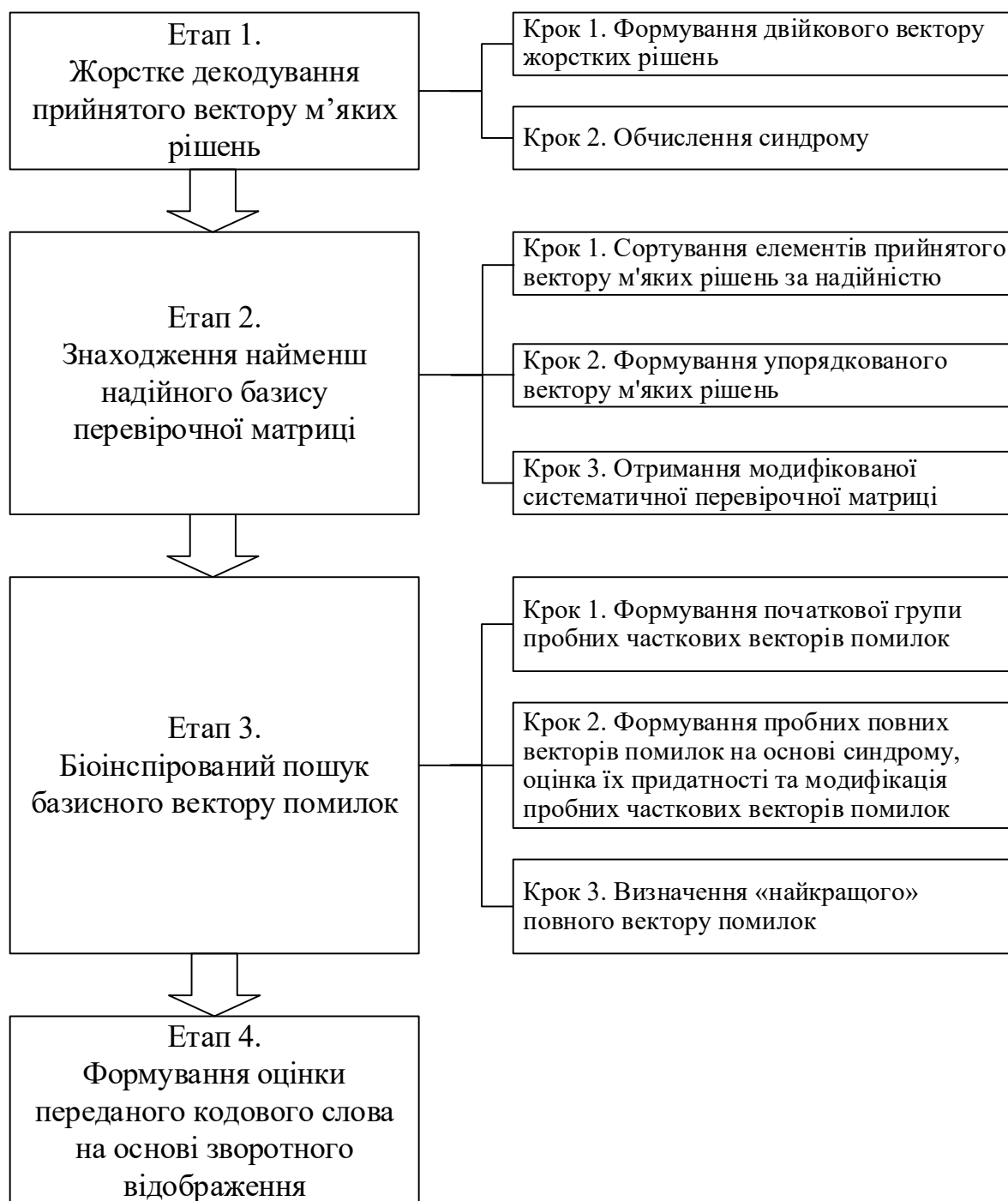


Рис. 2.6. Схема біоінспірованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів на основі перевірочної матриці

Для програмної реалізації розробленого біоінспірованого методу декодування лінійних блокових кодів запропоновані відповідні алгоритми та псевдокод, особливості та структура яких розглянуті нижче [157].

Схема алгоритму біоінспірованого м'якого декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів, що заснований на використанні найменш надійного базису перевірконої матриці, наведена на рис. 2.7.



Рис. 2.7. Схема алгоритму біоінспірованого м'якого декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів

З рис. 2.7 слідує, що у наведеному алгоритмі вхідними даними є прийнятий вектор м'яких рішень, параметри заданого лінійного блокового коду та параметри обраної біоінспірованої процедури. Даний алгоритм фактично має дві стадії: жорстке декодування та м'яке декодування. Спочатку робиться спроба здійснити декодування на основі двійкового вектору жорстких рішень та обчислення синдрому для нього. Потім у разі необхідності виконується м'яке декодування, що представляє собою послідовне виконання підпроцесу знаходження найменш надійного базису перевірконої матриці, підпроцесу біоінспірованого пошуку базисного двійкового вектору помилок та зворотного перетворення виправленого базисного кодового слова. На виході даний алгоритм формує оцінку найбільш ймовірного двійкового кодового слова, що обирається у якості переданого кодового слова.

Пояснення принципів реалізації підпроцесів основного алгоритму біоінспірованого м'якого декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів наведено нижче.

Схема алгоритму підпроцесу знаходження найменш надійного базису перевірконої матриці представлена на рис. 2.8.

З рис. 2.8 випливає, що вхідними даними для даного алгоритму служать прийнятий вектор м'яких рішень та параметри обраного лінійного блокового коду. У першу чергу відбувається сортування елементів прийнятого вектору м'яких рішень відповідно до їх надійності, що визначається абсолютним значенням цих елементів. Потім здійснюються процеси формування модифікованої систематичної перевірконої матриці та визначення позицій часткового вектору помилок, які засновані на використанні наявної м'якої інформації у прийнятих символах. Наприкінці роботи алгоритму видаються такі вихідні дані: упорядковані вектори м'яких та жорстких рішень, позиції часткового вектору помилок та найменш надійний базис перевірконої матриці.

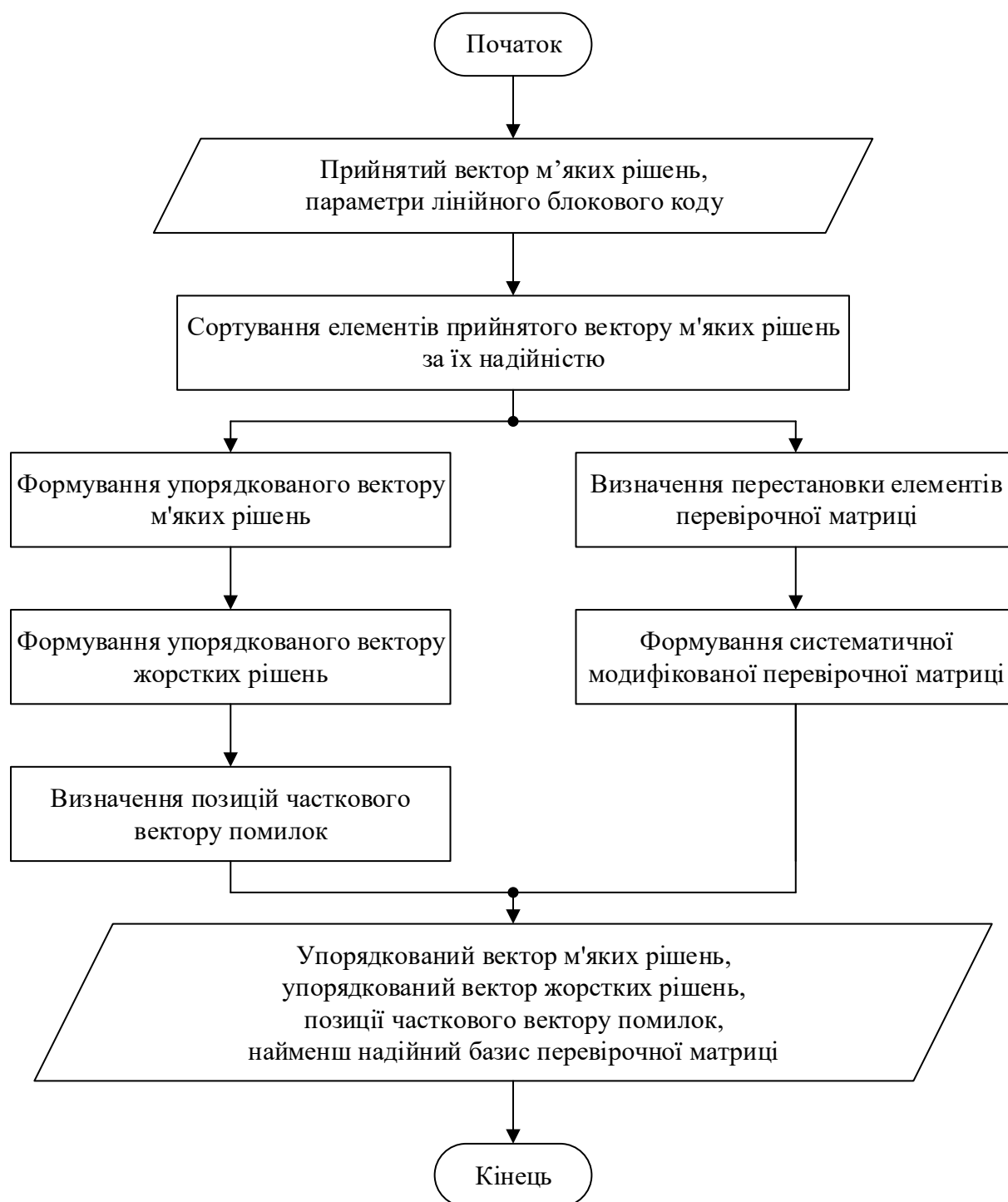


Рис. 2.8. Схема алгоритму підпроцесу знаходження найменш надійного базису перевірочної матриці

Отримана у результаті виконання даного підпроцесу інформація спільно з параметрами застосовуваної біоінспірованої процедури пошукової оптимізації служить вхідними даними для алгоритму підпроцесу біоінспірованого пошуку базисного вектору помилок. Схема даного алгоритму наведена на рис. 2.9.

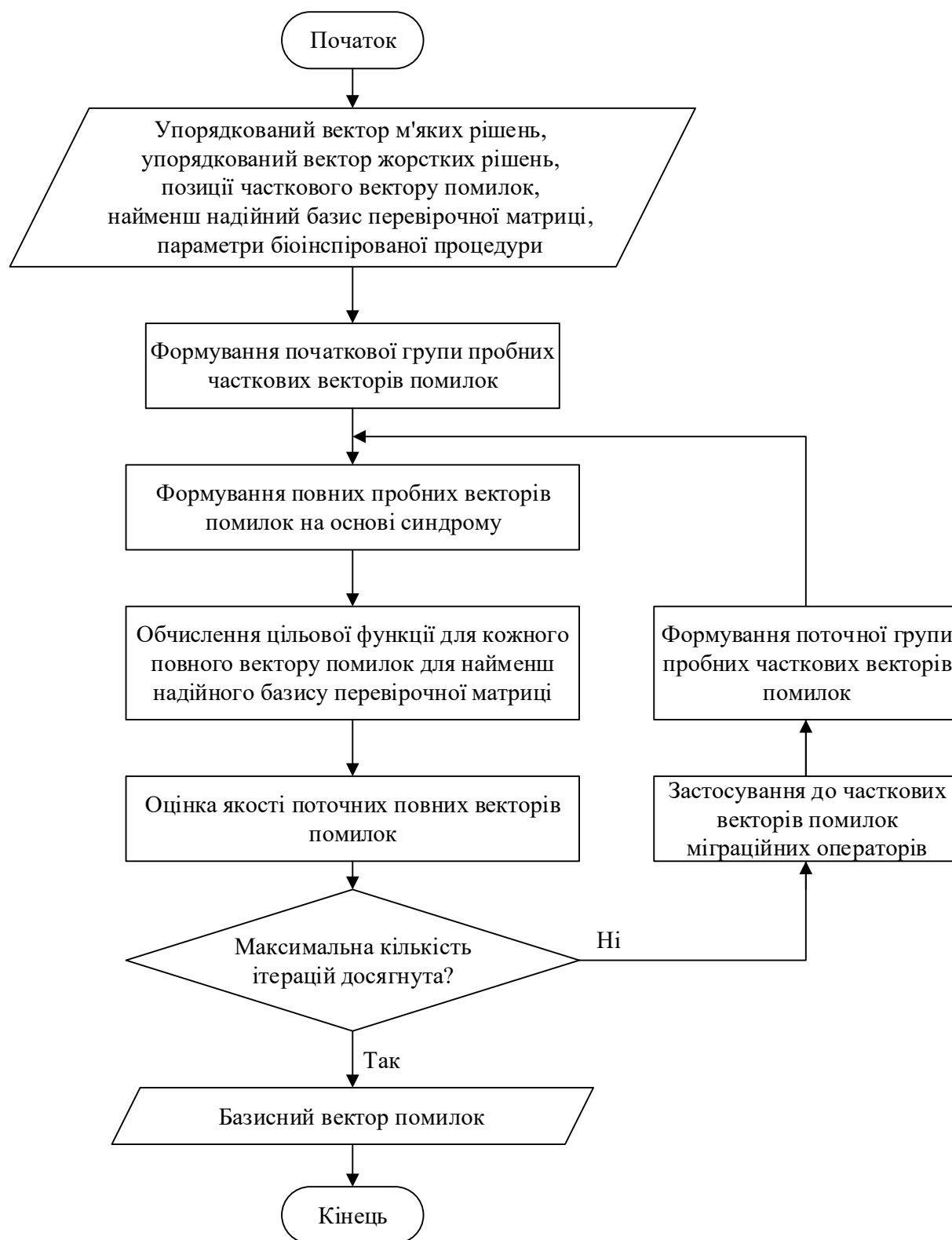


Рис. 2.9. Схема алгоритму підпроцесу біоінспірованого пошуку базисного вектору помилок

Представлений на рис. 2.9 алгоритм виконується задане число ітерацій та забезпечує знаходження базисного вектору помилок. Згідно даного алгоритму

спочатку створюється початкова група пробних часткових векторів помилок, що складається з нульового вектору помилок та заданої кількості близьких до нього випадкових векторів. Після цього формуються повні вектори помилок на основі обчислення відповідних синдромів та відбувається оцінка якості даних векторів шляхом обчислення відповідної цільової функції, що заснована на інформації про найменш надійний базис перевірконої матриці. До досягнення максимальної кількості ітерацій здійснюється модифікація часткових векторів помилок шляхом застосування міграційних операторів обраної біоінспірованої процедури. Результатом роботи алгоритму є видача «найкращого» базисного вектору помилок, що в подальшому використовується для виправлення помилок в упорядкованому векторі жорстких рішень [157].

Схема уніфікованого псевдокоду, що лежить в основі програмної реалізації представленого методу декодування лінійних блокових кодів, наведена на рис. 2.10.

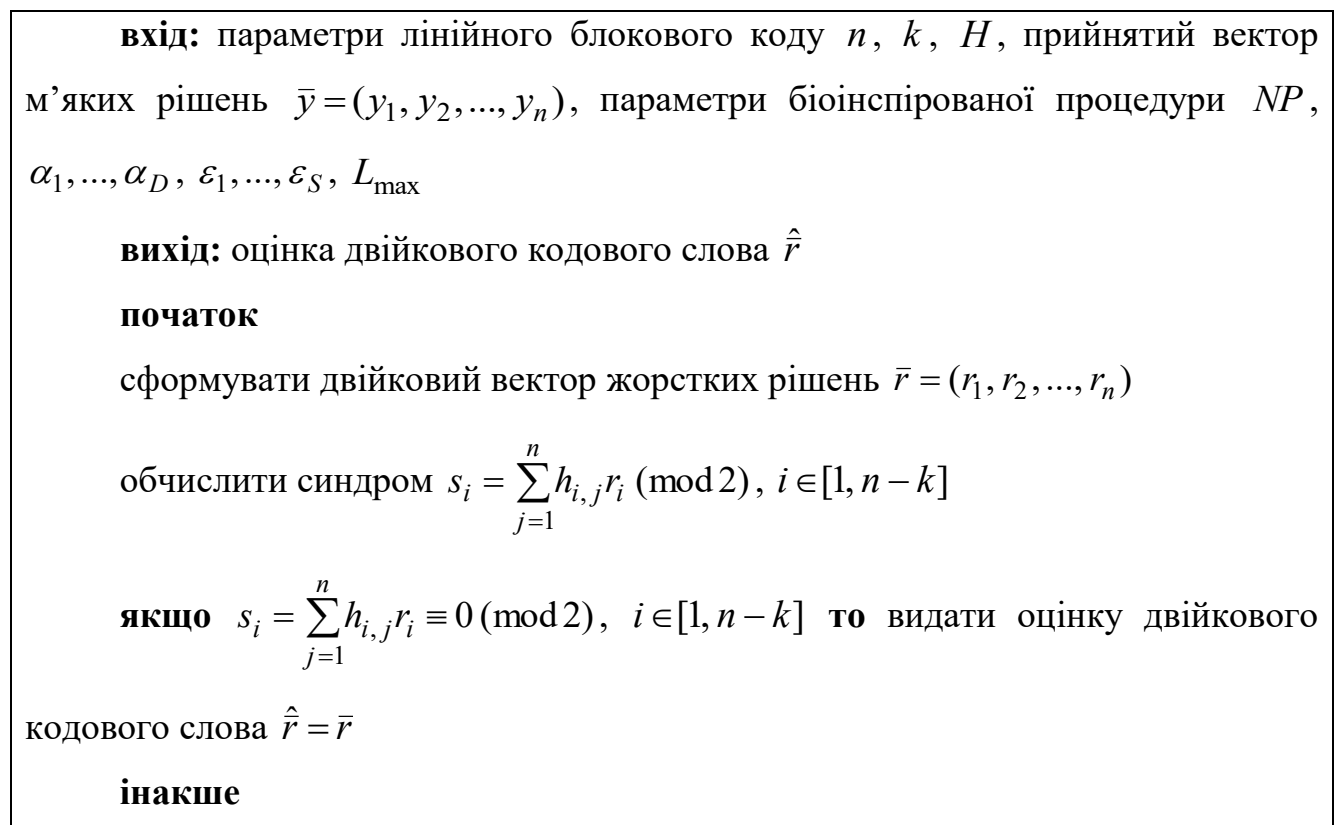


Рис. 2.10. Схема псевдокоду біоінспірованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів на основі перевірконої матриці

розмістити елементи прийнятого вектору у порядку зменшення їх надійності $|y_1| \geq |y_2| \geq \dots \geq |y_n|$

визначити перестановку елементів перевірконої матриці π

сформуванати найменш надійний базис $H'_s = \pi(H)$

сформуванати упорядкований вектор м'яких рішень $\tilde{y} = (y_1, y_2, \dots, y_n)$

сформуванати упорядкований вектор жорстких рішень $\tilde{r} = (r_1, r_2, \dots, r_n)$

визначити позиції часткового вектору помилок $e' = (e_1, e_2, \dots, e_K)$

сформуванати початкову групу пробних часткових векторів помилок $e'_1 \dots e'_{NP}$

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L_{\max}

сформуванати пробні повні вектори помилок $\tilde{e} = (e_1, e_2, \dots, e_n)$

обчислити якість поточних пробних повних векторів помилок $\tilde{e}_1 \dots \tilde{e}_{NP}$

згідно цільової функції $f(\tilde{e}) = \sum_{j=1}^n e_j |y_j|, j \in [1, n]$

сформуванати поточну групу пробних часткових векторів помилок $e'_1 \dots e'_{NP}$ з

використанням міграційних операторів з параметрами $\alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$

кінець циклу поки

визначити «найкращий» вектор помилок $\tilde{e}^* = \operatorname{argmin}_{\tilde{e} \in E(\bar{S})} f(\tilde{e})$

сформуванати оцінку двійкового кодового слова $\hat{r} = \pi^{-1}(\tilde{r} + \tilde{e}^*)$

кінець якщо

кінець

Продовження рис. 2.10

2.4 Дослідження ефективності біоінспірованих методів декодування лінійних блокових кодів

Для оцінки ефективності розроблених біоінспірованих методів декодування лінійних блокових кодів для заданих характеристик каналу зв'язку необхідне

створення математичної моделі телекомунікаційної системи (системи передачі інформації), що використовує блокові коди та запропоновані методи їх декодування. Дана модель повинна забезпечувати можливість зміни параметрів лінійних блокових кодів, відтворювати особливості впливу завад відповідно до обраної моделі каналу зв'язку, а також відображати ефективність розроблених методів декодування при заданих умовах передачі інформації.

Побудова даної математичної моделі системи передачі інформації заснована на програмній реалізації алгоритмів та псевдокодів двох варіантів біоінспірованого декодування лінійних блокових кодів, заданих породжувальною та перевіркою матрицею відповідно [149, 156].

Схема розробленої математичної моделі системи передачі інформації, що дозволяє дослідити властивості та характеристики біоінспірованих методів декодування блокових кодів, представлена на рис. 2.11.

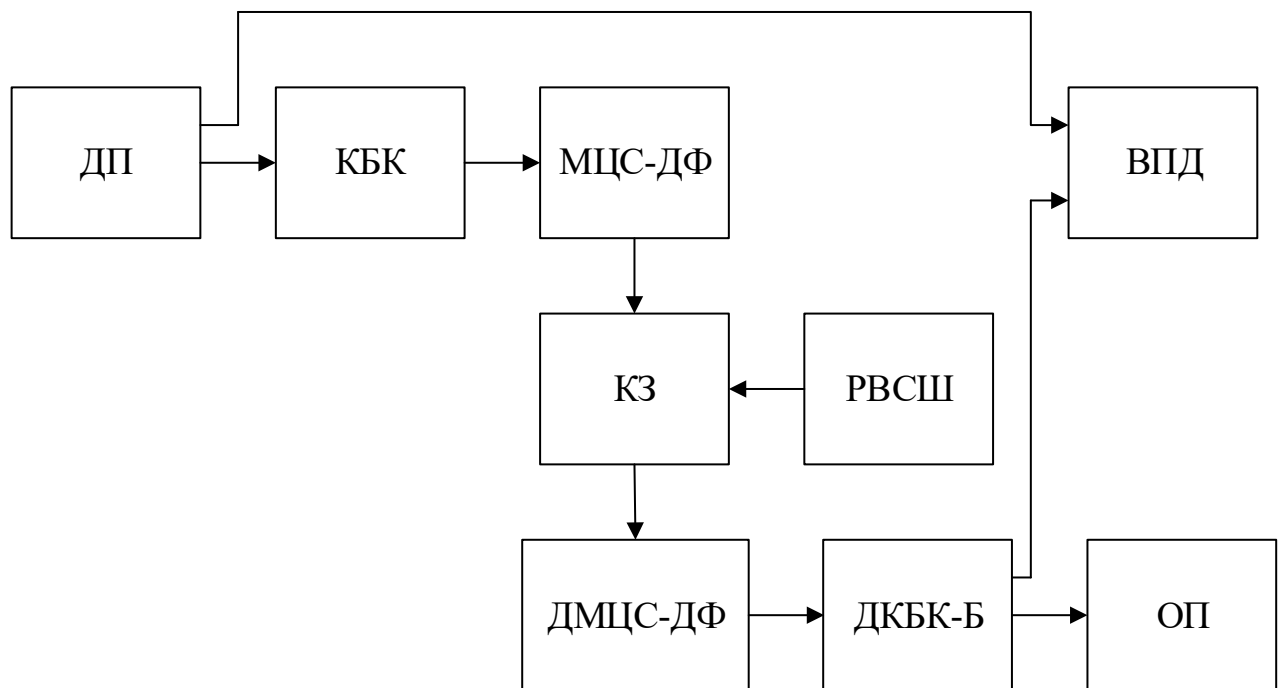


Рис. 2.11. Схема математичної моделі системи передачі інформації з кодеком блокових кодів на основі біоінспірованих методів декодування

Дана схема складається з наступних елементів: джерело повідомлення (ДП),

кодер двійкового лінійного блокового коду (КБК), модулятор цифрового сигналу на основі двійкової фазової модуляції (МЦС-ДФ), канал зв'язку (КЗ), демодулятор двійкового фазомодульованого цифрового сигналу (ДМЦС-ДФ), декодер двійкового лінійного блокового коду, що реалізує біоінспіровані методи декодування (ДКБК-Б), отримувач повідомлення (ОП), регулятор відношення сигнал/шум (РСВШ), вимірювач помилки декодування (ВПД).

ДП формує псевдовипадкову послідовність двійкових інформаційних символів з рівномірним розподілом ймовірностей деякої довжини, які призначені для передачі по КЗ до ОП. Далі на вхід КБК надходить блок інформаційних символів заданої довжини, що підлягає кодуванню, також даний інформаційний блок подається на вхід ВПД для визначення в подальшому коефіцієнту (ймовірності) помилок декодування. У свою чергу КБК для кожного інформаційного блоку формує відповідне двійкове кодове слово, від якого визначається параметрами та породжувальною матрицею обраного лінійного блокового коду. Сформоване кодове слово надходить на вхід МЦС-ДФ, що перетворює його у цифровий сигнал двійкової фазової модуляції, який можна розглядати у якості біполярного кодового слова.

Отриманий фазомодульований сигнал (біполярне кодове слово) передається по КЗ, в якому до нього додається завадова складова, характеристики якої відповідно до умов експерименту визначаються моделлю каналу зв'язку з АБГШ. Дана модель каналу забезпечує формування випадкових завад з нульовим математичним очікуванням та заданою дисперсією. РСВШ призначений для вибору необхідного відношення сигнал/шум у КЗ, що дозволяє оцінити ефективність біоінспірованих методів декодування для різного рівня завад.

Викривлений завадами сигнал надходить на вхід ДМЦС-ДФ, що формує прийнятні вектори жорстких та м'яких рішень, що подаються на вхід ДКБК-Б, що реалізує алгоритми біоінспірованого декодування лінійних блокових кодів на основі породжувальної (перевірочної) матриці з обраними для даного експерименту типом та параметрами біоінспірованої процедури пошукової оптимізації. У результаті операцій, що виконуються у ДКБК-Б, формуються оцінки

переданого кодового слова та інформаційного блоку, що надходять на вхід ОП, а також на вхід ВПД для оцінки ефективності передачі інформації з використанням заданого лінійного блокового коду та біоінспірованого декодування для обраних умов.

У результаті обчислень, що виконуються у ВПД, та параметрів встановлених за допомогою РВСШ, відбувається візуалізація числових результатів експерименту шляхом побудови відповідних графіків. Для порівняння розроблених біоінспірованих методів декодування з існуючими методами та з передачею інформації без використання кодування на даних графіках також представлено залежності з [143].

Таким чином, алгоритм передачі інформації у телекомунікаційній системі, що відповідає розробленій математичній моделі, складається з таких кроків.

Крок 1. Встановлення параметрів та задання породжувальної матриці двійкового лінійного блокового коду.

Крок 2. Встановлення параметрів біоінспірованого методу декодування.

Крок 3. Встановлення діапазону відношення сигнал/шум та кількості інформаційних повідомлень (кодових слів лінійного блокового коду), що будуть передаватися.

Крок 4. Формування інформаційного повідомлення.

Крок 5. Формування двійкового кодового слова на основі породжувальної матриці лінійного блокового коду.

Крок 6. Перетворення двійкового кодового слова у сигнал двійкової фазової модуляції (біполярне кодове слово).

Крок 7. Формування АБГШ та його додавання до модульованого сигналу (біполярного кодового слова).

Крок 8. Декодування прийнятого вектору м'яких рішень з використанням біоінспірованого методу декодування на основі породжувальної або перевірконої матриць.

Крок 9. Визначення коефіцієнта бітових помилок для обраного біоінспірованого методу декодування.

Крок 10. Якщо досягнуто максимальне значення відношення сигнал/шум та передані всі інформаційні повідомлення (кодові слова), то виконати перехід до кроку 11, інакше виконати перехід до кроку 4.

Крок 11. Відображення залежності коефіцієнта бітових помилок від відношення сигнал/шум для обраного біоінспірованого методу декодування.

Таким чином, програмна реалізація даного алгоритму дозволяє оцінити достовірність передачі інформації при використанні біоінспірованих методів декодування лінійних блокових кодів та здійснити його порівняння з відомими методами декодування.

При здійсненні моделювання за допомогою розробленої програмної реалізації використовувались наступні налаштування:

- 1) тип лінійного блокового коду – код БЧХ;
- 2) діапазон відношення сигнал/шум – від 1 до 10 дБ;
- 3) кількість інформаційних повідомлень (кодових слів лінійного блокового коду), що будуть передаватися, – 1000;
- 4) параметри біоінспірованих методів декодування, що засновані на процедурі зозулиного пошуку [130, 133, 138, 141]:
 - максимальна кількість ітерацій $L_{\max} = 100$;
 - розмір популяції $NP = 25$;
 - імовірність, виявлення яйця зозулі хазяїном $\xi = 0,25$.

Порівняння результатів моделювання у каналі з АБГШ запропонованого біоінспірованого методу декодування та відомого методу декодування на основі впорядкованих статистик для (64, 36) БЧХ коду наведено на рис. 2.12.

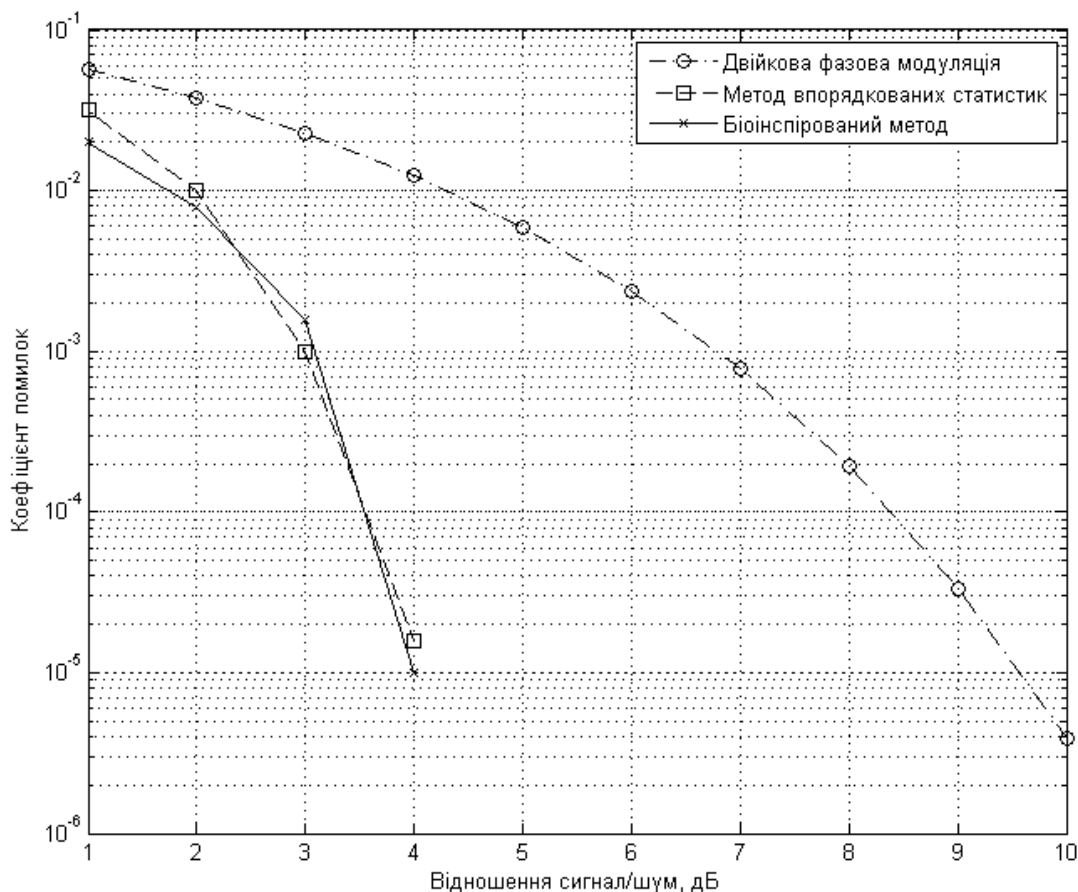


Рис. 2.12. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (64, 36) БЧХ коду

З аналізу рис. 2.12 випливає, що розроблений біоінспірований метод декодування та існуючий метод декодування на основі впорядкованих статистик забезпечують практично однаковий енергетичний виграш від кодування близько 5 дБ у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією (без застосування завадостійкого кодування) при коефіцієнті помилок 10^{-4} . При цьому запропонований метод декодування має меншу обчислювальну складність, так як потребує обробки не більше 2500 кодових слів замість 7807 кодових слів, необхідних при декодуванні основі впорядкованих статистик третього порядку.

На рис. 2.13 представлено порівняння результатів моделювання у каналі з АБГШ біоінспірованого методу декодування та методу декодування на основі впорядкованих статистик для (64, 45) БЧХ коду.

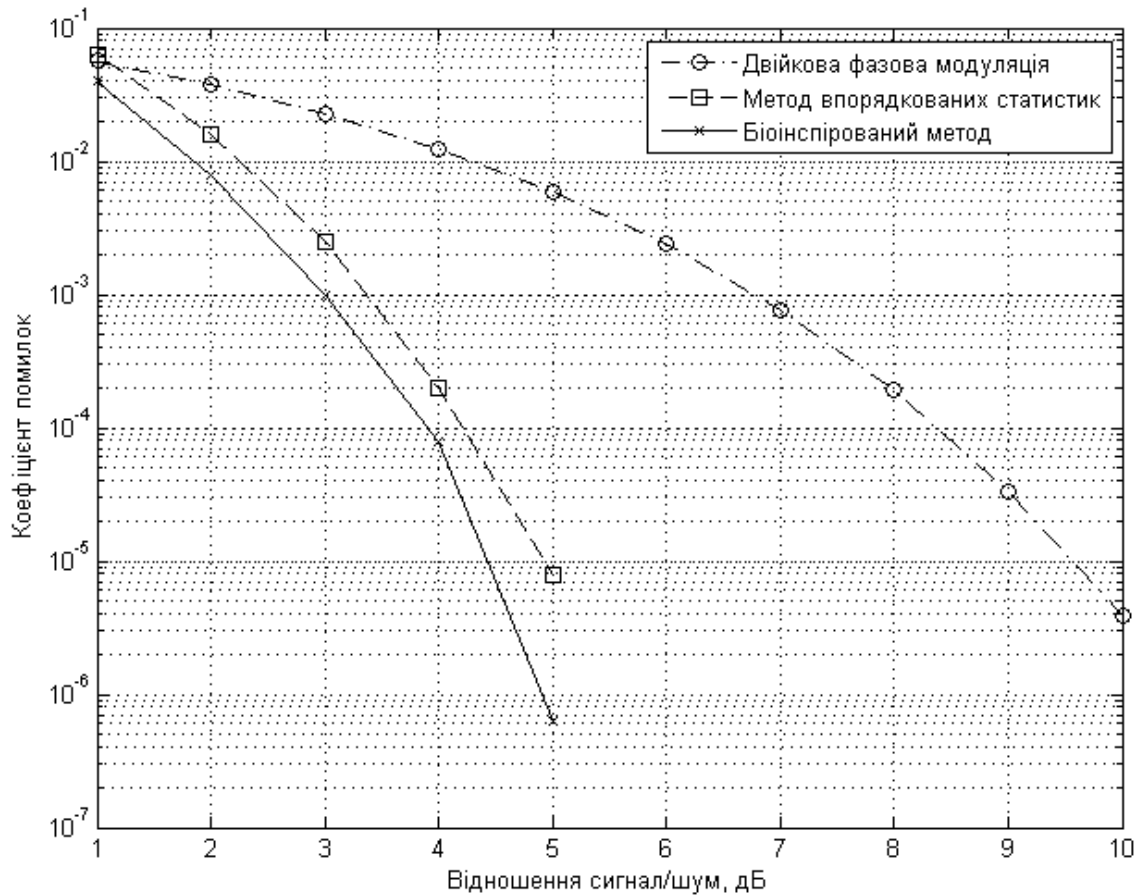


Рис. 2.13. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (64, 45) БЧХ коду

З рис. 2.13 слідує, що біоінспірований метод декодування забезпечує вигравш від кодування близько 0,5 дБ порівняно з методом декодування на основі впорядкованих статистик другого порядку та понад 5 дБ у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією при коефіцієнті помилок 10^{-5} . При цьому біоінспірований метод декодування потребує обробки 2500 кодових слів замість 1036 кодових слів при використанні методу декодування основі впорядкованих статистик, тобто має більшу обчислювальну складність.

Порівняння результатів моделювання у каналі з АБГШ розробленого біоінспірованого методу декодування та методу декодування на основі впорядкованих статистик для (128, 64) БЧХ коду наведено на рис. 2.14.

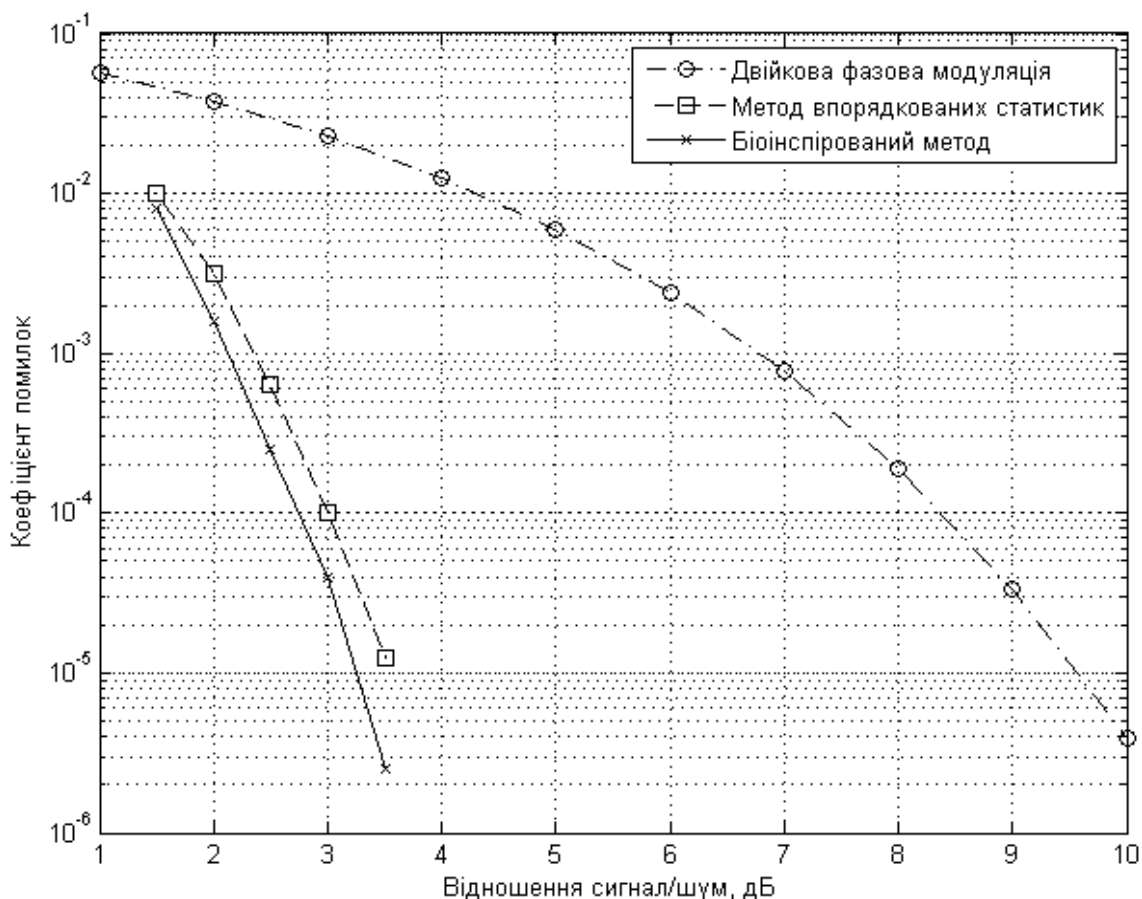


Рис. 2.14. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (128, 64) БЧХ коду

З рис. 2.14 випливає, що розроблений метод декодування забезпечує вигравш від кодування близько 0,3 дБ порівняно з методом декодування на основі впорядкованих статистик третього порядку та близько 6 дБ у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією при коефіцієнті помилок 10^{-4} . При цьому біоінспірований метод декодування потребує обробки максимум 2500 кодових слів замість 43740 кодових слів при використанні методу декодування на основі впорядкованих статистик третього порядку, тобто має значно меншу обчислювальну складність.

На рис. 2.15 наведено порівняння результатів моделювання у каналі з АБГШ запропонованого методу декодування та методу декодування на основі впорядкованих статистик для (128, 99) БЧХ коду.

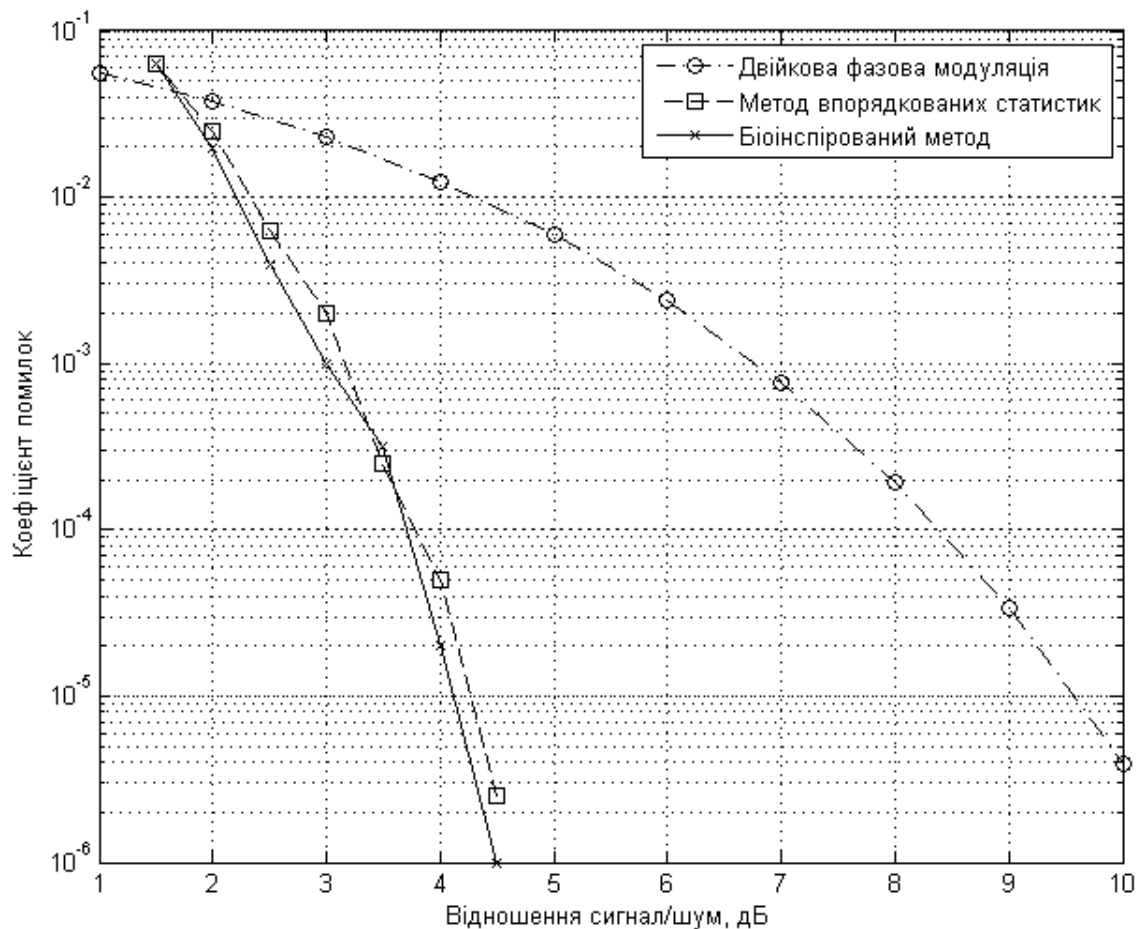


Рис. 2.15. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (128, 99) БЧХ коду

З аналізу рис. 2.15 слідує, що запропонований метод декодування та метод декодування на основі впорядкованих статистик третього порядку забезпечують приблизно однаковий виграш від кодування понад 5 дБ у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією при коефіцієнті помилок 10^{-5} . Метод декодування на основі впорядкованих статистик третього порядку потребує обробки 161800 кодових слів, а запропонований метод декодування – не більше 2500 кодових слів. Таким чином, біоінспірований метод декодування має значно меншу обчислювальну складність.

Порівняння результатів моделювання у каналі з АБГШ біоінспірованого методу декодування та методу декодування на основі впорядкованих статистик другого порядку для (128, 120) БЧХ коду наведено на рис. 2.16.

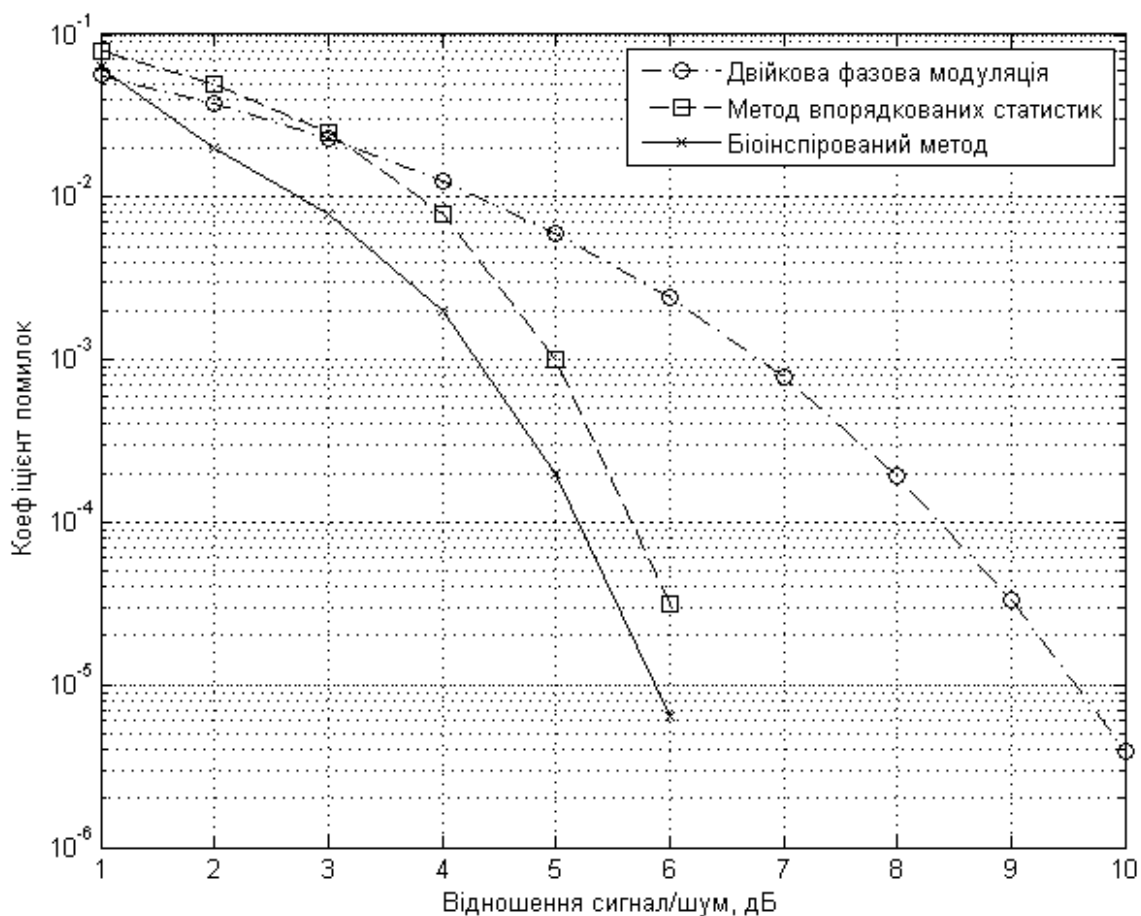


Рис. 2.16. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (128, 120) BCH коду

З аналізу рис. 2.16 випливає, що біоінспірований метод декодування забезпечує вигреш від кодування близько 0,6 дБ порівняно з методом декодування на основі впорядкованих статистик другого порядку та близько 3 дБ у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією при коефіцієнті помилок 10^{-4} . При цьому розроблений метод декодування потребує обробки максимум 2500 кодових слів замість 7260 кодових слів при використанні методу декодування на основі впорядкованих статистик другого порядку, тобто має меншу обчислювальну складність.

Таким чином, з отриманих результатів випливає, що в залежності від параметрів BCH коду розроблений біоінспірований метод декодування забезпечує у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією приблизно однаковий енергетичний

виграш від кодування 3-6 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-4} . При цьому у порівнянні з існуючим методом декодування на основі впорядкованих статистик різних порядків можливе отримання додаткового енергетичного виграшу від кодування до 0,6 дБ при меншій обчислювальній складності біоінспірованого методу декодування.

2.5 Висновки за розділом 2

У даному розділі вирішено друге завдання дослідження та частково десяте завдання стосовно декодування лінійних блокових кодів; отримано перший науковий результат.

1. Показано, що задача оптимального декодування за максимумом правдоподібності лінійних блокових кодів характеризується експоненційною обчислювальною складністю, тому на практиці застосовуються різноманітні субоптимальні методи декодування. При цьому жорстке декодування лінійних блокових кодів засноване на вирішенні алгебраїчних рівнянь у кінцевих полях та вимагає наявності у кодів спеціальної алгебраїчної структури. М'яке неалгебраїчне декодування лінійних блокових кодів передбачає застосування евристичних процедур та урахування інформації про надійність прийнятих символів.

2. Представлення двійкових лінійних блокових кодів у вигляді еквівалентних біполярних кодів дозволяє сформулювати задачу декодування у вигляді задачі дискретної оптимізації, розмірність якої можна зменшити шляхом використання найбільш надійного базису на основі інформації про надійність елементів прийнятого вектору. На основі отриманих результатів запропоновано метод декодування лінійних блокових кодів, заснований на спільному використанні найбільш надійного базису породжувальної матриці та узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації.

3. Задачу м'якого декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів можна представити у вигляді задачі нелінійного програмування. При цьому відповідна цільова функція базується на інформації про надійність елементів

прийнятого вектору, наборі векторів помилок та перевірочній матриці блокового коду, яка забезпечує меншу обчислювальну складність процесу кодування при високій швидкості коду. Використовуючи отримані результати розроблено метод декодування лінійних блокових кодів, в основі якого лежить застосування найменш надійного базису перевірочної матриці та узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації.

4. З результатів дослідження ефективності запропонованих методів декодування лінійних блокових кодів, які здійснені з використанням розроблених алгоритмів, псевдокодів та математичної моделі телекомунікаційної системи, впливає, що у разі застосування кодів БЧХ різної довжини досягається більший енергетичний виграш від кодування у порівнянні з існуючим методом декодування при меншій обчислювальній складності.

РОЗДІЛ 3

МЕТОДИ ОПТИМІЗАЦІЇ ТА ДЕКОДУВАННЯ КОДІВ З МАЛОЮ ЩІЛЬНІСТЮ ПЕРЕВІРОК НА ПАРНІСТЬ НА ОСНОВІ БІОІНСПІРОВАНОГО ПОШУКУ

У даному розділі розглянуто загальні принципи побудови кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі матричного та графового представлення та наведено основні визначення стосовно даного класу кодів. Представлено метод біоінспірованої оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність зі зменшеною обчислювальною складністю. Представлено підходи до зниження обчислювальної складності кодування кодами з малою щільністю перевірок на парність. Проаналізовано особливості ітеративного жорсткого та м'якого декодування даного класу кодів, а також здійснено оцінку їх обчислювальної складності. Розроблено метод ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, що заснований на модифікованому правилі кореляційного декодування та узагальнених біоінспірованих процедурах. Для підвищення ефективності декодування даного класу кодів запропоновано комбінувати класичну процедуру розповсюдження довіри та узагальнені біоінспіровані процедури. Представлено біоінспірований пошук зменшеної складності коефіцієнтів нормалізації, що відіграють ключову роль у методі декодування мінімальної суми нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність.

3.1 Принципи побудови кодів з малою щільністю перевірок на парність

Коди з малою щільністю перевірок на парність були запропоновані Р. Галлагером у 1962 році. Незважаючи на те, що характеристики даних кодів близькі до оптимальних, їх не використовували на протязі практично 30 років через високу, на той момент, обчислювальну складність декодування. В [50, 98 158] показано, що коди з малою щільністю перевірок на парність володіють високою

ефективністю та знаходяться в 0,0045 дБ від межі Шеннона для випадку передачі двійкових сигналів по каналу з АБГШ. Крім високої ефективності поблизу пропускної здатності каналу, коди з малою щільністю перевірок на парність забезпечують додаткові переваги у порівнянні з популярними на даний момент турбо-кодами: простота технічної реалізації з використанням паралельної архітектури, більш високе значення швидкості коду, менша величина спаду імовірності помилки при збільшенні відношення сигнал/шум (ефект «error floor»), можливість виправлення пачок помилок і т.д. Недоліками кодів з малою щільністю перевірок на парність є порівняно висока обчислювальна складність кодування, нерегулярність з'єднань елементів в декодері, а також більш низька ефективність, у порівнянні з турбо-кодами, при коротких довжинах кодових слів.

Даний клас кодів знаходить застосування в стандарті бездротового доступу IEEE 802.16, стандарті передачі даних Ethernet IEEE 802.3an, стандарті супутникового цифрового телебачення DVB-S2 та ін. З точки зору впровадження в існуючі та нові телекомунікаційні системи додатковими перевагами кодів з малою щільністю перевірок на парність в порівнянні з турбо-кодами є відсутність обмежень, пов'язаних з авторськими правами [15, 29, 30, 159, 160].

Фактично коди з малою щільністю перевірок на парність є лінійними блоковими кодами, що задаються розрідженою перевіркою матрицею H , яка складається із малої кількості ненульових елементів [159].

Тоді, як було показано у підрозділі 2.1, перевірна матриця H двійкового коду з малою щільністю перевірок на парність довжиною n з k інформаційними символами та $m = n - k$ перевірочними символами, тобто (n, k) коду, має вид:

$$H = \begin{pmatrix} h_{11} & h_{12} & \dots & h_{1n} \\ h_{21} & h_{22} & \dots & h_{2n} \\ \vdots & \vdots & h_{ij} & \vdots \\ h_{m1} & h_{m2} & \dots & h_{mn} \end{pmatrix}, \quad (3.1)$$

де h_{ij} – ij -ий елемент матриці, $h_{ij} \in \{0, 1\}$, $i \in [1, m]$, $j \in [1, n]$.

Крім того для опису характеристик перевірконої матриці (3.1) розміром $m \times n$ цих кодів вводяться такі параметри як вага стовпця J та вага строки L , що дорівнюють числу ненульових елементів у стовпці та строчці відповідно. При цьому, так як матриця H є розрідженою, виконуються умови $J \ll n$ і $L \ll m$.

Код з малою щільністю перевірок на парність називається регулярним, якщо J та L є константами для кожного стовпця і кожної строки перевірконої матриці H . З іншого боку, якщо перевіркона матриця H розріджена, але J та L не є постійними величинами, тоді даний код називається нерегулярним. Часто регулярний код з малою щільністю перевірок на парність також позначається як (n, J, L) код.

Тоді за умовою, що всі строки перевірконої матриці (3.1) лінійно незалежні, для регулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність виконується рівність $nJ = mL$ та швидкість коду розраховується за формулою:

$$R = \frac{k}{n} = \frac{n-m}{n} = 1 - \frac{J}{L} \quad (3.2)$$

Наприклад, якщо перевіркона матриця регулярного $(6, 2, 3)$ коду з малою щільністю перевірок на парність має вид

$$H = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}, \quad (3.3)$$

то швидкість даного коду, відповідно (3.2), дорівнює $R = 1/3$.

Також коди з малою щільністю перевірок на парність можна представити за допомогою дводольних графів, відомих в теорії кодування як графи Таннера, вершини яких поділяються на дві групи, що з'єднані між собою ребрами. Перша

група складається з n символних вершин V_j , а друга – з m перевірочних вершин P_i . Перевірочна вершина P_i з'єднується з символною вершиною V_j , якщо елемент перевірочної матриці (3.1) дорівнює 1 ($h_{ij} = 1$), у противному випадку – ребро між даними вершинами відсутнє. Таким чином, перевірочна матриця (3.1) деякого коду з малою щільністю перевірок на парність може розглядатися як матриця інцидентності графу Таннера [26, 28, 29].

Множина $N(i) \equiv \{j \in [1, n] : h_{ij} = 1\}$ включає символні вершини, що пов'язані з i -ою перевірочною вершиною, тобто визначає елементи прийнятого вектору, які входять до i -ої перевірочної умови.

Множина $M(j) \equiv \{i \in [1, m] : h_{ij} = 1\}$ включає перевірочні вершини, які пов'язані з j -ою символною вершиною, тобто визначає перевірочні умови, у яких задіяно j -ий елемент прийнятого вектору.

Число ребр, що виходять з символної (перевірочної) вершини графу Таннера, називається степеню даної вершини d_V (d_P).

Граф Таннера (n, k) коду з малою щільністю перевірок на парність з наведеними вище позначеннями представлено на рис. 3.1.

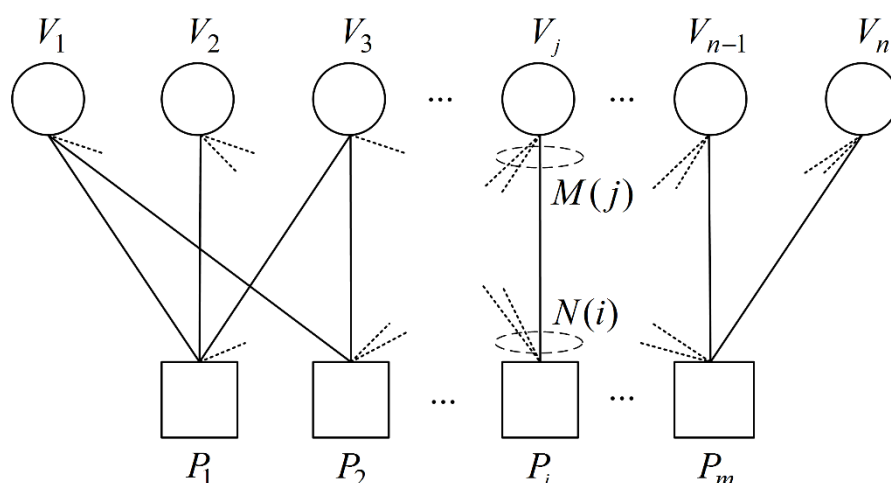


Рис. 3.1. Граф Таннера (n, k) коду з малою щільністю перевірок на парність

При цьому граф Таннера регулярного (n, J, L) коду з малою щільністю

перевірок на парність містить $nJ = mL$ ребр, степінь символічних вершин дорівнює $d_V = J$, а степінь перевірочних вершин – $d_P = L$.

Наприклад, граф Таннера (6, 2, 3) коду з малою щільністю перевірок на парність, який має породжувальну матрицю (3.3), представлений на рис. 3.2.

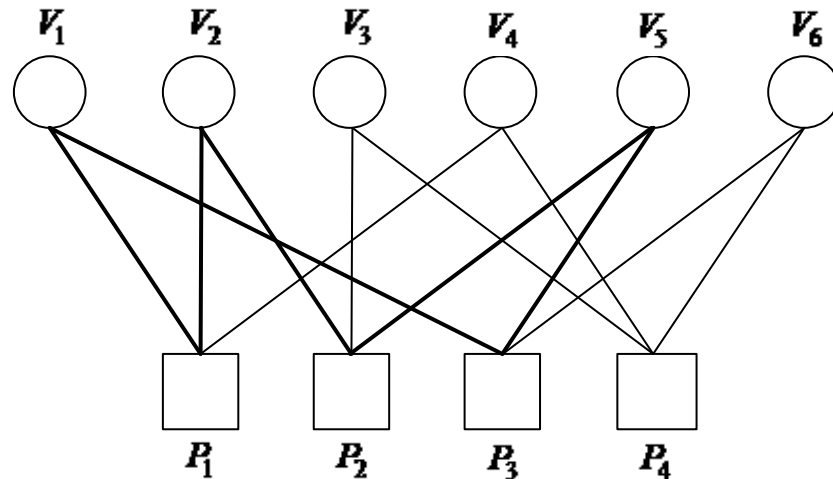


Рис. 3.2. Граф Таннера (6, 2, 3) коду з малою щільністю перевірок на парність

Граф Таннера даного коду з малою щільністю перевірок на парність містить 12 ребр, степінь символічних вершин дорівнює $d_V = 2$, а степінь перевірочних вершин – $d_P = 3$.

Замкнутий шлях, який містить p ребр в графі Таннера, називається циклом довжини p . Цикл мінімальної довжини в графі Таннера називається обхватом графу W . Найкоротшим можливим циклом в графі Таннера є цикл довжиною $p = 4$. Наприклад, на рис. 3.2 показаний один з циклів графу Таннера довжиною $p = 6$, при цьому обхват даного графу $W = 6$.

3.2 Біоінспірована оптимізація нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність

Коди з малою щільністю перевірок на парність характеризуються високою

ефективністю поблизу пропускної здатності каналу зв'язку та меншою складністю технічної реалізації кодеку у порівнянні з турбо-кодами. Як було показано у підрозділі 3.1, характеристики даних кодів визначаються видом графу Таннера, матриця інцидентності якого відповідає перевіірочній матриці. В залежності від виду графу Таннера виділяють регулярні та нерегулярні коди з малою щільністю перевірок на парність, при цьому останні мають кращі характеристики та частіше застосовуються на практиці [29, 55, 160].

У загальному випадку деякий нерегулярний код з малою щільністю перевірок на парність визначається розподілами степенів символічних та перевіірочних вершин графу Таннера відповідно:

$$\lambda(x) = \sum_{i=2}^{d_V} \lambda_i x^i, \quad (3.4)$$

$$\rho(x) = \sum_{i=2}^{d_P} \rho_i x^i, \quad (3.5)$$

де λ_i – коефіцієнт, що визначає долю ребр, що виходять із символічної вершини графу Таннера степені i ;

ρ_i – коефіцієнт, що визначає долю ребр, що виходять із перевіірочної вершини графу Таннера степені i ;

d_V – максимальна степінь символічних вершин графу Таннера;

d_P – максимальна степінь перевіірочних вершин графу Таннера.

Таким чином, (3.4) та (3.5) визначають ансамбль нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність.

Нехай код має n символічних вершин, тоді число символічних вершин степені i становить

$$N_{V_i} = n \frac{\lambda_i / i}{\sum_{j \geq 2} \lambda_j / j} = n \frac{\lambda_i / i}{\int_0^1 \lambda(x) dx},$$

а загальна кількість ребр, що виходять з усіх символічних вершин, дорівнює

$$E = n \sum_{i \geq 2} \frac{\lambda_i / i}{\int_0^1 \lambda(x) dx} = n \frac{1}{\int_0^1 \lambda(x) dx}. \quad (3.6)$$

Аналогічно, припустимо, що код має m перевірочних вершин, тоді число перевірочних вершин степені i становить

$$N_{P_i} = m \frac{\rho_i / i}{\sum_{j \geq 2} \rho_j / j} = m \frac{\rho_i / i}{\int_0^1 \rho(x) dx},$$

а загальна кількість ребр, що виходять з усіх перевірочних вершин, дорівнює

$$E = m \sum_{i \geq 2} \frac{\rho_i / i}{\int_0^1 \rho(x) dx} = m \frac{1}{\int_0^1 \rho(x) dx}. \quad (3.7)$$

Якщо прирівняти (3.6) та (3.7), то можна отримати наступну рівність:

$$m = n \frac{\int_0^1 \rho(x) dx}{\int_0^1 \lambda(x) dx}.$$

У загальному випадку, припускаючи, що усі перевірочні рівняння є лінійно

незалежними, розрахункова швидкість кодування даного коду дорівнює

$$R' = \frac{n - m}{m} = 1 - \frac{\int_0^1 \rho(x) dx}{\int_0^1 \lambda(x) dx}.$$

У [158 – 160] показано, що ефективність нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність значним чином залежить від пари розподілів степенів (3.4) та (3.5). Отже, пошук «хороших» нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність є еквівалентним пошуку даних розподілів степенів. При цьому можуть бути використані різні критерії ефективності, наприклад, ймовірність помилки декодування, обчислювальна складність декодування, швидкість кодування тощо.

Основним підходом до декодування даних кодів є ітеративний метод декодування на основі розповсюдження довіри, розглянутий у підрозділі 3.3. Застосування даного методу призводить до виникнення ефекту шумового порогу, вище якого ймовірність правильного декодування спрямовується до нуля [15, 160].

Розглянемо підхід до пошуку довгих нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність за критерієм ймовірності помилки декодування, що заснований на визначенні порогу ітеративного декодування з використанням процедури еволюції щільності (density evolution) [15].

Межа Шеннона для передачі через канал з АБГШ зі швидкістю \hat{R} визначається як мінімальне відношення сигнал/шум на біт, при якому можлива надійна передача по даному каналу, тобто $E_b / N_0 = \eta_{sh}(\hat{R})$. Для двійкового симетричного каналу та двійкового каналу зі стиранням межа Шеннона визначається як максимальна ймовірність помилки/стирання, при якій можлива надійна передача по каналу зі швидкістю \hat{R} . При цьому не накладається обмежень на методи кодування та декодування інформації.

З іншого боку, у частковому випадку при використанні кодів з малою щільністю перевірок на парність та ітеративного декодування на основі розповсюдження довіри з максимальною кількістю ітерацій I_{id} можна визначити відповідні межі та пороги.

Межею ітеративного декодування для каналу АБГШ називається величина η_{id} , така що при усіх $E_b / N_0 \geq \eta_{id}$, будь-якого $\varepsilon > 0$ та достатньо великих цілих позитивних чисел n та I_{id} існує код, що належить ансамблю кодів, що визначаються (3.4) та (3.5), та метод ітеративного декодування, такий що забезпечує ймовірність декодування

$$P_b^{I_{id}} < \varepsilon. \quad (3.8)$$

Більш того, якщо $E_b / N_0 < \eta_{id}$, то існує $\varepsilon > 0$, таке що при будь-яких n та I_{id} , будь-якому коді та методі ітеративного декодування маємо

$$P_b^{I_{id}} \geq \varepsilon. \quad (3.9)$$

На відміну від меж Шеннона, які відомі для більшості моделей каналів, межі ітеративного декодування для кодів з малою щільністю перевірок на парність у теперішній час невідомі. Тому охарактеризувати межі можна лише верхніми та нижніми границями. Межа Шеннона для каналів з АБГШ є нижньою границею для меж ітеративного декодування у даному каналі. Верхні границі для каналів з АБГШ можуть бути обчислені з використанням процедури еволюції щільності (density evolution). У даному випадку дані верхні границі називаються порогами та задовольняють умовам

$$\eta_{sh} \leq \eta_{id} \leq \eta_{th}, \quad (3.10)$$

де η_{th} – поріг ітеративного декодування.

Межі та пороги для каналу з АБГШ (3.8) – (3.10) можна узагальнити на випадок інших моделей каналу зв'язку.

Процедура еволюції щільності полягає у наступному. Спочатку зафіксуємо максимальну кількість ітерацій I_{id} . На кожному етапі процесу еволюції щільності встановлюється задане відношення сигнал/шум E_b/N_0 . Далі виконується процедура еволюції щільності до досягнення максимальної кількості ітерацій I_{id} . Крім того обчислюється еволюція імовірності жорсткого рішення. Якщо на деякій ітерації, меншій за I_{id} , імовірність жорсткого рішення буде менша, ніж задане порогове значення, то процес еволюції щільності зупиняється та відповідне значення відношення сигнал/шум E_b/N_0 обирається у якості порогу або величина E_b/N_0 зменшується та процедура еволюції щільності застосовується для даного відношення сигнал/шум.

Застосування процедури еволюції щільності засноване на наступних припущеннях:

1) симетричність розподілу ймовірностей – якщо канал є симетричним, тобто ймовірність передачі 1 та 0 однакова, то вихід ітеративного декодера також симетричний;

2) незалежність від переданого кодового слова – завдяки симетричності розподілу ймовірностей достатньо здійснити аналіз ефективності кодера/декодера лише для нульового кодового слова;

3) концентрація – з високою ймовірністю випадково обраний код з ансамблю буде мати характеристики ітеративного декодування близькі до середніх характеристик ансамблю;

4) відсутність циклів у графі Таннера – якщо довжина кодового слова спрямовується до нескінченності, то досягається середня ефективність для даного ансамблю кодів при використанні ітеративного декодування на основі розповсюдження довіри [15, 50 – 52].

Таким чином, процедура еволюції щільності може бути використана для

знаходження максимального рівня шуму у каналі зв'язку, при якому можливе правильне відновлення переданого повідомлення з використанням методу ітеративного декодування на основі розповсюдження довіри та деякого ансамблю нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, заданого (3.4) та (3.5). Тоді після знаходження ансамблю кодів з найвищим порогом ітеративного декодування для заданої моделі каналу зв'язку, з нього можна вибрати «хороший» нерегулярний код з малою щільністю перевірок на парність.

При цьому застосування процедури еволюції щільності до кожного з можливих розподілів степенів (3.4) та (3.5) неможливо реалізувати на практиці, тому для пошуку «хороших» ансамблів кодів часто застосовується метод диференційної еволюції. При цьому висока обчислювальна складність даного методу оптимізації обмежує область застосування цього підходу дуже короткими кодами. Крім того, підхід, заснований на спільному використанні процедури еволюції щільності та методу диференційної еволюції, можна застосовувати лише у разі виконання наведених вище припущень, що виконуються лише для довгих кодів (при спрямуванні довжини кодового слова до нескінченності). На практиці у різноманітних телекомунікаційних технологіях застосовуються нерегулярні коди з малою щільністю перевірок на парність кінцевої довжини, тому нижче наведено підхід до оптимізації таких кодів зі зменшеною обчислювальною складністю на прикладі каналу з АБГШ.

