

**ПОЛТАВСКИЙ НАЦИОНАЛЬНЫЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ
ИМЕНИ ЮРИЯ КОНДРАТЮКА**

На правах рукописи

Маврина Марина Алексеевна



УДК 621.391

**МЕТОДЫ И СРЕДСТВА КОНТРОЛЯ, ДИАГНОСТИКИ И КОРРЕКЦИИ
ОШИБОК УСТРОЙСТВ ОБРАБОТКИ ДАННЫХ НА ОСНОВЕ КЛАССА
ВЫЧЕТОВ**

05.12.02 – телекоммуникационные системы и сети

Диссертация на соискание ученой степени кандидата
технических наук

Научный руководитель:
Краснобаев Виктор Анатольевич
доктор технических наук, профессор

Харьков – 2016

СОДЕРЖАНИЕ

ПЕРЕЧЕНЬ УСЛОВНЫХ СОКРАЩЕНИЙ.....	5
ВВЕДЕНИЕ.....	6
РАЗДЕЛ 1. Анализ структуры и задач коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы. Постановка задач исследований диссертации.....	16
1.1. Анализ структуры коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.....	16
1.2. Анализ задач, решаемых компьютерными устройствами обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.....	22
1.3. Выбор показателей для оценки достоверности и оперативности контроля, диагностики и коррекции данных компьютерных устройств обработки данных, функционирующих в классе вычетов.....	30
1.4. Формулировка научно-технической задачи диссертации. Постановка частных задач исследований.....	32
1.5. Выводы по разделу 1.....	35
РАЗДЕЛ 2. Исследование методов контроля компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла, функционирующих в классе вычетов. Разработка метода повышения достоверности контроля данных в классе вычетов.....	36
2.1. Анализ влияния свойств класса вычетов на структуру и принципы функционирования компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.....	36

2.2. Анализ корректирующих свойств помехоустойчивых кодов, представленных совокупностью остатков по модулю.....	40
2.3. Исследование методов контроля данных компьютерных устройств обработки данных в классе вычетов.....	48
2.4. Разработка метода повышения достоверности контроля данных компьютерных устройств обработки данных в классе вычетов.....	55
2.5. Выводы по разделу 2.....	73

РАЗДЕЛ 3. Исследование и совершенствование методов диагностики и коррекции ошибок компьютерных устройств обработки данных, функционирующих в классе вычетов.....

3.1. Исследование методов диагностики и коррекции ошибок данных в классе вычетов.....	74
3.2. Совершенствование метода диагностики данных компьютерных устройств обработки данных в классе вычетов.....	81
3.3. Совершенствование метода коррекции однократных ошибок данных в компьютерных устройствах обработки данных, функционирующих в классе вычетов.....	90
3.4. Выводы по разделу 3.....	110

РАЗДЕЛ 4. Разработка устройств контроля, диагностики и коррекции ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.....

4.1. Разработка устройства для достоверного контроля данных.....	112
4.2. Разработка устройства для оперативной диагностики ошибок данных.....	122
4.3. Разработка устройства для достоверного и оперативного контроля и диагностики данных.....	132

4.4. Разработка устройства для достоверного и оперативного контроля, диагностики и коррекции однократных ошибок данных компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.....	139
4.5. Выводы по разделу 4.....	152
ВЫВОДЫ.....	153
СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ.....	157
Приложение А. Акты реализации результатов диссертационной работы.....	169

ПЕРЕЧЕНЬ УСЛОВНЫХ СОКРАЩЕНИЙ

БКН –	блок констант нулевизации
ЕАСС –	единая автоматизированная сеть связи
КВ –	класс вычетов
ККУ –	коммутационно-коммуникационный узел
КН –	константа нулевизации
КУОД –	компьютерные устройства обработки данных
МКР –	минимальное кодовое расстояние
НКС –	непозиционная кодовая структура
ОК –	однорядовый код
ПН –	парная нулевизация
ППНК –	позиционный признак непозиционного кода
ПСС –	позиционная система счисления
СК –	система контроля
ТКС –	телекоммуникационная система

ВВЕДЕНИЕ

Актуальность темы. Новый этап развития украинских телекоммуникаций – это этап конвергентного объединения информатизации и телекоммуникации в электронно-информационное общество на основе Закона «Про телекоммуникации» и других регламентных документов.

Современный уровень разработки и производства систем и средств связи невозможно обеспечить без проведения опережающих исследований, направленных на перспективу развития и повышение эффективности использования телекоммуникационных систем (ТКС) и сетей [1-3].

В настоящее время развитие ТКС основано на разработке и внедрении телекоммуникационных цифровых технологий обработки и передачи данных по сетям связи. Это дает возможность объединения вторичных сетей в цифровую сеть интегрального обслуживания, где в единой цифровой форме передаётся информация (речь, данные, изображение и пр.). Кроме этого, использование методов обработки и передачи цифровой информации способствует процессу интеграции систем передачи и коммутации, т.е. интеграции первичной и вторичной сетей в единую транспортную сеть. Поэтому в перспективе современную телекоммуникационную сеть можно рассматривать уже не с позиций существующей классификации (первичная и вторичная сеть), а как инфокоммуникационную, при помощи которой будут решаться задачи расширения функциональных возможностей сетей связи [4, 5].

Дальнейший возможный перспективный путь совершенствования телекоммуникационных технологий будет направлен на глобализацию и обеспечение мультисервисности (обеспечения большого числа новых дополнительных услуг связи до каждого пользователя) связи, а также на повышение эффективности функционирования компьютерных устройств обработки данных (КУОД), как одного из основных устройств

коммутационно-коммуникационного узла (ККУ) ТКС. Это предполагается решить в первую очередь за счет увеличения скорости, достоверности и надежности обработки и передачи за короткое время больших массивов информации, а также за счет интеллектуализации сетей, обеспечения высокого уровня мобильности пользователей и пр. [6-8].

Исходя из вышеизложенного, одним из основных действенных путей достижения высокой эффективности функционирования КУОД ТКС является улучшение, в первую очередь, таких характеристик, как производительность и достоверность обработки больших массивов информации в реальном времени, а также надежность их функционирования. Так, сегодня, развитие сверхпроизводительных и надежных КУОД реального времени относится к разряду стратегически важных и актуальных проблем научных и технических разработок перспективных ТКС, что подтверждает актуальность и важность исследований, проводимых в данном направлении [9-11].

Отметим, что наряду с широко применяемыми в настоящее время методами повышения быстродействия и надежности КУОД ККУ ТКС, функционирующими в обычной двоичной позиционной системе счисления (ПСС), большие перспективы открываются за счет разработки и внедрения новых, нетрадиционных методов представления и обработки данных в непозиционной системе счисления. В частности, в настоящее время, рассматриваются варианты кодирования данных на основе математических методов, вытекающих из специального раздела математики – теории чисел [12-14].

Результаты проведенных исследований в области передачи и обработки информации, представленной в непозиционной системе счисления, известных ученых и инженеров, как в нашей стране так и за рубежом (Валах М., Свобода А., Акушкин И.Я., Юдицкий Д.И., Амербаев В.М., Коляда А.А., Торгашев В.А., Sano F., Shimbo A., Paulier P., Thornton M.A., Dreschler R., Miller D.M. и др.), показали, что создание и эксплуатация перспективных быстродействующих КУОД ККУ ТКС,

функционирующих в непозиционной системе счисления класса вычетов (КВ) эффективно и актуально [14-17].

Однако, при доказанном факте эффективного применения КВ для создания высокопроизводительных и надежных КУОД ККУ ТКС, время реализации методов и алгоритмов контроля, диагностики и коррекции (исправления) ошибок данных (по отношению к времени обработки информации) весьма существенно, что снижает общую эффективность использования непозиционных кодовых структур. Это объясняется тем, что в настоящее время операции контроля, диагностики и коррекции данных в КВ относятся к непозиционным операциям, т.е. наиболее сложно (большие временные и аппаратные затраты) реализуемым в данной непозиционной системе счисления. В тоже время повышения оперативности контроля в КВ сопровождается снижением достоверности получения истинного результата обработки данных [18-20].

Нерешенность задач обеспечения достоверного результата процесса оперативного контроля и повышения оперативности процессов диагностики и коррекции ошибок данных КУОД ККУ ТКС, функционирующих в КВ, определили тему, цель, общую научно-техническую задачу диссертации, частные задачи исследований и содержание данной диссертационной работы.

Научно-техническая задача диссертации – разработка методов и средств контроля, диагностики и коррекции компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Связь работы с научными программами, планами, темами.

Исследования в диссертационной работе проводились в соответствии со следующими нормативными актами:

1. Закон Украины «Про Основні засади розвитку інформаційного суспільства в Україні на 2007-2015 роки» от 09.01.2007 г., №537-V.
2. Закон Украины «Про телекомунікації» от 18.11.2003 г., №1280-IV.

3. Закон Украины «Про Концепцію Національної програми інформатизації» от 04.02.1998 г., №75/98-ВР.
4. Государственная научно-техническая программа «Створення перспективних телекомунікаційних систем і технологій».

Исследования, результаты которых изложены в диссертации, проводились в соответствии с государственными планами НИР, программами и договорами, которые выполнялись на кафедре компьютерной инженерии Полтавского национального технического университета имени Юрия Кондратюка, а также в других организациях:

– «Розробка та дослідження методів і засобів кодування, передачі, обробки та корекції даних комп'ютерних пристроїв телекомунікаційної системи і мережі, що функціонують у класі лишків» (Полтавський національний технічний університет імені Юрія Кондратюка, ДР № 0114U004136, 2013-2015 рр.);

– «Методологія створення відмовостійких і швидкодіючих засобів обробки цифрової інформації реального часу на основі застосування модулярної системи числення» (Харківський національний технічний університет сільського господарства імені Петра Василенка, ДР № 0110U000669, 2010-2014 рр.);

– «Розробка методики визначення обсягу робіт з експлуатації телекомунікаційного обладнання» (Українська державна академія залізничного транспорту, ДР № 0111U007919, 2012 р.).

Участие автора в указанных научно-исследовательских темах и проектах, в которых диссертант был исполнителем, заключается непосредственно в разработке методов и средств повышения достоверности и оперативности контроля, диагностики и коррекции данных компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Цель и задачи исследований. Целью диссертационной работы является повышение достоверности и оперативности контроля, диагностики

и коррекции ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Исходя из сформулированной общей научно-технической задачи диссертации, определены следующие частные задачи исследований диссертационной работы, решение которых обеспечит достижение цели исследований.

1. Исследовать методы контроля данных в классе вычетов.
2. Разработать метод повышения достоверности контроля компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.
3. Исследовать методы диагностики и коррекции ошибок данных в классе вычетов.
4. Усовершенствовать методы диагностики и коррекции ошибок компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.
5. Разработать устройства контроля, диагностики и коррекции ошибок компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Объект исследований – процессы контроля, диагностики и коррекции ошибок компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Предмет исследований – методы и средства контроля, диагностики и коррекции ошибок компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Методы исследований. При решении частных задач диссертации использовались основы построения телекоммуникационных систем и сетей, а также методы теории помехоустойчивого кодирования и теории чисел. Так, при исследовании методов контроля, диагностики и коррекции ошибок данных КУОД ККУ ТКС, функционирующих в классе вычетов, использовались основные положения построения телекоммуникационных систем и сетей, а также методы теории помехоустойчивого кодирования. При разработке методов контроля, диагностики и коррекции ошибок данных КУОД ККУ ТКС, функционирующих в классе вычетов, использовались элементы теории помехоустойчивого кодирования и теории чисел (разделы теории делимости и теории сравнений). При разработке устройств контроля, диагностики и коррекции ошибок данных в КВ использовались основные положения теории системного анализа технических систем.

Научная новизна полученных результатов. Новые научные результаты диссертации отражены в следующих трех пунктах.

1. **Впервые** получен метод контроля в классе вычетов, который, в отличие от известных, основан на использовании позиционного однорядового кода, путем использования максимального информационного основания, что позволяет повысить достоверность контроля данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.
2. **Усовершенствован** метод диагностики в классе вычетов, который основан на определении частных ортогональных базисов, путем совмещения во времени процессов анализа проекций диагностируемого числа, что позволяет повысить оперативность диагностирования данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.

3. **Усовершенствован** метод коррекции однократных ошибок в классе вычетов, основанный на учете величины и местоположения ошибки в остатке числа, путем организации процесса параллельного исправления ошибок в группе остатков контролируемого числа, что позволяет повысить оперативность коррекции ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.

Практическое значение полученных результатов исследований состоит в следующем.

В диссертации разработан оперативный метод контроля КУОД ККУ, позволяющий достоверно определять результаты процесса контроля данных в КВ. В работе усовершенствованы методы диагностики и коррекции ошибок данных в КВ. Применение данных методов позволяет в n раз уменьшить время диагностики и коррекции, что повышает оперативность проведения операций диагностики и коррекции ошибок данных в КВ.

По теме исследований получено 6 патентов Украины, что подтверждают новизну и практическую значимость результатов диссертации.

Патент Украины на изобретение № 105742 «Устройство для контроля ошибок данных в компьютерных устройствах ККУ информационно-телекоммуникационной системы, что функционируют в КВ» получен на устройство, что синтезировано на основе разработанного алгоритма контроля ошибок данных. В соответствии с алгоритмом быстрого контроля данных синтезировано «Устройство для контроля данных компьютерных устройств ТКС, что функционируют в КВ», патент Украины на изобретение № 105455. Патент Украины на изобретение № 105436 «Устройство для контроля и коррекции ошибок данных компьютерных устройств ККУ ТКС, что функционируют в КВ» получен на устройство в основе синтеза которого лежит усовершенствованный метод коррекции однократных ошибок данных в КВ. Патент Украины на полезную модель №80289 «Устройство для сложения и вычитания чисел по модулю три в модулярной системе

счисления» получен на устройство реализующие алгоритм сложения чисел по модулю три. Алгоритм сравнения данных лежит в основе устройства «Устройство для сравнения чисел, что представлены в непозиционной системе счисления класса вычетов», патент Украины на полезную модель № 79587. Патент Украины на полезную модель № 79673 получен на устройство «Устройство для контроля данных компьютерных устройств ТКС, функционирующих в КВ» в основе синтеза которого лежит алгоритм контроля данных КУОД ТКС в КВ.

Разработанные и усовершенствованные в диссертационной работе оперативные методы контроля, диагностики и коррекции ошибок данных, комплекс аналитических соотношений для расчета и оценки времени контроля, а также совокупность патентоспособных устройств обработки данных, функционирующих в непозиционной системе счисления класса вычетов, являются методологической основой для создания систем контроля, диагностики и коррекции ошибок КУОД ККУ ТКС в КВ.

Результаты расчетов и сравнительная оценка времени контроля, диагностики и коррекции ошибок данных, проведенные в диссертационной работе, показали, что с увеличением числового диапазона обработки информации, что характерно для современной тенденции развития КУОД ККУ ТКС, эффективность применения непозиционных кодовых структур в КВ возрастает.

Результаты диссертационной работы внедрены: на производстве НП ООО «СОЛВЕР» при выполнении задач, которые связаны с разработкой или усовершенствованием специальной техники (акт реализации от 12.05.15 г.) и в учебном процессе Полтавского Национального технического университета имени Юрия Кондратюка (акт реализации от 05.06.15 г.).

Личный вклад автора состоит в разработке и совершенствовании методов и средств оперативного контроля, диагностики и коррекции ошибок данных в КВ. Полученные научные результаты обеспечивают решение поставленных в диссертации частных задач исследований. Все основные

научные и практические результаты диссертации получены лично автором. Работы [21-26] были опубликованные без соавторов. В работах, опубликованных в соавторстве, соискателю принадлежат: разработка метода оперативной диагностики данных в классе вычетов [27]; метод повышения достоверности контроля данных в системе остаточных классов [28]; метод исправления однократных ошибок данных в классе вычетов [29]; метод быстрого контроля данных в классе вычетов [30]; формулировка концепции создания компьютерных средств обработки данных в классе вычетов [31]; результаты анализа процесса контроля, диагностики и исправления ошибок в классе вычетов [32]; результаты исследований методов сравнений чисел в классе вычетов [33]; разработка метода сравнений чисел в классе вычетов [34]; разработка метода арифметического сравнения чисел в классе вычетов [35]; разработка метода оптимального резервирования в модулярной системе счисления [36]; алгоритм быстрого контроля данных компьютерных устройств телекоммуникационной системы в классе вычетов [37]; алгоритм коррекции ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной сети в классе вычетов [38]; алгоритм контроля ошибок данных в компьютерных устройствах коммутационно-коммуникационного узла информационно-телекоммуникационной системы в классе вычетов [39]; алгоритм сложения чисел по модулю три [40]; алгоритм контроля данных компьютерных устройств телекоммуникационной системы в классе вычетов [41]; алгоритм сравнения данных в классе вычетов [42].

Апробация результатов диссертации. Основные результаты научных исследований диссертации докладывались, обсуждались и были одобрены на международных научно-технических конференциях: III Международная научно-техническая конференция «Современные направления развития информационно-коммуникационных технологий и средств управления» (г. Харьков, Украина, 2013 г.); IX Наукова конференція «Новітні технології – для захисту повітряного простору» (м. Харків, Україна, 2013 р.);

II Міжнародна науково-технічна конференція «Інформаційні проблеми теорії акустичних, радіоелектронних і телекомунікаційних систем IPST-2013» (м. Алушта, Україна, 2013 р.); II Международная научно-техническая конференция «Проблемы информатизации» (г. Киев, Украина, 2014 г.); 27-я международная научно-практическая конференция «Информационно-управляющие системы на железнодорожном транспорте» (г. Харьков, Украина, 2014 г.); V Міжнародна науково-технічна конференція «Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління» (м. Харків, Україна, 2015 р.).

Публикации. Основные результаты диссертации опубликованы в 22 печатных работах: 5 статей в Международных научно-теоретических и научно-технических журналах, 5 статей в научно-технических сборниках научных трудов, 6 патентов Украины, 6 тезисов докладов в сборниках научно-технических конференций.

Структура и объем диссертации. Диссертация состоит из введения, четырех разделов, выводов по диссертации, списка используемой литературы и одного приложения. Полный объем диссертации составляет 173 страницы, в том числе: 141 страница основного текста, рисунков и таблиц на 15 отдельных страницах, библиография со 102 наименованиями на 12 страницах, 1 приложение на 5 страницах.

В заключение автор выражает искреннюю благодарность научному руководителю доктору технических наук профессору Краснобаеву В.А. за оказанную помощь и поддержку при проведении исследований по теме диссертации.

РАЗДЕЛ 1. АНАЛИЗ СТРУКТУРЫ И ЗАДАЧ КОММУТАЦИОННО-КОММУНИКАЦИОННОГО УЗЛА ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СИСТЕМЫ. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧ ИССЛЕДОВАНИЙ ДИССЕРТАЦИИ

1.1. Анализ структуры коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы

Развитие сети электросвязи в нашей стране осуществляется путем создания Единой автоматизированной сети связи (ЕАСС), которая позволяет повысить эффективность технических средств коммутации и каналов связи путем их максимальной интеграции и многоцелевого использования (универсализации) [1-3].

Ранее распространённый термин «электросвязь» является синонимом английского слова telecommunication – телекоммуникации, что означает процессы передачи, получения и обработки информации на расстоянии с применением электронных, электромагнитных, сетевых, компьютерных и информационных технологий.

С понятием телекоммуникации тесно связаны понятия телекоммуникационная сеть и телекоммуникационная система.

Телекоммуникационная сеть – это комплекс технических средств телекоммуникаций и сооружений, предназначенных для маршрутизации, коммутации, передачи и/или приема знаков, сигналов, письменного текста, изображений и звуков или сообщений любого вида по радио, проводным, оптическим или другим электромагнитным системам между оконечными (абонентскими) устройствами [2].

Телекоммуникационная система – это совокупность технических и программных средств, предназначенных для обмена информацией путем

передачи или приема ее в виде сигналов, знаков, звуков, динамических или статических изображений и т.д. [4, 43].

Телекоммуникационные системы и телекоммуникационные сети, взаимодействуют друг с другом и классифицируются по назначению, принципам построения, принадлежности (сфере использования), по типу абонентских терминалов, по количеству используемых служб.

Традиционно телекоммуникационные сети разделяют на первичные и вторичные. Государственная программа построения Единой национальной системы связи Украины определяет *первичную сеть* как совокупность типовых физических цепей, каналов передачи и сетевых трактов – линий передачи, включая оборудование систем передачи данных, а также сетевых узлов, которые обеспечивают ретрансляцию сигналов и коммутацию магистральных каналов.

Если рассматривать первичную сеть на физическом уровне, она представляет собой совокупность неких физических линий связи различного типа: металлических, оптоволоконных, радиорелейных, спутниковых. По сути, первичная сеть является своего рода неоднородной средой передачи аналоговых и/или цифровых сигналов. Ее параметры определяются системами передачи и/или отдельными фрагментами, что позволяет на разных участках обеспечивать различную скорость передачи [44, 45].

По территориальному признаку первичную сеть подразделяют следующим образом:

- магистральная (верхний ярус), соединяющая каналами разных типов все областные и региональные центры;

- внутрizonовая (средний ярус), ограниченная территорией одной зоны, совпадающей с административным делением и соединяющая районные сети между собой, а также с областным центром;

- местная (нижний ярус), ограниченная территорией города или сельского района и обеспечивающая организацию физических пар

соединений между станциями и узлами этих сетей, а также между абонентами.

С точки зрения прикладной реализации, все сети являются сетями *вторичными* и строятся на базе каналов первичной сети. Они определяются совокупностью оконечных абонентских установок, абонентских линий, узлов коммутации, каналов, выделенных из первичной сети, и различаются по виду передаваемых сообщений на телефонную, телеграфную, факсимильную, передачи данных, информационно-вычислительную и др. [5, 44].

В зависимости от числа абонентов и размеров охватываемой территории используются несколько принципов построения вторичных сетей, которые при этом могут иметь различную топологию. На небольших территориях используется радиальный принцип построения, когда все оконечные пункты (ОП) соединяются в один узел, который является узлом коммутации и осуществляет соединение ОП (топология типа «звезда» или терминальная топология). Использование этого принципа приводит к большой совокупной длине соединений (большому расходу кабеля связи). При повреждении узла коммутации весь фрагмент ТКС, построенный по данному принципу, перестаёт функционировать. Эти недостатки частично устраняются при использовании радиально-узловой топологии построения сети, при котором, кроме центрального узла 1-го класса (верхнего уровня) создаются узлы более низких классов (уровней). Радиально-узловой принцип построения приводит к сети древовидной топологии, где узел первого класса является корнем дерева, а узлы более низких классов, соответственно, располагаются на некорневых ярусах. При этом порядок узлов (количество соединений данного узла с другими узлами) может быть различным. Однако, радиально-узловой принцип построения сети допускает единственно возможный путь установления соединения между любой парой узлов, повреждение узла приводит к прекращению функционирования фрагмента сети, состоящего из поврежденного узла и всех связанных с ним узлов нижних ярусов. В результате, сеть становится несвязной.

Для повышения надёжности и живучести сети, а также уменьшения числа отказов необходима организация обходных (альтернативных) путей. С этой позиции, очевидно, наиболее предпочтительным является соединение узлов по принципу «каждый с каждым», то есть полносвязная структура (полный граф). Однако при этом количество соединений и порядок узлов становятся максимально возможными для данного количества узлов, то есть топологическая стоимость сети также увеличивается до максимальной. На практике, во вторичных сетях связи обычно применяют компромиссный, комбинированный принцип построения, при котором узлы 1-го класса (главные узлы) соединяются между собой по принципу «каждый с каждым» и в тоже время являются центрами радиально-узлового построения сети [44].

Анализ особенностей вторичных сетей по типу передаваемой информации, изучение требований пользователей, исследование тенденций развития новых информационных служб приводят к выводу, что необходимым условием повышения эффективности средств связи является интеграция всех сетей связи в единую систему. Разработка и внедрение цифровых телекоммуникационных технологий обработки и передачи данных по сетям связи дает возможность объединения вторичных сетей в цифровую сеть интегрального обслуживания, где в единой цифровой форме передаются информация (речь, данные, изображение и пр.). Кроме этого, использование методов обработки и передачи цифровой информации способствовало процессу интеграции систем передачи и коммутации данных, т.е. интеграции первичной и вторичной сетей в единую транспортную сеть. Поэтому современную телекоммуникационную сеть можно рассматривать уже не с позиций существующей классификации (первичная и вторичная сеть), а как инфокоммуникационную сеть, поскольку, она представляет собой единую систему, которая не только выполняет транспортные функции, но и позволяет организовать отбор, ввод, обработку, хранение поиск и выдачу информации [4, 5, 45, 46].

Инфокоммуникационная сеть (*Infocommunication Network*) – это совокупность территориально-распределенных информационных, вычислительных ресурсов, программных комплексов управления, размещаемых в оконечных системах сети и терминальных системах пользователей, взаимодействие между которыми обеспечивается посредством телекоммуникаций, и которые совместно образуют единую мультисервисную платформу [47].

Инфокоммуникационные технологии (*Infocommunication Technologies*) – это совокупность методов и способов обработки, накопления, хранения, отображения и обеспечения целостности информации, а также способов реализации режимов ее переноса в пространстве, обеспечивающих некоторый гарантированный уровень качества обслуживания [47].

Следовательно, управление процессами обработки, распределения и передачи информации с заданными характеристиками реализуется на основе систем, управление которыми основано на использовании вычислительных средств. К таким системам можно отнести коммутационно-коммуникационные узлы ТКС.

Под коммутационно-коммуникационным узлом (ККУ) ТКС понимается совокупность технических средств, предназначенных для приёма, обработки и распределения информации по направлениям связи. Это определение применимо для ККУ всех типов сетей связи: телефонных, телеграфных, передачи данных и цифровых сетей интегрального обслуживания.

Управляющий комплекс (УК) ККУ – совокупность управляющих устройств, предназначенных для целенаправленного воздействия на аппаратуру узла коммутации с целью обработки запросов пользователей с заданным качеством, реализации автоматизированных функций технической эксплуатации, управления и учёта трафика. Одним из основных устройств УК ККУ является компьютерное устройство обработки данных (КУОД) (рис.1.1).

УК ККУ включает в себя: центральное (ЦУУ), групповое (ГУУ) и индивидуальное управляющие устройство (ИУУ).

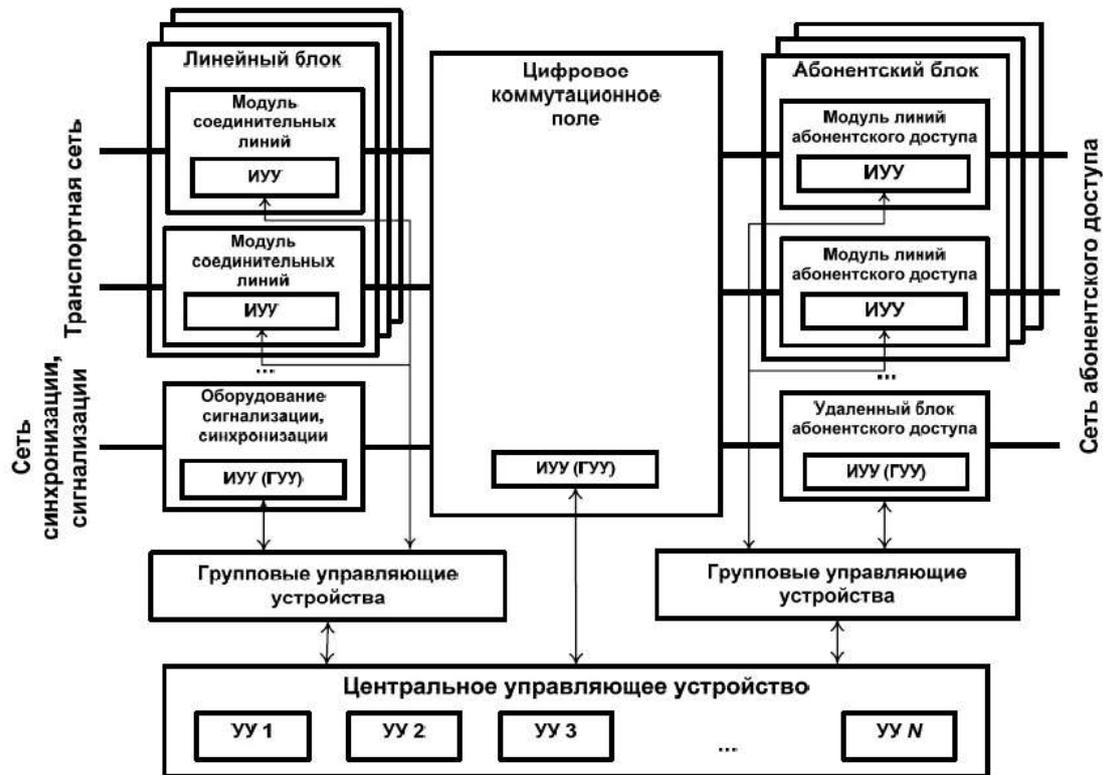


Рисунок 1.1. Функциональная блок-схема ККУ

ЦУУ выполняют наиболее сложные, «интеллектуальные», функции управления, а именно:

- маршрутизация сообщений и пакетов;
- техническое обслуживание и эксплуатация;
- администрирование доступа абонентов или пользователей;
- управление данными о трафике;
- управление процессами ввода-вывода с внешних устройств;
- управление обменом данными с персоналом по эксплуатации.