Слід зазначити, що (3.4) та (3.5) визначають ансамбль нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, а побудова графу Таннера конкретного коду з даного ансамблю може, наприклад, здійснюватися за допомогою методу «progressive edge-growth» (PEG) [161]. Відповідно до цього методу побудови графу Таннера розподіл степенів перевірочних вершин (3.5), повинен підкорятися рівномірному закону. Зокрема, хороші результати можна отримати при застосуванні розподілу для двох послідовно обраних перевірочних вершин. Таким чином, в даному випадку для коду з заданою швидкістю кодування та довжиною кодового слова пошук «хорошого» нерегулярного коду з малою щільністю перевірок на парність спрощується та зводиться до пошуку лише розподілу

степенів символьних вершин графу Таннера (3.4).

У [15, 125, 160] показано, що для знаходження розподілів степенів вершин графу Таннера близьких до оптимальних та зменшення обчислювальної складності даного процесу достатньо обрати лише декілька символьних вершин з наперед заданими степенями (наприклад, зі степенями 2, 3, d_V та невеликою кількістю проміжних степенів).

Нехай розподіл степенів символьних вершин графу Таннера, що містить l ненульових коефіцієнтів, має вид:

$$\Lambda(x) = \sum_{i=1}^l \Lambda_i x^{d_i}, \quad (3.11)$$

де Λ_i – коефіцієнт, що визначає долю ребр, виходять із попередньо обраної символьної вершини графу Таннера степені i ;

d_i – попередньо обрана степінь i -ої складової розподілу степенів.

При цьому для коефіцієнтів Λ_i повинна виконуватися наступна умова:

$$\sum_{i=1}^l \Lambda_i = 1, \quad 0 < \Lambda_i < 1. \quad (3.12)$$

Таким чином, з урахуванням (3.12) пошук розподілу степенів символьних вершин (3.4) можна представити як пошук елементів Λ_i вектору довжиною l .

Для обмеження області пошуку розмірністю $l-1$ представимо l -ий коефіцієнт (3.11) як

$$\Lambda_l = 1 - \sum_{i=1}^{l-1} \Lambda_i. \quad (3.13)$$

Для оцінки «якості» деякого вектору $\bar{\Lambda} = (\Lambda_1, \Lambda_2, \dots, \Lambda_{l-1})$ при побудові

графу Таннера методом РЕГ необхідно визначити відповідну цільову функцію. У [98] у якості цільової функції обрано значення шумового порогу (порогу ітеративного декодування), що обчислюється з використанням процедури еволюції щільності для різних розподілів степенів вершин графу Таннера, що визначаються з використанням методу диференційної еволюції. Даний підхід характеризується значною обчислювальною складністю, а точність результатів зменшується для відносно коротких кодів.

Для зниження обчислювальної складності оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність пропонується у якості цільової функції використовувати ймовірність помилки декодування (коефіцієнт помилок), що обчислюється у результаті комп'ютерного моделювання на основі методу Монте-Карло [162 – 166].

Таким чином, з урахуванням (3.11) – (3.13) пошук «хороших» нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність з заданими параметрами для деякої моделі каналу формально можна представити у вигляді наступної оптимізаційної задачі:

$$f(\bar{\Lambda}^*) = \min_{\bar{\Lambda} \in \bar{\Lambda}'} f(\bar{\Lambda}), \quad (3.14)$$

$$f(\bar{\Lambda}) = BER, \quad (3.15)$$

$$SNR = const, R = const, \quad (3.16)$$

$$\bar{\Lambda}' = \left\{ \bar{\Lambda} \left| \begin{array}{l} \sum_{i=1}^l \Lambda_i = 1 \\ \Lambda_l = 1 - \sum_{i=1}^{l-1} \Lambda_i \\ 0 < \Lambda_i < 1 \end{array} \right. \right\}, \quad (3.17)$$

де $\bar{\Lambda}^*$ – глобальний (локальний) мінімум, що відповідає «найкращому» вектору, що складається з коефіцієнтів розподілу степенів символічних вершин;

$\bar{\Lambda}'$ – множина допустимих рішень, що відповідає групі векторів, які складаються з коефіцієнтів розподілу степенів символічних вершин;

BER – ймовірність помилки декодування (коефіцієнт помилок);

SNR – відношення сигнал/шум, дБ;

R – швидкість кодування нерегулярного коду з малою щільністю перевірок на парність.

З аналізу функції (3.15) та обмежень (3.16), (3.17) випливає, що сформульована задача мінімізації (3.14) є задачею нелінійного програмування. При цьому визначення глобального мінімуму за допомогою класичних методів оптимізації характеризується значною обчислювальною складністю [131], тому пропонується використовувати біоінспіровані процедури оптимізації, що дозволяють знайти субоптимальне рішення з прийнятною обчислювальною складністю. Таким чином, запропонований підхід до оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність можна розглядати як узагальнення принципів та процедур, запропонованих у [98].

Розглянемо основні етапи біоінспірованого методу оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність кінцевої довжини.

Етап 1. Вибір параметрів коду та характеристик моделі каналу зв'язку.

На даному етапі обирається значення швидкості кодування R , а також встановлюється величина відношення сигнал/шум SNR , яка повинна бути достатньо малою для досягнення попередньо визначеного значення ймовірності помилки декодування за прийнятний час моделювання.

Етап 2. Біоінспірована оптимізація розподілу степенів символічних вершин графу Таннера для заданих параметрів коду.

Даний етап заснований на спільному використанні узагальнених біоінспірованих процедур, методу PEG для побудови графу Таннера та комп'ютерного моделювання із застосуванням методу Монте-Карло.

Спочатку відбувається створення групи початкових векторів $\bar{\Lambda}$, елементи яких формуються відповідно до рівномірного розподілу з нормалізацією для того, щоб задовольнити умові (3.12). Далі для кожного з отриманих векторів $\bar{\Lambda}$ та

відповідного розподілу степенів перевірочних вершин $\rho(x)$, що визначається з урахуванням швидкості кодування, з використанням методу PEG будується граф Таннера, що повністю характеризує конкретний код. Після цього здійснюється комп'ютерне моделювання процесу передачі інформації по каналу зв'язку з використанням кожного з отриманих нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність. При цьому число кодових слів, що передається, не обмежується, а процес моделювання завершується зупиняється при досягненні попередньо визначеного значення коефіцієнту помилок при використанні методу ітеративного декодування на основі розповсюдження довіри. Далі на основі отриманих результатів за допомогою набору міграційних операторів, що визначається здійснюється конкретною біоінспірованою процедурою, здійснюється формування групи нових «покращених» векторів $\bar{\Lambda}$, для яких наведений вище процес повторюється. Генерування векторів $\bar{\Lambda}$ завершується при досягненні заданої кількості ітерацій.

Етап 3. Отримання ансамблю нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність.

На даному етапі здійснюється формування «найкращого» вектору $\bar{\Lambda}^*$ за результатами виконання етапу 2, тобто отримання розподілу степенів символічних вершин графу Таннера близького до оптимального для заданих параметрів коду та характеристик моделі каналу зв'язку.

З аналізу розглянутих вище етапів випливає, що у значному ступені обчислювальна складність реалізації запропонованого підходу до оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність залежить від вибору конкретної біоінспірованої процедури, особливості реалізації та порівняння ефективності яких для стандартних тестових функцій наведено у [130, 133].

Схема розробленого біоінспірованого методу оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність кінцевої довжини, що забезпечує візуалізацію основних його етапів, представлена на рис. 3.3.

З рис. 3.3 випливає, що відмінною рисою запропонованого методу

оптимізації кодів з малою щільністю перевірок на парність є застосування узагальнених біоінспірованих процедур для визначення «найкращого» розподілу степенів символьних вершин графу Таннера. Крім того, з метою розширення функціональних можливостей даного підходу для побудови графу Таннера можна використати деякий інший метод, а комп'ютерне моделювання замінити процедурами, що апроксимують процедуру еволюції щільності [15].

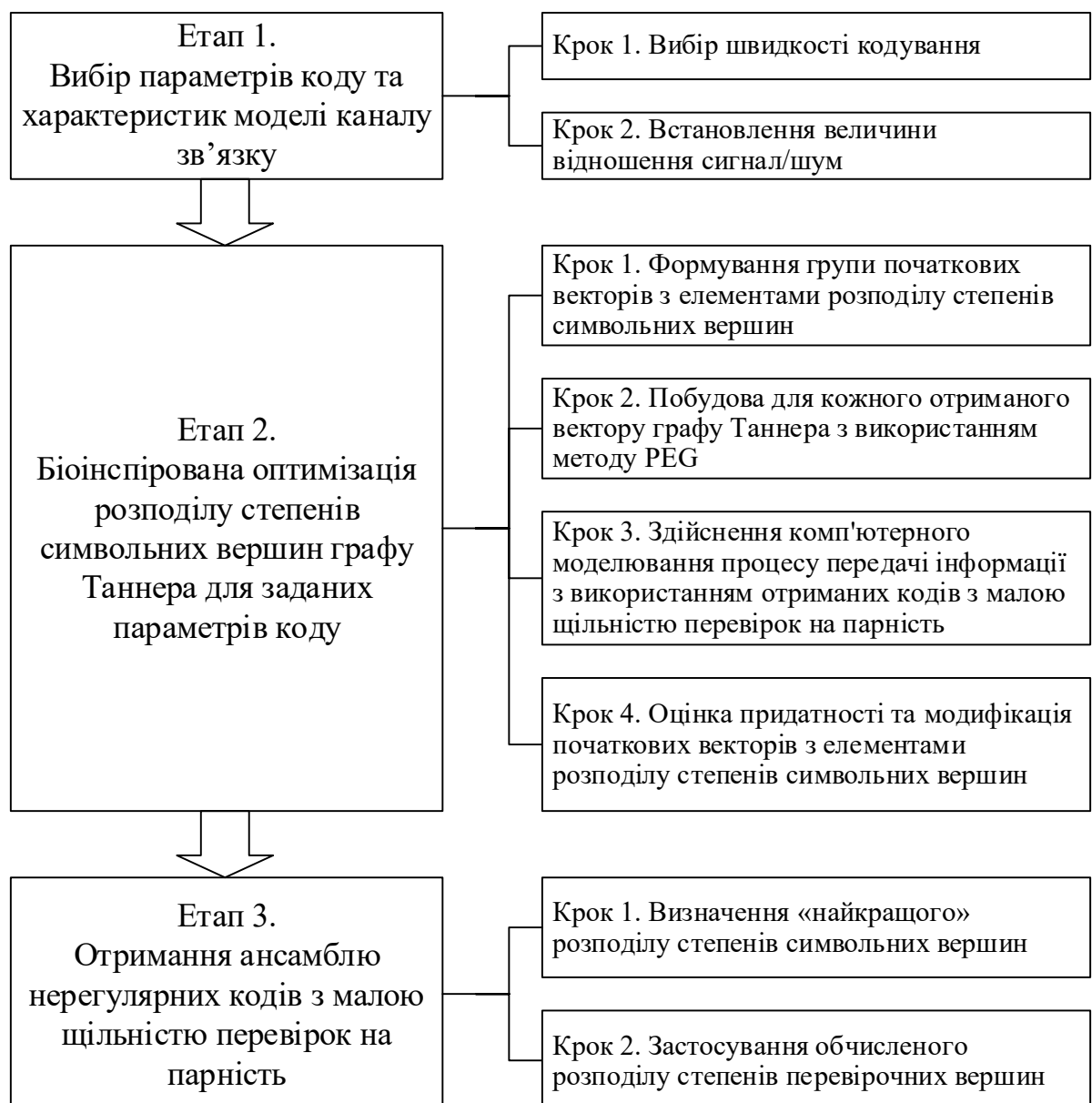


Рис. 3.3. Схема біоінспірованого методу оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність кінцевої довжини

В основі програмної реалізації запропонованого підходу до оптимізації

нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність лежать розроблені алгоритм та псевдокод, схеми та особливості яких наведені нижче.

Схема алгоритму біоінспірованого методу оптимізації кодів з малою щільністю перевірок на парність кінцевої довжини представлена на рис. 3.4.

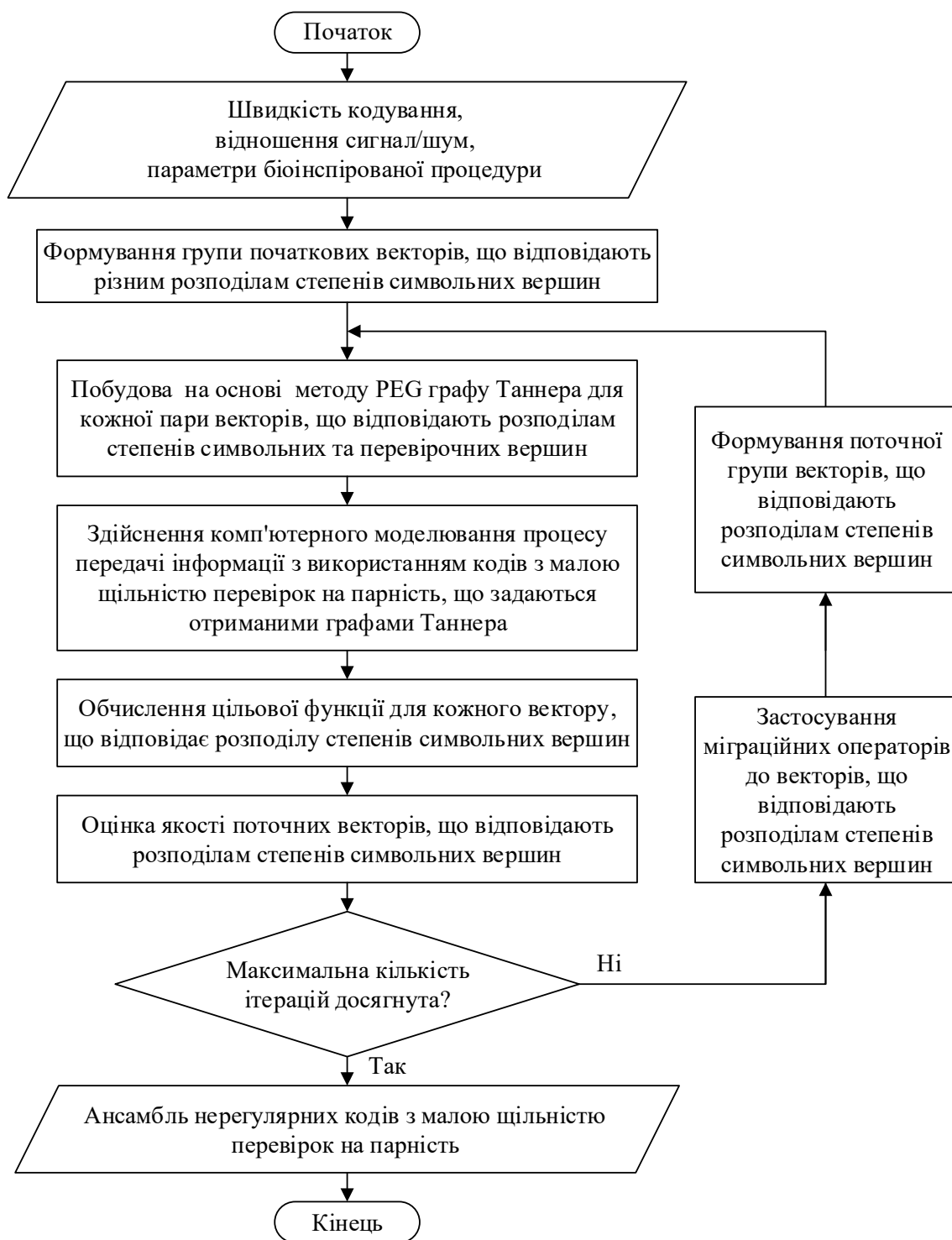


Рис. 3.4. Схема алгоритму біоінспірованого методу оптимізації кодів з малою щільністю перевірок на парність кінцевої довжини

Як впливає з рис. 3.4, у даному алгоритмі вхідними даними є параметри нерегулярного коду з малою щільністю перевірок на парність – необхідна швидкість кодування, що визначається довжинами інформаційного та кодового слів, а також достатньо низьке відношення сигнал/шум та параметри обраної біоінспірованої процедури. Згідно даного алгоритму спочатку створюється група початкових випадково сформованих векторів, що відповідають різним розподілам степенів символічних вершин. Далі знаходиться близький до рівномірного розподіл степенів перевірочних вершин, що визначається швидкістю кодування та відповідними розподілами степенів символічних вершин. Після цього для кожної пари векторів, що відповідають розподілам степенів символічних та перевірочних вершин, будується граф Таннера з використанням методу PEG. Отриманий граф Таннера повністю задає відповідний нерегулярний код з малою щільністю перевірок на парність. Потім здійснюється комп'ютерне моделювання процесу передачі інформації з використанням кожного з отриманих кодів та методу ітеративного декодування на основі розповсюдження довіри. В результаті комп'ютерного моделювання визначається коефіцієнт помилок, що виступає у якості цільової функції, для кожного використовуваного коду з малою щільністю перевірок на парність. На основі даної інформації здійснюється оцінка якості векторів, що відповідають різним розподілам степенів символічних вершин. Якщо максимальна кількість ітерацій не досягнута, то відбувається модифікація даних векторів з використанням міграційних операторів обраної біоінспірованої процедури та формування нової групи векторів, що відповідають розподілам степенів символічних вершин. Результатом роботи алгоритму є формування ансамблю нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, що задається визначенням «найкращим» розподілом степенів символічних вершин та обчисленим розподілом степенів перевірочних вершин.

Для здійснення програмної реалізації представленого методу оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність розроблено уніфікований псевдокод, схема якого наведена на рис. 3.5.

вхід: швидкість кодування R , відношення сигнал/шум SNR , параметри біоінспірованої процедури NP , $\alpha_1, \dots, \alpha_D$, $\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$, L_{\max}

вихід: вектор розподілу степенів символічних вершин $\bar{\Lambda}^*$

початок

сформувати групу початкових векторів $\bar{\Lambda}_1 \dots \bar{\Lambda}_{NP}$, що відповідають розподілам степенів символічних вершин

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L_{\max}

визначити вектори розподілу степенів перевірочних вершин $\bar{\rho}_i$ з урахуванням R та векторів $\bar{\Lambda}_1 \dots \bar{\Lambda}_{NP}$

побудувати граф Таннера згідно методу PEG для пари векторів $\bar{\Lambda}_i$, $i = [1, NP]$ та $\bar{\rho}_i$

здійснити кодування інформації з використанням кодів з малою щільністю перевірок на парність, що визначаються $(\bar{\Lambda}_i, \bar{\rho})$

передати отримані кодові слова по каналу зв'язку із заданим SNR

декодувати прийняті вектори з використанням методу ітеративного декодування на основі розповсюдження довіри

обчислити якість векторів $\bar{\Lambda}_1 \dots \bar{\Lambda}_{NP}$ згідно цільової функції $f(\bar{\Lambda}) = BER$

сформувати нову групу векторів $\bar{\Lambda}_1 \dots \bar{\Lambda}_{NP}$ з використанням міграційних операторів з параметрами $\alpha_1, \dots, \alpha_D$, $\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$

кінець циклу поки

визначити «найкращий» вектор $\bar{\Lambda}^* = \underset{\bar{\Lambda} \in \bar{\Lambda}'}{\operatorname{argmin}} f(\bar{\Lambda})$

кінець

Рис. 3.5. Схема псевдокоду методу оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність

Оцінка ефективності запропонованого методу оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність кінцевої довжини заснована на

програмній реалізації алгоритму та псевдокоду, наведених на рис. 3.4 та 3.5.

При здійсненні моделювання за допомогою розробленої програмної реалізації використовувались наступні налаштування:

- 1) швидкість кодування – $1/2$;
- 2) діапазон відношення сигнал/шум – від 1 до 3 дБ;
- 3) параметри біоінспірованого методу оптимізації, що використовує процедуру летучих мишей [133, 137, 140]:

- максимальна кількість ітерацій $L_{\max} = 150$,

- розмір популяції $NP = 30$,

- частота сигналів $\omega^{\min} = 0$ та $\omega^{\max} = 2$,

- гучність сигналу $a = 0,8$;

- частота повторення випромінюваних імпульсів $r = 0,2$.

За результатами моделювання для заданих умов було знайдено близькі до оптимальних розподіли степенів символічних вершин, що мають наступний вигляд:

$$\Lambda(x) = 0,481x^2 + 0,274x^3 + 0,063x^4 + 0,095x^5 + 0,087x^{15};$$

$$\Lambda(x) = 0,375x^2 + 0,231x^3 + 0,097x^4 + 0,036x^{10} + 0,163x^{30} + 0,098x^{50}.$$

Перший розподіл використано при побудові за методом PEG нерегулярних кодів з малою щільністю різної довжини – «короткого» (504, 252) коду та «довгого» (1008, 504) коду, а другий розподіл – тільки для побудови «короткого» коду. Оцінка якості отриманих кодів була заснована на співставленні їх характеристик з відповідними регулярними та випадковими нерегулярними кодами, для декодування яких застосовувався ітеративний метод на основі розповсюдження довіри.

Порівняння характеристик нерегулярного (504, 252) коду з малою щільністю перевірок на парність, оптимізованого згідно запропонованого біоінспірованого методу, та відомих регулярного та випадкового нерегулярного кодів з такими ж параметрами наведено на рис. 3.6.

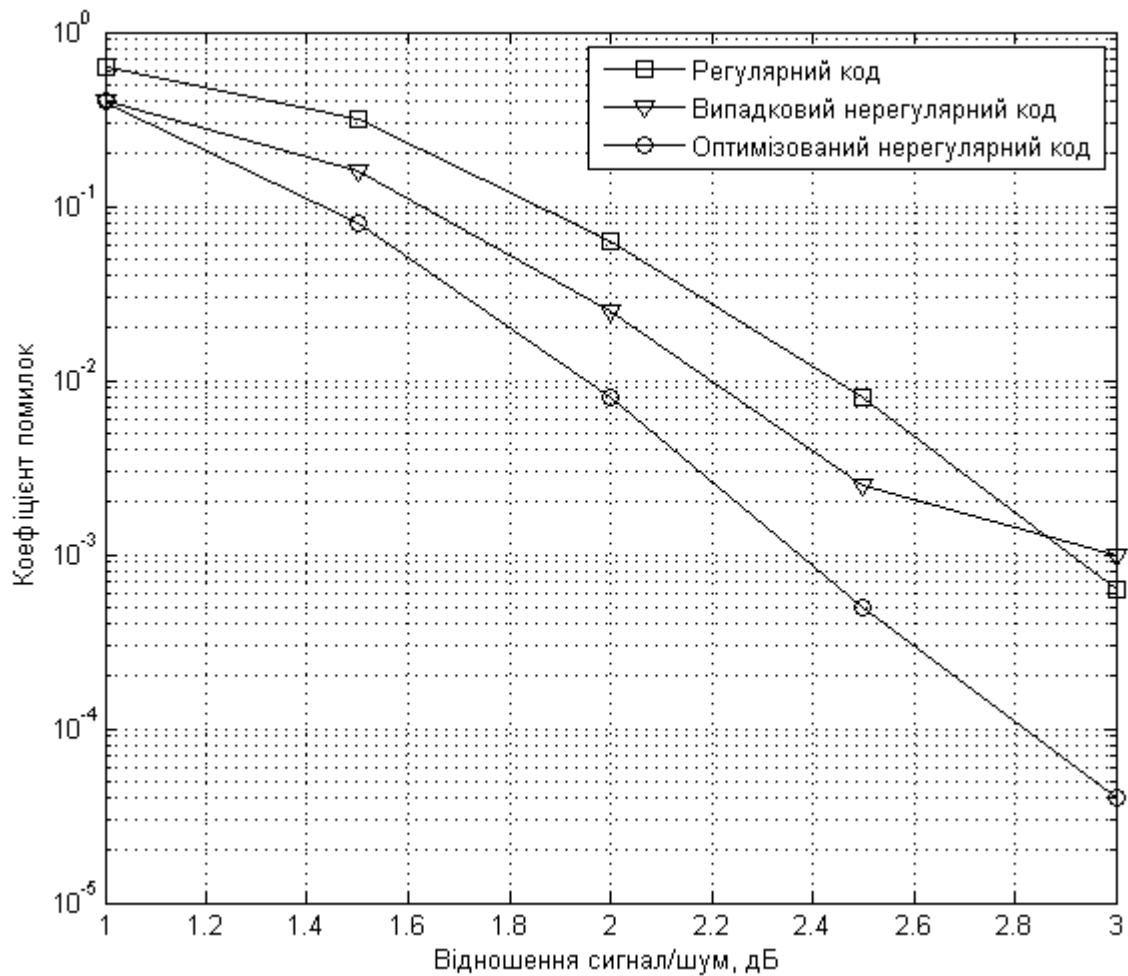


Рис. 3.6. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (504, 252) кодів з малою щільністю перевірок на парність

З аналізу рис. 3.6 випливає, що розроблений біоінспірований метод оптимізації дозволяє отримати нерегулярний код з малою щільністю перевірок на парність, що забезпечує енергетичний вигравш від кодування близько 0,6 дБ у порівнянні з регулярним кодом та випадковим нерегулярним кодом при коефіцієнті помилок 10^{-3} . При цьому у отриманого коду відсутній ефект «error floor» на відміну від представленого випадкового нерегулярного коду.

Також отриманий розподіл степенів символічних вершин був використаний для побудови нерегулярного (1008, 504) коду з малою щільністю перевірок на парність, порівняння характеристик якого з іншими кодами представлено на рис. 3.7.

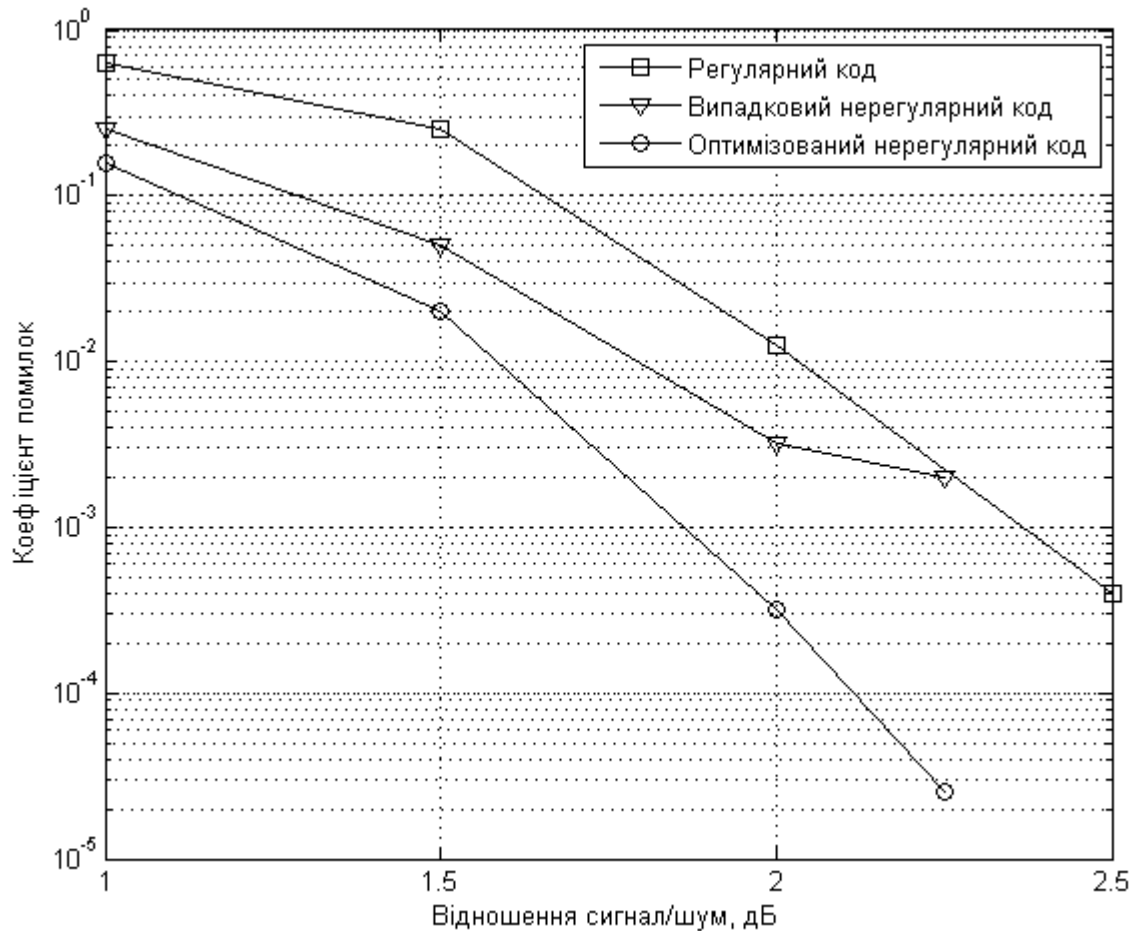


Рис. 3.7. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (1008, 504) кодів з малою щільністю перевірок на парність

З аналізу рис. 3.7 слідує, що нерегулярний код з малою щільністю перевірок на парність з оптимізованим розподілом символічних вершин забезпечує енергетичний вигравш від кодування понад 0,5 дБ у порівнянні з регулярним кодом при коефіцієнті помилок 10^{-3} . Крім того на відміну від представленого випадкового нерегулярного коду не має ефекту «error floor», що дозволяє отримати значно менший коефіцієнт помилок у області високих значень відношення сигнал/шум.

У [50, 98] показано, що довгі випадкові нерегулярні коди з малою щільністю перевірок на парність, отримані з використанням процедури еволюції щільності, практично досягають межі Шеннона. На рис. 3.8 наведено порівняння

характеристик нерегулярних (504, 252) кодів з малою щільністю перевірок на парність, що отримані за допомогою процедури еволюції щільності та запропонованого біоінспірованої методу оптимізації, при різних значеннях максимальної степені у розподілі степенів символічних вершин.

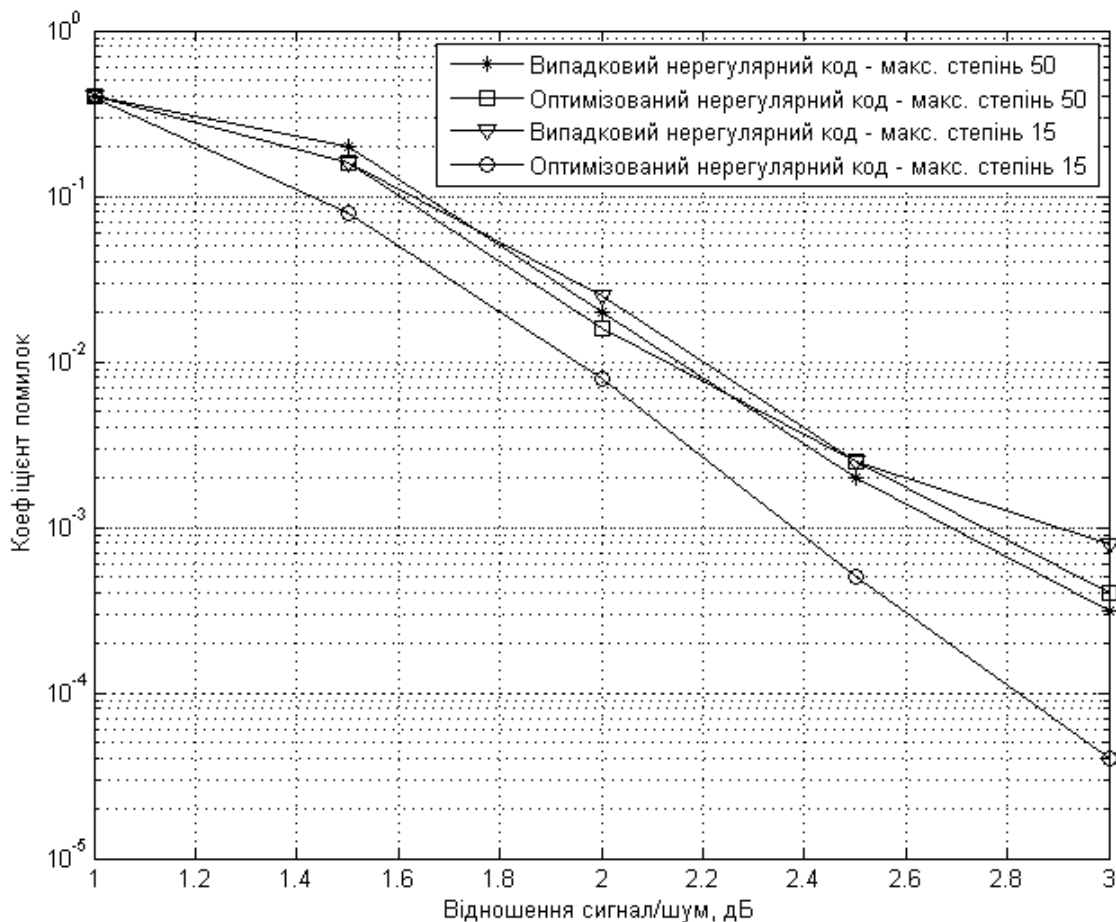


Рис. 3.8. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для випадкових та оптимізованих нерегулярних (504, 252) кодів з малою щільністю перевірок на парність

З отриманих результатів, представлених на рис. 3.8, випливає, що при високому значенні максимальної степені у розподілі степенів символічних вершин оптимізований нерегулярний (504, 252) код з малою щільністю перевірок на парність має практично таку ж ефективність, як і випадковий нерегулярний код. З іншого боку, на відміну від випадкового коду зменшення максимальної степені у

розподілі степенів символічних вершин оптимізованого нерегулярного (504, 252) коду з малою щільністю перевірок на парність забезпечує значно менший коефіцієнт помилок у області високих значень відношення сигнал шум. Наприклад, при відношенні сигнал/шум 3 дБ коефіцієнт бітових помилок менший більш, ніж на порядок.

При цьому обчислювальна складність запропонованого біоінспірованого методу оптимізації нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність менша, ніж при спільному використанні процедури еволюції щільності та методу диференційної еволюції, та може регулюватися шляхом заміни типу та/або параметрів біоінспірованої процедури.

3.3 Дослідження обчислювальної складності методів кодування та декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність

Енергетична ефективність кодів з малою щільністю перевірок на парність з великою довжиною кодового слова практично досягає межі Шеннона при збереженні прийнятої обчислювальної складності декодування [15, 51, 55]. Для класичних лінійних блокових кодів (наприклад, кодів БЧХ, кодів Ріда-Соломона) процес кодування зазвичай менш складний, ніж процес декодування [21 – 28]. Коди з малою щільністю перевірок на парність також відносяться до класу лінійних блокових кодів, однак їх ключовою відмінністю є розріджена перевірочна матриця, що в загальному випадку призводить до породжувальної матриці щільно заповненої ненульовими символами. У зв'язку з цим процес кодування на основі породжувальної матриці володіє порівняно високою обчислювальною складністю. Для зменшення обчислювальної складності кодування кодами з малою щільністю перевірок на парність застосовуються методи, засновані на наступних ідеях: використанні алгебраїчних властивостей перевірочної матриці; приведенні довільної (випадкової) перевірочної матриці до заданої форми; представлення перевірочної матриці у вигляді графу Таннера. Хоча алгебраїчні коди з малою щільністю перевірок на парність часто мають лінійну складність кодування, більш

ефективними є випадкові коди з малою щільністю перевірок на парність [29, 50], тому розглянемо особливості покращених з обчислювальної точки зору методів кодування даними кодами, що можуть бути застосовані при дослідженні їх характеристик.

Розглянемо (n, k) код з малою щільністю перевірок на парність, заданий випадковою розрідженою перевіркою матрицею H розміру $m \times n$. Здійснюючі елементарні операції над строками і стовпцями даної матриці, її можна привести до наступної канонічної форми:

$$H_{sys} = (P I_m), \quad (3.18)$$

де P – матриця розміру $m \times k$;

I_m – одинична матриця розміру $m \times m$.

З урахуванням того, що простір строк породжувальної матриці ортогональний простору строк перевіркою матриці, тобто $GH^T = 0$, відповідну породжувальну матрицю (n, k) даного коду представимо наступним чином:

$$G_{sys} = (I_k P^T), \quad (3.19)$$

де I_k – одинична матриця розміру $k \times k$;

P^T – матриця розміру $k \times m$.

Тоді (3.18) та (3.19) задають еквівалентний (n, k) код з малою щільністю перевірок на парність у систематичній формі, а відображення інформаційного слова $\bar{u} = (u_1, u_2, \dots, u_k)$ в кодове слово можна здійснити безпосередньо шляхом його множення на породжувальну матрицю G_{sys} :

$$\bar{c} = \bar{u}G_{sys} = (c_1 c_2 \dots c_k c_{k+1} \dots c_n) = (\bar{u} \bar{p}), \quad (3.20)$$

де \bar{u} – інформаційна частина кодового слова довжиною k ;

\bar{p} – перевірна частина кодового слова довжиною m .

Таким чином, процес кодування складається з двох частин: попередніх операцій для знаходження породжувальної матриці (3.19) та безпосередньо знаходження кодового слова (3.20). Обчислювальна складність першого етапу кодування складає $O(n^3)$ операцій, але це не є обмеженням, так як він виконується попередньо. Більш суттєвий недолік породжувальної матриці (3.19) полягає в тому, що вона не є розрідженою, тому другий етап процесу кодування має квадратичну обчислювальну складність, тобто потребує $O(k \times m)$ або, в більш загальному випадку, $O(n^2)$ операцій. Даний факт не дозволяє застосовувати «прямий» метод кодування для кодів з малою щільністю перевірок на парність з великою довжиною кодового слова n .

Для зменшення обчислювальної складності кодування довільними кодами з малою щільністю перевірок на парність можливе застосування методу на основі перетворення випадкової форми перевіркової матриці H в наближену нижню трикутну форму [54, 167, 168]. Для збереження властивості розрідженості перевіркової матриці допускається лише перестановка строк і стовпців, в результаті даних операцій виходить матриця наступного виду

$$H_t = \begin{pmatrix} A & B & T \\ C & D & E \end{pmatrix}, \quad (3.21)$$

де T – матриця, яка має нижню трикутну форму, розміру $(m-g) \times (m-g)$ (це означає, що T містить одиниці на діагоналі від верхнього лівого кута до нижнього правого кута, а на всіх позиціях вище діагоналі – нулі);

A, B – матриці з розмірами $(m-g) \times k$ та $(m-g) \times g$ відповідно (якщо вихідна матриця H має повний ранг);

C, D, E – матриці з розмірами $g \times k$, $g \times g$ та $g \times (m-g)$ відповідно.

Тоді g строк матриці (3.21), які залишились в матрицях C , D , E , відповідають різниці між наближеною та ідеальною нижніми трикутними формами вихідної матриці H , при цьому чим менше g , тим менше обчислювальна складність кодування вихідним кодом.

Після отримання наближеної нижньої трикутної форми перевірконої матриці (3.21), застосовується виключення Гаусса-Жордана для перетворення матриці E в нульову матрицю:

$$\tilde{H} = \begin{pmatrix} I_{(r-g)} & 0 \\ -ET^{-1} & I_g \end{pmatrix} H_t = \begin{pmatrix} A & B & T \\ \tilde{C} & \tilde{D} & 0 \end{pmatrix}, \quad (3.22)$$

де $\tilde{C} = -ET^{-1}A + C$, $\tilde{D} = -ET^{-1}B + D$, $\tilde{E} = -ET^{-1}T + E = 0$.

Так як матриця T має нижню трикутну форму, тоді при використанні виключення Гаусса-Жордана (3.22) вплив здійснюється лише на матриці \tilde{C} і \tilde{D} ; інші складові перевірконої матриці (3.21) заливаються розрідженими.

Далі для здійснення кодування з використанням отриманої матриці (3.22) кодове слово \bar{c} ділиться на три частини, так що $\bar{c} = (\bar{u} \ \bar{p}^1 \ \bar{p}^2)$, де $\bar{p}^1 = (p_1^1 \ p_2^1 \ \dots \ p_g^1)$ – вектор, що містить g перших перевірочних символів, $\bar{p}^2 = (p_1^2 \ p_2^2 \ \dots \ p_{m-g}^2)$ – вектор, який містить інші $(m - g)$ перевірочних символів.

Кодове слово \bar{c} коду з малою щільністю перевірок на парність має задовольняти перевірочному рівнянню $\bar{c}\tilde{H}^T = 0$, отже

$$A\bar{u} + B\bar{p}^1 + T\bar{p}^2 = 0, \quad (3.21)$$

$$\tilde{C}\bar{u} + \tilde{D}\bar{p}^1 + 0\bar{p}^2 = 0. \quad (3.22)$$

Оскільки матриця E є нульовою, тоді вектор \bar{p}^1 залежить лише від інформаційної частини \bar{u} і тому може бути визначений незалежно від

вектору \bar{p}^2 . Якщо матриця \tilde{D} є оберненою, тоді вектор \bar{p}^1 можна знайти з (3.22):

$$\bar{p}^1 = \tilde{D}^{-1} \tilde{C} \bar{u}. \quad (3.23)$$

Якщо матриця \tilde{D} не є оберненою, тоді необхідно відповідним чином переставити стовпці матриці (3.22). Зберігаючи мінімально припустимий розмір g , можна забезпечити обчислювальну складність добутку (3.23) на рівні $O(n + g^2)$ операцій.

Після того як вектор \bar{p}^1 знайдено, вектор \bar{p}^2 визначається з (3.21) наступним чином:

$$\bar{p}^2 = -T^{-1}(A\bar{u} + B\bar{p}^1). \quad (3.24)$$

Розрідженість матриць A , B та T використовується для забезпечення низької складності обчислень (3.24). Так як матриця T має нижню трикутну форму, то фактично вектор \bar{p}^2 може бути знайдено з використанням зворотної підстановки, що потребує $O(n)$ операцій.

Таким чином, загальна обчислювальна складність даного методу кодування кодами з малою щільністю перевірок на парність складає $O(n + g^2)$ операцій.

Інший підхід до зменшення обчислювальної складності кодування полягає у застосуванні методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність для каналу зі стиранням символів на основі ітеративного обміну повідомленнями між символними V_j та перевіроочними P_i вершинами графу Таннера, побудованого на основі перевіроочної матриці H [54, 168].

Для здійснення кодування (n, k) кодом з малою щільністю перевірок на парність серед змінних вершин обираються k вершин, що відповідають відомим символам інформаційного слова \bar{u} , а інші m вершин представляють собою

невідомі (стерті) символи перевірконої частини кодового слова (3.20). Для знаходження стертих символів застосовується класичний для даних кодів ітеративний метод декодування, особливості якого розглянуті нижче. Даний метод декодування також потребує $O(n)$ операцій, але при цьому може виникати проблема існування «множини зупинення», яка призводить до неможливості знаходження перевірконої частини кодового слова \bar{p} .

Класичні методи ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність засновані на послідовному уточненні кожного елементу передбачуваного кодового слова та перевірці умови закінчення декодування (обчисленні синдрому), що еквівалентно ітеративному обміну повідомленнями між символними та перевірочними вершинами графу Таннера. До класичних методів ітеративного декодування даних кодів відносяться метод жорсткого декодування на основі інвертування біта та метод м'якого декодування на основі розповсюдження довіри [15, 53, 55, 56]. Дані методи забезпечують різну достовірність передачі інформації, що оцінюється ймовірністю помилки декодування, та відрізняються обчислювальною складністю, що визначається необхідною кількістю ітерацій, типом та кількістю операцій тощо.

Метод жорсткого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі інвертування біта, з урахуванням матеріалів розділу 2, представлено такими етапами.

Етап 1. Обчислення кожної перевірконої умови s_i для прийнятого вектору \bar{r} за формулою (2.10).

Етап 2. Визначення числа невиконаних перевірочних умов для j -ого елементу прийнятого вектору.

Етап 3. Формування передбачуваного кодового слова \bar{c}' шляхом інвертування елементу r_j з найбільшим числом невиконаних перевірочних умов.

Етап 4. Перевірка умови закінчення декодування. Якщо для передбачуваного кодового слова \bar{c}' виконується умова (2.8) або досягнуто максимальне число ітерацій, то процес декодування завершується, в іншому випадку – перехід до

етапу 1.

Таким чином, сутність даного методу декодування полягає в ітеративному обчисленні всіх перевірок прийнятого вектору \bar{r} з визначенням кількості невиконаних перевірок $N(i)$ та інвертуванні символу r_j прийнятого вектору, який входить в найбільше число невиконаних перевірок $N(i)$ з m перевірочних рівнянь, представлених строками матриці (3.1).

З аналізу етапів методу жорсткого декодування випливає його низька обчислювальна складність через необхідність виконання лише двійкових операцій, що обумовлює доцільність його використання у додатках з високою швидкістю передачі. Зокрема, обчислювальна складність даного методу декодування для регулярних кодів із заданими значеннями J та L росте лінійно зі збільшенням довжини кодового слова n . При цьому даний метод характеризується відносно високою ймовірністю помилки декодування, що знижує достовірність передачі інформації у телекомунікаційних системах. Для підвищення ефективності жорсткого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність пропонуються різні модифікації даного методу, наприклад використання «зваженого» інвертування бітів [55, 169].

Замість інвертування бітів метод м'якого декодування на основі розповсюдження довіри забезпечує обмін значеннями ймовірностей прийнятих з каналу символів між символними та перевірочними вершинами графу Таннера для підвищення впевненості у виконанні кожної перевірки m_i . Такий обмін ймовірностями називається передачею повідомлень або розповсюдженням довіри. Якщо граф Таннера не містить циклів, то даний метод декодування використовує точні значення ймовірностей, що дозволяє забезпечити декодування прийнятого вектору за максимумом правдоподібності. За наявності циклів, що мають місце у графах Таннера практично значимих кодів, можливе лише приблизне рішення задачі декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність.

Ключові етапи даного методу декодування наведено нижче.

Етап 1. Встановлення значень апіорних ймовірностей на основі інформації

прийнятої з каналу зв'язку.

Етап 2. Передача зовнішніх повідомлень (обчислених апостеріорних імовірностей) від перевірочних вершин до символічних вершин.

Етап 3. Передача зовнішніх повідомлень (обчислених апостеріорних імовірностей) від символічних вершин до перевірочних вершин.

Етап 4. Перевірка умови закінчення декодування на основі обчислення синдрому для передбачуваного кодового слова або досягнення максимального числа ітерацій.

Отже, повідомлення, які представляють собою рішення про значення кожного декодованого символу, є імовірностями, які характеризують надійність отриманого рішення. Вихідною інформацією для даного методу є апіорна імовірність кожного прийнятого символу, яка надходить з виходу демодулятора, $p(c_j = 0)$ та $p(c_j = 1) = 1 - p(c_j = 0)$. При цьому зовнішня інформація, якою обмінюються між собою вершини графу Таннера, також представляє собою імовірності.

Зовнішнє повідомлення E_{ij} від перевірочної вершини P_i , з'єднаної із символічною вершиною V_j , є оцінкою даної вершини щодо імовірності того, що $c_j = 1$, засноване на доступній для неї в даний момент часу інформації. Таким чином, E_{ij} задає імовірність того, що встановлення $c_j = 1$ призведе до виконання перевірного рівняння m_i . Відмітимо, що значення E_{ij} не визначено, якщо j -ий кодовий символ не входить до i -ого перевірного рівняння, так як в цьому випадку між вершинами V_j та P_i зовнішня інформація не передається.

Імовірність того, що перевірочне рівняння виконується при $c_j = 1$, відповідає імовірності того, що непарне число символів у перевірочному рівнянні є ненульовими:

$$P_{ij}^{ext} = \frac{1}{2} \left(1 - \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} (1 - 2P_{i'j}) \right), \quad (3.25)$$

де $P_{i,j}$ – поточна оцінка, доступна перевірочній вершині P_i , про імовірність того, що $c_j = 1$.

Тоді імовірність того, що перевірочне рівняння m_i виконується при $c_j = 0$, дорівнює $1 - P_{ij}^{ext}$.

Більш детально реалізацію представлених етапів розглянуто у підрозділі 3.5 при розробці методу комбінованого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність.

Недоліком методу м'якого декодування на основі розповсюдження довіри є висока обчислювальна складність, що обумовлена значною кількістю обчислень ймовірностей, які потребують операцій з дійсними числами. При цьому даний метод забезпечує низьку ймовірність помилки декодування, тому його доцільно застосовувати у додатках, які потребують високої достовірності передачі інформації [26, 55].

Тому для зниження обчислювальної складності м'якого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність замість обробки безпосередньо ймовірностей використовується їх логарифмічне відношення правдоподібності.

Так з урахуванням (3.25) логарифмічне відношення правдоподібності зовнішній інформації E_{ij} від перевірочної вершини P_i до символної вершини V_j дорівнює:

$$E_{ij} = LLR(P_{ij}^{ext}) = \ln\left(\frac{1 - P_{ij}^{ext}}{P_{ij}^{ext}}\right). \quad (3.26)$$

Тоді після підстановки (3.26) у (3.25) отримаємо:

$$E_{ij} = \ln\left(\frac{\frac{1}{2}(1 + \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} (1 - 2P_{i'j}))}{\frac{1}{2}(1 - \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} (1 - 2P_{i'j}))}\right) = \ln\left(\frac{1 + \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \frac{1 - e^{-M_{i'j}}}{1 + e^{-M_{i'j}}}}{1 - \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \frac{1 - e^{-M_{i'j}}}{1 + e^{-M_{i'j}}}}\right), \quad (3.27)$$

де $M_{i'j} = LLR(P_{i'j}) = \ln\left(\frac{1 - P_{i'j}}{P_{i'j}}\right)$.

Потім, використовуючи тригонометричне співвідношення для гіперболічного тангенсу, зовнішню інформацію (3.27) можна представити наступним чином:

$$E_{ij} = \ln\left(\frac{1 + \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \tanh(M_{i'j} / 2)}{1 - \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \tanh(M_{i'j} / 2)}\right),$$

що еквівалентно

$$E_{ij} = 2 \tanh^{-1} \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \tanh(M_{i'j} / 2). \quad (3.28)$$

Кожна символна вершина має доступ до вхідного логарифмічного відношення правдоподібності та до логарифмічного відношення правдоподібності кожної зв'язаної перевірконої вершини, тоді сумарне логарифмічне відношення правдоподібності j -ого символу визначається за формулою:

$$LLR_j = LLR(P_j) = R_j + \sum_{j \in N(i)} E_{ij}, \quad (3.29)$$

де $R_j = \ln\left(\frac{p(c_j = 0 | y_j)}{p(c_j = 1 | y_j)}\right)$ – вхідне логарифмічне відношення правдоподібності;

y_j – j -ий елемент прийнятого вектору м'яких рішень.

Однак, повідомлення $M_{i'j}$, які передаються від символічних вершин до перевірочних вершин, є неповним логарифмічним відношенням правдоподібності для кожного символу. Щоб уникнути передачі назад до кожної перевірочної вершини вже наявної інформації, повідомлення передане від j -ої символічної вершини до i -ої перевірочної вершини описується в (3.29) сумою без компоненти E_{ij} , отриманої від i -ої перевірочної вершини:

$$M_{ij} = \sum_{i' \in M(j), i' \neq i} E_{i'j} + R_j.$$

Таким чином, представлений метод обчислює апостеріорну імовірність кожного кодового символу $p_j = p\{c_j = 1 | \bar{s} = 0\}$, яка являється імовірністю того, що $c_j = 1$ за умовою, що $\bar{s} = 0$ (тобто всі перевірочні рівняння виконуються). При цьому в якості декодованого значення кожного символу обирається значення з максимальною апостеріорною імовірністю. Декодування завершується, якщо передбачуване кодове слово задовольняє умові $\bar{c}H^T = 0$.

Для зменшення обчислювальної складності м'якого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність застосовуються різні модифікації.

Наприклад, елемент $M_{i'j}$ в (3.28) можна представити наступним чином:

$$M_{i'j} = \alpha_{i'j} \beta_{i'j},$$

де $\alpha_{i'j} = \text{sign}(M_{i'j})$ – «знак» рішення (жорстке рішення);

$\beta_{i'j} = |M_{i'j}|$ – абсолютне значення (надійність) рішень (м'яке рішення).

Тоді (3.28) можна переписати як

$$\begin{aligned}
E_{ij} &= 2 \tanh^{-1} \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \alpha_{i'j} \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \tanh(\beta_{i'j} / 2) = \\
&= \left(\prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \alpha_{i'j} \right) 2 \tanh^{-1} \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \tanh(\beta_{i'j} / 2).
\end{aligned} \tag{3.30}$$

Після перегрупування членів і заміни добутку на суму вираз (3.30) перетвориться наступним чином:

$$\begin{aligned}
E_{ij} &= \left(\prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \alpha_{i'j} \right) 2 \tanh^{-1} \ln^{-1} \ln \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \tanh(\beta_{i'j} / 2) = . \\
&= \left(\prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \alpha_{i'j} \right) 2 \tanh^{-1} \ln^{-1} \sum_{i' \in M(j), i' \neq i} \ln \tanh(\beta_{i'j} / 2).
\end{aligned} \tag{3.31}$$

Тоді (3.31) можна записати, використовуючи допоміжну функцію:

$$E_{ij} = \left(\prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \alpha_{i'j} \right) \phi \left(\sum_{i' \in M(j), i' \neq i} \phi(\beta_{i'j}) \right), \tag{3.32}$$

де $\phi(x) = -\ln \tanh \frac{x}{2} = \ln \left(\frac{e^x + 1}{e^x - 1} \right)$ – допоміжна функція.

У результаті у (3.32) множення «знаків» обчислюється за допомогою операцій «сума за модулем 2» жорстких рішень для кожного значення $M_{i'j}$, а функція $\phi(x)$ реалізується у вигляді табульованих значень.

Метод мінімальної суми враховує, що член, який відповідає найменшому значенню $M_{i'j}$, домінує в (3.31), тому даний вираз можна представити наступним чином:

$$E_{ij} \approx \prod_{i' \in M(j), i' \neq i} \text{sign}(M_{i'j}) \min_{i'} |M_{i'j}|. \tag{3.33}$$

Тоді згідно (3.33) даний метод потребує метод декодування потребує лише

операцій «сума за модулем 2» і обчислення мінімального значення M_{ij} замість використання допоміжної функції $\phi(x)$, в результаті чого знижується його обчислювальна складність [53, 170].

3.4 Метод ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі узагальнених біоінспірованих процедур

Як було показано у підрозділі 3.3 існуючі методи жорсткого декодування характеризуються відносно низькою здатністю корегування, що обмежує галузь їх застосування додатками, що допускають високу ймовірність помилки декодування, а відомі методи м'якого декодування через значну обчислювальну складність не підходять для використання в додатках, що підтримують високу швидкість передачі інформації [56]. Тому розглянемо шляхи підвищення ефективності декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, що забезпечить досягнення заданої достовірності передачі інформації з прийнятною обчислювальною складністю.

Нехай H позначає перевірочну матрицю коду з малою щільністю перевірок на парність розміром $m \times n$, де $n > m \geq 1$. Тоді даний код можна визначити як $C \equiv \{\bar{c} \in F_2^n : Hc = 0\}$, де F_2^n означає двійкове поле Галуа. При цьому передбачається, що вектор \bar{c} є вектором-стовпцем. Введемо біполярний код \tilde{C} , що відповідає двійковому коду C , та визначається як $\tilde{C} \equiv \{(x_1 = 1 - 2c_1, x_2 = 1 - 2c_2, \dots, x_n = 1 - 2c_n) : \bar{c} \in C\}$. Таким чином, \tilde{C} є підмножиною $\{+1; -1\}^n$, що отримується з C шляхом відображення двійкових символів $(0, 1)$ у біполярні символи $(+1, -1)$.

Припускається, що використовується двійковий канал з АБГШ, що визначається як $\bar{y} = \bar{x} + \bar{z}$ ($\bar{x} \in \tilde{C}$). При цьому вектор $\bar{z} = (z_1, \dots, z_n)$ є вектором білого гауссового шуму, а z_j ($j \in [1, n]$) є гауссовою випадковою величиною з нульовим математичним очікуванням та дисперсією σ^2 [171 – 176].

Нехай символні вершини $N(i)$ і перевірочні вершини $M(j)$ графу Таннера, де $(i \in [1, m], j \in [1, n])$, визначаються як $N(i) \equiv \{j \in [1, n]: h_{ij} = 1\}$ і $M(j) \equiv \{i \in [1, m]: h_{ij} = 1\}$, де h_{ij} є ij -елементом перевірочної матриці H . Виходячи з цього, перевірочну умову у випадку біполярних кодів можна представити як $\prod_{j \in N(i)} x_j = 1 (\forall i \in [1, m])$, що еквівалентно $\bar{x} = (x_1, \dots, x_n) \in \tilde{C}$. В даному випадку, значення $\prod_{j \in N(i)} x_j \in \{+1, -1\}$ називають i -ою складовою біполярного синдрому вектору \bar{x} .

Проблема декодування за максимумом правдоподібності в двійковому каналі з АБГШ, особливості якого докладно розглядалися у [4, 5], еквівалентна проблемі знаходження біполярного кодового слова $\bar{x} \in \tilde{C}$, що забезпечує найбільшу кореляцію з прийнятим з каналу вектором \bar{y} . Таким чином, правило декодування за максимумом правдоподібності визначається як $\hat{x} = \arg \max_{x \in \tilde{C}} \sum_{j=1}^n x_j y_j$.

На підставі модифікованого правила кореляційного декодування визначимо наступну цільову функцію:

$$f(\bar{x}) = \sum_{j=1}^n x_j y_j + \sum_{i=1}^m \prod_{j \in N(i)} x_j.$$

У даній цільовій функції перший доданок відповідає кореляції між біполярним кодовим словом і прийнятим словом, який повинен набувати максимального значення, а другий доданок є сумою складових біполярного синдрому вектору \bar{x} . При цьому другий доданок приймає максимальне значення $\sum_{i=1}^m \prod_{j \in N(i)} x_j = m$, тільки якщо $\bar{x} \in \tilde{C}$. Таким чином, дану складову можна розглядати як штраф (штрафну функцію), який змушує \bar{x} відповідати дійсному кодовому слову.

Тоді формально задачу декодування кодів з малою щільністю перевірок на

парність на підставі модифікованого правила кореляційного декодування можна представити наступним чином:

$$f(\bar{x}^*) = \max_{\bar{x} \in \tilde{C}} f(\bar{x}), \quad (3.34)$$

$$f(\bar{x}) = \sum_{j=1}^n x_j y_j + \sum_{i=1}^m \prod_{j \in N(i)} x_j, \quad (3.35)$$

$$m = \text{const}, n = \text{const}, x_j \in \{1, -1\}, y_j \in [-\infty, +\infty], \quad (3.36)$$

де \bar{x}^* – глобальний (локальний) максимум, що відповідає «найкращому» біполярному вектору оцінок, що обирається у якості переданого біполярного кодового слова.

Сформульована задача максимізації (3.34) представляє собою задачу цілочислового нелінійного програмування, тому що цільова функція (3.35) є нелінійною функцією, а обмеження (3.36) задають параметри коду з малою щільністю перевірок на парність та прийнятої за каналу зв'язку інформації.

Отже, представлена задача декодування у двійковому каналі з АБГШ для кодів з малою щільністю перевірок на парність відповідає пошуку біполярного вектору оцінок $\bar{x} \in \tilde{C}$, що максимізує кореляцію між даним вектором та прийнятим вектором м'яких рішень \bar{y} , з урахуванням складових біполярного синдрому вектору \bar{x} .

У [89, 91] запропоновано методи декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі інвертування одного біта або групи бітів з використанням ідей теорії оптимізації, а саме застосування методу градієнтного підйому для знаходження локальних максимумів цільової функції (3.35). Згідно даного підходу пошук кодового слова є ітеративним процесом, що полягає у дослідженні області пошуку за напрямом, який визначається відповідно до градієнту. Слід зазначити, що наявність локальних максимумів є головним джерелом субоптимальності даного методу декодування та обумовлює доцільність застосування додаткових процедур стохастичного характеру для підвищення

ефективності декодування шляхом відбракування векторів, що не є переданим кодовим словом.

Враховуючи наявні обмеження існуючих методів декодування та виходячи з наведених особливостей цільової функції (3.35), для ефективного вирішення задачі декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність доцільно застосовувати процедури біоінспірованої оптимізації [171 – 176].

Таким чином з урахуванням наведеного вище та [89, 91], представимо ітеративний метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі узагальнених біоінспірованих процедур, заданий наступними етапами.

Етап 1. Нехай $x_j = \text{sign}(y_j)$, де $x_j = +1$, якщо $y_j \geq 0$, та $x_j = -1$ – в іншому випадку; для $j \in [1, n]$. В результаті отримуємо вектор $\bar{x} = (x_1, x_2, \dots, x_n)$.

Етап 2. Якщо перевірна умова $\prod_{j \in N(i)} x_j = +1$ виконується для всіх $i \in [1, m]$, то вектор \bar{x} є кодовим словом та процес декодування завершується.

Етап 3. Пошук з використанням узагальнених біоінспірованих процедур вектору \bar{x} , що забезпечує максимальне значення цільової функції (3.35).

Етап 4. Якщо число ітерацій менше максимального числа ітерацій L_{\max} , тоді повертаємося до етапу 2, в іншому випадку – поточний вектор \bar{x} є кодовим словом та процес декодування завершується.

Отже, у процесі декодування згідно даного методу спочатку виконується жорстке рішення на основі прийнятого вектору \bar{y} , в результаті якого формується біполярний вектор \bar{x} . Якщо перевірна умова задовольняється для кожного елемента вектору \bar{x} , то приймається рішення, що даний вектор є кодовим словом та процес декодування завершується. В протилежному випадку здійснюється пошук біполярного вектору \bar{x} з використанням популяційних методів до досягнення максимального числа ітерацій L_{\max} . Пошук завершується формуванням вектору \bar{x} , що забезпечує максимальне значення цільової функції (3.35) та приймається у якості переданого кодового слова [174].

Схема алгоритму запропонованого ітеративного методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність представлена на рис. 3.9.

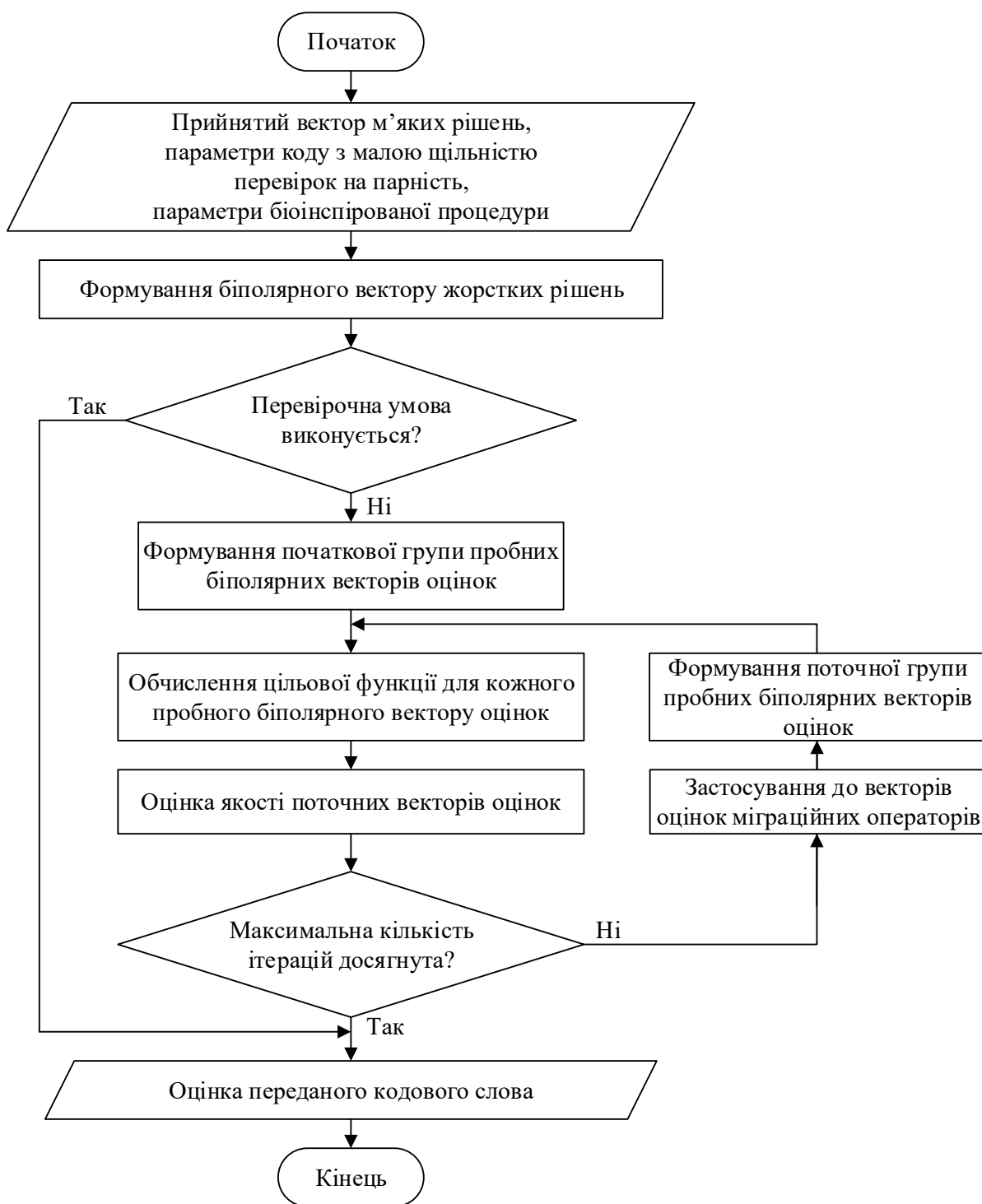


Рис. 3.9. Схема алгоритму ітеративного методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі узагальнених біоінспірованих процедур

З рис. 3.9 випливає, що у даному алгоритмі вхідними даними є інформація про прийнятий вектор м'яких рішень, параметри використовуваного коду з малою щільністю перевірок на парність та параметри обраної біоінспірованої процедури.

Відповідно до даного алгоритму спочатку відбувається формування вектору жорстких рішень та обчислення перевіркової умови. У разі виконання даної умови процес декодування завершується, а отриманий вектор обирається у якості переданого кодового слова. Якщо перевірна умова не задовольняється, то відбувається перехід до біоінспірованого пошуку вектору оцінок. Спочатку формується початкова група пробних біполярних векторів оцінок, що складається з отриманого вектору жорстких рішень та заданого числа випадкових векторів. Після цього здійснюється обчислення цільової функції, заснованій на модифікованому правилі кореляційного декодування, для кожного сформованого вектору оцінок та проводиться оцінка якості кожного з даних векторів. Якщо максимальна кількість ітерацій біоінспірованої процедури не досягнута, то здійснюється модифікація векторів оцінок з використанням міграційних операторів та створення нової групи пробних векторів оцінок. Після досягнення максимальної кількості ітерацій біоінспірованої процедури відбувається формування оцінки переданого кодового слова, що є виходом даного алгоритму.

На рис. 3.10 наведено схема уніфікованого псевдокоду, що дозволяє програмно реалізувати розроблений метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність.

вхід: параметри коду з малою щільністю перевірок на парність m, n, H , прийнятий вектор м'яких рішень $\bar{y} = (y_1, y_2, \dots, y_n)$, параметри біоінспірованої процедури $NP, \alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S, L_{\max}$

вихід: оцінка переданого кодового слова \hat{x}

початок

сформуванати біполярний вектор жорстких рішень $\bar{x} = (x_1, x_2, \dots, x_n)$

обчислити перевірку умову $\prod_{j \in N(i)} x_j, i \in [1, m]$

Рис. 3.10. Схема псевдокоду ітеративного методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі узагальнених біоінспірованих процедур

якщо $\prod_{j \in N(i)} x_j = +1, i \in [1, m]$ **то** видати оцінку переданого кодового слова $\hat{x} = \text{sign}^{-1}(\bar{x})$

інакше

сформувати початкову групу пробних векторів оцінок $\bar{x}_1 \dots \bar{x}_{NP}$

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L_{\max}

обчислити якість поточних пробних векторів оцінок $\bar{x}_1 \dots \bar{x}_{NP}$ згідно цільової функції $f(\bar{x}) = \sum_{j=1}^n x_j y_j + \sum_{i=1}^m \prod_{j \in N(i)} x_j$

сформувати поточну групу пробних векторів оцінок $\bar{x}_1 \dots \bar{x}_{NP}$ з використанням міграційних операторів з параметрами $\alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$

кінець циклу поки

визначити «найкращий» вектор оцінок $\bar{x}^* = \underset{\bar{x} \in \tilde{C}}{\text{argmax}} f(\bar{x})$

сформувати оцінку кодового слова $\hat{x} = \text{sign}^{-1}(\bar{x}^*)$

кінець якщо

кінець

Продовження рис. 3.10

Для дослідження ефективності запропонованого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність було здійснено моделювання передачі інформації по двійковому каналу з АБГШ, з використанням розроблених алгоритму та псевдокоду. При цьому застосовувались наступні налаштування:

- 1) тип коду з малою щільністю перевірок на парність – регулярний, нерегулярний;
- 2) швидкість кодування – 1/2;
- 3) діапазон відношення сигнал/шум – від 2 до 9 дБ;
- 4) кількість інформаційних повідомлень (кодових слів коду), що будуть передаватися, – 1000;
- 5) параметри біоінспірованого методу оптимізації, що використовує

процедуру летучих мишей [130, 133, 137, 142] – максимальна кількість ітерацій $L_{\max} = 100$, розмір популяції $NP = 30$, частота сигналів $\omega^{\min} = 0$ та $\omega^{\max} = 2$, гучність сигналу $a = 0,9$; частота повторення випромінюваних імпульсів $r = 0,1$.

Порівняння результатів моделювання у каналі з АБГШ запропонованого методу декодування та відомих методів декодування для регулярного (1008, 504) коду з малою щільністю перевірок на парність наведено на рис. 3.11.

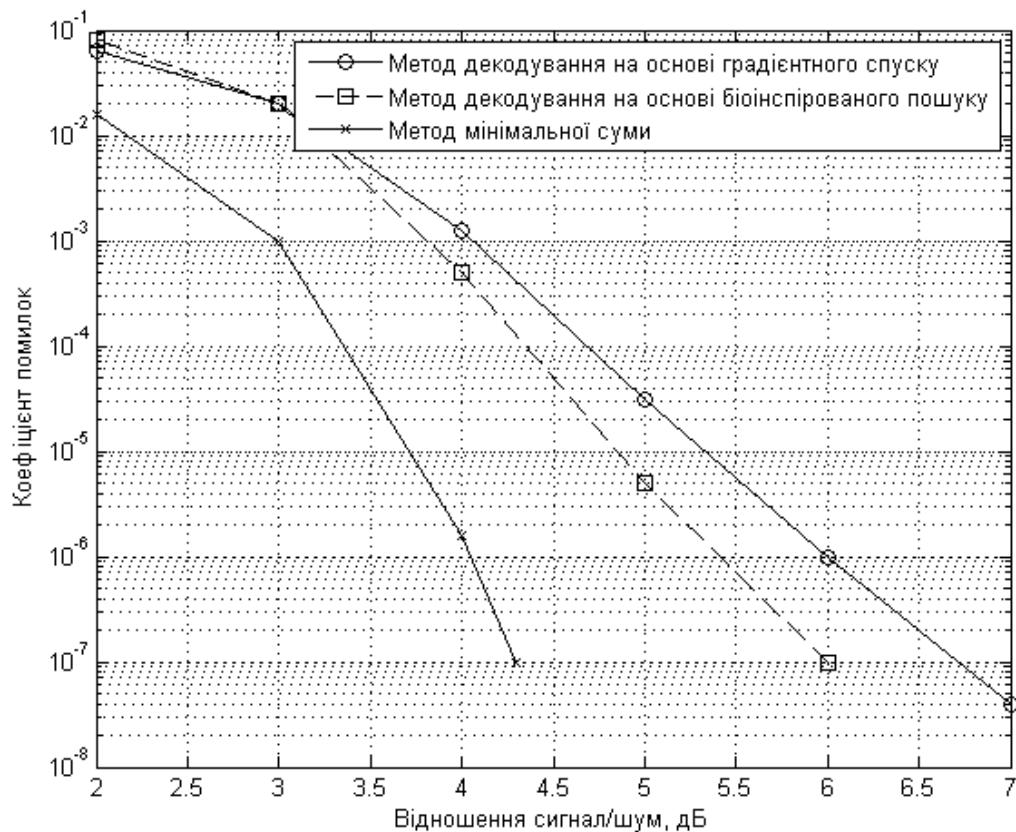


Рис. 3.11. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для регулярного (1008, 504) коду з малою щільністю перевірок на парність

З аналізу рис. 3.11 випливає, що при застосуванні регулярного коду у діапазоні низького відношення сигнал/шум при ймовірності помилки декодування 10^{-3} розроблений метод декодування забезпечує енергетичний вигравш від кодування у порівнянні з методом декодування на основі градієнтного спуску порядку 0,5 дБ. З іншого боку, у діапазоні відношення сигнал/шум понад 5 дБ та

при ймовірності помилки декодування 10^{-7} енергетичний вигравш від кодування зростає та становить близько 0,8 дБ. Водночас, метод декодування на основі біоінспірованого пошуку суттєво програє за енергетичною ефективністю методу мінімальної суми: при ймовірності помилки декодування 10^{-3} – на 0,7 дБ, а при ймовірності помилки декодування 10^{-7} – на 1,7 дБ.

Результати моделювання при використанні нерегулярного (1008, 504) коду з малою щільністю перевірок на парність у даному каналі наведено на рис. 3.12.

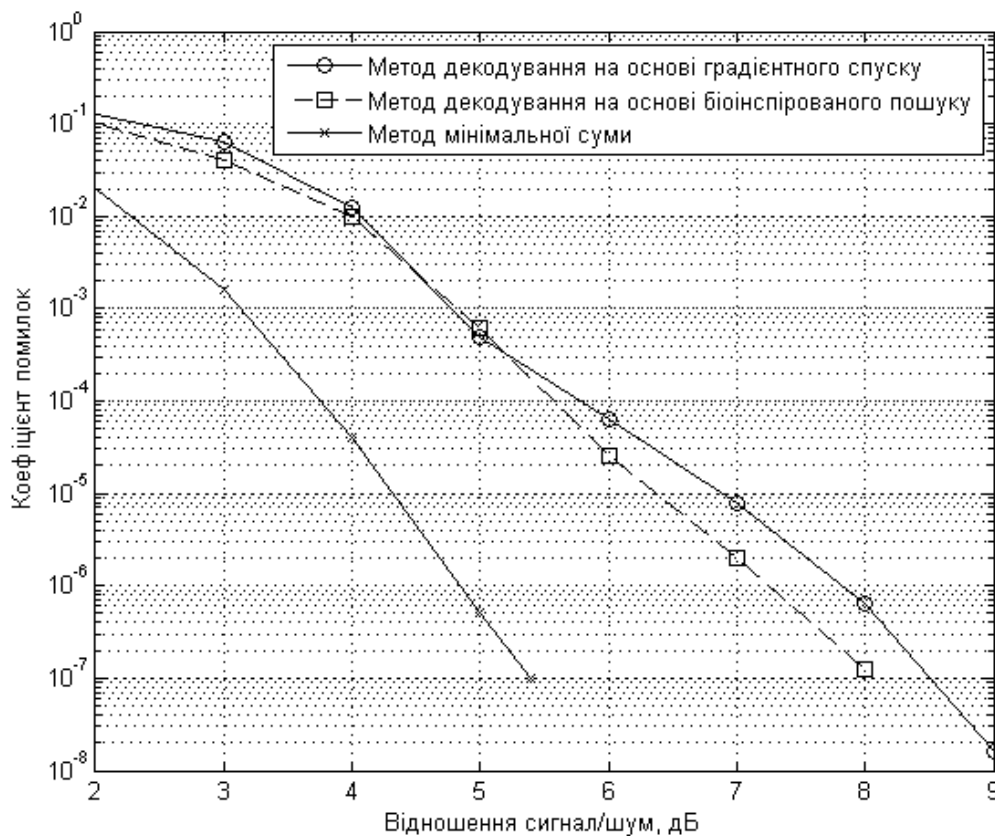


Рис. 3.12. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для нерегулярного (1008, 504) коду з малою щільністю перевірок на парність

З графіків, наведених на рис. 3.12 слідує, що для нерегулярного коду у діапазоні низького відношення сигнал/шум запропонований метод декодування має характеристики близькі до методу декодування на основі градієнтного спуску, а при зростанні відношення сигнал/шум понад 5 дБ енергетичний вигравш від кодування становить приблизно 0,5 дБ. При цьому програш за енергетичною

ефективністю методу мінімальної суми становить від 1,7 дБ до понад 3 дБ в залежності від необхідної ймовірності помилки декодування.

Слід зазначити, що запропонований метод декодування має більшу обчислювальну складність у порівнянні з методом на основі градієнтного спуску. Наприклад, при відношенні сигнал/шум на рівні 4 дБ метод декодування на основі біоінспірованого пошуку потребує порядку 100 ітерацій, а існуючий метод декодування з інвертуванням одного біту – близько 60 ітерацій.

3.5 Комбінований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність

Класичні методи ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність є субоптимальними та забезпечують прийнятну ймовірність помилки декодування лише для довгих кодів (довжиною більше декількох тисяч біт). З іншого боку, декодування за максимумом правдоподібності (оптимальне декодування) кодів з малою щільністю перевірок на парність навіть середньої довжини (довжиною порядку сотень біт) неможливо реалізувати на практиці [15].

В [143] запропоновано метод декодування лінійних блокових кодів, який оснований на використанні інформації про надійність прийнятих символів і процедурі впорядкування статистик. Через високу обчислювальну складність даної процедури цей метод декодування може бути використаний лише для кодів з малою щільністю перевірок на парність малого розміру (довжиною до декількох десятків біт).

Ідея декодування блокових кодів по впорядкованим статистикам лягла в основу методу декодування, розглянутого у підрозділі 2.2, особливістю якого є спільне використання біоінспірованих процедур пошукової оптимізації та найбільш надійного базису.

В [177] запропоновано підхід до м'якого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі послідовного застосування ідей декодування на основі розповсюдження довіри та декодування за впорядкованими

статистикам, який має характеристики близькі до декодування за максимумом правдоподібності та забезпечує можливість варіювання між обчислювальною складністю та енергетичним вигрешом від кодування. Значним чином обчислювальна складність даного методу декодування визначається особливостями процедури упорядкування статистик, що обмежує область його застосування в високошвидкісних телекомунікаційних системах.

Тому нижче запропоновано метод комбінованого декодування відносно довгих кодів з малою щільністю перевірок на парність для забезпечення заданої достовірності передачі інформації у сучасних телекомунікаційних системах з прийнятою обчислювальною складністю [178, 179].

Нехай заданий двійковий код з малою щільністю перевірок на парність C' з довжиною n і розмірністю k , який повністю визначається перевіркою матрицею H і породжувальною матрицею G .

Тоді двійковий вектор $\bar{c}' = (c'_1, c'_2, \dots, c'_n)$ є кодовим словом даного коду, тільки якщо $\bar{c}'H^T = 0$, що в розгорнутому вигляді відповідає обчисленню i -их складових синдрому (перевірочних умов):

$$s'_i = \sum_{j=1}^n h_{ij}c'_j = 0 \pmod{2}, \quad i = 1, 2, \dots, n - k, \quad (3.37)$$

де h_{ij} – елемент перевіркової матриці, $h_{ij} \in \{0, 1\}$;

c'_j – елемент двійкового вектору, $c'_j \in \{0, 1\}$.

Застосуємо відображення двійкових символів в символи поля дійсних чисел R виду $c_j \rightarrow (-1)^{c'_j}$, що відповідає відображенню двійкового коду C' в біполярний код C (тобто здійснимо відображення виду $C' \rightarrow C$).

При цьому вектор $\bar{c} = (c_1, c_2, \dots, c_n)$ з елементами $c_j \in \{1, -1\}$ за аналогією з (3.37) є кодовим словом біполярного коду C , лише якщо

$$s_i = \prod_{j=1}^n c_j^{h_{ij}} = 1, \quad i = 1, 2, \dots, n - k. \quad (3.38)$$

В такому випадку задача м'якого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність «за найближчим сусідом» для каналу з АБГШ полягає в пошуку кодового слова $\bar{c} \in C$, яке для заданого прийнятого вектору

$$\bar{y} = (y_1, y_2, \dots, y_n) \text{ з елементами } y_j \in R \text{ мінімізує евклідову відстань } \sum_{j=1}^n (y_j - c_j)^2,$$

що, в свою чергу, відповідає максимізації $\sum_{j=1}^n y_j c_j$. При заміні прийнятого вектору

$$\bar{y} \text{ на вектор правдоподібності } \bar{\phi} = (\phi_1, \phi_2, \dots, \phi_n), \text{ де } \phi_j = \ln\left(\frac{P(y_j | 1)}{P(y_j | 0)}\right), \text{ декодування}$$

«за найближчим сусідом» відповідає декодуванню за максимумом правдоподібності для будь-якого дискретного каналу без пам'яті. Однак при цьому обчислювальна складність декодування зростає експоненційно зі збільшенням довжини коду n , що обмежує область застосування даного підходу тільки кодами малої довжини.

Для підвищення ефективності декодування відносно довгих кодів з малою щільністю перевірок на парність пропонується реалізувати спільне використання ідей декодування на основі розповсюдження довіри та декодування на основі біоінспірованих процедур пошукової оптимізації з використанням інформації про надійність прийнятих символів. Суть запропонованого методу декодування полягає в тому, що результат, який отримується після кожної ітерації декодування на основі розповсюдження довіри, використовується в якості вихідних даних для декодування на основі біоінспірованого пошуку.

Для опису основних кроків декодування на основі розповсюдження довіри доцільно використовувати представлення кодів з малою щільністю перевірок на парність у вигляді графів Таннера, які містять символні та перевірочні вершини, з'єднанні ребрами. Як було показано у підрозділі 3.1, структура графу Таннера

повністю визначається перевіркою матрицею коду, яка фактично є матрицею інцидентності даного графу. Зв'язок між матричним і графовим представленням кодів з малою щільністю перевірок на парність може бути представлено такими двома множинами. Множина $N(i) \equiv \{j \in [1, n] : h_{ij} = 1\}$ включає символні вершини, які зв'язані з i -ою перевіркою вершиною, тобто визначає прийняті символи, які входять до i -ої перевіркою умови (3.37). Множина $M(j) \equiv \{i \in [1, n - k] : h_{ij} = 1\}$ включає перевірки вершини, які зв'язані з j -ою символною вершиною, тобто визначає перевірки умови (3.37), в яких задіяний j -ий прийнятий символ. Декодування на основі розповсюдження довіри засноване на послідовному уточненні елементів передбачуваного кодового слова і перевірки умови (3.37), що відповідає ітеративному обміну повідомленнями між символними та перевірочними вершинами графу Таннера.

З іншого боку, декодування на основі біоінспірованих процедур пошукової оптимізації з урахуванням інформації про надійність прийнятих символів використовує структуру модифікованої породжувальної матриці кодів з малою щільністю перевірок на парність і цільову функцію, отриману з (3.38) шляхом визначення k найбільш надійних прийнятих символів (незалежно елементів передбачуваного кодового слова) – вектору $\tilde{c} = (c_1, c_2, \dots, c_k)$.

Використовувана в даному методі декодування цільова функція має наступний вид:

$$f(\tilde{c}) = \sum_{j=1}^n y_j c_j = y_1 c_1 + y_2 c_2 + \dots + y_k c_k + y_{k+1} \pi_{k+1}(\tilde{c}) + \dots + y_n \pi_n(\tilde{c}), \quad (3.39)$$

де $c_i = \pi_i(\tilde{c}) = \prod_{j=1}^n c_j^{p_{ij}}$, $i = k + 1, k + 2, \dots, n$ – залежні елементи передбачуваного

кодового слова;

$p_{ij} \in \{0, 1\}$ - елементи, які визначаються з $n - k$ перевірочних умов (3.38) на

підставі k найбільш надійних незалежних прийнятих символів.

Основні етапи пропонованого комбінованого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність представлені нижче.

Стадія 1. Жорстке декодування на основі синдрому (перевірочної умови).

Крок 1. Нехай $c'_j = \text{sign}(y_j)$, де $c'_j = 0$, якщо $y_j \geq 0$, і $c'_j = 1$ – в іншому випадку; для $j = 1, 2, \dots, n$. В результаті отримуємо вектор $\bar{c}' = (c'_1, c'_2, \dots, c'_n)$.

Крок 2. Якщо перевірна умова (3.37) виконується для всіх $i = 1, 2, \dots, n - k$, тоді вектор \bar{c}' є двійковим кодовим словом і процес декодування завершується, в протилежному випадку здійснюється перехід до стадії 2.

Стадія 2. М'яке декодування на основі розповсюдження довіри.

Етап 1. Ініціалізація.

Встановлення для символної вершини V_j , що з'єднана ребром з перевіркою вершиною P_i , наступних значень ймовірностей:

$$p_j^1 = \frac{1}{1 + e^{\frac{2y_j}{\sigma^2}}}, \quad p_j^0 = 1 - p_j^1, \quad (3.40)$$

$$P_{ij}^1 = p_j^1, \quad P_{ij}^0 = 1 - P_{ij}^1, \quad (3.41)$$

де p_j^1, p_j^0 – ймовірності того, що j -ий елемент прийнятого вектору $c'_j = 1$ або $c'_j = 0$ відповідно;

y_j – j -ий елемент прийнятого вектору м'яких рішень;

σ^2 – дисперсія каналу з АБГШ;

P_{ij}^1, P_{ij}^0 – ймовірності того, що j -ий елемент прийнятого вектору $c'_j = 1$ або $c'_j = 0$, які визначаються на основі інформації, отриманої з усіх перевірочних умов, окрім умови s'_i , відповідно.

Етап 2. Передача повідомлень від перевірочних вершин до символних вершин.

Крок 1. Обчислення для кожної перевірконої вершини P_i , що пов'язана ребром з символною вершиною V_j , різниці між значеннями ймовірностей (3.41) та допоміжної величини:

$$\Delta P_{ij} = P_{ij}^0 - P_{ij}^1. \quad (3.42)$$

$$\Delta Q_{ij} = \prod_{j'} \Delta P_{ij'}, \quad (3.43)$$

де $j' \in N(i) \setminus \{n\}$.

Крок 2. Визначення ймовірності того, що перевірна умова s'_i виконується, якщо j -ий елемент прийнятого вектору $c'_j = 1$ або $c'_j = 0$ відповідно:

$$Q_{ij}^1 = \frac{1}{2}(1 - \Delta Q_{ij}), \quad Q_{ij}^0 = \frac{1}{2}(1 + \Delta Q_{ij}). \quad (3.44)$$

Етап 3. Передача повідомлень від символних вершин до перевірочних вершин.

Крок 1. Обчислення ймовірностей (3.41) для кожної символної вершини V_j , що з'єднана ребром з перевірконою вершиною P_i , з урахуванням умови нормування $P_{ij}^0 + P_{ij}^1 = 1$:

$$P_{ij}^1 = p_j^1 \prod_{i'} Q_{i'j}^1, \quad P_{ij}^0 = p_j^0 \prod_{i'} Q_{i'j}^0, \quad (3.45)$$

де $i' \in M(j) \setminus \{n-k\}$.

Крок 2. Визначення апостеріорних ймовірностей, що уточнюють значення ймовірностей (3.40), з урахуванням (3.44) та умови нормування $P_j^0 + P_j^1 = 1$:

$$P_j^1 = p_j^1 \prod_i Q_{ij}^1, \quad P_j^0 = p_j^0 \prod_i Q_{ij}^0. \quad (3.46)$$

Етап 4. Перевірка умови закінчення декодування.

Крок 1. Визначення значення j -ого елемента передбачуваного двійкового кодового слова \hat{c}' на основі значень ймовірностей, що отримані за допомогою (3.46):

$$\hat{c}'_j = \begin{cases} 0, & \text{при } \phi_j = \ln(P_j^1/P_j^0) \geq 0, \\ 1, & \text{при } \phi_j = \ln(P_j^1/P_j^0) < 0, \end{cases} \quad (3.47)$$

де ϕ_j – елемент вектору правдоподібності.

Крок 2. Якщо для передбачуваного двійкового кодового слова \hat{c}' виконується умова (3.37), то процес декодування завершується, в іншому випадку – перехід до стадії 3.

Стадія 3. Декодування на основі біоінспірованих процедур пошукової оптимізації.

Етап 1. Знаходження найбільш надійного базису з використанням ймовірностей (3.46), які обчислюються за допомогою двох перестановок породжувальної матриці G .

Крок 1. Розміщення елементів вектору правдоподібності ϕ_j в порядку зменшення їх надійності $|\phi_j|$, що визначає перестановку стовпців π_1 матриці G .

Крок 2. Упорядкування стовпців матриці G у відповідності з перестановкою π_1 , тобто отримання матриці $G' = \pi_1(G)$.

Крок 3. Формування матриці G'' таким чином, щоб її перші k стовпців були першими k незалежними стовпцями матриці G' , що визначає перестановку стовпців π_2 матриці G' .

Крок 4. Упорядкування стовпців матриці G' у відповідності з перестановкою

π_2 , тобто отримання матриці $G'' = \pi_2(G')$, яка в систематичній формі задає найбільш надійний базис G_s .

Етап 2. Пошук з використанням біоінспірованих процедур пошукової оптимізації вектору \tilde{c} , який забезпечує максимальне значення функції (3.39).

Крок 1. Ініціалізація популяції. В області пошуку створюється задане число пробних векторів шляхом формування біполярного вектору \tilde{c} , у відповідності з k «найбільш надійними» незалежними позиціями у векторі правдоподібності $\bar{\phi}$, та випадкових біполярних векторів довжиною k .

Крок 2. Міграція агентів популяції. З допомогою деякого набору міграційних операторів, специфічних для кожної з біоінспірованих процедур, агенти переміщуються в області пошуку таким чином, щоб в підсумку наблизитися до шуканого екстремуму цільової функції (3.39).

Крок 3. Закінчення пошуку. Якщо число ітерацій менше максимального числа ітерацій L_{\max} , тоді повертаємось до кроку 2, в противному випадку – поточний вектор \tilde{c} є найбільш імовірною інформаційною частиною кодового слова \bar{c}_s , яке можна сформувати з використанням надійного базису G_s .

Етап 3. Перевірка умови закінчення декодування.

Крок 1. Формування оцінки передбачуваного біполярного кодового слова за допомогою зворотного відображення $\hat{c}_s = \pi_1^{-1}[\pi_2^{-1}(\bar{c}_s)]$.

Крок 2. Якщо для передбачуваного біполярного кодового слова \hat{c} виконуються перевірочні умови (3.38), тоді процес декодування завершується; в противному випадку, якщо не досягнуто максимальне число ітерацій, – перехід до стадії 2 з використанням в якості початкових значень отриманих імовірностей (3.46).

Таким чином, в процесі декодування згідно запропонованого методу спочатку здійснюється жорстке рішення на основі прийнятого вектору \bar{y} , в результаті якого формується двійковий вектор \bar{c}' . Якщо перевірочна умова виконується для кожного елемента даного вектору, тоді приймається рішення, що даний вектор є переданим кодовим словом і процес декодування завершується. В противному випадку виконується одна ітерація декодування на основі

розповсюдження довіри і за результатами перевірки умови закінчення декодування вноситься рішення про передане кодове слово \hat{c}' або здійснюється перехід до декодування на основі біоінспірованих процедур пошукової оптимізації. При досягненні максимального числа ітерацій формується найбільш імовірно біполярне кодове слово \hat{c} і процес декодування завершується [178, 179].

Схема розробленого комбінованого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, що забезпечує візуалізацію основних його стадій, представлена на рис. 3.13.

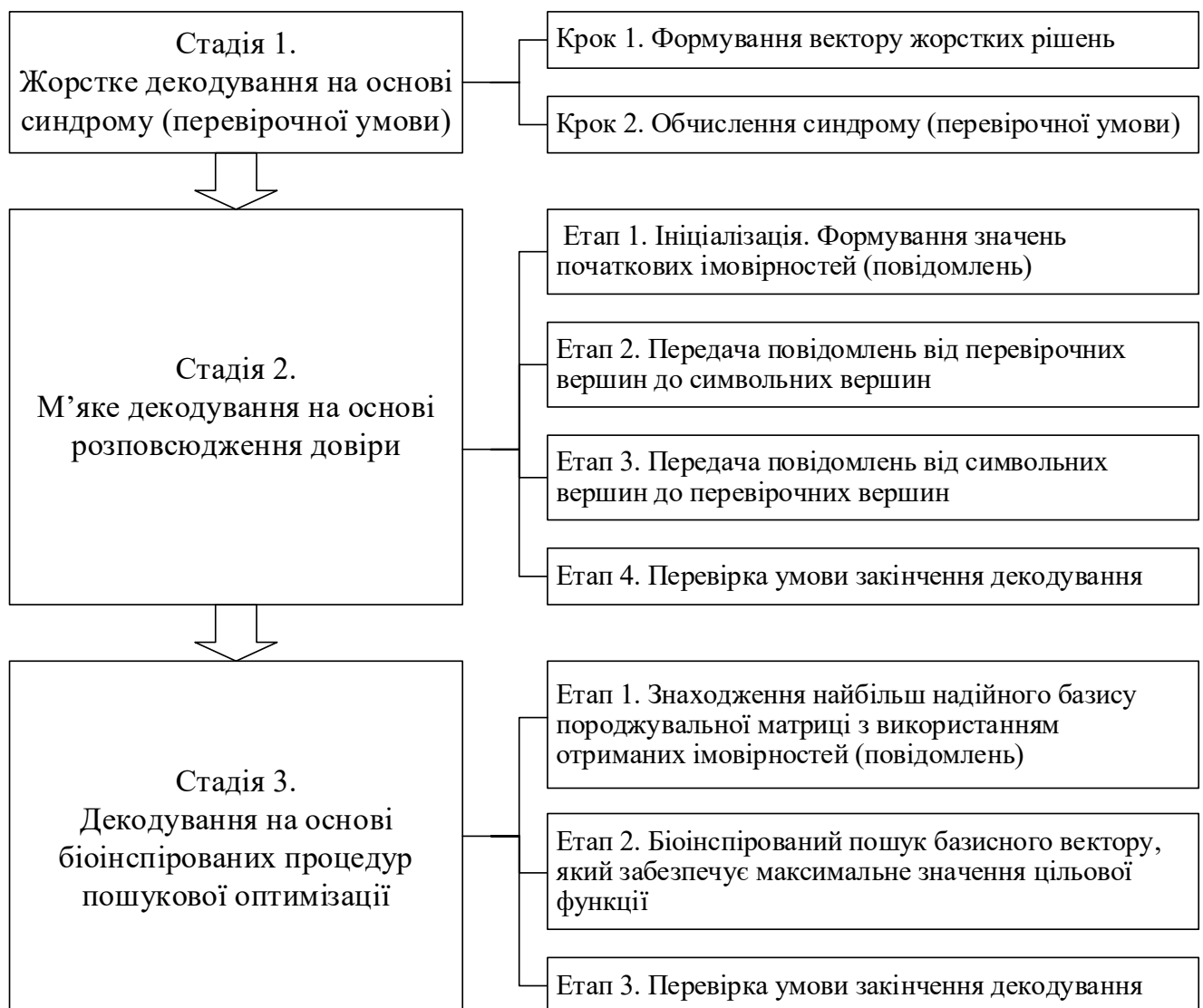


Рис. 3.13. Схема комбінованого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність

З рис. 3.13 слідує, що перші дві стадії декодування засновані на класичних підходах до жорсткого та м'якого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність. Впровадження на третій стадії декодування біоінспірованого пошуку дозволяє уточнити результат, отриманий після застосування процедури розповсюдження довіри, з метою зменшення ймовірності декодування. Таким чином, фактично реалізується обмін апостеріорними рішеннями між даними стадіями декодування.

Програмна реалізація представленого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність заснована на розроблених алгоритмі та псевдокоді, схеми яких наведені на рис. 3.14 та рис. 3.15 відповідно.

Із рис. 3.14 слідує, що у даному алгоритмі вхідними даними є інформація про прийнятий вектор м'яких рішень, параметри використовуваного коду з малою щільністю перевірок на парність та параметри біоінспірованої процедури. Спершу здійснюється спроба жорсткого декодування на основі обчислення синдрому для сформованого двійкового вектору жорстких рішень. Після цього, за необхідності, виконується перехід до підпроцесу м'якого декодування на основі розповсюдження довіри, який може бути реалізований за стандартним варіантом [15, 29]. У результаті виконання даного підпроцесу формуються вектор правдоподібності та відповідне передбачуване двійкове кодове слово, для якого обчислюється синдром. Якщо синдром не дорівнює нулю, то здійснюється перехід до підпроцесу декодування на основі біоінспірованого пошуку, особливості реалізації якого було розглянуто у підрозділі 2.2. Слід зазначити, що у якості вхідної інформації даний підпроцес використовує отриманий вектор правдоподібності, а у результаті виконання підпроцесу формується передбачуване біполярне кодове слово. Якщо перевірочні умови для отриманого кодового слова виконуються, то процес декодування завершується, в противному випадку здійснюється перехід до першого підпроцесу. Виходом даного алгоритму є оцінка найбільш ймовірного кодового слова, що обирається у якості переданого кодового слова.

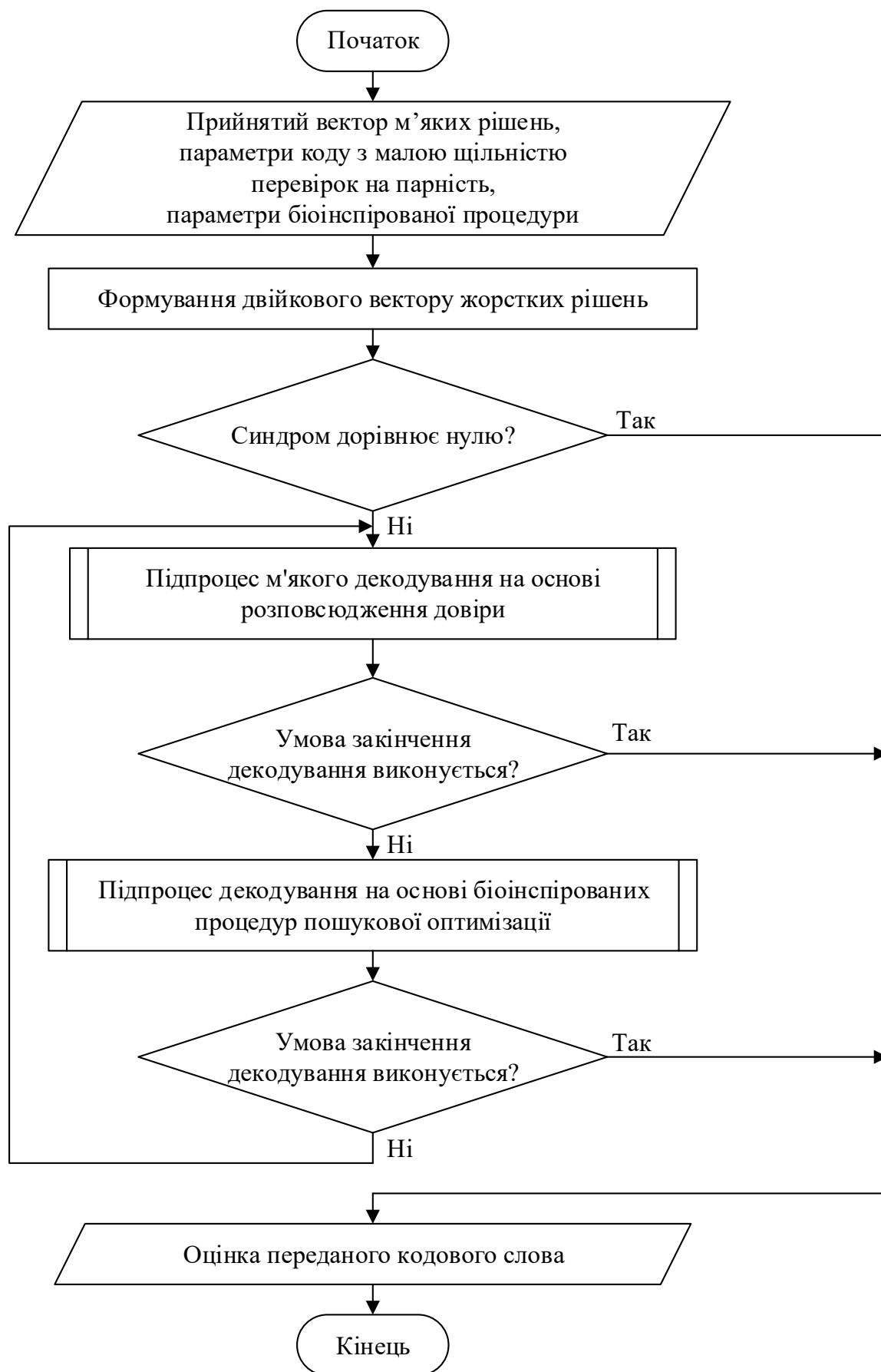


Рис. 3.14. Схема алгоритму комбінованого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність

вхід: параметри коду з малою щільністю перевірок на парність коду n, k, H, G , прийнятий вектор м'яких рішень $\bar{y} = (y_1, y_2, \dots, y_n)$, параметри біоінспірованої процедури $NP, \alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S, L_{\max}$

вихід: оцінка кодового слова \hat{c}

початок

сформуванати двійковий вектор жорстких рішень $\bar{c}' = (c'_1, c'_2, \dots, c'_n)$

обчислити складові синдрому $s'_i = \sum_{j=1}^n h_{ij} c'_j, i = 1, 2, \dots, n - k$

якщо $s'_i = \sum_{j=1}^n h_{ij} c'_j = 0 \pmod{2}, i = 1, 2, \dots, n - k$ **то** видати оцінку кодового

слова $\hat{c} = \bar{c}'$

інакше

встановити для символних вершин апіорні імовірності (3.40), (3.41)

обчислити для перевірочних вершин допоміжні величини (3.42), (3.43)

визначити ймовірності виконання перевірочної умови s'_i (3.44)

обчислити для символних вершин імовірності (3.45)

визначити апостеріорні ймовірності (3.46)

сформуванати елементи передбачуваного двійкового кодового слова \hat{c}'

обчислити складові синдрому $s'_i = \sum_{j=1}^n h_{ij} \hat{c}'_j, i = 1, 2, \dots, n - k$

якщо виконується умова закінчення декодування $s'_i = \sum_{j=1}^n h_{ij} \hat{c}'_j = 0 \pmod{2},$

$i = 1, 2, \dots, n - k$ **то** видати оцінку кодового слова $\hat{c} = \hat{c}'$

інакше

розмістити елементи вектору ϕ_j у порядку зменшення їх надійності $|\phi_j|$

визначити перестановки елементів породжувальної матриці π_1 та π_2

Рис. 3.15. Схема псевдокоду комбінованого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність

сформувати найбільш надійний базис $G_s = \pi_2(\pi_1(G))$

сформувати біполярний інформаційний вектор \tilde{c}

сформувати початкову групу пробних інформаційних векторів $\tilde{c}_1 \dots \tilde{c}_{NP}$

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L_{\max}

обчислити якість поточних пробних інформаційних векторів $\tilde{c}_1 \dots \tilde{c}_{NP}$

згідно цільової функції (3.39)

сформувати поточну групу пробних інформаційних векторів $\tilde{c}_1 \dots \tilde{c}_{NP}$ з використанням міграційних операторів з параметрами $\alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$

кінець циклу поки

визначити «найкращий» інформаційний вектор \tilde{c}^* та відповідне кодове слово \bar{c}_s

сформувати оцінку біполярного кодового слова $\hat{c}_s = \pi_1^{-1}[\pi_2^{-1}(\bar{c}_s)]$

обчислити перевірочні умови $s_i = \prod_{j=1}^n \hat{c}_{s_j}^{h_{ij}}, i = 1, 2, \dots, n - k$

якщо виконується умова закінчення декодування $s_i = \prod_{j=1}^n \hat{c}_{s_j}^{h_{ij}} = 1,$

$i = 1, 2, \dots, n - k$ **то** видати оцінку кодового слова $\hat{c} = \hat{c}_s$

кінець якщо

кінець якщо

кінець якщо

кінець

Продовження рис. 3.15

Запропонований метод декодування припускає можливість застосування різних біоінспірованих процедур пошукової оптимізації, особливості та характеристики яких представлені в [130]. Для оцінки ефективності розробленого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність використаємо процедуру рою частинок, яка часто застосовується в якості пошукового механізму

при вирішенні різних оптимізаційних задач.

Для дослідження ефективності запропонованого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність було здійснено моделювання передачі інформації через двійковий канал з АБГШ, з використанням розроблених алгоритму та псевдокоду. При цьому застосовувались наступні налаштування:

- 1) тип коду з малою щільністю перевірок на парність – регулярний код;
- 2) швидкість кодування – $1/2$;
- 3) діапазон відношення сигнал/шум – від 0 до 3 дБ;
- 4) кількість інформаційних повідомлень (кодових слів коду), що будуть передаватися, – 1000;

5) параметри комбінованого методу декодування, що заснований на процедурі рою частинок [133, 135, 140]:

- максимальна кількість ітерацій $L_{\max} = 50$,
- розмір популяції $NP = 20$,
- інерційна компонента $a_1 = 0,7$,
- когнітивна компонента $a_2 = 1,5$,
- соціальна компонента $a_3 = 1,5$.

Експериментальні дослідження проводилися шляхом комп'ютерного моделювання процесу передачі інформації через канал з АБГШ при використанні заданих кодів з малою щільністю перевірок на парність, для декодування яких застосовувались розроблений комбінований метод декодування та класичний метод декодування на основі розповсюдження довіри. При проведенні моделювання обмежувалось максимальне число ітерацій декодування: для стандартного методу – 50 ітерацій, для запропонованого методу – 20 ітерацій.

Результати моделювання (в логарифмічному масштабі) для (504, 252) коду з малою щільністю перевірок на парність представлені на рис. 3.16.

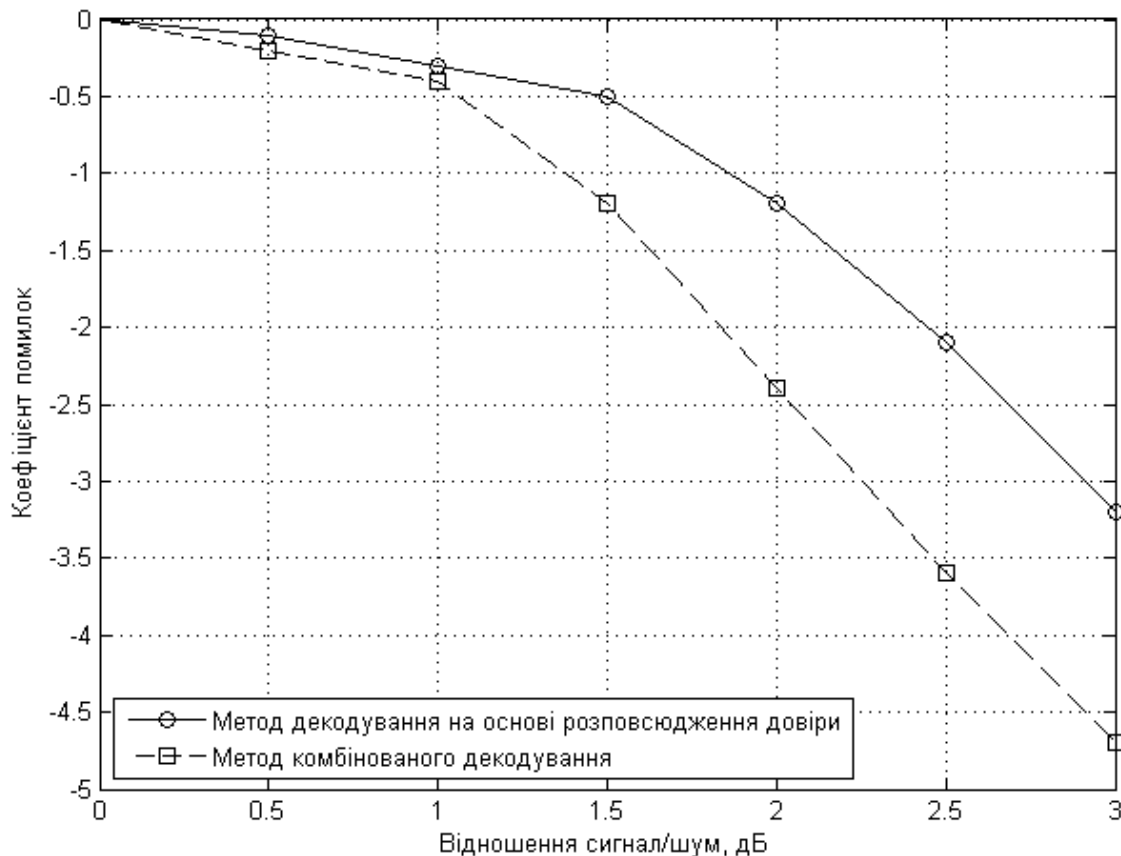


Рис. 3.16. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (504, 252) коду з малою щільністю перевірок на парність

З рис. 3.16 слідує, що запропонований метод декодування дозволяє підвищити достовірність передачі інформації в порівнянні зі стандартним методом декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, зокрема, при відношенні сигнал/шум 2 дБ вигреш становить більше одного порядку.

Результати моделювання (в логарифмічному масштабі) для (1008, 504) коду з малою щільністю перевірок на парність наведено на рис. 3.17.

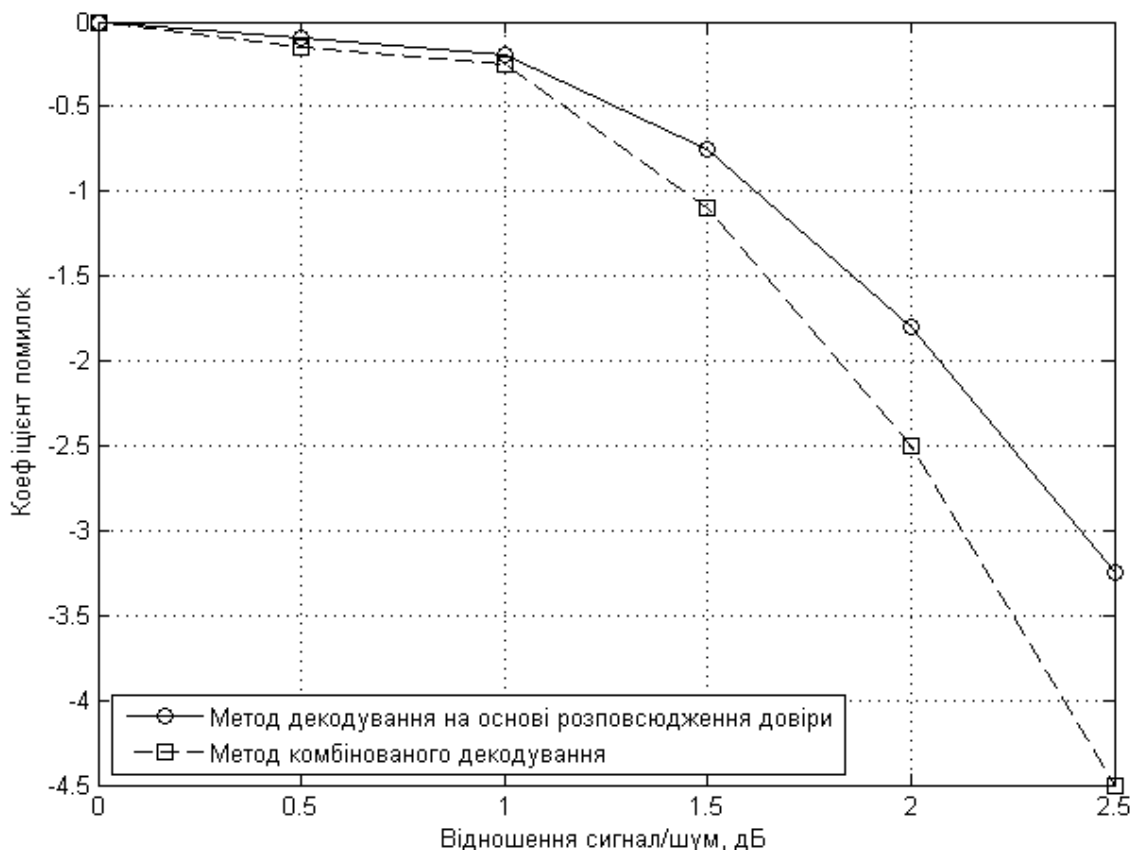


Рис. 3.17. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для (1008, 504) коду з малою щільністю перевірок на парність

З рис. 3.17 слідує, що при збільшенні довжини коду відбувається зниження ефективності розробленого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, наприклад, при відношенні сигнал/шум 2 дБ виграш складає менше одного порядку.

Також з аналізу графіків рис. 3.16 та 3.17 випливає, що комбінований метод декодування забезпечує більшу ефективність у діапазоні високого відношення сигнал/шум, що пояснюється зростанням точності знаходження близького до оптимального рішення за допомогою біоінспірованого пошуку на основі «більш надійного» вектору правдоподібності. У якості недоліку запропонованого методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність можна відмітити більш високу обчислювальну складність за рахунок застосування додаткової стадії при декодуванні.

3.6 Біоінспірований пошук коефіцієнтів нормалізації при декодуванні мінімальної суми нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність

Як було показано у підрозділі 3.1, можна виділити регулярні та нерегулярні коди з малою щільністю перевірок на парність. В [50, 55] показано, що при ітеративному декодуванні нерегулярні коди володіють кращими характеристиками для різних моделей каналів зв'язку. Суть ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність полягає в послідовному обміні повідомленнями між символними та перевірочними вершинами графу Таннера, що відповідає деякій перевірочній матриці. Класичний метод м'якого декодування на основі розповсюдження довіри володіє значною обчислювальною складністю, тому в [170] було запропоновано метод декодування мінімальної суми зменшеної складності, який заснований на апроксимації обчислень в перевірочних вершинах, що в результаті приводить до зниження корегувальної здатності коду. Для підвищення ефективності даного методу декодування можна використовувати нормалізацію повідомлень в перевірочних вершинах [180]. При цьому для здійснення даної операції необхідно визначити відповідні коефіцієнти нормалізації, наприклад, з допомогою процедури «density evolution». При використанні регулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність достатньо визначити єдиний коефіцієнт нормалізації для отримання суттєвого збільшення ефективності декодування [180]. Однак при декодуванні нерегулярних кодів даний підхід приводить до значного росту імовірності помилки декодування, тому в [180] запропоновано використовувати двомірну нормалізацію повідомлень як в перевірочних, так і в символних вершинах. В результаті чого виникає задача пошуку групи коефіцієнтів нормалізації, значення яких залежать від степені деякої вершини. В [180] показано, що для вирішення даної задачі можна використовувати метод диференціальної еволюції сумісно з процедурою «density evolution». Однак даний підхід характеризується високою обчислювальною складністю, що суттєвим чином обмежує область його застосування.

Тому нижче розглянуто підхід, що дозволяє прискорити знаходження коефіцієнтів нормалізації, які використовуються при декодуванні за методом мінімальної суми нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, для визначеної моделі каналу зв'язку зі зменшеною обчислювальною складністю [181].

Нехай для кодування інформації в деякій телекомунікаційній системі використовується двійковий (n, k) код з малою щільністю перевірок на парність, який задається перевіркою матрицею H , що складається з елементів $h_{ij} \in \{0, 1\}$, де $i \in [1, n-k]$, $j \in [1, n]$. Також даний код можна представити у вигляді графу Таннера, який має дві множини вершин. Множина $N(i) \equiv \{j \in [1, n] : h_{ij} = 1\}$ включає символні вершини, зв'язані з i -ою перевіркою вершиною, а множина $M(j) \equiv \{i \in [1, m] : h_{ij} = 1\}$ – перевірочні вершини, зв'язані з j -ою символною вершиною. Припустимо, що передача інформації здійснюється через канал з АБГШ із застосуванням двійкової фазової модуляції.

Розглянемо особливості реалізації різних методів декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність.

Метод м'якого декодування на основі розповсюдження довіри містить два ключових етапи на кожній ітерації w :

- обчислення і передача повідомлень від перевірочних вершин до символних вершин для $j \in [1, n]$ та кожного $i \in M(j)$:

$$U_{ij}^w = 2 \tanh^{-1} \prod_{j' \in N(i) \setminus j} \tanh \frac{V_{ij'}^{w-1}}{2}, \quad (3.48)$$

де $V_{ij'}^{w-1}$ – повідомлення, яке передається від всіх символних вершин, крім j -ої вершини, до перевірочних вершин на ітерації $w-1$;

- обчислення і передача повідомлень від символних вершин до перевірочних вершин для $j \in [1, n]$ та кожного $i \in M(j)$:

$$V_{ij}^w = U_{0,j} + \sum_{i' \in M(j) \setminus i} U_{i'j}^w, \quad (3.49)$$

де $U_{0,j}$ – повідомлення, прийняте з каналу зв'язку;

$U_{i'j}^w$ – повідомлення, яке передається від всіх перевірочних вершин, крім i -ої вершини, до символічних вершин на ітерації w .

Для зменшення обчислювальної складності декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність в методі декодування мінімальної суми запропоновано замінити (3.48) наступною формулою:

$$U_{ij}^{\min,w} = \prod_{j' \in N(i) \setminus j} \text{sgn}(V_{ij'}^{w-1}) \cdot \min_{j' \in N(i) \setminus j} |V_{ij'}^{w-1}|. \quad (3.50)$$

Слід відмітити, що дане спрощення обчислень в перевірочних вершинах приводить до значного зниження ефективності декодування, тому доцільно модифікувати (3.50) наступним чином:

$$U_{ij}^{\alpha,w} = \alpha \cdot U_{ij}^{\min,w}, \quad (3.51)$$

де α – коефіцієнт нормалізації для перевірочних вершин, $0 < \alpha \leq 1$.

Використання нормалізації повідомлень в перевірочних вершинах при декодуванні кодів з малою щільністю перевірок на парність забезпечує отримання результатів близьких до декодування на основі розповсюдження довіри з меншою обчислювальною складністю.

Подальшим розвитком даного підходу є нормалізація повідомлень в символічних вершинах шляхом перетворення (3.49):

$$V_{ij}^{\beta,w} = U_{0,j} + \beta \sum_{i' \in M(j) \setminus i} U_{i'j}^w, \quad (3.52)$$

де β – коефіцієнт нормалізації для бітових вершин, $0 < \beta \leq 1$.

Збільшення обчислювальної складності декодування за рахунок застосування додаткового коефіцієнту нормалізації обґрунтовується підвищенням ефективності декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність. При цьому для регулярних кодів можна використовувати єдиний коефіцієнт нормалізації для всіх перевірочних (символьних) вершин. З іншого боку, нерегулярні коди характеризуються неоднаковими степенями перевірочних і символьних вершин, тому при їх декодуванні доцільно використовувати різні коефіцієнти нормалізації для кожної із вершин в залежності від її ваги [180].

Нехай деякий нерегулярний код з малою щільністю перевірок на парність заданий розподілом степенів символьних і перевірочних вершин графу Таннера відповідно:

$$\lambda(x) = \sum_{l=1}^{d_{V_{\max}}} \lambda_l x^{l-1}, \quad (3.53)$$

$$\rho(x) = \sum_{l=1}^{d_{P_{\max}}} \rho_l x^{l-1}, \quad (3.54)$$

де λ_l – коефіцієнт, який визначає долю ребр, вихідних із символьної вершини графу Таннера степені l ;

ρ_l – коефіцієнт, який визначає долю ребр, вихідних із перевірочної вершини графу Таннера степені l .

Тоді з урахуванням (3.48) – (3.52) ключові етапи декодування даного коду з застосуванням нормалізації обчислень в перевірочних і символьних вершинах з урахуванням їх ваги можна представити наступним чином:

$$U_{ij}^{\alpha_l, w} = \alpha_l \prod_{j' \in N(i) \setminus j} \text{sgn}(V_{ij'}^{w-1}) \cdot \min_{j' \in N(i) \setminus j} |V_{ij'}^{w-1}|, \quad (3.55)$$

$$V_{ij}^{\beta_l, w} = U_{0,j} + \beta_l \sum_{i' \in M(j) \setminus i} U_{i'j}^w, \quad (3.56)$$

де α_l – коефіцієнт нормалізації для перевірконої вершини ваги l , $0 < \alpha_l \leq 1$;

β_l – коефіцієнт нормалізації для символної вершини ваги l , $0 < \beta_l \leq 1$.

Якщо код є частково регулярним, тобто має однакову вагу символних (перевірочних) вершин, то здійснюється нормалізація повідомлень лише для перевірконих (символних) вершин згідно (3.55) або (3.56) відповідно.

Таким чином, в загальному випадку декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність може базуватися на одномірній або двомірній нормалізації обчислень в вершинах графу Таннера. При цьому ефективність декодування деякого коду суттєвим чином залежить від значень коефіцієнтів нормалізації α_l та β_l , для пошуку яких в [180] запропоновано спільно використовувати процедуру «density evolution» і метод диференціальної еволюції.

Для зменшення обчислювальної складності пошуку коефіцієнтів нормалізації та підвищення ефективності двомірного декодування з використанням (3.55) и (3.56) розширимо даний підхід шляхом застосування узагальнених біоінспірованих процедур за аналогією з [162 – 166].

Представимо коефіцієнти нормалізації для перевірконих і символних вершин у вигляді векторів $\bar{\alpha} = (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{d_{P_{\max}}})$ та $\bar{\beta} = (\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_{d_{V_{\max}}})$ відповідно. Тоді для деякого нерегулярного коду з малою щільністю перевірок на парність, заданого з допомогою (3.53) і (3.54), близькі до оптимального значення векторів $\bar{\alpha}$ та $\bar{\beta}$ можна визначити шляхом обчислення шумового порогу (мінімально припустимого відношення сигнал/шум) при використанні двомірного декодування для заданої моделі каналу зв'язку [181].

Формально дану пошукову задачу можна представити наступним чином:

$$f(\bar{\alpha}^*, \bar{\beta}^*) = \min_{\bar{\alpha} \in \bar{\alpha}', \bar{\beta} \in \bar{\beta}'} f(\bar{\alpha}, \bar{\beta}) \quad (3.57)$$

$$f(\bar{\alpha}, \bar{\beta}) = SNR \quad (3.58)$$

$$n = const, k = const, \lambda(x) = const, \rho(x) = const, \quad (3.59)$$

$$\bar{\alpha}' = \left\{ \bar{\alpha} \left| \begin{array}{l} 0 < \alpha_l \leq 1, \\ l = 1, 2, \dots, d_{P_{\max}} \end{array} \right. \right\}, \quad \bar{\beta}' = \left\{ \bar{\beta} \left| \begin{array}{l} 0 < \beta_l \leq 1, \\ l = 1, 2, \dots, d_{V_{\max}} \end{array} \right. \right\}, \quad (3.60)$$

де $\bar{\alpha}^*, \bar{\beta}^*$ – глобальний (локальний) мінімум, відповідний «кращим» векторам, які складаються з коефіцієнтів нормалізації для перевірочних і символічних вершин відповідно;

$\bar{\alpha}', \bar{\beta}'$ – безліч допустимих рішень, відповідне групі векторів, які складаються з коефіцієнтів нормалізації для перевірочних і символічних вершин відповідно;

SNR – відношення сигнал/шум, дБ.

Основні етапи пропонованого підходу до оптимізації двомірного декодування мінімальної суми на основі мінімізації (3.57) з урахуванням властивостей функцій (3.58) та обмежень (3.59) і (3.60) наведені нижче.

Етап 1. Завдання параметрів коду і процедури «density evolution».

На цьому етапі встановлюються значення довжини інформаційної частини k , довжини кодового слова n , розподілів степенів символічних і перевірочних вершин графу Таннера $\lambda(x)$ та $\rho(x)$ заданого коду, а також обираються параметри процедури «density evolution» в залежності від моделі каналу зв'язку та методу ітеративного декодування.

Етап 2. Біоінспірований пошук коефіцієнтів нормалізації для перевірочних і символічних вершин графу Таннера.

На даному етапі здійснюється оптимізація значень векторів $\bar{\alpha}$ та $\bar{\beta}$ шляхом послідовного застосування процедури «density evolution» для групи даних векторів, які формуються з використанням узагальнених біоінспірованих процедур.

Етап 3. Отримання оптимізованих значень коефіцієнтів нормалізації.

На цьому етапі відбувається формування «кращих» векторів $\bar{\alpha}^*$ і $\bar{\beta}^*$ на основі виконання етапу 2, тобто отримання значень коефіцієнтів нормалізації

близьких до оптимальних для заданих параметрів коду та моделі каналу зв'язку.

Схема розробленого біоінспірованого методу оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні за методом мінімальної суми представлена на рис. 3.17.

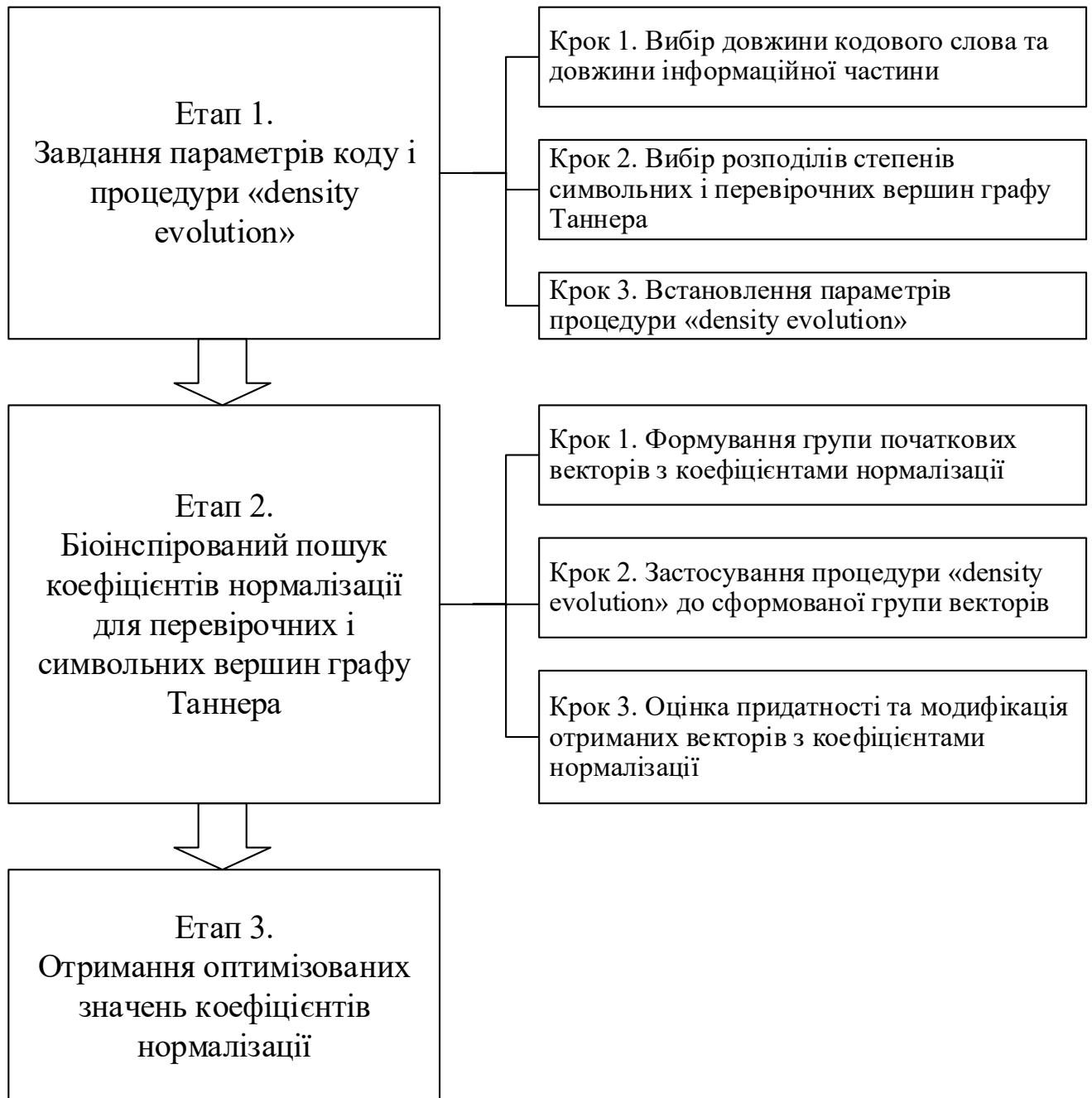


Рис. 3.17. Схема біоінспірованого методу оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні за методом мінімальної суми

Програмна реалізація розробленого методу пошуку коефіцієнтів

нормалізації, що використовуються у методі декодування мінімальної суми, заснована на алгоритмі, представленому на рис. 3.18.

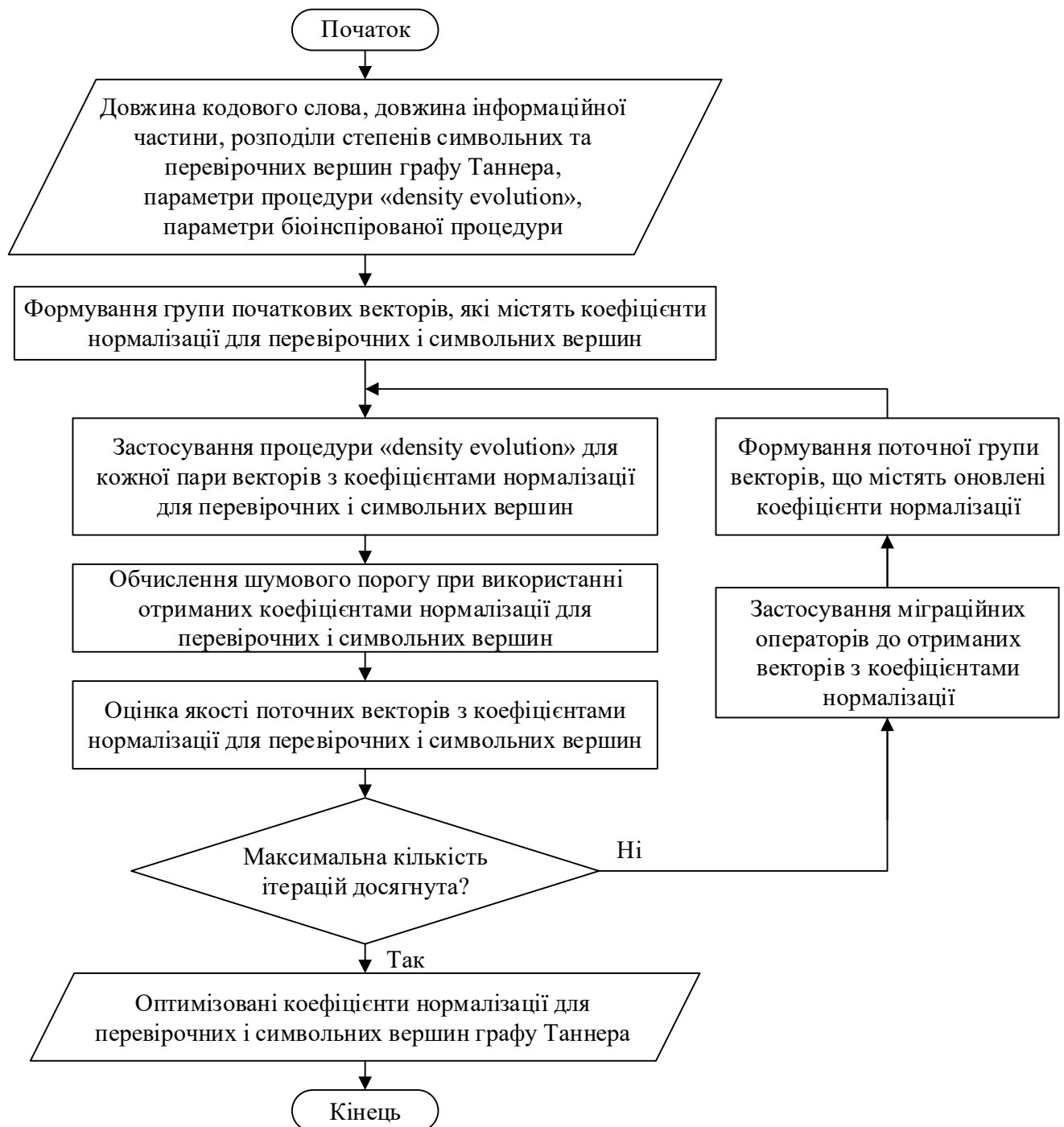


Рис. 3.18. Схема алгоритму біоінспірованого методу оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні за методом мінімальної суми

З рис. 3.18 слідує, що у даному алгоритмі вхідними даними є розподіли степенів перевірочних та символічних вершин графу Таннера, що задають

характеристики обраного нерегулярного коду з малою щільністю перевірок на парність, параметри процедури «density evolution», що відповідають заданій моделі каналу зв'язку та методу ітеративного декодування, та параметри деякої біоінспірованої процедури. На початку роботи алгоритму формується початкова група векторів, що задають випадкові значення коефіцієнтів нормалізації для вершин графу Таннера. Після цього відбувається застосування обчислювальної процедури «density evolution» до даних векторів та визначення відповідних шумових порогів для кожної пари векторів. Далі здійснюється оцінка якості сформованих векторів з коефіцієнтами нормалізації на основі отриманого значення відношення сигнал/шум. Якщо максимальна кількість ітерацій біоінспірованої процедури не досягнута, то відбувається формування нової групи векторів з оновленими коефіцієнтами нормалізації вершин графу Таннера шляхом застосування міграційних операторів. Виходом запропонованого алгоритму виступають коефіцієнти нормалізовані, що оптимізовані для заданого коду з малою щільністю перевірок на парність, обраної моделі каналу зв'язку та методу декодування мінімальної суми.

Схема уніфікованого псевдокоду, що відповідає розробленому алгоритму, наведена на рис. 3.19.

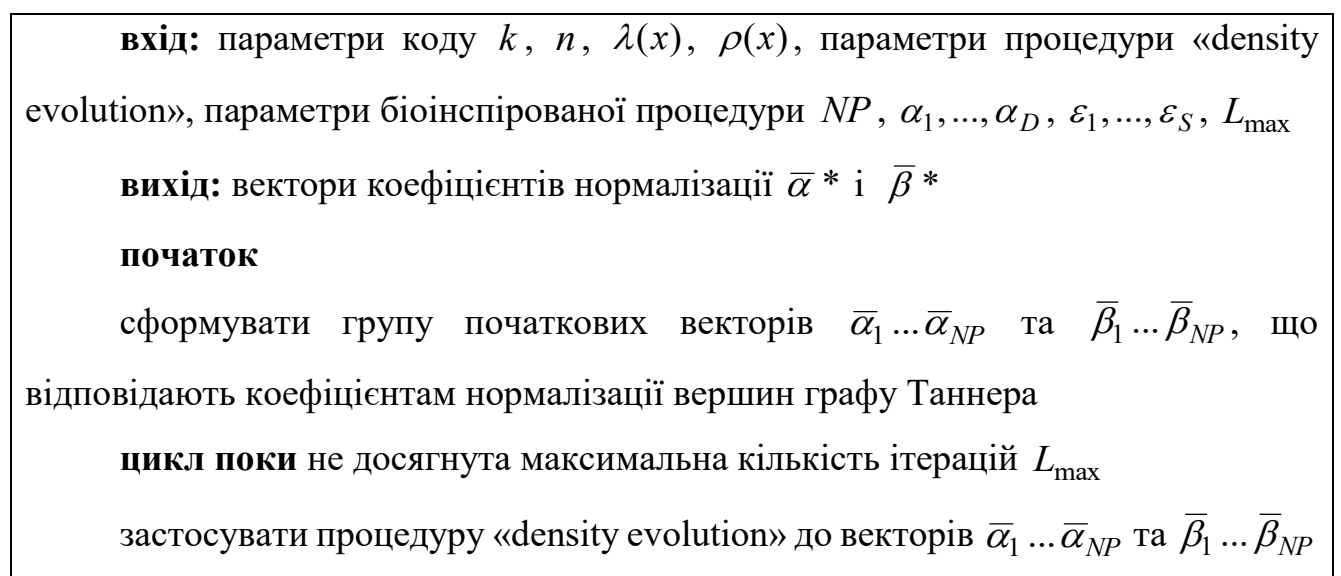
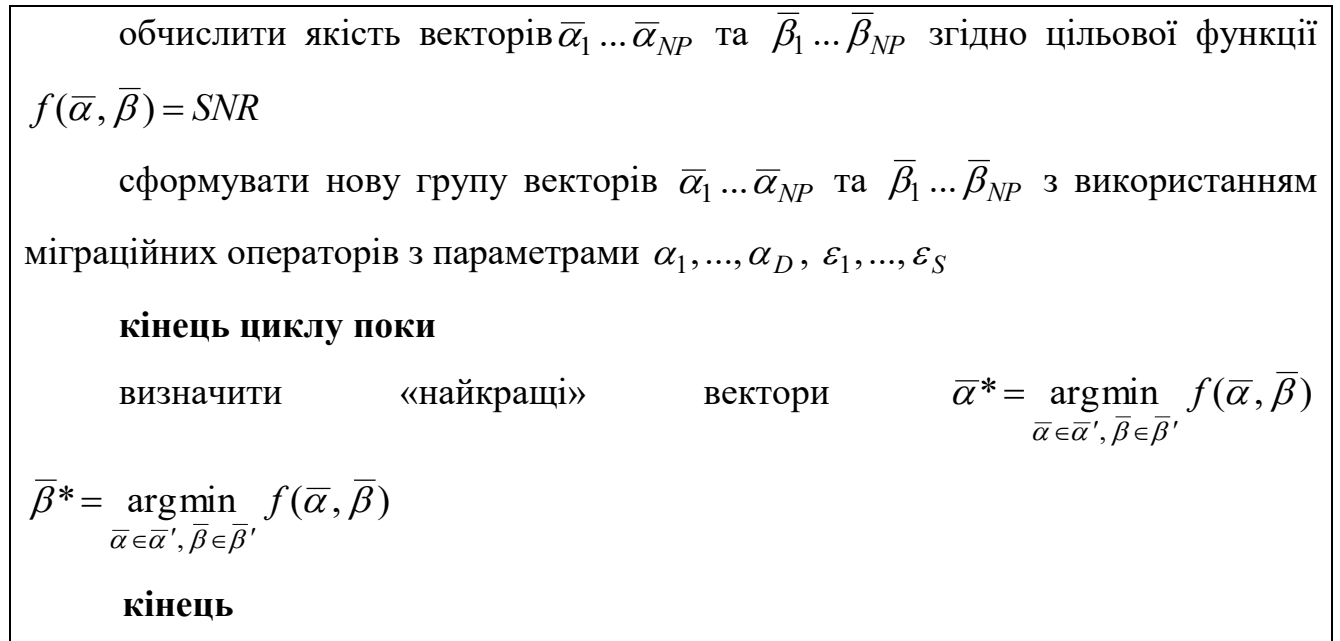


Рис. 3.19. Схема псевдокоду біоінспірованого методу оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні за методом мінімальної суми



Продовження рис. 3.19

Для оцінки ефективності представленого методу оптимізації коефіцієнтів нормалізації, необхідних при двовимірному декодуванні мінімальної суми було здійснено комп'ютерне моделювання за допомогою розробленої програмної реалізації з такими налаштуваннями:

1) параметри «короткого» коду: $n = 16200, k = 7200,$

$$\rho(x) = 0,00006x^2 + 0,14917x^3 + 0,29851x^4 + 0,44777x^5 + 0,10449x^6,$$

$$\lambda(x) = 0,00002 + 0,38803x + 0,31344x^2 + 0,2851x^7;$$

2) параметри «довгого» коду: $n = 100000, k = 50000,$

$$\rho(x) = 0,652x^6 + 0,348x^7,$$

$$\lambda(x) = 0,211 + 0,184x + 0,009x^3 + 0,075x^4 + 0,016x^5 + 0,173x^6 + 0,006x^7 + 0,028x^8 + 0,005x^{18} + 0,293x^{28};$$

3) параметри біоінспірованого пошуку коефіцієнтів нормалізації, що заснований на процедурі рою частинок [135]:

- максимальна кількість ітерацій $L_{\max} = 200,$

- розмір популяції $NP = 30,$

- інерційна компонента $a_1 = 0,8,$

- когнітивна компонента $a_2 = 1,4$,
- соціальна компонента $a_3 = 1,4$.