ГУУ предназначены для управления несколькими функциональными блоками. Они осуществляют координацию и взаимодействие с другими ГУУ для чего выполняют следующие функции:

- поддержка процедур сетевых и коммуникационных протоколов (запрос–ответ, разбиение и сборка пакетов, анализ заголовков);

- поддержка систем сигнализации;
- анализ ошибок приёма-передачи;
- управление и контроль ИУУ;
- взаимодействие с другими ГУУ при занятии свободных путей (трактов) между заданными блоками для установления соединения или сеанса связи;
- обмен данными по управлению ЦУУ.

ИУУ предназначены для управления отдельным модулем или блоком и выполняют ограниченный набор функций:

- отслеживание момента изменения состояния линии или канала/тракта для определения момента занятия, разъединения, поступления новой информации;
- обмен данными по управлению с ГУУ и/или ЦУУ;
- запуск и приём результатов стандартных тестов технического состояния линий, каналов и трактов;
- мультиплексирование и демultipлексирование;
- мониторинг оборудования, самотестирование и самопроверка [48].

1.2. Анализ задач, решаемых компьютерными устройствами обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы

Анализ современных ТКС, имеющих в своей структуре КУОД, выявляет наличие противоречия между необходимостью обрабатывать в реальном времени большие массивы информации, циркулирующей в ТКС (причем, их объемы имеют тенденцию к постоянному возрастанию), и недостаточной производительностью ее обработки [48].

Соответственно, дальнейшая перспектива совершенствования телекоммуникационных технологий может быть сформулирована в виде следующих направлений:

- глобализация и обеспечение мультисервисных услуг (обеспечение большого числа новых дополнительных, интегрированных услуг связи для каждого пользователя);
- путём встраивания в структуру ТКС компьютерных кластеров;
- использование суперкомпьютерных систем на основе GRID и «облачных» технологий;
- интеллектуализация сетей (вплоть до внедрения в ТКС так называемых «когнитивных систем»);
- обеспечение высокого уровня мобильности пользователей;
- повышение эффективности функционирования устройств КУОД, как одного из основных устройств ТКС.

Последнее может быть достигнуто, в первую очередь, за счет увеличения скорости, достоверности, надежности обработки и передачи больших массивов информации КУОД, а также отказоустойчивости их функционирования [49-51].

Применение в перспективных телекоммуникационных системах компьютерных кластеров в качестве компьютерных устройств обработки данных даёт возможность существенно повысить эффективность управления ТКС, то есть улучшить качество цифровой передачи, распределения и обработки сигналов; а также повысить оперативность и точность выявления возникающих в процессе её работы проблем, улучшить отказоустойчивость системы и принимать наиболее оптимальные решения по управлению [52-54].

Все более широкое использование GRID-технологии существенно увеличивает спектр предоставляемых телекоммуникационной системой услуг, расширяет круг пользователей и разнообразие задач решаемых в областях бизнеса, производства науки и образования.

По назначению принято различать GRID-сети вычислительные (*computational GRID*) и ориентированные на хранение больших массивов

информации (*data GRID*). GRID-системы наиболее эффективно используются в следующих областях:

- распределенные высокопроизводительные вычисления;
- решение сверхсложных (ресурсоемких) задач, требующих максимальных процессорных ресурсов, памяти и быстродействия;
- многопоточная обработка информации, позволяющая организовать эффективное использование основных информационно-вычислительных ресурсов;
- распределенные коллективные вычисления, координирующие одновременное решение нескольких взаимодействующих вычислительных задач разных пользователей [55].

Первый в Украине GRID-кластер был создан в Харьковском физико-техническом институте НАН Украины в рамках совместных проектов с Объединенным институтом ядерных исследований (г. Дубна, Россия) и Европейским центром ядерных исследований (г. Женева, Швейцария) в 2002 году. До 2011 года продолжалось развитие инфраструктуры Украинского национального GRID, в основном за счет увеличения количества устанавливаемых GRID-кластеров и так называемых GRID-платформ доступа. На февраль 2013 года в Украинской GRID-инфраструктуре зарегистрировано 38 кластеров. Самым мощным ресурсным центром украинского GRID является кластер Института кибернетики им. В.М. Глушкова (г. Киев) с пиковой производительностью порядка 20 *Tflops*. Все эти программы и разработки создали основу для развития в Украине телекоммуникационных систем и сетей, а также их поэтапную интеграцию в мировое информационное пространство [56].

Повышение эффективности работы телекоммуникационной системы в целом возможно и за счет усовершенствования КУОД ККУ, которые в настоящее время должны оперативно решать основные задачи маршрутизации, мультиплексирования, коммутации (рис. 1.2).



Рисунок 1.2. Задачи, решаемые КУОД ККУ ТКС

Существующие КУОД ТКС, как и прочие «традиционные» компьютерные системы, функционируют на основе двоичной ПСС, использование которой ограничивает развитие потенциальных возможностей КУОД в плане быстрой обработки данных в реальном времени.

Это обусловлено тем, что архитектурные и математические методы повышения производительности при использовании ПСС не обеспечивают максимизацию вычислительного параллелизма на микроуровне, т.е. не позволяют достаточно эффективно распараллеливать выполняемые алгоритмы на уровне элементарных операций (микроопераций или отдельных этапов выполнения машинных команд).

Магистральной тенденцией развития современных компьютерных устройств разнообразного назначения является повышение их производительности за счет распараллеливания вычислений на разных уровнях гранулярности вычислительного процесса, что в полной мере относится и к КУОД ТКС [57].

Так, архитектурные методы повышения производительности на уровне минимальной (мелкозернистой) гранулярности так или иначе основаны на идеях использования конвейеризации выполнения команд и параллельного выполнения нескольких элементарных операций набором более или менее специализированных операционных устройств (цифровых автоматов). К этой группе методов можно отнести следующие [57-59]:

- оптимизацию системы и форматов команд, развитие идей архитектур RISC (сокращенной системы команд) и VLIW (командного слова очень большой длины);
- использование длинных конвейеров (гиперконвейеров или суперконвейеров);
- использование суперскалярных конвейеров (нескольких параллельных конвейеров команд, способных одновременно обрабатывать команды разных типов);
- предсказание условных переходов и предикацию;

– использование нескольких параллельных операционных устройств, иногда также конвейеризованных.

Однако использование методов этой группы имеет существенные ограничения. Так, например, увеличение длины конвейера команд с целью повышения его производительности (а также увеличение числа параллельных конвейеров) приводит к увеличению вероятности в них конфликтов, эффективное разрешение которых требует дальнейшего увеличения длины конвейера и, соответственно, существенного повышения требований к его оборудованию [58].

Математические методы связаны, прежде всего, с созданием новых вычислительных методов и процедур решения задач, допускающих распараллеливание вычислительных процессов на крупнозернистом уровне, и при их разработке уровни минимальной гранулярности вычислительного процесса, как правило, вообще игнорируются.

Таким образом, существующие методы повышения производительности КУОД, функционирующие в ПСС, обладают общим недостатком: невозможность эффективно распараллелить решаемые алгоритмы на уровне элементарных операций. Это говорит о возможном пределе повышения производительности обработки данных в ПСС [60-63].

Соответственно, одним из актуальных направлений в разработке высокоскоростных КУОД является переход к распараллеливанию выполнения отдельных элементарных микроопераций. Этого можно достичь, например, путем перехода к обработке данных в нетрадиционной машинной арифметике, т.е. с нетрадиционным представлением операндов. Из множества существующих нетрадиционных машинных арифметик наибольшее применение в системах обработки данных нашли следующие: машинная арифметика в системе остаточных классов (в классе вычетов (КВ)); коды Фибоначчи; биномиальная система счисления; арифметика в знакологарифмической системе счисления; модулярная комплексная арифметика Гаусса (комплексные числа, триплексные числа, кватернионы,

бикватернионы и пр.); арифметика в кольце полиномов; позиционно-остаточная система счисления [64-67].

Анализ нетрадиционных арифметик показал, что в настоящее время наибольшее практическое применение нашли устройства обработки данных, использующие непозиционные модулярные коды в КВ. Так на основании применения системы счисления в КВ были созданы и эксплуатируются следующие КУОД:

- К-340А и К-340М; «Алмаз» и устройство 5Э53 (СССР);
- бортовой компьютер управления авиационным двигателем, разработанный Б.С. Гаспаром (СССР);
- модулярные цифровые фильтры, разработанные Е.К. Лебедевым (СССР);
- бортовой компьютер Star (США);
- специализированные процессоры ДПФ (США, Южная Корея);
- ряд военных специализированных бортовых компьютеров (США, Япония);
- специализированные процессоры ЦОС, разработанные (США);
- компьютеры Sprint для робототехники (США, Япония);
- вычислительный кластер ТКС (Вятский государственный университет, Россия);
- устройства регистрации информации (Россия).

В процессе исследования специфики и возможностей системы остаточных классов (КВ) удалось построить самокорректирующиеся коды, полностью арифметичные, т. е. пригодные для обнаружения и исправления ошибок [68]. Стало возможным (что до сих пор не наблюдалось ни в каких известных специальных позиционных кодовых системах) построить систему исправления ошибок при введении минимальной кодовой избыточности, использующую динамику вычислительного процесса. Следовательно, стало возможным и построение устройств непрерывного типа, позволяющих

существенно повысить точность решения задач на этих устройствах при относительно невысокой прецизионности самого оборудования [14].

Упрощенная схема КУОД ККУ в КВ представлена на рис. 1.3.

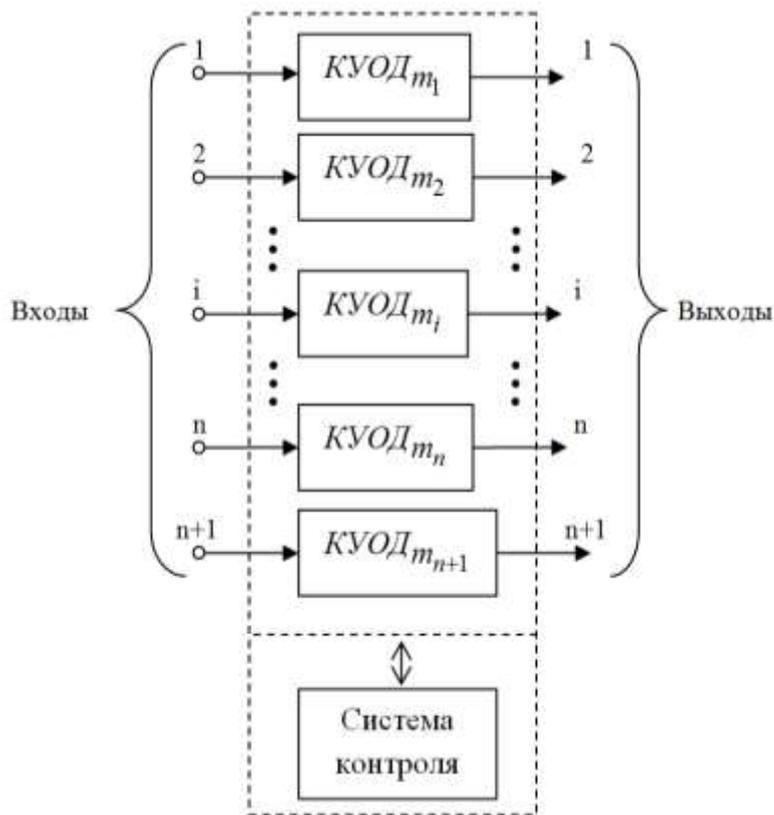


Рисунок 1.3. Упрощенная схема КУОД ККУ в КВ

Для обеспечения высокой производительности КУОД, что функционирует в непозиционной системе счисления в КВ необходимо обеспечить надежную и отказоустойчивую работу КУОД, а также минимизировать время реализации операций, что в нем выполняются [14, 15].

С одной стороны, существуют методы оперативного контроля данных в КВ. Однако, все они обладают существенным недостатком – низкой достоверностью контроля данных, что снижает эффективность использования КУОД в КВ. С другой стороны, существующие практические методы диагностики и коррекции данных в КВ не всегда соответствуют

возросшим требованиям к оперативности обработки данных КУОД в КВ, функционирующих в реальном времени. Данные обстоятельства обуславливают необходимость совершенствования существующих и разработки новых методов и средств, позволяющих повысить достоверность контроля данных и оперативность процессов диагностики и коррекции ошибок в КВ.

1.3. Выбор показателей для оценки достоверности и оперативности контроля, диагностики и коррекции данных компьютерных устройств обработки данных, функционирующих в классе вычетов

Своевременная и достоверная информация, представляемая системой и средствами контроля, существенно влияет на оперативность управления КУОД. Оперативная диагностика и коррекция ошибок данных позволяют повысить эффективность функционирования ТКС за счет уменьшения времени простоя в работе КУОД.

В соответствии с целью диссертации среди основных характеристик системы контроля (глубина контроля, полнота контроля, оперативность контроля и пр.) рассмотрим такую важную характеристику системы (средств) контроля КУОД ТКС в КВ как достоверность $P_{ок}$ контроля.

Под достоверностью контроля данных в классе вычетов будем понимать вероятность получения истинного результата операции контроля данных, представленных в КВ. В качестве показателя для количественной оценки достоверностью контроля данных в классе вычетов может воспользоваться соотношением:

$$P_{ок} = V_{ПС} / V_{ОС}, \quad (1.1)$$

где в общем случае: $V_{ПС} = M$ – количество (от 0 до $M \div 1$) правильных

($A < M$), лежащих в рабочем числовом $[0, M_0)$ диапазоне, кодовых слов для данного КВ; $V_{OC} = (V_{PC} + V_{HC})$ – общее количество кодовых слов, которые в результате проведения контроля данных считаются правильными; $V_{HC} = (N_i \cdot m_i - M)$ – количество неправильных ($A \geq M$) кодовых слов, которые в результате проведения контроля данных считаются правильными (отметим, что $N_i =]M / m_i[= j_i + 1$).

С учетом этого показатель достоверности (1.1) определяется соотношением:

$$P_{\partial\kappa} = \frac{M}{M + N_i \cdot m_i - M} = \frac{M}{N_i \cdot m_i}. \quad (1.2)$$

При $m_i = m_{n+1}$ имеем, что $V_{HC} = (N_{n+1} \cdot m_{n+1} - M)$. Если $m_i = m_{n+1}$ то выражение (1.2) примет вид:

$$P_{\partial\kappa} = \frac{M}{M + N_{n+1} \cdot m_{n+1} - M} = \frac{M}{N_{n+1} \cdot m_{n+1}}. \quad (1.3)$$

Так, как заведомо $N_{n+1} \cdot m_{n+1} > M$, то в этом случае всегда $P_{\partial\kappa} < 1$.

Если в качестве основания m_i , определяющего величины числовых $j_i \cdot m_i \div (j_i + 1) \cdot m_i$ интервалов, возьмём информационное основание КВ, например, $m_i = m_1$, тогда $N_i =]M / m_i[= N_1 =]M / m_1[$ и $N_1 = \prod_{i=2}^n m_i$. В этом случае, выражение (1.2) примет вид:

$$P_{\partial\kappa} = \frac{M}{M + N_1 \cdot m_1 - M} = \frac{M}{N_1 \cdot m_1} = 1. \quad (1.4)$$

Соответственно, всегда $P_{\partial\kappa} = 1$, т.е. в случае выбора значения $m_i = m_1$,

система контроля (СК) КУОД ККУ всегда обеспечивает достоверный результат контроля данных в КВ.

В соответствии с целью и задачами диссертации для количественной оценки оперативности процесса диагностики и коррекции ошибок данных, оперативность будем оценивать средним временем продолжительности процесса диагностики и коррекции данных

$$T_k = M(\tau_k), \quad (1.5)$$

где $M(\tau_k)$ – математическое ожидание время продолжительности процесса диагностики и коррекции данных; τ_k – продолжительность процесса диагностики и коррекции данных КУОД в КВ.

При проектировании и эксплуатации современных ТКС важную роль играют системы управления и обработки передаваемых данных. Однако теория управления ТКС (в отличие, например, от теории автоматического управления движением самолетов, роботов и других подвижных объектов) развита слабо. Поэтому возникает необходимость в постановке, формализации и решении задач управления, обработки и передачи информации в ТКС с учётом их особенностей и неопределённости условий эксплуатации.

1.4. Формулировка научно-технической задачи диссертации. Постановка частных задач исследований

Как видно из вышеизложенного (введение и 1.3), существенным недостатком всех известных методов контроля данных в КВ является низкая достоверность этого контроля. В этом случае для определения истинного результата процесса контроля данных возникает необходимость значительных дополнительных временных и аппаратных затрат на проведение контроля. Кроме этого, существующие методы и средства диагностики и коррекции данных КУОД в КВ обладают одним общим

существенным недостатком – низкой оперативностью процессов диагностики и коррекции данных. Значительное время диагностики и коррекции данных нивелирует одно из преимуществ использования КВ – возможность сверхбыстрой реализации КУОД процесса обработки данных ТКС.

Имеющиеся вышеперечисленные недостатки процессов контроля, диагностики и коррекции данных КУОД в КВ, с одной стороны; положительные предварительные результаты исследований, посвященные возможности повышения достоверности контроля данных и оперативности процессов диагностики и коррекции ошибок в КВ с другой стороны, определили цель, научно-прикладную задачу, частные задачи исследований, тему и содержание данной диссертационной работы.

Цель исследований – повышение достоверности и оперативности контроля, диагностики и коррекции ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Таким образом, **важной и актуальной научно-технической задачей диссертации** является разработка методов и средств контроля, диагностики и коррекции компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Исходя из сформулированной общей научно-технической задачи диссертации, определены следующие частные задачи исследований диссертационной работы, решение которых обеспечить достижение цели исследований.

1. Исследовать методы контроля данных в классе вычетов.
2. Разработать метод повышения достоверности контроля компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

3. Исследовать методы диагностики и коррекции ошибок данных в классе вычетов.

4. Усовершенствовать методы диагностики и коррекции ошибок компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

5. Разработать устройства контроля, диагностики и коррекции ошибок компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

1.5. Выводы по разделу 1

1. Повышение эффективности функционирования устройств КУОД, как одного из основных устройств ТКС, может быть достигнуто путем увеличения скорости, достоверности, надежности обработки и передачи больших массивов информации КУОД, а также отказоустойчивости их функционирования.

2. Архитектурные и математические методы повышения производительности при использовании ПСС не обеспечивают максимизацию вычислительного параллелизма на микроуровне, т.е. не позволяют достаточно эффективно распараллеливать выполняемые алгоритмы на уровне элементарных операций.

3. Анализ исследований структуры и особенностей функционирования существующих КУОД ТКС, современных фундаментальных научных трудов по данной тематике, а также результатов практической деятельности отечественных и зарубежных ученых и инженеров в данной области показал, что создание и эксплуатация перспективных КУОД ТКС, направленных на повышение эффективности эксплуатации телекоммуникационной сети, может быть эффективно реализовано на основе использования непозиционной системы счисления в КВ. Так, показано, что использования кодов в КВ позволит создать оперативные и достоверные методы и средства контроля, диагностики и коррекции данных КУОД ККУ ТКС функционирующих в КВ. Данное обстоятельство определило тему, цель и содержание работы, формулировку общей научно-технической задачи диссертации, на основании которой определены частные задачи исследований.

4. В разделе выбраны и обоснованы показатели для количественной оценки достоверности и оперативности контроля, диагностики и коррекции данных КУОД ККУ ТКС, функционирующих в КВ.

РАЗДЕЛ 2. ИССЛЕДОВАНИЕ МЕТОДОВ КОНТРОЛЯ КОМПЬЮТЕРНЫХ УСТРОЙСТВ ОБРАБОТКИ ДАННЫХ КОММУТАЦИОННО-КОММУНИКАЦИОННОГО УЗЛА, ФУНКЦИОНИРУЮЩИХ В КЛАССЕ ВЫЧЕТОВ. РАЗРАБОТКА МЕТОДА ПОВЫШЕНИЯ ДОСТОВЕРНОСТИ КОНТРОЛЯ ДАННЫХ В КЛАССЕ ВЫЧЕТОВ

2.1. Анализ влияния свойств класса вычетов на структуру и принципы функционирования компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы

Одним из возможных перспективных направлений в области разработки высокопроизводительных, надежных и отказоустойчивых КУОД ККУ ТКС является переход к обработке данных в машинной арифметике с нетрадиционным представлением операндов. К настоящему времени наибольшее практическое применение нашли КУОД, использующие непозиционные модулярные коды в КВ.

Кратко проведем анализ основных свойств КВ [14].

1. Независимость остатков. Это дает возможность построения КУОД ККУ в виде совокупности (по числу оснований КВ) информационно независимых трактов обработки данных, функционирующих каждый по своему определенному модулю m_i КВ, независимо один от другого и параллельно во времени (рис.1.3). При таком построении КУОД, оборудование ККУ ТКС будет обладать модульностью конструкции, что позволит осуществлять ремонт и техническое обслуживание аппаратуры, не прерывая решения задачи. В этом случае для осуществления профилактических мероприятий по техническому обслуживанию КУОД ККУ не требуется высококвалифицированный обслуживающий персонал.

Структура КУОД в КВ, состоящая из совокупности независимых трактов обработки данных, позволяет распараллелить обрабатываемый ККУ алгоритм на уровне микроопераций, что принципиально невозможно ни для одной из существующих ПСС. Общее время обработки данных КУОД, функционирующими в КВ, определяется временем реализации операции в тракте обработки данных по наибольшему основанию m_i КВ. Данное обстоятельство позволяет, использовать табличный принцип обработки информации, реализовать большинство арифметических операций за один такт работы КУОД.

Кроме этого, ошибки, возникающие за счет отказов (сбоев) схем обработки значений двоичных разрядов в произвольном тракте КУОД ККУ, не «размножаются», как в ПСС, в соседние старшие разряды, а остаются в пределах одного остатка КВ. Свойство независимости остатков позволило создать уникальную систему контроля и коррекции ошибок в динамике обработки данных (без остановки обработки данных) при введении минимальной информационной избыточности. Это существенно для КУОД ККУ ТКС, функционирующих в режиме реального времени.

В этом случае, ошибка, возникшая в тракте обработки данных по основанию m_i , либо сохраняется в этом тракте до конца вычислений, либо самоустраняются (например, если после искажения остатка a_i промежуточный результат умножится на число, имеющее нулевую цифру по основанию m_i) в процессе дальнейших вычислений. При этом неважно, имела место однократная или многократная ошибки. Или даже пачка ошибок длиной не более значения числа $l = [\log_2(m_i - 1)] + 1$ двоичных разрядов в пределах одного остатка по модулю m_i КВ.

2. Равноправность остатков. Любой остаток a_i числа A в КВ содержит информацию обо всем исходном числе, что дает возможность программными средствами заменить искаженный тракт по модулю m_i на исправный (например, контрольный тракт) по модулю m_j ($m_i < m_j$), не прерывая решения задачи. Известно, что КВ с двумя контрольными основаниями позволяет

полностью сохранить работоспособность КУОД ККУ при отказах любых двух рабочих трактов. При отказах третьего или четвертого трактов, КУОД ККУ продолжают выполнять программу обработки данных при некотором уменьшении точности или скорости вычислений. В этом случае видно, что КУОД в КВ обладает свойством постепенной деградации по надёжности функционирования, точности и быстродействию обработки данных.

Данное свойство использования КУОД, функционирующих в КВ, обуславливает одну из следующих отличительных особенностей класса вычетов. Система обработки данных, функционирующая в КВ, может иметь различную надёжность при решении конкретной задачи в зависимости от требований, предъявляемым к точности, объёму памяти и быстродействию при их решении. Т.е. в процессе решения задачи в реальном времени, возможно, осуществление «обменных» операций между точностью вычислений, быстродействием и надёжностью функционирования КУОД ККУ ТКС.

Отметим, что совместное использование первого и второго свойств обуславливает наличие в КУОД одновременно трёх видов резервирования: структурного, информационного и функционального.

3. Малоразрядность остатков. Это свойство КВ позволяет использовать табличный принцип (табличную машинную арифметику) обработки данных. В этом случае большинство арифметических операций выполняются в один временной такт работы КУОД, что существенно повышает быстродействие реализации алгоритмов ККУ. Одновременно с этим, использование табличных методов обработки данных позволяет на базе матричных схем создать высоконадёжные КУОД обработки информации.

Использования свойств КВ дает возможность широкого выбора принципов, методов и вариантов системотехнических решений при создании КУОД ККУ ТКС. Отметим основные принципы реализации рациональных операций в КВ: сумматорный принцип (на базе малоразрядных двоичных сумматоров); прямой логический принцип реализации арифметических

операций, основанный на описании модульных операций на уровне систем переключательных функций булевой алгебры; принцип кольцевого сдвига, основанный на использовании кольцевых регистров сдвига; табличный принцип (на основе использования матричных ПЗУ).

Эффективность использования свойств КВ для повышения производительности обработки данных, отказоустойчивости, надёжности и живучести функционирования КУОД ККУ ТКС заключается в следующем.

1. Повышение производительности обработки данных КУОД ККУ достигается за счёт возможности организации в КВ параллельной обработки информации и применения табличного принципа обработки данных.

2. Повышение отказоустойчивости, надёжности и живучести КУОД ККУ возможно за счёт того, что свойство пассивной отказоустойчивости априорно заложено в исходной структуре КУОД, функционирующих в КВ. Это достигается за счёт особой структуры исходных КУОД в КВ, имеющей вид подобный виду резервированной вычислительной структуры в ПСС.

3. Модульность структуры КУОД в КВ даёт возможность более эффективно, чем в ПСС использовать способ активной отказоустойчивости, что делает узлы и блоки КУОД ККУ хорошо приспособленными к контролю и диагностики данных.

4. Структура КУОД в КВ обеспечивает взаимное положительное влияние на надёжность и отказоустойчивость использованием одновременно трёх видов резервирования: структурного, информационного и функционального. Это позволяет более эффективно, чем в ПСС использовать методы пассивной и активной отказоустойчивости.

5. Априорная предрасположенность структуры КУОД в КВ к адаптации путём, например, постепенной деградации. Это даёт возможность организации процесса контроля и коррекции ошибок в КВ в динамике обработки данных, при введении минимальной информационной избыточности. Это достигается за счёт дополнительного использования временного резервирования.

б. Возможность организации в динамике передачи и обработки данных ККУ обменных операций между надёжностью функционирования КУОД, быстродействием обработки данных и точностью решения задачи.

Результаты анализа основных свойств КВ позволяет сделать вывод о том, что КУОД, функционирующие в классе вычетов, относятся к легко контролируемым и легко диагностируемым объектам. Отмеченные особенности структуры и принципов функционирования КУОД в КВ способствуют разработки эффективных методов контроля, диагностики и коррекции ошибок данных, не имеющих аналогов в ПСС [68-70].

Таким образом, использование основных свойств КВ создает предпосылки к возможности создания эффективных методов контроля, диагностики и исправления ошибок данных при введении минимальной информационной и временной избыточности. Однако низкая достоверность контроля информации, а также недостаточная оперативность процедур диагностики и исправления ошибок данных в КВ, обуславливает необходимость совершенствования существующих и разработки новых методов контроля и коррекции ошибок данных.

2.2. Анализ корректирующих свойств помехоустойчивых кодов, представленных совокупностью остатков по модулю

Оценка эффективности применения класса вычетов для повышения оперативности контроля данных КУОД ККУ ТКС значительно зависит от конкретной структуры цифрового устройства обработки данных и от используемой элементной базы. Она также зависит и от требований, которые предъявляются к точности, быстродействию, надежности и достоверности решения задач телекоммуникационной системы. В тоже время достоверность полученного результата вычислений зависит от организации процедур контроля, диагностики и коррекции ошибок. Для проведения анализа корректирующих свойств помехоустойчивых кодов в КВ рассмотрим

основные понятия и определения теории помехоустойчивого кодирования в классе вычетов.

Дополнительно к общей теории помехоустойчивого кодирования (ТПК) информации [71-73], введём некоторые понятия, определения и обозначения теории контроля, диагностики и коррекции ошибок данных в КВ:

- $\{m_{n+k}\}$ – совокупность оснований (модулей) КВ (НОД равен $(m_i, m_j) = 1$ для любой пары оснований $(i \neq j)$, заданных натуральными числами);
- n – количество информационных оснований;
- k – количество контрольных оснований;
- $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \dots \parallel a_n)$ – представление безизбыточных данных (правильного числа) в КВ (где символ \parallel обозначает математическую операцию конкатенации (склеивание));
- $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel \dots \parallel a_{n+k})$ – представление избыточных данных (правильного числа) в КВ;
- $\tilde{A}_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel \dots \parallel a_{n+k})$ – представление неправильного (искажённого в остатке a_i) числа в КВ;
- $\tilde{A}_{исп.}$ – исправленное число;
- a_i – достоверно неискажённый остаток по модулю m_i ($a_i \equiv A_{ПСС} \pmod{m_i}$);
- \bar{a}_i – предполагаемый искажённый остаток;
- \tilde{a}_i – достоверно искажённый остаток числа \tilde{A}_{KB} ;
- $\tilde{a}_{исп.}$ – исправленный остаток \tilde{a}_i числа \tilde{A}_{KB} ;
- \hat{a} – правильный остаток числа A_{KB} , который в дальнейшем может быть преднамеренно искажён;
- $\{a_{z_j}\}$ ($j = \overline{1, \gamma}$) – совокупность достоверно неискажённых остатков искажённого числа \tilde{A}_{KB} ;
- $\{\bar{a}_{k_i}\}$ ($i = \overline{1, \rho}$) – совокупность остатков числа \tilde{A}_{KB} , в которых возможна

ошибка (которые возможно искажены) (в общем случае $\gamma + \rho = n + k$);

– однократная ошибка в числе \tilde{A}_{KB} – ошибка только в одном остатке \tilde{a}_i числа \tilde{A}_{KB} ;

– ΔA – величина однократной ошибки;

– Δa_i – величина ошибки по основанию m_i ;

– информационный числовой диапазон обработки данных в КВ – совокупность всех натуральных чисел, лежащих в числовом интервале

$[0, M)$, где $M = \prod_{i=1}^n m_i$;

– полный (рабочий) числовой диапазон обработки данных в КВ – совокупность всех натуральных чисел, лежащих в интервале $[0, M_0)$, где

$M_0 = \prod_{i=1}^{n+k} m_i$;

– $R = M_0 / M$ – числовое значение степени информационной избыточности корректирующего кода в КВ с попарно простыми основаниями;

– величина \tilde{A}_{KB} искажённого числа – $\tilde{A}_{KB} = (A_{KB} + \Delta A) \bmod M_0 =$
 $= (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k}) + (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| \Delta a_i \| 0 \| \dots \| 0 \| \dots \| 0) =$
 $= [a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| (a_i + \Delta a_i) \bmod m_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k}] =$
 $= (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| \tilde{a}_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k});$

– контроль данных в КВ – процесс определения правильности или неправильности числа $A_{KB} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k})$;

– коррекция данных в КВ – процессы исправления ошибок в КВ;

– диагностика данных в КВ – процесс определения искажённых \tilde{a}_i остатков в непозиционной кодовой структуре (НКС)

$\tilde{A}_{KB} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| \tilde{a}_i \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k})$;

– исправление ошибок в данных, которые представлены в КВ – процесс определения значений правильных a_i остатков и замена ими в числе \tilde{A}_{KB} неправильных \tilde{a}_i остатков, т.е. процесс получения правильного

(исправленного) $A_{KB} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k})$ числа.

В общем случае, чтобы обеспечить НКС необходимой для контроля, диагностики и коррекции ошибок данных корректирующей способностью нужно ввести определенную информационную избыточность, т.е. применить метод информационного резервирования.

Для любого произвольного КВ величина избыточности $R = M_0 / M$ однозначно определяет корректирующие возможности непозиционного помехоустойчивого кода. Корректирующие коды в КВ могут иметь любые значения минимального кодового расстояния (МКР) $d_{\min}^{(KB)}$. Это зависит от значения величины R . Известная [71] теорема устанавливает связь между избыточностью корректирующего кода, значением $d_{\min}^{(KB)}$ МКР, и количеством k контрольных оснований КВ. Корректирующий код имеет значения $d_{\min}^{(KB)}$ МКР в том случае, если степень R избыточности не меньше произведения любых $d_{\min}^{(KB)} - 1$ оснований КВ. Математически это представляется в следующем виде.

С одной стороны имеем, что $R \geq \prod_{i=1}^{d_{\min}^{(KB)} - 1} m_{q_i}$, а с другой стороны –

$$R = M_0 / M = \prod_{i=1}^{n+k} m_i / \prod_{i=1}^n m_i = \prod_{i=1}^k m_{n+i}.$$

В этом случае, правомерно утверждать, что $d_{\min}^{(KB)} - 1 = k$, или

$$d_{\min}^{(KB)} = k + 1. \quad (2.1)$$

Существует два подхода к решению задачи обеспечения НКС в КВ необходимыми корректирующими свойствами.

Первый подход. Зная требования к корректирующим свойствам НКС, например, по количеству обнаруживаемых $t_{обн.}$ или исправляемых $t_{исп.}$ ошибок, ввести, за счет количества k или величины $\{m_{n+k}\}$ контрольных оснований, необходимую информационную избыточность R . Избыточность

R определяет минимальное кодовое расстояние $d_{\min}^{(KB)}$ НКС в КВ.

Тогда, в соответствии с ТПК, для упорядоченного $(m_i < m_{i+1})$ КВ имеем, что

$$t_{\text{обн.}} \leq d_{\min}^{(KB)} - 1, \quad (2.2)$$

$$t_{\text{обн.}} \leq k; \quad (2.3)$$

$$t_{\text{исп.}} \leq \left\lfloor \frac{d_{\min}^{(KB)} - 1}{2} \right\rfloor, \quad (2.4)$$

$$t_{\text{исп.}} \leq \left\lfloor \frac{k}{2} \right\rfloor. \quad (2.5)$$

Второй подход. При заданной НКС $A_{KB} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k})$ данных в КВ (при заданном значении k) корректирующие возможности (определяемые значением $d_{\min}^{(KB)}$) кода в КВ определяются в соответствии с выражениями (2.3) и (2.5).

Отметим, что если упорядоченный $(m_i < m_{i+1})$ КВ расширяется путем добавления k контрольных оснований к n информационным модулям $A_{KB} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k})$, то МКР $d_{\min}^{(KB)}$ помехоустойчивого кода увеличивается на величину k .

Связь между минимальным расстоянием кода, т.е. наименьшим расстоянием между кодовыми словами, и его корректирующими возможностями устанавливается следующими двумя известными теоремами [14, 71].

Утверждение 2.1. Корректирующий код в КВ может обнаружить все совокупности из l или меньшего числа ошибок лишь в том случае, если минимальное кодовое расстояние кода больше l , т. е.

$$d_{\min} \geq l + 1. \quad (2.6)$$

Утверждение 2.2. Корректирующий код в КВ может исправить все совокупности из k или меньшего числа ошибок лишь в том случае, если минимальное кодовое расстояние кода больше удвоенного числа ошибок, т.е.

$$d_{\min} \geq 2k + 1. \quad (2.7)$$

Покажем необходимость выполнения условия (2.7) для коррекции k -кратных ошибок. Если минимальное расстояние кода меньше, чем $2k + 1$, то найдутся, по крайней мере, два кодовых слова A_1 и A_2 , разность которых имеет вес, не превышающий $2k$.

Соответственно всегда можно найти два таких вектора ошибок Δ_1 и Δ_2 , что $A_1 - A_2 = \Delta_1 - \Delta_2$. Следовательно, по значению искаженного вектора нельзя однозначно получить кодовое слово, что и требовалось доказать.

Рассмотрим некоторый вектор $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \dots \parallel a_n)$, компонентами которого являются натуральные числа, удовлетворяющие условию: $0 \leq a_i \leq m_i - 1$, где $i = 1, 2, \dots, n$; m_1, \dots, m_n – фиксированные натуральные числа. Очевидно, что число различных (т. е. отличающихся хотя бы одной компонентой) векторов такого типа равно произведению $M = m_1 \cdot m_2 \dots m_n$ (буквой M обозначим также множество всех векторов подобного вида, т. е. $A \in M$. Таким образом, в зависимости от контекста под символом M понимается либо множество векторов A , либо число элементов этого множества).

При оценке эффективности любого корректирующего кода необходимо знать связь между избыточностью и возможностями обнаруживать и исправлять ошибки. Для определения этих возможностей чаще всего используют понятие минимального кодового расстояния d кода, т.е. наименьшего расстояния между двумя любыми кодовыми словами.

Кодовым расстоянием d между любыми двумя векторами (числами) A_1 и A_2 из множества M назовем число компонент, в которых эти векторы

отличаются друг от друга. Непосредственно из определения следуют такие свойства данного кодового расстояния:

$$\left. \begin{array}{l} 1) \quad d(A_1, A_2) = d(A_2, A_1); \\ 2) \quad d(A_1, A_2) = 0 \quad \text{тогда и только тогда, когда } A_1 = A_2; \\ 3) \quad d(A_1, A_2) \geq 0; \\ 4) \quad d(A_1, A_2) \leq d(A_1, A_3) + d(A_2, A_3). \end{array} \right\} \quad (2.8)$$

Расстояние, удовлетворяющее перечисленным свойствам, часто называют метрикой, а множество элементов, в котором задана метрика, – метрическим пространством. Величина расстояния между различными векторами множества M изменяется в пределах от 1 до m . Интересно отметить, что двум соседним числам A_1 и A_2 (отличающимся на единицу) соответствуют векторы A_1 и A_2 , расстояние между которыми равно m для любого КВ.

Определим операции сложения, вычитания и умножения векторов в пространстве M так же, как определялись формальные модульные операции над числами, представленными в КВ [14]. Векторы, которым соответствуют числа, представленные в КВ, одновременно являются скалярными величинами. Таким образом, операция умножения вектора на скаляр не отличается от умножения двух векторов. Каждому вектору из множества M можно присвоить определенный вес. Весом или весовой функцией $W(A)$ вектора A назовем число ненулевых компонент этого вектора.

Очевидно, что расстояние между двумя векторами равно весу их разности, т. е.

$$d(A_1, A_2) = W(A_1 - A_2) \quad (2.9)$$

Приведем теперь несколько полезных свойств весовых функций, которые непосредственно вытекают из соотношений (2.8) и (2.9), определяющих метрику кодов в КВ:

$$W(A_1 \pm A_2) \leq W(A_1) + W(A_2) \quad (2.10)$$

$$W(A_1 \pm A_2) \leq W(A_2 \pm A_1) \quad (2.11)$$

$$W(A_1) = W(-A), \quad \text{где } -A = 0 - A \quad (2.12)$$

$$W(A_1, A_2) \leq \min(W(A_1), W(A_2)) \quad (2.13)$$

Понятия расстояния и веса, введенные выше, являются очень полезными при изучении корректирующих свойств любых кодов.

Предположим, что один из символов кодового слова $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \dots \parallel a_n)$ изменил свое значение в результате воздействия какой-либо помехи. Полученный в результате новый (искаженный) вектор A' находится на расстоянии, равном единице от вектора $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \dots \parallel a_n)$. Такую ошибку можно обнаружить лишь в том случае, если вектор A' не является кодовым словом. Поэтому все кодовые слова должны быть удалены от вектора $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \dots \parallel a_n)$ на расстояние, большее единицы. Чем больше расстояние между кодовыми словами, тем больше ошибок может обнаруживать и исправлять такой код.

Под одиночной (однократной) ошибкой в КВ будем понимать любое искажение одного остатка a_i числа $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \dots \parallel a_n)$, относящегося к какому-либо одному модулю m_i . В тоже время t -кратной ошибкой в КВ назовем любые искажения t остатков, соответствующих произвольным t основаниям. В дальнейшем будем считать, что ошибки носят аддитивный характер и однозначно определяются вектором $\{\Delta\}_M$ ошибки, вес которого равен кратности ошибки. Искаженный вектор A' получается в результате сложения (или вычитания) кодового слова и вектора ошибки, т.е.

$$A' = A + \Delta A \quad \text{или} \quad \tilde{A}_{KB} = (A_{KB} + \Delta A) \bmod M_0 = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel \dots \parallel a_{n+k}) + (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \Delta a_i \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0) =$$

$$= [a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel (a_i + \Delta a_i) \bmod m_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel \dots \parallel a_{n+k}] =$$

$$= (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel \dots \parallel a_{n+k}).$$

2.3. Исследование методов контроля данных компьютерных устройств обработки данных в классе вычетов

Из литературных источников [14, 15, 74] известно, что использование непозиционной системы счисления в КВ может обеспечить высокую пользовательскую производительность реализации вычислительных алгоритмов, состоящих из совокупности арифметических операций. Однако необходимость обеспечения надежного и отказоустойчивого функционирования КУОД требует разработки и внедрения новых оперативных методов эффективного контроля, диагностики и коррекции ошибок данных в КВ, отличных от методов, используемых в обычных двоичных ПСС [75].

Таким образом, важны и актуальны исследования, посвященные разработке и совершенствованию оперативных методов контроля ошибок данных в КУОД, функционирующих в КВ.

Известно, что все методы контроля данных в КВ основаны на сравнении контролируемого числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ с информационным числовым диапазоном $[0, M = \prod_{i=1}^n m_i)$. При этом известно, что в теории непозиционного помехоустойчивого кодирования в КВ все методы контроля можно разделить на три большие группы. Методы, основанные на использовании принципа непосредственного сравнения, методы, основанные на использовании принципа нулевизации и методы, основанные на использовании позиционных признаков непозиционного кода [14, 76-78]. В 2.3 будут исследованы наиболее практические методы оперативного контроля данных в КВ, основанные на использовании принципа нулевизации.

Рассмотрим методы контроля данных в классе вычетов, основанные на использовании принципа нулевизации.

Принцип нулевизации числа в КВ заключается в организации процесса

перехода от исходного числа $A = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ к числу $A^{(H)} = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \gamma_{n+1})$ при помощи такой последовательности преобразований (вычитаний), при которой не имеет места ни один выход промежуточного числа за информационный числовой диапазон $[0, M = \prod_{i=1}^n m_i)$ КВ. При этом время контроля для методов, основанных на принципе нулевизации, будет равно

$$T_{\text{к.кв.}}^{(Hi)} = T_{Hi} + T_{\gamma_{n+1}}, \quad (2.14)$$

где: T_{Hi} – время нулевизации контролируемого $A = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ числа в КВ для i -го метода нулевизации; $T_{\gamma_{n+1}}$ – время позиционного сравнения значения γ_{n+1} с нулем. В настоящее время существует три ($H1 - H3$) метода быстрого контроля данных в КВ, основанных на принципе нулевизации [14, 77]. Кратко рассмотрим каждый из них.

Первый метод (1) контроля данных в КВ (метод последовательных вычитаний) состоит из последовательности следующих этапов проведения операций.

Первый этап контроля. Исходное проверяемое число: $A = A^{(0)} = (a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)})$ приводится к виду $A^{(H)} = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \gamma_{n+1})$ с помощью последовательного проведения совокупности операций вычитаний. Причем, проведенная совокупность операций вычитания не приводит к выходу числового значения числа $A^{(H)} = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \gamma_{n+1})$ за информационный числовой диапазон $[0, M)$ КВ. Операция преобразования числа представленного в КВ, $A = A^{(0)} = (a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)})$, в число вида $A^{(H)} = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \gamma_{n+1})$ называется нулевизацией. Суть нулевизации состоит в

последовательном вычитании из исходного числа $A = A^{(0)} = (a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)})$ минимальных чисел, так называемых констант нулевизации $KH^{(i)}$ (KH), которые представляются в виде:

$$\begin{aligned} KH^{(1)} &= (t_{1,1} \parallel t_{2,1} \parallel t_{3,1} \parallel \dots \parallel t_{n,1} \parallel t_{n+1,1}), t_{1,1} = \overline{1, m_1 - 1}; \\ KH^{(2)} &= (0 \parallel t_{2,2} \parallel t_{3,2} \parallel \dots \parallel t_{n,2} \parallel t_{n+1,2}), t_{2,2} = \overline{1, m_2 - 1}; \\ KH^{(3)} &= (0 \parallel 0 \parallel t_{3,3} \parallel \dots \parallel t_{n,3} \parallel t_{n+1,3}), t_{3,3} = \overline{1, m_3 - 1}; \\ KH^{(i)} &= (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel t_{i,i} \parallel t_{i+1,i} \parallel \dots \parallel t_{n,i} \parallel t_{n+1,i}), t_{i,i} = \overline{1, m_i - 1}; \\ KH^{(n)} &= (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel t_{n,n} \parallel t_{n+1,n}), t_{n,n} = \overline{1, m_n - 1}. \end{aligned}$$

Используя KH , $A = A^{(0)} = (a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)})$ контролируемое число последовательно приводится к виду $A^{(H)} = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \gamma_{n+1})$, т.е.

$$\begin{aligned} A &= A^{(0)} = (a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)}), \\ A^{(1)} &= (0 \parallel a_2^{(1)} \parallel a_3^{(1)} \parallel \dots \parallel a_n^{(1)} \parallel a_{n+1}^{(1)}) \\ A^{(2)} &= (0 \parallel 0 \parallel a_3^{(2)} \parallel \dots \parallel a_n^{(2)} \parallel a_{n+1}^{(2)}), \\ A^{(3)} &= (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel a_4^{(3)} \parallel \dots \parallel a_n^{(3)} \parallel a_{n+1}^{(3)}) \text{ и т.д.} \end{aligned}$$

Продолжая вычитания n раз получим значение $A^{(H)} = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_{n+1}^{(n)})$, или $A^{(H)} = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \gamma_{n+1})$, где $\gamma_{n+1} = a_{n+1}^{(n)}$. Общая схема вычитания $A^{(i)} = A^{(i-1)} - KH^{(i)}$ представлена в следующем виде:

$$\begin{aligned} A^{(i-1)} &= (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_i^{(i-1)} \parallel a_{i+1}^{(i-1)} \parallel \dots \parallel a_n^{(i-1)} \parallel a_{n+1}^{(i-1)}) \\ KH^{(i)} &= (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_i^{(i-1)} \parallel t_{i+1,i} \parallel \dots \parallel t_{n,i} \parallel t_{n+1,i}) \\ \hline A^{(i)} &= [0, \dots, 0, [a_i^{(i-1)} - a_i^{(i-1)}] \bmod m_i, [a_{i+1}^{(i-1)} - t_{i+1,i}] \bmod m_{i+1}, \dots, [a_{n+1}^{(i-1)} - t_{n+1,i} \bmod m_{n+1}], \end{aligned}$$

$$\text{где } \begin{cases} a_{i+1}^{(i)} = (a_{i+1}^{(i-1)} - t_{i+1,i}) \bmod m_{i+1}, \\ a_i^{(i-1)} - a_i^{(i-1)} = 0. \end{cases}$$

Если обозначить время выборки КН из соответствующего блока констант нулевизации (БКН) как t_1 , а время вычитания из числа $A^{(i-1)}$ константы $KH^{(i)}$, т.е. выполнения операции $A^{(i)} = A^{(i-1)} - KH^{(i)}$ – через t_2 , получим общее время выполнения операции нулевизации в виде: $T_{H1} = n (t_1 + t_2)$. Так, как БКН в КВ выполняется табличном варианте то правомерно предположить, что практически $t_1 = t_2 = \tau_{\text{сл}}$. В этом случае для первого метода контроля время нулевизации равняется значению $T_{H1} = 2n\tau_{\text{сл}}$, где: $\tau_{\text{сл}}$ – время вычитания из числа $A^{(i-1)}$ константы нулевизации КН⁽ⁱ⁾; n – количество информационных оснований КВ.

Второй этап контроля. На основе результата, полученного на первом этапе контроля, значения γ_{n+1} , на втором этапе проводится сравнение с нулем этого значения γ_{n+1} значения. Если $\gamma_{n+1} = 0$ (контролируемое число $A = A^{(0)} = (a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)})$ находится в диапазоне $[0, M)$, то делается вывод, что число A не искажено (правильное), т.е. ошибок нет.

Если $\gamma_{n+1} \neq 0$ (контролируемое число $A = A^{(0)} = (a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)})$ не находится в диапазоне $[0, M)$, то число A искажено (неправильное). В этом случае считается, что ошибка присутствует только в одном остатке a_i (однократная ошибка) исходного числа $A = A^{(0)} = (a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)})$, т.е. только по одному из оснований (модулей) m_i КВ.

Недостатком первого метода контроля является значительное время $T_{\text{к.кв.}}^{(H1)}$ процесса контроля. Это обусловлено большим временем T_{H1} нулевизации, т.е. временем определения остатка γ_{n+1} , (временем вычисления числа $A^{(H)} = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \gamma_{n+1})$).

С целью уменьшения времени $T_{\text{к.кв.}}^{(H1)}$ контроля рассмотрим *второй метод* (2) контроля данных в КВ (метод параллельных вычитаний), который

отличается от предыдущего первым этапом его реализации, т.е. операцией определения числа γ_{n+1} (операцией нулевизации).

Сущность второго метода контроля данных в КВ состоит в том, что процесс нулевизации осуществляется параллельно во времени и одновременно по двум основаниям: $a_i^{(i-1)}$, $a_{n-i+1}^{(i-1)}$ (для $i = \overline{1, n/2}$, для n четного), т.е., $a_1^{(0)}$, $a_n^{(0)}$; $a_2^{(1)}$, $a_{n-1}^{(1)}$; $a_3^{(2)}$, $a_{n-2}^{(2)}$; ..., $a_{n/2}^{(n/2)}$, $a_{n/2+1}^{(n/2)}$, или $a_1^{(0)}$, $a_n^{(0)}$; $a_2^{(1)}$, $a_{n-1}^{(1)}$; $a_3^{(2)}$, $a_{n-2}^{(2)}$; ..., $a_{(n+1)/2}^{((n+1)/2-1)}$ (для n нечетного).

В этом случае КН имеют следующий вид:

$$\begin{aligned} KH^{(1)} &= (t_{1,1} \| t_{2,1} \| \dots \| t_{n,1} \| t_{n+1,1}), \quad t_{1,1} = \overline{0, m_1 - 1}; \quad t_{n,1} = \overline{0, m_n - 1}; \\ KH^{(2)} &= (0 \| t_{2,2} \| t_{3,2} \| \dots \| t_{n-1,2} \| 0 \| t_{n+1,2}), \quad t_{2,2} = \overline{0, m_2 - 1}; \quad t_{n-1,2} = \overline{0, m_{n-1} - 1}; \\ KH^{(n/2)} &= (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| t_{n/2, n/2} \| t_{n/2+1, n/2} \| 0 \| \dots \| 0 \| t_{n+1, n+1}), \\ & \quad t_{n/2, n/2} = \overline{0, m_{n/2}}; \quad t_{n/2+1, n/2} = \overline{0, m_{n/2+1}}, \end{aligned}$$

для четного $n = 2k$ значения.

$$KH^{(n+1/2)} = (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| t_{(n+1)/2, (n+1)/2} \| 0 \| \dots \| 0 \| t_{n+1, (n+1)/2}), \quad t_{(n+1)/2, (n+1)/2} = \overline{1, m_{(n+1)/2}}$$

для нечетного, значения $n = 2k + 1$.

Общее количество КН для данного метода равняется $n/2$ для n четного, или $(n+1)/2$ – для нечетного n . В этом случае исходное число $A^{(0)} = (a_1^{(0)} \| a_2^{(0)} \| \dots \| a_i^{(0)} \| \dots \| a_n^{(0)} \| a_{n+1}^{(0)})$ за $[n/2]$ тактов последовательно превращается в число $A^{(H)} = (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| \gamma_{n+1})$ следующим образом:

$$\begin{aligned} A &= A^{(0)} = (a_1^{(0)} \| a_2^{(0)} \| \dots \| a_i^{(0)} \| a_{i+1}^{(0)} \| \dots \| a_n^{(0)} \| a_{n+1}^{(0)}), \\ A^{(1)} &= (0 \| a_2^{(1)} \| a_3^{(1)} \| \dots \| a_i^{(1)} \| a_{i+1}^{(1)} \| \dots \| a_{n-1}^{(1)} \| 0 \| a_{n+1}^{(1)}), \\ A^{(2)} &= (0 \| 0 \| a_3^{(2)} \| a_3^{(2)} \| \dots \| a_i^{(2)} \| a_{i+1}^{(2)} \| \dots \| a_{n-2}^{(2)} \| 0 \| 0 \| a_{n+1}^{(2)}). \end{aligned}$$

Для n четного имеем:

$$\begin{aligned} A^{(n/2-1)} &= (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| a_{n/2}^{(n/2-1)} \| a_{n/2+1}^{(n/2-1)} \| 0 \| \dots \| 0 \| a_{n+1}^{(n/2-1)}), \\ A^{(n/2)} &= A^{(H)} = (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| \gamma_{n+1}). \end{aligned}$$

Для нечетного n получим:

$$A^{((n+1)/2-1)} = \left(0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_{(n+1)/2}^{((n+1)/2-1)} \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_{n+1}^{((n+1)/2-1)} \right),$$

$$A^{((n+1)/2)} = A^{(H)} = \left(0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \gamma_{n+1} \right)$$

Очевидно, что время T_{H2} нулевизации для второго метода контроля, по сравнению с первым, уменьшается в два раза, т.е. $T_{H2} = n \tau_{сл}$.

Недостаток второго метода контроля – значительное время $T_{к.кв.}^{(H2)}$ контроля данных. Это обусловлено достаточно большими временами T_{H2} определение числа γ_{n+1} , так как выполнение операции вычитания из числа константы нулевизации и операции выбора очередной константы, а также операция выбора КН и подготовка очередных значений остатков числа, по которым на следующем этапе нулевизации будет проводиться операция выбора следующей КН, разнесены во времени.

Таким образом второй метод контроля не оптимален с точки зрения быстродействия реализации операции коррекции ошибок, поскольку выполнение операции сложения и выборки очередной КН разнесены во времени. В этом случае считалось, что пока не закончена операция сложения, заранее не известна остаток числа $A^{(i)} = (0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_{i+1}^{(i)} \parallel \dots \parallel a_{n-i}^{(i)} \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_{n+1}^{(i)})$, по которому должна быть выбрана КН для следующего этапа нулевизации.

С целью устранения этого недостатка рассмотрим *третий метод (3)* контроля данных в КВ (метод последовательного вычитания с предварительным анализом последующего остатка контролируемого числа). Метод контроля данных в КВ состоит в том, что пока производится выборка КН⁽ⁱ⁺¹⁾ для числа $A^{(i)} = (0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_{i+1}^{(i)} \parallel \dots \parallel a_{n-i}^{(i)} \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel a_{n+1}^{(i)})$ по значению одного остатка $a_{i+1}^{(i)}$, по основанию m_{i+1} , может быть подготовлено значение другого остатка $a_{i+2}^{(i+1)}$, по которому на следующем этапе нулевизации будет производиться выборка КН⁽ⁱ⁺²⁾. Число сложений для метода *НЗ* равно n , поскольку нулевизации проводится по всем n информационным основаниям

КВ. Однако, после каждых двух сложений требуется один дополнительный такт для образования очередного адреса и обращения в БН. В связи с этим на каждые два такта вычитания приходится один такт, свободный от операции вычитания из числа очередной константы нулевизации. Таким образом, общее количество тактов, свободных от операции вычитания, во время которых производится обращение к БН и образования очередного адреса, определяется величиной $[n/2]$, а общее время $T_{НЗ}$ выполнения операции нулевизации для метода НЗ определяется как: $T_{НЗ} = \left(\left[\frac{n-2}{2} \right] + n \right) \cdot \tau_{сл}$.

Проведем расчет, и сравнительный анализ относительного времени: $T_{к.кв}^{(i)} / T_{сл} = (T_{Hi} + T_{\gamma_{n+1}}) / T_{сл}$, контроля данных в КВ для первого (1), второго (2) и третьего (3) методов контроля в КВ (табл. 2.1).

В данном случае правомерно считать, что $T_{к.кв}^{(i)} / T_{сл} = T_{Hi} / T_{сл}$.

Таблица 2.1.

Относительное время $T_{к}/\tau_{сл}$ контроля данных в КВ

i ($i = \overline{1,3}$)	Относительное время $T_{к}/\tau_{сл}$ контроля данных				
	$l(n)$				
	1 (4)	2 (6)	3 (8)	4 (10)	8 (16)
1	8	12	16	20	32
2	4	6	8	10	16
3	4	5	7	8	11
Выигрыш в оперативности контроля [%].	50	58,3	56,2	60	65,6

Из таблицы 2.1 видно, что время контроля данных для наиболее оперативного *третьего метода* контроля для однобайтовой, двухбайтовой, четырехбайтовой и восьмибайтовой величин структур данных КУОД ТКС, по сравнению с существующим практическим (первым) методом контроля в КВ, уменьшается на 50; 58,3; 56,2; 60; и 65,6 процентов соответственно.