За результатами моделювання для «короткого» коду з малою щільністю перевірок на парність було знайдено наступні коефіцієнти нормалізації:

- (1; 0,96; 0,93; 0,86; 0,85) – для перевірочних вершин графу Таннера;
- (1; 0,99; 0,9; 0,84) – для символних вершин графу Таннера.

Ефективність декодування нерегулярного (16200, 7200) коду з малою щільністю перевірок на парність з використанням різних методів ітеративного декодування наведено на рис. 3.20.

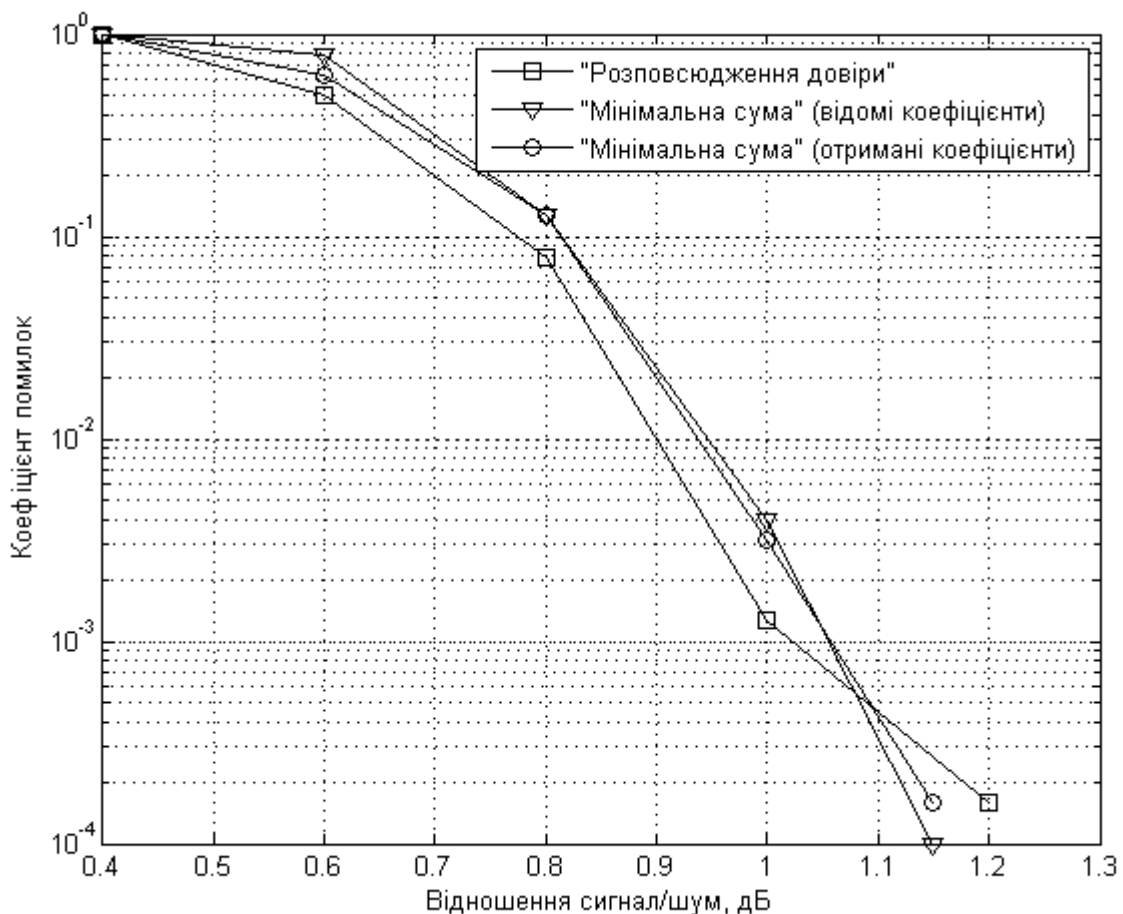


Рис. 3.20. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для нерегулярного (16200, 7200) коду з малою щільністю перевірок на парність

З аналізу рис. 3.20 випливає, що використання отриманих коефіцієнтів

нормалізації у методі декодування мінімальної суми дозволяє забезпечити досягнення результатів близьких до відомих – при коефіцієнті помилок 10^{-2} енергетичний програш становить менше 0,1 дБ у порівнянні з методом мінімальної суми з відомими коефіцієнтами та лише 0,5 дБ у порівнянні з методом декодування на основі розповсюдження довіри. При цьому для обраної біоінспірованої процедури виграш за обчислювальною складністю при пошуку коефіцієнтів нормалізації становить близько 30% у порівнянні з методом диференційної еволюції [180]. У результаті цього значно прискорюється знаходження оптимізованих значень коефіцієнтів нормалізації для вершин графу Таннера, що дозволяє застосовувати розроблений метод для більш довгих кодів з малою щільністю перевірок на парність.

Наприклад, для «довгого» коду з малою щільністю перевірок на парність були знайдені такі коефіцієнти нормалізації:

- (1; 0,92) – для перевірочних вершин графу Таннера;
- (1; 0,97; 0,95; 0,88; 0,85; 0,84; 0,83; 0,81; 0,77; 0,75) – для символічних вершин графу Таннера.

Порівнюючи між собою результати отримані для кодів з малою щільністю різної довжини можна зробити висновок, що наявна тенденція зменшення коефіцієнтів нормалізації при збільшенні степені у розподілах перевірочних та символічних вершин графу Таннера.

Порівняння ефективності декодування нерегулярного (100000, 50000) коду з малою щільністю перевірок на парність з використанням методу на основі розповсюдження довіри та методу мінімальної суми з оптимізованими коефіцієнтами нормалізації наведено на рис. 3.21.

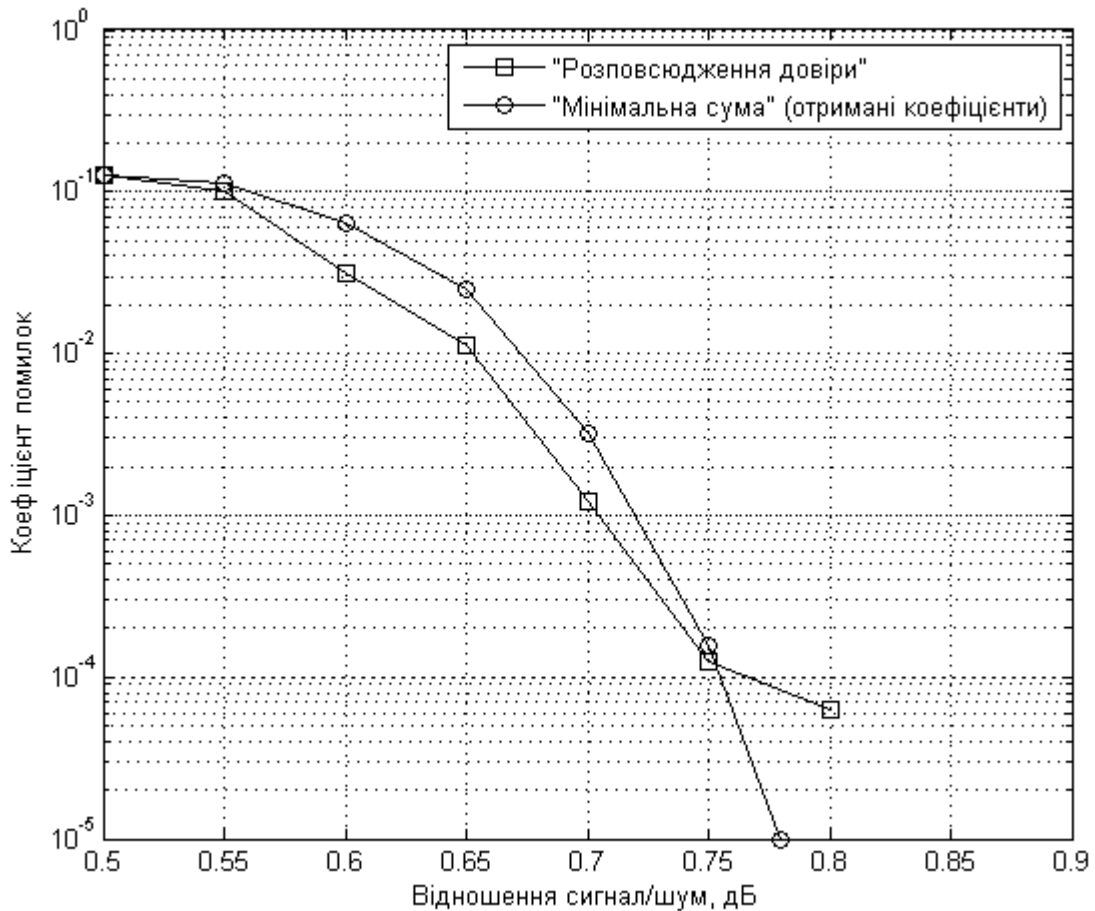


Рис. 3.21. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для нерегулярного (100000, 50000) коду з малою щільністю перевірок на парність

З рис. 3.21 слідує, що для даного коду при коефіцієнті помилок 10^{-2} енергетична ефективність методу мінімальної суми приблизно на 0,5 дБ гірша, ніж для методу декодування на основі розповсюдження довіри. Але при коефіцієнті помилок менше 10^{-4} ефективність декодування за методом мінімальної суми з оптимізованими коефіцієнтами зростає за рахунок відсутності ефекту «error floor».

3.7 Висновки за розділом 3

У даному розділі вирішено з третього по шосте завдання дослідження, а також частково десяте завдання стосовно декодування та оптимізації кодів з малою щільністю перевірок на парність; отримано з другого по п'ятий наукові результати.

1. Завдання кодів з малою щільністю перевірок на парність може бути здійснено з використанням розрідженої перевіркової матриці або відповідного графу Таннера, структура яких визначає тип коду – регулярний чи нерегулярний, при цьому останній у загальному випадку має кращі характеристики.

2. Біоінспірований пошук відносно коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, що використовує комп'ютерне моделювання процесу передачі інформації через задану модель каналу зв'язку та побудову графу Таннера за методом REG, дозволяє отримати близькі до оптимальних розподіли символічних вершин відповідного графу Таннера зі зменшеною обчислювальною складністю.

3. «Прямий» метод кодування кодами з малою щільністю перевірок на парність володіє квадратичною обчислювальною складністю, що не дозволяє використовувати довільні коди з великою довжиною кодового слова на практиці. Покращені методи кодування на основі перетвореної перевіркової матриці та представлення перевіркової матриці за допомогою графу Таннера, які мають лінійну обчислювальну складність, дозволяють усунути дане обмеження.

4. Проведений аналіз показав, що спеціальна структура перевіркової матриці та відповідного графу Таннера визначають особливості методів ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, що засновані на послідовному уточненні кожного елемента передбачуваного кодового слова, що еквівалентно ітеративному обміну повідомленнями між символічними та перевірочними вершинами графу Таннера. При цьому класичні методи ітеративного декодування даних кодів мають ряд обмежень з точки зору обчислювальної складності та ефективності декодування, тому для зниження обчислювальної складності процесу декодування застосовуються додаткові модифікації, які використовують особливості відповідних обчислювальних процедур.

5. Введення поняття біполярних кодів з малою щільністю перевірок на парність дозволяє представити проблему декодування даних кодів у вигляді задачі глобальної оптимізації, а саме задачі цілочислового програмування, вирішення якої

полягає у пошуку максимального значення цільової функції, що заснована на модифікованому правилі кореляційного декодування, з використанням узагальнених біоінспірованих процедур. З проведених досліджень випливає, що запропонований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність має прийнятну обчислювальну складність та перевершує за енергетичною ефективністю метод декодування на основі градієнтного спуску, але уступає за цим параметром методу декодування мінімальної суми.

6. Запропоновано підхід до декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, який заснований на спільному використанні ідей декодування на основі розповсюдження довіри та декодування на основі біоінспірованих процедур пошукової оптимізації. З проведених досліджень слідує, що розроблений метод декодування можна використати для відносно довгих кодів з малою щільністю перевірок на парність, однак його ефективність знижується при збільшенні довжини коду.

7. Для підвищення ефективності декодування мінімальної суми необхідно застосувати нормалізацію обчислень в вершинах графу Таннера, що відповідає деякому коду з малою щільністю перевірок на парність. Показано, що задачу пошуку коефіцієнтів нормалізації формально можна представити у вигляді оптимізаційної задачі, для вирішення якої доцільно застосувати біоінспірований підхід зменшеної складності. У результаті застосування даного підходу було отримано ряд оптимізованих коефіцієнтів нормалізації для «короткого» та «довгого» коду з малою щільністю перевірок на парність.

РОЗДІЛ 4

БІОІНСПІРОВАНІ МЕТОДИ ДЕКОДУВАННЯ АЛГЕБРАЇЧНИХ ЗГОРТКОВИХ КОДОВИХ КОНСТРУКЦІЙ

У даному розділі наведено загальні принципи побудови алгебраїчних згорткових кодів для каналів з випадковими помилками, а також модифікацію даних кодів на основі механізму перемещування – для каналів з групуванням помилок. Проаналізовано особливості реалізації та обмеження існуючих методів жорсткого декодування алгебраїчних згорткових кодів. Запропоновано метод м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів, в основі якого лежать біоінспіровані процедури та механізм випадкового зміщення. Для декодування алгебраїчних згорткових кодів перемещування пропонується застосовувати ітеративну процедуру адаптивного розповсюдження довіри спільно з узагальненим біоінспірованим пошуком. Проведено оцінку енергетичної ефективності запропонованих методів м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів з використанням програмного комплексу, заснованого на розроблених алгоритмах та псевдокодах.

4.1 Принципи побудови алгебраїчних згорткових кодів

Нехай на вхід згорткового кодеру надходить нескінченна інформаційна послідовність

$$i = (i_0, i_1, i_2, i_3, \dots), \quad (4.1)$$

де i_i – інформаційні символи, що підлягають кодуванню, $i_i \in GF(q)$.

При цьому у кожний момент часу на вхід кодеру надходить один інформаційний символ i_i , а на його виході, відповідно до деякому правилу, формується n_0 кодівих символів.

Нескінченну інформаційну послідовність (4.1) можна представити у вигляді багаточлена

$$i(x) = i_0 + i_1x + i_2x^2 + i_3x^3 + \dots \quad (4.2)$$

Відомо, що деякий згортковий код можна задати породжувальними багаточленами, що визначають довжину регістрів зсуву відповідного кодеру та взаємне з'єднання його елементів пам'яті, тобто логіку роботи даного кодеру. У загальному випадку породжувальні багаточлени несистематичного згорткового коду мають наступний вид:

$$\begin{aligned} g_1(x) &= g_{1,0} + g_{1,1}x + g_{1,2}x^2 + \dots + g_{1,u_1-1}x^{u_1-1}, \\ g_2(x) &= g_{2,0} + g_{2,1}x + g_{2,2}x^2 + \dots + g_{2,u_2-1}x^{u_2-1}, \\ &\dots \\ g_{n_0}(x) &= g_{n_0,0} + g_{n_0,1}x + g_{n_0,2}x^2 + \dots + g_{n_0,u_{n_0}-1}x^{u_{n_0}-1}, \end{aligned} \quad (4.3)$$

де $g_{j,i}$ – коефіцієнти при формальній змінній x , що визначають наявність або відсутність зв'язку між елементами регістру зсуву, $g_{j,i} \in GF(q)$, $j = 1, 2, \dots, n_0$;

$\deg(g_j(x)) = (u_j - 1)$ – довжина j -ого регістру зсуву (максимальне число комірок пам'яті для j -ого виходу регістру зсуву).

Тоді процес згорткового кодування можна представити наступним чином:

$$\begin{aligned} c_1(x) &= i(x)g_1(x) = c_{1,0} + c_{1,1}x + c_{1,2}x^2 + c_{1,3}x^3 + \dots, \\ c_2(x) &= i(x)g_2(x) = c_{2,0} + c_{2,1}x + c_{2,2}x^2 + c_{2,3}x^3 + \dots, \\ &\dots \\ c_{n_0}(x) &= i(x)g_{n_0}(x) = c_{n_0,0} + c_{n_0,1}x + c_{n_0,2}x^2 + c_{n_0,3}x^3 + \dots, \end{aligned} \quad (4.4)$$

де $c_{j,i}$ – кодові символи згорткового коду, $c_{j,i} \in GF(q)$;

n_0 – довжина кадру кодової послідовності згорткового коду.

У скороченій формі запису кодова послідовність згорткового коду відповідає вектору з багаточленів (4.4):

$$c(x) = [c_1(x)c_2(x)\dots c_{n_0}(x)], \quad (4.5)$$

де $c_j(x)$ – j -ий багаточлен кодової послідовності згорткового коду.

У випадку згорткових кодів зі швидкістю кодування $R = k_0/n_0$ на вхід відповідного кодеру у одиницю часу надходить інформаційний кадр з k_0 символів, що еквівалентно надходженню k_0 паралельних інформаційних послідовностей, які можна представити групою багаточленів:

$$\begin{aligned} i_1(x) &= i_{1,0} + i_{1,1}x + i_{1,2}x^2 + i_{1,3}x^3 + \dots, \\ i_2(x) &= i_{2,0} + i_{2,1}x + i_{2,2}x^2 + i_{2,3}x^3 + \dots, \\ &\dots \\ i_{k_0}(x) &= i_{k_0,0} + i_{k_0,1}x + i_{k_0,2}x^2 + i_{k_0,3}x^3 + \dots, \end{aligned} \quad (4.6)$$

де $i_{d,i}$ – інформаційні символи, що підлягають кодуванню, $i_i \in GF(q)$, $d = 1, 2, \dots, k_0$.

Набір багаточленів (4.6) у скороченому виді приймає форму вектору

$$i(x) = [i_1(x)i_2(x)\dots i_{k_0}(x)], \quad (4.7)$$

де $i_d(x)$ – d -ий багаточлен інформаційної послідовності згорткового коду.

Для опису згорткового коду зі швидкістю кодування $R = k_0/n_0$ необхідно задати не більше $k_0 n_0$ породжувальних багаточленів, які для зручності

записуються у виді поліноміальної породжувальної матриці розміром $k_0 \times n_0$:

$$g(x) = \begin{bmatrix} g_{1,1}(x) & g_{1,2}(x) & \dots & g_{1,n_0}(x) \\ g_{2,1}(x) & g_{2,2}(x) & \dots & g_{2,n_0}(x) \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ g_{k_0,1}(x) & g_{k_0,2}(x) & \dots & g_{k_0,n_0}(x) \end{bmatrix}, \quad (4.8)$$

де $g_{dj}(x)$ – dj -ий породжувальний багаточлен згорткового коду.

Тоді з урахуванням (4.7) и (4.8) процес кодування даним згортковим кодом можна записати у вигляді векторно-матричного добутку

$$c(x) = i(x)g(x), \quad (4.9)$$

де j -ий багаточлен кодової послідовності згорткового коду визначається наступним чином

$$c_j(x) = \sum_{d=1}^{k_0} i_d(x)g_{dj}(x).$$

Визначимо поліноміальну перевірочну матрицю згорткового коду $h(x)$ розміром $(n_0 - k_0) \times n_0$, що задовольняє умові $g(x)h^T(x) = 0$. Тоді для будь-якої кодової послідовності згорткового коду (4.5), виконується рівність $c(x)h^T(x) = 0$.

Важливим параметром згорткових кодів є пам'ять коду, що відповідає максимальній довжині регістру зсуву:

$$u = \max_{d,j} [\deg(g_{dj}(x))]. \quad (4.10)$$

Тоді довжина кодового обмеження згорткового коду, параметр який

характеризує загальне число комірок пам'яті кодеру, дорівнює:

$$V = \sum_{d=1}^{k_0} \max_{d,j} [\deg(g_{dj}(x))]. \quad (4.11)$$

При цьому часто для визначення довжини кодового обмеження достатньо застосовувати наступну оцінку:

$$V \leq k_0 u. \quad (4.12)$$

Зазначимо, що у (4.12) рівність досягається при умові, що степені усіх породжувальних багаточленів у матриці (4.8) рівні.

Довжина інформаційного блоку згорткового коду дорівнює

$$k = k_0 \max_{d,j} [\deg(g_{dj}(x)) + 1] = k_0(u + 1). \quad (4.13)$$

Довжина кодового блоку згорткового коду дорівнює

$$n = n_0 \max_{d,j} [\deg(g_{dj}(x)) + 1] = n_0(u + 1). \quad (4.14)$$

Мінімальна кодова відстань згорткового коду d визначається на довжині кодового блоку (4.14) та дорівнює мінімальній кодовій відстані для будь-яких різних кодових послідовностей, що відповідають $u+1$ різним інформаційним кадрам з ненульовим початковим кадром. Набір мінімальних кодових відстаней d_l , $l=1,2,3,\dots$ довільних кодових слів (4.5), які відповідають l різним інформаційним кадрам з ненульовим початковим кадром називається дистанційним профілем згорткового коду. Вільною кодовою відстанню згорткового коду називається величина $d_\infty = \max_l d_l$, тобто $d \leq d_\infty$ [22, 42].

Тоді число помилок, що можуть бути виправлені деяким згортковим кодом, дорівнює

$$t \leq \left\lfloor \frac{d_\infty - 1}{2} \right\rfloor, \quad (4.15)$$

де $\lfloor z \rfloor$ позначає округлення z до найменшого цілого.

Особливість побудови згорткових кодів полягає у складності знаходження таких породжувальних багаточленів (4.3) або поліноміальної породжувальної матриці (4.8), що забезпечували б задані параметри u , V , k , n , d_∞ , t , представлені формулами (4.10 – 4.15), при фіксованих k_0 и n_0 . Наприклад, перебірний метод пошуку «хороших» породжувальних багаточленів з використанням обчислювальної техніки характеризується значним збільшенням обчислювальних витрат при довжині кодового обмеження $V \geq 15$. Для усунення даного обмеження розроблено методи побудови згорткових кодів на основі алгебраїчного підходу, серед яких важливе значення мають методи побудови згорткових кодів із заданими параметрами та характеристиками на основі представлення породжувальних багаточленів деякого згорткового коду за допомогою узагальненого недвійкового породжувального багаточлену з використанням математичного апарату теорії кінцевих полів [69, 76, 78, 79, 81], що стисло розглянутий нижче.

Обмежимо довжину інформаційної послідовності (4.1), що надходить на вхід згорткового кодеру, до значення $K < u$, що у поліноміальній формі запису відповідає багаточлену

$$i(x) = i_0 + i_1x + i_2x^2 + \dots + i_{K-1}x^{K-1}. \quad (4.16)$$

Далі перетворимо породжувальні багаточлени (4.3) так, щоб степінь кожного з них задовольняла умові $\deg(g_j(x)) = u - 1$. Для цього, у разі

необхідності, треба додати нульові коефіцієнти при старших степенях формальною змінної x у відповідних породжувальних багаточленах $g_j(x)$, у результаті чого отримаємо набір багаточленів

$$\begin{aligned} g_1(x) &= g_{1,0} + g_{1,1}x + g_{1,2}x^2 + \dots + g_{1,u-1}x^{u-1}, \\ g_2(x) &= g_{2,0} + g_{2,1}x + g_{2,2}x^2 + \dots + g_{2,u-1}x^{u-1}, \\ &\dots \\ g_{n_0}(x) &= g_{n_0,0} + g_{n_0,1}x + g_{n_0,2}x^2 + \dots + g_{n_0,u-1}x^{u-1}. \end{aligned} \quad (4.17)$$

Тоді процес згорткового кодування інформаційної послідовності відповідає множенню багаточлена (4.16) на кожний з породжувальних багаточленів (4.17), у результаті чого отримаємо багаточлени кодової послідовності згорткового коду:

$$\begin{aligned} c_1(x) &= i(x)g_1(x) = c_{1,0} + c_{1,1}x + c_{1,2}x^2 + c_{1,3}x^3 + \dots + c_{1,N-1}x^{N-1}, \\ c_2(x) &= i(x)g_2(x) = c_{2,0} + c_{2,1}x + c_{2,2}x^2 + c_{2,3}x^3 + \dots + c_{2,N-1}x^{N-1}, \\ &\dots \\ c_{n_0}(x) &= i(x)g_{n_0}(x) = c_{n_0,0} + c_{n_0,1}x + c_{n_0,2}x^2 + c_{n_0,3}x^3 + \dots + c_{n_0,N-1}x^{N-1}. \end{aligned} \quad (4.18)$$

Процес формування кодової послідовності згорткового коду кінцевої довжини завершується у результаті зчитування коефіцієнтів $c_{j,i}$ при однакових степенях формальної змінної x :

$$\begin{aligned} c(x) &= (c_{1,0}, c_{2,0}, \dots, c_{n_0,0}) + (c_{1,1}, c_{2,1}, \dots, c_{n_0,1})x + (c_{1,2}, c_{2,2}, \dots, c_{n_0,2})x^2 + \\ &+ (c_{1,3}, c_{2,3}, \dots, c_{n_0,3})x^3 + \dots + (c_{1,N-1}, c_{2,N-1}, \dots, c_{n_0,N-1})x^{N-1}. \end{aligned}$$

З іншого боку, якщо на вхід згорткового кодеру подати інформаційну послідовність одиничної довжини ($i(x)=1$), то на його виході сформується

відповідна кодова послідовність:

$$\begin{aligned} \tilde{c}(x) = & (g_{1,0}, g_{2,0}, \dots, g_{n_0,0}) + (g_{1,1}, g_{2,1}, \dots, g_{n_0,1})x + \\ & + (g_{1,2}, g_{2,2}, \dots, g_{n_0,2})x^2 + \dots + (g_{1,u-1}, g_{2,u-1}, \dots, g_{n_0,u-1})x^{u-1}. \end{aligned} \quad (4.19)$$

Отримана кодова послідовність (4.19) фактично є імпульсним відкликом, який повністю характеризує відображення інформаційної послідовності у кодову послідовність згорткового коду, тобто правило згорткового кодування [69, 70].

Коефіцієнти при формальній змінній x у (4.19) належать полю $GF(q)$, отже, набір елементів $(g_{1,h}, g_{2,h}, \dots, g_{n_0,h})$, де $h = 0, 1, \dots, u-1$, також належить даному полю. Припустимо, що $n_0 = m$, тоді кожному набору елементів з поля $GF(q)$ можна співставити елемент з поля $GF(q^m)$, такий що

$$G_h = g_{1,h} + g_{2,h}x + \dots + g_{m,h}x^{m-1}.$$

Таким чином, (4.19) можна представити як:

$$\tilde{c}(x) = G(x) = G_0 + G_1x + G_2x^2 + \dots + G_{u-1}x^{u-1}, \quad (4.20)$$

де $G(x)$ – породжувальний багаточлен недвійкового (N, K, D) блокового коду над $GF(q^m)$.

Тоді процес згорткового кодування (4.9) можна представити у еквівалентному виді наступним чином

$$c(x) = i(x)G(x) = C_0 + C_1x + C_2x^2 + \dots + C_{N-1}x^{N-1}, \quad (4.21)$$

де C_j – кодові символи згорткового коду, $C_j \in GF(q^m)$.

Таким чином, (4.21) відповідає перетворенню q -ічної інформаційної послідовності довжиною K у q^m -ічну кодову послідовність довжиною N , яка фактично є кодовим словом блокового коду над $GF(q^m)$, що задається породжувальним багаточленом (4.20).

Отже, дві кодові послідовності довжиною N , що відповідають довільним q -ічним інформаційним послідовностям кінцевої довжини, будуть відрізнятися мінімум у D q^m -ічних символах. Для отримання q -ічної кодової послідовності згорткового коду необхідно здійснити відображення символів з поля $GF(q^m)$ у (4.21) у набори елементів з поля $GF(q)$, яке не зменшує кодову відстань між довільними q -ічними кодовими послідовностями довжини Nn_0 .

Тоді, для кодових послідовностей, що відповідають K різним інформаційним кадрам довжиною $k_0 = 1$, мінімальна кодова відстань згорткового коду $d_K \geq D$. З іншого боку, за визначенням дистанційного профілю згорткових кодів виконується рівність $D \leq d_K \leq d_u \leq d_{u+1} \leq \dots \leq d_\infty$ при умові, що $K < u$.

Наведене вище узагальнення згорткових кодів дозволяє алгебраїчно задати параметри несистематичного (n_0, k_0, V) згорткового коду для довільної довжини кодового обмеження, що призводить до спрощення процедури синтезу згорткових кодів з необхідними параметрами. Дані алгебраїчно задані згорткові коди здатні виправляти випадкові помилки, кратність яких не перевищує їх корегувальної здатності [69, 76, 86].

У [77, 84] запропоновано алгебраїчний метод декодування даних кодів, що заснований на формуванні нескінченної серії синдромів та передбачає зведення декодування нескінченної кодової послідовності вихідного коду до нескінченної серії декодувань кодових слів відповідного недвійкового блокового коду з використанням класичних алгебраїчних процедур. З метою підвищення корегувальної здатності алгебраїчних згорткових кодів було запропоновано комбінований метод декодування, в основі якого лежить застосування стандартного послідовного декодування для уточнення рішення, отриманого на

виході алгебраїчного декодера [69]. Для зменшення обчислювальної складності кодування та декодування алгебраїчних згорткових кодів у [70 – 75] здійснено перехід у частотну область, що дозволило застосовувати обчислювально ефективні процедури швидкого перетворення Фур'є. З метою подальшого підвищення ефективності застосування даного класу кодів у підрозділі 4.2 розглянуто підхід до м'якого декодування.

Однак, у каналах зв'язку можуть виникати пакети помилок. В даному випадку розглянуті вище алгебраїчні згорткові коди не здатні забезпечити задану ймовірність помилки. Ефективним способом боротьби з такими видами помилок є, зокрема, згорткові коди перемежування [22, 23, 31, 182].

Як відомо [183], деякий завадостійкий код перемежування можна представити у вигляді декількох вихідних завадостійких кодів з корегувальною здатністю t , які використовуються паралельно для «незалежного» кодування інформації. З іншого боку, це еквівалентно розділенню інформаційної послідовності i на окремі потоки, що надходять на M кодерів та кодуються незалежно, далі отримані кодові послідовності об'єднуються для передачі по каналу зв'язку. У результаті кодові символи c_i , що відповідають окремим інформаційним потокам, відокремлені у каналі проміжком з M одиниць часу (рис. 4.1).

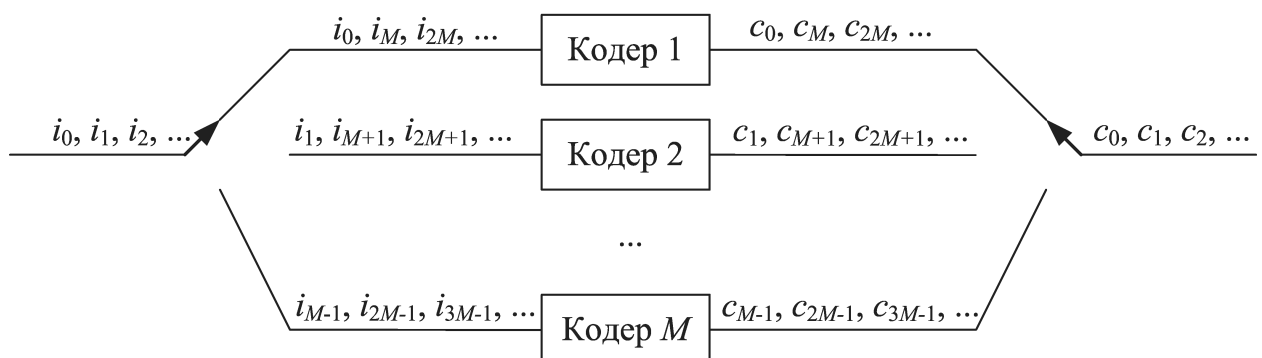


Рис. 4.1. Принцип завадостійкого кодування з перемежуванням

Слід зазначити, що для реалізації перемежування немає необхідності використовувати M окремих кодерів, однак застосування даного підходу для

опису принципу перемежування дозволяє визначити шляхи удосконалення наведеного вище алгебраїчного методу згорткового кодування.

Нехай на рис. 4.1 кожний кодер є двійковим несистематичним згортковим кодером зі швидкістю $R = 1/n_0$, що заданий недвійковим узагальненим породжувальним багаточленом $G(x)$ виду (4.20).

Розділимо нескінченну інформаційну послідовність (4.1), що надходить на вхід M «віртуальних» згорткових кодерів, на підблоки довжиною по K символів кожний:

$$i = ((i_0, i_1, \dots, i_{K-1}), (i_K, i_{K+1}, \dots, i_{2K-1}), (i_{2K}, i_{2K+1}, \dots, i_{3K-1}), \dots), \quad (4.22)$$

де i_i – i -ий інформаційний символ згорткового коду, $i_i \in GF(q)$, $i = 0, 1, 2, \dots$

У поліноміальному представленні (4.22) відповідає

$$\begin{aligned} i(x) = & i_0 + i_1x + \dots + i_{K-1}x^{K-1} + i_Kx^K + \\ & + i_{K+1}x^{K+1} + \dots + i_{2K-1}x^{2K-1} + \dots \end{aligned} \quad (4.23)$$

Тоді, послідовно об'єднуючи у (4.23) по K коефіцієнтів i_i при формальній змінній x та виносячи множник x^{iK} за дужки, отримаємо

$$\begin{aligned} i(x) = & i_0 + i_1x + \dots + i_{K-1}x^{K-1} + x^K(i_K + i_{K+1}x + \dots + i_{2K-1}x^{K-1}) + \\ & + x^{2K}(i_{2K} + i_{2K+1}x + \dots + i_{3K-1}x^{K-1}) + \dots, \end{aligned} \quad (4.24)$$

де x^{iK} – оператор затримки, $i = 0, 1, 2, \dots$

У результаті даного перетворення нескінченний інформаційний багаточлен згорткового коду (4.23) можна записати наступним чином:

$$i(x) = i_0(x) + x^K i_1(x) + x^{2K} i_2(x) + \dots, \quad (4.25)$$

де $i_i(x) = i_{iK} + i_{iK+1}x + \dots + i_{(i+1)(K-1)}x^{K-1}$ – i -ий інформаційний багаточлен згорткового коду, $i = 0, 1, 2, \dots$

Тоді з урахуванням (4.25) нескінченний інформаційний багаточлен згорткового коду у скороченому виді представимо як

$$i(x) = \sum_{i=0}^{\infty} i_i(x) \cdot x^{iK}. \quad (4.26)$$

Також (4.26) можна записати у векторній формі:

$$i = (\bar{i}_0, \bar{i}_1, \bar{i}_2, \dots), \quad (4.27)$$

де $\bar{i}_i = (i_{iK}, i_{iK+1}, \dots, i_{(i+1)(K-1)})$ – i -ий підблок нескінченної інформаційної послідовності \bar{i} згорткового коду, $i = 0, 1, 2, \dots$

Далі нехай на вхід першого «віртуального» згорткового кодеру надходить нульовий підблок нескінченної інформаційної послідовності \bar{i}_0 , на вхід другого «віртуального» згорткового кодеру – підблок \bar{i}_1 і т.д. [184 – 189]

Обмежуючи довжину нескінченної інформаційної послідовності (4.27) згорткового коду значенням $MK - 1$, у розгорнутому виді отримаємо:

$$i = ((i_0, i_1, \dots, i_{K-1}), (i_K, i_{K+1}, \dots, i_{2K-1}), \dots, (i_{(M-1)K}, i_{(M-1)K+1}, \dots, i_{MK-1})). \quad (4.28)$$

З урахуванням (4.27) отриману інформаційну послідовність у скороченому виді можна записати як

$$i = (\bar{i}_0, \bar{i}_1, \bar{i}_2, \dots, \bar{i}_{M-1}). \quad (4.29)$$

У поліноміальній формі запису вектору (4.29) відповідає багаточлен

$$i(x) = i_0(x) + x^K i_1(x) + x^{2K} i_2(x) + \dots + x^{(M-1)K} i_{M-1}(x), \quad (4.30)$$

де x^{iK} – оператор затримки, $i = 0, 1, 2, \dots, M - 1$.

Тоді з урахуванням оператора затримки x^{iK} усічений кодовий багаточлен (блок кодової послідовності) згорткового коду, що формується на виході M «віртуальних» згорткових кодерів, дорівнює

$$\begin{aligned} C(x) &= i_0(x)G(x) + x^K i_1(x)G(x) + \dots + x^{(M-1)K} i_{M-1}(x)G(x) = \\ &= C_0(x) + x^K C_1(x) + x^{2K} C_2(x) + \dots + x^{(M-1)K} C_{M-1}(x). \end{aligned} \quad (4.31)$$

У скороченому виді даний усічений кодовий багаточлен згорткового коду можна записати як

$$C(x) = \sum_{i=0}^{M-1} C_i(x) \cdot x^{iK}. \quad (4.32)$$

де $C_i(x)$ – i -ий частковий кодовий багаточлен (підблок кодової послідовності) згорткового коду, $i = 0, 1, 2, \dots, M - 1$.

При цьому кожний частковий кодовий багаточлен у (4.32) дорівнює

$$C_i(x) = C_{iN} + C_{iN+1}x + \dots + C_{(i+1)(N-1)}x^{N-1}, \quad (4.33)$$

де C_i – i -ий кодовий символ згорткового коду, $C_i \in GF(q^m)$,

N – довжина часткової кодової послідовності згорткового коду.

З (4.33) випливає, що часткові кодові багаточлени згорткового коду $C_i(x)$ накладаються один на одного, тому для виключення впливу даних складових

необхідно додатково ввести $N - K$ нулів після надходження на вхід кожного «віртуального» кодеру K символів інформаційної послідовності (4.30). З математичної точки зору це відповідає використанню оператора затримки x^{iN} , тоді (4.31) перетвориться наступним чином:

$$C(x) = C_0(x) + x^N C_1(x) + x^{2N} C_2(x) + \dots + x^{(M-1)N} C_{M-1}(x), \quad (4.34)$$

а (4.32) можна представити як

$$C(x) = \sum_{i=0}^{M-1} C_i(x) \cdot x^{iN}. \quad (4.35)$$

З урахуванням (4.33) отриманий багаточлен (4.35) можна записати у розгорнутому виді наступним чином:

$$\begin{aligned} C(x) = & C_0 + C_1 x + \dots + C_{N-1} x^{N-1} + \\ & + C_N x^N + C_{N+1} x^{N+1} + \dots + C_{2N-1} x^{2N-1} + \dots \\ & + C_{(M-1)N} x^{(M-1)N} + C_{(M-1)N+1} x^{(M-1)N+1} + \dots + C_{MN-1} x^{MN-1}. \end{aligned} \quad (4.36)$$

Усічений кодовий багаточлен (4.36) згорткового коду також можна представити у еквівалентній векторній формі запису як

$$\begin{aligned} C = & ((C_0, C_1, \dots, C_{N-1}), (C_N, C_{N+1}, \dots, C_{2N-1}), \dots \\ & (C_{(M-1)N}, C_{(M-1)N+1}, \dots, C_{MN-1})). \end{aligned} \quad (4.37)$$

З урахуванням того, що у (4.37) у дужки заключено незалежні підблоки усіченої кодової послідовності згорткового коду, його скорочений запис має наступний вид:

$$C = (\bar{C}_0, \bar{C}_1, \dots, \bar{C}_{M-1}), \quad (4.38)$$

де $\bar{C}_i = (C_{iN}, C_{iN+1}, \dots, C_{(i+1)(N-1)})$ – i -ий підблок усіченої кодової послідовності C згорткового коду, $i = 0, 1, 2, \dots, M-1$.

Тоді, використовуючи індекс l для нумерації кодових символів, що відносяться до різних підблоків \bar{C}_i , (4.38) перепишемо наступним чином:

$$C = ((C_{0,0}, C_{0,1}, \dots, C_{0,N-1}), (C_{1,0}, C_{1,1}, \dots, C_{1,N-1}), \dots, (C_{M-1,0}, C_{M-1,1}, \dots, C_{M-1,N-1})). \quad (4.39)$$

де $C_{i,l}$ – l -ий кодовий символ i -ого підблоку усіченої кодової послідовності C згорткового коду, $C_{i,l} \in GF(q^m)$, $i = 0, 1, \dots, M-1$, $l = 0, 1, \dots, N-1$.

Відмітимо, що у поліноміальному вигляді (4.39) відповідає усічений кодовий багаточлен згорткового коду:

$$\begin{aligned} C(x) = & C_{0,0} + C_{0,1}x + \dots + C_{0,N-1}x^{N-1} + \\ & + C_{1,0}x^N + C_{1,1}x^{N+1} + \dots + C_{1,N-1}x^{2N-1} + \\ & + C_{2,0}x^{2N} + C_{2,1}x^{2N+1} + \dots + C_{2,N-1}x^{3N-1} + \dots \\ & + C_{M-1,0}x^{(M-1)N} + C_{M-1,1}x^{(M-1)N+1} + \dots + C_{M-1,N-1}x^{MN-1} \end{aligned} \quad (4.40)$$

Відповідно до рисунку 4.1 кодове слово деякого завадостійкого коду перемешування формується шляхом додавання $M-1$ нулів між кожними двома символами вихідного кодового слова. Застосовуючи дане правило для нульового підблоку кодової послідовності згорткового коду (4.39), отримаємо:

$$\bar{C}'_0 = (C_{0,0}, 0, \dots, 0, C_{0,1}, 0, \dots, 0, C_{0,2}, 0, \dots, 0, C_{0,N-1}). \quad (4.41)$$

Отриманий вектор \bar{C}'_0 називається підблоком кодової послідовності

алгебраїчного згорткового коду перемежування, а відповідний багаточлен – частковим кодовим багаточленом алгебраїчного згорткового коду перемежування:

$$\begin{aligned} C'_0(x) = C_0(x^M) &= C_{0,0}(x^M)^0 + C_{0,1}(x^M)^1 + C_{0,2}(x^M)^2 + \dots \\ &+ C_{0,N-1}(x^M)^{(N-1)} = C_{0,0} + C_{0,1}x^M + C_{0,2}x^{2M} + \dots + C_{0,N-1}x^{(N-1)M}, \end{aligned} \quad (4.42)$$

де M – глибина (ступінь) перемежування.

Відмітимо, що даний частковий кодовий багаточлен має ступінь $\deg(C'_0(x)) = (N-1)M$.

Тоді, узагальнюючи отриманий результат, i -ий частковий кодовий багаточлен алгебраїчного згорткового коду перемежування представимо як:

$$C'_i(x) = C_i(x^M) = C_{i,0} + C_{i,1}x^M + C_{i,2}x^{2M} + \dots + C_{i,N-1}x^{(N-1)M}. \quad (4.43)$$

У результаті усічений кодовий багаточлен алгебраїчного згорткового коду перемежування, що складається з M часткових кодових багаточленів (4.43), з урахуванням рисунку 4.1, можна записати наступним чином:

$$C'(x) = C(x^M) = C_0(x^M) + xC_1(x^M) + x^2C_2(x^M) + \dots + x^{M-1}C_{M-1}(x^M). \quad (2.44)$$

На основі (4.43) та (4.44) усічений кодовий багаточлен алгебраїчного згорткового коду перемежування можна представити у розгорнутому виді:

$$\begin{aligned} C'(x) = C(x^M) &= C_{0,0} + C_{0,1}x^M + \dots + C_{0,N-1}x^{(N-1)M} + \\ &+ x(C_{1,0} + C_{1,1}x^M + \dots + C_{1,N-1}x^{(N-1)M}) + \\ &+ x^2(C_{2,0} + C_{2,1}x^M + \dots + C_{2,N-1}x^{(N-1)M}) + \dots \\ &+ x^{M-1}(C_{M-1,0} + C_{M-1,1}x^M + \dots + C_{M-1,N-1}x^{(N-1)M}). \end{aligned} \quad (4.45)$$

Далі, впорядковуючи у (4.45) коефіцієнти у порядку зростання степені при формальній змінній x , отримаємо:

$$\begin{aligned} C'(x) = C(x^M) = & C_{0,0} + C_{1,0}x + C_{2,0}x^2 + \dots + C_{M-1,0}x^{M-1} + \\ & + C_{0,1}x^M + C_{1,1}x^{M+1} + C_{2,1}x^{M+2} \dots + C_{M-1,1}x^{(M-1)+M} + \dots \\ & + C_{0,N-1}x^{(N-1)M} + C_{1,N-1}x^{(N-1)M+1} + \dots + C_{M-1,N-1}x^{M(N-1)+(M-1)}. \end{aligned}$$

Виконуючи обчислення у степенях формальною змінною x , попередній вираз перепишемо наступним чином:

$$\begin{aligned} C'(x) = C(x^M) = & C_{0,0} + C_{1,0}x + C_{2,0}x^2 + \dots + C_{M-1,0}x^{M-1} + \\ & + C_{0,1}x^M + C_{1,1}x^{M+1} + C_{2,1}x^{M+2} \dots + C_{M-1,1}x^{2M-1} + \dots + \\ & + C_{0,N-1}x^{MN-M} + C_{1,N-1}x^{MN-M+1} + \dots + C_{M-1,N-1}x^{MN-1}. \end{aligned} \quad (4.46)$$

З (4.46) випливає, що степінь усіченого кодового багаточлену алгебраїчного згорткового коду перемержування $\deg(C'(x)) = MN - 1$.

Усічену кодову послідовність, що відповідає багаточлену $C'(x)$, також можна записати у вигляді вектору

$$\begin{aligned} C' = & ((C_{0,0}, C_{1,0}, C_{2,0}, \dots, C_{M-1,0}), (C_{0,1}, C_{1,1}, C_{2,1}, \dots, C_{M-1,1}), \dots \\ & (C_{0,N-1}, C_{1,N-1}, C_{2,N-1}, \dots, C_{M-1,N-1})) = (\bar{C}'_0, \bar{C}'_1, \dots, \bar{C}'_{M-1}), \end{aligned}$$

або у скороченому виді

$$C' = (\bar{C}'_0, \bar{C}'_1, \dots, \bar{C}'_{M-1}), \quad (4.47)$$

де $\bar{C}'_i = (C_{0,i}, C_{1,i}, \dots, C_{M-1,i})$ – i -ий підблок усіченої кодової послідовності C' алгебраїчного згорткового коду перемержування, $i = 0, 1, 2, \dots, N - 1$.

З аналізу (4.47) слідує, що вектор \bar{C}'_i довжиною M складається з набору

i -их символів кожного вихідного підблоку кодової послідовності згорткового коду [184 – 189].

З наведеного вище випливає, що для отримання часткового кодового багаточлену алгебраїчного згорткового коду перемезування необхідно здійснити перетворення виду:

$$C_i(x) \rightarrow C_i(x^M), \quad (4.48)$$

а потім впорядкувати коефіцієнти багаточленів $C_i(x^M)$ у відповідності до (4.46).

Визначимо правило, згідно якого можна здійснити перетворення (4.48).

Згідно (4.20) та (4.30) кожний багаточлен, який відповідає підблоку кодової послідовності згорткового коду, можна представити наступним чином:

$$C_i(x) = i_i(x)G(x) = C_{i,0} + C_{i,1}x + C_{i,2}x^2 + \dots + C_{i,N-1}x^{N-1}. \quad (4.49)$$

Нехай степінь багаточлену $\deg(C_i(x)) = N - 1$, якщо $\deg(C_i(x)) < N - 1$ доповнимо даний багаточлен нульовими коефіцієнтами при відповідних степенях. Також припустимо, що згідно (4.42) степінь багаточлену $\deg(C_i(x^M)) = M(N - 1)$, у протилежному випадку доповнимо також даний багаточлен нульовими коефіцієнтами при відповідних степенях. Таким чином, у результаті перетворення (4.48) відбувається зростання степені багаточлену $C_i(x)$ до значення степені багаточлену $C_i(x^M)$. З (4.49) випливає, що змінити степінь багаточлену $C_i(x)$ можна шляхом модифікації багаточленів $i_i(x)$ та $G(x)$.

Змінимо правило кодування для багаточлену $C_i(x)$ шляхом такої модифікації узагальненого породжувального багаточлену згорткового коду:

$$\begin{aligned} G'(x) = G(x^M) &= G_0(x^M)^0 + G_1(x^M)^1 + G_2(x^M)^2 + \dots \\ &+ G_{u-1}(x^M)^{u-1} = G_0 + G_1x^M + G_2x^{2M} + \dots + G_{u-1}x^{(u-1)M}. \end{aligned} \quad (4.50)$$

Тоді з урахуванням (4.49) можна записати:

$$C_i''(x) = i_i(x)G(x^M) = C_{i,0} + C_{i,1}x + C_{i,2}x^2 + \dots + C_{i,N-1}x^{(K-1)+(u-1)M}. \quad (4.51)$$

Степінь отриманого кодового багаточлену $\deg(C_i''(x)) = (K-1) + (u-1)M < \deg(C_i'(x))$, що не задовольняє умові перетворення (4.48), тому додатково здійснимо модифікацію інформаційного багаточлену $i_i(x)$:

$$\begin{aligned} i_i'(x) &= i_i(x^M) = i_{i,0}(x^M)^0 + i_{i,1}(x^M)^1 + i_{i,2}(x^M)^2 + \dots \\ &+ i_{i,K-1}(x^M)^{(K-1)} = i_{i,0} + i_{i,1}x^M + i_{i,2}x^{2M} + \dots + i_{i,K-1}x^{(K-1)M}. \end{aligned} \quad (4.52)$$

З урахуванням проведених модифікацій (4.50) та (4.52), а також (4.52) усічений кодний багаточлен можна представити наступним чином:

$$\begin{aligned} C_i'''(x) &= i_i'(x^M)G(x^M) = \\ &= C_{i,0} + C_{i,1}x^M + C_{i,2}x^{2M} + \dots + C_{i,N-1}x^{(K-1)M+(u-1)M}. \end{aligned} \quad (4.53)$$

З (4.53) слідує, що степінь отриманого багаточлену $C_i'''(x)$ дорівнює $\deg(C_i'''(x)) = (K-1)M + (u-1)M = (K+u-2)M = (N-1)M$, тобто $\deg(C_i'''(x)) = \deg(C_i'(x))$, що задовольняє умові перетворення (4.48).

Отже, частковий кодний багаточлен $C_i'(x)$ алгебраїчного згорткового коду перемезування визначається наступним чином:

$$C_i'(x) = C_i(x^M) = i_i(x^M)G(x^M) = i_i'(x)G'(x). \quad (4.54)$$

Тоді, підставляючи (4.54) у (4.44), усічений кодний багаточлен $C'(x)$ алгебраїчного згорткового коду перемезування представимо як

$$\begin{aligned}
C'(x) &= i'_0(x)G'(x) + xi'_1(x)G'(x) + x^2i'_2(x)G'(x) + \dots \\
&+ x^{M-1}i'_{M-1}(x)G'(x) = (i'_0(x) + xi'_1(x) + x^2i'_2(x) + \dots \\
&+ x^{M-1}i'_{M-1}(x))G'(x) = i'(x)G'(x),
\end{aligned} \tag{4.55}$$

де $i'(x)$ – усічений інформаційний багаточлен,

$G'(x)$ – недвійковий узагальнений породжувальний багаточлен алгебраїчного згорткового коду перемежування.

З (4.55) випливає, що для формування усіченого кодового багаточлену $C'(x)$ алгебраїчного згорткового коду перемежування необхідно модифікувати кожний частковий інформаційний багаточлен $i_i(x)$ та узагальнений породжувальний багаточлен $G(x)$ вихідного згорткового коду згідно (4.52) та (4.50) для отримання багаточленів $i'(x)$ и $G'(x)$ відповідно.

Відмітимо, що отриманий кодовий багаточлен $C'(x)$ має недвійкові коефіцієнти при формальній змінній x , отже, для отримання двійкового усіченого кодового багаточлену алгебраїчного згорткового коду перемежування необхідно здійснити відображення даних коефіцієнтів з елементів поля $GF(q^m)$ у набори елементів поля $GF(q)$:

$$\begin{aligned}
c'(x) &= (c_{0,0,0}, \dots, c_{0,0,m-1}) + (c_{1,0,0}, \dots, c_{1,0,m-1})x + \dots \\
&+ (c_{M-1,0,0}, \dots, c_{M-1,0,m-1})x^{M-1} + (c_{0,1,0}, \dots, c_{0,1,m-1})x^M + \\
&+ (c_{1,1,0}, \dots, c_{1,1,m-1})x^{M+1} + \dots + (c_{M-1,1,0}, \dots, c_{M-1,1,m-1})x^{2M-1} + \dots \\
&+ (c_{0,N-1,0}, \dots, c_{0,N-1,m-1})x^{MN-M} + (c_{1,N-1,0}, \dots, c_{1,N-1,m-1})x^{MN-M+1} + \dots \\
&+ (c_{M-1,N-1,0}, \dots, c_{M-1,N-1,m-1})x^{MN-1},
\end{aligned} \tag{4.56}$$

де $(c_{i,l,0}, \dots, c_{i,l,m-1})$ – набори елементів поля $GF(q)$, які відповідають елементу $C_{i,l}$ з поля $GF(q^m)$.

Узагальнюючи отриманий результат (4.56) на неперервний випадок,

отримаємо нескінченний кодовий багаточлен алгебраїчного згорткового коду перемежування такого виду:

$$\hat{C}(x) = \hat{C}_0(x) + x^{MN} \hat{C}_1(x) + x^{2MN} \hat{C}_2(x) + \dots, \quad (4.57)$$

де $\hat{C}_j(x)$ – j -ий усічений кодовий багаточлен з коефіцієнтами з поля $GF(q^m)$, який визначається згідно (4.55), $j = 0, 1, 2, \dots$

У скороченому вигляді (4.57) можна записати наступним чином:

$$\hat{C}(x) = \sum_{j=0}^{\infty} \hat{C}_j(x) x^{jMN},$$

де x^{jMN} – оператор затримки, $j = 0, 1, 2, \dots$

Після відображення коефіцієнтів багаточлену $\hat{C}(x)$ згідно (4.56) у набори елементів поля $GF(q)$ отримаємо нескінченний кодовий багаточлен алгебраїчного згорткового коду перемежування:

$$\hat{c}(x) = \sum_{j=0}^{\infty} \hat{c}_j(x) x^{jMN},$$

де $\hat{c}_j(x)$ – j -ий усічений кодовий багаточлен з коефіцієнтами з поля $GF(q)$.

Існуючі підходи до декодування алгебраїчних згорткових кодів перемежування, а також запропонований метод м'якого декодування даних кодових конструкцій детально розглянуто у підрозділі 4.3.

4.2 Метод м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів на основі біоінспірованих процедур та механізму випадкового зміщення

У [69, 76, 78] показано, що узагальнений породжувальний багаточлен згорткового коду фактично є породжувальним багаточленом деякого недвійкового блокового коду, який повністю визначає характеристики даного згорткового коду. У якості породжувального багаточлену можуть виступати породжувальні багаточлени кодів БЧХ або кодів Ріда-Соломона.

Відомо, що код Ріда-Соломона над полем $GF(q^m)$ має наступні параметри: довжина кодового слова $N = q^m - 1$, довжина інформаційного слова $K = N - D + 1$, число перевірочних символів $u = N - K = 2t$, мінімальна кодова відстань $D = 2t + 1$. Важливою властивістю кодів Ріда-Соломона є те, що реальна мінімальна кодова відстань точно дорівнює конструктивній відстані, тобто $D = N - K + 1$. Отже, для фіксованого (N, K, D) лінійного блокового коду не існує коду, що має більше значення мінімальної кодової відстані, ніж у коду Ріда-Соломона. Таким чином, коди Ріда-Соломона є кодами максимальної довжини, тобто кодами з максимально досяжною мінімальною кодовою відстанню D .

У [69] показано, що згорткові коди алгебраїчно задані породжувальним багаточленом коду Ріда-Соломона, забезпечують максимально досяжну вільну кодову відстань d_∞ , тому для побудови алгебраїчних згорткових кодів доцільно використовувати породжувальні багаточлени даних блокових кодів.

Розглянемо принципи побудови алгебраїчних несистематичних згорткових кодів з довільною швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$ на основі породжувального багаточлену коду Ріда-Соломона.

Нехай на вхід згорткового кодеру надходить нескінченна послідовність інформаційних символів, що розділені на кадри довжиною k_0 :

$$i = (i_{0,1}, \dots, i_{0,k_0}, i_{1,1}, \dots, i_{1,k_0}, i_{2,0}, \dots, i_{2,k_0}, \dots), \quad (4.58)$$

де $i_{i,j}$ – інформаційні символи, об'єднані у кадри по k_0 елементів, $i_{i,j} \in GF(q)$, $j = 1, 2, \dots, k_0$.

Тоді у поліноміальній формі запису нескінчену інформаційну послідовність несистематичного згорткового коду зі швидкістю кодування $R = k_0/n_0$ можна записати як:

$$i(x) = (i_{0,1}, \dots, i_{0,k_0}) + (i_{1,1}, \dots, i_{1,k_0})x + (i_{2,0}, \dots, i_{2,k_0})x^2 + \dots, \quad (4.59)$$

Набори інформаційних символів несистематичного згорткового коду зі швидкістю кодування $R = k_0/n_0$ можна розглядати як елементи поля $GF(q^m)$, що є розширенням вихідного поля $GF(q)$, при цьому довжина інформаційного кадру доповнюється нулями до значення $m = n_0$.

Тоді інформаційний багаточлен (4.59) представимо наступним чином:

$$i(x) = I_0 + I_1x + I_2x^2 + \dots, \quad (4.60)$$

де I_i – інформаційні символи, $I_i \in GF(q^m)$.

З іншого боку, багаточлен (4.60) відповідає інформаційному вектору нескінченної довжини, який отримується у результаті зчитування коефіцієнтів при формальній змінній x :

$$i = (I_0, I_1, I_2, \dots). \quad (4.61)$$

Отже, отримані недвійкові інформаційні символи даного згорткового коду формують множину $H \subseteq GF(q^m)$, розмір якої дорівнює $|H| = q^{k_0} \leq q^m$, при $k_0 \leq m$. Слід зазначити, що у частковому випадку при розгляді несистематичного згорткового коду зі швидкістю кодування $R = 1/n_0$, тобто довжині інформаційного

кадру $k_0 = 1$, множина $H \subseteq GF(q^m)$, але розмір множини зменшується до значення $|H| = q$.

Відповідно до [69, 79] деякий несистематичний згортковий код зі швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$ можна алгебраїчно задати узагальненим породжувальним багаточленом, який фактично є породжувальним багаточленом коду Ріда-Соломона:

$$G(x) = (x - \alpha^b)(x - \alpha^{b+1}) \dots (x - \alpha^{b+D-2}), \quad (4.62)$$

де $\alpha^b, \alpha^{b+1}, \dots, \alpha^{b+D-2}$ – корені багаточлену $G(x)$, що належать полю $GF(q^m)$;

b – невід’ємне ціле число;

D – мінімальна кодова відстань коду Ріда-Соломона.

Після здійснення обчислень узагальнений багаточлен згорткового коду (4.62) можна представити як

$$G(x) = \alpha_0 + \alpha_1 x + \alpha_2 x^2 + \dots + \alpha_u x^u, \quad (4.63)$$

де u – пам’ять згорткового коду, що відповідає числу перевірочних символів у кодовому слові коду Ріда-Соломона, $u = D - 1$;

$\alpha_0, \alpha_1, \dots, \alpha_u$ – корені багаточлену $G(x)$, що належать полю $GF(q^m)$.

Тоді процес згорткового кодування інформаційної послідовності у поліноміальній формі відповідає множенню інформаційного багаточлену (4.60) на узагальнений породжувальний багаточлен (4.63):

$$c(x) = i(x)G(x) = C_0 + C_1 x + C_2 x^2 + \dots, \quad (4.64)$$

де C_i – кодові символи згорткового коду, $C_i \in GF(q^m)$.

Для отримання q -ого кодової послідовності необхідно здійснити

відображення кодівих символів, отриманих відповідно (4.64), у набори елементів поля $GF(q)$, що відповідають кадрам кодової послідовності довжиною n_0 :

$$c(x) = (c_{0,1}, \dots, c_{0,n_0}) + (c_{1,1}, \dots, c_{1,n_0})x + (c_{2,0}, \dots, c_{2,n_0})x^2 + \dots, \quad (4.65)$$

де $c_{i,k}$ – кодові символи, що об'єднані у кадри по n_0 елементів, $c_{i,k} \in GF(q)$, $k = 1, 2, \dots, n_0$.

Також описаний вище процес згорткового кодування можна представити у векторній формі з використанням нескінченної породжувальної матриці, що представлена в узагальненому виді. Для зручності векторного представлення процесу кодування алгебраїчним несистематичним згортковим кодом зі швидкістю кодування $R = k_0/n_0$ перетворимо узагальнений породжувальний багаточлен (4.63) наступним чином:

$$G(x) = G_0 + G_1x + G_2x^2 + \dots + G_u x^u, \quad (4.66)$$

де G_0, G_1, \dots, G_u – символи, що належать полю $GF(q^m)$, які задають вид взаємного з'єднання регістрів згорткового кодеру.

Тоді узагальнена породжувальна матриця алгебраїчно заданого несистематичного згорткового коду зі швидкістю кодування $R = k_0/n_0$ має таку форму:

$$G = \begin{pmatrix} G(x) \\ xG(x) \\ x^2G(x) \\ \dots \end{pmatrix},$$

що у розгорнутому виді відповідає наступному запису

$$G = \begin{pmatrix} G_0 & G_1 & G_2 & \dots & G_u & 0 & 0 & 0 & \dots \\ 0 & G_0 & G_1 & G_2 & \dots & G_u & 0 & 0 & \dots \\ 0 & 0 & G_0 & G_1 & G_2 & \dots & G_u & 0 & \dots \\ 0 & 0 & 0 & G_0 & G_1 & G_2 & \dots & G_u & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \end{pmatrix}, \quad (4.67)$$

де 0 – нульовий символ з поля $GF(q^m)$.

Отже, процес згорткового кодування у векторній формі запису відповідає множенню інформаційного вектору (4.61) на породжувальну матрицю (4.67)

$$c = iG = (C_0, C_1, C_2, \dots)$$

з подальшим відображенням символів поля $GF(q^m)$ у вектори над полем $GF(q)$ для отримання кодового вектору, що відповідає багаточлену (4.65):

$$c = (c_{0,1}, \dots, c_{0,n_0}, c_{1,1}, \dots, c_{1,n_0}, c_{2,0}, \dots, c_{2,n_0}, \dots).$$

У [69, 79] показано, що несистематичний (n_0, k_0, V) згортковий код зі швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$ над полем $GF(q)$, алгебраїчно заданий узагальненим породжувальним багаточленом (4.66) або породжувальною матрицею (4.67), має наступні параметри:

- довжина інформаційного кадру $k_0 = \log_q(H)$ ($H \subseteq GF(q^m)$);
- довжина кадру кодової послідовності $n_0 = m$;
- пам'ять коду u ;
- довжина кодового обмеження $V = uk_0$;
- довжина інформаційного блоку $k = (u + 1)k_0$;
- довжина кодового блоку $n = (u + 1)n_0 = kn_0 / k_0$;

- вільна кодова відстань $d_{\infty} \geq D$.

Відмітимо, що у окремому випадку при швидкості кодування $R = 1/n_0$ алгебраїчний несистематичний згортковий код має такі параметри:

- довжина інформаційного кадру $k_0 = 1$;
- довжина кадру кодової послідовності $n_0 = m$;
- пам'ять коду u ;
- довжина кодового обмеження $V = u$;
- довжина інформаційного блоку $k = u + 1$;
- довжина кодового блоку $n = (u + 1)m$;
- вільна кодова відстань $d_{\infty} \geq D$.

Обмежимо довжину інформаційної послідовності, що надходить на вхід згорткового кодеру до значення K , тоді з урахуванням (4.64) отримаємо кодовий багаточлен:

$$C(x) = C_0 + C_1x + C_2x^2 + \dots + C_{N-1}x^{N-1}. \quad (4.68)$$

При цьому багаточлен (4.68) формально можна представити у вигляді кодового багаточлена (N, K, D) коду Ріда-Соломона, а відповідне двійкове відображення даної кодової послідовності має вид

$$c(x) = (c_{0,1}, \dots, c_{0,n_0}) + (c_{1,1}, \dots, c_{1,n_0})x + \dots + (c_{N-1,0}, \dots, c_{N-1,n_0})x^{N-1}. \quad (4.69)$$

Припустимо, що передача інформації з використанням даного алгебраїчного згорткового коду здійснюється через канал з адитивним білим гауссовим шумом з використанням двійкової фазової модуляції, тоді кодову послідовність (4.69) можна представити в поліноміальному вигляді відповідною біполярною кодовою послідовністю:

$$v(x) = (v_{0,1}, \dots, v_{0,n_0}) + (v_{1,1}, \dots, v_{1,n_0})x + \dots + (v_{N-1,0}, \dots, v_{N-1,n_0})x^{N-1}, \quad (4.70)$$

де $v_{i,k}$ – біполярні кодові символи, об'єднані в кадри по n_0 елементів, $v_{i,k} \in \{1, -1\}$, $k = 1, 2, \dots, n_0$.

Тоді прийнята послідовність в поліноміальному виді дорівнює

$$r(x) = (r_{0,1}, \dots, r_{0,n_0}) + (r_{1,1}, \dots, r_{1,n_0})x + \dots + (r_{N-1,0}, \dots, r_{N-1,n_0})x^{N-1}, \quad (4.71)$$

де $r_{i,k}$ – прийняті символи, об'єднані в кадри по n_0 елементів, $r_{i,k} \in R$, $k = 1, 2, \dots, n_0$.

Слід відмітити, що поліноміальному представленню алгебраїчних згорткових кодів на основі (4.68) – (4.71) однозначно відповідає матричне представлення. В даному випадку інформаційна, кодова та прийнята послідовності можуть бути представлені у вигляді векторів, а узагальнений породжувальний багаточлен алгебраїчного коду відповідає узагальненій породжувальній матриці [69].

Тоді задачу м'якого декодування за максимумом правдоподібності алгебраїчного згорткового коду можна представити у вигляді пошуку біполярної кодової послідовності, для якої забезпечується мінімальне значення функції невідповідності кореляції:

$$E(r, v) = \sum_{i: r_i \cdot v_{i,k} < 0} |r_i|, \quad (4.72)$$

де $|r_i|$ – «надійність» прийнятих символів, яка визначається абсолютним значенням (амплітудою) символів.

Відомо, що декодування за максимумом правдоподібності характеризується експоненціальною складністю, тому доцільно використовувати субоптимальні методи декодування зі зменшеною обчислювальну складністю. В [146 – 154]

запропоновано підхід до декодування відносно коротких блокових кодів на основі інформації про надійність прийнятих символів та з використанням узагальнених біоінспірованих процедур. З урахуванням того, що алгебраїчні згорткові коди можуть бути представлені як двійкове відображення кодів Ріда-Соломона, тобто фактично у вигляді довгих двійкових $(N' = Nn_0, K' = Kn_0)$ блокових кодів, пропонується розвинути даний підхід з використанням механізму випадкового зміщення [145].

Нехай зміщення являє собою двійкову випадкову величину θ , яка приймає з рівною імовірністю значення $\pm a$, де a – деяке дійсне число.

Тоді елементи пробного вектору, що формується на основі прийнятого вектору, під впливом випадкового зміщення представимо наступним чином:

$$r'_i = r_i + \theta. \quad (4.73)$$

Важливу роль у запропонованому методі декодування алгебраїчних згорткових кодів відіграє найбільш надійний базис, який будується на основі інформації про надійність прийнятих символів. Основні принципи знаходження даного базису відповідно до (4.73) полягають в наступному. Елементи вектору r' впорядковуються у відповідності до надійності символів $|r'_i|$, які визначають перестановку π'_1 . Тоді стовбці матриці G переставляються у відповідності з перестановкою π'_1 і перші K' незалежних стовбців знаходяться за допомогою методу виключення Гаусса. Також може знадобитися перестановка π'_2 для отримання систематичної форми породжувальної матриці G'_s [190, 191].

Нехай зворотнє відображення прийнятої послідовності має вид

$$y' = (y'_0, y'_1, \dots, y'_{N'-1}) = \pi'_2[\pi'_1[r]], \quad (4.74)$$

тоді для заданих значень $\{\pi'_1, \pi'_2, G'_s\}$ можна спочатку застосувати послідовність

дій як в [149], а потім визначити новий найбільш надійний базис для пробного вектору r' .

Даний процес є ітеративним, на кожній ітерації обробляється новий вектор r' та формується новий найбільш надійний базис. Слід відмітити, що потенціальне підвищення ефективності декодування залежить від величини θ . У векторі (4.74) можна виділити віртуальну межу між першими K' позиціями, які визначають найбільш надійний базис у відповідності з прийнятою послідовністю r , та іншими $N' - K'$ позиціями, які мають невисоку надійність. Запропонований підхід випадковим чином здійснює обмін позиціями між цими групами елементів послідовності для того, щоб побудувати новий найбільш надійний базис. Якщо найбільш надійний базис, побудований на основі прийнятої послідовності r , містить занадто багато помилок, тоді використання випадкового зміщення забезпечує можливість отримання більш кращого найбільш надійного базису шляхом виключення деяких помилкових позицій з даного базису та додавання в нього правильних позицій. Значення випадкової величини θ визначає як багато позицій буде задіяно в даній процедурі. Наприклад, якщо значення θ набагато менше енергії символу, тоді відносно небагато позицій буде задіяно в обміні інформацією між двома групами елементів, що забезпечить обмежене покращення ефективності декодування. З іншого боку, при збільшенні значення θ підвищується імовірність визначити новий «хороший» більш надійний базис при достатньому числі ітерацій. При цьому в найбільш надійний базис можуть бути внесені помилки, однак «неефективна» безрезультатна ітерація не оказує впливу на ефективність декодування, так як найбільш імовірнісна кодова послідовність визначається за результатами всіх ітерацій [190, 191].

Таким чином, основні етапи запропонованого методу м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів полягають в наступному.

Етап 1. Ініціалізація.

Визначення максимального числа ітерацій L , початкової ітерації $l=0$, прийнятої послідовності $q = (q_0, q_1, \dots, q_{N'-1})$, де $q_i = |r_i|$.

Етап 2. Впорядковування прийнятої послідовності на основі інформації про надійність символів.

Розташування позицій прийнятої послідовності за зменшенням надійності елементів, що визначає перестановку π_l при $l = 0$ та перестановку π'_l при $l > 0$.

Етап 3. Знаходження найбільш надійного базису.

Упорядкування стовбців породжувальної матриці G на основі π_l при $l = 0$ або π'_l при $l > 0$. Визначення найбільш надійного базису з використанням методу виключення Гаусса. Перетворення отриманої матриці в систематичну форму G_s при $l = 0$ або G'_s при $l > 0$. Додаткове перетворення може знадобитися для отримання систематичної форми матриці, яка визначається перестановкою π_2 при $l = 0$ або π'_2 при $l > 0$.

Етап 4. Пошук передбачуваної кодової послідовності з використанням узагальнених біоінспірованих процедур, що забезпечує мінімальне значення функції (4.72).

Спочатку формується жорстке рішення для перших K' символів упорядкованої послідовності q , яке відповідає найбільш надійній інформаційній послідовності i . Після цього відбувається генерація заданого числа випадкових пробних інформаційних послідовностей, тобто відбувається ініціалізація популяції. Далі здійснюється кодування даних інформаційних послідовностей з використанням модифікованої породжувальної матриці алгебраїчного згорткового коду G_s (або G'_s) та оцінка якості отриманих кодових послідовностей шляхом обчислення функції невідповідності кореляції (4.72). Найкращими є кодові послідовності алгебраїчного згорткового коду, що забезпечують найменші значення даної функції. Потім відбувається міграція агентів популяції (пробних інформаційних послідовностей), що визначається операторами відповідної біоінспірованої процедури, та обчислюється оцінка якості нових кодових послідовностей. Завершується пошук при задоволенні деякого критерію (наприклад, досягненні заданого числа ітерацій) знаходженням «найкращої» інформаційної послідовності та відповідної кодової послідовності. Особливості

реалізації даного етапу представлені в [156].

Етап 5. Застосування випадкового зміщення до елементів прийнятої послідовності.

Якщо число ітерацій $l \leq L$, то відбувається додавання випадкового зміщення θ до прийнятої послідовності у відповідності з (4.73) та здійснюється перехід до етапу 2.

Етап 6. Формування оцінки переданої кодової послідовності за допомогою зворотного відображення (4.74) і завершення процесу декодування.

Таким чином, ключовою особливістю запропонованого методу декодування є пошук передбачуваної кодової послідовності шляхом знаходження найбільш надійного базису для різних пробних векторів, які отримуються за допомогою механізму випадкового зміщення, з подальшим використанням узагальнених біоінспірованих процедур для пошуку найбільш імовірної кодової послідовності. При цьому на нульовій ітерації знаходиться найбільш надійний базис безпосередньо для прийнятої послідовності, а на наступних ітераціях формуються нові найбільш надійні базиси для модифікованих прийнятих послідовностей. Це дозволяє генерувати нові кодові послідовності алгебраїчного згорткового коду з використанням оновлених наборів найбільш надійних базисів для заданої прийнятої послідовності, що призводить до підвищення ефективності біоінспірованого пошуку передбачуваної кодової послідовності.

Схема розробленого біоінспірованого методу декодування алгебраїчних згорткових кодів, що забезпечує візуалізацію основних його етапів, представлена на рис. 4.2.

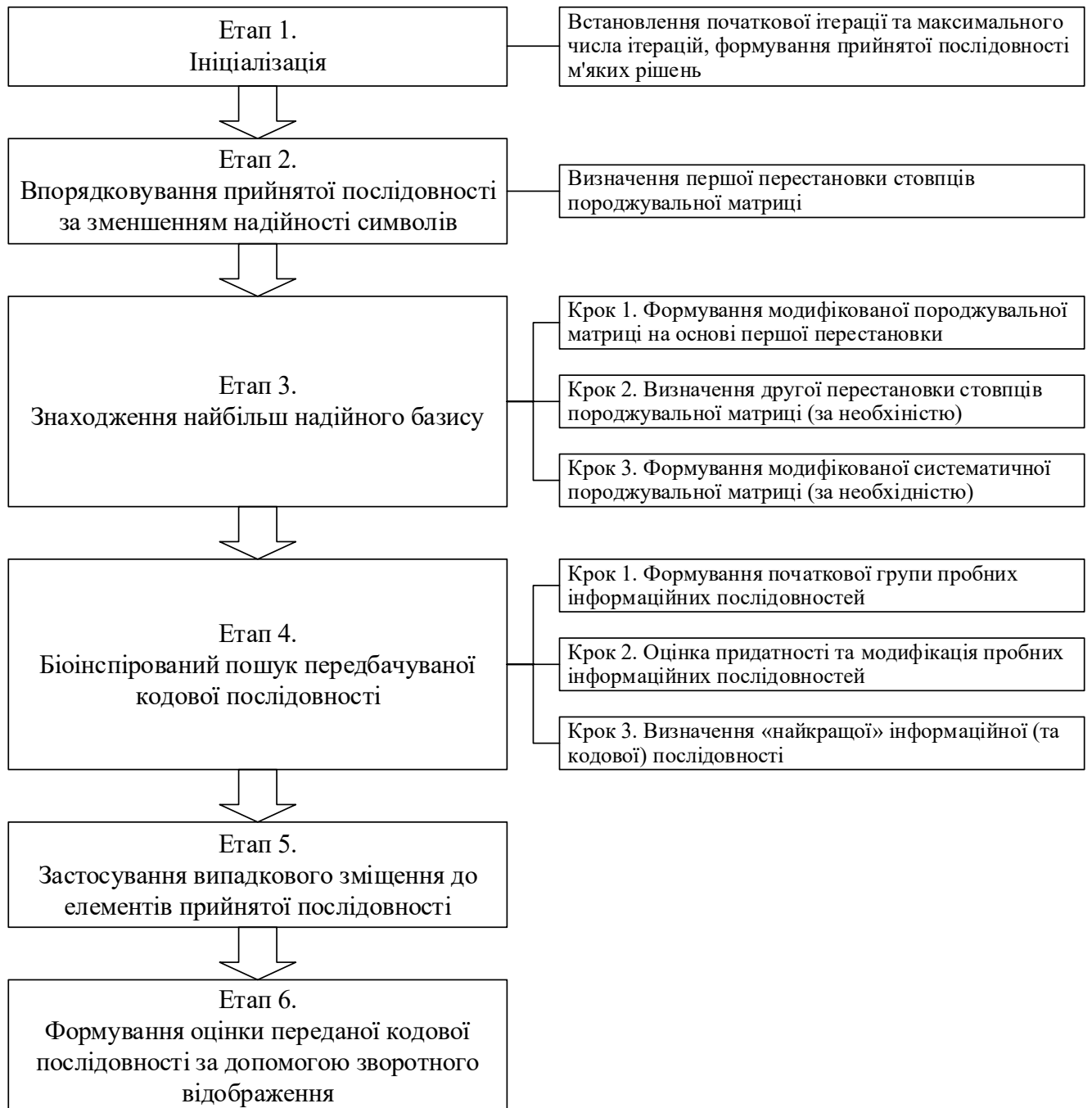


Рис. 4.2. Схема біоінспірованого методу м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів

З рис. 4.2 випливає, що відмінною рисою запропонованого методу декодування алгебраїчних згорткових кодів є спільне застосування біоінспірованого пошуку для визначення найбільш імовірної кодової послідовності, що відповідає найбільш надійному базису, та випадкового зміщення елементів прийнятої послідовності для розширення області пошуку.

Основні етапи даного методу декодування можна реалізувати, як було показано у розділі 2. Обчислювальна складність методу та його ефективність значним чином залежить від обраної біоінспірованої процедури та величини випадкового зміщення, вибір яких обумовлюється характеристиками каналу зв'язку та іншими чинниками.

Програмна реалізація запропонованого методу декодування алгебраїчних згорткових кодів заснована на розроблених алгоритмах та псевдокоді, схеми яких наведені нижче. Схема алгоритму біоінспірованого декодування алгебраїчних згорткових кодів, що заснований на визначенні найбільш надійного базису та застосуванні випадкового зміщення, представлена на рис. 4.3.

З рис. 4.3 слідує, що у даному алгоритмі вхідними даними є прийнятий з каналу вектор м'яких рішень, параметри алгебраїчного згорткового коду та параметри деякої біоінспірованої процедури. Спочатку здійснюється жорстке декодування шляхом визначення елементів вектору жорстких рішень на основі прийнятої з каналу зв'язку інформації та обчислення перевіркової умови (синдрому). Якщо перевірна умова не задовольняється, то відбувається перехід до м'якого декодування, на початку якого здійснюється ініціалізація необхідних параметрів. На першій ітерації алгоритму у якості вихідної інформації використовується інформація з каналу – прийнятий вектор м'яких рішень. Для даного вектору знаходиться найбільш надійний базис породжувальної матриці використовуваного алгебраїчного згорткового коду із застосуванням інформації про надійність прийнятих символів. Далі здійснюється біоінспірований пошук кодової послідовності, що заснований на знайденому найбільш надійному базисі для прийнятого вектору. Після цього до прийнятого вектору м'яких рішень застосовується випадкове зміщення та здійснюється перехід до наступної ітерації декодування. Слід зазначити, що у кожній подальшій ітерації алгоритму для формування найбільш надійного базису використовується новий зміщений прийнятий вектор м'яких рішень. При досягненні максимального числа ітерацій формується базисна кодова послідовність, отримана у результаті біоінспірованого пошуку, до якої застосовується зворотне перетворення. Виходом даного

алгоритму декодування є оцінка найбільш ймовірної кодової послідовності, що обирається у якості переданої кодової послідовності.

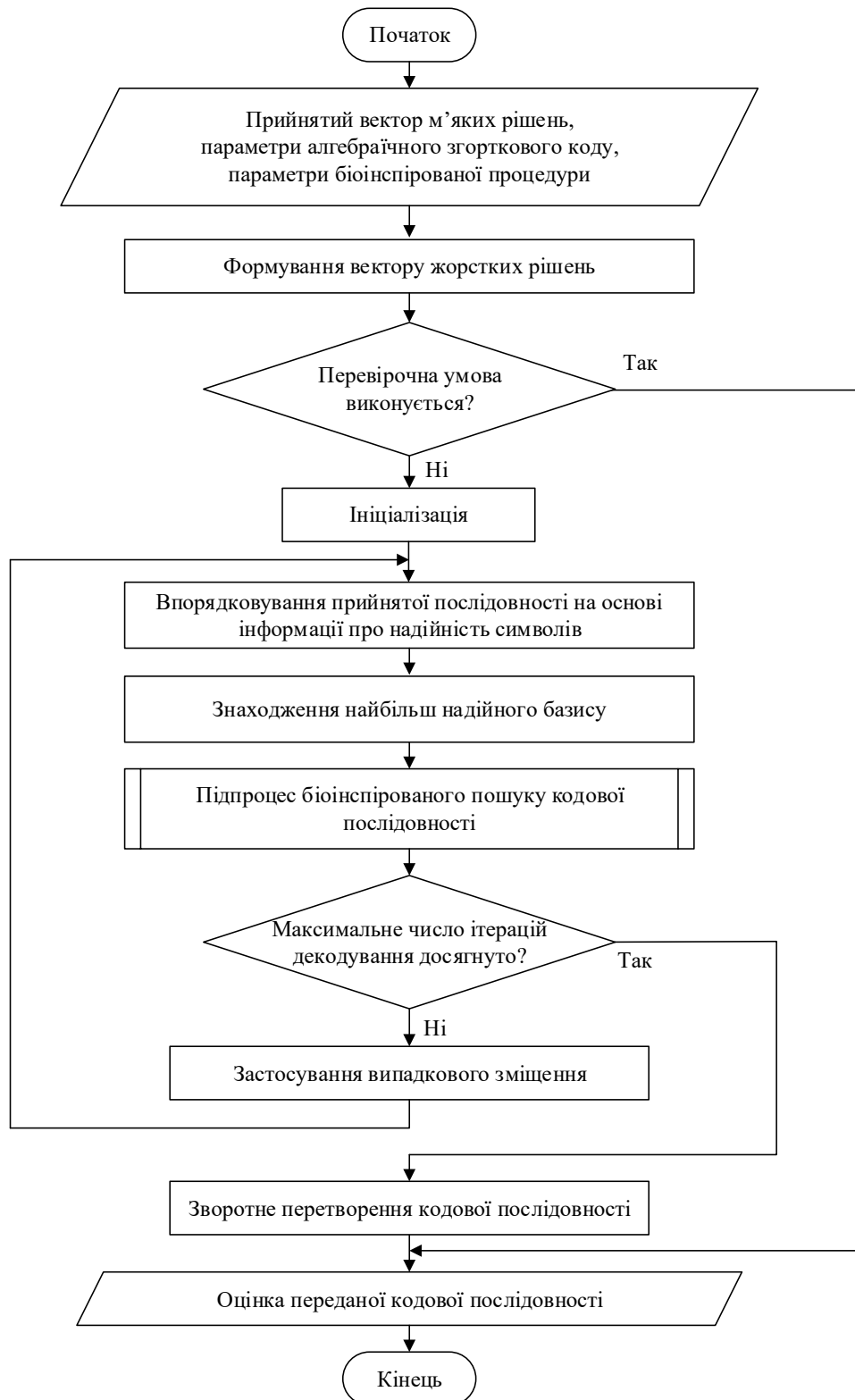


Рис. 4.3. Схема алгоритму біоінспірованого декодування алгебраїчних згорткових кодів з випадковим зміщенням

Нижче наведена схема та особливості реалізації підпроцесу біоінспірованого пошуку кодової послідовності у запропонованому біоінспірованому методі декодування алгебраїчних згорткових кодів.

Схема алгоритму підпроцесу біоінспірованого пошуку кодової послідовності алгебраїчних згорткових кодів представлена на рис. 4.4.

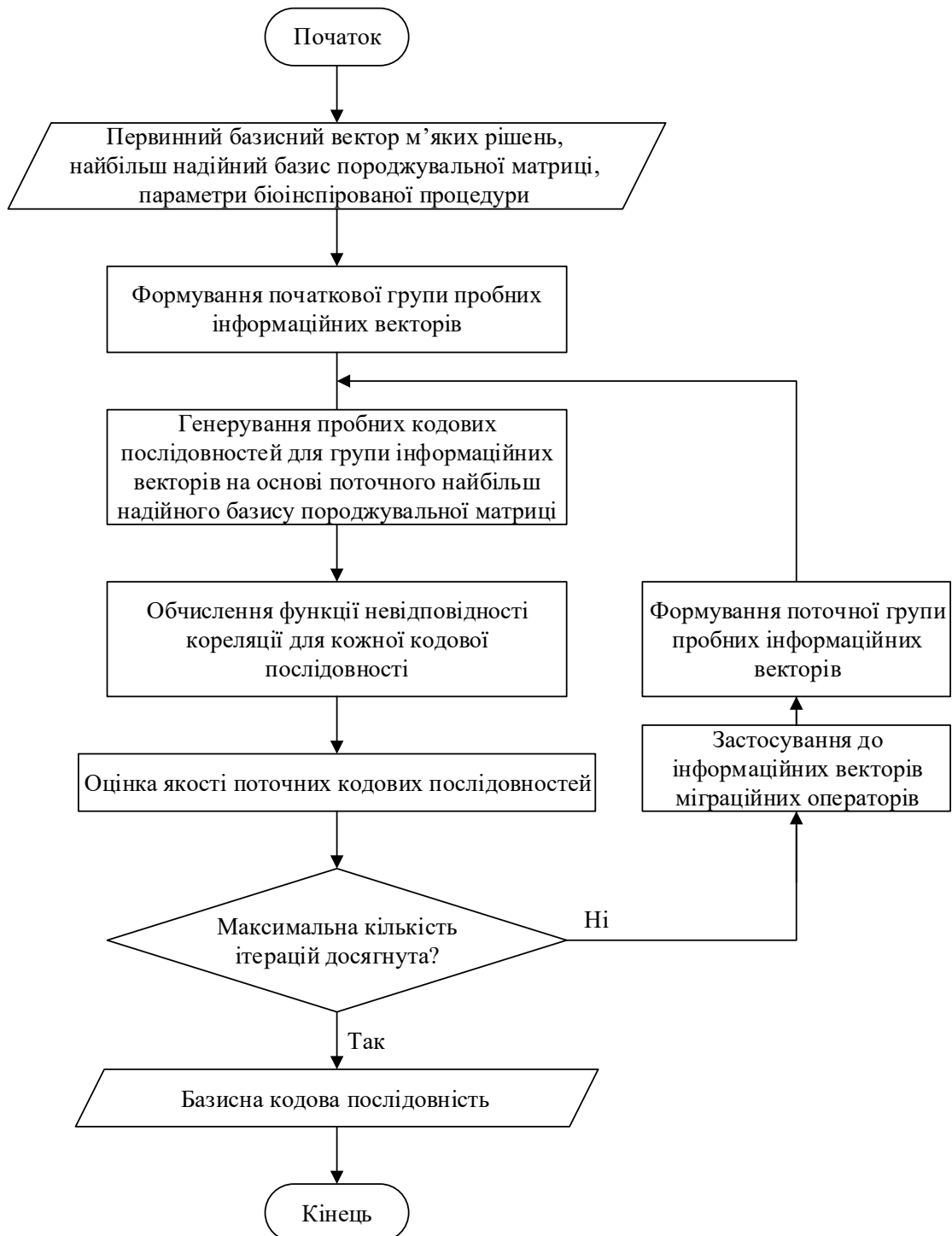


Рис. 4.4. Схема алгоритму підпроцесу біоінспірованого пошуку кодового слова алгебраїчних згорткових кодів

Вхідними даними для алгоритму, представленого на рис. 4.4, служать первинний базисний вектор м'яких рішень, найбільш надійний базис породжувальної матриці, що сформовані на поточній ітерації декодування алгебраїчного згорткового коду, та параметри обраної біоінспірованої процедури. Спочатку створюється початкова група пробних інформаційних векторів, що складається з первинного базисного інформаційного вектору та заданого числа випадкових інформаційних векторів. Далі здійснюється генерування відповідних пробних кодових послідовностей алгебраїчного згорткового коду на основі поточного модифікованої породжувальної матриці. Потім відбувається обчислення функції невідповідності кореляції для кожної з кодових послідовностей та прийнятої з каналу послідовності. Оцінка якості пробних кодових послідовностей здійснюється відповідно до отриманих значень обраної цільової функції, після чого застосовуються оператори біоінспірованої процедури для модифікації пробних інформаційних векторів. Після заданого числа ітерацій біоінспірованої процедури формується «найкраща» базисна кодова послідовність, що потім використовується у основному алгоритмі декодування алгебраїчних згорткових кодів з випадковим зміщенням.

В основі програмної реалізації запропонованого методу декодування алгебраїчних згорткових кодів лежить уніфікований псевдокод, схема якого наведена на рис. 4.5.

вхід: параметри алгебраїчного згорткового коду $k_0, n_0, R, V, k, n, d_\infty$, узагальнена породжувальна матриця G , прийнята послідовність м'яких рішень r , параметри ітерацій l, L , параметри біоінспірованої процедури NP , $\alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S, L_{\max}$

вихід: оцінка кодової послідовності \hat{y}'

Рис. 4.5. Схема псевдокоду біоінспірованого методу м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів

початок

сформуванати двійковий вектор жорстких рішень $y = (y_0, y_1, \dots, y_{N'-1})$

обчислити синдром $s_i = \sum_{j=1}^{N'} h_{i,j} y_j \pmod{2}$, $i \in [1, N' - K']$

якщо $s_i = \sum_{j=1}^{N'} h_{i,j} y_j \pmod{2} = 0$, $i \in [1, N' - K']$ **то** видати оцінку двійкової

кодової послідовності $\hat{y}' = y$

інакше

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L

визначити прийняту послідовність $q = (q_0, q_1, \dots, q_{N'-1})$, де $q_i = |r_i|$.

розташувати позиції прийнятої послідовності за зменшенням надійності елементів $q_0 \geq q_1 \geq \dots \geq q_{N'-1}$

визначити перестановку π_1 при $l = 0$ та перестановку π'_1 при $l > 0$.

упорядкувати стовбці породжувальної матриці G на основі π_1 при $l = 0$ або π'_1 при $l > 0$

визначити додаткову перестановку π_2 при $l = 0$ або π'_2 при $l > 0$ (за необхідністю)

сформуванати найбільш надійний базис G_s при $l = 0$ або G'_s при $l > 0$

сформуванати первинний базисний вектор м'яких рішень $\tilde{q} = (q_0, q_1, \dots, q_{N'-1})$

виділити найбільш надійну (первинну) інформаційну послідовність $\tilde{i}' = (i'_0, i'_1, \dots, i'_{K'-1})$

сформуванати початкову групу пробних інформаційних векторів $\tilde{i}'_1 \dots \tilde{i}'_{NP}$

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L_{\max}

Продовження рис. 4.5

обчислити якість поточних пробних інформаційних векторів $\tilde{i}_1 \dots \tilde{i}_{NP}$
 згідно цільової функції $E(r, v) = \sum_{i: r_i \cdot v_{i,k} < 0} |r_i|$

сформувати поточну групу пробних інформаційних векторів $\tilde{i}_1 \dots \tilde{i}_{NP}$ з
 використанням міграційних операторів з параметрами $\alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$

кінець циклу поки

визначити «найкращу» інформаційну послідовність $\tilde{i}'^* = \operatorname{argmin} E(r, v)$ та
 відповідну кодову послідовність y_s

застосувати випадкове зміщення до елементів прийнятої послідовності
 $r'_i = r_i + \theta$

кінець циклу поки

сформувати оцінку кодової послідовності $\hat{y}' = (y'_0, y'_1, \dots, y'_{N'-1}) = \pi'_2[\pi'_1[r]]$

кінець якщо

кінець

Продовження рис. 4.5

4.3 Адаптивний метод м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів перемешування

У підрозділі 4.2 показано, що для отримання алгебраїчних згорткових кодів з максимальною вільною кодовою відстанню у якості узагальненого породжувального багаточлену доцільно використовувати породжувальний багаточлен коду Ріда-Соломона виду , тому розглянемо узагальнення даного результату на випадок несистематичного згорткового коду перемешування зі швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$.

Нехай на вхід кодеру згорткового коду перемешування надходить інформаційна послідовність довжиною K :

$$I = (I_0, I_1, I_2, \dots, I_{K-1}). \quad (4.75)$$

З урахуванням (4.60) у поліноміальному виді даний інформаційний вектор відповідає багаточлену

$$I(x) = I_0 + I_1x + I_2x^2 + \dots + I_{K-1}x^{K-1}. \quad (4.76)$$

Тоді кодовий багаточлен обмеженої довжини (підблок напівнескінченої кодової послідовності) даного згорткового коду, відповідно до (4.64), дорівнює

$$C(x) = I(x)G(x) = C_0 + C_1x + C_2x^2 + \dots + C_{N-1}x^{N-1}. \quad (4.77)$$

Для рознесення у часі елементів кодової послідовності даного згорткового коду на глибину перемешування M перетворимо інформаційний (4.76) та узагальнений породжувальний (4.66) багаточлени наступним чином:

$$I(x^M) = I_0 + I_1x^M + I_2x^{2M} + \dots + I_{K-1}x^{(K-1)M}; \quad (4.78)$$

$$G(x^M) = G_0 + G_1x^M + G_2x^{2M} + \dots + G_u x^{uM}, \quad (4.79)$$

а далі, відповідно (4.54), визначимо частковий кодовий багаточлен несистематичного згорткового коду перемешування зі швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$:

$$C(x^M) = I(x^M)G(x^M) = C_0 + C_1x^M + C_2x^{2M} + \dots + C_{N-1}x^{(N-1)M}. \quad (4.80)$$

Тоді усічена кодова послідовність (блок напівнескінченої кодової послідовності) алгебраїчного згорткового коду перемешування зі швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$ отримується у результаті застосування операції (4.80) до M

кодівих послідовностей вихідного згорткового коду, що у поліноміальній формі запису відповідає виразу

$$C'(x) = \sum_{l=0}^{M-1} C_l(x^M)x^{lN}, \quad (4.81)$$

де $C_l(x^M)$ – часткові кодові багаточлени, що відповідають окремим інформаційним багаточленам (4.76).

Також багаточлен (4.81) можна представити у розгорнутому виді:

$$\begin{aligned} C'(x) = & C_{0,0} + C_{0,1}x + \dots + C_{0,M-1}x^{M-1} + C_{1,0}x^M + C_{1,1}x^{M+1} + \dots + \\ & + C_{1,M-1}x^{2M-1} + C_{2,0}x^{2M} + C_{2,1}x^{2M+1} + \dots + C_{2,M-1}x^{3M-1} + \dots + \\ & + C_{N-1,0}x^{(N-1)M} + C_{N-1,1}x^{(N-1)M+1} + \dots + C_{N-1,M-1}x^{NM-1} \end{aligned}, \quad (4.82)$$

де $C_{u,l}$ – кодові символи усіченого кодового багаточлену згорткового коду перемежування, $u = 0, 1, \dots, N-1$, $C_{u,l} \in GF(q^m)$.

Слід відмітити, що поліноміальному представленню алгебраїчних згорткових кодів перемежування на основі (4.79) – (4.82) однозначно відповідає матричне представлення [185 – 188], відповідно до якого двійкову кодову послідовність можна представити наступним чином:

$$c' = \begin{pmatrix} c_{0,0,1}, \dots, c_{0,0,m} & c_{0,1,1}, \dots, c_{0,1,m} & \dots & c_{0,M-1,1}, \dots, c_{0,M-1,m} \\ c_{1,0,1}, \dots, c_{1,0,m} & c_{1,1,1}, \dots, c_{1,1,m} & \dots & c_{1,M-1,1}, \dots, c_{1,M-1,m} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ c_{N-1,0,1}, \dots, c_{N-1,0,m} & c_{N-1,1,1}, \dots, c_{N-1,1,m} & \dots & c_{N-1,M-1,1}, \dots, c_{N-1,M-1,m} \end{pmatrix}, \quad (4.83)$$

де $c_{u,l,k}$ – кодові символи, об'єднанні в кадри по $m = n_0$ символів, $c_{u,l,k} \in GF(q)$.

Узагальнюючи отриманий результат на випадок нескінченної інформаційної послідовності, яка представлена у виді багаточлену (4.60), відповідна нескінченна

кодова послідовність несистематичного згорткового коду зі швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$ у поліноміальній формі запису задається наступним чином:

$$\hat{C}(x) = \sum_{s=0}^{\infty} C'_s(x) x^{sMN}, \quad (4.84)$$

де $C'_s(x)$ – усічені кодові багаточлени, що визначаються відповідно до (4.82) для кожного набору з M інформаційних багаточленів.

Отриманий кодовий багаточлен (4.84) також можна представити у розгорнутому виді:

$$\begin{aligned} \hat{C}(x) = & C_{0,0,0} + C_{0,1,0}x + \dots + C_{0,M-1,0}x^{M-1} + C_{1,0,0}x^M + \\ & + C_{1,1,0}x^{M+1} + \dots + C_{1,M-1,0}x^{2M-1} + C_{2,0,0}x^{2M} + C_{2,1,0}x^{2M+1} + \dots + \\ & + C_{2,M-1,0}x^{3M-1} + \dots + C_{N-1,0,0}x^{(N-1)M} + C_{N-1,1,0}x^{(N-1)M+1} + \dots + \\ & + C_{N-1,M-1,0}x^{NM-1} + C_{0,0,1}x^{NM} + C_{0,1,1}x^{NM+1} + \dots + C_{0,M-1,1}x^{NM(M-1)} + \dots, \quad (4.85) \\ & + C_{1,0,1}x^{NM+M} + \dots + C_{1,1,1}x^{NM(M+1)} + \dots + C_{1,M-1,1}x^{NM(2M-1)} + \\ & + C_{2,0,1}x^{2NM+M} + C_{2,1,1}x^{NM(2M+1)} + \dots + C_{2,M-1,1}x^{NM(3M-1)} + \dots + \\ & + C_{N-1,0,1}x^{NM(N-1)M} + C_{N-1,1,1}x^{NM((N-1)NM+1)} + \dots + C_{N-1,M-1,1}x^{NM(NM-1)} + \dots \end{aligned}$$

де $C_{u,l,s}$ – кодові символи кодового багаточлену алгебраїчного згорткового коду перемежування, $C_{u,l,s} \in GF(q^m)$.

Далі для формування нескінченної q -ої кодової послідовності алгебраїчного згорткового коду перемежування необхідно перетворити символи поля $GF(q^m)$ при формальній змінній x у (4.85) у набори елементів поля $GF(q)$, які відповідають кадрам кодової послідовності довжиною n_0 :

$$\begin{aligned}
\hat{c}(x) = & (c_{0,0,0,1}, \dots, c_{0,0,0,m}) + (c_{0,1,0,1}, \dots, c_{0,1,0,m})x + \dots \\
& + (c_{0,M-1,0,1}, \dots, c_{0,M-1,0,m}x^{M-1}) + (c_{1,0,0,1}, \dots, c_{1,0,0,m})x^M + \\
& + (c_{1,1,0,1}, \dots, c_{1,1,0,m})x^{M+1} + \dots + (c_{1,M-1,0,1}, \dots, c_{1,M-1,0,m})x^{2M-1} + \\
& + (c_{2,0,0,1}, \dots, c_{2,0,0,m})x^{2M} + (c_{2,1,0,1}, \dots, c_{2,1,0,m})x^{2M+1} + \dots \\
& + (c_{2,M-1,0,1}, \dots, c_{2,M-1,0,m})x^{3M-1} + \dots + (c_{N-1,0,0,1}, \dots, c_{N-1,0,0,m})x^{(N-1)M} + \\
& + (c_{N-1,1,0,1}, \dots, c_{N-1,1,0,m})x^{(N-1)M+1} + \dots + (c_{N-1,M-1,0,1}, \dots, c_{N-1,M-1,0,m})x^{NM-1} + \\
& + (c_{0,0,1,1}, \dots, c_{0,0,1,m})x^{NM} + (c_{0,1,1,1}, \dots, c_{0,1,1,m})x^{NM+1} + \dots \\
& + (c_{0,M-1,1,1}, \dots, c_{0,M-1,1,m})x^{NM(M-1)} + (c_{1,0,1,1}, \dots, c_{1,0,1,m})x^{NMM} + \dots \\
& + (c_{1,1,1,1}, \dots, c_{1,1,1,m})x^{NM(M+1)} + \dots + (c_{1,M-1,1,1}, \dots, c_{1,M-1,1,m})x^{NM(2M-1)} + \\
& + (c_{2,0,1,1}, \dots, c_{2,0,1,m})x^{2NMM} + (c_{2,1,1,1}, \dots, c_{2,1,1,m})x^{NM(2M+1)} + \dots \\
& + (c_{2,M-1,1,1}, \dots, c_{2,M-1,1,m})x^{NM(3M-1)} + \dots + (c_{N-1,0,1,1}, \dots, c_{N-1,0,1,m})x^{NM(N-1)M} + \\
& + (c_{N-1,1,1,1}, \dots, c_{N-1,1,1,m})x^{NM((N-1)NM+1)} + \dots \\
& + (c_{N-1,M-1,1,1}, \dots, c_{N-1,M-1,1,m})x^{NM(NM-1)} + \dots
\end{aligned} \tag{4.86}$$

де $c_{u,l,s,k}$ – кодові символи, що об’єднані у кадри по $m = n_0$ символів, кодового багаточлену алгебраїчного згорткового коду перемежування $c_{u,l,s,k} \in GF(q)$.

Також формування нескінченної кодової послідовності алгебраїчного згорткового коду перемежування зі швидкістю $R = k_0/n_0$ можна представити у векторній формі.

Для цього до інформаційного багаточлена (4.76) необхідно застосувати операцію $I(x) \rightarrow I(x^M)$, що відповідає вставці $M-1$ нульових символів між сусідніми інформаційними символами I_i и I_j :

$$I^M = (I_0, 0, 0, \dots, 0, I_1, 0, 0, \dots, 0, I_2, 0, 0, \dots, 0, \dots, 0, 0, \dots, 0, I_{K-1}). \tag{4.87}$$

З урахуванням того, що узагальнений породжувальний багаточлен деякого алгебраїчного згорткового коду має вид (4.20), а також перетворення (4.79), модифікована породжувальна матриця алгебраїчного несистематичного

згорткового коду перемешування зі швидкістю $R = k_0 / n_0$ приймає форму:

$$G^M = \begin{pmatrix} G(x^M) \\ xG(x^M) \\ x^2G(x^M) \\ \dots \end{pmatrix}. \quad (4.88)$$

Тоді у розгорнутому виді матрицю (4.88) можна представити наступним чином:

$$G^M = \begin{pmatrix} G_0 & 0 & \dots & 0 & G_1 & 0 & \dots & 0 & \dots & 0 & G_u & 0 & 0 & 0 & \dots \\ 0 & G_0 & 0 & \dots & 0 & G_1 & 0 & \dots & 0 & \dots & 0 & G_u & 0 & 0 & \dots \\ 0 & 0 & G_0 & 0 & \dots & 0 & G_1 & 0 & \dots & 0 & \dots & 0 & G_u & 0 & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \end{pmatrix}. \quad (4.89)$$

Процес кодування алгебраїчним несистематичним згортковим кодом перемешування у векторній формі відповідає множенню M інформаційних векторів виду (4.87) на узагальнену породжувальну матрицю (4.89), у результаті якого формується набір часткових кодових векторів:

$$\begin{aligned} C_0^M &= I_0^M G^M = (C_{0,0}, 0, 0, \dots, 0, C_{1,0}, 0, 0, \dots, 0, \dots, 0, 0, \dots, 0, C_{N-1,0}), \\ C_1^M &= I_1^M G^M = (C_{0,1}, 0, 0, \dots, 0, C_{1,1}, 0, 0, \dots, 0, \dots, 0, 0, \dots, 0, C_{N-1,1}), \\ &\dots \\ C_{M-1}^M &= I_{M-1}^M G^M = (C_{0,M-1}, 0, 0, \dots, 0, C_{1,M-1}, 0, 0, \dots, 0, \dots, 0, 0, \dots, 0, C_{N-1,M-1}). \end{aligned} \quad (4.90)$$

Тоді, об'єднуючи отримані вектори (4.90) з урахуванням зсуву у часі відповідних кодових символів, отримаємо блок нескінченної кодової послідовності (усічену кодову послідовність) алгебраїчного згорткового коду перемешування зі швидкістю $R = k_0 / n_0$, який можна представити у виді вектору довжиною NM :

$$C' = (C_{0,0}, C_{0,1}, \dots, C_{0,M-1}, C_{1,0}, C_{1,1}, \dots, C_{1,M-1}, \\ C_{2,0}, C_{2,1}, \dots, C_{2,M-1}, \dots, C_{N-1,0}, C_{N-1,1}, \dots, C_{N-1,M-1}) \quad (4.91)$$

або у вигляді матриці розміром $N \times M$

$$C' = \begin{pmatrix} C_{0,0} & C_{0,1} & \dots & C_{0,M-1} \\ C_{1,0} & C_{1,1} & \dots & C_{1,M-1} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ C_{N-1,0} & C_{N-1,1} & \dots & C_{N-1,M-1} \end{pmatrix}.$$

Тоді нескінченна кодова послідовність алгебраїчного несистематичного згорткового коду отримується шляхом об'єднання блоків (усічених кодових послідовностей) (4.91), що відповідають нескінченній інформаційній послідовності, яка розділена на частини по M інформаційних векторів довжиною K :

$$\hat{C} = (C'_1, C'_2, C'_3, \dots). \quad (4.92)$$

У розгорнутому виді отриману кодову послідовність (4.92) можна представити за допомогою нескінченного вектору

$$\hat{C} = (C_{0,0,0}, C_{0,1,0}, \dots, C_{0,M-1,0}, C_{1,0,0}, C_{1,1,0}, \dots, C_{1,M-1,0}, \\ C_{2,0,0}, C_{2,1,0}, \dots, C_{2,M-1,0}, \dots, C_{N-1,0,0}, C_{N-1,1,0}, \dots, C_{N-1,M-1,0}, \\ C_{0,0,1}, C_{0,1,1}, \dots, C_{0,M-1,1}, C_{1,0,1}, C_{1,1,1}, \dots, C_{1,M-1,1}, \\ C_{2,0,1}, C_{2,1,1}, \dots, C_{2,M-1,1}, \dots, C_{N-1,0,1}, C_{N-1,1,1}, \dots, C_{N-1,M-1,1}, C_{0,0,2}, \dots) \quad (4.93)$$

або у вигляді нескінченної матриці

$$\hat{C} = \begin{pmatrix} C_{0,0,0} & C_{0,1,0} & \dots & C_{0,M-1,0} & 0 & 0 & 0 & 0 & \dots \\ C_{1,0,0} & C_{1,1,0} & \dots & C_{1,M-1,0} & 0 & 0 & 0 & 0 & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & 0 & 0 & 0 & 0 & \dots \\ C_{N-1,0,0} & C_{N-1,1,0} & \dots & C_{N-1,M-1,0} & 0 & 0 & 0 & 0 & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & C_{0,0,1} & C_{0,1,1} & \dots & C_{0,M-1,1} & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & C_{1,0,1} & C_{1,1,1} & \dots & C_{1,M-1,1} & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & C_{N-1,0,1} & C_{N-1,1,1} & \dots & C_{N-1,M-1,1} & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \end{pmatrix}.$$

Остаточну q -на кодова послідовність алгебраїчного несистематичного згорткового коду перемежування зі швидкістю $R = k_0/n_0$ отримується у результаті відображення елементів поля $GF(q^m)$ з (4.93) у набори елементів поля $GF(q)$:

$$\begin{aligned} \hat{C} = & (c_{0,0,0,1}, \dots, c_{0,0,0,m}, c_{0,1,0,1}, \dots, c_{0,1,0,m}, \dots, c_{0,M-1,0,1}, \dots \\ & c_{0,M-1,0,m}, c_{1,0,0,1}, \dots, c_{1,0,0,m}, c_{1,1,0,1}, \dots, c_{1,1,0,m}, \dots, c_{1,M-1,0,1}, \dots \\ & c_{1,M-1,0,m}, c_{2,0,0,1}, \dots, c_{2,0,0,m}, c_{2,1,0,1}, \dots, c_{2,1,0,m}, \dots, c_{2,M-1,0,1}, \dots \\ & c_{2,M-1,0,m}, \dots, c_{N-1,0,0,1}, \dots, c_{N-1,0,0,m}, c_{N-1,1,0,1}, \dots, c_{N-1,1,0,m}, \dots \\ & c_{N-1,M-1,0,1}, \dots, c_{N-1,M-1,0,m}, c_{0,0,1,1}, \dots, c_{0,0,1,m}, c_{0,1,1,1}, \dots \\ & c_{0,1,1,m}, c_{0,M-1,1,1}, \dots, c_{0,M-1,1,m}, c_{1,0,1,1}, \dots, c_{1,0,1,m}, c_{1,1,1,1}, \dots \\ & c_{1,1,1,m}, \dots, c_{1,M-1,1,1}, \dots, c_{1,M-1,1,m}, c_{2,0,1,1}, \dots, c_{2,0,1,m}, c_{2,1,1,1}, \dots \\ & c_{2,1,1,m}, \dots, c_{2,M-1,1,1}, \dots, c_{2,M-1,1,m}, \dots, c_{N-1,0,1,1}, \dots, c_{N-1,0,1,m}, \\ & c_{N-1,1,1,1}, \dots, c_{N-1,1,1,m}, \dots, c_{N-1,M-1,1,1}, c_{0,0,2,1}, \dots, c_{0,0,2,m}, \dots) \end{aligned}$$

Еквівалентну кодову послідовність даного алгебраїчного згорткового коду перемежування також можна представити у вигляді матриці:

$$\hat{c} = \begin{pmatrix} c_{0,0,0,1}, \dots, c_{0,0,0,m} & \dots & c_{0,M-1,0,1}, \dots, c_{0,M-1,0,m} & 0 & \dots \\ c_{1,0,0,1}, \dots, c_{1,0,0,m} & \dots & c_{1,M-1,0,1}, \dots, c_{1,M-1,0,m} & 0 & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ c_{N-1,0,0,1}, \dots, c_{N-1,0,0,m} & \dots & c_{N-1,M-1,0,1}, \dots, c_{N-1,M-1,0,m} & 0 & \dots \\ 0 & 0 & 0 & c_{0,0,1,1}, \dots, c_{0,0,1,m} & \dots \\ 0 & 0 & 0 & c_{1,0,1,1}, \dots, c_{1,0,1,m} & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & c_{N-1,0,1,1}, \dots, c_{N-1,0,1,m} & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \end{pmatrix},$$

де 0 – нульовий вектор довжиною $m = n_0$.

Таким чином, деяка нескінченна кодова послідовність алгебраїчного несистематичного згорткового коду перемежування зі швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$ формується у результаті об'єднання усічених кодових послідовностей (4.91), які відображаються у вектори довжиною NMn_0 з елементами з поля $GF(q)$, що відповідають нескінченній інформаційній послідовності, яка представлена у виді блоків по K символів з поля $GF(q)$ та кратних глибині перемежування M .

Тоді множина таких нескінчених кодових послідовностей утворює алгебраїчний несистематичний згортковий код перемежування зі швидкістю кодування $R = k_0 / n_0$, параметри якого повністю визначаються модифікованим породжувальним багаточленом (4.79) або модифікованою породжувальною матрицею (4.89):

- довжина інформаційного кадру $k'_0 = Mk_0 = M \log_q(H)$;
- довжина кадру кодової послідовності $n'_0 = Mn_0 = Mm$;
- швидкість коду $R = k'_0 / n'_0 = k_0 / n_0$;
- пам'ять коду $u' = Mu$;
- довжина кодового обмеження $V' = u'k'$;
- довжина інформаційного блоку $k' = (u'+1)k'_0$;

- довжина кодового блоку $n' = (u'+1)n'_0 = k'n'_0 / k'_0$;
- вільна кодова відстань $d_\infty \geq D$.

Відмітимо, що у окремому випадку при швидкості кодування $R = 1/n_0$ алгебраїчний несистематичний згортковий код перемежування має такі параметри:

- довжина інформаційного кадру $k'_0 = M$;
- довжина кадру кодової послідовності $n'_0 = Mn_0 = Mt$;
- пам'ять коду $u' = Mu$;
- довжина кодового обмеження $V' = u'k'$;
- довжина інформаційного блоку $k' = (u'+1)M$;
- довжина кодового блоку $n' = (u'+1)n'_0 = k'n'_0 / k'_0$;
- вільна кодова відстань $d_\infty \geq D$ [187].

При цьому отримані алгебраїчні згорткові коди перемежування мають максимально досягну вільну кодову відстань при заданій пам'яті коду (довжині регістрів зсуву), так як у якості вихідного узагальненого породжувального багаточлену обрано породжувальний багаточлен коду Ріда-Соломона (4.66).

Слід зазначити, що у загальному випадку, алгебраїчний несистематичний (n_0, k_0, V) згортковий код над полем $GF(q)$ є лінійним, отже, алгебраїчний несистематичний згортковий код перемежування з глибиною перемежування M також є лінійним (n_0, k_0, V, M) кодом над полем $GF(q)$. Відомо, що перемежування не збільшує корегувальну здатність коду при виправленні випадкових помилок, тобто отриманий згортковий код перемежування має таку ж вільну кодову відстань d_∞ як вихідний алгебраїчний згортковий код. Фактично, у залежності від того, як розподілені помилки між M нескінченими кодовими послідовностями, алгебраїчним несистематичним (n_0, k_0, V, M) згортковим кодом перемежування можуть бути виправлені понад $\frac{d_\infty - 1}{2}$ помилок. З іншого боку, якщо вихідний алгебраїчний згортковий код здатен виправляти усі пакети

помилки довжиною не більше l , то алгебраїчний несистематичний (n_0, k_0, V, M) згортковий код перемежування виправляє усі пакети помилок довжиною не більше Ml .

Відомо [22, 31], що будь-який завадостійкий код можна задавати як породжувальним багаточленом, так і перевірочним багаточленом. Наприклад, для деякого алгебраїчного несистематичного згорткового коду виконується умова

$$G(x)H(x) = x^N - 1,$$

де $H(x)$ – узагальнений перевірочний багаточлен алгебраїчного несистематичного згорткового коду, який визначається як

$$H(x) = (x^N - 1) / G(x) = H_0 + H_1x + H_2x^2 + \dots + H_Kx^K. \quad (4.94)$$

Узагальнений породжувальний багаточлен $G(x)$ є дільником кодового багаточлену $C_i(x)$ та $x^N - 1$, отже, багаточлен $G(x^M)$ буде дільником $C(x^M)$ та $x^{MN} - 1$. Таким чином, кожна усічена кодова послідовність $C'(x)$ є кратною багаточлену $G(x^M)$, тоді для довільного алгебраїчного несистематичного згорткового коду перемежування виконується умова

$$G(x^M)H(x^M) = x^{MN} - 1,$$

де $H(x^M)$ – узагальнений перевірочний багаточлен алгебраїчного несистематичного згорткового коду перемежування, який дорівнює

$$H(x^M) = (x^{MN} - 1) / G(x^M) = H_0 + H_1x^M + H_2x^{2M} + \dots + H_Kx^{KM}.$$

Тоді, якщо обмежити степінь нескінченного інформаційного багаточлену

згорткового коду до значення $(K - 1)$, повинна виконуватися умова

$$C(x^M)H(x^M) = I(x^M)G(x^M)H(x^M), \quad (4.95)$$

де ліва частина (4.94) дорівнює

$$\begin{aligned} C(x^M)H(x^M) &= \\ &= C_{MN-1}H_{MK}x^{MN+MK-1} + (C_{MN-2}H_{MK} + C_{MN-1}H_{MK-1})x^{MN+MK-2} + \dots \\ &+ (C_0H_{MK} + C_1H_{MK-1} + \dots + C_{MK-1}H_1 + C_{MK}H_0)x^{MN-1} + \dots \\ &+ (C_1H_{MK} + C_2H_{MK-1} + \dots + C_{MK}H_1 + C_{MK+1}H_0)x^{MN-2} + \dots \\ &+ (C_{MN-MK-2}H_{MK} + C_{MN-MK-1}H_{MK-1} + \dots + C_{MN-3}H_1 + C_{MN-2}H_0)x^{K+1} + \dots \\ &+ (C_{MN-MK-1}H_{MK} + C_{MN-MK}H_{MK-1} + \dots + C_{MN-2}H_1 + C_{MN-1}H_0)x^K + \dots \\ &+ \dots + (C_0H_1 + C_1H_0)x + C_0H_0 \end{aligned}$$

та права частина (4.95) дорівнює

$$\begin{aligned} I(x^M)G(x^M)H(x^M) &= \\ &= I(x^M)(x^{MN} - 1) = I(x^M)x^{MN} - I(x^M) = \\ &= I_{MK-1}x^{MN+MK-1} + I_{MK-2}x^{MN+MK-2} + \dots + I_1x^{MN+1} + I_0x^{MN} + \dots \\ &+ 0x^{MN-1} + 0x^{MN-2} + \dots + 0x^{MK+1} + 0x^{MK} - \\ &- I_{MK-1}x^{MK-1} - I_{MK-2}x^{MK-2} - \dots - I_1x - I_0 \end{aligned}$$

Прирівнюючи коефіцієнти при x^{MN-1} , x^{MN-2} , ..., x^{MK+1} , x^{MK} обох частин (4.95), отримаємо наступні $(N - K)$ рівності:

$$\sum_{i=0}^{N-K-1} C_{(MN+MK-1)-i-l} H_i = 0,$$

де $l = MN - 1, MN - 2, \dots, MK + 1, MK$.

Якщо коефіцієнти $C_{MN-1}, C_{MN-2}, \dots, C_{MN-MK+1}, C_{MN-MK}$ усіченого недвійкового кодового багаточлену алгебраїчного несистематичного згорткового коду перемежування розглядати як інформаційну частину, то $(N - K)$ рівностей визначають перевірочні символи $C_{MN-MK-1}, C_{MN-MK-2}, \dots, C_1, C_0$.

Даний результат можна використовувати для декодування алгебраїчних несистематичних згорткових кодів перемежування, однак безпосереднє застосування перевірочного багаточлену (4.94) непридатне для кодів з великою довжиною кодового обмеження.

У [192 – 194] запропоновано алгебраїчний метод декодування даних кодів, що усуває вказане обмеження, але характеризується значною обчислювальною складністю та обмеженою корегувальною здатністю. Для підвищення ефективності декодування алгебраїчних згорткових кодів перемежування пропонується спільно використовувати підхід на основі адаптивного розповсюдження довіри [195] та узагальнені біоінспіровані процедури пошукової оптимізації [130, 133].

Як впливає з вищевикладеного, при обмеженій інформаційній послідовності алгебраїчні згорткові коди перемежування можуть бути представлені як довгі двійкові ($N'' = NMn_0, K'' = KMn_0$) блокові коди, які можна задати як з допомогою породжувальної матриці, так і перевірочної матриці.

Припустимо, що передача інформації з використанням алгебраїчних (n_0, k_0, V, M) згорткових кодів перемежування здійснюється через канал з використанням двійкової фазової модуляції, тоді кодову послідовність (8) можна представити відповідною біполярною кодовою послідовністю, а прийнята з каналу послідовність є апіорною інформацією для декодера.

Розглянемо можливість ітеративного декодування даних кодів, мета якого полягає в пошуку найбільш імовірної кодової послідовності на основі оцінки відповідних значень апостеріорної імовірності кожного кодового символу, представленого за допомогою логарифмічного відношення правдоподібності. Для цього пропонується використовувати комбінований підхід на основі інформації

про надійність символів, процедури адаптивного розповсюдження довіри та узагальнених біоінспірованих процедур. Згідно даного підходу кожна ітерація декодування починається з пошуку передбачуваної кодової послідовності з використанням узагальнених біоінспірованих процедур. Якщо отриманий вектор не є кодовою послідовністю, то застосовується процедура адаптивного розповсюдження довіри для оновлення інформації про надійність символів, яка потім використовується на наступних ітераціях декодування.

Нижче представлені принципи реалізації даного підходу при декодуванні несистематичних алгебраїчних згорткових кодів мережування [196].

Позначимо надійність кожного символу на ітерації w , представлену у вигляді відповідного логарифмічного відношення правдоподібності, як $L^w(c_{u,l,k})$. Відмітимо, що спочатку надійність кожного символу ініціалізується як апіорна інформація, що прийнята з каналу.

На першій стадії спочатку здійснюється формування найбільш надійного базису з використанням методу виключення Гаусса, а потім відбувається пошук передбачуваної кодової послідовності з використанням узагальнених біоінспірованих процедур, яке забезпечує мінімальне значення відповідної цільової функції. При цьому основними етапами біоінспірованих процедур є ініціалізація популяції, міграція агентів популяції та завершення пошуку. Крім того, для підвищення ефективності пошуку передбачуваної кодової послідовності додатково можна застосувати випадкове зміщення для формування різноманітних пробних векторів. Особливості реалізації даної стадії декодування представлені в підрозділі 4.2 та [190, 191].

На другій стадії на початку кожної ітерації w процедури адаптивного розповсюдження довіри перевірна матриця коду H' перетворюється в матрицю H'^w , так що стовпці даної матриці, що відповідають найменш надійним символам (у відповідності з інформацією про надійність символів, отриманої на попередній ітерації, $L^{w-1}(c_{u,l,k})$) мають одиничну вагу. Відмітимо, що завжди можна сформувати $N'' - K''$ стовбців матриці H' , які мають одиничну вагу, навіть, якщо

дані $N'' - K''$ символи не будуть найменш надійними. Нехай $p_1, p_2, \dots, p_{N''}$ позначають індекси символів, що відповідають упорядкованим в порядку зростання елементам $|L^w(c_{u,l,k})|$. При цьому перевірна матриця перетворюється починаючи з p_1 -ого стовбця й обробляється послідовно для кожного індексу, поки $N'' - K''$ стовбців не будуть мати одиничну вагу. Дане перетворення збільшує правдоподібність помилкових символів шляхом переміщення ребр в графі Таннера, який відповідає перевірочній матриці. Таким чином, зменшується імовірність того, що помилковий символ бере участь в будь-якому циклі графа Таннера – в результаті чого обмежується розповсюдження помилок. Потім здійснюється ітерація декодування на основі розповсюдження довіри з використанням отриманої перевірочної матриці. Особливості реалізації даної стадії декодування представлені в [195].

Таким чином, w -ую ітерацію запропонованого методу декодування алгебраїчних згорткових кодів перемешування можна представити наступним чином [196].

Стадія 1. Декодування на основі узагальнених біоінспірованих процедур.

З використанням логарифмічного відношення правдоподібності для кожного символу $L^{w-1}(c_{u,l,k})$ формується найбільш надійний базис. Далі здійснюється пошук передбачуваної кодової послідовності з використанням узагальнених біоінспірованих процедур. Якщо отриманий вектор є переданою кодовою послідовністю, тоді процес декодування завершується, в протилежному випадку здійснюється перехід до стадії 2.

Стадія 2. Декодування на основі процедур адаптивного розповсюдження довіри.

На основі логарифмічного відношення правдоподібності для кожного символу $L^{w-1}(c_{u,l,k})$ будується оновлена перевірна матриця H'^w . Потім з використанням даної матриці та зовнішньої інформації $L_{ext}^{w-1}(c_{u,l,k})$ формується нова зовнішня інформація $L_{ext}^w(c_{u,l,k})$ та оновлена інформація про надійність

символів $L^w(c_{u,l,k})$, яка застосовується на наступній ітерації декодування на основі процедур узагальнених біоінспірованих процедур для знаходження нової кодової послідовності для оновленого найбільш надійного базису.

Отже, запропонований підхід можна розглядати як адаптивну версію комбінованого декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, представленого у підрозділі 3.5 та [178, 179]. При цьому застосування процедур адаптивного розповсюдження довіри дозволяє здійснювати ітеративне декодування алгебраїчних згорткових кодів перемержування, графі Таннера яких мають багато коротких циклів, які призводять до розповсюдження помилок при використанні класичного методу декодування на основі розповсюдження довіри.

Схема розробленого методу м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів перемержування представлена на рис. 4.6.



Рис. 4.6 – Схема адаптивного методу м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів перемержування

З аналізу рис. 4.6 слідує, що спочатку відбувається спроба реалізації жорсткого декодування прийнятої з каналу зв'язку послідовності, а потім, у разі необхідності, здійснюється перехід до м'якого декодування. При цьому ключовим етапом декодування є біоінспірований пошук кодової послідовності з використанням деякої оптимізаційної процедури, а процедури адаптивного розповсюдження довіри фактично призначені для оновлення інформації при знаходженні найбільш надійного базису на наступних ітераціях декодування.

Схема алгоритму м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів перемешування, що заснований на узагальнених біоінспірованих процедурах, наведено на рис. 4.7.

З рис. 4.7 випливає, що у даному алгоритмі вхідними даними є інформація про прийнятий вектор м'яких рішень, параметри алгебраїчного згорткового коду перемешування та параметри заданої біоінспірованої процедури. Згідно розробленого алгоритму спочатку формується вектор жорстких рішень з метою здійснення жорсткого декодування на основі обчислення синдрому. Після цього за необхідністю відбувається м'яке декодування прийнятого з каналу зв'язку вектору м'яких рішень, що засноване на підпроцесі декодування на основі узагальнених біоінспірованих процедур та допоміжному підпроцесі оновлення інформації, необхідної при декодуванні, на основі процедур на основі розповсюдження довіри. Перший підпроцес може бути реалізований як показано у пункті 4.2 з урахуванням наявності у даних алгебраїчних згорткових кодових конструкцій додаткового параметру – глибини перемешування, а особливості реалізації другого підпроцесу представлено у [195]. Виходом даного алгоритму є оцінка найбільш ймовірної кодової послідовності, сформованої у результаті декодування.

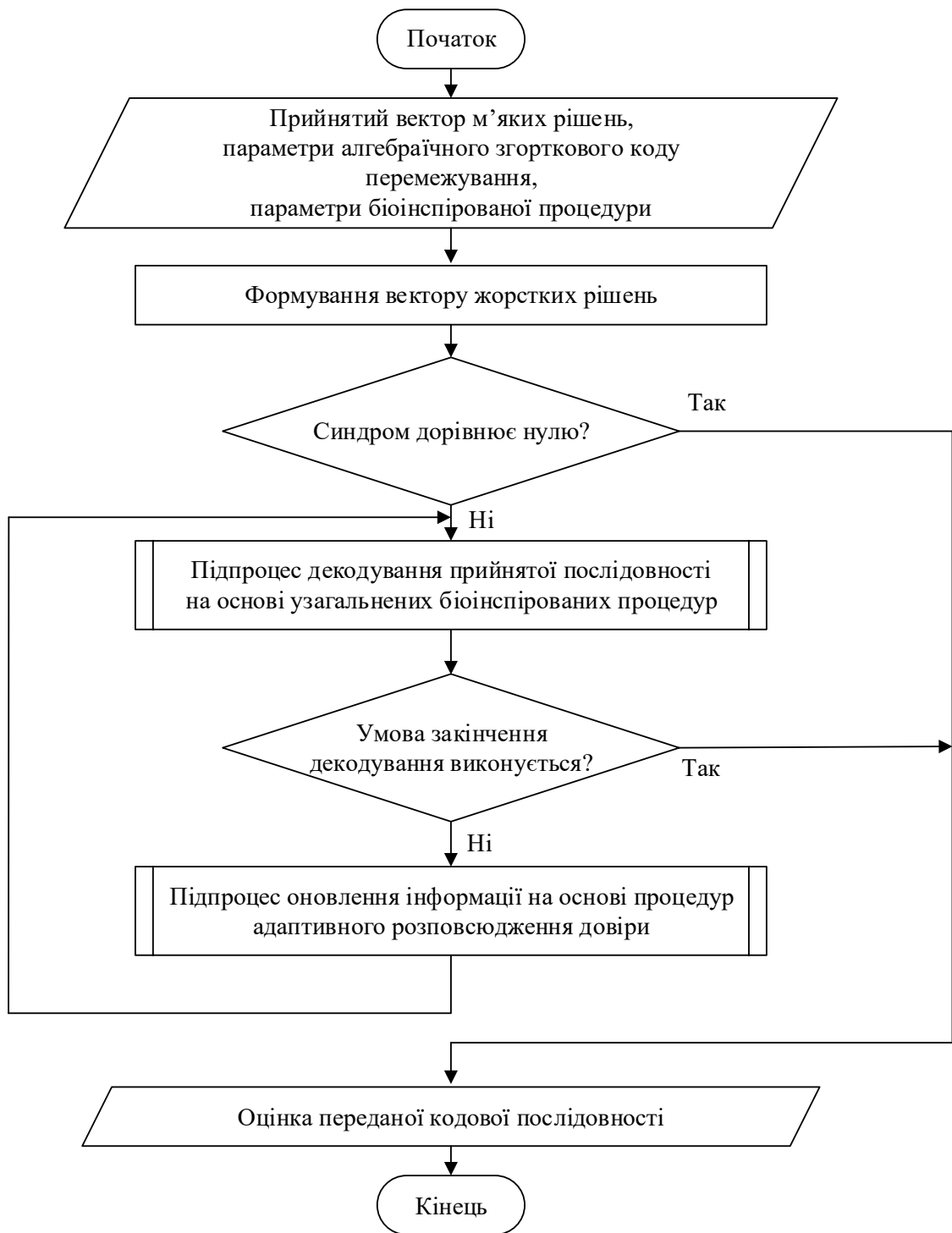


Рис. 4.7. Схема алгоритму м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів перемежування

Також для здійснення програмної реалізації представленого методу декодування алгебраїчних згорткових кодів перемежування розроблено уніфікований псевдокод, що не залежить від мови програмування, схема якого наведена на рис. 4.8.

вхід: параметри алгебраїчного згорткового коду перемещування k'_0, n'_0 , $R, u', V', k', n', d_\infty$, узагальнена породжувальна матриця G , номер ітерації w , надійність символу y прийнятій послідовності $L^w(c_{u,l,k})$, параметри біоінспірованої процедури $NP, \alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S, L_{\max}$

вихід: оцінка кодової послідовності \hat{y}'

початок

сформуванати двійковий вектор жорстких рішень $y = (y_0, y_1, \dots, y_{N'-1})$

обчислити синдром $s_i = \sum_{j=1}^{N''} h_{i,j} y_j \pmod{2}, i \in [1, N'' - K'']$

якщо $s_i = \sum_{j=1}^{N''} h_{i,j} y_j \pmod{2} = 0, i \in [1, N'' - K'']$ **то** видати оцінку двійкової

кодової послідовності $\hat{y}' = y$

інакше

цикл поки не виконується умова закінчення декодування

визначити прийняту послідовність $q = (q_0, q_1, \dots, q_{N''-1})$, де $q_i = L^w(c_{u,l,k})$

розташувати позиції прийнятої послідовності за зменшенням надійності елементів $q_0 \geq q_1 \geq \dots \geq q_{N''-1}$

визначити перестановку π_1

упорядкувати стовбці породжувальної матриці G на основі π_1

визначити перестановку π_2 (за необхідністю)

сформуванати найбільш надійний базис G_s

сформуванати первинний базисний вектор м'яких рішень

$\tilde{q} = (q_0, q_1, \dots, q_{N''-1})$

виділити найбільш надійну (первинну) інформаційну послідовність

$\tilde{i}' = (i'_0, i'_1, \dots, i'_{K''-1})$

Рис. 4.8. Схема псевдокоду методу м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів перемещування

сформувати початкову групу пробних інформаційних векторів $\tilde{i}'_1 \dots \tilde{i}'_{NP}$

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L_{\max}

обчислити якість поточних пробних інформаційних векторів $\tilde{i}'_1 \dots \tilde{i}'_{NP}$

згідно цільової функції $E(q, v) = \sum_{u: q_u \cdot v_{u,l,k} < 0} |q_i|$

сформувати поточну групу пробних інформаційних векторів $\tilde{i}'_1 \dots \tilde{i}'_{NP}$ з використанням міграційних операторів з параметрами $\alpha_1, \dots, \alpha_D, \varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$

кінець циклу поки

визначити «найкращу» інформаційну послідовність $\tilde{i}'^* = \operatorname{argmin} E(q, v)$ та відповідну кодову послідовність y_s

побудувати оновлену перевірочну матрицю H'^w

сформувати нову зовнішню інформацію $L'_{ext}(c_{u,l,k})$

сформувати оновлену інформацію про надійність символів $L^w(c_{u,l,k})$

кінець циклу поки

сформувати оцінку кодової послідовності $\hat{y}' = (y'_0, y'_1, \dots, y'_{N'-1}) = \pi'_2[\pi'_1[q]]$

кінець якщо

кінець

Продовження рис. 4.8

4.4 Дослідження ефективності біоінспірованих методів декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій

Оцінка ефективності запропонованих методів декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій заснована на розробці математичної моделі телекомунікаційної системи, що враховує особливості передачі інформації з використанням відповідного виду завадостійкого кодування в залежності від характеристик завадової обстановки (незалежні помилки або групування помилок). Дана модель передбачає використання заданого алгебраїчного

згорткового коду спільно з біоінспірованим методом декодування з випадковим зміщенням для каналу зв'язку з АБГШ або деякого алгебраїчного згорткового коду перемежування спільно з адаптивним методом декодування для каналу зв'язку з завмираннями (канал Релея). При цьому існує можливість змінювати параметри даних кодових конструкцій, характеристики завад у каналі зв'язку та здійснити порівняння розроблених методів з існуючими алгебраїчними методами декодування.

Створення даної моделі телекомунікаційної системи заснована на програмній реалізації алгоритмів та псевдокодів біоінспірованого декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій, заданих узагальненим породжувальним багаточленом, розроблених у підрозділах 4.2 та 4.3.

Схема розробленої математичної моделі телекомунікаційної системи, що дозволяє дослідити властивості розроблених методів декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій, представлена на рис. 4.9.

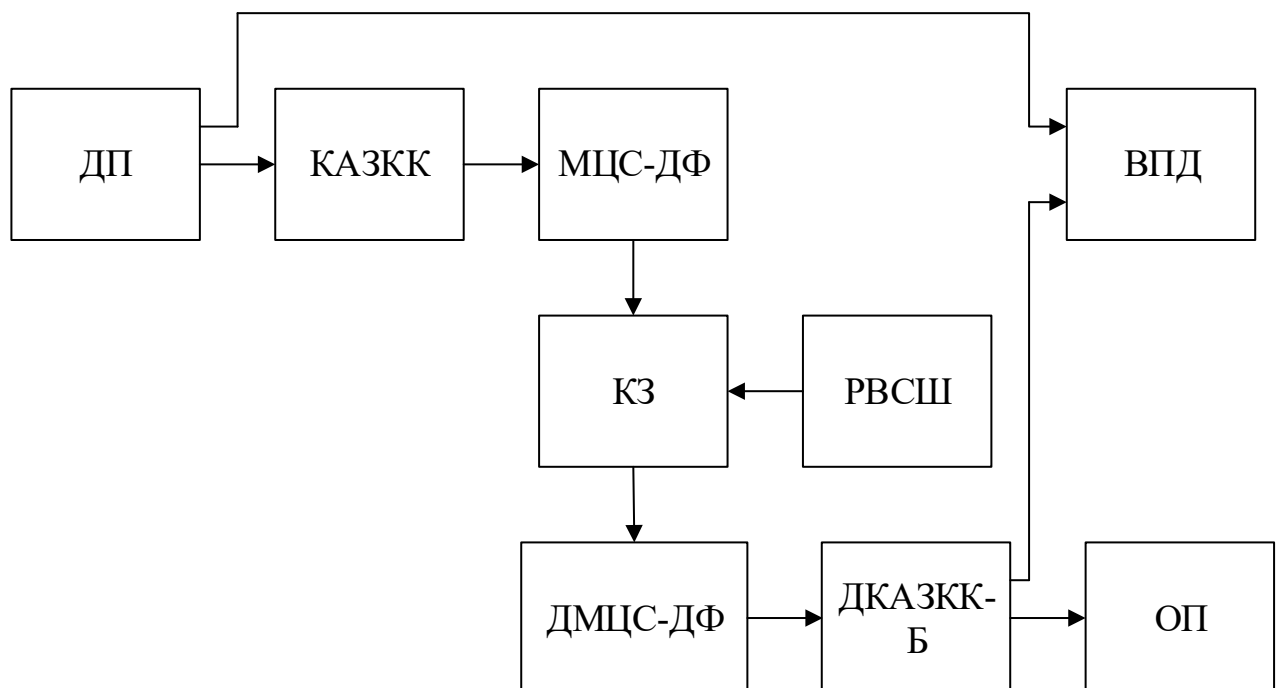


Рис. 4.9. Схема математичної моделі телекомунікаційної системи з кодеком алгебраїчних згорткових кодових конструкцій на основі біоінспірованих методів декодування

Дана схема складається з елементів, розглянутих у розділі 2, а також кодеру алгебраїчної згорткової кодової конструкції (КАЗКК) та декодеру, що реалізує біоінспіровані методи декодування (ДКАЗКК-Б).

ДП формує псевдовипадкову інформаційну послідовність з рівномірним розподілом ймовірностей, після чого КАЗКК здійснює її перетворення у кодову послідовність, що визначається узагальненим породжувальним багаточленом, глибиною перемежування та іншими параметрами кодової конструкції. Крім того інформаційна послідовність надходить на ВПД для визначення коефіцієнту (ймовірності) помилок декодування.

В подальшому за допомогою МЦС-ДФ відбувається перетворення кодової послідовності у фазомодульований сигнал, що передається по КЗ, характеристики якого відповідають моделі з АБГШ або релеївським розсіюванням в залежності від обраної кодової конструкції. При цьому РВСШ дозволяє змінювати відношення сигнал/завада у заданому діапазоні. Сигнал з каналу поступає на ДМЦС-ДФ, що перетворює його у прийнятий вектор, який подається на вхід ДКАЗКК-Б, що реалізує алгоритми м'якого декодування відповідної алгебраїчної згорткової кодової конструкції з використанням обраної біоінспірованої процедури з заданими параметрами.

У результаті декодування ДКБК-Б формує оцінку переданої кодової послідовності та відповідну інформаційну послідовність, що передається на ОП та на вхід ВПД, що дозволяє оцінити ефективність декодування алгебраїчної згорткової кодової конструкції для заданих умов передачі інформації. Після чого відбувається візуалізація отриманих у ході експерименту даних у відповідні графіки залежності коефіцієнту помилок декодування від відношення сигнал/шум. Для оцінки ефективності розроблених методів декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій було здійснено реалізацію існуючих алгебраїчних методів, особливості яких наведено у [192, 193].

Алгоритм передачі інформації у телекомунікаційній системі, що відповідає наведеній вище математичній моделі, складається з таких кроків.

Крок 1. Встановлення параметрів алгебраїчної згорткової кодової

конструкції, завдання узагальненого породжувального багаточлена, глибини перемежування (за необхідності).

Крок 2. Встановлення параметрів біоінспірованого методу декодування з випадковим зміщенням або адаптивного методу декодування.

Крок 3. Встановлення діапазону відношення сигнал/шум та довжини інформаційної послідовності.

Крок 4. Формування інформаційної послідовності.

Крок 5. Формування кодової послідовності на основі узагальненого породжувального багаточлену (можливо з заданою глибиною перемежування).

Крок 6. Перетворення кодової послідовності у сигнал двійкової фазової модуляції.

Крок 7. Формування АБГШ або релеївського розсіювання та його додавання до модульованого сигналу.

Крок 8. Декодування прийнятого вектору з використанням біоінспірованого методу декодування з випадковим зміщенням або адаптивного методу декодування.

Крок 9. Визначення коефіцієнта помилок для обраного методу декодування.

Крок 10. Якщо досягнуто максимальне значення відношення сигнал/шум та повністю передане інформаційне повідомлення, то виконати перехід до кроку 11, інакше виконати перехід до кроку 4.

Крок 11. Відображення залежності коефіцієнта помилок від відношення сигнал/шум для обраного методу декодування.

Таким чином, програмна реалізація даного алгоритму дозволяє оцінити достовірність передачі інформації при використанні розроблених методів декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій та здійснити його порівняння з алгебраїчними методами декодування.