2.4. Разработка метода повышения достоверности контроля данных компьютерных устройств обработки данных в классе вычетов

Известно [78-80], что значительное время контроля данных снижает общую эффективность применения непозиционных кодовых структур в классе вычетов, при реализации целочисленных арифметических и других модульных операций.

Результаты исследования методов контроля данных в классе вычетов, проведенных в 2.3, показали, что существующие методы контроля данных в КУОД ККУ ТКС, основанные на использовании принципа нулевизации, снижают время контроля. Однако при этом возникает задача повышения достоверности контроля данных КУОД, функционирующих в КВ [78].

Таким образом, важны исследования, посвященные решению задачи повышения достоверности контроля данных без снижения оперативности этого контроля.

Предлагаемый метод оперативного контроля данных в КВ основан на получении и использовании так называемого позиционного признака непозиционного кода (ППНК), который подробно описан в [78].

Данный ППНК является одной из характеристик однорядового кода (ОК), получаемого из исходной (контролируемой) НКС $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ данных, представленной в КВ основаниями $\{m_i\}$, $(i = \overline{1, n+1})$, с одним контрольным a_{n+1} остатком по контрольному основанию (модулю) m_{n+1} , при этом $M = \prod_{i=1}^n m_i$; $M_0 = \prod_{i=1}^{n+1} m_i$.

Рассмотрим процедуру получения ППНК, на основе контролируемой НКС $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$. В общем виде ОК

$$K_N^{(n_A)} = \{Z_{N-1}^{(A)} Z_{N-1}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\} \quad (2.15)$$

представляет собой последовательность двоичных $Z_K^{(A)}$ ($K = \overline{0, N-1}$) разрядов,

состоящую из единиц и только одного нуля, находящегося на n_A -м месте (считая справа, от разряда $Z_0^{(A)}$, налево, до разряда $Z_{N-1}^{(A)}$). Параметр n_A является ППНК непозиционной кодовой структуры $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ данных.

Математически параметр n_A представляет собой натуральное число, которое указывает на местоположение нулевого двоичного разряда $Z_{n_A}^{(A)} = 0$ в записи ОК $K_N^{(n_A)}$. Он определяет номер j_i числового $[j_i \cdot m_i, (j_i + 1) \cdot m_i)$ интервала нахождения числа A , т.е. значение n_A с определенной W точностью, которая зависит от значения величины модуля m_i КВ, определяет местоположение числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ на числовой оси $0 \div M_0$.

Вначале рассмотрим, процедуру формирования ОК $K_N^{(n_A)}$. Для выбранного основания m_i КВ (правила выбора основания m_i КВ будет изложено ниже) по значению остатка a_i числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ в блоке констант нулевизации (БКН) КУОД ККУ определяется константа вида $KH_{m_i}^{(A)} = (a'_1 \| a'_2 \| \dots \| a'_{i-1} \| a_i \| a'_{i+1} \| \dots \| a'_{n+1})$.

Далее, посредством выбранной константы $KH_{m_i}^{(A)}$ нулевизации осуществляется операция вычитания:

$$A_{m_i} = A - KH_{m_i}^{(A)} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) - (a'_1 \| a'_2 \| \dots \| a'_{i-1} \| a_i \| a'_{i+1} \| \dots \| a'_{n+1}) = [a_1^{(1)} \| a_2^{(1)} \| \dots \| a_{i-1}^{(1)} \| 0 \| a_{i+1}^{(1)} \| \dots \| a_n^{(1)} \| a_{n+1}^{(1)}].$$

Эта операция соответствует смещению контролируемого числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ на левый край интервала $[j_i \cdot m_i, (j_i + 1) \cdot m_i)$ его первоначального (исходного) нахождения. В этом случае $A_{m_i} = j_i \cdot m_i$, т.е. число A_{m_i} кратно значению модуля m_i КВ.

Известно, что правильность числа A в КВ определяется его

нахождением или нет в числовом информационном $[0, M)$ интервале. Если число A находится вне этого интервала ($A \geq M$), то оно считается искаженным (неправильным). В этом случае по значению n_A необходимо произвести контроль правильности или нет исходного числа A путем определения факта попадания или непопадания исходного числа A в интервал $[0, M)$.

Чтобы определить факт нахождения числа в информационном $[0, M)$ числовом интервале необходимо провести совокупность операций вида

$$A_{m_i} - K_A \cdot m_i = Z_{K_A}^{(A)}. \quad (2.16)$$

Операции (2.16) проводятся одновременно и параллельно во времени посредством совокупности из N констант $K_A \cdot m_i$ вида ($K_A = \overline{0, N-1}$):

$$\begin{cases} A_{m_i} - 0 \cdot m_i = Z_0^{(A)}, \\ A_{m_i} - 1 \cdot m_i = Z_1^{(A)}, \\ A_{m_i} - 2 \cdot m_i = Z_2^{(A)}, \\ \dots \\ A_{m_i} - (N_i - 2) \cdot m_i = Z_{N-2}^{(A)}, \\ A_{m_i} - (N_i - 1) \cdot m_i = Z_{N-1}^{(A)}, \end{cases} \quad (2.17)$$

где $N_i = \prod_{\substack{K=1; \\ K \neq i.}}^{n+1} m_K$.

В этом случае ОК представится в виде (2.15), а метод формирования ППНК n_A в КВ представлен на рис. 2.1.

В совокупности (2.17) аналитических соотношений существует единственное значение n_A из (2.16) для которого $Z_{K_A}^{(A)} = Z_{n_A}^{(A)} = 0$ ($K_A = n_A$), т.е. $A_{m_i} - n_A \cdot m_i = 0$. Остальные значения (2.16) равны $Z_l^{(A)} = 1$ ($A_{m_i} - l \cdot m_i \neq 0$; $l \neq n_A$).

1	<p>Выбор информационных $\{m_i\}$, $i = \overline{1, n}$, и контрольного $m_k = m_{n+1} (m_i < m_{i+1})$ оснований для представления данных $A = (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_n \ a_{n+1})$ в КВ. НОД $(m_i, m_j) = 1$, $i \neq j$.</p>
2	<p>Выбор основания $m_i \in \{m_j\}$, $(j = \overline{1, n+1})$ по которому определяется номер j_i числового интервала $[j_i \cdot m_i, (j_i + 1) \cdot m_i)$ в котором находится число</p> $A = (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_n \ a_{n+1}).$
3	<p>Определение по значению остатка a_i числа $A = (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_n \ a_{n+1})$ константы нулевизации вида $KH_{m_i}^{(A)} = (a'_1 \ a'_2 \ \dots \ a'_{i-1} \ a_i \ a'_{i+1} \ \dots \ a'_n \ a'_{n+1})$.</p>
4	<p>Определение значения $j_i \cdot m_i = A_{m_i} = A - KH_{m_i}^{(A)} =$</p> $= (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_n \ a_{n+1}) - (a'_1 \ a'_2 \ \dots \ a'_{i-1} \ a_i \ a'_{i+1} \ \dots \ a'_n \ a'_{n+1}) =$ $= [a_1^{(1)} \ a_2^{(1)} \ \dots \ a_{i-1}^{(1)} \ 0 \ a_{i+1}^{(1)} \ \dots \ a_n^{(1)} \ a_{n+1}^{(1)}].$
5	<p>Определение ОК в виде $K_{N_i}^{(n_A)} = \{Z_{N_i-1}^{(A)} Z_{N_i-2}^{(A)} \dots Z_0^{(A)}\}$.</p> $N = \prod_{\substack{K=1; \\ K \neq i}}^{n+1} m_K, N_i =]M / m_i[, M = \prod_{i=1}^n m_i. A_{m_i} - K_A \cdot m_i = Z_{K_A}^{(A)}.$ $\begin{cases} A_{m_i} - 0 \cdot m_i = Z_0^{(A)}, \\ A_{m_i} - 1 \cdot m_i = Z_1^{(A)}, \\ \dots \\ A_{m_i} - (N-2) \cdot m_i = Z_{N-2}^{(A)}, \\ A_{m_i} - (N-1) \cdot m_i = Z_{N-1}^{(A)}. \end{cases}$
6	<p>Определение ППНК числа $A = (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_n \ a_{n+1})$, т.е. определение числового значения n_A для которого $Z_{K_A}^{(A)} = Z_{n_A}^{(A)} = 0$, т.е. $A_{m_i} - n_A \cdot m_i = 0$. При этом</p> $Z_l^{(A)} = 1, (A_{m_i} - l \cdot m_i \neq 0; l \neq n_A).$

Рисунок 2.1. Метод формирования ППНК в КВ

В общем случае количество двоичных разрядов в записи ОК $K_N^{(n_A)}$ равно значению N .

Однако отметим, что для определения только факта искажения числа A нет необходимости иметь и анализировать всю последовательность из N совокупности значений $Z_{K_A}^{(A)}$ ОК $K_N^{(n_A)}$.

Для этого достаточно иметь ОК $K_{N_i}^{(n_A)}$ длиной всего $N_i =]M / m_i[$ двоичных разрядов (где значение $]M / m_i[$ обозначает целую часть числа M / m_i , его не меньшую, т.е. производится округление числа M / m_i до ближайшего целого в большую сторону).

Этот факт можно объяснить следующим образом. При проведении процедуры контроля, для установления факта правильности или нет исходного числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, нет необходимости анализировать все числовые интервалы $[j_i \cdot m_i, (j_i + 1) \cdot m_i)$, где находится искажённое число и расположенные вне информационного интервала $[0, M)$.

В этом случае для установления только факта правильности или нет числа A , определение номеров и анализ местоположения этих интервалов $[j_i \cdot m_i, (j_i + 1) \cdot m_i)$ не имеют никакого значения.

Для контроля НКС A в КВ достаточно знать местоположение нуля в записи (2.15) ОК (знать численное значение n_A) только в числовых интервалах $[j_i \cdot m_i, (j_i + 1) \cdot m_i)$, лежащих в информационном числовом интервале $0 \div M$, и в первом, находящимся после значения M , интервале, расположенном на отрезке $0 \div M_0$ (рис. 2.2).

Как видно, для контроля данных $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ достаточно иметь ОК $K_{N_i}^{(n_A)}$ длиной всего $N_i =]M / m_i[$ двоичных разрядов.

Рассмотрим пример реализации метода контроля данных в КВ для произвольного значения модуля m_i .

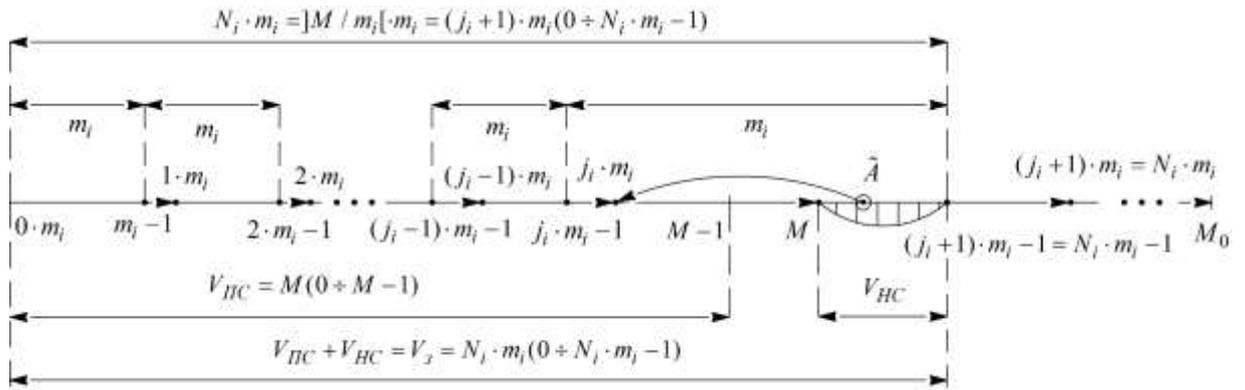


Рисунок 2.2. Схема контроля данных в КВ для произвольного значения модуля m_i

Таким образом, суть метода контроля данных в КВ состоит в следующем: для контролируемой НКС $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, представленной в КВ, определяется ППНК n_A путем формирования ОК $K_{N_i}^{(n_A)} = \{Z_{N_i-1}^{(A)} Z_{N_i-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$ в виде последовательности из N_i двоичных разрядов, выбор основания m_i КВ производится специальным образом, в соответствии с определенными критериями.

Исходя из значения остатка a_i числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, выбирается константа нулевизации вида $KH_{m_i}^{(A)} = (a_1' \| a_2' \| \dots \| a_{i-1}' \| a_i' \| a_{i+1}' \| \dots \| a_n' \| a_{n+1}')$.

Далее проводится реализация операции $A_{m_i} = A - KH_{m_i}^{(A)}$. Используя N_i констант $K_A \cdot m_i$ ($K_A = \overline{0, N_i - 1}$), одновременно проводятся операции вычитания $A_{m_i} - K_A \cdot m_i$, в результате которых образуется значение двоичных разрядов $Z_{K_A}^{(A)}$, т.е. формируется ОК $K_{N_i}^{(n_A)}$. Значение ППНК n_A определяется из равенства $A_{m_i} - n_A \cdot m_i = 0$.

Процедура контроля числа A состоит в следующем. Если $n_A > N_i$, то считается что число A – неправильное число. В противоположном случае ($n_A \leq N_i$) число A – правильное (рис. 2.3).

1	Выбор контрольного $m_k = m_{n+1}$ основания КВ
	Для заданного набора $\{m_i\}$ информационных оснований ($i = \overline{1, n}$) для обеспечения необходимого значения $d_{\min}^{(KB)}$ МКР производится выбор контрольного $m_k = m_{n+1}$ основания КВ.
2	Определение ППНК n_A
	<p>1. Выбор значения $m_i, (i = \overline{1, n})$ информационного основания для обеспечения достоверности контроля данных в КВ.</p> <p>2. Определение значения $A_{m_i} = A^{(0)} - KH_{m_i}^{(A)} =$</p> $= \left\{ \left[a_1^{(0)} \parallel a_2^{(0)} \parallel \dots \parallel a_{i-1}^{(0)} \parallel a_i^{(0)} \parallel a_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel a_n^{(0)} \parallel a_{n+1}^{(0)} \right] - \right.$ $\left. - \left[t_1^{(0)} \parallel t_2^{(0)} \parallel \dots \parallel t_{i-1}^{(0)} \parallel t_i^{(0)} \parallel t_{i+1}^{(0)} \parallel \dots \parallel t_n^{(0)} \parallel t_{n+1}^{(0)} \right] \right\} \bmod M_0 =$ $= \left\{ \left[a_1^{(0)} - t_1^{(0)} \right] \bmod m_1 \parallel \left[a_2^{(0)} - t_2^{(0)} \right] \bmod m_2 \parallel \dots \parallel \left[a_{i-1}^{(0)} - t_{i-1}^{(0)} \right] \bmod m_{i-1} \parallel \right.$ $\left. \parallel \left[a_i^{(0)} - t_i^{(0)} \right] \bmod m_i \parallel \left[a_{i+1}^{(0)} - t_{i+1}^{(0)} \right] \bmod m_{i+1} \parallel \dots \parallel \left[a_n^{(0)} - t_n^{(0)} \right] \bmod m_n \parallel \right.$ $\left. \parallel \left[a_{n+1}^{(0)} - t_{n+1}^{(0)} \right] \bmod m_{n+1} \right\} = \left\{ \left[a_1^{(1)} \parallel a_2^{(1)} \parallel \dots \parallel a_{i-1}^{(1)} \parallel 0 \parallel a_{i+1}^{(1)} \parallel \dots \parallel a_n^{(1)} \parallel a_{n+1}^{(1)} \right] \right\} \bmod M_0$ <p>При этом $M_0 = \prod_{i=1}^{n+1} m_i = M \cdot m_{n+1}$ и $a_i^{(0)} = t_i^{(0)}$.</p> <p>3. Формирование ОК $K_{N_i}^{(n_A)} = \{Z_{N_i-1}^{(A)} Z_{N_i-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$.</p> $A_{m_i} - K_A \cdot m_i = Z_{K_A}^{(A)}; K_A = \overline{0, N_i - 1}; N_i = M_0 / m_i, (i = \overline{1, n})$ $\left\{ \begin{array}{l} A_{m_i} - 0 \cdot m_i = Z_0^{(A)}, A_{m_i} - 1 \cdot m_i = Z_1^{(A)}, A_{m_i} - 2 \cdot m_i = Z_2^{(A)}, \\ \dots \\ A_{m_i} - K_A \cdot m_i = Z_{K_A}^{(A)}, \\ \dots \\ A_{m_i} - (N_i - 2) \cdot m_i = Z_{N_i-2}^{(A)}, A_{m_i} - (N_i - 1) \cdot m_i = Z_{N_i-1}^{(A)}. \end{array} \right.$ <p>4. Определяем значение n_A из ОК.</p> <p>В этом случае $n_A = K_A$, при $A_{m_i} - n_A \cdot m_i = Z_{n_A}^{(A)} = 0$.</p>
3	Процедура оперативного контроля данных в КВ
	<p>1. Определение местоположения значения $Z_{n_A}^{(A)} = 0$ в представлении ОК</p> $K_{N_i}^{(n_A)} = \{Z_{N_i-1}^{(A)} Z_{N_i-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}.$ <p>2. Если $n_A < N_i$, то число A правильное.</p> <p>3. Если $n_A \geq N_i$, то число A неправильное.</p>

Рисунок 2.3. Метод повышения достоверности контроля данных в КВ

Рассмотрим примеры реализации метода контроля для конкретного КВ, который задан основаниями $m_1=3$, $m_2=4$, $m_3=5$, $m_4=7$ и $m_k = m_{n+1} = m_5 = 11$. Данный КВ обеспечивает обработку данных в однобайтовой ($l=1$) разрядной сетке КУ. При этом $M = \prod_{i=1}^4 m_i = 420$, $M_0 = M \cdot m_{n+1} = 4620$. Кроме этого будем считать, что $m_i = 11$. В этом случае $N_i = N_{n+1} = \lfloor M / m_i \rfloor = \lfloor M / m_{n+1} \rfloor = \lfloor 420 / 11 \rfloor = \lfloor 38,18 \rfloor = 39$. В таблице 2.2 приведено содержимое БКН КУОД относительно основания $m_k = m_{n+1} = 11$ КВ.

Пример 2.1. Провести контроль данных, представленных в виде $A = (01\|00\|000\|010\|0001)$ при $m_k = m_{n+1} = m_5 = 11$. По значению остатка $a_k = a_{n+1} = a_5 = 0001$ числа A в БКН (табл. 2.2) выбирается константа $KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (01\|01\|001\|001\|0001)$ нулевизации.

Таблица 2.2.

Константы $KH_{m_{n+1}}^{(A)}$ нулевизации БКН КУОД

Остаток $a_k = a_{n+1}$	Константы нулевизации				
	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_k = m_5 = 11$
	a'_1	a'_2	a'_3	a'_4	a_5
0000	00	00	000	000	0000
0001	01	01	001	001	0001
0010	10	10	010	010	0010
0011	00	11	011	011	0011
0100	01	00	100	100	0100
0101	10	01	000	101	0101
0110	00	10	001	110	0110
0111	01	11	010	000	0111
1000	10	00	011	001	1000
1001	00	01	100	010	1001
1010	01	10	000	011	1010

Далее определяем $A_{m_{n+1}} = A - KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (00\|11\|100\|001\|0000)$.

Посредством реализации соотношения (3) формируем ОК вида $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{39}^{(9)} = \{11...110111111111\}$.

Исходя из вида ОК и используя выражение $A_{m_{n+1}} - n_A \cdot m_{n+1} = 0$, определяем, что $n_A = 9$ ($A_{m_{n+1}} - n_A \cdot m_{n+1} = 99 - 9 \cdot 11 = 0$), т.е. $Z_{n_A}^{(A)} = Z_9^{(A)}$. Так, как $N_i = 39 > n_A = 9$, то ошибки в данных нет.

Проверка: $A = 100 < M = 420$ (число A правильное).

Пример 2.2. Провести контроль данных $A = (00\|01\|000\|010\|1010)$. По значению $a_5 = 1010$ в БКН КУ в КВ (табл. 2.2) выбирается константа вида $KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (01\|10\|000\|011\|1010)$.

Получим, что $A_{m_{n+1}} = A - KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (10\|00\|000\|110\|0000)$. Так как $A_{m_{n+1}} - n_A \cdot m_{n+1} = 440 - 44 \cdot 11 = 0$, то ОК имеет вид $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{39}^{(40)} = \{11...11...11\}$ и $n_A = 40$. Так как $N_i = 39 < n_A = 40$, то ошибка в данных присутствует.

Проверка: $A = 450 > M = 420$ (число A неправильное).

Пример 2.3. Провести контроль данных $A = (01\|11\|010\|000\|1001)$. По значению $a_5 = 1001$ в БКН КУ (табл. 2.2) выбирается константа $KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (00\|01\|100\|010\|1001)$.

Определим что $A_{m_{n+1}} = A - KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (01\|10\|011\|101\|0000)$. Так как $A_{m_{n+1}} - n_A \cdot m_{n+1} = 418 - 38 \cdot 11 = 0$, то ОК имеет вид $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{39}^{(38)} = \{011...11...11\}$ и $n_A = 38$.

Исходя из того, что $n_A = 38 < N_i = 39$ делается вывод: число A правильное (не искажено). Однако проверка показывает, что $A = 427 > M = 420$, т.е. A неправильное число (рис. 2.4).

В этом случае при контроле данных допущена ошибка.

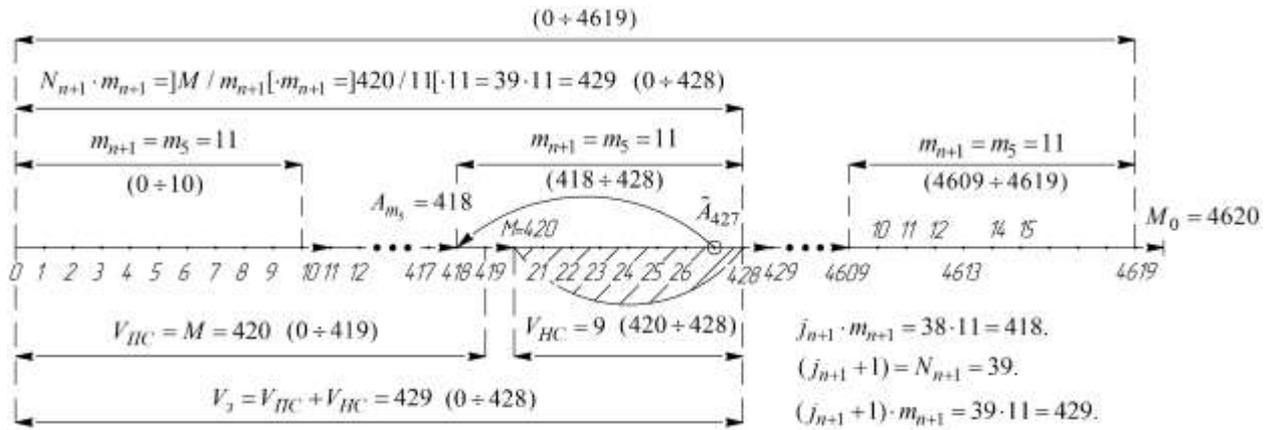


Рисунок 2.4. Схема контроля данных в КВ для $m_i = 11$

Из примера 2.3 видно, что применение рассмотренного метода для оперативного контроля данных в КВ не во всех случаях обеспечивает достоверный результат контроля. Действительно, существует совокупность $(j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1} - M$ неправильных \tilde{A} чисел, которые определяются системой контроля КУОД как правильные, что обуславливает низкую достоверность контроля. Для примера 2.3, таких чисел будет более 80% (табл. 2.3).

Таблица 2.3.

Совокупность кодовых слов в КВ

Числовой диапазон [418÷429)	
Правильные числа A	Совокупность неправильных \tilde{A} чисел, которые определяются системой контроля КУОД как правильные
418, 419	420, 421, 422, 423, 424, 425, 426, 427, 428

Таким образом, очевидно, что рассмотренный метод оперативного контроля данных в КВ и устройство для его реализации имеет весьма низкую достоверность контроля.

Низкая достоверность контроля данных вызвана наличием ненулевого значения a остатка в выражении

$$a = M_{n+1} / m_{n+1} - [M_{n+1} / m_{n+1}] = M / m_{n+1} - [M / m_{n+1}]. \quad (2.18)$$

В свою очередь наличие ненулевого $a \neq 0$ остатка определяется фактом не кратности значения M контрольному модулю m_{n+1} КВ, который определяет величину числового интервала $[j_{n+1} \cdot m_{n+1}, (j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1})$ возможного нахождения числа A . В этом случае контроль данных $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ осуществляется на основе использования контрольного m_{n+1} основания КВ, путем формирования ОК

$$K_{N_{n+1}}^{(n_A)} = \{Z_{N_{n+1}-1}^{(A)} Z_{N_{n+1}-2}^{(A)} \dots Z_0^{(A)}\}. \quad (2.19)$$

Геометрически низкую достоверность контроля данных можно пояснить следующим образом (рис. 2.2, 2.4). Числовой информационный интервал $[0, M = \prod_{i=1}^n m_i)$ не вмещает целое число отрезков длиною равных значению $m_i = m_{n+1}$. В этом случае на числовой оси $0 \div M_0$ существует числовой интервал $[j_{n+1} \cdot m_{n+1}, (j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1})$ (или $[(N_{n+1} - 1) \cdot m_{n+1}, N_{n+1} \cdot m_{n+1})$) внутри которого находится число M . Поэтому в данном интервале одновременно находится совокупность $(j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1} - M$ неправильных чисел (или $N_{n+1} \cdot m_{n+1} - M$) и совокупность $M - j_{n+1} \cdot m_{n+1}$ правильных чисел (или $M - (N_{n+1} - 1) \cdot m_{n+1}$). В процессе контроля данных A , при проведении процедуры нулевизации, все, как неправильные $(j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1} - M$, так и правильные $M - j_{n+1} \cdot m_{n+1}$ числа, смещаются на левый край (к одному правильному числу $j_{n+1} \cdot m_{n+1}$) интервала $[j_{n+1} \cdot m_{n+1}, (j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1})$. В этом случае, системой контроля КУ, неправильные $[N_{n+1} \cdot m_{n+1}) - M]$ числа будут идентифицироваться (определяться) как правильные.

Предлагаемый метод повышения достоверности контроля основан на известном методе оперативного контроля информации в КВ, который, в свою очередь, состоит из процедур получения и использования ППНК [78]. Данный признак является одной из характеристик ОК, получаемого из исходной НКС $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ данных, представленной в

КВ основаниями $\{m_i\}$, $i = \overline{1, n+1}$, с одним контрольным основанием m_{n+1} (рис. 2.3).

Суть предлагаемого метода повышения достоверности контроля данных в КВ состоит в обеспечении максимальной $P_{ок} = 1$ достоверности контроля данных, путем обеспечения выполнения условия $a = 0$ (см. выражение (2.18)). В этом случае для вычисления значения $N_i =]M / m_i[$ выбирается модуль m_i , определяющий номер j_i числового интервала $[j_i \cdot m_i, (j_i + 1) \cdot m_i)$ нахождения числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, только из совокупности n информационных модулей КВ, которые, естественно, кратны значению M . В этом случае $\alpha = M - [M / m_i] \cdot m_i = 0$, что и обеспечивает максимальное значение показателя достоверности контроля $P_{ок} = 1$ (см. выражение (2.21)).

Под достоверностью контроля данных в классе вычетов будем понимать вероятность получения истинного результата операции контроля данных, представленных в КВ. В качестве показателя для количественной оценки достоверностью контроля данных в классе вычетов может воспользоваться соотношением

$$P_{ок} = V_{ПС} / V_{ОС}, \quad (2.20)$$

где в общем случае: $V_{ПС} = M$ – количество (от 0 до $M \div 1$) правильных ($A < M$), лежащих в рабочем числовом $[0, M_0)$ диапазоне, кодовых слов для данного КВ; $V_{ОС} = (V_{ПС} + V_{НС})$ – общее количество кодовых слов, которые в результате проведения контроля данных считаются правильными; $V_{НС} = (N_i \cdot m_i - M)$ – количество неправильных ($A \geq M$) кодовых слов, которые в результате проведения контроля данных считаются правильными (отметим, что $N_i =]M / m_i[= j_i + 1$).

С учетом этого показатель достоверности (2.20) определяется соотношением

$$P_{\partial\kappa} = \frac{M}{M + N_i \cdot m_i - M} = \frac{M}{N_i \cdot m_i}. \quad (2.21)$$

При $m_i = m_{n+1}$ имеем, что $V_{HC} = (N_{n+1} \cdot m_{n+1} - M)$. Если $m_i = m_{n+1}$ то выражение (2.21) примет вид

$$P_{\partial\kappa} = \frac{M}{M + N_{n+1} \cdot m_{n+1} - M} = \frac{M}{N_{n+1} \cdot m_{n+1}}. \quad (2.22)$$

Так, как заведомо $N_{n+1} \cdot m_{n+1} > M$ (см. (2.18), рис. 2.2, 2.4), то в этом случае всегда $P_{\partial\kappa} < 1$.

Если в качестве основания m_i , определяющего величины числовых $j_i \cdot m_i \div (j_i + 1) \cdot m_i$ интервалов, возьмём информационное основание КВ, например, $m_i = m_1$, тогда $N_i = \lfloor M / m_i \rfloor = N_1 = \lfloor M / m_1 \rfloor$ и $N_1 = \prod_{i=2}^n m_i$. В этом случае, выражение (2.21) примет вид

$$P_{\partial\kappa} = \frac{M}{M + N_1 \cdot m_1 - M} = \frac{M}{N_1 \cdot m_1} = 1. \quad (2.23)$$

В этом случае имеем, что (см. выражение (2.18)) всегда $P_{\partial\kappa} = 1$, т.е., в случае выбора $m_i = m_1$, СК КУОД всегда обеспечивает достоверный результат контроля данных в КВ.

Приведем пример применения разработанного метода для повышения достоверности контроля данных в КВ.

Пример 2.4. Из вышеприведенного КВ выбираем, например, информационное основание $m_i = m_1 = 3$ (рис. 2.5). При этом $N_i = N_1 = M / m_1 = 4 \cdot 5 \cdot 7 = 140$. В этом случае рабочий числовой $[0, M_0)$ диапазон КВ разбивается на интервалы $[j_1 \cdot m_1, (j_1 + 1) \cdot m_1)$. Для значения $m_1 = 3$ информационный числовой интервал $[0, M)$ разбивается точно на $N_1 = M / m_1 = 140$ отрезков длиной три единицы каждый (см. рис. 2.5).

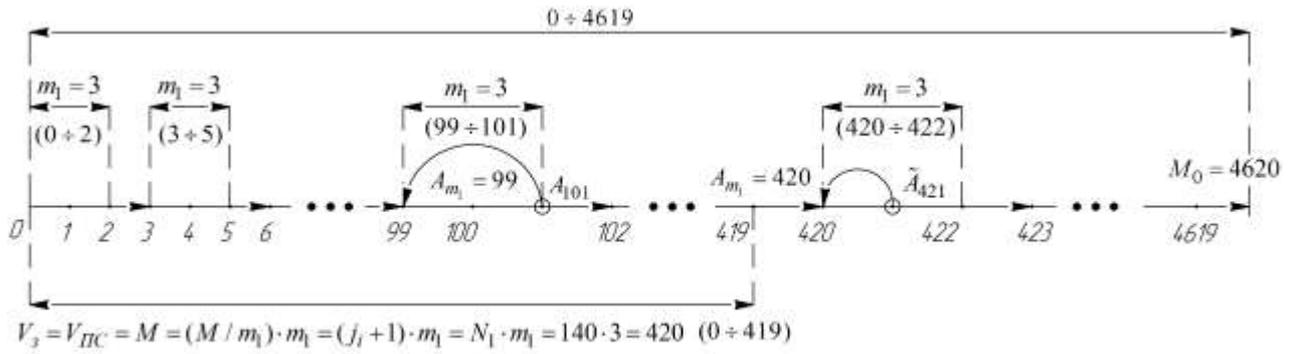


Рисунок 2.5. Схема контроля данных в КВ для $m_i = 3$

В таблице 2.4 приведено содержимое БКН относительно основания $m_i = 3$.

Таблица 2.4.

Содержимое БКН КУОД в КВ для $m_i = 3$

a_i	Константы				
	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_5 = 11$
00	00	00	000	000	0000
01	01	01	001	001	0001
10	10	10	010	010	0010

Пусть необходимо провести контроль числа $A = (01\|11\|010\|000\|1001)$. По значению $a_1 = 01$ в БКН (табл. 2.4) выбираем константу нулевизации вида $KH_{m_i}^{(A)} = (01\|01\|001\|001\|0001)$.

Далее определяем $A_{m_i} = A - KH_{m_i}^{(A)} = (00\|10\|001\|110\|1000)$. Если

$A_{m_i} - n_A \cdot m_i = 426 - 142 \cdot 3 = 0$, то ОК имеет вид

$K_{N_i}^{(n_A)} = K_{140}^{(142)} = \{Z_{139}^{(A)} Z_{138}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\} = \{11\dots11\dots11\}$. Так как $N_i = 140 < n_A = 142$, то

есть ошибка в числе A .

Проверка: $A = 427 > M = 420$. Число $A > M$, т.е. оно неправильное (искажено).

В таблице 2.5 приведены результаты расчета и сравнительного анализа достоверности контроля данных в КВ.

Результат расчёта значений $P_{\text{ок}_i}$ и $P_{\text{ок}_{n+1}}$ достоверности контроля

№ п.п	m_{n+1}	M	$\frac{M}{m_{n+1}}$	$]M / m_{n+1}[$	$N_{n+1} =$ $=]M / m_{n+1}[\cdot m_{n+1}$	$P_{\text{ок}_{n+1}}$	$P_{\text{ок}_i},$ $i = \overline{1, n}$	Выигрыш в [%]
	1	2	3	4	5	6	7	8
1	11	420	38,2	39	429	0,979	1	2,1
2	13	420	32,3	33	429	0,979	1	2,1
3	17	420	24,7	25	425	0,988	1	1,2
4	19	420	22,1	23	437	0,961	1	3,9
5	23	420	18,2	19	437	0,961	1	3,9
6	29	420	14,4	15	435	0,965	1	3,5

Кроме оперативности контроля данных важной характеристикой КУОД является количество оборудования СК.

Отметим, что в КВ количество оборудования СК в основном зависит от количества сумматоров, реализующих операции вида (3). Таким образом, количество оборудования СК зависит от величины значения $N_i = \prod_{\substack{K=1; \\ K \neq i.}}^{n+1} m_K$

($i = \overline{1, n}$). В этом случае, с учетом требования $a=0$ и требования не снижения оперативности контроля, для минимизации количества оборудования СК в КВ необходимо выбрать максимальный по величине информационный модуль. Для упорядоченного ($m_i < m_{i+1}$) КВ это будет основание m_n .

Предварительная оценка количества оборудования для l -байтовой разрядной сетки представления машинного слова КУОД может быть проведена посредством значения коэффициента эффективности представленного в виде:

$$K_{\text{эф}}^{(l)} = \frac{N_1}{N_n} = \frac{M / m_1}{M / m_n} = \frac{m_n}{m_1}.$$

Приведём пример контроля данных в КВ для $m_i = m_n$.

Пример 2.5. Максимальным из информационных оснований для вышеприведенного КВ является $m_n = m_4 = 7$. При этом $N_i = N_4 = M / m_4 = 3 \cdot 4 \cdot 5 = 60$. Рабочий числовой $[0, M_0)$ диапазон разбивается на интервалы $[j_4 \cdot m_4, (j_4 + 1) \cdot m_4)$, т.е. на $M_0 / m_4 = 4620 / 7 = 660$ отрезков. Для значения $m_4 = 7$ информационный $[0, M)$ интервал разбивается на $N_4 = M / m_4 = 60$ числовых отрезков длиной семь единиц (см. рис. 2.6).

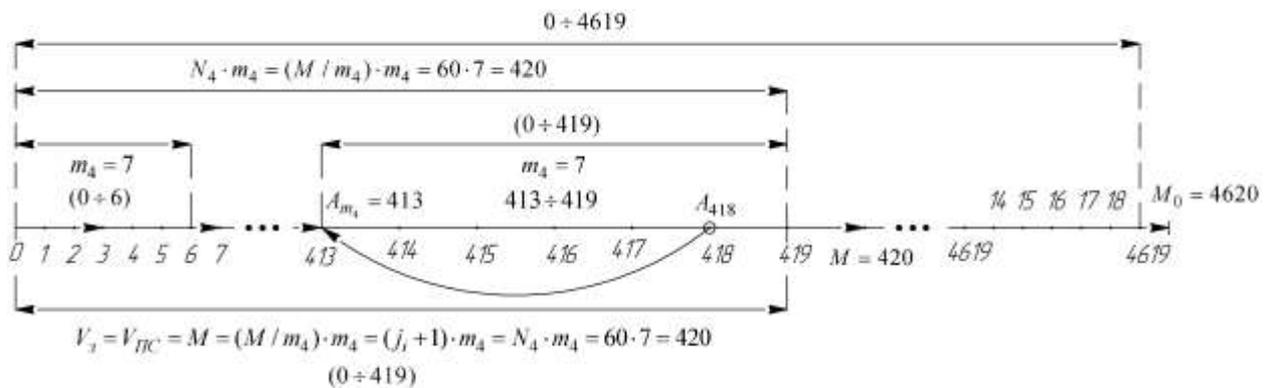


Рисунок 2.6. Схема контроля данных в КВ для $m_i = 7$

В таблице 2.6 приведено содержимое БКН по основанию $m_4 = 7$.

Таблица 2.6.

Содержимое БКН КУОД в КВ для $m_4 = 7$

a_4	Константы				
	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_5 = 11$
000	00	00	000	000	0000
001	01	01	001	001	0001
010	10	10	010	010	0010
011	00	11	011	011	0011
100	01	00	100	100	0100
101	10	01	000	101	0101
110	11	10	001	110	0110

Пусть необходимо провести контроль числа $A = (01\|11\|010\|000\|1001)$. По значению $a_4 = 000$ в БКН (табл. 2.6) выбираем константу $KH_{m_n}^{(A)} = KH_7^{(A)} = (00\|00\|000\|000\|0000)$. Далее определяем значение $A_{m_n} = A_7 = A - KH_7^{(A)} = (01\|11\|010\|000\|1001)$. Посредством реализации соотношений (2) формулируем ОК $K_{N_4}^{(n_A)} = K_{60}^{(61)} = \{Z_{59}^{(A)} Z_{58}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\} = \{11\dots11\dots11\}$. Исходя из вида ОК и используя выражение $A_{m_n} - n_A \cdot m_n = 0$, определяем, что $n_A = 61$ ($A_{m_n} - n_A \cdot m_n = 427 - 61 \cdot 7 = 0$). Так как $N_4 = 60 < n_A = 61$, то ошибка в данных A присутствует. Проверка: $A = 427 > M = 420$.

В таблице 2.7 приведены расчетные данные условного количества оборудования системы контроля СПОД, функционирующей в КВ, и данные сравнительного анализа сокращения количества оборудования СК для $m_i = m_n$.

Таблица 2.7.

Сравнительные данные количества оборудования СК КУОД ККУ в КВ

Разрядная сетка l -байтовой КУОД в КВ (ρ, n, k)	Информационные основания КВ m_i ($i = \overline{1, n}$)	Контрольное m_{n+1} основание КВ	Минимальное информационное m_1 основание КВ	Максимальное информационное m_n основание КВ	$K_{эфф.}^{(l)}$
1	2	3	4	5	6
$l = 1$ ($\rho = 8, n = 4, k = 3$)	$m_1 = 3, m_2 = 4,$ $m_3 = 5, m_4 = 7$	$m_5 = 11$	$m_1 = 3$	$m_4 = 7$	2,3
$l = 2$ ($\rho = 16, n = 6, k = 4$)	$m_1 = 2, m_2 = 5,$ $m_3 = 7, m_4 = 9,$ $m_5 = 11, m_6 = 13$	$m_7 = 17$	$m_1 = 2$	$m_6 = 13$	6,5
$l = 3$ ($\rho = 24, n = 8, k = 5$)	$m_1 = 3, m_2 = 4,$ $m_3 = 5, m_4 = 7,$ $m_5 = 11, m_6 = 13,$ $m_7 = 17, m_8 = 19$	$m_9 = 23$	$m_1 = 3$	$m_8 = 19$	6,3

1	2	3	4	5	6
$l = 4$ $(\rho = 32,$ $n = 10, k = 5)$	$m_1 = 2, m_2 = 3,$ $m_3 = 5, m_4 = 7,$ $m_4 = 11, m_5 = 13,$ $m_6 = 17, m_7 = 19,$ $m_9 = 23, m_{10} = 29$	$m_{11} = 31$	$m_1 = 2$	$m_{10} = 29$	14,5
$l = 8$ $(\rho = 64,$ $n = 16, k = 6)$	$m_1 = 3, m_2 = 4,$ $m_3 = 5, m_4 = 7,$ $m_5 = 11, m_6 = 13,$ $m_7 = 17, m_8 = 19,$ $m_9 = 23, m_{10} = 29,$ $m_{11} = 31, m_{12} = 37,$ $m_{13} = 41, m_{14} = 43,$ $m_{15} = 47, m_{16} = 53$	$m_{17} = 59$	$m_1 = 3$	$m_{16} = 53$	17,6

Таким образом, в диссертации разработан метод повышения достоверности оперативного контроля данных в КВ. Данный метод основан на использовании ППНК n_A , который является одной из характеристик ОК. При этом выбирается модуль m_i , определяющий номер числового интервала нахождения НКС, из совокупности n возможных информационных оснований КВ. Применения данного метода обеспечивает получения достоверного результата контроля данных в КВ.

Расчетные данные и сравнительный анализ достоверности контроля данных и количества оборудования СК КУОД в КВ показал, что с ростом разрядной сетки обрабатываемых данных в КУОД, эффективность непозиционного кодирования в классе вычетов существенно возрастает.

2.5. Выводы по разделу 2

В разделе решены *первая и вторая* задачи исследований и получен **первый** научный результат.

1. Результаты исследований методов контроля данных в КВ показали следующее. Существующие практические методы контроля в КУОД ККУ, функционирующих в КВ, которые в своем большинстве основаны на использовании принципа непосредственного сравнения и принципа нулевизации, обладают общим существенным недостатком – низкая оперативность процесса контроля. Рассмотренный в разделе наиболее оперативный из существующих методов контроля, основанный на использовании принципа нулевизации, позволяет уменьшить время контроля КУОД ККК ТКС для однобайтовой, двухбайтовой, четырехбайтовой и восьмибайтовой структуры данных от 50% до 65,6% процентов соответственно. Однако данный оперативный метод не обеспечивает полную достоверность контроля КУОД ККУ. Данное обстоятельство обуславливает необходимость разработки метода повышения достоверности контроля данных в КВ.

2. В разделе разработан метод повышения достоверности оперативного контроля данных в КВ. Данный метод основан на использовании ППНК n_A . При этом модуль m_i , определяющий номер числового интервала нахождения НКС, выбирается максимальным из совокупности n возможных информационных оснований КВ. Применения данного метода обеспечивает получения достоверного результата контроля данных в КВ. На основании данного метода разработаны алгоритмы для его реализации в соответствии, с которыми синтезированы патентоспособные устройства для их реализации. На данные устройства получены патенты Украины на изобретения.

РАЗДЕЛ 3. ИССЛЕДОВАНИЕ И СОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ МЕТОДОВ ДИАГНОСТИКИ И КОРРЕКЦИИ ОШИБОК КОМПЬЮТЕРНЫХ УСТРОЙСТВ ОБРАБОТКИ ДАННЫХ, ФУНКЦИОНИРУЮЩИХ В КЛАССЕ ВЫЧЕТОВ

3.1. Исследование методов диагностики и коррекции ошибок данных в классе вычетов

В общем случае, процесс коррекции [81,82] (обнаружения и исправления) ошибок в информационной кодовой структуре \tilde{A} данных, представленной в КВ, состоит из следующих основных этапов:

- контроль данных (процесс обнаружения факта наличия ошибки в непозиционной кодовой структуре $\tilde{A} = (a_1 \| a_2 \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n)$ КВ);
- диагностика данных (локализация места ошибок с заданной глубиной диагностирования);
- исправление ошибок в кодовой структуре данных (восстановление искаженных остатков $\tilde{a}_j, (j = \overline{1, n})$ неправильного числа \tilde{A} и получения правильного числа A).

Рассмотрим ряд научных утверждений, результаты доказательств которых можно положить в основу методов контроля и диагностики ошибок данных, представленных в непозиционной системе счисления класса вычетов [14, 15, 80-83]. Напомним, что в дальнейшем предполагается только однократная (в одном остатке $a_i, (i = \overline{1, n+1})$, числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, представленного в КВ) ошибка.

Утверждение 3.1. Пусть задана упорядоченная $(m_i < m_{i+1}, i = \overline{1, n})$ система оснований (модулей) КВ с n информационными и одним $m_\kappa = m_{n+1}$ контрольным основаниями, и пусть число $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$

неискаженное (правильное), т.е. $A < M_0 / m_{n+1}$, где $M_0 = M \cdot m_{n+1}$ и $M = \prod_{i=1}^n m_i$.

Тогда величина A не изменится, если это число будем представлять в КВ из которого изъято одно основание m_i , т.е. если в представлении числа A убрать остаток a_i . Полученное таким образом число $A_i = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ будем называть проекцией числа A по модулю m_i .

Утверждение 3.2. Если в упорядоченной системе оснований КВ задано правильное число A , то проекции A_i ($i = \overline{1, 1+n}$) этого числа равны между собой, т.е. $A = A_1 = A_2 = \dots = A_i = \dots = A_n = A_{n+1} < M_0 / m_{n+1}$.

Действительно, для правильного числа A имеет место соотношение $A < M_0 / m_{n+1} < M_0 / m_k < \dots < M_0 / m_i < \dots < M_0 / m_1$. В соответствии с результатами утверждения 3.2 имеем что $A = A_i$.

Утверждение 3.3. Пусть для упорядоченной системы оснований КВ все возможные проекции $A_i = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ A_i ($i = \overline{1, n+1}$) числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ совпадают. В этом случае число $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ является правильным.

Предположим, что число $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ неправильное за счет искажения остатка a_i по модулю m_i . Заменим в числе A искаженный остаток a_i на правильный \tilde{a}_i . В этом случае получим правильное число $\tilde{A} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| \tilde{a}_i \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$. Тогда в соответствии с результатом утверждения 3.2 имеем $\tilde{A}_1 = \tilde{A}_2 = \dots = \tilde{A}_i = \dots = \tilde{A}_n = \tilde{A}_{n+1}$.

С другой стороны $A_i = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, и одновременно $\tilde{A}_i = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, т.е. $A_i = \tilde{A}_i$. В этом случае должно выполняться соотношение $A = A_1 = \tilde{A}_1 = A_2 = \tilde{A}_2 = \dots = A_n = \tilde{A}_n = A_{n+1} = \tilde{A}_{n+1}$. Однако по условию утверждения 3.3 проекции A_j ($i \neq j$) числа A отличается

от проекции A_i значением остатка a_i по основанию m_i . Вследствие этого $A_i \neq A_j$, что противоречит условию неправильности числа A .

Утверждение 3.4. Если в упорядоченной системе оснований КВ проекция $A_i = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ удовлетворяет условию $A_i \geq M_0 / m_{n+1}$, то в этом случае считается, что остаток a_i числа A по модулю m_i не искажен. Отметим еще раз, что предполагается только однократная ошибка.

Действительно, если остаток a_i числа A по модулю m_i искажен, то проекция A_i , составленная из неискаженных a_j ($j = \overline{1, n+1}$ и $i \neq j$) остатков, должна быть правильным числом. Однако, по условию $A_i \geq M_0 / m_{n+1}$ – неправильное число, что противоречит условию утверждения 3.4. Кроме этого, отметим, что если все значения $A_i \geq M_0 / m_{n+1}$ ($i = \overline{1, n}$), то искажен остаток a_{n+1} .

Утверждение 3.5. Пусть в упорядоченном ($m_i < m_{i+1}$, $i = \overline{1, n}$) КВ с n информационным и одним контрольным $m_k = m_{n+1}$ основаниями число $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_i \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ удовлетворяет следующему условию

$$M = M_0 / m_{n+1} = M_{n+1} < A < M_i, \text{ где: } M = \prod_{i=1}^n m_i; \quad M_0 = M \cdot m_{n+1}; \quad M_i = \prod_{\substack{\kappa=1, \\ \kappa \neq i}}^{n+1} m_\kappa. \text{ Тогда}$$

остатки a_z ($z = \overline{1, i}$) числа A не искажены (правильные), если возможна только однократная (в одном остатке a_i) ошибка.

Вначале методом от противного установим, что остаток a_i правильный. Предположим, что остаток a_i искажен, а остаток \tilde{a}_i правильный. В этом случае правильное число \tilde{A} представится в виде $\tilde{A} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| \tilde{a}_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$. С учетом того, что искаженный остаток a_i искаженного числа A представим в виде $a_i = \tilde{a}_i + \Delta a_i$ (считается, что ошибка Δa_i носит аддитивный характер, т.е. $A = \tilde{A} + \Delta A$), то число \tilde{A} будет иметь вид $\tilde{A} = A - \Delta A$, или так как $\Delta a_i = a_i - \tilde{a}_i$:

$$\tilde{A} = A - (a_i - \tilde{a}_i) \cdot B_i, \quad (3.1)$$

Используя ортогональные базисы для данного КВ (где \bar{m}_i – вес i -го ортогонального базиса B_i) по формуле (3.1) определим численное значение числа \tilde{A} следующим образом:

$$\begin{aligned} \tilde{A} &= A - \Delta A, \\ \tilde{A} &= A + (\tilde{a}_i - a_i) \cdot B_i, \\ \tilde{A} &= A + (\tilde{a}_i - a_i) \cdot \bar{m}_i \cdot M_i, \\ \tilde{A} &= A + (\tilde{a}_i - a_i) \cdot \bar{m}_i \cdot M_0 / m_i. \end{aligned} \quad (3.2)$$

Так как значение $(\tilde{a}_i - a_i) \bmod m_i$ может изменяться от 0 и до величины $m_i - 1$, то максимально возможное значение величины $[(\tilde{a}_i - a_i) \cdot \bar{m}_i \cdot M_0 / m_i] \bmod M_0$ будет равно $(m_i - 1) \cdot M_0 / m_i$. В этом случае максимальное значение выражения (3.2) имеет вид:

$$\{[(\tilde{a}_i - a_i) \cdot \bar{m}_i \cdot M_0 / m_i] \bmod M_0\} = (m_i - 1) \cdot M_0 / m_i \quad (3.3)$$

На основании выражения (3.3) и учитывая также условие утверждения о том, что рассматриваемое число лежит в пределах $M < \tilde{A} < M_i$ можно записать, что

$$\tilde{A} < M_0 / m_i + (m_i - 1) \cdot M_0 / m_i = M_0 \quad (3.4)$$

Число \tilde{A} будет правильным (лежащим в информационном числовом интервале $[0, M)$) только в том случае, если бы от добавления величины $(\tilde{a}_i - a_i) \cdot B_i$ (см. выражение (3.2)) оно стало бы больше чем величина M_0 . Однако, исходя из выражения (3.4) этого достичь невозможно путем исправления искаженного остатка a_i числа A . В этом случае остаток a_i правильный, т.е. исходное предположение о том, что этот остаток искажен, неверно. Так как по условию утверждения выполняется неравенство $A < M_i$, то и тем более выполняются следующие неравенства:

$$A < M_i < M_{i-1} < \dots < M_2 < M_1. \quad (3.5)$$

Неравенства (3.5) подтверждают условия утверждения, что остатки $a_z (z = \overline{1, i})$ числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ правильные.

Утверждение 3.6. Пусть в упорядоченном КВ с n информационными и одним m_{n+1} контрольным основаниями число $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ удовлетворяет следующему условию $M_{n+1} < A < M_i$, где: $M = M_{n+1} = \prod_{i=1}^n m_i$;

$$M_0 = \prod_{i=1}^{n+1} m_i = M \cdot m_{n+1}; \quad M_i = M_0 / m_i.$$

В этом случае остатки a_1, a_2, \dots, a_i считаются правильными (неискаженными), если возможна только однократная (в одном остатке числа A) ошибка.

Вначале, методом от противного, докажем, что остаток a_i числа A не искажен. Допустим, что остаток a_i искажен. В этом случае число A будет неправильным, т.е. $A \geq M$. Обозначим неискаженный остаток как \tilde{a}_i , а правильное число как $\tilde{A} < M$. Считаем что ошибка ΔA имеет аддитивный характер, т.е.

$$A = \tilde{A} + \Delta A \quad (3.6)$$

С учетом этого запишем, что:

$$\begin{aligned} A &= (a_1 \| a_2 \| \dots \| \tilde{a}_i \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) + (0 \| 0 \| \dots \| \Delta \tilde{a}_i \| \dots \| 0 \| 0) = \\ &= (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_i \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) \end{aligned} \quad (3.7)$$

Формулу (3.7) можно записать в следующем виде:

$$\Delta a_i = (a_i - \tilde{a}_i) \bmod m_i \quad (3.8)$$

На основании соотношений (3.6) и (3.8) оценим количественное значение числа \tilde{A} следующим образом:

$$\begin{aligned}
\tilde{A} &= A - \Delta\tilde{A}, \\
\tilde{A} &= A - \Delta a_i \cdot B_i, \\
\tilde{A} &= A - [(a_i - \tilde{a}_i) \bmod m_i] \cdot \bar{m}_i \cdot M_i, \\
\tilde{A} &= A + [(\tilde{a}_i - a_i) \bmod m_i] \cdot \bar{m}_i \cdot M_i.
\end{aligned} \tag{3.9}$$

где \bar{m}_i – вес i -го ортогонального базиса B_i КВ, который определяется из следующего соотношения $B_i = \bar{m}_i \cdot M_i \equiv 1 \pmod{m_i}$. Максимально возможное значение величины $\{[(\tilde{a}_i - a_i) \bmod m_i] \cdot \bar{m}_i \cdot M_i\} \bmod M_0$ в записи выражения (3.9) определится следующим образом:

$$\max\left(\{[(\tilde{a}_i - a_i) \bmod m_i] \cdot \bar{m}_i \cdot M_i\} \bmod M_0\right) = [(m_i - 1) / m_i] M_0 \tag{3.10}$$

Действительно, выражение $[(\tilde{a}_i - a_i) \bmod m_i]$ может принимать только значения от 0 до $m_i - 1$. В этом случае $\max[(\tilde{a}_i - a_i) \bmod m_i] = m_i - 1$, а $M_i = M_0 / m_i$. Соотношение (3.9) представится в виде:

$$\tilde{A} = A + [(m_i - 1) / m_i] \cdot M_0 \tag{3.11}$$

В соответствии с условием утверждения имеем, что $A < M_i = M_0 / m_i$. В этом случае выражение (3.11) примет вид:

$$\begin{aligned}
\tilde{A} &< M_0 / m_i + [(m_i - 1) / m_i] \cdot M_0, \\
\tilde{A} &< M_0 \cdot [1 / m_i + (m_i - 1) / m_i], \\
\tilde{A} &< M_0.
\end{aligned} \tag{3.12}$$

Число \tilde{A} может быть правильным ($\tilde{A} < M$), если от добавления величины Δa_i (см. выражение (3.8)) оно превзошло бы значение M_0 . Но, как видно из выражения (3.12), никаким возможным исправлением неправильного остатка a_i этого достичь невозможно, что противоречит допущению, что остаток a_i числа A неправильный. Таким образом, остаток a_i не искажен, а число A – правильное. Так как $A < M_i$, то и тем более $A < M_i <$

$M_{i-1} < \dots < M_2 < M_1$, откуда следует правильность остатков a_{i-1}, \dots, a_2, a_1 . Отметим, что при $i = n$, т.е. $M_{n+1} < A < M_n$, ошибочный остаток будет a_{n+1} .

Можно показать, что помехоустойчивый R -код в КВ может обнаруживать и исправлять число $t_{обн.}$ и $t_{исп.}$ ошибок более высокой кратности, чем та, которая определяется общей теорией кодирования, т. е. величиной $d_{мин.}^{(KB)}$ МКР [71].

Действительно, пусть для заданного КВ МКР определяется значением $d_{мин.}^{(KB)}$. Предположим, что в данном КВ имеются l оснований, для которых выполняется условие $l > d_{мин.}^{(KB)}$, и при этом $Q(l) = \prod_{j=1}^l m_{z_j} < R = M_0 / M$. В этом случае ошибки в остатках числа A_{KB} по этим основаниям можно достоверно обнаружить.