При здійсненні моделювання за допомогою розробленої програмної реалізації використовувались наступні налаштування:

1) тип коду – алгебраїчний згортковий код, алгебраїчний згортковий код перемежування;

- 2) діапазон відношення сигнал/шум – від 0 до 18 дБ;
- 3) кількість інформаційних повідомлень (кодових послідовностей згорткової кодової конструкції), що будуть передаватися, – 1000;
- 4) параметри розроблених методів декодування, що засновані на процедурі диференційної еволюції [130, 134] – максимальна кількість ітерацій $L_{\max} = 100$, розмір популяції $NP = 20$, коефіцієнт впливу $a = 0,7$, імовірність «схрещення» $b = 0,9$.

Порівняння результатів моделювання у каналі з АБГШ запропонованого біоінспірованого методу декодування з випадковим зміщенням та алгебраїчного методу декодування для алгебраїчного (3, 1, 3) згорткового коду наведено на рис. 4.10.

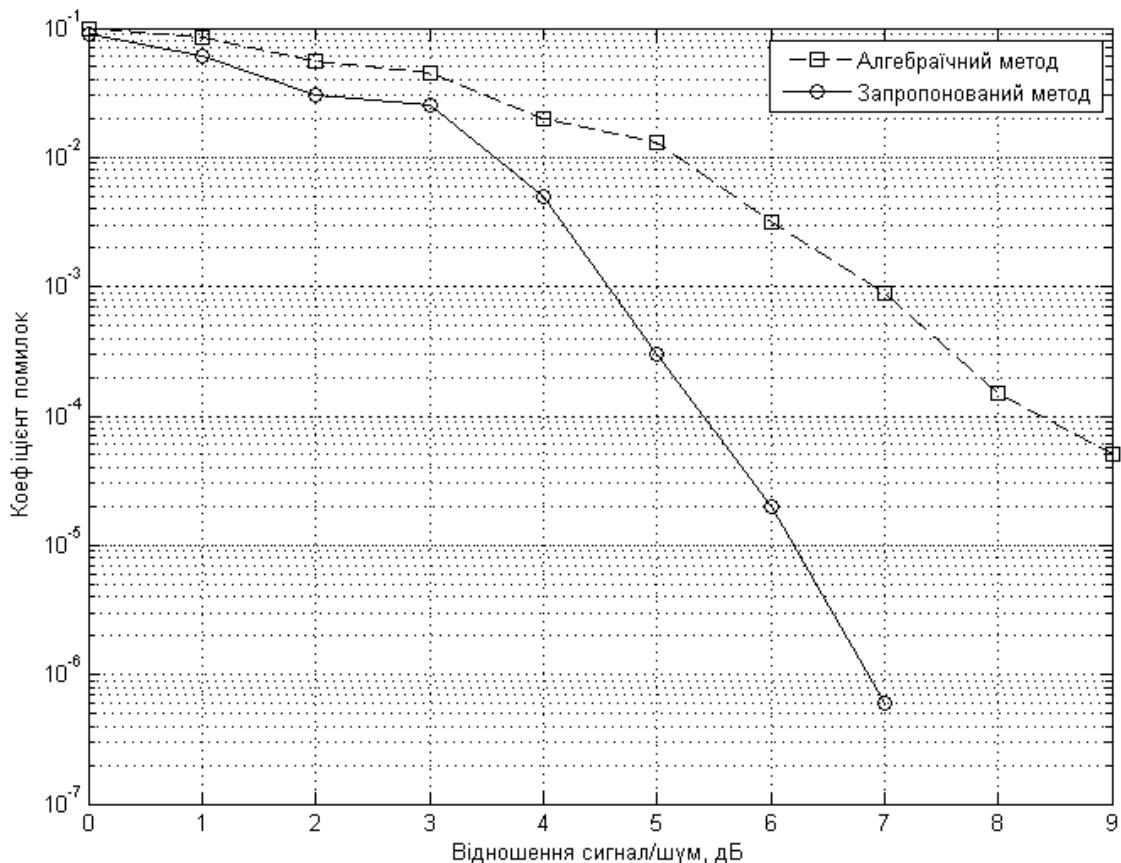


Рис. 4.10. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для алгебраїчного (3, 1, 3) згорткового коду

З аналізу рис. 4.10 випливає, що розроблений біоінспірований метод декодування з випадковим зміщенням у порівнянні з алгебраїчним методом декодування забезпечує енергетичний вигравш від кодування 1,6 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-2} ; 2,4 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-3} ; близько 3 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-4} .

На рис. 4.11 представлено порівняння результатів моделювання у каналі з АБГШ біоінспірованого методу декодування з випадковим зміщенням та алгебраїчного методу декодування для алгебраїчного (4, 1, 8) згорткового коду.

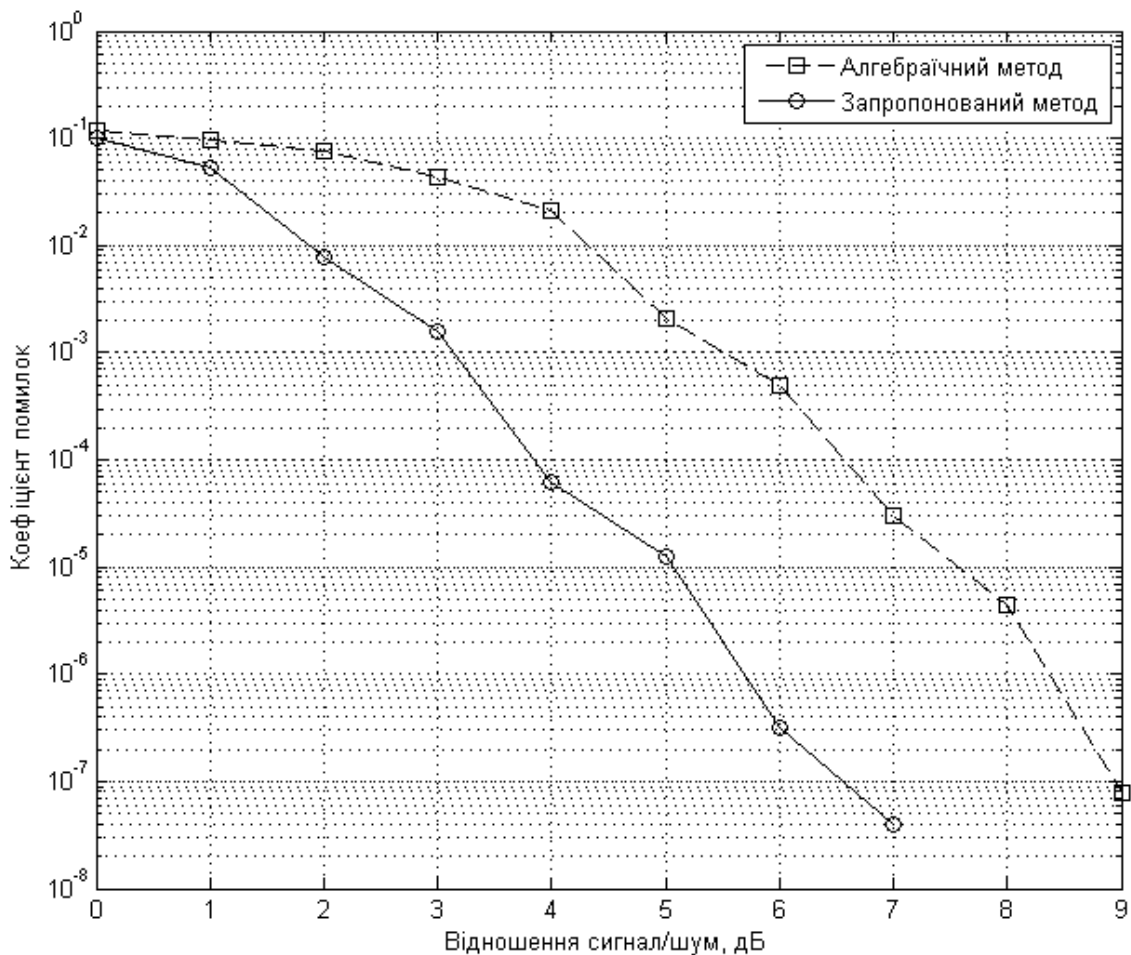


Рис. 4.11 – Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для алгебраїчного (4, 1, 8) згорткового коду

З наведених на рис. 4.11 графіків слідує, що запропонований метод

декодування для даного алгебраїчного згорткового коду у порівнянні з алгебраїчним методом декодування забезпечує енергетичний виграш від кодування близько 2,4 – 2,7 дБ при коефіцієнті помилок менше 10^{-2} .

Результати моделювання у каналі з АБГШ розробленого біоінспірованого методу декодування з випадковим зміщенням та алгебраїчного методу декодування для алгебраїчного (5, 1, 16) згорткового коду наведено на рис. 4.12.

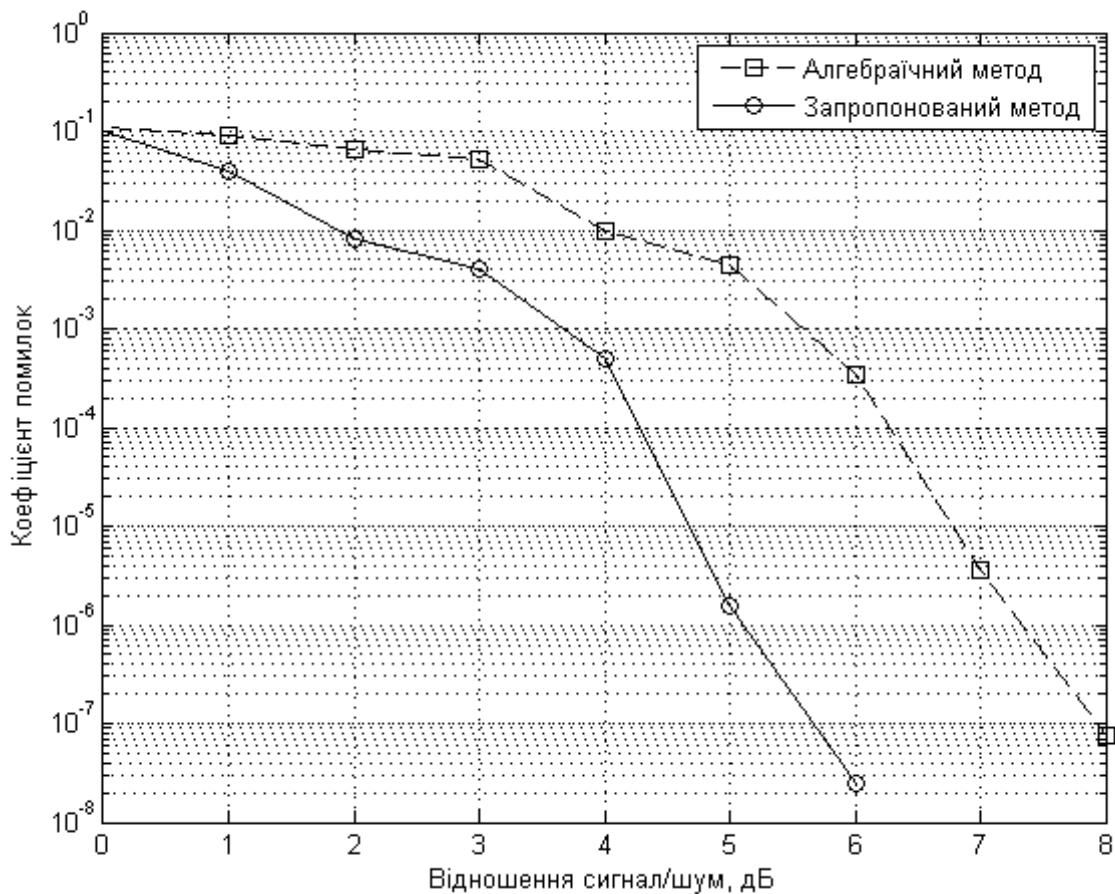


Рис. 4.12. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для алгебраїчного (5, 1, 16) згорткового коду

З рис. 4.12 випливає, що запропонований біоінспірований метод декодування у порівнянні з алгебраїчним методом декодування забезпечує енергетичний виграш від кодування 2,1 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-2} ; 2,2 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-5} ; 2,3 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-7} .

У таблиці 4.1 наведено числові результати, отримані у ході експериментальних досліджень, для алгебраїчних згорткових кодів з обраними параметрами у заданому діапазоні коефіцієнту помилок.

Таблиця 4.1

Результати моделювання для алгебраїчних згорткових кодів

Параметри коду	Коефіцієнт помилок	Відношення сигнал/шум при алгебраїчному декодуванні, дБ	Відношення сигнал/шум при біоінспірованому декодуванні, дБ	Енергетичний вигравш від кодування, дБ
(3, 1, 3)	10^{-2}	5,1	3,5	1,6
	10^{-3}	6,9	4,5	2,4
	10^{-4}	8,4	5,4	3
(4, 1, 8)	10^{-2}	4,3	1,9	2,4
	10^{-3}	5,5	3,1	2,4
	10^{-4}	6,6	3,9	2,7
(5, 1, 16)	10^{-2}	4	1,9	2,1
	10^{-3}	5,6	3,7	1,9
	10^{-4}	6,3	4,3	2

З аналізу таблиці 4.1 слідує, що при заданих значеннях коефіцієнту помилок для обраних алгебраїчних згорткових кодів енергетичний вигравш від кодування при застосуванні розробленого методу декодування у порівнянні з алгебраїчним методом декодування становить від 1,6 дБ до 3 дБ. Крім того, застосування біоінспірованого методу з випадковим зміщенням для декодування алгебраїчних згорткових кодів з великою швидкістю кодування ($R=1/3$, $R=1/4$) забезпечує більший енергетичний вигравш від кодування. Таким чином, розроблений метод декодування у порівнянні з алгебраїчним методом декодування у заданому діапазоні відношення/сигнал шум забезпечує в середньому енергетичний вигравш

від кодування порядку 2 дБ.

На рис. 4.13 представлено порівняння результатів моделювання у каналі Релея розробленого адаптивного методу декодування та алгебраїчного методу декодування для алгебраїчного (4, 1, 8, 15) згорткового коду перемежування.

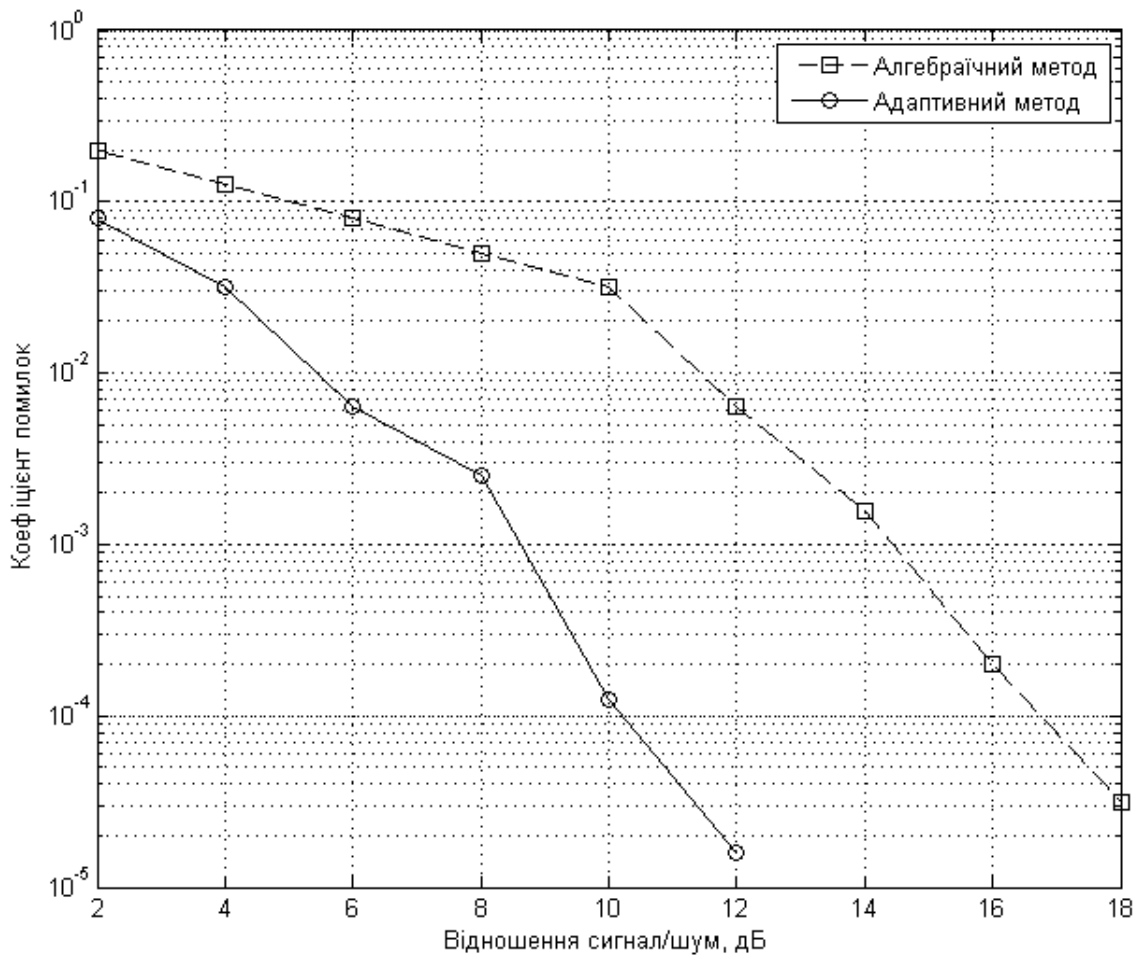


Рис. 4.13. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для алгебраїчного (4, 1, 8, 15) згорткового коду перемежування

З аналізу рис. 4.13 слідує, що представлений метод декодування у порівнянні з алгебраїчним методом декодування забезпечує енергетичний вигравш від кодування 5,9 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-2} ; 5,8 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-3} ; 6,5 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-4} .

Порівняння результатів моделювання у каналі Релея розробленого

адаптивного методу декодування та алгебраїчного методу декодування для алгебраїчного $(5, 1, 16, 31)$ згорткового коду перемежування наведено на рис. 4.14.

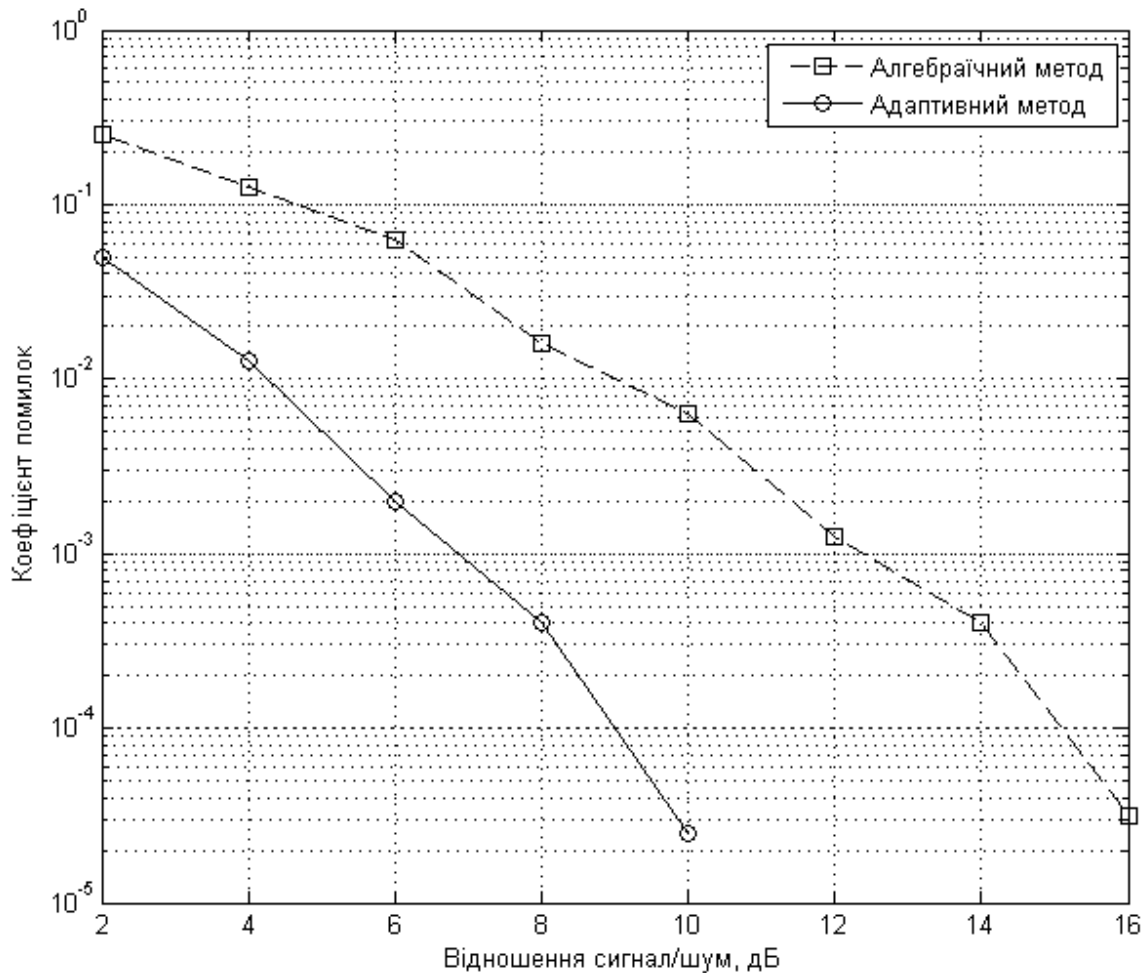


Рис. 4.14. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для алгебраїчного $(5, 1, 16, 31)$ згорткового коду перемежування

З графіків на рис. 4.14 випливає, що розроблений метод декодування у порівнянні з алгебраїчним методом декодування забезпечує енергетичний вигравш від кодування 4,6 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-2} ; 5,5 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-3} ; 6,2 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-4} .

Порівняння результатів моделювання у каналі Релея адаптивного методу декодування та алгебраїчного методу декодування для алгебраїчного $(6, 1, 32, 63)$

згорткового коду перемежування наведено на рис. 4.15.

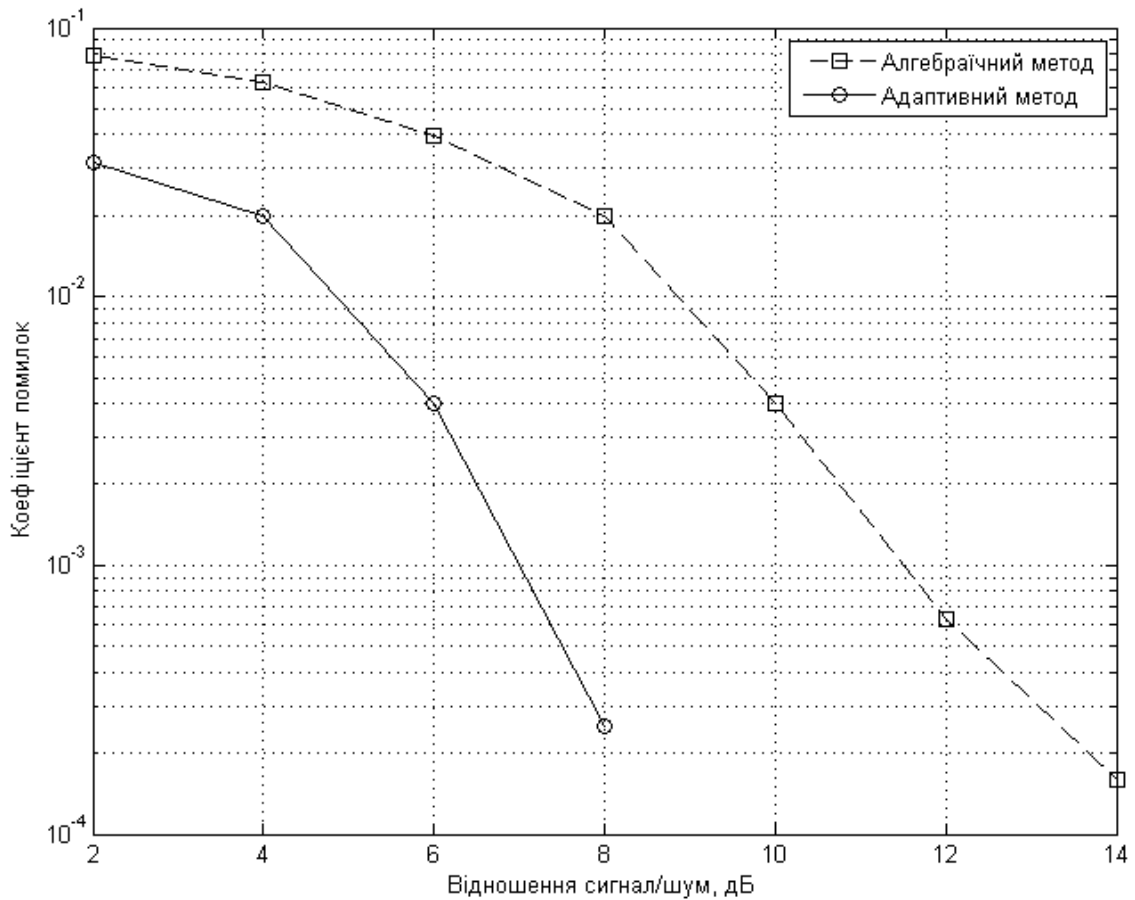


Рис. 4.15. Залежність коефіцієнту помилок від відношення сигнал/шум для алгебраїчного (6, 1, 32, 63) згорткового коду перемежування

Аналіз рис. 4.15 показує, що адаптивний метод декодування даного алгебраїчного згорткового коду перемежування у порівнянні з алгебраїчним методом декодування забезпечує енергетичний вигравш від кодування 4,1 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-2} ; 4,6 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-3} .

Числові результати, що отримані у ході проведених експериментальних досліджень, для алгебраїчних згорткових кодів перемежування з обраними параметрами у заданому діапазоні коефіцієнту помилок наведено у таблиці 4.2.

Таблиця 4.2

Результати моделювання для алгебраїчних згорткових кодів перемежування

Параметри коду	Коефіцієнт помилок	Відношення сигнал/шум при алгебраїчному декодуванні, дБ	Відношення сигнал/шум при біоінспірованому декодуванні, дБ	Енергетичний вигравш від кодування, дБ
(4, 1, 8, 15)	10^{-2}	5,6	11,5	5,9
	10^{-3}	8,5	14,3	5,8
	10^{-4}	10,2	16,7	6,5
(5, 1, 16, 31)	10^{-2}	4,3	8,9	4,6
	10^{-3}	6,9	12,4	5,5
	10^{-4}	9	15,2	6,2
(6, 1, 32, 63)	10^{-2}	4,8	8,9	4,1
	10^{-3}	7	11,6	4,6

З аналізу отриманих результатів, представлених у таблиці 4.2, випливає, що для заданих значень коефіцієнту помилок та обраних алгебраїчних згорткових кодів перемежування енергетичний вигравш від кодування при застосуванні адаптивного методу декодування у порівнянні з алгебраїчним методом декодування складає від 4,1 дБ до 6,5 дБ. При цьому зменшення швидкості кодування та збільшення глибини перемежування призводить до зниження енергетичної ефективності від кодування з використанням розробленого методу. У заданому діапазоні відношення/сигнал шум запропонований метод декодування у порівнянні з існуючим методом забезпечує в середньому енергетичний вигравш від кодування близько 5,5 дБ.

4.5 Висновки за розділом 4

У даному розділі вирішено сьоме та восьме завдання дослідження, а також

частково десяте завдання стосовно декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій; отримано шостий та сьомий наукові результати.

1. Для виправлення випадкових помилок доцільно застосовувати алгебраїчні згорткові коди, параметри яких задаються узагальненим породжувальним багаточленом, що фактично є породжувальним багаточленом деякого недвійкового блокового коду. У каналах зв'язку з пам'яттю доцільно використовувати алгебраїчні згорткові коди перемежування, що засновані на модифікованому узагальненому породжувальному багаточлені та характеризуються глибиною перемежування.

2. Жорстке декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій засноване на рішенні рівнянь у кінцевих полях, що призводить до відносно низької корегувальної здатності та суттєво обмежує область практичного застосування даного класу кодів. При цьому об'єднання стандартного послідовного декодування та алгебраїчних процедур характеризується достатньо великою обчислювальною складністю та забезпечує отримання лише жорстких рішень.

3. Показано, що алгебраїчні згорткові коди можна представити у вигляді довгих двійкових блокових кодів, що дозволило здійснити перехід до обробки м'яких рішень. Представлена відповідна цільова функція та розроблені основні принципи м'якого декодування алгебраїчних згорткових кодів, заснованого на формуванні найбільш надійного базису узагальненої породжувальної матриці та пошуку найбільш імовірного кодового слова з використанням біоінспірованих процедур для кожного пробного вектору, отриманого в результаті застосування випадкового зміщення.

4. Для збільшення достовірності передачі інформації в каналах з пам'яттю доцільно застосовувати алгебраїчні згорткові коди перемежування. Запропонований комбінований підхід до ітеративного декодування даних кодів, заснований на спільному використанні узагальненого біоінспірованого пошуку та процедур адаптивного розповсюдження довіри, що використовуються для формування оновленої перевіркової матриці, що відіграє роль зовнішньої

інформації на наступному етапі декодування.

5. Проведені експериментальні дослідження, засновані на розроблених алгоритмах, псевдокодах та математичній моделі телекомунікаційної системи, в якій застосовуються алгебраїчні згорткові кодові конструкції, показали, що запропоновані методи декодування забезпечують значний енергетичний виграш від кодування у порівнянні з існуючими методами жорсткого декодування як для каналів з випадковими помилками, так і для каналів з пам'яттю.

РОЗДІЛ 5

БІОІНСПІРОВАНІЙ МЕТОД ОПТИМІЗАЦІЇ КОДІВ ЛАБІ

У даному розділі розглянуто область застосування кодів без фіксованої швидкості кодування, а також на основі графової моделі проаналізовано особливості процесів кодування та декодування окремого класу даних кодів – кодів Лабі. Запропоновано метод оптимізації кодів Лабі на основі узагальненого біоінспірованого пошуку, що дозволяє визначити близький до оптимального розподіл степенів кодових вершин відповідного графу Таннера для заданих умов. Проведена оцінка ефективності запропонованого біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі з використанням розроблених алгоритму та псевдокоду, що лежать в основі його програмної реалізації.

5.1 Особливості синтезу та декодування кодів Лабі

У теперішній час важливу роль відіграють телекомунікаційні мережі з комутацією пакетів, що використовуються для передачі значного об'єму різноманітної інформації (мова, відео, дані). В телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів інформація подається у вигляді структурно відокремлених частин даних, які називаються пакетами [13]. Кожен пакет має заголовок, в якому міститься адреса призначення та інша допоміжна інформація, що використовується для доставки пакета отримувачу. При цьому проблема втрати пакетів значним чином впливає на якість обслуговування споживачів даних мереж [14].

Процес взаємодії елементів телекомунікаційної мережі з комутацією пакетів описує модель взаємодії відкритих систем, що складається з відповідних рівнів. У сучасних мережах більшість додатків для користувачів реалізуються на основі стеку протоколів TCP/IP, до складу якого входять технологія Ethernet, протокол управління передачею TCP і протокол дейтаграм користувача UDP, що відповідають каналному та транспортному рівням моделі взаємодії відкритих систем відповідно.

Технології каналного рівня можуть забезпечити достовірність передачі даних, поміщуючи спеціальну послідовність бітів в початок і кінець кадру, а потім додаючи до нього контрольну суму. На стороні одержувача обчислюється контрольна сума отриманих даних і порівнюється результат з контрольною сумою переданих даних. Якщо контрольні суми не співпадають, фіксується помилка. В функції каналного рівня входить не тільки виявлення помилок, але і виправлення, за рахунок повторної передачі пошкоджених пакетів. Таким чином, достовірність передачі інформації на каналному рівні засновується на використанні методів повторної передачі. Однак, дані методи відновлення даних не використовуються в технології Ethernet.

На транспортному рівні забезпечується виявлення і виправлення помилок передачі, таких як спотворення, втрата і дублювання пакетів. Протокол управління передачею TCP забезпечує гарантовану доставку даних за рахунок встановлення логічного з'єднання між елементами телекомунікаційної мережі, що дозволяє у разі втрати пакетів організувати повторні передачі, розпізнавати і усувати дублювання, при отриманні двох копій одного пакета тощо. Однак, методи повторної передачі вносять суттєві затримки, особливо критичні для мережевих додатків реального часу. Таким чином, даний підхід можна застосовувати лише при передачі даних, так як в цьому випадку допускається значна величина затримки пакетів. З іншого боку, протокол дейтаграм користувача UDP забезпечує доставку по можливості або з максимальними зусиллями та створений з метою доставки пакетів з малою затримкою. Цей протокол не підтверджує доставку даних, не дбає про коректний порядок доставки і не використовує методи повторної передачі, тому даний протокол використовується лише в порівняно надійних каналах зв'язку з малою ймовірністю помилок [13, 60, 61, 197, 198].

Відомо, що більшість мережевих додатків (IP-телефонія, IPTV тощо) засновані на топологіях «один-багатьом» та «багато-одному» [60] та використанні протоколу UDP, що не дозволяє застосовувати методи повторної передачі для відновлення даних, тому виникає задача забезпечення заданої якості обслуговування користувачів у телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів

шляхом застосування інших методів, зокрема, методів завадостійкого кодування інформації.

Згідно [42] згорткові коди здатні виправляти окремі бітові помилки, а блокові коди, наприклад, коди Ріда-Соломона, – пачки помилок в окремо взятому пакеті. При цьому коди Ріда-Соломона мають жорстку алгебраїчну структуру, що призводить до значної обчислювальної складності методів кодування та декодування інформації. Таким чином, класичні завадостійкі коди не здатні відновити цілий пакет, що обмежує їх використання у телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів.

Для формалізації процесу передачі даних у телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів доцільно використовувати математичну модель каналу зі стиранням, характеристики якої розглянуто у [122].

Діаграма перехідних ймовірностей каналу зі стиранням символів (1-бітових пакетів) представлена на рис. 5.1.

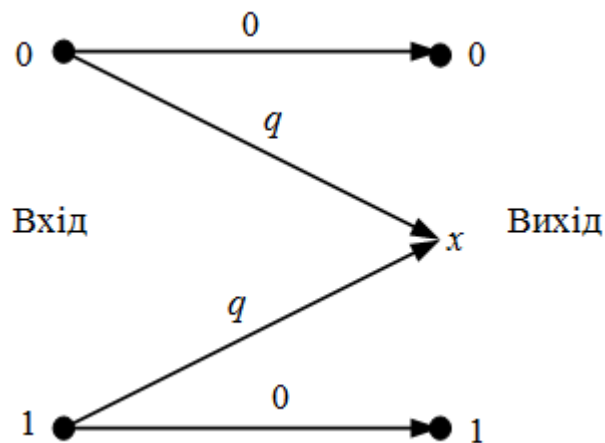


Рис. 5.1. Діаграма перехідних ймовірностей для каналу зі стиранням символів (1-бітових пакетів)

На рис. 5.1 вихід x , являється стираючим, при цьому стирання пакету відбувається з ймовірністю q . Для даної моделі каналу існують завадостійкі стираючі коди, що дозволяють відновити цілий пакет. До класу стираючих кодів відносяться: коди з фіксованою швидкістю кодування (код Торнадо) та коди без

фіксованої швидкості кодування (випадковий фонтанний код, код Лабі (LT код), код Raptor, код Online) [57 – 59].

Сучасним підходом до відновлення втрачених пакетів у телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів є застосування кодів без фіксованої швидкості кодування, які входять до складу різноманітних технологій та протоколів.

Дані коди дозволяють закодувати вихідне повідомлення кінцевої довжини, що складається з інформаційних символів однакової довжини, потенційно необмеженим потоком кодових символів – при необхідності кодові символи генеруються за визначеним правилом до тих пір, доки прийняті символи не будуть відновлені. Таким чином, процес кодування теоретично може бути нескінченним та незалежним для окремих інформаційних символів. При цьому для даних кодів не важливий порядок передачі та приймання кодових символів в рамках одного повідомлення. Декодування прийнятих символів здійснюється після накопичення заданого числа кодових символів [15, 57].

Серед кодів без фіксованої швидкості передачі значне поширення отримали коди Лабі, що засновані на використанні «хорошого» розподілу ймовірностей для формування кодових символів, які відповідають k інформаційним символам вихідного повідомлення. Щільність розподілу степенів $p(d)$ є ймовірністю того, що кодовий символ має степінь d , яка відповідає кількості вихідних символів, що задіяні для генерації i -го кодового символу [57].

Процес кодування інформації кодом Лабі складається з таких кроків.

Крок 1. Вибір степені d із щільності розподілу степенів $p(d)$.

Крок 2. Випадковий вибір d вихідних інформаційних символів x_i .

Крок 3. Отримання кодового символу c_i в результаті виконання операції додавання за модулем 2 (XOR) над d вибраними інформаційними символами.

Приклад кодування чотирьох інформаційних символів кодом Лабі на основі графового представлення згідно наведеного правила подано на рис. 5.2.

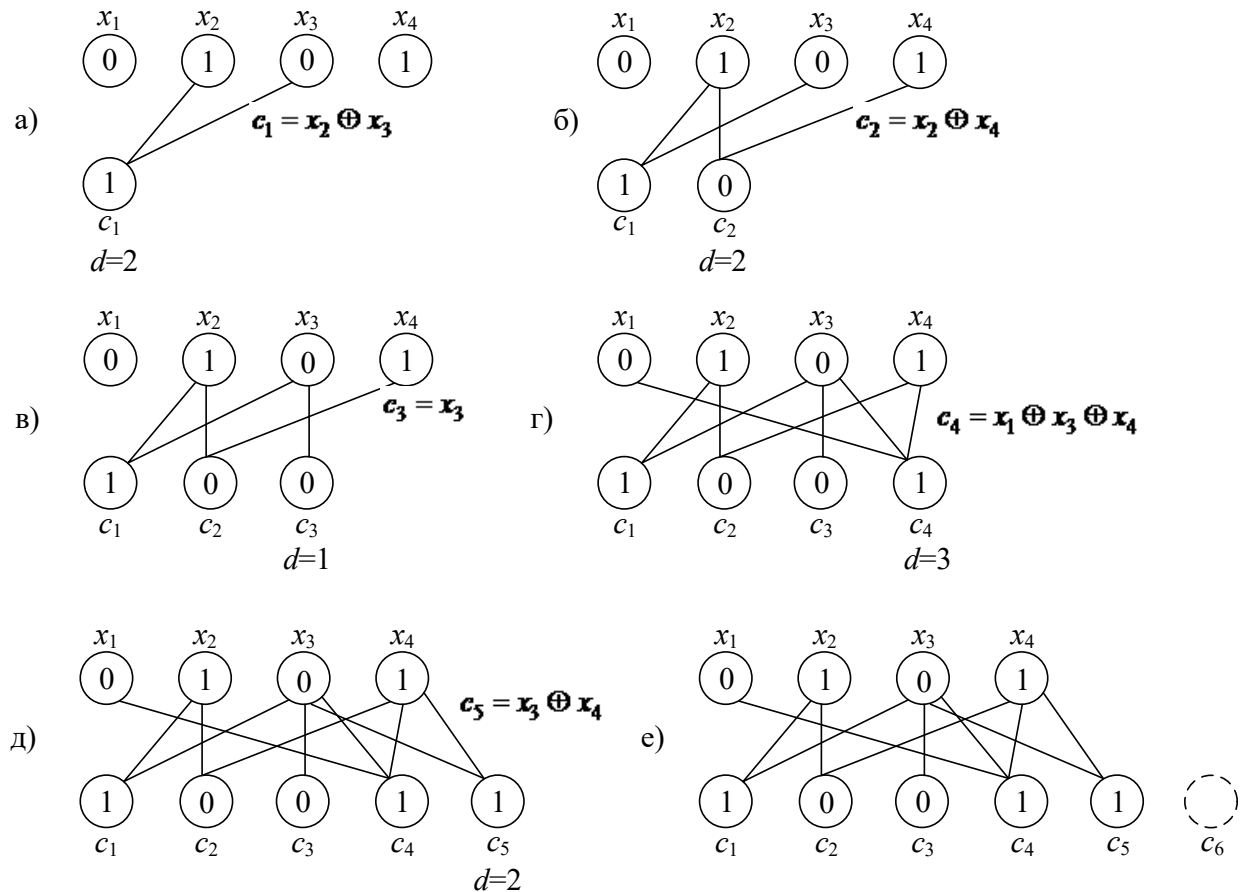


Рис. 5.2. Приклад кодування повідомлення кодом Лабі для $k = 4$

Кодування інформації кодом Лабі може бути засновано на використанні різних щільностей розподілу степенів $p(d)$.

Ідеальний розподіл має наступну щільність розподілу ймовірностей:

$$p(d) = \begin{cases} \frac{1}{k}, d = 1, \\ \frac{1}{d(d-1)}, d = 2, \dots, k. \end{cases} \quad (5.1)$$

Для зниження ймовірності відмови від декодування використовується робастний розподіл степенів кодових символів:

$$\mu(d) = \frac{p(d) + \tau(d)}{\beta}, \quad (5.2)$$

де β – нормуючий множник, що визначається за формулою:

$$\beta = \sum_{d=1}^k p(d) + \tau(d). \quad (5.3)$$

Функція посилення в формулі (5.2) дорівнює:

$$\tau(d) = \begin{cases} \frac{R}{dk}, d = 1, 2, \dots, (k/R) - 1, \\ \frac{R}{k} \ln(R/\delta), d = k/R, \\ 0, d > k/R, \end{cases} \quad (5.4)$$

де δ – параметр, що визначає ймовірність помилки декодування ($\delta > 0$);

R – параметр, що враховує відхилення від середнього числа інформаційних символів через випадковість процесу кодування, визначається за формулою:

$$R = c \cdot \ln(k/\delta) \cdot \sqrt{k}, \quad (5.5)$$

де c – допоміжний параметр розподілу ($c > 0$) [57].

Нижче розглянуто особливості ідеального та робастного розподілів, що використовуються при формуванні кодових символів з використанням формул (5.1) - (5.5), для різних значень параметрів δ , c при фіксованій кількості інформаційних символів k .

На рис. 5.3 наведено ідеальний розподіл ймовірностей степенів кодового символу, отриманий за формулою (5.1), для 30 інформаційних символів.

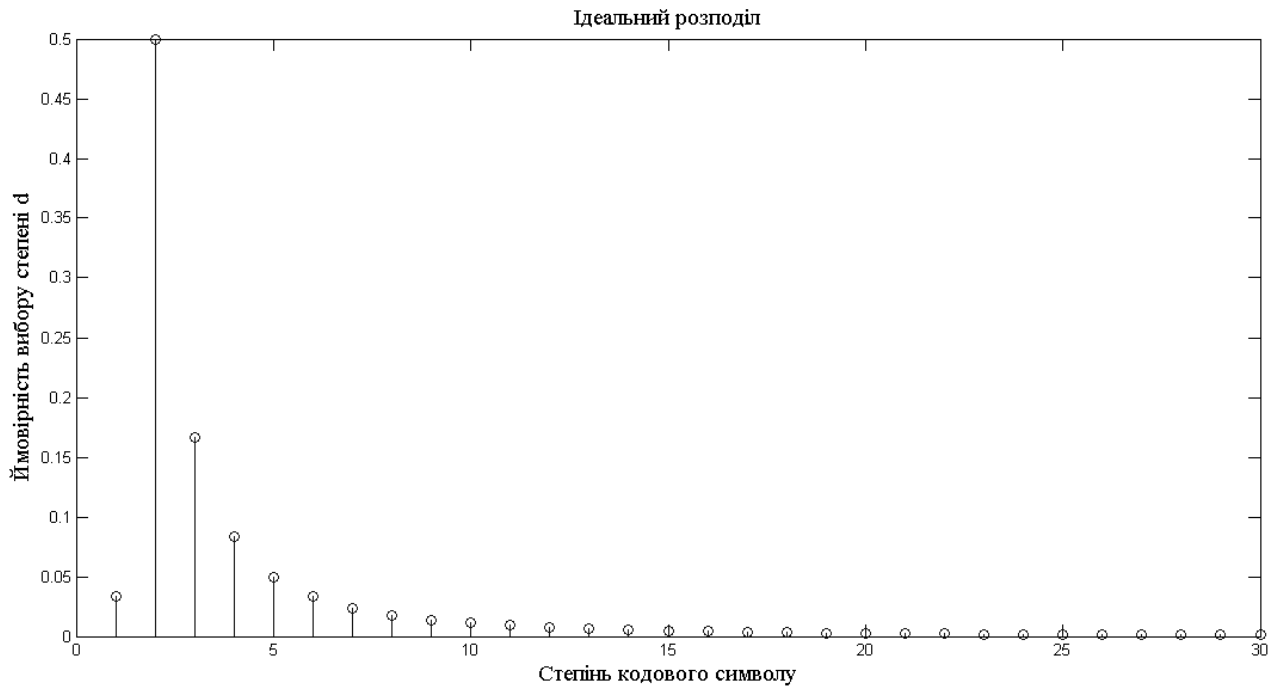


Рис. 5.3. Ідеальний розподіл ймовірностей степенів кодів при $k = 30$

З рис. 5.3 випливає, що при ідеальному розподілі домінуючими є кодові символи зі степеню $d = 2$, так як ймовірність вибору при кодуванні символу з даною степеню є максимальною та становить 0,5. Ймовірність вибору кодів з більшими степенями монотонно зменшується, а кодові символи зі степеню $d = 1$ обираються при кодуванні з ймовірністю менше 0,05.

Робастні розподіли ймовірностей степенів кодів, що відповідають фіксованій низькій ймовірності помилки декодування при різних значеннях параметру розподілу c кодів Лабі, наведено на рис. 5.4 – 5.6.

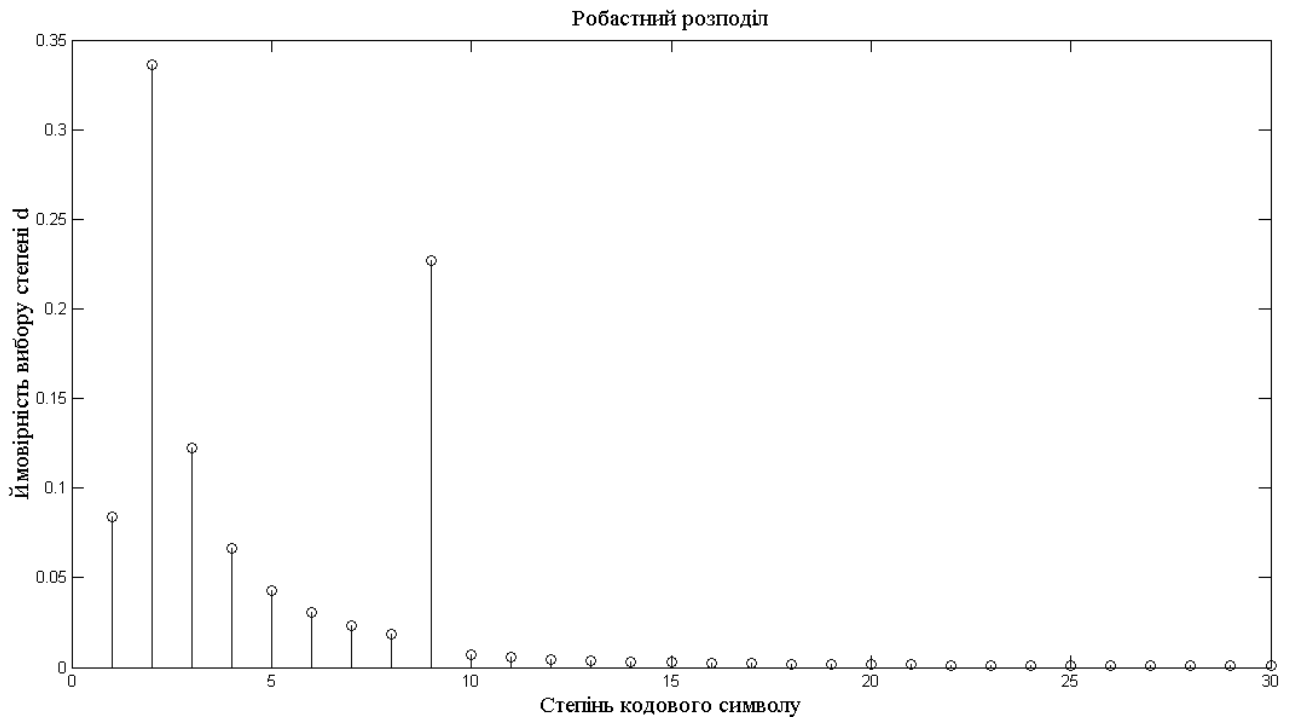


Рис. 5.4. Робастний розподіл ймовірностей степенів кодового символу при $k = 30$; $\delta = 0,1$; $c = 0,1$

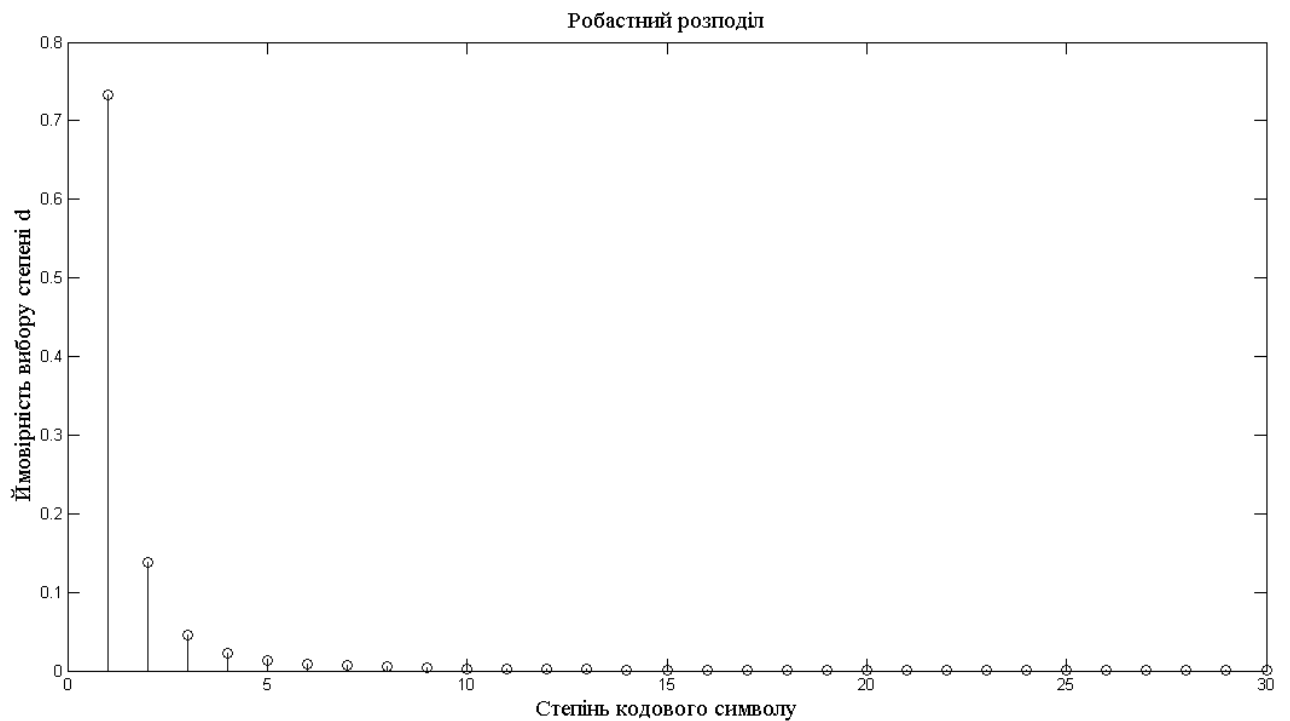


Рис. 5.5. Робастний розподіл ймовірностей степенів кодового символу при $k = 30$; $\delta = 0,1$; $c = 0,5$

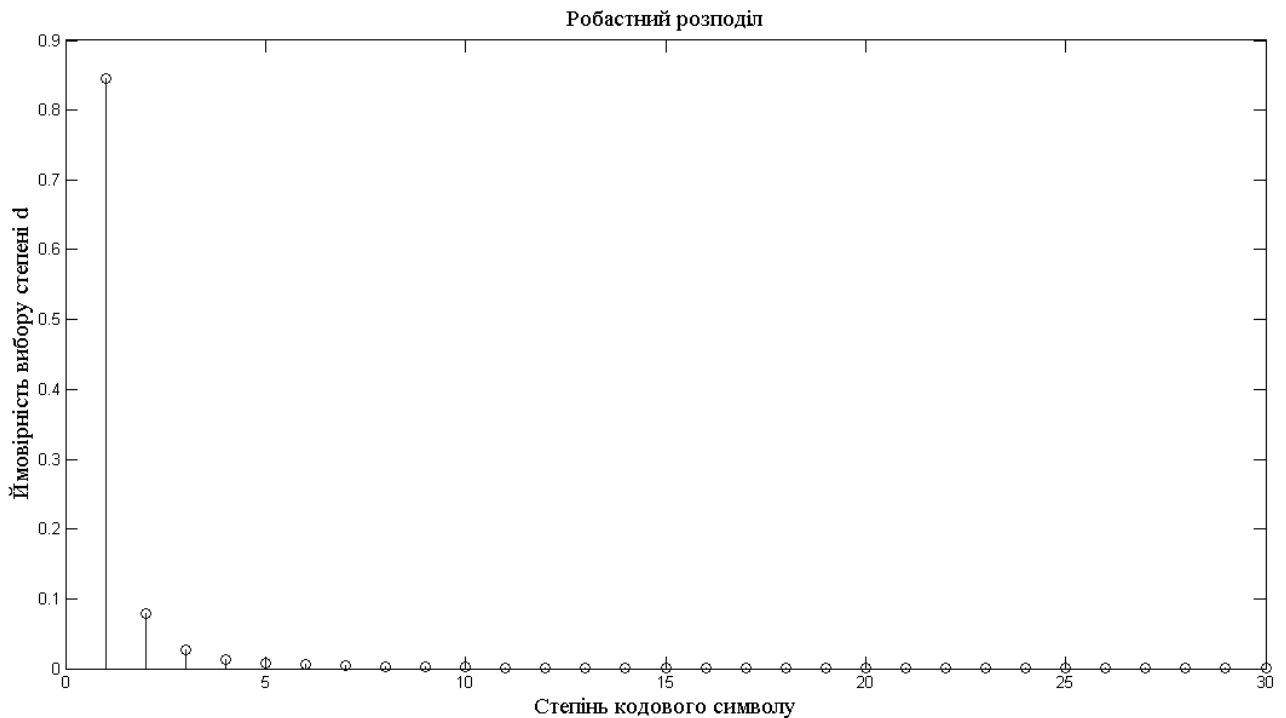


Рис.5.6. Робастний розподіл ймовірностей степенів кодів символу при $k = 30$; $\delta = 0,1$; $c = 0,9$

З аналізу рис. 5.4 випливає, що при малому значенні параметру розподілу ($c = 0,1$), а також фіксованому числі інформаційних символів та низькій ймовірності помилки декодування, зростає ймовірність формування кодів символу зі степеню $d = 9$ за рахунок зменшення ймовірностей інших степенів. При цьому кодів символи зі степеню $d = 2$ зберігають домінуюче значення у процесі кодування та мають найбільшу ймовірність – близько 0,35. Крім того, зростає ймовірність формування кодів символів зі степеню $d = 1$ у порівнянні з ідеальним розподілом. Дані особливості робастного розподілу відграють важливу роль у процесі декодування інформації з використанням кодів Лабі.

З рис. 5.5 та 5.6 слідує, що подальше збільшення параметру розподілу c призводить до формування залежності степенів кодів символів, що описується швидко згасаючим експоненціальним законом. При цьому найбільшу ймовірність мають кодів символи зі степеню $d = 1$, а ймовірність формування кодів символів зі степеню $d > 5$ спрямовується до нуля, що негативно впливає на ймовірність успішного декодування.

На рис. 5.7 – 5.9 наведено робастні розподіли ймовірностей степенів кодового символу при фіксованій високій ймовірності помилки декодування та різних значеннях параметру розподілу c кодів Лабі.

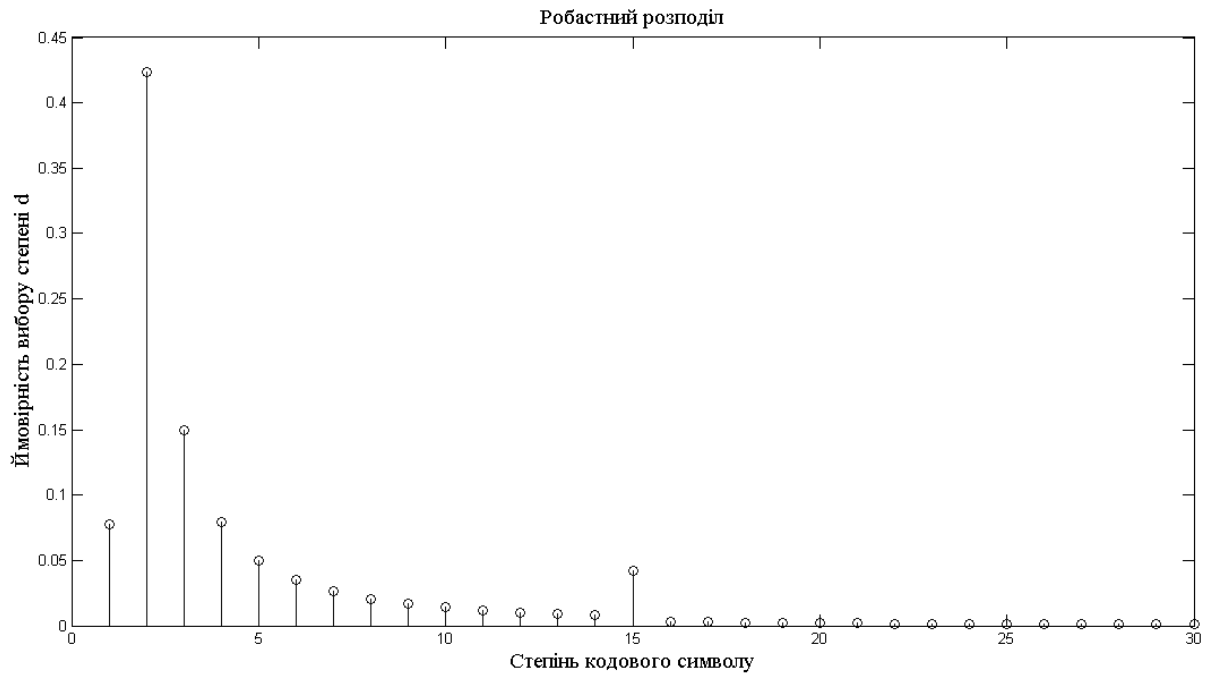


Рис. 5.7. Робастний розподіл ймовірностей степенів кодового символу при $k = 30$; $\delta = 0,9$; $c = 0,1$

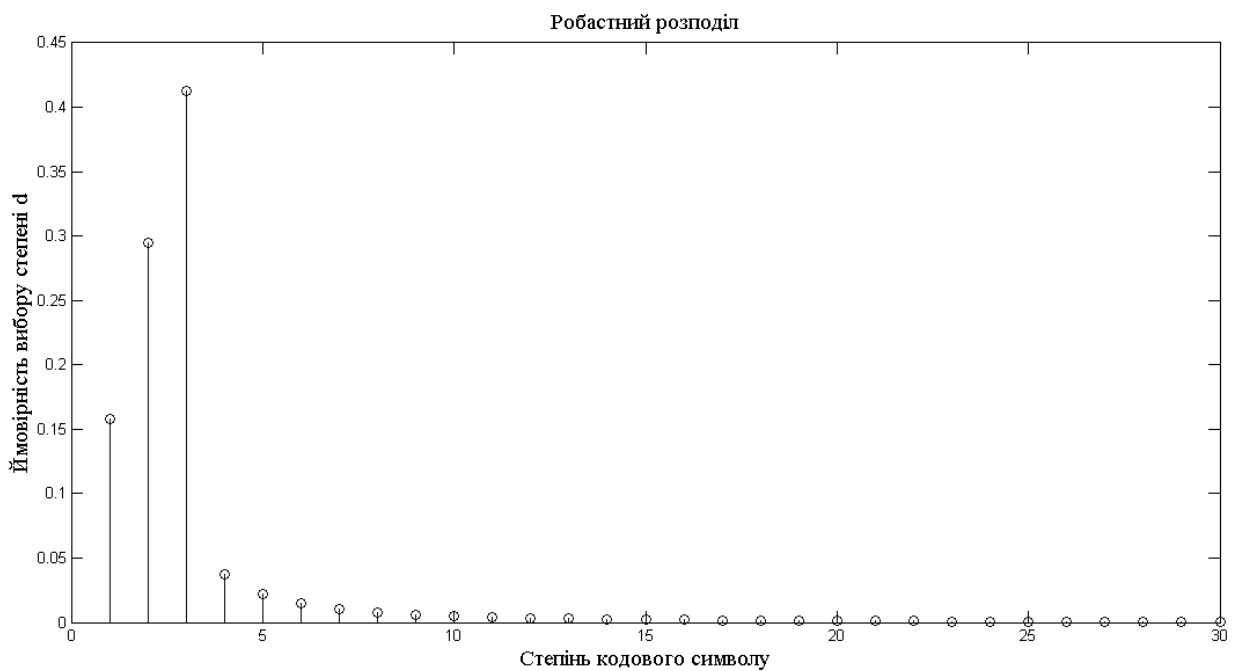


Рис. 5.8. Робастний розподіл ймовірностей степенів кодового символу при $k = 30$; $\delta = 0,9$; $c = 0,5$

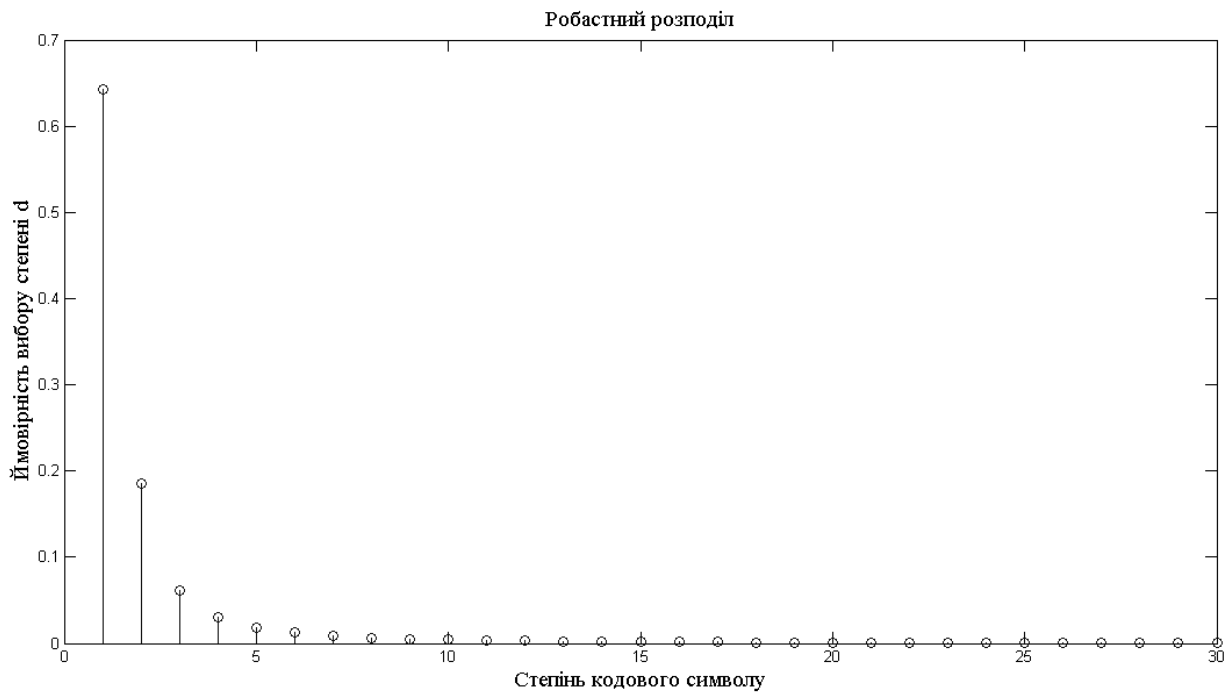


Рис. 5.9. Робастний розподіл ймовірностей степенів кодового символу при $k = 30$; $\delta = 0,9$; $c = 0,9$

З аналізу рис. 5.7 слідує, що при високій ймовірності помилки декодування, заданому числі інформаційних символів та малому значенні параметру розподілу ($c = 0,1$) збільшується ймовірність формування кодових символів зі степеню $d = 2$ та кодових символів з більшою степеню ($d = 15$) у порівнянні з попереднім випадком. За рахунок цього у процесі кодування задіяно більше кодових символів з різними степенями, ймовірність вибору кодового символу зі степеню $d = 1$ залишається незмінною.

З рис. 5.8 випливає, що при збільшенні параметру розподілу найбільшу роль відіграють кодові символи зі степенями $d \leq 3$, при чому домінуюче значення мають кодові символи зі степеню $d = 3$, що відрізняє даний робастний розподіл від наведених вище. Ймовірність вибору кодових символів з іншими степенями монотонно зменшується.

Форма залежності розподілу ймовірностей степенів кодового символу, що наведена на рис. 5.9, практично співпадає з відповідним робастним розподілом при $\delta = 0,1$. Відмінність полягає лише у зменшенні ймовірності кодових символів зі

ступеню $d = 1$ за рахунок того, що при кодуванні задіяне більше число кодових символів з більшими степенями.

Таким чином, при кодуванні інформації кодами Лабі з використанням розглянутих вище розподілів найважливішу роль відіграють кодові символи з малими степенями, зокрема $d = 2$. Особливість робастного розподілу з параметром розподілу $c = 0,1$ полягає у формуванні кодових символів з відносно великою степеню ($d = 9$ та $d = 15$) та зменшенні ймовірності вибору кодових символів зі степеню $d = 2$. При цьому для успішного декодування інформації обов'язковою умовою є наявність кодових символів зі степеню $d = 1$, що враховується даними розподілами.

Слід зазначити, що розглянуті розподіли ймовірностей степенів кодового символу доцільно використовувати тільки для значень k порядку 10^4 , тобто для відносно довгих кодів Лабі [57].

Декодування передбачає наявність інформації від кодеру про степінь кожного кодового символу і список номерів вихідних символів. На прийомній стороні процес декодування починається з прийому першого символу. Процес декодування коду Лабі складається з таких кроків.

Крок 1. Знаходження кодового символу P_i зі степеню $d = 1$. Якщо такого символу немає – відмова від декодування.

Крок 2. Знаходження j -го символу вихідного інформаційного символу, шляхом устанавлення $b_j = P_i$.

Крок 3. Оновлення значень вузлів P_i , котрі приєднані до b_j , шляхом виконання операції XOR.

Крок 4. Видалення копії j -го символу зі всіх кодових символів, в яких він брав участь при кодуванні, таким чином знижуючи їх степінь d_i на одиницю.

Крок 5. Якщо не всі вихідні інформаційні символи відновлено здійснюється перехід до кроку 1.

На рис. 5.10 представлено приклад декодування коду Лабі на основі 5 прийнятих символів та відомої структури відповідного графу Таннера.

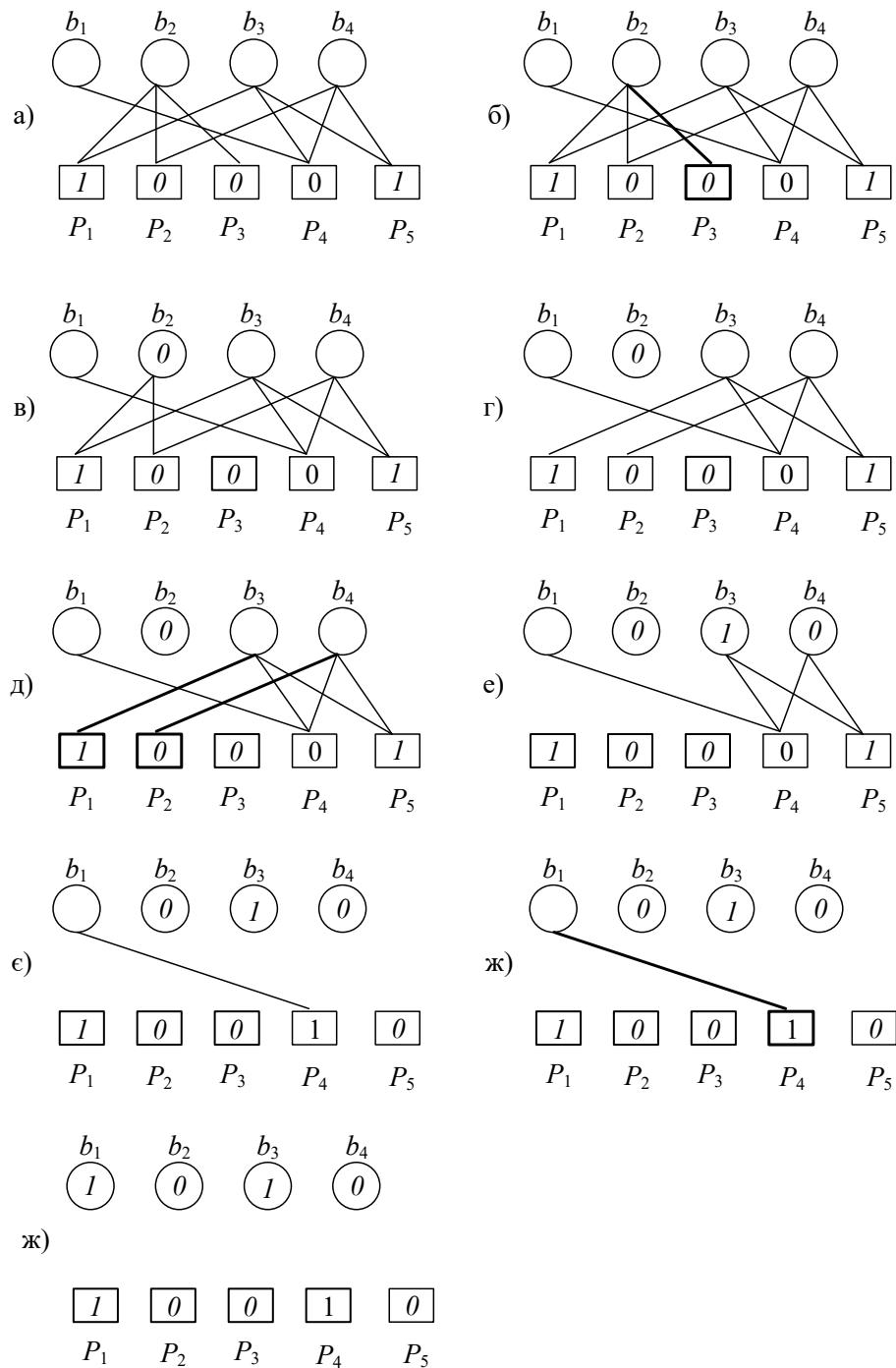


Рис. 5.10. Приклад декодування коду Лабі (відновлення повідомлення)

На етапі ініціалізації формується прийнята з каналу послідовність кодових символів – 10001. Процес декодування починається з пошуку кодового символу зі степеню $d=1$ – даним символом є P_3 . Після цього відбувається відновлення інформаційного символу $b_2 = P_3 = 0$. Далі відбувається оновлення значень вузлів P_1 та P_2 , що пов'язані з вузлом b_2 , так як $b_2 = 0$, то значення даних вузлів не

змінюються. Потім здійснюється видалення ребр у графі Таннера, пов'язаних з відновленим інформаційним символом b_2 . На цьому перша ітерація декодування завершується та здійснюється пошук нового кодового символу з одиничною степеню. Згідно рис. 5.10 одразу два вузли мають степінь $d = 1$ – кодові символи P_1 та P_2 . Для спрощення передбачається, що відновлення інформаційних символів $b_3 = P_1 = 1$ та $b_4 = P_2 = 0$ відбувається паралельно. На наступному кроці здійснюється оновлення значень вузлів P_4 та P_5 , що пов'язані з даними інформаційними символами. З урахуванням того, що $b_3 = 1$ та $b_4 = 0$ кодові вузли приймають такі значення $P_4 = 1$ та $P_5 = 0$. Далі відбувається видалення ребр, які пов'язані з відновленими символами, та здійснюється перехід до наступної ітерації декодування. На третій ітерації декодування існує лише вузол P_4 зі степеню $d = 1$, тому одразу відбувається відновлення інформаційного символу $b_1 = P_4 = 1$. Після цього здійснюється видалення з графу Таннера відповідного ребра та декодування завершується, так як відновлені усі інформаційні символи. Таким чином, передане інформаційне повідомлення має такий вид – 1010.