Для рассматриваемых исходных данных u вектора ошибки $\Delta A = (\tilde{A}_{KB} - A_{KB}) \bmod M = (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| \Delta a_{z_1} \| 0 \| \dots \| 0 \| \Delta a_{z_l} \| \dots \| 0 \| 0)$ должно быть не менее $(n - l)$ нулевых остатков. Определим численное значение ошибки $\Delta A = (B_{z_1} \cdot \Delta a_{z_1} + \dots + B_{z_l} \cdot \Delta a_{z_l}) \bmod M_0$. С учётом того, что произвольный ортогональный базис в КВ представляется в виде $B_{z_i} = \bar{m}_{z_i} \cdot M_0 / m_{z_i}$ (\bar{m}_{z_i} – вес i -го ортогонального базиса B_{z_i} КВ), то значение ΔA определится следующим образом

$$\begin{aligned} \Delta A &= \left(\frac{\bar{m}_{z_1} \cdot M_0}{m_{z_1}} \cdot \Delta a_{z_1} + \dots + \frac{\bar{m}_{z_l} \cdot M_0}{m_{z_l}} \cdot \Delta a_{z_l} \right) \bmod M_0 = \\ &= \left(\frac{\bar{m}_{z_1} \cdot M_0 \cdot Q_1(l)}{Q(l)} \cdot \Delta a_{z_1} + \dots + \frac{\bar{m}_{z_l} \cdot M_0 \cdot Q_l(l)}{Q(l)} \cdot \Delta a_{z_l} \right) \bmod M_0, \end{aligned}$$

$$\text{где } Q_i(l) = \prod_{\substack{j=1; \\ j \neq i}}^l m_{z_j}.$$

Таким образом, имеем, что $\Delta A = \frac{M_0}{Q(l)} \cdot (\bar{m}_{z_1} \cdot Q_1(l) \cdot \Delta a_{z_1} + \dots + \bar{m}_{z_l} \cdot Q_l(l) \cdot \Delta a_{z_l}) \bmod M_0$,

$$\text{или } \Delta A = \left(\frac{M_0}{Q(l)} \cdot \sum_{i=1}^l (\bar{m}_{z_i} \cdot Q_i(l) \cdot \Delta a_{z_i}) \right) \bmod M_0.$$

Поскольку имеем, что $Q(l) < M_0 / M$ и $\sum_{i=1}^l (\bar{m}_{z_i} \cdot Q_i(l) \cdot \Delta a_{z_i}) \neq 0$, то $\Delta A \geq M$.

Очевидно, что сумма $A_{KB} + \Delta A$ любого правильного ($A_{KB} < M$) числа A_{KB} , и числа, соответствующего величине ΔA ошибки, не может принадлежать множеству $[0, M)$ правильных чисел, т.е. $\tilde{A}_{KB} = (A_{KB} + \Delta A) \bmod M_0 \geq M$. В этом случае в процессе контроля данных подобную ошибку можно обнаружить (можно обнаружить искажённый остаток числа \tilde{A}_{KB} по одному из оснований КВ). Исходя из вышеизложенного можно утверждать, что R -код в КВ позволяет достоверно обнаруживать все ошибки кратности от $t_{обн.} = 1$ до $t_{обн.} = d_{мин.}^{(KB)} - 1$. Кроме этого, в литературе [71, 84-87] показано, что помехоустойчивый R -код в КВ позволяет обнаруживать и исправлять большую часть $((R-1)/R = 1 - M/M_0)$ ошибок более высокой кратности, чем это позволяет значение $d_{мин.}^{(KB)}$ МКР.

3.2. Совершенствование метода диагностики данных компьютерных устройств обработки данных в классе вычетов

В общем виде задача диагностики данных в КВ состоит в определении совокупности $\{a_i\}$ искажённых (неправильных) остатков искажённого (неправильного) числа \tilde{A}_{KB} [86, 87]. Для случая $k=1$ (именно этот вариант коррекции однократных ошибок рассматривается в работе) результатом процесса диагностирования является определение одного a_i искажённого остатка числа \tilde{A}_{KB} по модулю m_i .

Суть диагностирования НКС $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ в КВ состоит в выявлении искаженных остатков m_{z_i} ($i = \overline{1, r}$). Отметим, что под

глубиной D диагностирования в КВ будем понимать степень детализации места возникновения ошибки в НКС [88-90], состоящей из совокупности остатков $\{a_i\}$, $i = \overline{1, n+1}$, т.е. НКС вида $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_i \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$. Как и ранее предполагается однократная (в одном остатке НКС) ошибка. Суть диагностирования в КВ состоит в выявлении остатков, m_{z_i} ($i = \overline{1, r}$) в которых возможны ошибки (выявление искаженных остатков НКС A). Количественно глубину D диагностирования данных в КВ будем оценивать соотношением $D = 1/r$, где r – количество m_{z_i} остатков ($m_{z_1}, m_{z_2}, \dots, m_{z_r}$) в которых возможна ошибка. Максимальное значение глубины D_{\max} диагностирования достигается в том случае, когда ошибка в НКС A выявляется с точностью до одного остатка. В этом случае под максимальной глубиной D_{\max} диагностирования будем понимать выявление одного ($r=1$) остатка НКС A , в котором содержится ошибка, т.е. $D_{\max} = 1/r = 1$ [91, 92].

На основании результатов вышеизложенных научных утверждений рассмотрим метод контроля и диагностики данных, представленных в КВ.

Пусть дано проверяемое число $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ в КВ с n информационными m_i ($i = \overline{1, n}$) и одним контрольным $m_k = m_{n+1}$ основаниями. Необходимо, во-первых, провести контроль (определить правильность) числа A , и, во-вторых, провести диагностику остатков a_i ($i = \overline{1, n+1}$) числа A , т.е. определить искаженные (или неискаженные) остатки.

На основании результатов доказательств утверждений 3.3 – 3.6 в диссертации разработан метод оперативной диагностики данных в КВ, который представлен на рис. 3.1., рис. 3.2.

Контроль и диагностика данных проводятся последовательно в два этапа.

1	<p style="text-align: center;">Определение частных M_i рабочих оснований КВ</p> $M_1 = m_2 \cdot m_3 \dots m_{i-1} \cdot m_i \dots m_n \cdot m_{n+1},$ $M_2 = m_1 \cdot m_3 \dots m_{i-1} \cdot m_i \cdot m_{i+1} \dots m_n \cdot m_{n+1},$ <p style="text-align: center;">...</p> $M_i = m_1 \cdot m_2 \dots m_{i-1} \cdot m_{i+1} \dots m_n \cdot m_{n+1},$ <p style="text-align: center;">...</p> $M_n = m_1 \cdot m_2 \dots m_{i-1} \cdot m_i \cdot m_{i+1} \dots m_{n-1} \cdot m_{n+1},$ $M_{n+1} = M = M_0 / m_{n+1} = m_1 \cdot m_2 \dots m_{i-1} \cdot m_i \cdot m_{i+1} \dots m_{n-1} \cdot m_n$
2	<p style="text-align: center;">Определение частных $B_{ij} = M_i \cdot \bar{m}_{ij} / m_i = 1 \pmod{m_i}$ ортогональных базисов для данного КВ</p> $M = \prod_{i=1}^n m_i, \quad M_0 = \prod_{i=1}^{n+1} m_i, \quad M_i = \prod_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^{n+1} m_k.$ $\bar{m}_{ij} = \overline{1, m_i - 1}; \quad j = \overline{1, n+1} - \text{количество оснований}$ <p style="text-align: center;">исходного КВ;</p> $i = \overline{1, n} - \text{количество оснований КВ в } i - \text{м наборе частных рабочих оснований КВ}$ <p style="text-align: center;">($j = i + 1$)</p> $\begin{matrix} B_{11} & B_{21} & B_{31} & \dots & B_{(n-1)1} & B_{n1} \\ B_{12} & B_{22} & B_{32} & \dots & B_{(n-1)2} & B_{n2} \\ & & & \dots & & \\ B_{1(n+1)} & B_{2(n+1)} & B_{3(n+1)} & \dots & B_{(n-1)(n+1)} & B_{n(n+1)} \end{matrix}$
3	<p style="text-align: center;">Определение проекций \tilde{A}_j числа $\tilde{A} = (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_i \ \dots \ a_n \ a_{n+1})$</p> $\tilde{A}_1 = (a_2 \ a_3 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_n \ a_{n+1}),$ $\tilde{A}_2 = (a_1 \ a_3 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_n \ a_{n+1}),$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_i = (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_{i-1} \ a_{i+1} \ \dots \ a_n \ a_{n+1}),$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_n = (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_{n-1} \ a_{n+1}),$ $\tilde{A}_{n+1} = (a_1 \ a_2 \ \dots \ a_{i-1} \ a_i \ a_{i+1} \ \dots \ a_{n-1} \ a_n).$

Рисунок 3.1. Метод оперативной диагностики данных в КВ

4	<p>Вычисление значений величин проекций \tilde{A}_j в ПСС $\tilde{A}_{jПСС} = \left(\sum_{\substack{i=1 \\ j=1, n+1}}^n a_i \cdot B_{ij} \right) \bmod M_j$</p> $\tilde{A}_{1ПСС} = \left(\sum_{i=1}^n a_i \cdot B_{i1} \right) \bmod M_1 = (a_1 \cdot B_{11} + a_2 \cdot B_{21} + \dots + a_n \cdot B_{n1}) \bmod M_1,$ $\tilde{A}_{2ПСС} = \left(\sum_{i=1}^n a_i \cdot B_{i2} \right) \bmod M_2 = (a_1 \cdot B_{12} + a_2 \cdot B_{22} + \dots + a_n \cdot B_{n2}) \bmod M_2,$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_{kПСС} = \left(\sum_{i=1}^n a_i \cdot B_{ik} \right) \bmod M_k = (a_1 \cdot B_{1k} + a_2 \cdot B_{2k} + \dots + a_n \cdot B_{nk}) \bmod M_k,$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_{nПСС} = \left(\sum_{i=1}^n a_i \cdot B_{in} \right) \bmod M_n = (a_1 \cdot B_{1n} + a_2 \cdot B_{2n} + \dots + a_n \cdot B_{nn}) \bmod M_n,$ $\tilde{A}_{n+1ПСС} = \left(\sum_{i=1}^n a_i \cdot B_{i(n+1)} \right) \bmod M_{n+1} = (a_1 \cdot B_{1(n+1)} + a_2 \cdot B_{2(n+1)} + \dots + a_n \cdot B_{n(n+1)}) \bmod M_{n+1}.$		
5	<p>Сравнение величин $\tilde{A}_{jПСС} = \left(\sum_{\substack{i=1 \\ j=1, n+1}}^n a_i \cdot B_{ij} \right) \bmod M_j$ с модулем $M = M_0 / m_{n+1}$</p>		
6	<p>Определение достоверно неискаженных $\{a_{z_j}\}$ и возможно искаженных $\{\overline{a_{z_j}}\}$ остатков числа \tilde{A}</p> <table border="0" style="width: 100%;"> <tr> <td style="width: 50%; vertical-align: top;"> $\{a_{z_j}\}, j = \overline{l+1, n+1}$ $\tilde{A}_{1ПСС} \geq M \rightarrow a_1,$ $\tilde{A}_{2ПСС} \geq M \rightarrow a_2,$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_{nПСС} \geq M \rightarrow a_n.$ </td> <td style="width: 50%; vertical-align: top;"> $\{\overline{a_{z_j}}\}, j = \overline{1, l}$ $\tilde{A}_{1ПСС} < M \rightarrow \overline{a_1}$ $\tilde{A}_{2ПСС} < M \rightarrow \overline{a_2}$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_{nПСС} < M \rightarrow \overline{a_n},$ $\tilde{A}_{(n+1)ПСС} < M \rightarrow \overline{a_{(n+1)}}.$ </td> </tr> </table>	$\{a_{z_j}\}, j = \overline{l+1, n+1}$ $\tilde{A}_{1ПСС} \geq M \rightarrow a_1,$ $\tilde{A}_{2ПСС} \geq M \rightarrow a_2,$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_{nПСС} \geq M \rightarrow a_n.$	$\{\overline{a_{z_j}}\}, j = \overline{1, l}$ $\tilde{A}_{1ПСС} < M \rightarrow \overline{a_1}$ $\tilde{A}_{2ПСС} < M \rightarrow \overline{a_2}$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_{nПСС} < M \rightarrow \overline{a_n},$ $\tilde{A}_{(n+1)ПСС} < M \rightarrow \overline{a_{(n+1)}}.$
$\{a_{z_j}\}, j = \overline{l+1, n+1}$ $\tilde{A}_{1ПСС} \geq M \rightarrow a_1,$ $\tilde{A}_{2ПСС} \geq M \rightarrow a_2,$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_{nПСС} \geq M \rightarrow a_n.$	$\{\overline{a_{z_j}}\}, j = \overline{1, l}$ $\tilde{A}_{1ПСС} < M \rightarrow \overline{a_1}$ $\tilde{A}_{2ПСС} < M \rightarrow \overline{a_2}$ <p style="text-align: center;">...</p> $\tilde{A}_{nПСС} < M \rightarrow \overline{a_n},$ $\tilde{A}_{(n+1)ПСС} < M \rightarrow \overline{a_{(n+1)}}.$		

Рисунок 3.2. Продолжение метода оперативной диагностики данных в КВ

Первый этап. Метод контроля данных

$$A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1}).$$

1. Определить значения $B_i (i = \overline{1, n+1})$ ортогональных базисов для полной системы оснований $\{m_i\}$ КВ.

2. Используя систему ортогональных базисов B_i , исходное A число в КВ перевести в ПСС по известной формуле [4]: $A_{ПСС} = (\sum_{i=1}^{n+1} a_i \cdot B_i) \bmod M_0$.

3. Провести операции позиционного сравнения значений $A_{ПСС}$ и M . Если результат сравнения показал, что $A_{ПСС} < M$, то число A правильное. Если $A_{ПСС} \geq M$, то считается, что число \tilde{A} неправильное, в случае если искажен только один из остатков a_i числа A .

Второй этап. Метод диагностики остатков $a_i (i = \overline{1, n+1})$ НКС \tilde{A} , основанный на использовании полученных результатов утверждений 3.3 ÷ 3.6.

Рассмотрим пример применения методов оперативного контроля и диагностики в КВ, как указывалось выше, для однобайтовой ($l=1$) структуры данных (8 двоичных разрядов) КУОД ККУ. Полный КВ с одним контрольным основанием задан информационными $m_1 = 3$, $m_2 = 4$, $m_3 = 5$, $m_4 = 7$ и контрольным $m_k = m_{n+1} = 11$ основаниями.

При этом обеспечиваются требования однозначности представления кодовых слов в данном информационном числовом $[0, M)$ диапазоне.

Для данного КВ имеем: $M_0 = \prod_{i=1}^{n+1} m_i = 4620$ – общее количество

кодовых слов в данном КВ; $M = \prod_{i=1}^n m_i = 420$ – количество информационных

кодовых слов.

В этом случае полный (рабочий) $[0, M_0)$ и информационный $[0, M)$ числовые диапазоны чисел определяются, соответственно, как $[0, 4620)$ и $[0,$

420). Все возможные частные наборы оснований КВ представлены в таблице 3.1, где $M_j = M_0 / m_j$.

В таблице 3.2 представлены все возможные числовые диапазоны $[j \cdot M_1, (j+1) \cdot M_1)$ попадания неправильного \tilde{A} числа для $l = 1$, а в таблице 3.3 – значения возможных рангов $r M_0$ числа A .

Таблица 3.1.

Набор частных рабочих оснований КВ ($l = 1$)

$i \backslash j$	m_1	m_2	m_3	m_4	M_j
1	4	5	7	11	1540
2	3	5	7	11	1155
3	3	4	7	11	924
4	3	4	5	11	660
5	3	4	5	7	420

Таблица 3.2.

Возможные числовые диапазоны

j	$[j \cdot M, (j+1) \cdot M)$	$\gamma_{n+1}^{(j)} = \gamma_5^{(j)}$
0	[0, 420)	$\gamma_5^{(0)} = 0$
1	[420, 840)	$\gamma_5^{(1)} = 2$
2	[840, 1260)	$\gamma_5^{(2)} = 4$
3	[1260, 1680)	$\gamma_5^{(3)} = 6$
4	[1680, 2100)	$\gamma_5^{(4)} = 8$
5	[2100, 2520)	$\gamma_5^{(5)} = 10$
6	[2520, 2940)	$\gamma_5^{(6)} = 1$
7	[2940, 3360)	$\gamma_5^{(7)} = 3$
8	[3360, 3780)	$\gamma_5^{(8)} = 5$
9	[3780, 4200)	$\gamma_5^{(9)} = 7$
10	[4200, 4620)	$\gamma_5^{(10)} = 9$

Значения рангов r числа A для диапазона $[0, 4620)$

r	$r \cdot M_0 = r \cdot 4620$
1	4620
2	9240
3	13860
4	18480
5	23100
6	27720
7	32340
8	36960
9	41580
10	46200

Пример 3.1. Пусть в процессе передачи или обработки данных вместо правильного $A = (1\|0\|0\|2\|1)$ результата операции ($100 < M = 420$) получено число вида $\tilde{A} = (0\|0\|0\|2\|1)$, где $\tilde{A}_{ПСС} = 3180 > M = 420$. Необходимо провести контроль правильности числа \tilde{A} и диагностику его остатков a_i ($i = \overline{1, 5}$).

I. Первый этап.

1.1. Определяем все значения B_i ($i = \overline{1, 5}$) ортогональных базисов для полной системы оснований $m_1 = 3$, $m_2 = 4$, $m_3 = 5$, $m_4 = 7$ и $m_5 = 11$ КВ.

1.2. Используя значения ортогональных базисов для полной системы оснований, определяем значение:

$$\tilde{A}_{ПСС} = (0 \cdot 1540 + 0 \cdot 3465 + 0 \cdot 3696 + 2 \cdot 2640 + 1 \cdot 2520) \bmod 4620 = 3180 \pmod{4620}.$$

1.3. Проводим сравнение полученного числа $A_{ПСС}$ и значения $M = 420$. Так, как $\tilde{A}_{ПСС} > M = 420$, то делается вывод, что полученный \tilde{A} результат искажен по какому-то одному из остатков a_i правильного числа $A = (1\|0\|0\|2\|1)$.

II. Второй этап.

2.1. Определим значения B_{ij} ортогональных базисов для каждого из 5 наборов (табл. 3.4) оснований КВ:

$$\begin{cases} B_{1j} = (1, 0, 0, 0), \\ B_{2j} = (0, 1, 0, 0), \\ B_{3j} = (0, 0, 1, 0), \\ B_{4j} = (0, 0, 0, 1). \end{cases}$$

Таблица 3.4.

Частные ортогональные базисы B_{ij} в КВ для $l = 1$

B_{ij} \ i	1	2	3	4
j				
1	385	616	1100	980
2	385	231	330	210
3	616	693	792	672
4	220	165	396	540
5	280	105	336	120

В общем случае значения B_{ij} частных ортогональных базисов определяется исходя из следующего сравнения $B_{ij} = \frac{M_i \cdot \bar{m}_{ij}}{m_i} \equiv 1 \pmod{m_i}$,

где $\bar{m}_{ij} \equiv \overline{1, m_i - 1}$ – вес ортогонального базиса B_{ij} .

Совокупность рассчитанных частных ортогональных базисов B_{ij} приведена в таблице 3.4. В таблице 3.5 даны значения ортогональных B_i базисов для данного КВ.

Таблица 3.5.

Ортогональные базисы B_i КВ

$B_1 = (1, 0, 0, 0, 0) = 1540, \quad \bar{m}_1 = 1$
$B_2 = (0, 1, 0, 0, 0) = 3465, \quad \bar{m}_2 = 3$
$B_3 = (0, 0, 1, 0, 0) = 3696, \quad \bar{m}_3 = 4$
$B_4 = (0, 0, 0, 1, 0) = 2640, \quad \bar{m}_4 = 4$
$B_5 = (0, 0, 0, 0, 1) = 2520, \quad \bar{m}_5 = 6$

2.2. Определим правильность остатков числа \tilde{A} . Вначале составим все возможные проекции \tilde{A}_j числа $\tilde{A} = (0\|0\|0\|2\|1)$:

$$\begin{cases} \tilde{A}_1 = (0, 0, 2, 1), \\ \tilde{A}_2 = (0, 0, 2, 1), \\ \tilde{A}_3 = (0, 0, 2, 1), \end{cases} \quad \begin{cases} \tilde{A}_4 = (0, 0, 0, 1), \\ \tilde{A}_5 = (0, 0, 0, 2). \end{cases}$$

Используя данные (табл. 3.4) представим значения проекций \tilde{A}_j $j = \overline{1, 5}$ в ПСС:

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{1ПСС} &= (a_1 \cdot B_{11} + a_2 \cdot B_{21} + a_3 \cdot B_{31} + a_4 \cdot B_{41}) \bmod M_1 = \\ &= (0 \cdot 385 + 0 \cdot 616 + 2 \cdot 1100 + 1 \cdot 980) \bmod 1540 = 100 < 420. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{2ПСС} &= (a_1 \cdot B_{12} + a_2 \cdot B_{22} + a_3 \cdot B_{32} + a_4 \cdot B_{42}) \bmod M_2 = \\ &= (0 \cdot 385 + 0 \cdot 231 + 2 \cdot 330 + 1 \cdot 210) \bmod 1155 = 870 > 420. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{3ПСС} &= (a_1 \cdot B_{13} + a_2 \cdot B_{23} + a_3 \cdot B_{33} + a_4 \cdot B_{43}) \bmod M_3 = \\ &= (0 \cdot 616 + 0 \cdot 693 + 2 \cdot 792 + 1 \cdot 672) \bmod 924 = 418 < 420. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{4ПСС} &= (a_1 \cdot B_{14} + a_2 \cdot B_{24} + a_3 \cdot B_{34} + a_4 \cdot B_{44}) \bmod M_4 = \\ &= (0 \cdot 220 + 0 \cdot 165 + 2 \cdot 396 + 1 \cdot 540) \bmod 660 = 540 > 420. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{5ПСС} &= (a_1 \cdot B_{15} + a_2 \cdot B_{25} + a_3 \cdot B_{35} + a_4 \cdot B_{45}) \bmod M_5 = \\ &= (0 \cdot 280 + 0 \cdot 105 + 0 \cdot 336 + 2 \cdot 120) \bmod 420 = 240 < 420. \end{aligned}$$

Таким образом, среди всех полученных проекций \tilde{A}_i числа \tilde{A} проекции \tilde{A}_1 , \tilde{A}_3 и \tilde{A}_5 меньше значения $M = 420$, а проекции \tilde{A}_2 и \tilde{A}_4 больше $M = 420$. Следовательно, результаты диагностики неправильного \tilde{A} числа утверждают, что среди всех пяти остатков числа именно остатки a_1 , a_3 и a_5 могут быть ошибочными, а остатки a_2 и a_4 точно не искажены.

Для приведенного выше примера диагностирования числа $\tilde{A} = (0\|0\|0\|2\|1)$ имеем, что $r = 3$ и $D = 1/3 \approx 0,3$.

Совмещение во времени процесса определения и анализа (сравнение полученных в ПСС $\tilde{A}_{jПСС}$ проекций с модулем M) значений

$$\tilde{A}_{jПСС} = \left(\sum_{i=1}^n a_i \cdot B_{ij} \right) \bmod M_j \quad \text{проекций } \tilde{A}_j \text{ диагностируемого числа}$$

$A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ позволяет в n раз повысить оперативность проведения процедуры диагностирования ошибок данных в КУОД ККУ ТКС.

3.3. Совершенствование метода коррекции однократных ошибок данных в компьютерных устройствах обработки данных, функционирующих в классе вычетов

В общем случае процесс коррекции ошибок данных в КВ, как и в позиционной системе счисления, состоит из трёх этапов [81-83]. Первый этап – контроль данных (определение правильности или неправильности исходного числа A_{KB}). Второй этап. Это диагностика неправильного \tilde{A}_{KB} числа (определение одного искажённого остатка \tilde{a}_i по основанию m_i КВ числа \tilde{A}_{KB}). И, наконец, третий этап, исправление неправильного остатка \tilde{a}_i числа \tilde{A}_{KB} на истинный a_i остаток, т.е. исправления неправильного \tilde{A}_{KB} числа (получение правильного числа $A_{KB} = \tilde{A}_{исп.}$). Теоретические положения контроля, диагностика и коррекции ошибок данных в КВ были рассмотрены в 2.2 и в 3.1.

Степень R информационной избыточности (корректирующие способности кода) оценивается величиной МКР $d_{\min}^{(ПСС)}$. В КВ, как отмечалось выше, значение МКР определяется соотношением $d_{\min}^{(KB)} = k + 1$, где k – количество контрольных оснований в упорядоченном КВ.

В диссертации будем рассматривать НКС $A_{KB} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| \dots \| a_{n+k})$ в КВ с минимальной ($k = 1$) дополнительной информационной избыточностью. В этом случае определено, что $d_{\min}^{(KB)} = 2$. В соответствии с общей ТПК, в ПСС при минимальном кодовом расстоянии $d_{\min}^{(ПСС)} = 2$ в кодовой структуре однозначно (достоверно) определяется однократная ошибка. В ПСС под однократной ошибкой данных понимается искажение одного бита

информации типа $0 \rightarrow 1$ или $1 \rightarrow 0$. Для исправления этой однократной ошибки в ПСС необходимо обеспечить условие, чтобы $d_{\min}^{(ПСС)} = 3$.

В КВ, в отличие от ПСС, под однократной ошибкой понимается искажение одного остатка a_i по модулю m_i . Так как остаток a_i числа $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ по модулю m_i содержит $z = \{\lceil \log_2(m_i - 1) \rceil + 1\}$ – двоичных разрядов, то формально можно считать, что в КВ при, $d_{\min}^{(KB)} = 2$ ($k = 1$), в пределах одного остатка a_i , можно обнаружить пачку ошибок не более чем из z двоичных разрядов. Однако в литературе [14, 15, 71] показано, что в некоторых случаях при значении $d_{\min}^{(KB)} = 2$, в КВ имеется возможность исправления однократных ошибок.

С учётом специфики, свойств и особенностей представления НКС в КВ возможность исправления ошибок при $d_{\min}^{(KB)} = 2$ можно попытаться объяснить следующим образом.

1. Под однократной ошибкой в ПСС и КВ понимаются разные понятия. Это было показано выше. В связи с этим МКР $d_{\min}^{(ПСС)}$ для ПСС и $d_{\min}^{(KB)}$ для КВ имеет различную смысловую нагрузку и количественную оценку.

2. Существующая (в неявном виде) в НКС в КВ естественная (первичная, природная) информационная избыточность, имеющаяся в остатках $\{a_i\}$ за счёт процедуры формирования этих остатков, положительно (с точки зрения повышения помехоустойчивости и достоверности передачи и обработки информации) начинает проявляться только при наличии искусственной (вторичной) информационной избыточности. Искусственная информационная избыточность вводится в НКС за счёт использования (дополнительно к n информационным) k контрольных оснований КВ. Отличительной особенностью КВ является существенное проявление первичной информационной избыточности только при наличии вторичной, за счет введения контрольных оснований.

3. В [14, 15, 71] показано, что корректирующий код в КВ с попарно

простыми основаниями имеет значение МКР равное величине $d_{\min}^{(KB)}$ только в том случае, если степень информационной избыточности не меньше произведения любых $d_{\min}^{(KB)} - 1$ оснований заданного КВ.

Наличие и взаимодействие первичной и вторичной информационной избыточности, при проведении дополнительных процедур (использования временной избыточности) в процессе исправления ошибок, обеспечивает, в некоторых случаях, возможность исправления однократных ошибок в КВ для $d_{\min}^{(KB)} = 2$ (при $k = 1$).

Действительно, учитывая выражение (2.1), для упорядоченного КВ, можно сделать следующие выводы: при одном ($k = 1$) контрольном m_{n+1} основании КВ НКС $A = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ может иметь различное значение $d_{\min}^{(KB)}$. В данном случае это зависит от величины контрольного m_{n+1} основания. Если для каждого отдельного модуля КВ выполняется условие $m_i < m_{n+1}$ ($i = \overline{1, n}$), то тогда, в соответствии с выражением (2.1), можно сделать вывод, что $d_{\min}^{(KB)} = 2$, т.е., в соответствии с выражением (2.2) имеем, что $t_{\text{обн.}} = 1$. Если для совокупности $\{m_i\}$ информационных оснований для произвольной пары модулей выполняется условие $m_i \cdot m_j < m_{n+1}$ ($i, j = \overline{1, n}; i \neq j$), то в этом случае $d_{\min}^{(KB)} = 3$ и $t_{\text{обн.}} = 2$.