5.2 Біоінспірована оптимізація кодів Лабі за критерієм мінімальної надмірності

Коди на основі перетворення Лабі (коди Лабі) є першими кодами без фіксованої швидкості кодування, які стали застосовуватися на практиці [57]. Відмінна особливість даних кодів полягає у використанні спеціального закону (щільності) розподілу імовірностей, на основі якого формуються кодові символи. При цьому ефективність кодів Лабі суттєво залежить від даного розподілу.

У [57] обґрунтовано застосування робастного солітонного розподілу імовірностей для довгих кодів Лабі. З іншого боку, багато сучасних прикладних додатків орієнтовані на використання відносно коротких кодів Лабі. У [199 – 203] запропоновані покращенні солітонноподібні закони розподілу імовірностей для дуже коротких кодів Лабі. У [102] представлений підхід до оптимізації законів

розподілу імовірностей для коротких кодів Лабі на основі еволюційної стратегії з адаптацією коваріаційної матриці. Відомі методи формування законів розподілення імовірностей для кодів Лабі мають ряд недоліків, зокрема, характеризуються високою обчислювальною складністю та можливістю застосування лише для кодів малої довжини.

Таким чином, для забезпечення заданої якості обслуговування в телекомунікаційних мережах на основі комутації пакетів необхідна подальша оптимізація відносно довгих кодів Лабі.

Кодування інформації кодами Лабі передбачає розділення вихідного повідомлення на k інформаційних символів, які складаються з l біт. Кодовий символ формується шляхом додавання за модулем 2 декількох інформаційних символів. Графічно процедуру кодування можна представити у вигляді графу Таннера, який складається з інформаційних та кодових вершин. Значний вплив на ефективність кодів на основі перетворення Лабі оказує розподіл степенів кодових

вершин $\rho(d)$ в даному графі, яке задовольняє наступним умовам $\sum_{d=1}^k \rho(d) = 1$ та

$$1 \leq d \leq k.$$

Фактично $\rho(d)$ представляє собою щільність розподілу імовірностей випадкової величини d , яка визначає кількість інформаційних символів, що використовуються для формування деякого кодового символу. Дані інформаційні символи вибираються випадковим чином з k інформаційних символів і називаються «сусідами».

Декодування кодів Лабі може здійснюватися з використанням декількох підходів [15, 57], наприклад, шляхом застосування методу декодування на основі розповсюдження довіри. Даний метод декодування характеризується невисокою обчислювальною складністю, але потребує надлишкової кількості прийнятих кодових символів n ($n > k$), на відміну від методу декодування на основі виключення Гаусса. Розглянемо більш детально особливості процесу декодування кодів Лабі для моделі стираючого каналу зв'язку, представленого у підрозділі 5.1.

При ініціалізації декодування всі прийняті інформаційні символи вважаються невідомими (невідновленими). На першому етапі кодові символи, мають лише одного «сусіда» можуть бути безпосередньо використані для однозначного визначення відповідних інформаційних символів. В подальшому дані кодові символи виключаються з процесу декодування. Якщо інформаційний символ може бути відновлений, але ще не був оброблений, він називається «girple»-символом і поміщається в чергу. На кожному подальшому етапі декодування «girple»-символи послідовно забираються з черги й видаляються з кодових символів, які є їх «сусідами». Якщо після даної процедури кодовий символ містить лише одного «сусіда», тоді здійснюється відновлення відповідного інформаційного символу. В подальшому можуть бути сформовані нові «girple»-символи для збереження стабільного розміру черги. Підтримання заданого розміру черги забезпечує продовження процесу декодування до відновлення всіх інформаційних символів. В протилежному випадку, якщо «girple»-символи будуть відсутніми, тоді відбудеться відмова від декодування або знадобиться продовжити прийом кодових символів.

Слід відмітити, що ефективність декодування кодів Лабі на основі розповсюдження довіри потребує використання «хорошого» розподілу степенів кодових вершин $\rho(d)$. При цьому з практичної точки зору доцільно забезпечити найменшу надмірність, яка дорівнює:

$$\varepsilon = \frac{n}{k}. \quad (5.6)$$

В [57] запропоновано при кодуванні кодами Лабі використовувати ідеальний солітонний розподіл (5.1). Даний розподіл гарантує, що на кожній ітерації декодування буде звільнитися кодовий символ із імовірністю $1/k$. Таким чином, на кожному етапі декодування для k інформаційних символів очікується лише один «girple»-символ. В ідеальному випадку, всі інформаційні символи будуть відновлені після k ітерацій. Отже, використання ідеального солітонного розподілу теоретично дозволяє отримати коди Лабі з надмірністю $\varepsilon = 1$.

Однак, даний розподіл не враховує випадковий характер процесів кодування та декодування, що призводить до помилок декодування через відсутність «ripple»-символу на деякому етапі декодування. У відповідності з теорією випадкових блукань, імовірність з якою випадкове блукання довжиною k відхиляється від свого середнього значення більш ніж на $\ln(k/\delta)\sqrt{k}$ не перевищує δ . Даний факт лежить в основі вибору розміру черги з «ripple»-символів, який гарантує успішне завершення процесу декодування. Представлений вище підхід дозволяє реалізувати робастний солітонний розподіл (5.2). Зміна характеристик даного розподілу здійснюється за допомогою параметру δ , що визначає ймовірність успішного декодування, та допоміжного параметру c , який визначає середнє значення розподілу степенів кодових вершин. Параметр δ дозволяє змінювати розмір черги з «ripple»-символів, що визначається як $\ln(k/\delta)\sqrt{k}$. Зменшення значення параметру c збільшує імовірність низьких степенів кодових вершин, що знижує обчислювальну складність процесу кодування. При використанні даного розподілу для успішного відновлення інформаційних символів з імовірністю не менш $1 - \delta$ необхідно порядку $n = k + O(\ln^2(k/\delta)\sqrt{k})$ кодових символів.

Асимптотичний аналіз робастного солітонного розподілу показав, що він є близьким до оптимального [15, 57, 60]. Однак, в реальних телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів вихідне повідомлення не може бути розбито на блоки даних нескінченної довжини, тобто число інформаційних символів завжди є кінцевою величиною. В результаті цього ефективність кодів Лабі з робастним солітонним розподілом суттєво знижується при зменшенні кількості інформаційних символів k .

Для усунення даного обмеження пропонується розвинути підхід [102] до оптимізації розподілу степенів кодових вершин кодів Лабі з використанням узагальнених біоінспірованих процедур.

Розглянемо формальне представлення задачі пошуку розподілення степенів кодових вершин $\rho(d)$ коду Лабі з заданим числом інформаційних символів k у вигляді оптимізаційної задачі.

Як було показано вище, «хороший» розподіл степенів кодових вершин повинно забезпечувати мінімальну надмірність (5.6), величину якої доцільно прийняти в якості цільової функції. Шукану щільність розподілу імовірностей можна представити у вигляді вектору довжиною k , елементами якого є нормалізовані дійсні числа. Для зменшення розмірності оптимізаційної задачі для відносно довгих кодів Лабі доцільно заздалегідь вибрати позиції з безлічі D з ненульовими значеннями імовірностей у вихідному векторі. З аналізу особливостей солітонних розподілів і декодування на основі розповсюдження довіри, наведених у підрозділі 5.1, випливає, що шуканий розподіл степенів кодових вершин обов'язково повинен мати ненульову імовірність кодової вершини зі степеню 1. Отже, розподіл степенів кодових вершин, що підлягає оптимізації, можна представити наступним чином:

$$\omega(d) = \begin{cases} \omega_1, & d = 1, \\ \omega_d, & d \in D, \\ 0, & d \notin D. \end{cases} \quad (5.7)$$

Пошук близького до оптимального розподілу (5.7) для заданого значення числа інформаційних символів k пропонується здійснювати шляхом комп'ютерного моделювання передачі інформації через стираючий канал з використанням кодів Лабі. Дані коди мають випадковий характер процесів кодування і декодування, що не дозволяє гарантувати відновлення всієї інформації на основі фіксованого числа прийнятих кодових символів. Тому для того, щоб оцінити надмірність ε генерується неперервна послідовність кодових символів, які декодуються до моменту, поки не буде відновлено вихідне інформаційне повідомлення. Таким чином, в даному випадку середнє число необхідних кодових символів, які отримуються в результаті моделювання, виступає в ролі цільової функції.

В якості пошукового механізму пропонується використовувати узагальнені біоінспіровані процедури, які включають в себе еволюційні процедури;

популяційні процедури, які натхненні живою та неживою природою; процедури, натхненні людським суспільством та ін. При цьому конкретні біоінспіровані процедури характеризуються різною обчислювальною складністю [130, 133]. Таким чином, еволюційна стратегія з адаптацією коваріаційної матриці, яка використовується в [102] для оптимізації кодів Лабі, є окремим випадком запропонованого підходу.

З урахуванням особливостей розподілу (5.7), в якості агентів популяції доцільно використовувати вектори $\bar{\omega} = (\omega_1, \omega_d)$, які містять лише ненульові елементи даного розподілу. При ініціалізації популяції генерується задане число векторів $\bar{\omega}$, значення елементів яких підпорядковуються рівномірному розподілу. Далі отримані вектори перетворюються у відповідні розподіли степенів кодових вершин $\omega(d)$ для подальшого кодування інформації кодом Лабі з визначеним параметром k . Після цього здійснюється моделювання процесу передачі інформації по каналу зв'язку та відновлення переданого повідомлення шляхом декодування на основі розповсюдження довіри прийнятих кодових символів. За результатами моделювання обчислюється середнє значення надмірності для заданого коду Лабі, яке є фітнес-функцією для узагальнених біоінспірованих процедур. Потім відбувається переміщення агентів популяції в області пошуку з використанням деякого набору міграційних операторів, тобто фактично здійснюється зміна векторів $\bar{\omega}$, для отримання найменшого значення фітнес-функції. Закінчення обчислень відбувається при досягненні заданого числа ітерацій узагальнених біоінспірованих процедур, а в якості наближеного рішення обирається найкращий стан агентів популяції – вектор $\bar{\omega}^*$ [204 – 208].

Таким чином, пошук «хорошого» розподілу степенів кодових вершин коду Лабі для заданого числа інформаційних символів формально можна представити у вигляді задачі нелінійного програмування:

$$f(\bar{\omega}^*) = \min_{\bar{\omega} \in \bar{\omega}'} f(\bar{\omega}),$$

$$f(\bar{\omega}) = \varepsilon,$$

$$k = \text{const},$$

$$\bar{\omega}' = \left\{ \bar{\omega} \left| \begin{array}{l} 0 < \omega_1 < 1, \\ 0 < \omega_d < 1 \\ \sum_{d=1}^k \omega(d) = 1 \\ 1 \leq d \leq k \\ d = 1, d \in D \end{array} \right. \right\},$$

де $\bar{\omega}'$ – безліч припустимих рішень, що відповідає групі векторів $\bar{\omega}$.

Запропонований метод оптимізації кодів Лабі складається з таких етапів.

Етап 1. Вибір параметрів коду Лабі та характеристик моделі каналу зв'язку зі стиранням.

На даному етапі здійснюється вибір числа інформаційних символів k , формування множини D з ненульовими значеннями імовірностей у розподілі ймовірностей $\omega(d)$, завдання ймовірності стирання у каналі зв'язку.

Етап 2. Встановлення надмірності коду Лабі в якості критерію оптимізації.

Етап 3. Біоінспірована оптимізація розподілу кодових вершин коду Лабі (з використанням заданої біоінспірованої процедури пошукової оптимізації).

Крок 1. Формування групи пробних векторів рішень.

Крок 2. Перетворення пробних векторів рішень у відповідні пробні розподіли ймовірностей.

Крок 3. Моделювання процесу передачі інформації через стираючий канал зв'язку з використанням кодів Лабі, що включає кодування інформаційних символів та декодування прийнятих символів на основі методу розповсюдження довіри.

Крок 4. Обчислення надмірності коду Лабі, заданого кожним з розподілів ймовірностей.

Крок 5. Модифікація пробних векторів рішень шляхом застосування міграційних операторів заданої біоінспірованої процедури пошукової оптимізації.

Етап 4. Формування «найкращого» розподілу кодових вершин для коду Лабі.

Особливості програмної реалізації запропонованого методу оптимізації кодів

Лабі розглянуто у наступному підрозділі.

5.3 Багатокритеріальна оптимізація кодів Лабі на основі узагальненого біоінспірованого пошуку

У підрозділі 5.1 показано, що в сучасних телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів завадостійке кодування застосовується на різних рівнях моделі взаємодії відкритих систем. На фізичному і каналному рівнях для виправлення та виявлення помилок в пакетах зазвичай використовуються класичні кодові конструкції з фіксованою швидкістю кодування (наприклад, блокові коди). З іншого боку, для відновлення пакетів цілком доцільно застосовувати коди без фіксованої швидкості кодування на прикладному рівні. До даного класу кодів відносяться коди Лабі, які можуть застосовуватися окремо або входить до складу каскадних кодових конструкцій [57, 59]. Ключовою особливістю даних кодів є використання спеціального закону розподілу імовірностей в процесі кодування. При цьому оптимізація даного розподілу за різними критеріями в залежності від особливостей застосування кодів Лабі дозволяє підвищити їх ефективність [103, 127, 128, 199 – 204]. Одним з таких критеріїв є надмірність даних кодів, для зменшення якої у підрозділі 5.2 запропоновано використовувати біоінспірований підхід. На практиці часто виникає необхідність використання кодів Лабі, що задовольняють одночасно декільком критеріям. Для вирішення даної оптимізаційної задачі в [104] запропоновано використовувати багатокритеріальний еволюційний алгоритм, заснований на декомпозиції. При цьому обмеженням даного підходу є врахування лише двох критеріїв – надмірності та обчислювальної складності кодування/декодування – та відносно висока обчислювальна складність знаходження покращеного розподілу імовірностей.

Таким чином, для підвищення ефективності передачі інформації в телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів необхідна розробка методу багатокритеріальної оптимізації кодів Лабі з прийнятною обчислювальною складністю.

На прикладному рівні моделі взаємодія відкритих систем протокольними одиницями даних є повідомлення, які можна розглядати в якості інформаційних символів при кодуванні кодами Лабі. Тоді процес кодування представляє собою відображення безлічі інформаційних символів у відповідну множину кодових символів. Для спрощення припустимо, що інформаційні символи представляють собою однібітові повідомлення, тобто обмежимося розглядом лише двійкових кодів Лабі.

Як було показано вище, процес кодування кодами Лабі можна представити з допомогою графу Таннера, бітові вершини якого відповідають інформаційним символам, а кодові вершини – кодовим символам. Характеристики конкретного коду Лабі визначаються степеню кожної вершини даного графу, що утворюють розподіл степенів бітових та кодових вершин. При цьому для стандартних кодів Лабі визначну роль грає розподіл степенів кодових вершин, а розподіл бітових вершин підпорядковується біноміальному закону для кодів кінцевої довжини, а в асимптотичному випадку – закону Пуассона.

Слід відмітити, що ефективність сумісного використання робастного розподілу (5.2) та методу декодування на основі розповсюдження довіри суттєвим чином знижується для кодів Лабі кінцевої довжини [57]. Крім того, в [15] показано, що доцільно оптимізувати розподіл степенів кодових вершин в залежності від області застосування кодів Лабі в телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів: надійна передача даних; передача мови (відео) з заданою якістю; використання у складі каскадних кодів і т.д.

Тоді можливими критеріями оптимізації кодів Лабі можуть виступати:

- надмірність ε – відношення між числом кодових та інформаційних символів;
- частота відмов r – доля інформаційних символів, невідновлених після декодування;
- імовірність відмови p – імовірність того, що частота відмов буде вище деякого порогового значення при заданій надмірності;
- обчислювальна складність кодування (декодування) ν – середнє число

арифметичних операцій, необхідне при кодуванні (декодуванні) заданої кількості інформаційних (кодових) символів.

При цьому з практичної точки зору бажано використовувати єдиний розподіл степенів кодових вершин для кодів Лабі різного призначення. Для отримання такого «універсального» розподілу доцільно використовувати підхід на основі багатокритеріальної оптимізації, тоді відповідну оптимізаційну задачу можна представити наступним чином:

$$f(\bar{\omega}^*) = \min_{\bar{\omega} \in \bar{\omega}'} (f_1(\bar{\omega}), f_2(\bar{\omega}), f_3(\bar{\omega}), f_4(\bar{\omega})), \quad (5.8)$$

$$f_1(\bar{\omega}) = \varepsilon, f_2(\bar{\omega}) = r, f_3(\bar{\omega}) = p, f_4(\bar{\omega}) = \nu \quad (5.9)$$

$$k = \text{const}, \quad (5.10)$$

$$\bar{\omega}' = \left\{ \bar{\omega} \left[\begin{array}{l} 0 < \omega_1 < 1, \\ 0 < \omega_d < 1 \\ \sum_{d=1}^k \omega(d) = 1 \\ 1 \leq d \leq k \\ d = 1, d \in D \end{array} \right. \right\}. \quad (5.11)$$

З аналізу функцій (5.9) та обмежень (5.10) та (5.11) слідує, що сформульована задача мінімізації (5.8) є багатокритеріальною задачею нелінійного програмування, для вирішення якої запропоновано підхід представлений нижче [209, 210].

Етап 1. Вибір параметрів коду Лабі та характеристик моделі каналу зв'язку зі стиранням.

Етап 2. Встановлення критеріїв оптимізації коду Лабі (надмірності, частоти відмов, імовірності відмови, обчислювальної складності кодування (декодування)).

Етап 3. Багатокритеріальна оптимізація розподілу кодових вершин коду Лабі з використанням заданої біоінспірованої процедури пошукової оптимізації.

Етап 4. Формування «найкращого» розподілу кодових вершин для коду Лабі для заданих умов.

Особливості реалізації даних етапів багато в чому відповідають принципам однокритеріальної оптимізації кодів Лабі [204 – 208], однак в якості пошукового механізму в запропонованому підході використовуються багатокритеріальні узагальнені біоінспіровані процедури пошукової оптимізації.

Загальна схема розробленого біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі представлена на рис. 5.11.

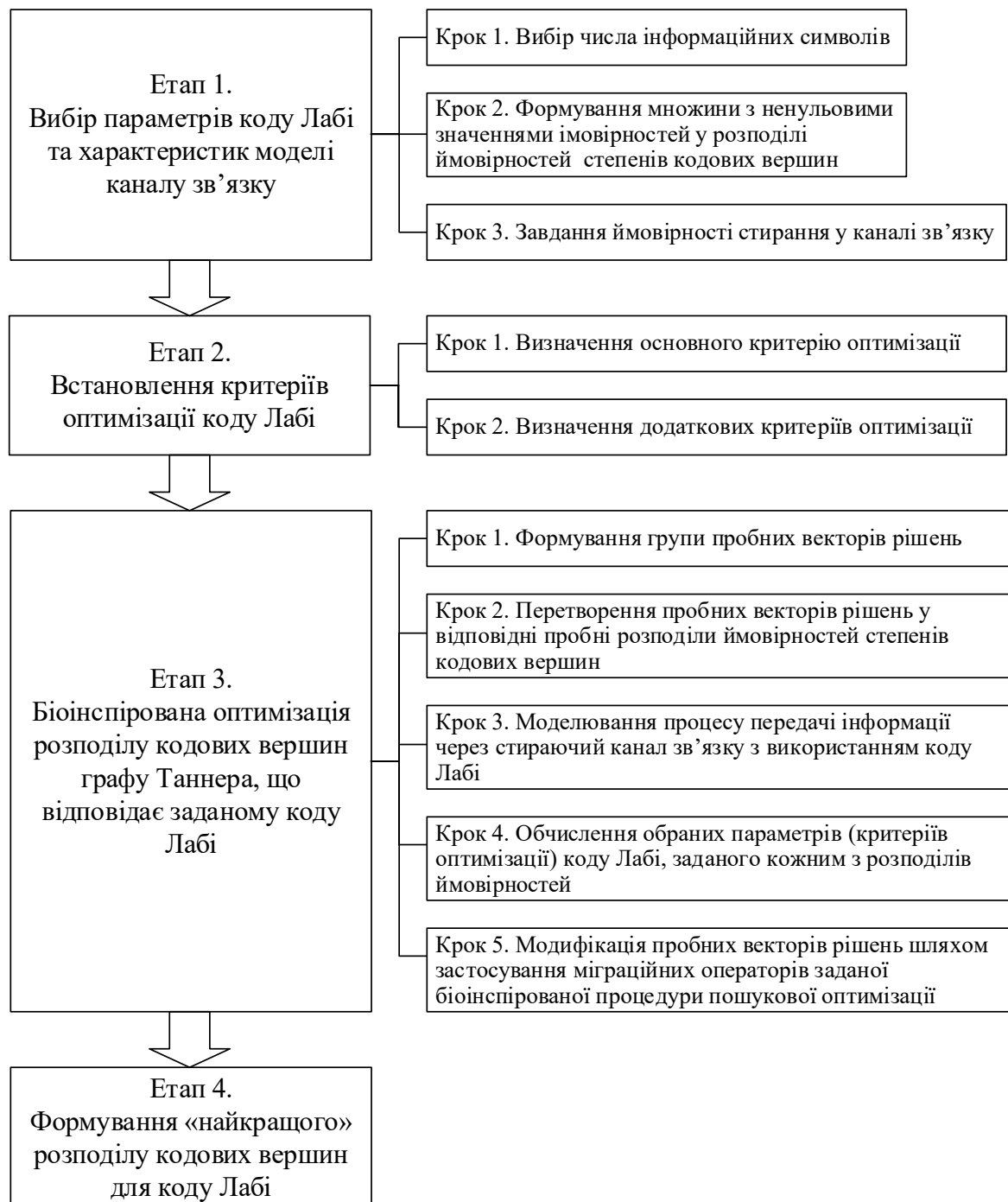


Рис. 5.11. Загальна схема методу оптимізації кодів Лабі на основі узагальнених біоінспірованих процедур

З рис. 5.11 слідує, що ключовою особливістю запропонованого методу оптимізації кодів Лабі за заданими критеріями є застосування узагальнених біоінспірованих процедур для знаходження «найкращого» розподілу ймовірностей степенів кодових вершин відповідного графу Таннера.

В основі програмної реалізації розробленого підходу до оптимізації кодів Лабі лежать розроблені алгоритм та псевдокод, схеми яких наведені нижче.

Схема алгоритму біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі у загальному випадку представлена на рис. 5.12.

Вхідними даними для алгоритму, представленому на рисунку 5.12, є число інформаційних символів та емпірично обрані ненульові позиції розподілу ймовірностей коду Лабі, характеристики стираючого каналу зв'язку та параметри обраної біоінспірованої процедури. Відповідно до розробленого алгоритму спочатку створюються пробні вектори рішень з випадковими нормалізованими числовими значеннями. Після цього здійснюється формування групи пробних розподілів ймовірностей степенів коду Лабі для заданого числа інформаційних символів, що відповідають даним векторам рішень. Далі відбувається кодування інформаційних символів кожним з отриманих кодів Лабі та передача кодових символів через стираючий канал зв'язку. До прийнятих символів застосовується метод ітеративного декодування на основі розповсюдження довіри до моменту відновлення усіх переданих інформаційних символів. У результаті комп'ютерного моделювання обчислюються обрані характеристики кожного з отриманих кодів Лабі, що відіграють роль цільової функції у даній оптимізаційній задачі. У випадку, якщо не досягнута максимальна кількість ітерацій обраної біоінспірованої процедури, то здійснюється зміна поточних векторів рішень для наближення до потенційно кращого значення розподілів ймовірностей степенів коду Лабі. У результаті роботи алгоритму формується розподіл ймовірностей степенів коду Лабі, що забезпечує найменше значення обраних критеріїв оптимізації при передачі інформації по каналу з заданими характеристиками.

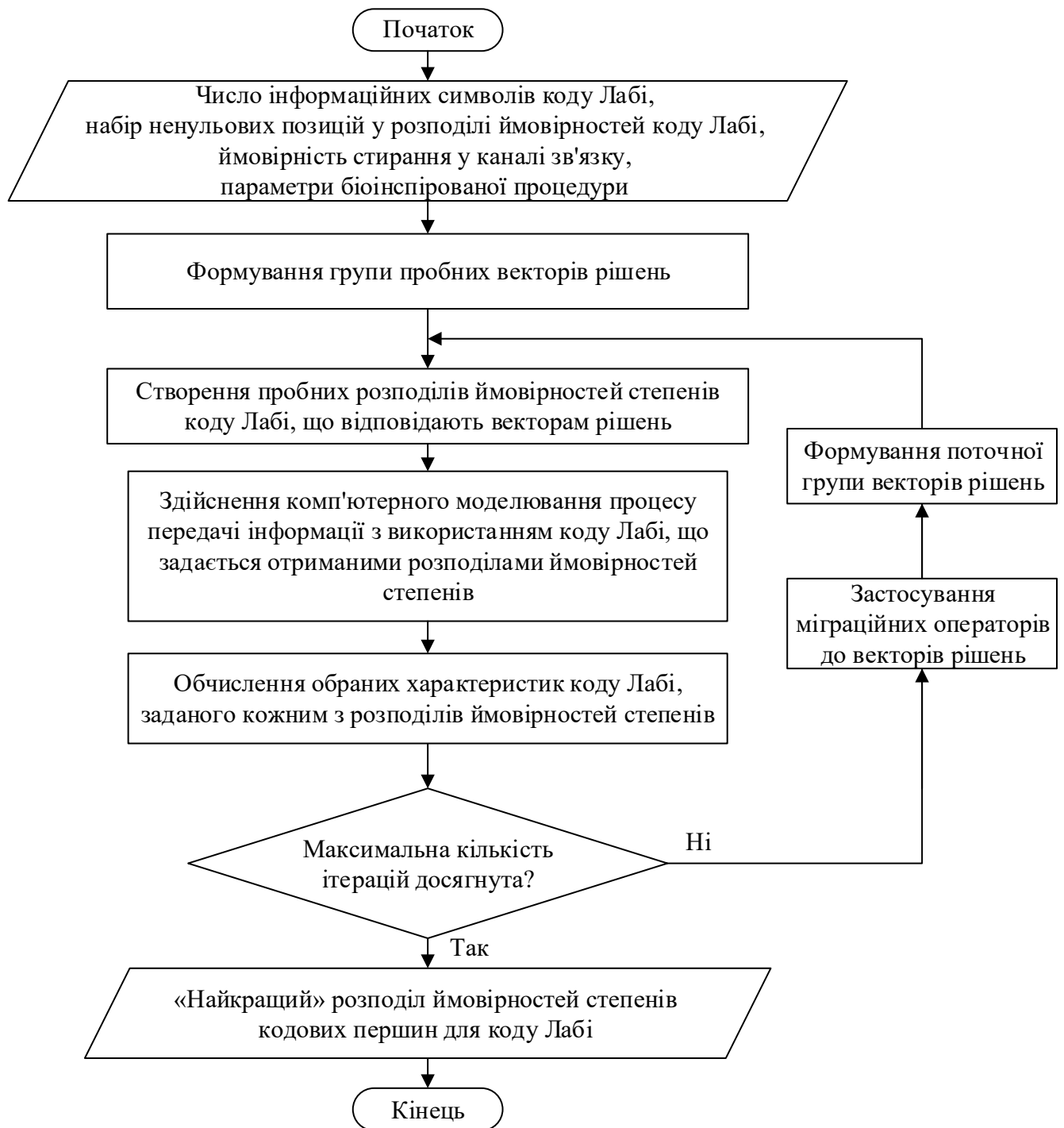


Рис. 5.12. Схема алгоритму біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі

Для здійснення програмної реалізації даного методу оптимізації кодів Лабі розроблено уніфікований псевдокод, схема якого наведена на рис. 5.13.

вхід: число інформаційних символів k , ймовірність стирання q , набір ненульових позицій вектору розподілу ймовірності степенів D , параметри біоінспірованої процедури NP , $\alpha_1, \dots, \alpha_D$, $\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$, L_{\max}

вихід: вектор розподілу ймовірності степенів $\bar{\omega}^*$

початок

створити пробні вектори рішень

сформуванати групу початкових векторів $\bar{\omega}_1 \dots \bar{\omega}_{NP}$, що відповідають розподілам ймовірності степенів

цикл поки не досягнута максимальна кількість ітерацій L_{\max}

здійснити кодування інформації з використанням кодів Лабі, що визначаються $(\bar{\omega}_i, k)$

передати отримані кодові слова через стираючий канал зв'язку із заданою ймовірністю стирання p

декодувати прийняті кодові символи з використанням методу ітеративного декодування на основі розповсюдження довіри

обчислити характеристики коду Лабі для векторів $\bar{\omega}_1 \dots \bar{\omega}_{NP}$

сформуванати нову групу векторів $\bar{\omega}_1 \dots \bar{\omega}_{NP}$ з використанням міграційних операторів з параметрами $\alpha_1, \dots, \alpha_D$, $\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_S$

кінець циклу поки

визначити «найкращий» вектор $\bar{\omega}^* = \operatorname{argmin}_{\bar{\omega} \in \bar{\omega}'} f(\bar{\omega})$

кінець

Рис. 5.13. Схема псевдокоду біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі

Слід зазначити, що розроблені схеми, представлені на рис. 5.11 – 5.13, можуть бути використані у випадку однокритеріальної оптимізації кодів Лабі шляхом встановлення лише одного (основного) критерію оптимізації (наприклад, надмірності).

5.4 Дослідження ефективності біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі

При здійсненні оцінки ефективності запропонованого методу оптимізації кодів Лабі за допомогою розробленої програмної реалізації використовувались наступні налаштування:

1) число інформаційних символів – 100, 500, 1000;

2) ймовірність стирання $q = 0,2$;

3) параметри біоінспірованого методу оптимізації коду Лабі, що заснований на процедурі рою світлячків [130, 133, 136, 140, 142]:

- максимальна кількість ітерацій $L_{\max} = 500$,

- розмір популяції $NP = 30$,

- взаємна привабливість світлячків при нульовій відстані між ними $\beta_0 = 1$,

- коефіцієнт поглинання світла середовищем $\gamma = 1$,

- вільний параметр рандомізації $\alpha = 0,3$,

- параметр розподілу Леві $\lambda = 1,5$.

Для зменшення обчислювальної складності знаходження розподілів кодових вершин графу Таннера, що відповідає коду Лабі заданої довжини, засноване на (5.7) з урахуванням особливостей відомих розподілів. При цьому множина D , що відповідає позиціям з ненульовими значеннями відповідних імовірностей у векторі рішень, для коду Лабі із заданою кількістю інформаційних символів визначається наступним чином:

- при $k = 100$ – $D = (1, 2, 3, 11, 33)$;

- при $k = 500$ – $D = (1, 2, 3, 18, 55, 166)$;

- при $k = 1000$ – $D = (1, 2, 3, 12, 37, 111, 333)$.

Застосування запропонованого емпіричного підходу дозволяє суттєво скоротити область пошуку під час проведення оптимізації у порівнянні з використанням чисел Фібоначчі для формування даних множин [104].

Спочатку розглянемо характеристики розробленого методу оптимізації кодів

Лабі за критерієм мінімальної надмірності.

Збіжність запропонованого та існуючого методів оптимізації коду Лабі з довжиною 100 інформаційних символів наведено на рис. 5.14.

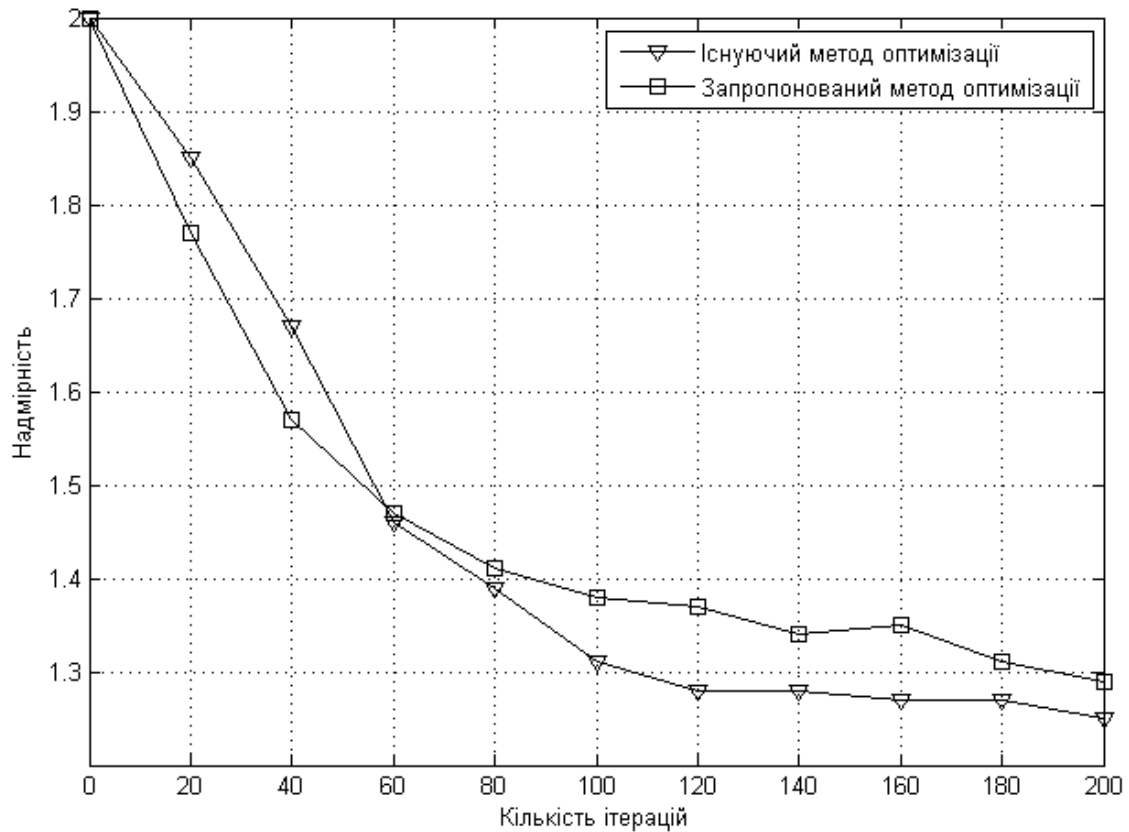


Рис. 5.14. Збіжність запропонованого та існуючого методів оптимізації коду Лабі ($k = 100$)

З аналізу рис. 5.14 випливає, що на початкових ітераціях запропонований метод оптимізації має кращу збіжність до оптимального значення надмірності, але після 60 ітерацій характеристики даного методу погіршуються. Зокрема, після виконання 200 ітерацій надмірність коду Лабі, отримана за допомогою розробленого методу оптимізації, складає 1,29, а для відомого методу оптимізації – 1,25.

На рис. 5.15 наведена збіжність запропонованого та існуючого методів оптимізації коду Лабі при кодуванні 500 інформаційних символів.

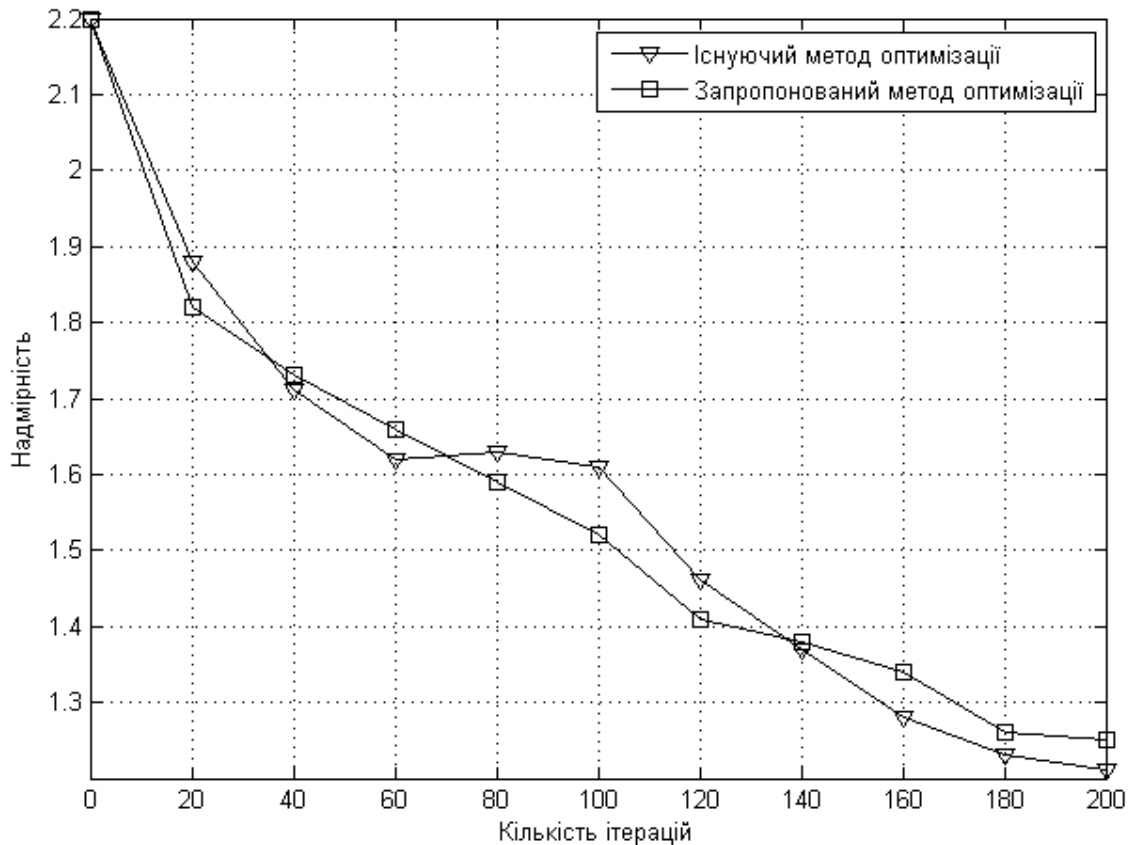


Рис. 5.15. Збіжність запропонованого та існуючого методів оптимізації коду Лабі ($k = 500$)

З аналізу графіків, представлених на рис. 5.15, слідує, що після виконання 200 ітерацій розроблений метод оптимізації дозволяє отримати надмірність порядку 1,25, що лише на 0,4 перевищує відомий результат. При цьому збіжність запропонованого методу оптимізації характеризується майже лінійною залежністю до досягнення 140 ітерацій, але в подальшому характеристики погіршуються.

Збіжність запропонованого та існуючого методів оптимізації коду Лабі з довжиною 1000 інформаційних символів наведено на рис. 5.16.

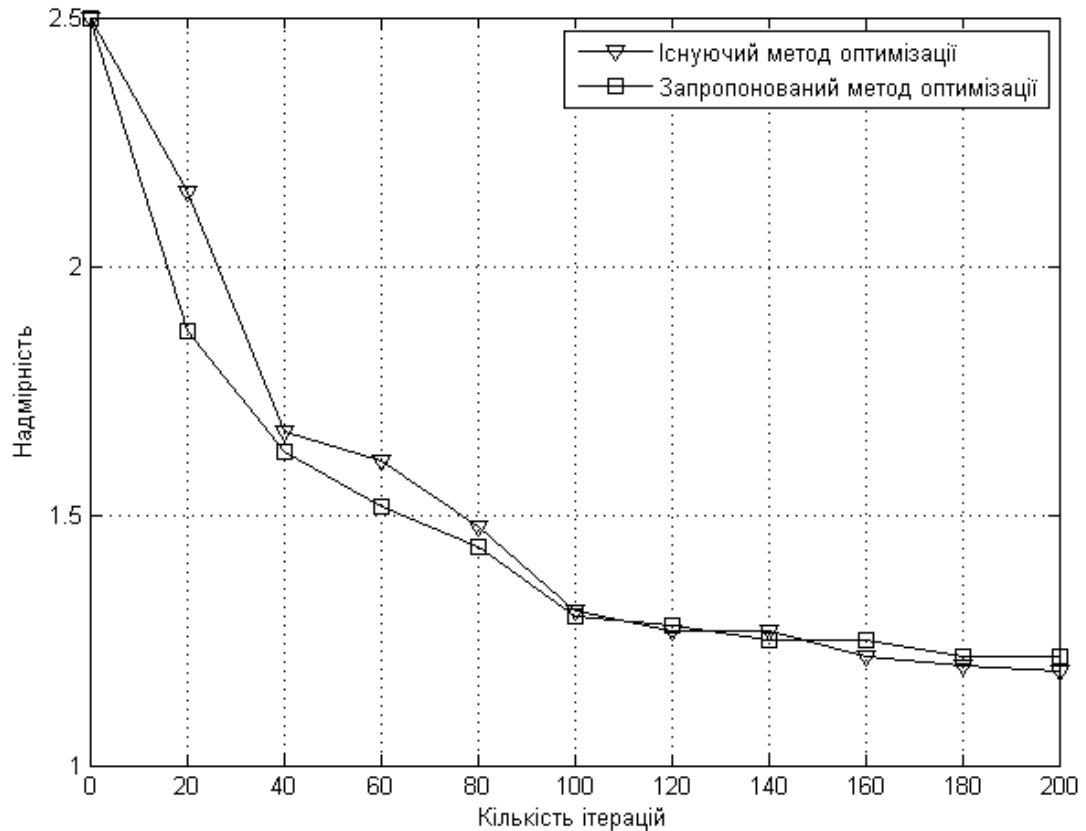


Рис. 5.16. Збіжність запропонованого та існуючого методів оптимізації коду Лабі ($k = 1000$)

З рис. 5.16 випливає, що при достатньо великій кількості інформаційних символів запропонований та відомий метод оптимізації кодів Лабі забезпечують практично однакову збіжність, особливо після 100 ітерацій. Надмірність коду Лабі, отримана на 200 ітерації, для розробленого методу оптимізації становить 1,22, а для існуючого методу – 1,19.

У результаті моделювання після досягнення максимального числа ітерацій отримано такі оптимізовані розподіли кодових вершин графу Таннера, що відповідають коду Лабі із заданим числом інформаційних символів, у поліноміальному представленні:

- при $k = 100$ – $\omega(x) = 0,084x + 0,345x^2 + 0,376x^3 + 0,113x^{11} + 0,082x^{33}$;

- при $k = 500$ –

$$\omega(x) = 0,132x + 0,261x^2 + 0,389x^3 + 0,091x^{18} + 0,073x^{55} + 0,054x^{166};$$

- при $k = 1000$ –

$$\omega(x) = 0,147x + 0,258x^2 + 0,332x^3 + 0,121x^{12} + 0,083x^{37} + 0,037x^{111} + 0,022x^{333}.$$

Порівняння «найкращих» значень надмірності коду Лабі для заданого числа інформаційних символів, отриманих для різних розподілів, наведено на рис. 5.17.

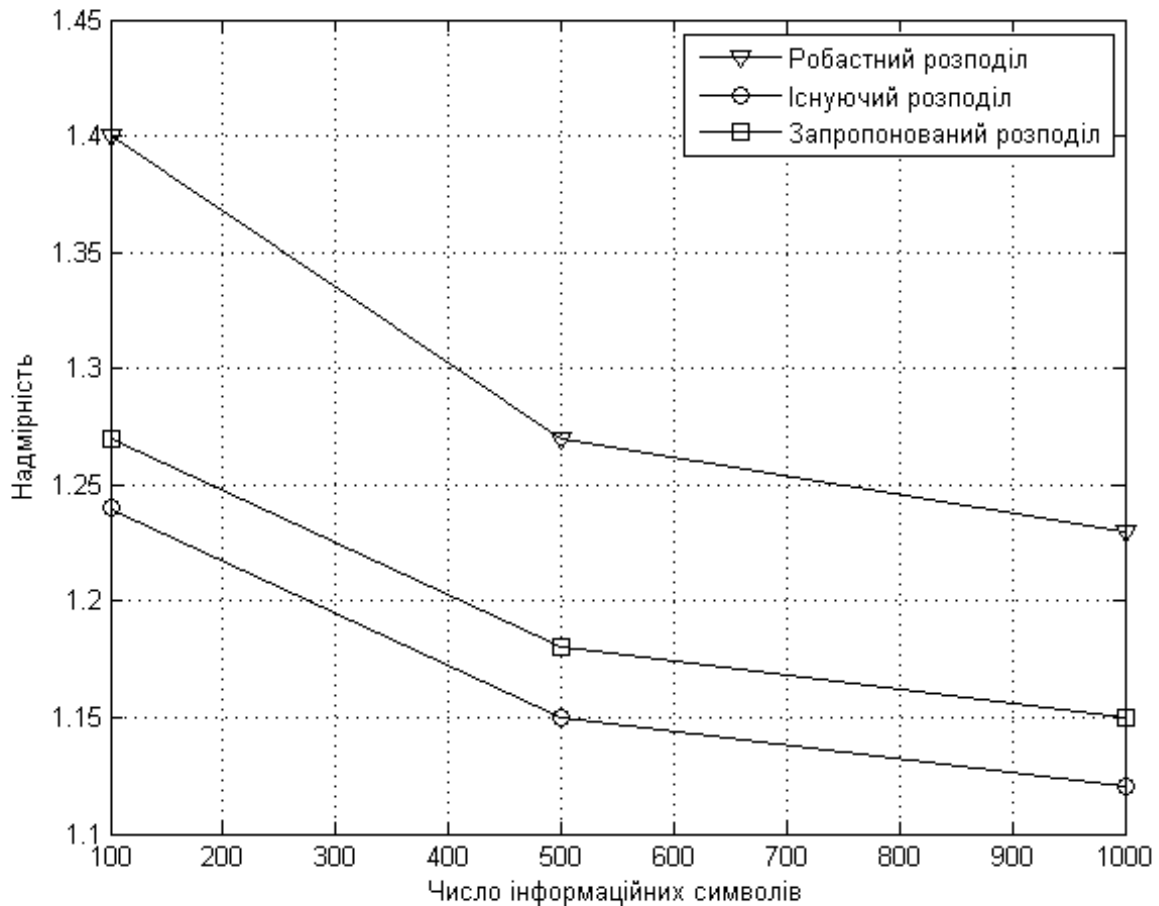


Рис. 5.17. Залежність надмірності коду Лабі від числа інформаційних символів

Таким чином, розроблений метод оптимізації кодів Лабі за критерієм надмірності забезпечує більш кращу збіжність на початкових ітераціях, але в подальшому його характеристики погіршуються у порівнянні з методом оптимізації, запропонованим у [102]. З іншого боку, представлений метод характеризується меншою обчислювальною складністю за рахунок звуження області пошуку шляхом емпірично обраних позицій у векторі, що відповідає шуканому розподілу імовірностей. При цьому отримані значення надмірностей для кодів Лабі із заданим числом інформаційних символів є прийнятними з практичної

точки зору, так як погіршення даного параметру у порівнянні з існуючим розподілом не перевищує 3%. Крім того, існує можливість застосування іншої біоінспірованої процедури для отримання більш низької надмірності або подальшого зменшення обчислювальної складності.

Нижче розглянуто ефективність розробленого біоінспірованого методу оптимізації кодів Лабі у багатокритеріальному випадку. Для спрощення моделювання була проведена оптимізація коду Лабі з малою довжиною інформаційних символів ($k=100$) за лише двома критеріями – мінімальної обчислювальної складності кодування/декодування та мінімальної надмірності.

Збіжність запропонованого методу оптимізації для даного коду Лабі наведена на рис. 5.18.

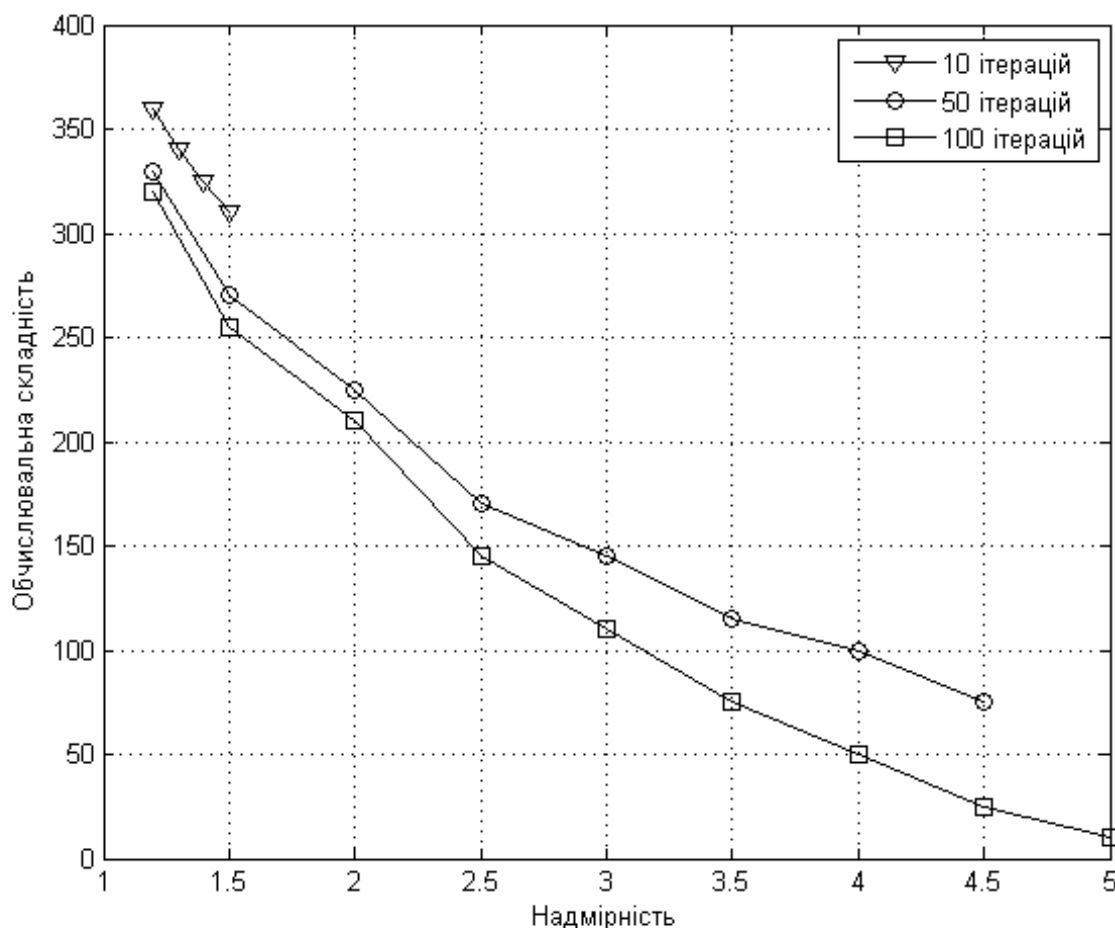


Рис. 5.18. Збіжність біоінспірованого методу оптимізації коду Лабі за критеріями обчислювальної складності та надмірності ($k = 100$)

З аналізу рис. 5.18 слідує, що зменшення надмірності коду Лабі призводить до зростання обчислювальної складності кодування/декодування. Наприклад, після здійснення 100 ітерацій надмірність коду Лабі на рівні 1,5 характеризується обчислювальною складністю порядку 250 операцій XOR, а при надмірності 4 – необхідно лише 50 операцій XOR. Таким чином, обрані показники ефективності коду Лабі є конфліктуєчими, тобто покращення одного з них призводить до погіршення іншого. Це пояснюється тим, що число операцій XOR, необхідних при кодуванні/декодуванні деякого коду Лабі, лінійно залежить від середнього значення шуканого розподілу степенів кодових вершин графу Таннера та надмірності коду. В результаті цього при фіксованому значенні операцій XOR зменшення надмірності коду Лабі досягається за рахунок збільшення другого параметру, що у свою чергу обумовлює зростання обчислювальної складності.

За результатами моделювання для обраного коду Лабі та заданих критеріїв знайдений близький до оптимального розподіл степенів кодових вершин, що має наступний вигляд $\omega(x) = 0,128x + 0,064x^2 + 0,445x^3 + 0,171x^{11} + 0,192x^{33}$. Порівняння отриманого розподілу для коду Лабі ($k=100$) з наведеним вище розподілом при однокритеріальній оптимізації показує, що в даному разі домінуюче значення мають кодові символи зі степеню $d=3$, крім того значно зростає роль кодових символів з високою степеню. Також форма отриманого розподілу схожа на робастний розподіл з параметрами $\delta=0,9$ та $c=0,5$, наведений на рис. 5.8.

На рис. 5.19 представлено результати оцінки ефективності запропонованого багатокритеріального методу оптимізації кодів Лабі у порівнянні з існуючим методом оптимізації та при використанні оптимізованого робастного розподілу [104].

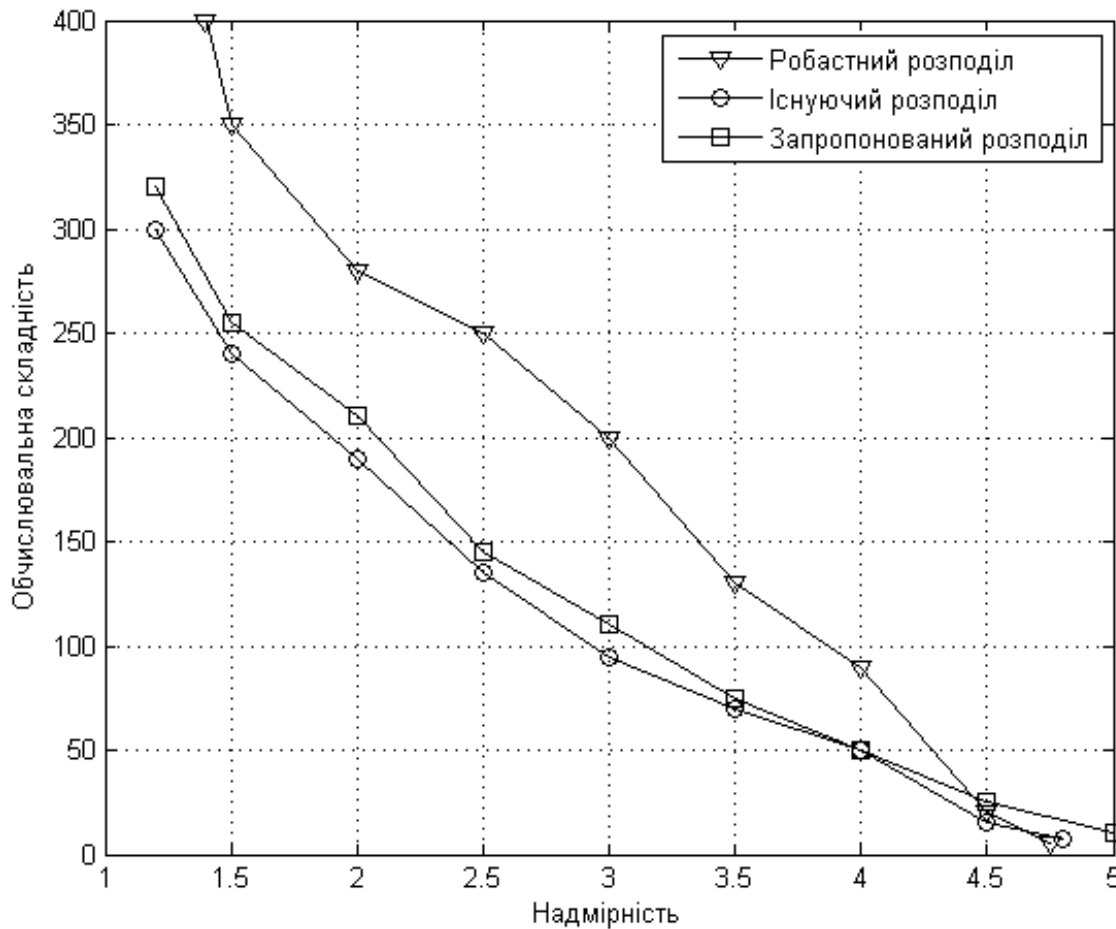


Рис. 5.19. Залежність обчислювальної складності від надмірності коду Лабі
($k = 100$)

З аналізу графіків на рис. 5.19 випливає, що код Лабі з довжиною інформаційних символів 100 та розподілом, знайденим за допомогою розробленого методу оптимізації, має характеристики близькі до відомого розподілу та значно перевершує оптимізований робастний розподіл. При цьому досягнення даних характеристик відбувається з меншою обчислювальною складністю: розроблений метод оптимізації потребує 100 ітерацій, а існуючий метод – 150 ітерацій.

5.5 Висновки за розділом 5

У даному розділі вирішено дев'яте завдання дослідження, а також частково

десяте завдання стосовно оптимізації кодів Лабі; отримано восьмий науковий результат.

1. Методи повторної передачі та класичного завадостійкого кодування є недостатньо ефективними при відновленні переданої інформації в телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів. Встановлено, що завадостійкі коди без фіксованої швидкості кодування є універсальними, оскільки можуть бути використані в будь-якому каналі зі стиранням, незалежно від статистики стирань. З проведеного аналізу випливає, що найбільш значущими кодами без фіксованої швидкості передачі є коди Лабі, що засновані на поєднанні «хорошого» розподілу ймовірностей для формування кодових символів з простим методом декодування. Проте існує деяке обмеження ефективності кодування невеликих об'ємів даних кодами Лабі, що потребує оптимізації розподілів ймовірностей степенів кодового символу для даного випадку.

2. Показано, що застосування робастного солітонного розподілу ймовірностей доцільно використовувати лише для кодів Лабі з великим числом інформаційних символів, хоча на практиці необхідне кодування коротких повідомлень, що обумовлює застосування покращених солітонноподібних законів розподілів ймовірностей для дуже коротких кодів Лабі. Крім того, існуючі підходи до оптимізації законів розподілу ймовірностей для кодів Лабі характеризуються високою обчислювальною складністю та можливістю застосування лише для кодів малої довжини.

3. На основі проведеного аналізу особливостей солітонних розподілів і декодування на основі розповсюдження довіри, обґрунтовано доцільність вибору лише обмеженої кількості ненульових елементів шуканого розподілу степенів кодових вершин графу Таннера, що відповідає коду Лабі заданої довжини. Запропонований метод оптимізації відносно довгих кодів Лабі, заснований на узагальненому біоінспірованому пошуку та даному факті, дозволяє значно зменшити обчислювальну складність знаходження близьких до оптимальних розподілів степенів кодових вершин, для обраних критеріїв оптимізації.

4. Основним критерієм оптимізації кодів Лабі є мінімальна надмірність коду

при заданих умовах передачі інформації. Однак, показано, що доцільно оптимізувати розподіл степенів кодових вершин в залежності від області застосування кодів Лабі в телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів: надійна передача даних; передача мови (відео) з заданою якістю; використання у складі каскадних кодів і т.д. за такими критеріями: надмірність, частота відмов, імовірність відмови, обчислювальна складність кодування (декодування) тощо. Це призводить до необхідності знаходження «універсального» розподілу степенів кодових вершин з використанням багатокритеріальної оптимізації кодів Лабі на основі узагальнених біоінспірованих процедур.

5. Проведені дослідження, які було проведено з використанням розробленої програмної реалізації запропонованого методу оптимізації, показали, що знайдені розподіли степенів кодових вершин графу Таннера, що відповідають кодам Лабі заданої довжини, є близькими до оптимальних. При цьому невелике погіршення характеристик оптимізованих кодів Лабі компенсується зменшенням обчислювальної складності процесу знаходження даних розподілів.

ВИСНОВКИ

У дисертаційній роботі вирішена важлива науково-прикладна проблема підвищення достовірності передачі інформації та збільшення енергетичної ефективності від кодування у телекомунікаційних системах і мережах шляхом розробки методів декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій різних класів.

Найбільш важливі наукові та практичні результати, що отримані в дисертації, такі.

1. Проведені дослідження показали, що існуючі методи завадостійкого кодування не забезпечують постійно зростаючі вимоги щодо достовірності передачі інформації у телекомунікаційних системах та мережах. Наприклад, м'яке декодування лінійних блокових кодів, зокрема кодів БЧХ, характеризується значною обчислювальною складністю, а застосування жорсткого декодування призводить до зниження енергетичної ефективності від кодування. Необхідне подальше удосконалення методів синтезу коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність та методів м'якого декодування кодів даного класу. Для підвищення достовірності передачі інформації при застосуванні алгебраїчних згорткових кодових конструкцій у каналах зв'язку з випадковими помилками та групуванням помилок необхідний перехід до м'якого декодування. Також подальшого розвитку потребують підходи щодо підвищення ефективності кодів Лабі при пакетній передачі інформації. Показано, що проблему декодування (оптимізації) завадостійких кодових конструкцій різних класів для заданих умов передачі інформації доцільно формально представити у вигляді оптимізаційної задачі, що визначається відповідною цільовою функцією та обмеженнями, та науково обґрунтовано застосування узагальненого біоінспірованого підходу для вирішення даної задачі.

2. Удосконалено методи декодування двійкових лінійних блокових кодів, що засновані на використанні узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації для визначення переданого кодового слова після знаходження

найбільш (найменш) надійного базису на основі породжувальної (перевірочної) матриці, що враховує інформацію про надійність прийнятих з каналу зв'язку символів. На прикладі алгебраїчних блокових кодів БЧХ з різними параметрами доведено, що декодування на основі біоінспірованого підходу забезпечує у порівнянні з двійковою фазовою модуляцією енергетичний вииграш від кодування 3-6 дБ при коефіцієнті помилок 10^{-4} , а у порівнянні з існуючим методом декодування на основі впорядкованих статистик різних порядків – до 0,6 дБ в залежності від необхідного коефіцієнту помилок. При цьому обчислювальна складність біоінспірованого декодування менша, ніж у декодування на основі впорядкованих статистик високих порядків, наприклад, для (128, 120) БЧХ коду запропонований метод декодування потребує обробки 2500 кодових слів замість 7260 кодових слів при використанні методу декодування на основі впорядкованих статистик другого порядку.

3. Отримав подальший розвиток метод оптимізації відносно коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, який заснований на біоінспірованому пошуку розподілу серед зменшеного числа степенів символних вершин графу Таннера, що відповідає обраному коду. При цьому побудова графу Таннера здійснювалась на основі методу PEG, а оцінка ефективності отриманого нерегулярного коду з малою щільністю перевірок на парність, заснована на обчисленні коефіцієнту помилок під час комп'ютерного моделювання передачі інформації для обраної моделі каналу зв'язку. Застосування запропонованого методу оптимізації дозволяє підвищити ефективність синтезу кодів даного класу та забезпечити енергетичний вииграш від кодування близько 0,5 дБ у порівнянні з регулярними кодами такої ж довжини при коефіцієнті помилок 10^{-3} . При цьому отриманих кодів відсутній ефект «error floor» на відміну від існуючих випадкових нерегулярних кодів, що дозволяє отримати значно менший коефіцієнт помилок в області високих значень відношення сигнал/шум.

4. Удосконалено метод ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, що використовує у якості цільової функції модифіковане

правило кореляційного декодування. Через наявність значного числа локальних мінімумів у обраній цільовій функції для підвищення ефективності знаходження екстремуму даної функції науково обґрунтовано застосування узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації. Запропонований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність дозволяє забезпечити меншу ймовірність помилки декодування у порівнянні з існуючим методом декодування на основі градієнтного спуску, наприклад, для регулярного (1008, 504) коду при відношенні сигнал/шум 6 дБ ймовірність помилки декодування становить 10^{-7} (зменшується на порядок), хоча для нерегулярного коду з такими ж параметрами ефективність декодування знижується. Крім того, запропонований метод декодування має більшу обчислювальну складність у порівнянні з методом на основі градієнтного спуску. Наприклад, при відношенні сигнал/шум на рівні 4 дБ метод декодування на основі біоінспірованого пошуку потребує порядку 100 ітерацій, а існуючий метод декодування з інвертуванням одного біту – близько 60 ітерацій.

5. Вперше запропоновано комбінований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, в основі якого лежить поєднання класичного м'якого декодування на основі розповсюдження довіри та декодування на основі узагальнених біоінспірованих процедур пошукової оптимізації з використанням інформації про найбільш надійний базис породжувальної матриці обраного коду. Запропонований метод декодування даних кодів дозволяє підвищити достовірність передачі інформації в порівнянні зі стандартним методом декодування на основі розповсюдження довіри, зокрема, при відношенні сигнал/шум 2 дБ для (504, 252) коду виграш становить більше одного порядку, але при зростанні довжини коду виграш знижується. При цьому даний метод декодування забезпечує більшу ефективність у діапазоні високого відношення сигнал/шум, що пояснюється зростанням точності знаходження близького до оптимального рішення за допомогою біоінспірованого пошуку на основі «більш надійного» вектору правдоподібності, але має більш високу обчислювальну складність за рахунок застосування додаткової стадії при декодуванні.

6. Отримав подальший розвиток метод оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні мінімальної суми кодів з малою щільністю перевірок на парність, що заснований на використанні процедури еволюції щільності та біоінспірованих процедур зменшеної складності для обраної моделі каналу зв'язку та параметрів коду. Запропонований метод оптимізації коефіцієнтів нормалізації дозволяє отримати вигоду за обчислювальною складністю близько 30% у порівнянні з методом диференційної еволюції, що призводить до прискорення визначення покращених коефіцієнтів нормалізації. Це дозволило застосувати даний підхід до більш довгих кодів, наприклад, для (100000, 50000) коду при коефіцієнті помилок менше 10^{-4} ефективність декодування за методом мінімальної суми з оптимізованими коефіцієнтами значно зростає у порівнянні з методом декодування на основі розповсюдження довіри за рахунок відсутності ефекту «error floor».

7. Вперше запропоновано метод декодування алгебраїчних згорткових кодів для каналів зв'язку з випадковими помилками, в основі якого лежить формування найбільш надійного базису породжувальної матриці для зменшення області біоінспірованого пошуку серед пробних векторів, отриманих у результаті застосування механізму випадкового зміщення. В залежності від параметрів обраних кодів запропонований біоінспірований метод декодування у порівнянні з існуючим алгебраїчним методом декодування дозволяє підвищити ефективність від кодування для каналу з адитивним білим гауссовим шумом від 1,6 дБ до 3 дБ.

8. Вперше запропоновано адаптивний метод декодування алгебраїчних згорткових кодів перемежування для каналів зв'язку з пам'яттю, який заснований на ітеративному застосуванні біоінспірованих процедур до модифікованої перевіркової матриці даних кодів, отриманої в результаті адаптивного розповсюдження довіри. Для обраних алгебраїчних згорткових кодів перемежування та каналу Релея енергетичний вигоду від кодування при застосуванні запропонованого методу декодування у порівнянні з алгебраїчним методом декодування складає від 4,1 дБ до 6,5 дБ.

9. Одержав подальший розвиток метод оптимізації кодів Лабі, який заснований на біоінспірованому пошуку зменшеної складності покращених

розподілів степенів кодових вершин графів Таннера, що відповідають даним кодам, відповідно до таких критеріїв як надмірність, частота відмов, імовірність відмови, обчислювальна складність кодування (декодування) тощо. Запропонований метод оптимізації дозволяє отримати коди Лабі з прийнятними характеристиками за рахунок прискорення знаходження покращених розподілів степенів кодових вершин відповідних графів Таннера. Наприклад, погіршення надмірності для кодів Лабі із заданим числом інформаційних символів у порівнянні з відомим розподілом не перевищує 3%, а при багатокритеріальній оптимізації коду Лабі з довжиною інформаційних символів 100 досягнення близьких до оптимальних значень обраних параметрів коду потребує на 50 ітерацій менше у порівнянні з існуючим методом оптимізації.

10. На основі запропонованих методів декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій різних класів розроблено відповідні алгоритми та псевдокоди, що лежать в основі їх програмної реалізації, а також досліджено ефективність даних методів для певних моделей каналу зв'язку та умов передачі інформації шляхом порівняння з існуючими методами.

11. Достовірність та наукова обґрунтованість отриманих результатів підтверджується відсутністю протиріч з основними положеннями теорії інформації, теорії завадостійкого кодування, теорії оптимізації, теорії математичного програмування, а також збіжністю отриманих результатів із даними експериментальних досліджень та результатами математичного моделювання. Основні результати, отримані у дисертаційній роботі, впроваджено.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Ільченко М. Ю., Кравчук С. О. Сучасні телекомунікаційні системи. К.: НВП «Видавництво «Наукова думка» НАН України». 2008. 328 с.
2. Воробієнко П.П., Нікітюк Л. А., Резніченко П. І. Телекомунікаційні та інформаційні мережі: підручник. К: САММІЕ – Книга, 2010. 708с.
3. Вишне夫斯基 В. М., Портной С. Л., Шахнович И. В. Энциклопедия WiMAX. Путь к 4G. М.: Техносфера, 2009. 472 с.
4. Климаш М. М., Бугиль Б. А. Узагальнений метод оптимізації структур телекомунікаційної мережі за критерієм ефективності розподілу її ресурсів. *Системи обробки інформації*. 2013. № 7 (114). С. 72–78.
5. Dahlman E., Parkvall S., Skold J. 4G, LTE-advanced Pro and the road to 5G: third edition. Academic Press, 2016. 616 p.
6. Starr T., Sorbara M., Cioffi J. M., Silverman P.J. DSL advances. Prentice Hall, 2003. 561 p.
7. Pratt T., Bostian C.W., Allnutt J. E. Satellite communications: 2nd edition. Wiley, 2006. 560 p.
8. Klymash M. M., Lavriv O. A., Kahalo I. O., Koval B. V., Maksymyuk T. A. Improvement of Radio Interface Settings of LTE/HSOPA. *Computer Technologies of Printing*. 2011. No. 26. P. 130–137.
9. Климаш М. М., Лунтовський А. О., Романчук В. І. Сучасні перетворення в архітектурах розподілених систем: монографія. Львів: Коло, 2015. 328 с.
10. Klymash M., Lavriv O., Maksymyuk T., Beshley M. State of the art and further development of information and communication systems. *2016 International Conference Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo)*. 2016. P. 1–6.
11. Бондаренко О. В., Костик Б. Я., Степанов Д. М., Левенберг Е. В. Эксплуатационные показатели качества работы транспортной телекоммуникационной первичной сети Украины. *Научно-технический журнал «Технология и конструирование в электронной аппаратуре»*. 2013. Вып. 6.

С. 37–40.

12. Бондаренко О. В., Костік Б. Я., Кіфороук С. В., Степанов Д. М., Слободянюк І. А. Кількісні показники надійності волоконно-оптичних ліній зв'язку в різних кліматичних умовах. *Наукові праці ОНАЗ ім. О.С. Попова*. 2014. №2, Ч.1. С. 36–43.

13. Олифер В. Г., Олифер Н. А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: учебник для ВУЗов. 4-е изд. СПб.: Питер, 2010. 944 с.

14. Klymash M., Lavriv O., Buhyl B., Danik Y. Service quality oriented method of multiservice telecommunication networks design. *Proceedings of International Conference on Modern Problem of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science* (Lviv-Slavske, 2012). Lviv-Slavske. P. 235–236.

15. Kythe Dave K., Kythe Prem. K. Algebraic and stochastic coding theory. Boca Raton, London, New York: CRC Press, 2012. 506 p.

16. Штомпель Н. А. Тенденции развития методов помехоустойчивого кодирования информации в телекоммуникациях. *Збірник наукових праць Харківського національного університету Повітряних Сил*. 2017. № 1. С. 35–37.

17. Штомпель М. А. Развитие методов завадостійкого кодування у волоконно-оптичних телекомунікаційних системах. *75-та міжнародна науково-технічна конференція кафедр академії, інженерно-технічних працівників залізниць, підприємств та організацій України та інших країн: тези доповідей* (м. Харків, 24–25 квітня 2013 р.). *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2013. № 136. С. 275.

18. Штомпель М. А. Напрями розвитку завадостійкого кодування у телекомунікаціях. *Прикладні науково-технічні дослідження: матеріали Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Івано-Франківськ, 5–7 квітня 2017 р.). Івано-Франківськ, 2017. С. 109.

19. Kumar Vijay P., Win Moe Z., Lu Hsiao-Feng, Georgiades Costas N. Error-control coding techniques and applications. *Optical fiber telecommunication IV B: Systems and impairments* / edited by Ivan P. Kaminow, Tingye Li. Elsevier Science, 2002. P. 902-964.

20. Djordjevic I. B., Arabaci M., Minkov L. L. Next generation FEC for high-capacity communication in optical transport networks. *Journal of Light-wave Technology*. 2009. vol. 27, № 16. P. 3518-3530.
21. Колесник В. Д. Кодирование при передаче и хранении информации (Алгебраическая теория блоковых кодов): учеб. пособие для вузов. М.: Высш. шк., 2009. 550 с.
22. Blahut R. E. Algebraic codes for data transmission. New York: Cambridge University press, 2003. 482 p.
23. Blahut R. E. Algebraic codes on lines, planes and curves. New York: Cambridge University press, 2008. 543 p.
24. Ryan W., Lin S. Channel codes: classical and modern. New York: Cambridge University Press, 2009. 692 p.
25. Sweeney P. Error control coding: from theory to practice. Chichester: John Wiley & Sons, Ltd., 2002. 242 p.
26. Морелос-Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение; пер. с англ. В. Б. Афанасьева. М.: Техносфера, 2005. 319 с.
27. Золотарёв В. В., Овечкин Г.В. Помехоустойчивое кодирование. Методы и алгоритмы: справочник / под. ред. чл.-кор. РАН Ю. Б. Зубарева. М.: Горячая линия - Телеком, 2004. 126 с.
28. Kabatiansky G., Krouk E., Semenov S. Error correcting coding and security for data networks: Analysis of the superchannel concept. Chichester: John Wiley & Sons, Ltd., 2005. 278 p.
29. Jiang Y. A practical guide to error-control coding using MATLAB. Artech house, 2010. 293 p.
30. Divsalar D., Benedetto S., Pollara F., Montorsi G. Turbo codes: Principles and applications. *Lecture Notes*. October 1997. P. 42–51.
31. Moon Todd K. Error correction coding: mathematical methods and algorithms. New Jersey: John Wiley & Sons, Inc., 2005. 804 p.
32. Козелков С. В., Пашков Д. П., Коробчинський М. В. Шляхи підвищення

завадостійкості в радіомережі передачі інформації. *Системи озброєння і військова техніка*. 2005. № 2 (2). С. 32–34.

33. Толубко В. Б., Беркман Л. Н., Козелков С. В., Дищук А. С. Метод синтезу систем з постійними параметрами, інваріантних до адитивних завад. *Телекомунікаційні та інформаційні технології*. 2016. №3. С. 5–13.

34. Козелков С. В., Пашков Д. П., Коробчинський М. В. Шляхи підвищення завадостійкості в радіомережі передачі інформації. *Системи озброєння і військова техніка*. 2005. № 2 (2). С. 32–34.

35. Климаш М. М., Горбатій І. В. Теоретичні дослідження ймовірності помилки в телекомунікаційних системах та мережах при використанні фазової або амплітудно-фазової модуляції сигналу. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2014. №1. С. 23–30.

36. Захарченко Н. В., Корчинский В. В., Радзимовский Б. К. Метод формирования сигнальных конструкций на основе хаотических и таймерных сигналов в системах передачи конфиденциальной информации. *Зб. наук. праць ОНАЗ*. 2011. № 2. С. 3–7.

37. О целесообразности исправления части ошибок в системах с РОС при использовании избыточных таймерных сигнальных конструкций. *Наукові праці Донецького національного технічного університету. Серія: Обчислювальна техніка та автоматизація*. 2007. Вип. 12 (118). С. 36–42.

38. Корчинський В. В., Кільдишев В. Й., Хомич С. В., Белова Ю. В. Ефективність j -кратного повторення надлишкових таймерних сигнальних конструкцій. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2012. Вип. 26. С. 36–38.

39. Корчинський В. В., Казакова Н. Ф., Тринтіна Н. А. Аналіз статистики помилок в системах передачі даних зі змінними параметрами. *Наукові праці ОНАЗ*. 2002. № 1. С. 85–94.

40. Arikan E. Channel polarization: a method for constructing capacity-achieving codes for symmetric binary-input memoryless channels. *IEEE Transactions on Information Theory*. 2009. Vol. 55, No. 7. July. P. 3051-3073.

41. Moreira J. C., Farrell P. G. Essentials of error-control coding. Chichester:

John Wiley & Sons, Ltd., 2006. 361 p.

42. Johannesson R., Zigangirov K. Sh. Fundamentals of convolutional coding. New Jersey: IEEE Press, Inc, 1999. 428 p.

43. Hagenauer J., Offer E., Papke L. Iterative decoding of binary block and convolutional codes. *IEEE Transactions On Information Theory*. 1996. Vol. 42. P. 429–445.

44. Прокис Дж. Цифровая связь; пер. с англ. Д. Д. Кловский, Б. И. Николаев / под ред. Д. Д. Кловского. М: Радио и связь, 2000. 800 с.

45. Вернер М. Основы кодирования: учебник для ВУЗов; пер. с нем. Д. К. Зигангиров. М.: Техносфера, 2004. 288 с.

46. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение; пер. с англ. Е. Г. Гроза, В. В. Марченко, А. В. Назаренко, О. М. Ядренко / под. ред. А. В. Назаренко. М.: Издат. дом «Вильямс», 2003. 1104 с.

47. Кудряшов Б. Д. Теория информации: учебник для вузов. СПб.: Питер, 2009. 320 с.

48. Козелков С. В., Столбов В. Ф. Модели квитирования и сигнальнокодовых конструкций в многоспутниковых сетевых потоках передачи информации. *Системи обробки інформації*. 2001. № 6 (16). С. 261–263.

49. Козелков С. В., Столбов В. Ф. Модели квитирования и сигнальнокодовых конструкций в многоспутниковых сетевых потоках передачи информации. *Системи обробки інформації*. 2001. № 6 (16). С. 261–263.

50. Chung S. Y., Forney G. David, Richardson T. J., Urbanke R. On the design of low-density parity-check codes within 0.0045 dB of the Shannon limit. *IEEE Communications Letters*. 2001. Vol. 5, No. 2. P. 58-60.

51. Kou Y., Lin S., Fossorier M. P. C. Low-density parity-check codes based on finite geometries: a rediscovery and new results. *IEEE Transactions on Information Theory*. 2001. Vol. 47, No. 7. P. 2711-2736.

52. Davey M. C., MacKay D. J. C. Low density parity check codes over GF(q). *1998 Information Theory Workshop* (Killarney, Ireland, 1998). 1998. P. 70-71.

53. Штомпель Н. А. Методы мягкого декодирования кодов с малой

плотностью проверок на четность. *Вісник Національного технічного університету «Харківський політехнічний інститут»*. 2013. № 27 (1000). С. 163–168.

54. Штомпель Н. А. Оценка вычислительной сложности методов кодирования кодами с малой плотностью проверок на четность. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2013. Вип. 4 (101). С. 69–71.

55. Штомпель Н. А. Вычислительная сложность методов декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Системи обробки інформації*. 2013. Вип. 6 (113). С. 177–180.

56. Приходько С. І., Штомпель М. А. Методи ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 3 (118). С. 11–14.

57. Luby M. LT codes. *IEEE Computer Society: Proceedings of the 43rd Symposium on Foundations of Computer Science*. 2002. P. 271–280.

58. MacKay D. J. C. Fountain codes. *IEEE Proceedings Communications*. 2005. vol. 152, № 6. P. 1062-1068.

59. Shokrollahi A. Raptor codes. *IEEE Transactions on Information Theory*. 2006. vol. 52, № 6. P. 2551-2567.

60. Варгаузин В. Помехоустойчивое кодирование в пакетных сетях. *ТелеМультимедиа*. 2005. №3. С. 10–16.

61. Шинкаренко К. В., Кориков А. М. Помехоустойчивое кодирование мультимедиа данных в компьютерных сетях. *Известия Томского политехнического университета*. 2008. Т. 313, №5. С. 37–41.

62. Штомпель М. А. Біоінспіровані методи оптимізації новітніх завадостійких кодів. *Проблеми інформатизації: тези доповідей дев'ятої Міжнародної науково-технічної конференції (м. Київ, м. Полтава, м. Катовице, м. Париж, м. Вільнюс, м. Харків, м. Мінськ, 12–13 грудня 2017 р.)*. Київ, 2017. С. 44.

63. Федоренко С. В. Сложность декодирования линейных блоковых кодов. *Проблемы передачи информации*. 1993. Т.29, №4. С. 18-23.

64. Федоренко С.В. Метод вычисления дискретного преобразования Фурье над конечным полем. *Проблемы передачи информации*. 2006. Т. 42, № 2. С. 81-93.

65. Costa E. , Fedorenko S. V., Trifonov P. V. On computing the syndrome polynomial in Reed-Solomon decoder. *European transactions on telecommunications*. 2004. Vol. 15, № 4. P. 337-342.
66. Fedorenko S. V., Trifonov P. V. Finding roots of polynomials over finite fields. *IEEE Transactions on Communications*. 2002. Vol. 50, № 11. P. 1709-1711.
67. Федоренко С. В. Методы быстрого декодирования линейных блочных кодов: монография. СПб.: ГУАП, 2008. 199 с.
68. Choomchuay S. Fast transform techniques for RS codes. *Ladkrabang Engineering Journal*. 1995. V. 12, № 1. P. 32–41.
69. Алгебраические сверточные коды: учебное пособие / Н. И. Данько, С. П. Евсеев, А. А. Кузнецов и др. Харьков: УкрГАЗТ, 2007. 238 с.
70. Приходько С. И., Штомпель Н. А. Фурье-преобразование сверточных кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2008. №4. С. 66–68.
71. Штомпель М. А. Метод алгебраїчного декодування згорткових кодів у частотній області. *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2008. Вип. 98. С. 104–111.
72. Приходько С. И., Штомпель Н. А., Бушримас А. В. Метод блокового частотного декодирования сверточных кодов. *Системи обробки інформації*. 2008. Вип. 7 (74). С. 109–111.
73. Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод сверточного кодирования на основе быстрых алгоритмов. *Радиотехника: всеукр. межвед. науч.-техн. сб.* – 2009. Вып. 159. С. 283–287.
74. Штомпель М. А. Згорткове кодування з використанням ШПФ Винограда. *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2010. Вип. 114. С. 46–49.
75. Штомпель М. А. Обчислювальна складність методу частотного декодування згорткових кодів. *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2010. Вип. 116. С. 106–110.
76. Приходько С. И. Алгебраическое представление сверточных кодов.

Вестник международного славянского университета. 1998. Вып. 3. С.72-75.

77. Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод алгебраического декодирования сверточных кодов в частотной области. *Проблеми інформатики та моделювання: матеріали дев'ятої Міжнародної науково-технічної конференції.* Харків, 2009. С. 48.

78. Приходько С. И. Алгебраические сверточные коды. *Информационно-управляющие системы на железнодорожном транспорте.* 1999. №2(17). С. 62-63.

79. Приходько С. И., Гусев С. А., Кужель И. Е. Алгебраическое построение несистематических сверточных кодов. *Системи обробки інформації.* 2004. Вип. 8(36). С. 170-175.

80. Приходько С. И., Гусев С. А., Кужель И. Е. Алгебраический метод сверточного кодирования. *Комп'ютерні системи та інформаційні технології.* 2005. №1. С.35-43.

81. Тимочко А. И., Приходько С. И., Постольный А. С. Алгебраический метод построения сверточных кодов в систематическом виде. *Східно-Європейський журнал передових технологій.* 2005. № 2/2 (14). С. 118-123.

82. Тимочко А. И., Приходько С. И., Постольный А. С. Алгебраический метод построения рекурсивных сверточных кодов для стандартов космической связи. *Авиационно-космическая техника и технология.* 2005. №1 (17). С. 78-86.

83. Тимочко А. И., Приходько С. И., Постольный А. С. Алгебраические рекурсивные сверточные коды и схемы турбокодирования. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті.* 2005. №1-2. С. 59-65.

84. Приходько С. И., Гусев С. А., Постольный А. С., Жученко А. С. Алгебраическое декодирование сверточных кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті.* 2005. №6. С. 29-37.

85. Приходько С. И., Гусев С. А., Постольный А. С., Жученко А. С. Комбинированный метод декодирования алгебраических сверточных кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті.* 2006. №2 (58). С. 8-15.

86. Приходько С. И. Оценка нижней границы свободного кодового

расстояния алгебраически заданных сверточных кодов. *Системы обработки інформації*. 2007. Вип. 5(65). С. 120–124.

87. Приходько С. И. Метод декодирования алгебраических сверточных кодов. *Системы обработки інформації*. 2008. Вип. 2(69). С. 93–96.

88. Feldman J., Wainwright M. J., Karger D. R. Using linear programming to decode binary linear codes. *IEEE Transactions on Information Theory*. 2005. vol. 51, № 3. P. 954-972.

89. Wadayama T., Nakamura K., Yagita M., Funahashi Y., Usami S., Takumi I. Gradient descent bit flipping algorithms for decoding LDPC codes. *Proceedings of the International Symposium on Information Theory and its Applications (ISITA '08)* (December, 2008). 2008. P. 1-6.

90. Рассомахин С. Г. Линейное целочисленное декодирование псевдослучайных кодов на основе метода отсечений Гомори. *Системы обработки інформації*. 2011. Вип. 5. С. 93–98.

91. Wadayama T., Nakamura K., Yagita M., Funahashi Y., Usami S., Takumi I. Gradient descent bit flipping algorithms for decoding LDPC codes. *IEEE Transactions on Communications*. 2010. Vol. 58, № 6. June. P. 1610–1614.

92. Cardoso F. A. C. M., Arantes D. S. Genetic decoding of linear block codes. *Proceedings of the 1999 Congress on Evolutionary Computation-CEC99* (Washington, DC, USA, 1999). Vol. 3. 1999. P. 2302-2309.

93. Maini H., Mehrotra K., Mohan C., Ranka S. Genetic algorithms for soft-decision decoding of linear block codes. *Evolutionary Computation*. 1994. Vol. 2, № 2. P. 145-164.

94. Azouaoui A., Belkasmi M. A new genetic decoding of linear block codes. *2012 International Conference on Multimedia Computing and Systems* (Tangier, 2012). 2012. P. 1176-1182.

95. Chana I., Allouch H., Belkasmi M. An efficient new soft-decision decoding algorithm for binary cyclic codes. *2011 International Conference on Multimedia Computing and Systems* (Ouarzazate, 2011). 2011. P. 1-6.

96. Рассомахин С. Г., Лавровская Т. В. Математические модели случайных

и псевдослучайных кодов. *Системи обробки інформації*. 2016. № 9 (146). С. 55–61.

97. Рассомахин С. Г. Технология псевдослучайного кодирования в сетевых коммуникационных протоколах канального уровня. *Системи обробки інформації*. 2012. № 3 (101). С. 206–211.

98. Richardson T. J., Shokrollahi M. A., Urbanke R. L. Design of capacity-approaching irregular low-density parity check codes. *IEEE Transaction on Information Theory*. 2001. vol. 47, №2. February. P. 599-618.

99. Hou Jilei, Siegel P. H., Milstein L. B. Performance analysis and code optimization of low density parity-check codes on Rayleigh fading channels. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. 2001. Vol. 19, No. 5, May. P. 924-934.

100. Durand N., Alliot J., Bartolome B. Turbo codes optimization using genetic algorithms. *Proceedings of the 1999 Congress on Evolutionary Computation-CEC99* (Washington, DC, USA, 1999). Vol. 2. 1999. P. 816-822.

101. Hebbes L., Malyan R. R., Lenaghan A. P. Genetic algorithms for turbo codes. *EUROCON 2005 - The International Conference on "Computer as a Tool"* (Belgrade, 2005). 2005. P. 478-481.

102. Chen C. M., Chen Y. P., Shen T. C., Zao, J. K. On the optimization of degree distributions in LT code with covariance matrix adaptation evolution strategy. *IEEE Congress on Evolutionary Computation*. 2010. July. P. 1–8.

103. Zao J. K., Hornansky M., Diao P. Design of optimal short-length LT codes using evolution strategies. *IEEE Congress on Evolutionary Computation* (10–15 June, 2012), Brisbane, QLD. 2012. P. 1–9.

104. Chen C. M., Chen Y. P., Shen T. C., Zao J. K. Optimizing degree distributions in LT codes by using the multiobjective evolutionary algorithm based on decomposition. *IEEE Congress on Evolutionary Computation* (Barcelona, 18–23 July, 2010). 2010. P. 1–8.

105. Belkasmi M., Berbia H., Bouanani F. E. Iterative decoding of product block codes based on the genetic algorithms. *7th International ITG Conference on Source and Channel Coding* (Ulm, Germany, 2008). 2008. P. 1-6.

106. Berbia H., Elbouanani F., Romadi R., Benazza H., Belkasmi M. Genetic

algorithm for decoding linear codes over AWGN and fading channels. *Journal of Theoretical and Applied Information Technology*. 2011. Vol. 30, № 1. P. 35–41.

107. Shakeel I. GA-based soft-decision decoding of linear block codes. *Proceedings of the International Conference on Telecommunications Congress on Evolutionary Computation* (April, 2010). 2010. P. 13-17.

108. Berkani A., Belkasmi M. A reduced complexity decoder using compact genetic algorithm for linear block codes. *2016 International Conference on Advanced Communication Systems and Information Security (ACOSIS)* (Marrakesh, 2016). 2016. P. 1-6.

109. Berbia H., Elbouanani F., Belkasmi M., Romadi R. An enhanced genetic algorithm based decoder for linear codes. *2008 3rd International Conference on Information and Communication Technologies: From Theory to Applications* (Damascus, 2008). 2008. P. 1-5.

110. Berkani A., Azouaoui A., Belkasmi M., Aylaj B. Compact genetic algorithms with larger tournament size for soft-decision decoding. *2015 15th International Conference on Intelligent Systems Design and Applications (ISDA)* (Marrakech, 2015). 2015. P. 623-628.

111. Berkani A., Azouaoui A., Belkasmi M. Soft-decision decoding by a compact genetic algorithm using higher selection pressure. *2015 International Conference on Wireless Networks and Mobile Communications (WINCOM)* (Marrakech, 2015). 2015. P. 1-6.

112. Boualame H., Tahiri N., Chana I., Azouaoui A., Belkasmi M. An efficient soft decision decoding algorithm using cyclic permutations and compact genetic algorithm. *2016 International Conference on Advanced Communication Systems and Information Security (ACOSIS)* (Marrakesh, 2016). 2016. P. 1-6.

113. Azouaoui A., Belkasmi M., Farchane A. Efficient dual domain decoding of linear block codes using genetic algorithms. *Journal of Electrical and Computer Engineering*. 2012. Vol. 2012. P. 1-12.

114. Addi S., Berkani A., Azouaoui A., Belkasmi M. New hard decision decoder of LDPC codes using single bit flipping algorithm. *2017 International Conference on*

Wireless Networks and Mobile Communications (WINCOM) (Rabat, 2017). 2017. P. 1-5.

115. Berbia H., Belkasmi M., Elbouanani F., Ayoub F. On the decoding of convolutional codes using genetic algorithms. *2008 International Conference on Computer and Communication Engineering* (Kuala Lumpur, 2008). 2008. P. 667-671.

116. Штомпель Н. А. Оптимизация каскадных блочных кодов на основе популяционных методов. *Актуальні проблеми розвитку науки і техніки: збірник тез I Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, 22 жовтня 2015 р.). Київ, 2015. С. 88–89.

117. Xu H. Optimization of LDPC Codes for Turbo Equalization Based on PSO-EXIT Algorithm. *2007 International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing* (Shanghai, 2007). Shanghai. 2007. P. 1398-1401.

118. Ho Chia-Lu. Particle swarm optimization applied to designing LDPC codes for wireless communications. *International Conference on Advanced Infocom Technology 2011 (ICAIT 2011)* (Wuhan, China, 2011). Wuhan. 2011. P. 1-5.

119. Azmi M. H., Yuan J., Ning J., Huynh H. Q. Improved bilayer LDPC codes using irregular check node degree distribution. *2008 IEEE International Symposium on Information Theory* (Toronto, ON, 2008). Toronto. 2008. P. 141-145.

120. Зяблов В. В., Коробков Д. Л., Портной С. Л. Высокоскоростная передача сообщений в реальных каналах. М.: Радио и связь, 1991. 288 с.

121. Штомпель Н. А. Функциональное представление линейных помехоустойчивых кодов. *Наука і техніка Повітряних Сил Збройних Сил України*. 2017. № 1. С. 120–122.

122. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Дослідження характеристик телекомунікаційних систем з використанням програмних реалізацій каналів зв'язку. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. № 1. С. 34–41.

123. Farrell K., Rudolph L., Hartmann C., Nielsen L. Decoding by local optimization. *IEEE Transactions on Information Theory*. 1983. Vol. 29, No. 5. September. P. 740-743.

124. Han Y. S., Hartmann C. R. P., Chen C.-C. Efficient Maximum-Likelihood Soft-Decision Decoding of Linear Block Codes Using Algorithm A". *Electrical Engineering and Computer Science Technical Reports*. 134. 1991. 50 p.
125. Jin Q., Wang P., Xu S., Yang H., Rashvand H. F. Efficient construction of irregular LDPC codes with midterm block length and nearly optimal performance. *IET International Communication Conference on Wireless Mobile and Computing (CCWMC 2009)* (Shanghai, China, 2009). Shanghai. 2009. P. 40-43.
126. Xu Hua, Xu Cheng-qi, Zheng Xiao-chuan. Optimization of irregular LDPC codes on Rician channel. *Proceedings. 2005 International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2005* (Wuhan, China, 2005). Wuhan, 2005. P. 381-383.
127. Xie F., Lin X. Design of Fountain Codes with Differential Evolution. *2010 6th International Conference on Wireless Communications Networking and Mobile Computing (WiCOM)* (Chengdu, 2010). Chengdu. 2010. P. 1-4.
128. Hornansky M., Zao J. K. Customizing short-length LT codes with evolution strategies for video streaming protection. *Journal Multimedia Tools and Applications*. 2017. Volume 76, Issue 14. July. P. 15221-15250.
129. An J., Kang Qi, Wang Lei, Wu Qidi. A turbo codes optimization method using particle swarm algorithm. *2008 IEEE International Joint Conference on Neural Networks (IEEE World Congress on Computational Intelligence)* (Hong Kong, 2008). Hong Kong. 2008. P. 3814-3819.
130. Карпенко А. П. Современные алгоритмы поисковой оптимизации. Алгоритмы, вдохновленные природой: учебное пособие. Москва: издательство МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2014. 446 с.
131. Griva I., Nash S.G., Sofer A. *Linear and Nonlinear Optimization*. 2 edition. New York: Society for Industrial Mathematics. 764 p.
132. Dehuri S., Jagadev A.K., Panda M. *Multi-objective Swarm Intelligence: Theoretical Advances and Applications*. Springer, 2015. 209 p.
133. Chiong R. *Nature-Inspired Algorithms for Optimisation*. New York: Springer, 2009. 523p.

134. Price Kenneth, Storn Rainer M., Lampinen Jouni A. *Differential Evolution: A Practical Approach to Global Optimization (Natural Computing Series)*. Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg. 2005. 539 p.
135. Kennedy J., Eberhart R. Particle swarm optimization. *Proceedings of ICNN'95 - International Conference on Neural Networks (Perth, WA, Australia, 1995)* vol.4. 1995. P. 1942-1948.
136. Marichelvam M. K., Prabaharan T., Yang X. S. A discrete firefly algorithm for the multi-objective hybrid flowshop scheduling problems. *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*. 2014. Vol. 18, No. 2, April. P. 301-305.
137. Fister I., Fister I., Yang X., Fong S., Zhuang Y. Bat algorithm: recent advances. *2014 IEEE 15th International Symposium on Computational Intelligence and Informatics (CINTI) (Budapest, 2014)*. 2014. P. 163-167.
138. He X., Li N., Yang X. Non-dominated sorting cuckoo search for multiobjective optimization. *2014 IEEE Symposium on Swarm Intelligence (Orlando, FL, 2014)*. 2014. P. 1-7.
139. Ouaraab A., Ahiod B., Yang X., Abbad M. Discrete cuckoo search algorithm for job shop scheduling problem. *2014 IEEE International Symposium on Intelligent Control (ISIC) (Juan Les Pins, 2014)*. 2014. P. 1872-1876.
140. Yang X., Deb S., Fong S., He X., Zhao Y. Swarm intelligence: today and tomorrow. *2016 3rd International Conference on Soft Computing & Machine Intelligence (ISCMI) (Dubai, 2016)*. 2016. P. 219-223.
141. Yang X., Deb Suash Cuckoo search via lévy flights. *2009 World Congress on Nature & Biologically Inspired Computing (NaBIC) (Coimbatore, 2009)*. 2009. P. 210-214.
142. Yang X., Deb S., Fong S., He X., Zhao Y. From swarm intelligence to metaheuristics: nature-inspired optimization algorithms. *Computer*. 2016. Vol. 49, No. 9, Sept., P. 52-59.
143. Fossorier M. P. C., Lin S. Soft-decision decoding of linear block codes based on ordered statistics. *IEEE Transactions on Information Theory*. 1995. Vol. 41, № 5. September. P. 1379–1396.

144. Fossorier M. P. C., Lin S., Snyders J. Reliability-based syndrome decoding of linear block codes. *IEEE Transactions on Information Theory*. 1998. Vol. 44, № 1. P. 388-398.
145. Jin W., Fossorier M. P. C. Reliability-based soft-decision decoding with multiple biases. *IEEE Transactions on Information Theory*. 2007. Vol. 53, № 1, January. P. 105–120.
146. Штомпель Н. А. Метод неалгебраического декодирования двоичных кодов БЧХ. *Информационно-управляющие системы на железнодорожном транспорте*: матеріали стендових доповідей та виступів учасників конференції 27 Міжнародної науково-практичної конференції (м. Алушта, вересень 2014 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2014. №4. С. 47.
147. Штомпель Н. А. Метод мягкого декодирования двоичных линейных блоковых кодов. *Сучасні проблеми залізничного транспорту*: тези доповідей XLIV науково-практичної конференції молодих учених, аспірантів і студентів, частина 1 (м. Київ, 27 листопада 2014 р.). Київ, 2014. С. 182–183.
148. Жученко А. С., Панченко С. В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Биоинспирированные методы декодирования помехоустойчивых кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 30-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Харків, 26–27 жовтня 2017 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2017. Вип. 4. С. 3–4.
149. Жученко А. С., Панченко Н. Г., Панченко С. В., Штомпель Н.А. Метод декодирования линейных блоковых кодов на основе популяционных процедур поисковой оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 2 (117). С. 25–29.
150. Штомпель Н. А. Адаптивный метод мягкого декодирования блоковых кодов. *Залізничний транспорт: сучасні проблеми науки*: тези доповідей XLIII науково-практичної конференції молодих учених, аспірантів і студентів, частина 1 (м. Київ, 12 грудня 2013 р.). Київ, 2013. С. 178–179.

151. Приходько С. И., Штомпель Н. А. Декодирование двоичных блоковых кодов на основе методов стохастической оптимизации. *Проблеми економіки та управління на залізничному транспорті*: матеріали X ювілейної Міжнародної науково-практичної конференції (м. Одеса, 30 червня–1 липня 2015 р.). Київ, 2015. С. 126.

152. Жученко А. С., Штомпель Н. А. Метод декодирования блоковых кодов на основе процедур природных вычислений. *Актуальні проблеми розвитку науки і техніки*: збірник тез II Міжнародної науково-технічної конференції (м. Київ, 20 грудня 2015 р.). Київ, 2015. С. 7.

153. Штомпель Н. А. Декодирование блоковых кодов на основе биоинспирированных процедур оптимизации. *Современные средства связи*: материалы XXI Международной научно-технической конференции (г. Минск, Республика Беларусь, 20–21 октября 2016 года). Минск, 2016. С. 17–18.

154. Жученко О. С., Приходько С. И., Штомпель М. А. Біоінспірований метод м'якого декодування лінійних блокових кодів. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті*: тези доповідей 79-ої Міжнародної науково-технічної конференції (м. Харків, 25–27 квітня 2017 р.). *Збірник наукових праць Українського державного університету залізничного транспорту*: додаток. 2017. № 169. С. 14–16.

155. Жученко О. С., Приходько С. И., Штомпель М. А. Особливості програмної реалізації біоінспірованого методу м'якого декодування лінійних блокових кодів. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2017. Вип. 2 (123). С. 26–30.

156. Штомпель Н. А. Мягкое декодирование высокоскоростных блоковых кодов на основе популяционных процедур поисковой оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 4 (119). С. 15–19.

157. Штомпель М. А. Принципи програмної реалізації біоінспірованого методу декодування високошвидкісних лінійних блокових кодів. *Системи обробки інформації*. 2017. № 3. С. 72–75.

158. MacKay D. J. C. Good error correcting codes based on very sparse matrices.

IEEE Transaction on Information Theory. 1999. vol. 45, №2. March. P. 399-432.

159. MacKay D. J. C., Wilson S. T., Davey M. C. Comparison of constructions of irregular Gallager codes. *IEEE Transactions on Communications*. 1999. Vol. 47, No. 10, Oct. P. 1449-1454.

160. Richardson T. J., Urbanke R. L. The capacity of low-density parity-check codes under message-passing decoding. *IEEE transactions on information theory*. 2001. Vol. 47, № 2, February. P. 599–618.

161. Hu X. Y., Eleftheriou E., Arnold D. M. Regular and irregular progressive edge-growth Tanner graphs. *IEEE transactions on information theory*. 2005. Vol. 51, № 1, January. P. 386–398.

162. Штомпель Н. А. Методы построения проверочных матриц кодов с малой плотностью проверок на четность. *Внедрение перспективных микропроцессорных систем железнодорожной автоматики и средств телекоммуникаций на базе цифровизации: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 26-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Алушта, 23–28 вересня 2013 р.)*. Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті. 2013. Вип. 4 (101). С. 65–66.

163. Штомпель Н. А. Построение кодов с малой плотностью проверок на четность на основе природных вычислений. *Современные информационно-телекоммуникационные технологии: матеріали Міжнародної науково-технічної конференції, том III. Розвиток інформаційних технологій (м. Київ, 17–20 листопада 2015 р.)*. Київ, 2015. С. 53–54.

164. Жученко А. С., Панченко С. В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Биоинспирированный подход к построению кодов с малой плотностью проверок на четность. *Информационно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 29-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Харків, 27–29 вересня 2016 р.)*. Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: додаток. 2016. Вип. 4 (119). С. 5–6.

165. Штомпель Н. А. Метод оптимизации нерегулярных кодов с малой плотностью проверок на четность. *Політ. Сучасні проблеми науки: тези доповідей*

XV Міжнародної науково-практичної конференції молодих учених і студентів (м. Київ, 8–9 квітня 2015 р.). Київ, 2015. – С. 34.

166. Штомпель Н. А. Оптимизация нерегулярных кодов с малой плотностью проверок на четность на основе природных вычислений. *Радіотехніка: всеукр. міжвід. наук.-техн. зб.* 2016. Вип. 186. С. 207–210.

167. Haley D., Grant A., Buetefer J. Iterative encoding of low-density parity-check codes. *IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM): Proceedings.* November, 2002, vol. 2. 2002. P. 1289-1293.

168. Штомпель М. А. Методи кодування кодами з малою щільністю перевірок на парність. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 76-ої Міжнародної науково-технічної конференції (м. Харків, квітень 2014 р.). Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту.* 2014. № 143. С. 226.

169. Zhang J., Fossorier M. P. C. A modified weighted bit-flipping decoding of low-density parity-check codes. *IEEE Communications Letters.* 2004. Vol. 8, No. 3. P. 165-167.

170. Fossorier M., Mihaljevic M., Imai H. Reduced complexity iterative decoding of low-density parity check codes based on belief propagation. *IEEE transactions on information theory.* 1999. Vol. 47, № 5, May. P. 673–680.

171. Асауленко И. А. Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод итеративного декодирования линейных блоковых кодов на основе стохастической оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 28-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Харків, 24–25 вересня 2015 р.). Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: додаток.* 2015. Вип. 4 (113). С. 27–28.

172. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі популяційних процедур пошукової оптимізації. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції (м. Харків, 17–18 березня 2016 р.).* Харків, 2016. С. 41–42.

173. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі стохастичної оптимізації. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. Вип. 5 (114). С. 61–65.
174. Асауленко І. О., Жученко О. С., Приходько С. І., Штомпель М. А. Дослідження характеристик методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі стохастичної оптимізації. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 1 (116). С. 33–40.
175. Штомпель М. А. Субоптимальний метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 77-ої Міжнародної науково-технічної конференції (м. Харків, 21 – 23 квітня 2015 р.)*. *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2015. № 151 (1). С. 48.
176. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі природних обчислень. *«ТАК»: телекомунікації, автоматика, комп'ютерного-інтегровані технології: збірка доповідей Міжрегіональної науково-практичної конференції молодих учених (м. Красноармійськ, 16–17 листопада 2015 р.)*. Красноармійськ, 2015. С. 9–11.
177. Fossorier M. P. C. Iterative reliability-based decoding of low-density parity check codes. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. 2001. Vol. 19, № 5. May. P. 908–917.
178. Штомпель Н. А. Метод комбінированного декодування кодів з малою щільністю перевірок на четність. *Проблеми телекомунікацій*. 2016. № 2 (19). С. 35–43. URL: http://pt.journal.kh.ua/2016/2/1/162_shtompel_decoding.pdf.
179. Штомпель Н. А. Комбінированный метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на четність. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції (м. Харків, 12 – 13 березня 2014 р.)*. Харків, 2014. С. 96–97.
180. Zhang J., Fossorier M., Gu D., Zhang J. Improved min-sum decoding of

LDPC codes using 2-dimensional normalization. *IEEE Global telecommunications conference*. Vol. 3. 2005. P. 1187–1192.

181. Штомпель Н. А. Биоинспирированный подход к оптимизации декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Радіотехніка: всеукр. міжвід. наук.-техн. зб.* 2016. Вип. 187. С. 34–37.

182. Боцул А. В., Зубенко В. А., Волков А. С., Штомпель Н. А. Свойства алгебраических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті.* 2013. Вип. 5 (102). С. 16–22.

183. Wachter-Zeh A., Zeh A., Bossert M. Decoding interleaved Reed–Solomon codes beyond their joint error–correcting capability. *Designs, Codes and Cryptography*. 24 July 2012. P. 1–21.

184. Приходько С. И., Штомпель Н. А., Боцул А. В. Анализ методов помехоустойчивого кодирования информации в каналах с памятью. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції Академії внутрішніх військ МВС України (м. Харків, 21-22 березня 2012 р.).* Харків, 2012. С. 55.

185. Приходько С. И., Бабаев М. М., Волков А. С., Штомпель Н. А., Боцул А. В. Метод модификации обобщенного порождающего многочлена алгебраических сверточных кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті.* 2012. №6. С. 30–35.

186. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод построения алгебраических сверточных кодов перемежения. *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту.* 2013. № 136. С. 232–235.

187. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод построения алгебраических несистематических сверточных кодов перемежения с произвольной скоростью кодирования. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті.* 2014. Вип. 2 (105). С. 8–11.

188. Боцул А.В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Принципы построения алгебраических сверточных кодов перемежения. *67-ма науково-технічна*

конференція професорсько-викладацького складу, науковців, аспірантів та студентів: матеріали, ч. 1 (м. Одеса, 5-7 грудня 2012 р.). Одеса, 2012. С. 17–18.

189. Боцул А. В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Особенности построения алгебраических сверточных кодов для каналов с памятью. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: тези доповідей науково-практичної конференції Академії внутрішніх військ МВС України* (м. Харків, 20–21 березня 2013 р.). Харків, 2013. С. 32–33.

190. Штомпель Н. А. Мягкое декодирование алгебраических сверточных кодов на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 5 (120). С. 14–18.

191. Штомпель Н. А. Декодирование алгебраических сверточных кодов на основе бионических процедур. *«ТАК»: телекомунікації, автоматика, комп'ютерного-інтегровані технології: збірка доповідей Всеукраїнської науково-практичної конференції молодих учених* (м. Покровськ, 29–30 листопада 2016 р.). Покровськ, 2016. С. 19–21.

192. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод декодирования алгебраических сверточных кодов перемежения. *Системи обробки інформації*. 2012. Вип. 7(105). С. 172–176.

193. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А., Билал Хамзе Особенности метода декодирования алгебраических сверточных кодов перемежения. *Системи обробки інформації*. 2013. Вип. 2 (109). С. 146–149.

194. Волков А. С., Зубенко В. А., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Исследование характеристик алгебраических несистематических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2014. Вип. 6 (109). С. 13–19.

195. Kothiyal A., Takeshita O. Y. A comparison of adaptive belief propagation and the best graph algorithm for the decoding of linear block codes. *Proceedings International Symposium on Information Theory* (4–9 September, 2005). 2005. P. 724–728.

196. Штомпель Н. А. Адаптивное декодирование алгебраических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 6 (121). С. 18–22.
197. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Аналіз методів відновлення даних у телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. Вип. 4 (113). С. 27–38.
198. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Аналіз підходів до підвищення вірогідності передачі даних у інформаційній інфраструктурі залізничного транспорту. *Проблеми економіки та управління на залізничному транспорті: матеріали ІХ Міжнародної науково-практичної конференції (м. Київ, 17 листопада – 14 грудня 2014 р.)*. Київ, 2014. – С. 164.
199. Bodine E. A., Cheng M. K. Characterization of Luby transform codes with small message size for low-latency decoding. *IEEE International Conference on Communications (ICC '08)*. 2008. P. 1195–1199.
200. Huytia E., Tirronen T., Virtamo J. Optimal degree distribution for LT codes with small message length. *INFOCOM 2007: Proceedings of the 26th IEEE International Conference on Computer Communications*. 2007. P. 2576–2580.
201. Huytia E., Tirronen T., Virtamo J. Optimal Degree Distribution for LT Codes with Small Message Length. *IEEE INFOCOM 2007 - 26th IEEE International Conference on Computer Communications (Barcelona, 2007)*. 2007. P. 2576–2580.
202. Tirronen T., Virtamo J. Finding fountain codes for real-time data by fixed point method. *2008 International Symposium on Information Theory and Its Applications (Auckland, 2008)*. 2008. P. 1–6.
203. Yen K., Liao Y., Chen C., Chang H. Modified Robust Soliton Distribution (MRSD) with Improved Ripple Size for LT Codes. *IEEE Communications Letters*. 2013. Vol. 17, No. 5. May. P. 976–979.
204. Штомпель Н. А. Биоинспирированный метод оптимизации кодов на основе преобразования Лаби. *Наукові праці Донецького національного технічного університету. Серія: Інформатика, кібернетика та обчислювальна техніка*. 2016.

№ 2 (23). С. 153–157.

205. Панченко Н. Г., Штомпель М. А., Жученко О. С. Оптимізація стираючих кодів без фіксованої швидкості на основі природних обчислень. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 78-ої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Харків, 26–28 квітня 2016 р.). *Збірник наукових праць Українського державного університету залізничного транспорту*: додаток. 2016. № 160. С. 9–10.

206. Штомпель Н. А. Повышение эффективности кодов без фиксированной скорости на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 29-ої Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Харків, 27–29 вересня 2016 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2016. Вип. 4 (119). С. 26.

207. Штомпель М. А. Метод оптимізації фонтанних кодів на основі популяційних процедур пошукової оптимізації. *Політ. Сучасні проблеми науки: тези доповідей Міжнародної науково-практичної конференції молодих учених і студентів* (м. Київ, 6–8 квітня 2016 р.). Київ, 2016. – С. 126.

208. Приходько С. І., Жученко О. С., Штомпель М. А. Біоінспірований метод оптимізації кодів Лабі. *Проблеми інформатизації: тези доповідей восьмої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, 11–12 квітня 2017 р.). Київ, 2017. С. 198.

209. Штомпель Н. А. Многокритериальная оптимизация кодов Лабі на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2017. Вип. 1 (122). С. 24–27.

210. Штомпель Н. А. Биоинспирированная многокритериальная оптимизация кодов Лабі. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції* (м. Харків, 15–16 березня 2017 р.). Харків, 2017. С. 76.

ДОДАТОК А.

СПИСОК ПУБЛІКАЦІЙ ЗДОБУВАЧА ЗА ТЕМОЮ ДИСЕРТАЦІЇ ТА
ВІДОМОСТІ ПРО АПРОБАЦІЮ РЕЗУЛЬТАТІВ ДИСЕРТАЦІЇ*Наукові праці, в яких опубліковані основні наукові результати дисертації*

1. Приходько С. И., Бабаев М. М., Волков А. С., Штомпель Н. А., Боцул А. В. Метод модификации обобщенного порождающего многочлена алгебраических сверточных кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2012. №6. С. 30–35.
2. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод декодирования алгебраических сверточных кодов перемежения. *Системи обробки інформації*. 2012. Вип. 7 (105). С. 172–176.
3. Боцул А. В., Зубенко В. А., Волков А. С., Штомпель Н. А. Свойства алгебраических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2013. Вип. 5 (102). С. 16–22.
4. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод построения алгебраических сверточных кодов перемежения. *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2013. № 136. С. 232–235.
5. Штомпель Н. А. Методы мягкого декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Вісник Національного технічного університету «Харківський політехнічний інститут»*. 2013. № 27 (1000). С. 163–168.
6. Штомпель Н. А. Оценка вычислительной сложности методов кодирования кодами с малой плотностью проверок на четность. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2013. Вип. 4 (101). С. 69–71.
7. Штомпель Н. А. Вычислительная сложность методов декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Системи обробки інформації*. 2013. Вип. 6 (113). С. 177–180.
8. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А., Билал Хамзе Особенности метода декодирования алгебраических сверточных кодов

перемеження. *Системи обробки інформації*. 2013. Вип. 2 (109). С. 146–149.

9. Боцул А. В., Волков А. С., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод построения алгебраических несистематических сверточных кодов перемежения с произвольной скоростью кодирования. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2014. Вип. 2 (105). С. 8–11.

10. Волков А. С., Зубенко В. А., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Исследование характеристик алгебраических несистематических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2014. Вип. 6 (109). С. 13–19.

11. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Дослідження характеристик телекомунікаційних систем з використанням програмних реалізацій каналів зв'язку. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. № 1. С. 34–41.

12. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Аналіз методів відновлення даних у телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. Вип. 4 (113). С. 27–38.

13. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі стохастичної оптимізації. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2015. Вип. 5 (114). С. 61–65.

14. Асауленко І. О., Жученко О. С., Приходько С. І., Штомпель М. А. Дослідження характеристик методу декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі стохастичної оптимізації. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 1 (116). С. 33–40.

15. Жученко А. С., Панченко Н. Г., Панченко С. В., Штомпель Н. А. Метод декодирования линейных блоковых кодов на основе популяционных процедур поисковой оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 2 (117). С. 25–29.

16. Приходько С. І., Штомпель М. А. Методи ітеративного декодування

кодів з малою щільністю перевірок на парність. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 3 (118). С. 11–14.

17. Штомпель Н. А. Мягкое декодирование высокоскоростных блоковых кодов на основе популяционных процедур поисковой оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 4 (119). С. 15–19.

18. Штомпель Н. А. Метод комбинированного декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Проблеми телекомунікацій*. 2016. № 2 (19). С. 35–43. URL: http://pt.journal.kh.ua/2016/2/1/162_shtompel_decoding.pdf.

19. Штомпель Н. А. Мягкое декодирование алгебраических сверточных кодов на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 5 (120). С. 14–18.

20. Штомпель Н. А. Оптимизация нерегулярных кодов с малой плотностью проверок на четность на основе природных вычислений. *Радіотехніка: всеукр. міжвід. наук.-техн. зб.* 2016. Вип. 186. С. 207–210.

21. Штомпель Н. А. Биоинспирированный метод оптимизации кодов на основе преобразования Лаби. *Наукові праці Донецького національного технічного університету. Серія: Інформатика, кібернетика та обчислювальна техніка*. 2016. № 2 (23). С. 153–157.

22. Штомпель Н. А. Адаптивное декодирование алгебраических сверточных кодов перемежения. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2016. Вип. 6 (121). С. 18–22.

23. Штомпель Н. А. Биоинспирированный подход к оптимизации декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Радіотехніка: всеукр. міжвід. наук.-техн. зб.* 2016. Вип. 187. С. 34–37.

24. Штомпель Н. А. Многокритериальная оптимизация кодов Лаби на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2017. Вип. 1 (122). С. 24–27.

25. Штомпель Н. А. Функциональное представление линейных помехоустойчивых кодов. *Наука і техніка Повітряних Сил Збройних Сил України*. 2017. № 1. С. 120–122.

26. Штомпель Н. А. Тенденции развития методов помехоустойчивого кодирования информации в телекоммуникациях. *Збірник наукових праць Харківського національного університету Повітряних Сил*. 2017. № 1. С. 35–37.

27. Штомпель М. А. Принципы программной реализации биоинспирированного метода декодирования высокошвидкісних лінійних блокових кодів. *Системи обробки інформації*. 2017. № 3. С. 72–75.

28. Жученко О. С., Приходько С. І., Штомпель М. А. Особенности программной реализации биоинспирированного метода м'якого декодирования лінійних блокових кодів. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. 2017. Вип. 2 (123). С. 26–30.

Наукові праці, які засвідчують апробацію матеріалів дисертації

29. Приходько С. И., Штомпель Н. А., Боцул А. В. Анализ методов помехоустойчивого кодирования информации в каналах с памятью. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції Академії внутрішніх військ МВС України (м. Харків, 21-22 березня 2012 р.)*. Харків, 2012. С. 55. (очна участь)

30. Боцул А. В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Принципы построения алгебраических сверточных кодов перемежения. *67-ма науково-технічна конференція професорсько-викладацького складу, науковців, аспірантів та студентів: матеріали, ч. 1 (м. Одеса, 5-7 грудня 2012 р.)*. Одеса, 2012. С. 17–18. (заочна участь)

31. Штомпель М. А. Развитие методов завадостійкого кодування у волоконно-оптичних телекомунікаційних системах. *75-та міжнародна науково-технічна конференція кафедр академії, інженерно-технічних працівників залізниць, підприємств та організацій України та інших країн: тези доповідей (м. Харків, 24–25 квітня 2013 р.)*. *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2013. № 136. С. 275. (очна участь)

32. Боцул А. В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Особенности построения алгебраических сверточных кодов для каналов с памятью.

Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: тези доповідей науково-практичної конференції Академії внутрішніх військ МВС України (м. Харків, 20–21 березня 2013 р.). Харків, 2013. С. 32–33. (очна участь)

33. Штомпель Н. А. Методы построения проверочных матриц кодов с малой плотностью проверок на четность. *Внедрение перспективных микропроцессорных систем железнодорожной автоматики и средств телекоммуникаций на базе цифровизации»: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 26-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Алушта, 23–28 вересня 2013 р.). Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті. 2013. Вип. 4 (101). С. 65–66. (заочна участь)*

34. Штомпель Н. А. Адаптивный метод мягкого декодирования блоковых кодов. *Залізничний транспорт: сучасні проблеми науки: тези доповідей XLIII науково-практичної конференції молодих учених, аспірантів і студентів, частина 1 (м. Київ, 12 грудня 2013 р.). Київ, 2013. С. 178–179. (заочна участь)*

35. Штомпель Н. А. Комбинированный метод декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: збірник тез доповідей науково-практичної конференції (м. Харків, 12–13 березня 2014 р.). Харків, 2014. С. 96–97. (очна участь)*

36. Штомпель М. А. Методы кодирования кодами с малою щільністю перевірок на парність. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 76-ої Міжнародної науково-технічної конференції (м. Харків, квітень 2014 р.). Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту. 2014. № 143. С. 226. (очна участь)*

37. Штомпель Н. А. Метод неалгебраического декодирования двоичных кодов БЧХ. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 27-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Алушта, вересень 2014 р.). Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: додаток. 2014. №4. С. 47. (заочна участь)*

38. Штомпель Н. А. Метод мягкого декодирования двоичных линейных блоковых кодов. *Сучасні проблеми залізничного транспорту*: тези доповідей XLIV науково-практичної конференції молодих учених, аспірантів і студентів, частина 1 (м. Київ, 27 листопада 2014 р.). Київ, 2014. С. 182–183. (заочна участь)

39. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Аналіз підходів до підвищення вірогідності передачі даних у інформаційній інфраструктурі залізничного транспорту. *Проблеми економіки та управління на залізничному транспорті*: матеріали ІХ Міжнародної науково-практичної конференції (м. Київ, 17 листопада – 14 грудня 2014 р.). Київ, 2014. – С. 164. (заочна участь)

40. Штомпель Н. А. Метод оптимизации нерегулярных кодов с малой плотностью проверок на четность. *Політ. Сучасні проблеми науки*: тези доповідей XV Міжнародної науково-практичної конференції молодих учених і студентів (м. Київ, 8–9 квітня 2015 р.). Київ, 2015. – С. 34. (заочна участь)

41. Штомпель М. А. Субоптимальний метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті*: тези доповідей 77-ої Міжнародної науково-технічної конференції (м. Харків, 21–23 квітня 2015 р.). *Збірник наукових праць Української державної академії залізничного транспорту*. 2015. № 151 (1). С. 48. (очна участь)

42. Приходько С. И., Штомпель Н. А. Декодирование двоичных блоковых кодов на основе методов стохастической оптимизации. *Проблеми економіки та управління на залізничному транспорті*: матеріали Х ювілейної Міжнародної науково-практичної конференції (м. Одеса, 30 червня–1 липня 2015 р.). Київ, 2015. С. 126. (заочна участь)

43. Асауленко И. А., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Метод итеративного декодирования линейных блоковых кодов на основе стохастической оптимизации. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 28-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Харків, 24–25 вересня 2015 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2015. Вип. 4 (113). С. 27–28. (очна участь)

44. Штомпель Н. А. Оптимизация каскадных блоковых кодов на основе популяционных методов. *Актуальні проблеми розвитку науки і техніки: збірник тез I Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, 22 жовтня 2015 р.). Київ, 2015. С. 88–89. (заочна участь)

45. Штомпель Н. А. Построение кодов с малой плотностью проверок на четность на основе природных вычислений. *Современные информационно-телекоммуникационные технологии: матеріали Міжнародної науково-технічної конференції, том III. Розвиток інформаційних технологій* (м. Київ, 17–20 листопада 2015 р.). Київ, 2015. С. 53–54. (заочна участь)

46. Асауленко І. О., Штомпель М. А. Декодуння кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі природних обчислень. *«ТАК»: телекомунікації, автоматика, комп'ютерно-інтегровані технології: збірка доповідей Міжрегіональної науково-практичної конференції молодих учених* (м. Красноармійськ, 16–17 листопада 2015 р.). Красноармійськ, 2015. С. 9–11. (заочна участь)

47. Жученко А. С., Штомпель Н. А. Метод декодирования блоковых кодов на основе процедур природных вычислений. *Актуальні проблеми розвитку науки і техніки: збірник тез II Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, 20 грудня 2015 р.). Київ, 2015. С. 7. (заочна участь)

48. Панченко Н. Г., Штомпель М. А., Жученко О. С. Оптимізація стираючих кодів без фіксованої швидкості на основі природних обчислень. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 78-ої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Харків, 26–28 квітня 2016 р.). *Збірник наукових праць Українського державного університету залізничного транспорту: додаток. 2016. № 160. С. 9–10. (очна участь)*

49. Жученко А. С., Панченко С. В., Приходько С. И., Штомпель Н. А. Биоинспирированный подход к построению кодов с малой плотностью проверок на четность. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 29-ої Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Харків, 27–29 вересня 2016 р.). *Інформаційно-керуючі системи на*

залізничному транспорті: додаток. 2016. Вип. 4 (119). С. 5–6. (очна участь)

50. Штомпель Н. А. Повышение эффективности кодов без фиксированной скорости на основе природных вычислений. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 29-ої Міжнародної науково-практичної конференції (м. Харків, 27–29 вересня 2016 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*: додаток. 2016. Вип. 4 (119). С. 26. (очна участь)

51. Штомпель Н. А. Декодирование блоковых кодов на основе биоинспирированных процедур оптимизации. *Современные средства связи*: материалы XXI Международной научно-технической конференции (г. Минск, Республика Беларусь, 20–21 октября 2016 года). Минск, 2016. С. 17–18. (заочна участь)

52. Асауленко І. О., Приходько С. І., Штомпель М. А. Метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність на основі популяційних процедур пошукової оптимізації. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку*: збірник тез доповідей науково-практичної конференції (м. Харків, 17–18 березня 2016 р.). Харків, 2016. С. 41–42. (очна участь)

53. Штомпель М. А. Метод оптимізації фонтанних кодів на основі популяційних процедур пошукової оптимізації. *Політ. Сучасні проблеми науки*: тези доповідей Міжнародної науково-практичної конференції молодих учених і студентів (м. Київ, 6–8 квітня 2016 р.). Київ, 2016. – С. 126. (заочна участь)

54. Штомпель Н. А. Декодирование алгебраических сверточных кодов на основе бионических процедур. *«ТАК»: телекомунікації, автоматика, комп'ютерно-інтегровані технології*: збірка доповідей Всеукраїнської науково-практичної конференції молодих учених (м. Покровськ, 29–30 листопада 2016 р.). Покровськ, 2016. С. 19–21. (заочна участь)

55. Штомпель Н. А. Биоинспирированная многокритериальная оптимизация кодов Лаби. *Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку*: збірник тез доповідей науково-практичної конференції (м. Харків, 15–16 березня 2017 р.). Харків, 2017. С. 76. (очна участь)

56. Штомпель М. А. Напрями розвитку завадостійкого кодування у телекомунікаціях. *Прикладні науково-технічні дослідження: матеріали Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Івано-Франківськ, 5–7 квітня 2017 р.). Івано-Франківськ, 2017. С. 109. (заочна участь)

57. Жученко О. С., Приходько С. І., Штомпель М. А. Біоінспірований метод м'якого декодування лінійних блокових кодів. *Розвиток наукової та інноваційної діяльності на транспорті: тези доповідей 79-ої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Харків, 25–27 квітня 2017 р.). *Збірник наукових праць Українського державного університету залізничного транспорту: додаток*. 2017. № 169. С. 14–16. (очна участь)

58. Приходько С. І., Жученко О. С., Штомпель М. А. Біоінспірований метод оптимізації кодів Лабі. *Проблеми інформатизації: тези доповідей восьмої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, 11–12 квітня 2017 р.). Київ, 2017. С. 198. (заочна участь)

59. Жученко А. С., Панченко С. В., Приходько С. І., Штомпель Н. А. Биоинспирированные методы декодирования помехоустойчивых кодов. *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: матеріали стендових доповідей та виступів учасників 30-ої Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Харків, 26–27 жовтня 2017 р.). *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті: додаток*. 2017. Вип. 4. С. 3–4. (очна участь)

60. Штомпель М. А. Біоінспіровані методи оптимізації новітніх завадостійких кодів. *Проблеми інформатизації: тези доповідей дев'ятої Міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, м. Полтава, м. Катовице, м. Париж, м. Вільнюс, м. Харків, м. Мінськ, 12–13 грудня 2017 р.). Київ, 2017. С. 44. (заочна участь)

ДОДАТОК Б.
АКТИ ПРО ВИКОРИСТАННЯ РЕЗУЛЬТАТІВ ДИСЕРТАЦІЙНОЇ
РОБОТИ

«ЗАТВЕРДЖУЮ»

Проректор з науково-педагогічної роботи
 Українського державного університету
 залізничного транспорту

"_____ А.О. Каграманян

"_____ 2017 р.

АКТ

про впровадження результатів дисертаційної роботи

Штомпеля Миколи Анатолійовича на тему «Методи декодування та оптимізації завадостійких кодових конструкцій для телекомунікаційних систем» у навчальному процесі Інституту перепідготовки та підвищення кваліфікації кадрів Українського державного університету залізничного транспорту

До основних результатів дисертаційної роботи Штомпеля М.А., що використовуються у навчальному процесі Інституту перепідготовки та підвищення кваліфікації кадрів Українського державного університету залізничного транспорту, належать:

- метод оптимізації відносно коротких нерегулярних кодів з малою щільністю перевірок на парність, що дозволяє підвищити ефективність синтезу даних кодових конструкцій;
- метод ітеративного декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, що дозволяє підвищити ефективність декодування даних кодів;
- комбінований метод декодування кодів з малою щільністю перевірок на парність, що дозволяє збільшити достовірність передачі інформації у телекомунікаційних системах;
- метод оптимізації коефіцієнтів нормалізації при декодуванні

Рис. Б.1. Перший аркуш акту про впровадження результатів дисертаційної роботи у Інституті перепідготовки та підвищення кваліфікації кадрів Українського державного університету залізничного транспорту

мінімальної суми кодів з малою щільністю перевірок, що дозволяє прискорити визначення покращених коефіцієнтів нормалізації;

- метод оптимізації кодів Лабі, що дозволяє зменшити обчислювальну складність синтезу даних кодів для телекомунікаційних мереж з комутацією пакетів.

Дані розробки з 2015 року по теперішній час використовуються при проведенні занять у групах навчально-наукового центру підвищення кваліфікації кадрів, зокрема:

- для начальників, заступників начальників, головних інженерів служб сигналізації та зв'язку, начальників дистанцій сигналізації та зв'язку, заступників ШЧ з СЦБ, заступників ШЧ із зв'язку, головних інженерів;

- фахівців служб сигналізації та зв'язку (відділів зв'язку, радіо, ПОНАБ), інженерів, начальників дільниць, старших електромеханіків зв'язку.

В.о. заступника директора
Інституту перепідготовки та
підвищення кваліфікації кадрів,
кандидат технічних наук, доцент



В.В. Захарченко

Рис. Б.2. Другий аркуш акту про впровадження результатів дисертаційної роботи у Інституті перепідготовки та підвищення кваліфікації кадрів Українського державного університету залізничного транспорту

«ЗАТВЕРДЖУЮ»

Директор товариства з обмеженою
відповідальністю науково-
виробничого підприємства
«СТАЛЬЕНЕРГО»

В.П. Слюсар
« 10 » * 2018 р.



АКТ

реалізації результатів дисертаційної роботи

доцента кафедри транспортного зв'язку

Українського державного університету залізничного транспорту

Штомпеля Миколи Анатолійовича

Комісія у складі:

голова – начальник НТЦ Солодовнік І.В.

члени комісії – провідний інженер Дьяков Ю.О.;

провідний інженер Попов М.В.

склала цей акт про те, що фахівцями ТОВ НВП «СТАЛЬЕНЕРГО» при здійсненні професійної, науково-технічної та дослідницько-інноваційної діяльності щодо побудови та впровадження систем керування та оперативно-технологічного зв'язку залізничного транспорту використані такі результати наукових досліджень Штомпеля М.А.:

- методи декодування двійкових лінійних блокових кодів, що дозволяють зменшити обчислювальну складність декодування та підвищити енергетичну ефективність від кодування;
- метод декодування алгебраїчних згорткових кодів, що дозволяє зменшити ймовірність помилки декодування при передачі інформації у каналі зв'язку з випадковими помилками;

Рис. Б.3. Перший аркуш акту реалізації результатів дисертаційної роботи у товаристві з обмеженою відповідальністю науково-виробничого підприємства «СТАЛЬЕНЕРГО»

- адаптивний метод декодування алгебраїчних згорткових кодів перемешування, що дозволяє підвищити достовірність передачі інформації у каналах зв'язку з пам'яттю;

- математична модель телекомунікаційної системи та програмна реалізація запропонованих методів декодування алгебраїчних згорткових кодових конструкцій, що призначені для дослідження особливостей запропонованих методів декодування та їх порівняння з існуючими методами.

Голова комісії

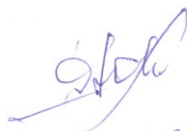
Начальник НТЦ



І.В.Солодовнік

Члени комісії:

Провідний інженер



Ю.О.Дьяков

Провідний інженер



М.В.Попов

Рис. Б.4. Другий аркуш акту реалізації результатів дисертаційної роботи у товаристві з обмеженою відповідальністю науково-виробничого підприємства «СТАЛЬЕНЕРГО»

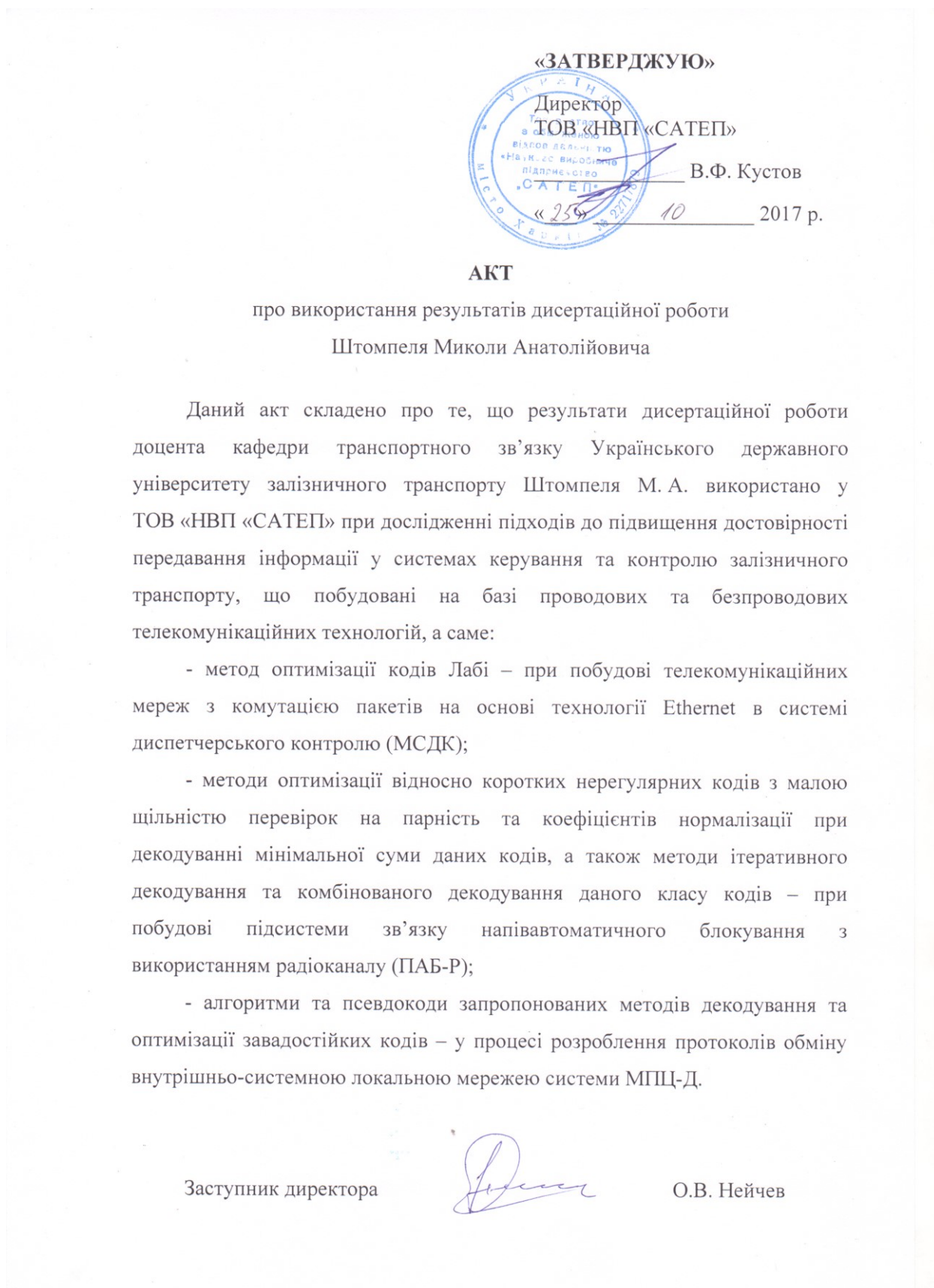


Рис. Б.5. Акт про використання результатів дисертаційної роботи у товаристві з обмеженою відповідальністю «Науково-виробниче підприємство «САТЕП»

«ЗАТВЕРДЖУЮ»

Перший проректор
Українського державного
університету залізничного транспорту



В.М. Астахов

2017 р.

АКТ

впровадження у навчальний процес кафедри транспортного зв'язку
результатів дисертаційної роботи Штомпеля Миколи Анатолійовича

Комісія у складі голови – професора кафедри транспортного зв'язку доктора технічних наук, професора Альошина Г.В., членів комісії – доцента кафедри транспортного зв'язку кандидата технічних наук, доцента Корольової Н.А., доцента кафедри транспортного зв'язку кандидата технічних наук, доцента Ковтун І.В. склала цей акт про те, що у навчальному процесі кафедри транспортного зв'язку Українського державного університету залізничного транспорту при викладанні навчальних дисциплін “Математичне моделювання телекомунікаційних систем” та “Інноваційні технології в інфокомунікаціях” були використані наступні результати дисертаційної роботи Штомпеля М.А.:

- методи декодування двійкових лінійних блокових кодів, що засновані на застосуванні узагальнених біоінспірованих процедурах пошукової оптимізації для визначення переданого кодового слова та знаходженні найбільш (найменш) надійного базису на основі породжувальної (перевірочної) матриці;

Рис. Б.6. Перший аркуш акту впровадження результатів дисертаційної роботи в Українському державному університеті залізничного транспорту

- метод декодування алгебраїчних згорткових кодів, який заснований на формуванні найбільш надійного базису та застосуванні процедур природних обчислень для пробних векторів, отриманих у результаті випадкового зміщення;

- адаптивний метод декодування алгебраїчних згорткових кодів перемежування, що заснований на ітеративному застосуванні біоінспірованих процедур до модифікованої перевірконої матриці даних кодів, отриманої в результаті адаптивного розповсюдження довіри;

- програмний комплекс, що реалізує запропоновані методи декодування блокових та алгебраїчних згорткових кодових конструкцій, а також дозволяє оцінити їх ефективність у каналах зв'язку з випадковими та згрупованими помилками.

Голова комісії

професор кафедри транспортного зв'язку
доктор технічних наук, професор



Г.В. Альошин

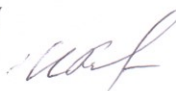
Члени комісії:

доцент кафедри транспортного зв'язку
кандидат технічних наук, доцент



Н.А. Корольова

доцент кафедри транспортного зв'язку
кандидат технічних наук, доцент



І.В. Ковтун

Рис. Б.7. Другий аркуш акту впровадження результатів дисертаційної роботи в Українському державному університеті залізничного транспорту