Таким образом, для НКС в КВ с $k = 1$, МКР $d_{\min}^{(KB)}$ может быть разной в зависимости от величины контрольного m_{n+1} основания КВ. Пусть задан КВ информационными основаниями $m_1 = 3$, $m_2 = 4$, $m_3 = 5$, $m_4 = 7$ и пусть $m_k = m_{n+1} = m_5 = 11$. В этом случае можно провести достоверный контроль искажения одного любого остатка НКС. Пусть в неправильном ($\tilde{A} \geq M$) числе $\tilde{A} = (\tilde{a}_1 \parallel \tilde{a}_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$, ошибка $\tilde{a}_i = (a_i + \Delta a_i) \bmod m_i$ достоверно содержится в остатке a_i по модулю m_i . Рассмотрим соотношение, с помощью которого можно исправить ошибку в данном остатке \tilde{a}_i [15]. Очевидно, что:

$$\tilde{A} = (\hat{A} + \Delta\hat{A}) \bmod M_0. \quad (3.13)$$

С учетом того, что величину ошибки можно представить в виде $\Delta A = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \Delta a_i \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel 0)$, тогда правильное ($A < M$) число A можно определить в следующем виде $A = (\tilde{A} - \Delta A) \bmod M_0 =$
 $= [(a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1}) - (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \Delta a_i \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel 0)] \bmod M_0 =$
 $= [a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel (\tilde{a}_i - \Delta a_i) \bmod m_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1}] \bmod M_0.$

Количественно оценим значение A . Так как число A правильное, т.е. находится в числовом интервале $[0, M)$, тогда должно выполняться следующее неравенство:

$$\hat{A} = (\tilde{A} - \Delta\hat{A}) \bmod M_0 < M. \quad (3.14)$$

С учетом того, что величина ΔA ошибки равняется значению $\Delta A = \Delta a_i \cdot B_i$, то неравенство (3.14) будет иметь следующий вид:

$$\begin{aligned} & \tilde{A} - \Delta a_i \cdot B_i - r \cdot M_0 < M \text{ или} \\ & \tilde{A} - \Delta a_i \cdot B_i - r \cdot M_0 < M_0 / m_{n+1} \quad (r=1, 2, 3, \dots), \\ & \tilde{A} - (\tilde{a}_i - a_i) \cdot B_i - r \cdot M_0 < M_0 / m_{n+1}, \\ & \tilde{A} - (a_i - \tilde{a}_i) \cdot B_i - r \cdot M_0 < M_0 / m_{n+1}, \\ & (a_i - \tilde{a}_i) \cdot B_i < M_0 / m_{n+1} - \tilde{A} + r \cdot M_0, \\ & a_i - \tilde{a}_i < (M_0 / m_{n+1}) / B_i - \tilde{A} / B_i + r \cdot M_0 / B_i, \\ & a_i < \tilde{a}_i + (M_0 / m_{n+1}) / B_i - \tilde{A} / B_i + r \cdot M_0 / B_i. \end{aligned} \quad (3.15)$$

С учетом того, что ортогональный базис для модуля m_i КВ представляется в виде $B_i = \bar{m}_i \cdot M_0 / m_i$, то выражение (3.15) примет вид:

$$\begin{aligned} & a_i < \tilde{a}_i + (m_i + r \cdot m_i \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_i \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_i \quad \text{или} \\ & a_i < \tilde{a}_i + m_i (1 + r \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_i \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_i. \end{aligned} \quad (3.16)$$

Так как значение остатка a_i есть натуральное число, то значение $m_i (1 + r \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_i \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_i$ в выражении (3.16) должно быть целым числом. Поэтому взяв целую часть последнего соотношения, получим формулу для исправления ошибки в остатке \tilde{a}_i числа \tilde{A} в виде:

$$\hat{a}_i = (\tilde{a}_i + [m_i \cdot (1 + r \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_i \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_i] \bmod m_i). \quad (3.17)$$

Основываясь на результатах исследований, полученных в 2.2 – 2.4 и в 3.1 – 3.2, в разделе усовершенствован метод исправления однократных ошибок данных в КВ, который представлен на рис. 3.3.

1	<p style="text-align: center;">Исходные данные для исправления однократных ошибок в КВ</p> <p>В результате диагностики НКС $\tilde{A} = (\tilde{a}_1 \parallel \tilde{a}_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ получена совокупность из l возможных искаженных остатков $\{\bar{a}_{z_j}\}, j = \overline{1, l}$. В этом случае считается, что достоверно не искаженные (правильные) $(n+1-l)$ остатков НКС $\tilde{A} \{a_{z_j}\}$, где $j = \overline{l+1, n+1}$.</p>
2	<p style="text-align: center;">Расчет правильных остатков $\{a_{z_j}\}$ числа A в КВ</p> <p>$\tilde{A} = (A + \Delta A) \bmod M_0$; $\tilde{a}_i = (a_i + \Delta a_i) \bmod m_i$; $\Delta A = (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \Delta a_i \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel 0)$.</p> <p>$\hat{A} = (\tilde{A} - \Delta \hat{A}) \bmod M_0 = [(a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1}) - (0 \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel \Delta a_i \parallel 0 \parallel \dots \parallel 0 \parallel 0)] \bmod M_0 = [a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel (\tilde{a}_i - \Delta a_i) \bmod m_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1}] \bmod M_0 = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$.</p> <p>По формуле $\hat{a}_i = (\tilde{a}_i + [m_i \cdot (1 + r \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_i \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_i] \bmod m_i)$ определяем все значения $\{a_{z_j}\}, (j = \overline{1, l})$ правильных остатков A</p> <p>$\hat{a}_{z_1} = (\bar{a}_{z_1} + [m_{z_1} \cdot (1 + r \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_{z_1} \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_{z_1}] \bmod m_{z_1})$,</p> <p>$\hat{a}_{z_2} = (\bar{a}_{z_2} + [m_{z_2} \cdot (1 + r \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_{z_2} \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_{z_2}] \bmod m_{z_2})$,</p> <p style="text-align: center;">...</p> <p>$\hat{a}_{z_j} = (\bar{a}_{z_j} + [m_{z_j} \cdot (1 + r \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_{z_j} \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_{z_j}] \bmod m_{z_j})$,</p> <p style="text-align: center;">...</p> <p>$\hat{a}_{z_l} = (\bar{a}_{z_l} + [m_{z_l} \cdot (1 + r \cdot m_{n+1}) / (\bar{m}_{z_l} \cdot m_{n+1}) - \tilde{A} / B_{z_l}] \bmod m_{z_l})$.</p>
3	<p style="text-align: center;">Получение правильного $\tilde{A}_{ucn} = A$ числа в КВ</p> <p>Замена возможно неправильных $\{\bar{a}_{z_j}\}$ остатков искаженного числа \tilde{A} на значение правильных $\{a_{z_j}\}$ остатков, т.е. исправление ошибки в неправильном \tilde{A} числе (получение правильного $\tilde{A}_{ucn} = A = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$)</p> $\left\{ \begin{array}{l} a_{z_1} \rightarrow \bar{a}_{z_1}, a_{z_2} \rightarrow \bar{a}_{z_2}, \\ \dots \\ a_{z_j} \rightarrow \bar{a}_{z_j}, \\ \dots \\ a_{z_l} \rightarrow \bar{a}_{z_l}. \end{array} \right. \quad \tilde{A} \rightarrow \tilde{A}_{ucn} = A$

Рисунок 3.3. Метод коррекции однократных ошибок в КВ

Суть данного метода состоит в возможности исправления однократных ошибок данных в КВ при одновременном введении и использовании минимальной кодовой (информационной) и временной избыточности. Таким образом, одновременное использование информационного и временного резервирования позволяет исправлять однократные ошибки данных в КВ при введении минимальной кодовой избыточности [93-96].

В соответствии с приведенным методом исправления однократных ошибок данных в КВ, рассмотрим примеры контроля и коррекции данных в КВ.

Пример 3.2. Осуществить контроль и, при необходимости, провести коррекцию числа $A_{KB} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$, заданного в КВ с информационными $m_1 = 3$, $m_2 = 4$, $m_3 = 5$, $m_5 = 7$ и контрольным $m_k = m_5 = 11$ основаниями.

При этом $M = \prod_{i=1}^n m_i = \prod_{i=1}^4 m_i = 420$ и $M_0 = M \cdot m_{n+1} = 420 \cdot 11 = 4620$.

Ортогональные базисы B_i ($i = \overline{1, n+1}$) КВ даны в таблице 3.5.

I. Контроль данных $A_{KB} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$. В соответствии с процедурой контроля [1] определим значение:

$$A_{ИСС} = \left(\sum_{i=1}^{n+1} a_i \cdot B_i \right) \bmod M_0 = \left(\sum_{i=1}^5 a_i \cdot B_i \right) \bmod M_0 = (a_1 \cdot B_1 + a_2 \cdot B_2 + a_3 \cdot B_3 + a_4 \cdot B_4 + a_5 \cdot B_5) \bmod M_0 = (0 \cdot 1540 + 0 \cdot 3465 + 0 \cdot 3696 + 0 \cdot 2640 + 5 \cdot 2520) \bmod 4620 = (5 \cdot 2520) \bmod 4620 = 12600 \bmod 4620 = 3360 > 420.$$

Таким образом, в процессе контроля определено, что $A_{KB} = 3360 > M = 420$. В этом случае, при возможности возникновения только однократных ошибок, делается вывод о том, что рассматриваемое число $\tilde{A}_{3360} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ неправильное ($3360 > M = 420$).

Для исправления числа $\tilde{A}_{3360} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ вначале необходимо провести диагностику данных, т.е. определить искажённый \tilde{a}_i остаток. После чего необходимо определить истинное значение a_i остатка по модулю m_i и после чего провести исправление искажённого \tilde{a}_i остатка.

II. Диагностика данных $\tilde{A}_{3360} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$. В соответствии с методом проекций [1, 2], составим возможные проекции \tilde{A}_j числа $\tilde{A}_{3360} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$:

$$\tilde{A}_1 = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5), \quad \tilde{A}_2 = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5), \quad \tilde{A}_3 = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5), \quad \tilde{A}_4 = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5) \quad \text{и}$$

$$\tilde{A}_5 = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0).$$

Формула для вычисления значений $\tilde{A}_{jПСС}$ проекций числа в ПСС имеет следующий вид [1]

$$\tilde{A}_{jПСС} = \left(\sum_{\substack{i=1; \\ j=1, n+1.}}^n a_i \cdot B_{ij} \right) \bmod M_j = (a_1 \cdot B_{1j} + a_2 \cdot B_{2j} + \dots + a_n \cdot B_{nj}) \bmod M_j. \quad (3.18)$$

В соответствии с формулой (3.18) вычислим все значения $\tilde{A}_{jПСС}$. Далее проводим $(n+1)$ сравнение: чисел $\tilde{A}_{jПСС}$ с числом $M = M_0 / m_{n+1}$. Если среди проекций \tilde{A}_i есть числа не находящиеся внутри информационного $[0, M)$ числового интервала (т.е. $\tilde{A}_k \geq M$), содержащего k правильных чисел, то делается вывод о том, что эти k остатков числа A не искажены. Ошибочными могут быть только остатки, находящиеся среди остальных $[(n+1) - k]$ остатков числа \tilde{A}_{KB} .

Набор частных рабочих оснований для заданного КВ и совокупность частных B_{ij} ортогональных базисов представлены соответственно в таблицах 3.1 и 3.4. Итак, имеем, что:

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{1ПСС} &= \left(\sum_{i=1}^4 a_i \cdot B_{i1} \right) \bmod M_1 = (a_1 \cdot B_{11} + a_2 \cdot B_{21} + a_3 \cdot B_{31} + a_4 \cdot B_{41}) \bmod M_1 = \\ &= (0 \cdot 385 + 0 \cdot 616 + 0 \cdot 1100 + 5 \cdot 980) \bmod 1540 = 280 < 420. \end{aligned}$$

Делаем вывод, что остаток a_1 числа \tilde{A}_1 – возможно \bar{a}_1 искажённый остаток;

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{2ПСС} &= \left(\sum_{i=1}^4 a_i \cdot B_{i2} \right) \bmod M_2 = (a_1 \cdot B_{12} + a_2 \cdot B_{22} + a_3 \cdot B_{32} + a_4 \cdot B_{42}) \bmod M_2 = \\ &= (0 \cdot 385 + 0 \cdot 231 + 0 \cdot 330 + 5 \cdot 210) \bmod 1155 = 1050 > 420. \end{aligned}$$

Таким образом,

получим, что a_2 достоверно не искажённый остаток;

$$\begin{aligned}\tilde{A}_{3ПСС} &= \left(\sum_{i=1}^4 a_i \cdot B_{i3} \right) \bmod M_3 = (a_1 \cdot B_{13} + a_2 \cdot B_{23} + a_3 \cdot B_{33} + a_4 \cdot B_{43}) \bmod M_3 = \\ &= (0 \cdot 616 + 0 \cdot 693 + 0 \cdot 792 + 5 \cdot 672) \bmod 924 = 588 > 420.\end{aligned}$$

Получим, что a_3 достоверно не искажённый остаток;

$$\begin{aligned}\tilde{A}_{4ПСС} &= \left(\sum_{i=1}^4 a_i \cdot B_{i4} \right) \bmod M_4 = (a_1 \cdot B_{14} + a_2 \cdot B_{24} + a_3 \cdot B_{34} + a_4 \cdot B_{44}) \bmod M_4 = \\ &= (0 \cdot 220 + 0 \cdot 165 + 0 \cdot 369 + 5 \cdot 540) \bmod 660 = 60 < 420.\end{aligned}$$

Вывод: остаток a_4 по модулю m_4 числа \tilde{A}_4 – возможно \bar{a}_4 искажённый остаток;

$\tilde{A}_{5ПСС} = \left(\sum_{i=1}^4 a_i \cdot B_{i5} \right) \bmod M_5$. Так как $M_5 = M = 420$, то остаток \bar{a}_5 по контрольному модулю $m_k = m_5$ всегда будет в совокупности возможных \bar{a}_i искажённых остатков числа в КВ.

Таким образом. В процессе диагностики данных, представленных НКС $\tilde{A} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$, определились точно не искажённые остатки: $a_2 = 0$ и $a_3 = 0$. Ошибочными могут быть остатки по основаниям m_1 , m_4 и m_5 , т.е. остатки $\bar{a}_1 = 0$, $\bar{a}_4 = 0$ и $\bar{a}_5 = 5$. В этом случае необходимо провести исправление остатков \bar{a}_1 , \bar{a}_4 и \bar{a}_5 .

Ш. Исправление ошибок данных $\tilde{A}_{3360} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$. По известной [14] формуле:

$$a_i = \left(\bar{a}_i + \left[\frac{m_i \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_i} - \frac{\tilde{A}}{B_i} \right] \right) \bmod m_i, \quad (3.18)$$

проведём исправление возможно \bar{a}_1 , \bar{a}_4 и \bar{a}_5 искажённых остатков a_1 , a_4 и a_5 , где $r = 1, 2, 3, \dots$. Так имеем, что

$$\begin{aligned}a_1 &= \left(\bar{a}_1 + \left[\frac{m_1 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_1} - \frac{\tilde{A}}{B_1} \right] \right) \bmod m_1 = \left(0 + \left[\frac{3 \cdot (1 + r \cdot 11)}{11 \cdot 1} - \frac{3360}{1540} \right] \right) \bmod 3 = (0 + \\ &+ [3, 27 - 2, 18]) \bmod 3 = (0 + [1, 09]) \bmod 3 = (0 + 1) \bmod 3 = 1;\end{aligned}$$

$$a_4 = \left(\bar{a}_4 + \left[\frac{m_4 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_4} - \frac{\tilde{A}}{B_4} \right] \right) \bmod m_4 = \left(0 + \left[\frac{7 \cdot 12}{11 \cdot 4} - \frac{3360}{2640} \right] \right) \bmod 7 = (0 + [1, 9 -$$

$$-1,27) \bmod 7 = (0 + [0,63]) \bmod 7 = (0 + 0) \bmod 7 = 0;$$

$$a_5 = \left(\bar{a}_5 + \left[\frac{m_{n+1} \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_{n+1}} - \frac{\tilde{A}}{B_5} \right] \right) \bmod m_{n+1} = \left(5 + \left[\frac{11 \cdot (1+11)}{11 \cdot 6} - \frac{3360}{2520} \right] \right) \bmod 11 =$$

$$= (5 + [2 - 1,3]) \bmod 11 = (5 + [0,7]) \bmod 11 = (5 + 0) \bmod 5 = 0.$$

По полученным остаткам $a_1 = 1$, $a_4 = 0$ и $a_5 = 0$ восстанавливаем (исправляем) искажённое число $\tilde{A}_{3360} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$. В этом случае правильное число будет иметь следующий вид: $\tilde{A}_{исп} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$.

Для проверки правильности исправления данных, по известной [14] формуле, определим значения числа $\tilde{A}_{исп} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ следующим образом:

$$\tilde{A}_{исп.ПСС} = \left(\sum_{i=1}^5 a_i \cdot B_i \right) \bmod M_0 = (a_1 \cdot B_1 + a_2 \cdot B_2 + a_3 \cdot B_3 + a_4 \cdot B_4 + a_5 \cdot B_5) \bmod M_0 =$$

$$= (1 \cdot 1540 + 0 \cdot 3465 + 0 \cdot 3696 + 0 \cdot 2640 + 5 \cdot 2520) \bmod 4620 = 14140 \bmod 4620 =$$

$$= 280.$$

Так как $280 < M = 420$, то число $\tilde{A}_{280} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ правильное.

С целью уточнения правильности процедуры коррекции числа \tilde{A}_{3360} проведём расчёт и сравнение значений и правильных остатков $a_2 = 0$ и $a_3 = 0$.

В этом случае имеем $a_2 = \left(0 + \left[\frac{4 \cdot (1+11)}{11 \cdot 3} - \frac{3360}{3465} \right] \right) \bmod 4 = 0$ и

$$a_3 = \left(0 + \left[\frac{5 \cdot (1+11)}{11 \cdot 4} - \frac{3360}{3696} \right] \right) \bmod 5 = 0.$$

Полученные результаты $a_2 = 0$ и $a_3 = 0$ расчётов остатков по модулям m_2 и m_3 КВ, подтверждают правильность коррекции неправильного числа $\tilde{A}_{3360} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$.

Таким образом, исходное число $\tilde{A}_{КВ} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ является неправильным \tilde{A}_{3360} , в котором однократная ошибка $\Delta a_1 = 1$ произошла по модулю m_1 . Данная ошибка перевела правильное число A_{280} в неправильное \tilde{A}_{3360} (см. табл. 3.6.).

Для того чтобы выяснить является ли правильное число A_{280} истинным проведём дополнительные исследования процессов искажения и коррекции числа A_{280} по основанию $m_1 = 3$. Количество N_{HC} возможных неправильных (искажённых) \tilde{A}_{KB} кодовых слов (только при однократной ошибке) для каждого правильного A_{KB} числа равно $N_{HC} = \sum_{i=1}^{n+1} m_i - (n+1)$. Результаты анализа данных табл. 3.6 показали, что искажение остатка a_1 по модулю $m_1 = 3$ правильного числа A_{280} может привести только к двум неправильным числам $\tilde{A}_{3360} = (\tilde{0} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ и $\tilde{A}_{1820} = (\tilde{2} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$. Этот факт говорит о том, что исправленное $A_{исп.} = A_{280} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ число является не только правильным (лежащем в интервале $[0, 420)$), но и истинным. Истинность полученного $A_{280} = (\hat{1} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ числа подтверждается тем, что только однократная ошибка $\Delta a_1 = 2$ по основанию $m_1 = 3$ переводит это число $(\tilde{A} = (A + \Delta A) \bmod M_0 = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5) + (2 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0) = [(1+2) \bmod 3 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5] = (\tilde{0} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5))$ в единственно неправильное число $\tilde{A}_{3360} = (\tilde{0} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$.

Таблица 3.6.

Совокупность возможных неправильных \tilde{A} кодовых слов для правильного числа $A_{KB} = 280$ при однократных ошибках

$A \backslash m_i$	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_k = m_5 = 11$
1	2	3	4	5	6
A_{280}	$\hat{1}$	$\hat{0}$	$\hat{0}$	$\hat{0}$	$\hat{5}$
3360	$\tilde{0}$	0	0	0	5
1820	$\tilde{2}$	0	0	0	5
3745	1	$\tilde{1}$	0	0	5
2590	1	$\tilde{2}$	0	0	5
1435	1	$\tilde{3}$	0	0	5
3976	1	0	$\tilde{1}$	0	5
3052	1	0	$\tilde{2}$	0	5

1	2	3	4	5	6
2128	1	0	$\tilde{3}$	0	5
1204	1	0	$\tilde{4}$	0	5
2920	1	0	0	$\tilde{1}$	5
940	1	0	0	$\tilde{2}$	5
3580	1	0	0	$\tilde{3}$	5
1600	1	0	0	$\tilde{4}$	5
4240	1	0	0	$\tilde{5}$	5
2260	1	0	0	$\tilde{6}$	5
1540	1	0	0	0	$\tilde{0}$
4060	1	0	0	0	$\tilde{1}$
1960	1	0	0	0	$\tilde{2}$
4480	1	0	0	0	$\tilde{3}$
2380	1	0	0	0	$\tilde{4}$
2800	1	0	0	0	$\tilde{6}$
700	1	0	0	0	$\tilde{7}$
3220	1	0	0	0	$\tilde{8}$
1120	1	0	0	0	$\tilde{9}$
3640	1	0	0	0	$\tilde{10}$

Пример 3.3. Пусть правильное число равно $A_{280} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ и пусть $\Delta a_1 = 1$. Тогда $\tilde{A} = (A + \Delta A) \bmod M_0 = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5) + (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0) = [(1+1) \bmod 3 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5] = (\tilde{2} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$. Данному числу в КВ соответствует число 1820 в ПСС, т.е. число \tilde{A}_{1820} неправильное. Проведём исправление числа \tilde{A}_{1820} .

Перед исправлением числа \tilde{A}_{1820} проведём диагностику данных. Для этого предварительно составим проекции A_j ($j = \overline{1, 5}$) числа $\tilde{A}_{1820} = (2 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$. Это будут следующие кодовые структуры в КВ:

$\tilde{A}_1 = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$, $\tilde{A}_2 = (2 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$, $\tilde{A}_3 = (2 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$, $\tilde{A}_4 = (2 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ и $\tilde{A}_5 = (2 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0)$.

Далее определим все значения проекций $\tilde{A}_{jI \bar{N}\bar{N}}$:

$$\tilde{A}_{1ПСС} = (5 \cdot 980) \bmod 1540 = 280 < 420 = M ;$$

$$\tilde{A}_{2ПСС} = (2 \cdot 385 + 5 \cdot 231) \bmod 1155 = 1925 \pmod{1155} = 770 > 420 = M ;$$

$$\tilde{A}_{3ПСС} = (2 \cdot 616 + 5 \cdot 672) \bmod 924 = 4592 \pmod{924} = 896 > 420 = M ;$$

$$\tilde{A}_{4ПСС} = (2 \cdot 220 + 5 \cdot 540) \bmod 660 = 3140 \pmod{660} = 500 > 420 = M ;$$

$$\tilde{A}_{5ПСС} = 2 \cdot 280 \pmod{420} = 560 \pmod{420} = 140 < 420 = M .$$

Так как $\tilde{A}_{2ПСС}$, $\tilde{A}_{3ПСС}$ и $\tilde{A}_{4ПСС} > 420$, тогда делается вывод о том, что остатки $a_2 = 0$, $a_3 = 0$ и $a_4 = 0$ числа $\tilde{A}_5 = (2 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ не искажены. Искаженными $\bar{a}_1 = 2$ и $\bar{a}_5 = 5$ могут быть только остатки a_1 и a_5 .

Вначале проведём исправление остатка $\bar{a}_1 = 2$.

Имеем, что

$$a_1 = \left(\bar{a}_1 + \left[\frac{m_1 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_1} - \frac{\tilde{A}}{B_1} \right] \right) \bmod m_1 = \left(2 + \left[\frac{3 \cdot (1 + 11)}{11 \cdot 1} - \frac{1820}{1540} \right] \right) \bmod 3 =$$

$$= (2 + [3,27 - 1,18]) \bmod 3 = (2 + [2,09]) \bmod 3 = (2 + 2) \bmod 3 = 4 \pmod{3} = 1.$$

Таким образом, исправленный остаток по модулю m_1 равен $a_1 = 1$.

Аналогичным путём получим значение $a_5 = 5$. По полученным остаткам a_1 , a_5 исправляем неправильное число $\tilde{A}_{1820} = (\tilde{2} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$. В конечном итоге в процессе коррекции получим правильное $A_{280} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 5)$ число.

Пример 3.4. Осуществить контроль числа $A_{KB} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$. В случае его искажения, провести диагностику и коррекцию данных.

I. Контроль данных $A_{KB} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$. В соответствии с известной процедурой контроля определим $A_{ПСС}$ по формуле

$$A_{ПСС} = \left(\sum_{i=1}^{n+1} a_i \cdot B_i \right) \bmod M_0 = (0 \cdot 1540 + 0 \cdot 3465 + 0 \cdot 3696 + 2 \cdot 2640 + 1 \cdot 2520) \bmod 4620 = 7800 \bmod 4620 = 3180 > 420.$$
 Данное число неправильное \tilde{A}_{3180} .

Диагностика данных $\tilde{A}_{3180} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$. Определим значения величин всех пяти проекций \tilde{A}_j в ПСС:

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{1KB} &= (0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1) = \tilde{A}_{1ПСС} = (a_1 \cdot B_{11} + a_2 \cdot B_{21} + a_3 \cdot B_{31} + a_4 \cdot B_{41}) \bmod M_1 = \\ &= (0 \cdot 385 + 0 \cdot 616 + 2 \cdot 1100 + 1 \cdot 980) \bmod 1540 = 100 < M = 420; \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{2KB} &= (0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1) = \tilde{A}_{2ПСС} = (a_1 \cdot B_{12} + a_2 \cdot B_{22} + a_3 \cdot B_{32} + a_4 \cdot B_{42}) \bmod M_2 = \\ &= (0 \cdot 385 + 0 \cdot 231 + 2 \cdot 330 + 1 \cdot 210) \bmod 1155 = 870 > M = 420; \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{3KB} &= (0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1) = \tilde{A}_{3ПСС} = (a_1 \cdot B_{13} + a_2 \cdot B_{23} + a_3 \cdot B_{33} + a_4 \cdot B_{43}) \bmod M_3 = \\ &= (0 \cdot 616 + 0 \cdot 693 + 2 \cdot 792 + 1 \cdot 672) \bmod 924 = 418 < M = 420; \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{4KB} &= (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 1) = \tilde{A}_{4ПСС} = (a_1 \cdot B_{14} + a_2 \cdot B_{24} + a_3 \cdot B_{34} + a_4 \cdot B_{44}) \bmod M_4 = \\ &= (0 \cdot 220 + 0 \cdot 165 + 2 \cdot 396 + 1 \cdot 540) \bmod 660 = 540 > M = 420; \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{5KB} &= (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2) = \tilde{A}_{5ПСС} = (a_1 \cdot B_{15} + a_2 \cdot B_{25} + a_3 \cdot B_{35} + a_4 \cdot B_{45}) \bmod M_5 = \\ &= (0 \cdot 280 + 0 \cdot 105 + 2 \cdot 336 + 1 \cdot 120) \bmod 420 = 240 < M = 420. \end{aligned}$$

В результате расчётов значений $\tilde{A}_{jПСС}$ и сравнения их с величиной $M = 420$ длины интервала $[0, 420)$ обработки правильных чисел A_{KB} в КВ получим следующее. Совокупность остатков $a_2 = 0$, $a_4 = 0$ является правильной (остатки не искажены), а остатки $\bar{a}_1 = 0$, $\bar{a}_3 = 0$ и $\bar{a}_5 = 1$ неправильного числа $\tilde{A}_{3180} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ могут быть искажены (могут быть неправильными).

III. Исправление возможно искажённых \bar{a}_1 , \bar{a}_3 и \bar{a}_5 остатков числа

\tilde{A}_{3180} .

Необходимо исправить, возможно, искажённые остатки $\bar{a}_1 = 0$, $\bar{a}_3 = 0$ и

$\bar{a}_5 = 1$ по формуле $a_i = \left(\tilde{a}_i + \left[\frac{m_i \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_i} - \frac{\tilde{A}}{B_i} \right] \right) \bmod m_i$. Тогда имеем, что

$$\begin{aligned} a_1 &= \left(\bar{a}_1 + \left[\frac{m_1 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_1} - \frac{\tilde{A}}{B_1} \right] \right) \bmod m_1 = \left(0 + \left[\frac{3 \cdot (1 + r \cdot 11)}{11 \cdot 1} - \frac{3180}{1540} \right] \right) \bmod 3 = \\ &= (0 + [3,27 - 2,06]) \bmod 3 = (0 + [1,21]) \bmod 3 = (0 + 1) \bmod 3 = 1. \end{aligned}$$

Таким образом $a_1 = 1$.

Для значения \bar{a}_3 имеем

$$\begin{aligned} a_3 &= \left(\tilde{a}_3 + \left[\frac{m_3 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_3} - \frac{\tilde{A}}{B_3} \right] \right) \bmod m_3 = \left(0 + \left[\frac{5 \cdot (1 + r \cdot 11)}{11 \cdot 4} - \frac{3180}{3696} \right] \right) \bmod 5 = \\ &= (0 + [1,36 - 0,86]) \bmod 5 = (0 + [0,5]) \bmod 5 = (0 + 0) \bmod 5 = 0. \end{aligned}$$

В этом случае $a_3 = 0$.

Для значения остатка \bar{a}_5 получим

$$\begin{aligned} a_5 &= \left(\tilde{a}_5 + \left[\frac{m_5 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_5} - \frac{\tilde{A}}{B_5} \right] \right) \bmod m_5 = \left(1 + \left[\frac{11 \cdot (1 + r \cdot 11)}{11 \cdot 6} - \frac{3180}{2520} \right] \right) \bmod 11 = \\ &= (1 + [2 - 1,26]) \bmod 11 = (1 + [0,74]) \bmod 11 = (1 + 0) \bmod 11 = 1. \end{aligned}$$

Имеем что $a_5 = 1$.

По полученным значениям $a_1 = 1$, $a_3 = 0$ и $a_5 = 1$ восстановленных остатков исправляем искажённое число $\tilde{A}_{KB} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ на правильное $A_{KB} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ число. Проверка $100 < 420$.

Таким образом, исходное число $\tilde{A}_{KB} = (0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ является неправильным \tilde{A}_{3180} , в котором однократная ошибка $\Delta a_1 = 2$ произошла по модулю m_1 . Данная ошибка перевела правильное число $A_{100} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ в неправильное \tilde{A}_{3180} (см. табл. 3.7).

Совокупность возможных неправильных \tilde{A} кодовых слов для правильного числа $A_{KB} = 100$ при однократных ошибках

$A \backslash m_i$	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_k = m_5 = 11$
A_{100}	$\hat{1}$	$\hat{0}$	$\hat{0}$	2	$\hat{1}$
3180	$\tilde{0}$	0	0	2	1
1640	$\tilde{2}$	0	0	2	1
3565	1	$\tilde{1}$	0	2	1
2410	1	$\tilde{2}$	0	2	1
1255	1	$\tilde{3}$	0	2	1
3796	1	0	$\tilde{1}$	2	1
2872	1	0	$\tilde{2}$	2	5
1948	1	0	$\tilde{3}$	2	1
1024	1	0	$\tilde{4}$	2	1
4060	1	0	0	$\tilde{0}$	1
2080	1	0	0	$\tilde{1}$	1
2740	1	0	0	$\tilde{3}$	1
760	1	0	0	$\tilde{4}$	1
3400	1	0	0	$\tilde{5}$	1
1420	1	0	0	$\tilde{6}$	1
2200	1	0	0	2	$\tilde{0}$
2620	1	0	0	2	$\tilde{2}$
520	1	0	0	2	$\tilde{3}$
3040	1	0	0	2	$\tilde{4}$
940	1	0	0	2	$\tilde{5}$
3460	1	0	0	2	$\tilde{6}$
1360	1	0	0	2	$\tilde{7}$
3880	1	0	0	2	$\tilde{8}$
1780	1	0	0	2	$\tilde{9}$
4300	1	0	0	2	$\tilde{10}$

Для того, чтобы выяснить, является ли полученное правильное число истинным проведём дополнительные исследования процессов искажения и коррекции числа A_{100} по основанию $m_1 = 3$.

Результаты анализа показали, что искажение остатка a_1 по модулю $m_1 = 3$ правильного числа A_{100} может привести только к двум неправильным числам $\tilde{A}_{3180} = (\tilde{0} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ и $\tilde{A}_{1640} = (\tilde{2} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$. Этот факт говорит о том, что исправленное $A_{исп.} = A_{100} = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ число является не только правильным (лежащем в интервале $[0, 420)$), но и истинным.

Истинность полученного $A_{100} = (\hat{1} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ числа подтверждается тем, что только однократная ошибка $\Delta a_1 = 2$ по основанию $m_1 = 3$ переводит это правильное число $(\tilde{A} = (A + \Delta A) \bmod M_0 = (1 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1) + (2 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 0) =$
 $= [(1 + 2) \bmod 3 \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1] = (\tilde{0} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1))$ в единственно неправильное число $\tilde{A}_{3180} = (\tilde{0} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$.

Пример 3.5. Пусть при передаче или обработке данных получен результат, представленный НКС вида $\tilde{A} = (\tilde{0} \parallel 0 \parallel 0 \parallel 2 \parallel 1)$ (см. пример 3.3). Так как число \tilde{A} ($3180 > M = 420$) неправильное, то остаток a_5 по контрольному модулю m_5 всегда входит в группу проверяемых остатков ($a_5 = 1$ – остаток по контрольному основанию $m_5 = 11$ KB).

Проведем коррекцию значения остатка $\tilde{a}_1 = 0$ по модулю $m_1 = 3$. В соответствии с формулой (3.18) получим:

$$\begin{aligned} a_1 &= \left(\tilde{a}_1 + \left[\frac{m_1 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_1} - \frac{\tilde{A}}{B_1} \right] \right) \bmod m_1 = \\ &= \left(0 + \left[\frac{3 \cdot (1 + 1 \cdot 11)}{11 \cdot 1} - \frac{3180}{1540} \right] \right) \bmod 3 = \\ &= (0 + [3, 3 - 2, 06]) \bmod 3 = (0 + [1, 24]) \bmod 3 = \\ &= (0 + 1) \bmod 3 = 1. \end{aligned}$$

Значение r выбирается таким образом, чтобы результат операции в квадратных скобках был положительным числом ($r = 1, 2, 3, \dots$). В данном примере $r = 1$. Таким образом $a_1 = 1$.

Проведем коррекцию остатка $\tilde{a}_3 = 0$ по модулю $m_3 = 5$:

$$\begin{aligned} a_3 &= \left(\tilde{a}_3 + \left[\frac{m_3 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_3} - \frac{\tilde{A}}{B_3} \right] \right) \bmod m_3 = \\ &= \left(0 + \left[\frac{5 \cdot (1 + 1 \cdot 11)}{11 \cdot 4} - \frac{3180}{3696} \right] \right) \bmod 5 = \\ &= (0 + [1,36 - 0,86]) \bmod 5 = (0 + [0,5]) \bmod 5 = \\ &= (0 + 0) \bmod 5 = 0. \end{aligned}$$

Таким образом, $a_3 = 0$ ($r = 1$).

Проведем коррекцию остатка $\tilde{a}_5 = 1$ по контрольному $m_k = m_5 = 11$ модулю данного КВ:

$$\begin{aligned} a_5 &= \left(\tilde{a}_5 + \left[\frac{m_5 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_5} - \frac{\tilde{A}}{B_5} \right] \right) \bmod m_5 = \\ &= \left(1 + \left[\frac{11 \cdot (1 + 1 \cdot 11)}{11 \cdot 6} - \frac{3180}{2520} \right] \right) \bmod 11 = \\ &= (1 + [2 - 1,26]) \bmod 11 = (1 + [0,74]) \bmod 11 = \\ &= (1 + 0) \bmod 11 = 1. \end{aligned}$$

Таким образом, $a_5 = 1$ ($r = 1$).

В соответствии с полученными результатами расчетов, т.е. $a_1 = 1$, $a_3 = 0$ и $a_5 = 1$, проведем исправление искаженного результата $\tilde{A} = (\tilde{0}||0||0||2||1)$ обработки данных следующим образом. Делаем замену остатков числа \tilde{A} по модулю m_1 , m_3 и m_5 на полученные значения $a_1 = 0$, $a_3 = 0$ и $a_5 = 1$:

$\tilde{a}_1 = 0 \rightarrow a_1 = 1$, $a_3 = 0 \rightarrow a_3 = 0$ и $a_5 = 1 \rightarrow a_5 = 1$. Очевидно, что исправленный A операнд будет иметь следующий вид: $\tilde{A} = (\tilde{0}||0||0||2||1) \rightarrow A = (1||0||0||2||1)$. Это подтверждается тем, что $A = 100 < M = 420$. В этом случае искажен остаток по модулю $m_1 = 3$, т.е. $\tilde{a}_1 = (a_1 + \Delta a_1) \bmod m_1 = (1 + 2) \bmod 3 = 0$

($\Delta a_1 = 2$). Схематичная процедура коррекции данных представлена в таблице 3.8.

Таблица 3.8.

Процедура коррекции данных $\tilde{A} = (\tilde{0}||0||0||2||1)$ в КВ

Искаженное число $\tilde{A} = (\tilde{0} 0 0 2 1)$	Остатки числа \tilde{A} , по которым возможны ошибки	Значение Δa_i ошибки	Результаты коррекции остатков a_i	Результат $A = (1 0 0 2 1)$ исправления данных
$a_1 = 0$	a_1	$\Delta a_1 = 2$	$\tilde{a}_i = (a_i + \Delta a_i) \bmod m_i$ $a_i = (\tilde{a}_i - \Delta a_i) \bmod m_i$ $a_1 = (\tilde{a}_1 - \Delta a_1) \bmod m_1 =$ $= (0 - 2) \bmod 3 = 1$	$a_1 = 1$
$a_2 = 0$	—	—	—	$a_2 = 0$
$a_3 = 0$	a_3	$\Delta a_3 = 0$	—	$a_3 = 0$
$a_4 = 2$	—	—	—	$a_4 = 2$
$a_5 = 1$	a_5	$\Delta a_5 = 0$	—	$a_5 = 1$

Пример 3.6. Вместо правильного числа $A = (1||1||1||1||1)$ получено неправильное число $\tilde{A} = (1||1||\tilde{0}||1||1)$. В процессе проведения диагностики точно установлено, что искажение числа \tilde{A} возможно в остатках a_3 , a_4 и a_5 .

Проведем, например, коррекцию остатка $\tilde{a}_3 = 0$ по основанию m_3 . В соответствии с формулой (3.18) получим:

$$\begin{aligned}
 a_3 &= \left(\tilde{a}_3 + \left[\frac{m_3 \cdot (1+r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_3} - \frac{\tilde{A}}{B_3} \right] \right) \bmod m_3 = \\
 &= \left(0 + \left[\frac{5 \cdot (1+1 \cdot 11)}{11 \cdot 4} - \frac{925}{3696} \right] \right) \bmod 5 = \left(0 + \left[\frac{5 \cdot 12}{11 \cdot 4} - \frac{925}{3696} \right] \right) \bmod 5 = \\
 &= 0 + [1,36 - 0,25] = 0 + [1,11] = 0 + 1 = 1.
 \end{aligned}$$

Отметим, что в данном случае $r = 1$.

Проведем процедуру исправление числа $\tilde{A} = (1\|1\|\tilde{0}\|1\|1)$, т.е. заменим остаток \tilde{a}_3 на полученное значение: $\tilde{a}_3 = 0 \rightarrow a_3 = 1$. В этом случае исправленное число A будет иметь следующий вид: $\tilde{A} = (1\|1\|\tilde{0}\|1\|1) \rightarrow A = (1\|1\|1\|1\|1)$.

Пример 3.7. Пусть в процессе обработки данных в КВ получено число в виде $\tilde{A} = (0\|0\|\tilde{0}\|2\|2)$. Необходимо провести контроль числа \tilde{A} , и в случае необходимости найти ошибку (искаженный остаток числа \tilde{A}) и устранить её (провести исправление неправильного остатка).

I. Контроль числа $\tilde{A} = (0\|0\|\tilde{0}\|2\|2)$.

Проводим операцию нахождения величины $\tilde{A}_{ПСС}$:

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{ПСС} &= \left(\sum_{i=1}^{n+1} a_i \cdot B_i \right) \bmod M_0 = \left(\sum_{i=1}^5 a_i \cdot B_i \right) \bmod 4620 = \\ &= (0 \cdot 1540 + 0 \cdot 3465 + 0 \cdot 3696 + 2 \cdot 2640 + 2 \cdot 2520) \bmod 4620 = \\ &= 10320 \pmod{4620} = 1080 > M = 420. \end{aligned}$$

Вывод. Так как значение $\tilde{A} = 1080 > M = 420$, то число \tilde{A} – неправильное (искаженное), т.е. имеется ошибка в одном из остатков a_i ($i=\overline{1,5}$) числа \tilde{A} .

II. Диагностика остатков числа $\tilde{A} = (0\|0\|\tilde{0}\|2\|2)$

Определяем местоположение числа $\tilde{A} = 1080$ в ряду значений M_j ($j=\overline{1,5}$)

$$M_5 = 420 < M_4 = 660 < M_3 = 924 < \tilde{A} = 1080 < M_2 = 1150 < M_1 = 1540.$$

Вывод. Так как выполняется условие $M_5 < \tilde{A} < M_2$, то делается вывод, что остатки a_1 и a_2 числа \tilde{A} правильные (неискаженные). Ошибка возможна только в одном из трех остатков: a_3 , a_4 и a_5 .

III. Коррекция остатков числа $\tilde{A} = (0\|0\|\tilde{0}\|2\|2)$. В качестве примера, на основании вышеизложенных выводов, проведем исправления остатка $a_3 = \tilde{0}$ по модулю $m_3 = 5$ КВ.

$$a_3 = \left(\tilde{a}_3 + \left[\frac{m_3 \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot \bar{m}_3} - \frac{\tilde{A}}{B_3} \right] \right) \bmod m_3 = \left(0 + \left[\frac{5 \cdot (1 + 1 \cdot 11)}{11 \cdot 4} - \frac{1080}{3696} \right] \right) \bmod 5 =$$

$$= \left(0 + \left[\frac{5 \cdot 12}{11 \cdot 4} - 0,29 \right] \right) \bmod 5 = (0 + [1,36 - 0,29]) \bmod 5 = 1.$$

Таким образом, исправлена ошибка $\tilde{a}_3 = 0$ в остатке по модулю $m_3 = 5$ числа \tilde{A} . В этом случае исправленное A число будет иметь следующий вид:

$$\tilde{A} = (0\|0\|\tilde{0}\|2\|2) \rightarrow A = (0\|0\|1\|2\|2).$$

Процедура коррекции числа

$\tilde{A} = (0\|0\|\tilde{0}\|2\|2)$ схематично представлена в таблице 3.9.

Таблица 3.9.

Процедура коррекции данных $\tilde{A} = (0\|0\|\tilde{0}\|2\|2)$ в КВ

Искаженное число $\tilde{A} = (0\ 0\ \tilde{0}\ 2\ 2)$	Остатки числа \tilde{A} , по которым возможны ошибки	Значение Δa_i ошибки	Результаты коррекции остатков a_i	Результат $A = (0\ 0\ 1\ 2\ 2)$ исправления данных
$a_1 = 0$	—	—	—	$a_1 = 0$
$a_2 = 0$	—	—	—	$a_2 = 0$
$a_3 = 0$	a_3	$\Delta a_3 = 4$	$\tilde{a}_i = (a_i + \Delta a_i) \bmod m_i$ $a_i = (\tilde{a}_i - \Delta a_i) \bmod m_i$ $a_3 = (\tilde{a}_3 - \Delta a_3) \bmod m_3 =$ $= (0 - 4) \bmod 5 = 1$	$a_3 = 1$
$a_4 = 2$	a_4	$\Delta a_4 = 0$	—	$a_4 = 2$
$a_5 = 2$	a_5	$\Delta a_5 = 0$	—	$a_5 = 2$

$$\text{Проверка: } A = (0\|0\|1\|2\|2) = A_{ПСС} = 156 < M = 420.$$

Таким образом, одновременное использование информационного и временного резервирования позволяет исправлять однократные ошибки данных в КВ при введении минимальной кодовой избыточности [97,98].

3.4. Выводы по разделу 3

В данном разделе решены *третья и четвертая* задачи исследований и получены **второй и третий** научные результаты.

1. На основе полученных результатов проведенных исследований методов диагностики и коррекции ошибок данных, представленных в КВ, показано, что, в отличие от корректирующих кодов, используемых в ПСС, арифметические коды в КВ обладают дополнительными корректирующими возможностями. Так, наличие в НКС одновременно первичной и вторичной информационной избыточности, в некоторых случаях, может обеспечить возможность исправления однократных ошибок в КВ при МКР равным $d_{\min}^{(KB)} = 1$. Однако, для исправления однократных ошибок требуется проведение дополнительных процедур обработки данных. В частности, это достигается путем применения, дополнительно к информационному резервированию, временного резервирования. Данное обстоятельство обуславливает необходимость использования дополнительного времени для диагностики и коррекции данных, что снижает общую эффективность использования корректирующих кодов в КВ.

Вышеперечисленные обстоятельства обусловили необходимость усовершенствование методов оперативности диагностики и коррекции ошибок данных в направлении повышения их оперативности.

2. В разделе усовершенствован метод диагностики в КВ, основанный на применении ортогональных базисов B_{ij} частных наборов модулей. Ортогональные базисы B_{ij} образуются из исходной полной системы оснований m_i ($i = \overline{1, n+1}$). Их применение позволяет организовать процесс параллельной обработки проекций $A_i = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ кодовой структуры в КВ, что позволяет в n раз повысить оперативность диагностирования данных в КУОД ККУ.

3. Усовершенствован метод коррекции однократных ошибок данных в КВ. Метод основывается на учете величины и местоположения ошибки в произвольном остатке корректируемого числа. За счет этого процедура исправления однократных ошибок данных осуществляется путем организации процесса параллельного исправления ошибок в группе остатков контролируемого числа. Это позволяет в n раз повысить оперативность исправления однократных ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.

4. Приведены примеры конкретной реализации процесса контроля, диагностики и коррекции ошибок. Показано, что использование усовершенствованных методов диагностики позволит повысить оперативность диагностики и коррекции ошибок в КУОД ККУ, функционирующих в КВ.

На основе усовершенствованных методов разработаны алгоритмы для их реализации в соответствии, с которыми синтезированы устройства для достоверного и оперативного контроля, диагностики и коррекции данных КУОД ККУ ТКС, которые функционируют в КВ. На данные устройства получены патенты Украины.

РАЗДЕЛ 4. РАЗРАБОТКА УСТРОЙСТВ КОНТРОЛЯ, ДИАГНОСТИКИ И КОРРЕКЦИИ ОШИБОК ДАННЫХ КОМПЬЮТЕРНЫХ УСТРОЙСТВ КОММУТАЦИОННО-КОММУНИКАЦИОННОГО УЗЛА ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СИСТЕМЫ, ФУНКЦИОНИРУЮЩИХ В КЛАССЕ ВЫЧЕТОВ

4.1. Разработка устройства для достоверного контроля данных

Рассмотренные во втором разделе методы контроля данных в классе вычетов обладают существенным недостатком – значительным временем реализации процесса контроля ошибок данных в КВ. Также необходимым условием является повышение достоверности процесса контроля без снижения его оперативности.

Рассмотрим устройство, позволяющие устранить недостатки существующих аналогов по обеспечению достоверности контроля [99-102].

Упорядоченный $(m_{i-1} < m_i)$ КВ, для $(i = \overline{1, n})$ задан своими информационными основаниями (модулями) $m_1, m_2, \dots, m_i, m_n$. Основания КВ – это натуральные взаимно попарно простые числа (наибольший общий делитель (НОД) любой пары оснований m_i и m_j равен единице, то есть НОД (m_i, m_j) при $i \neq j$). Числовой информационный диапазон $\left[0, M = \prod_{i=1}^n m_i\right]$ представления безизбыточных кодовых слов будем называть информационным диапазоном КВ. Чтобы иметь возможность гарантированно контролировать однократные ошибки (то есть ошибки в одном из оснований m_i КВ) дополнительно введем одно основание $m_{n+1} > m_i$, которое взаимно простое с основаниями $m_i (i = \overline{1, n})$. Числовой диапазон $[0, M \cdot m_{n+1} = M_0]$ будем называть полным числовым диапазоном КВ.

В общем случае контроль данных $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{n+1})$ представленных в КВ, реализуется с помощью основания m_i , путем формирования и применения ОК, и имеет следующий вид $K_{N_i}^{(n_A)} = \{Z_{N_i-1}^{(A)} Z_{N_i-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$, где $N_i = \lceil M / m_i \rceil = (j+1)$ – количество интервалов ($j = 0, 1, 2, \dots, N_i - 1$) на числовой оси $0 \div (j+1) \cdot m_i$, каждый $[0 \div m_i - 1]$, $[m_i \div 2 \cdot m_i - 1]$, $[2 \cdot m_i \div 3 \cdot m_i - 1]$, ..., $[(j-1) \cdot m_i \div j \cdot m_i - 1]$, $[j \cdot m_i \div (j+1) \cdot m_i - 1]$ из которых содержит m_i чисел, при этом $j = N_i - 1$, значение $N_i = \lceil M / m_i \rceil$ также определяет общее количество двоичных разрядов $Z_i^{(A)}$ в записи ОК (только один произвольный элемент ОК $Z_i^{(A)}$ ($i = \overline{0, N_i - 1}$) может принимать значение 0); $\lceil M / m_i \rceil$ – наиболее близкое к числу M / m_i целое число, его не меньше; $N_i = \lceil M / m_i \rceil \cdot m_i$ – численное значение длины числовой оси $0 \div (j+1) \cdot m_i$; n_A – позиционный признак непозиционного кода $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{n+1})$ в КВ, который может принимать значения от 0 до $N_i - 1$. Математическое представление ОК показывает, что числовой $[0, (j+1) \cdot m_i]$ интервал нахождения правильных $A (A < M)$ чисел разделен на N_i (от нулевого до $(N_i - 1)$ -го) отрезков по m_i единиц каждый. Таким образом, если число $A < M$ правильное (находится в информационном $[0, M)$ числовом интервале), то среди N_i значений $Z_i^{(A)}$ ($i = \overline{0, N_i - 1}$) двоичных разрядов ОК, на n_A – ом месте (считается с права с $Z_0^{(A)}$ налево к $Z_{N_i-1}^{(A)}$) обязательно будет находиться один нулевой $Z_{n_A}^{(A)} = 0$ двоичный разряд ($n_A < N_i$). В этом случае выходной сигнал «Ошибка» устройства контроля отсутствует. Это свидетельствует о том, что число A не искажено. Если число \tilde{A} искажено ($\tilde{A} \geq M$), то все N_i двоичные разряды $Z_i^{(A)} = 1$ ОК единичные ($n_A \geq N_i$). Тогда на выходе устройства присутствует сигнал «Ошибка». Это свидетельствует о том, что число \tilde{A} искажено.

Недостатком ближайшего аналога является низкая достоверность контроля данных, что представлены в КВ. А именно, в процессе контроля данных в КВ ближайшего аналога имеется совокупность $(j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1} - M$

неправильных $\tilde{A} > M$ чисел, что определяются устройством контроля как правильные. Данный недостаток обусловлен тем, что контроль данных $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{n+1})$, представленных в КВ, реализуется с помощью контрольного основания $m_k = m_{n+1}$, путем формирования и использования ОК. В свою очередь использования контрольного $m_k = m_{n+1}$ основания обуславливает наличие ненулевого остатка в виде:

$$\alpha = M - [M / m_{n+1}] \cdot m_{n+1} \quad (4.1)$$

Наличие ненулевого $\alpha = 0$ остатка обуславливается не кратностью значения $M = \prod_{i=1}^n m_i$ контрольному $m_k = m_{n+1}$ модулю КВ.

Геометрически данный недостаток прототипа объясняется следующим образом. Числовой информационный диапазон $\left[0, M = \prod_{i=1}^n m_i\right]$ не делится нацело на числовой отрезок m_{n+1} (НОД $(m_i, m_{n+1}) = 1, i = 1, 2, \dots, n$). В этом случае существует числовой $[j \cdot m_{n+1}, (j+1) \cdot m_{n+1})$ интервал, где находится значение M .

Тогда числовой $[j \cdot m_{n+1}, (j+1) \cdot m_{n+1})$ интервал одновременно включает совокупность $M - j \cdot m_{n+1}$ правильных A чисел и совокупность $(j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1} - M$ неправильных \tilde{A} чисел. В процессе контроля данных, при проведении процедуры нулевизации, совокупность \tilde{A} неправильных $(j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1} - M$ и совокупность $M - j \cdot m_{n+1}$ правильных A чисел приводится к одному правильному числу $j \cdot m_{n+1}$ (левый край интервала $[j \cdot m_{n+1}, (j+1) \cdot m_{n+1})$). В этом случае совокупность $(j_{n+1} + 1) \cdot m_{n+1} - M$ неправильных чисел индексируется (определяется) устройством контроля как совокупность правильных чисел A .

В основу предложенной полезной модели заложено задачу, что заключается в обеспечении достоверности контроля данных в КВ. Достоверность контроля данных обеспечивается за счет выполнения условия $\alpha = 0$ (см. (4.1)). Достоверность контроля данных достигается за счет обеспечения условия $\alpha = 0$, путем одного любого информационного модуля

$m_i(\overline{1, n})$ КВ, который определяет числовой $[j \cdot m_i, (j+1) \cdot m_i)$ интервал $((j+1) \cdot m_i = M = N_i \cdot m_i)$ нахождения числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{n+1})$, что контролируется. Так как все информационные модули КВ являются сомножителями выражения $M = \prod_{i=1}^n m_i$, то тогда имеем безусловное выполнение соотношения.

Для количественной оценки $P_{\text{ок}}$ достоверности контроля данных в КВ, на основе применения ОК, можно использовать следующее математическое соотношение $P_{\text{ок}} = V_{\text{ПС}} / V_3$, где $V_{\text{ПС}} = M = \prod_{i=1}^n m_i$ – количество (от 0 до $M-1$) правильных ($A < M$) кодовых слов; $V_3 = (V_{\text{ПС}} + V_{\text{НС}})$ – общее количество кодовых слов, которые в результате проведения процедуры контроля данных считаются правильными; $V_{\text{НС}} = (N_i \cdot m_i - M)$ количество неправильных ($\tilde{A} \geq M$) кодовых слов, которые в результате проведения контроля считаются правильными.

Таким образом, выражение принимает вид $P_{\text{ок}} = \frac{M}{M + N_i \cdot m_i - M} = \frac{M}{N_i \cdot m_i}$.

Если $m_i = m_1$, тогда $N_i = \lceil M / m_i \rceil = N_1 = \lceil M / m_1 \rceil$. То есть, $N_1 = \prod_{i=2}^n m_i$. В этом случае всегда $P_{\text{ок}} = 1$. Поставленная задача решается следующим образом. Устройство для контроля данных в ТКС, которое функционирует в КВ, содержит: первый регистр, БКН, сумматор, группу сумматоров. Информационный вход устройства подключен к первому входу первого регистра, а управляющий вход – ко второму входу первого регистра. Выход первого регистра подключен к первому входу сумматора, ко второму входу которого подключен выход БКН, а выход сумматора подключен к первым входам сумматоров группы. Согласно полезной модели, в устройство дополнительно введен второй регистр и элемент И, выход подрегистра по наименьшему m_i основанию КВ первого регистра подключен к входу БКН, ко вторым входам сумматоров группы подключены соответствующие шины

подачи значений $0 \cdot m_1, 1 \cdot m_1, \dots, (N_1 - 1) \cdot m_1$, где $N_1 = \prod_{i=2}^n m_i$, а выходы группы сумматоров подключены к входам второго регистра. В свою очередь, выходы второго регистра подключены ко входам элемента И, выход которого и является выходом устройства. Введение указанных признаков позволяет обеспечить достоверность контроля данных в КВ, что реализуется путем применения ОК.

В таблице 4.1 представлены константы нулевизации для однобайтовой $l=1$ (8 двоичных разрядов) разрядной сетки в КВ с основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7$ и $m_k = m_5 = 11$. В таблице 4.2 представлены результаты расчета и сравнительного анализа достоверности контроля данных, различных значений контрольных $m_{n+1} = m_5$ оснований КВ.

Таблица 4.1.

Константы $KH_{m_i}^{(A)}$ нулевизации по первому m_1 основанию КВ

Остаток a_1 в КВ	Константы $KH_{m_i}^{(A)}$ нулевизации для $m_1 = 3$ в КВ				
	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_5 = 11$
00	00	00	000	000	0000
01	01	01	001	001	0001
10	10	10	010	010	0010

Таблица 4.2.

Результаты расчетов значений $P_{оки}$ и $P_{окn+1}$ достоверности контроля в КВ

№ пп.	M_{n+1}	M	M / m_{n+1}	$\lceil M / m_{n+1} \rceil$	$N_{n+1} = \lceil M / m_{n+1} \rceil \cdot m_{n+1}$	$P_{окn+1}$	$P_{оки}, i = \overline{1, n}$	Выигрыш в %
	1	2	3	4	5	6	7	8
1	11	420	38,2	39	429	0,979	1	2,1
2	13	420	32,3	33	429	0,979	1	2,1
3	17	420	24,7	25	425	0,988	1	1,2
4	19	420	22,1	23	437	0,961	1	3,9
5	23	420	18,2	19	437	0,961	1	3,9
6	29	420	14,4	15	435	0,965	1	3,5

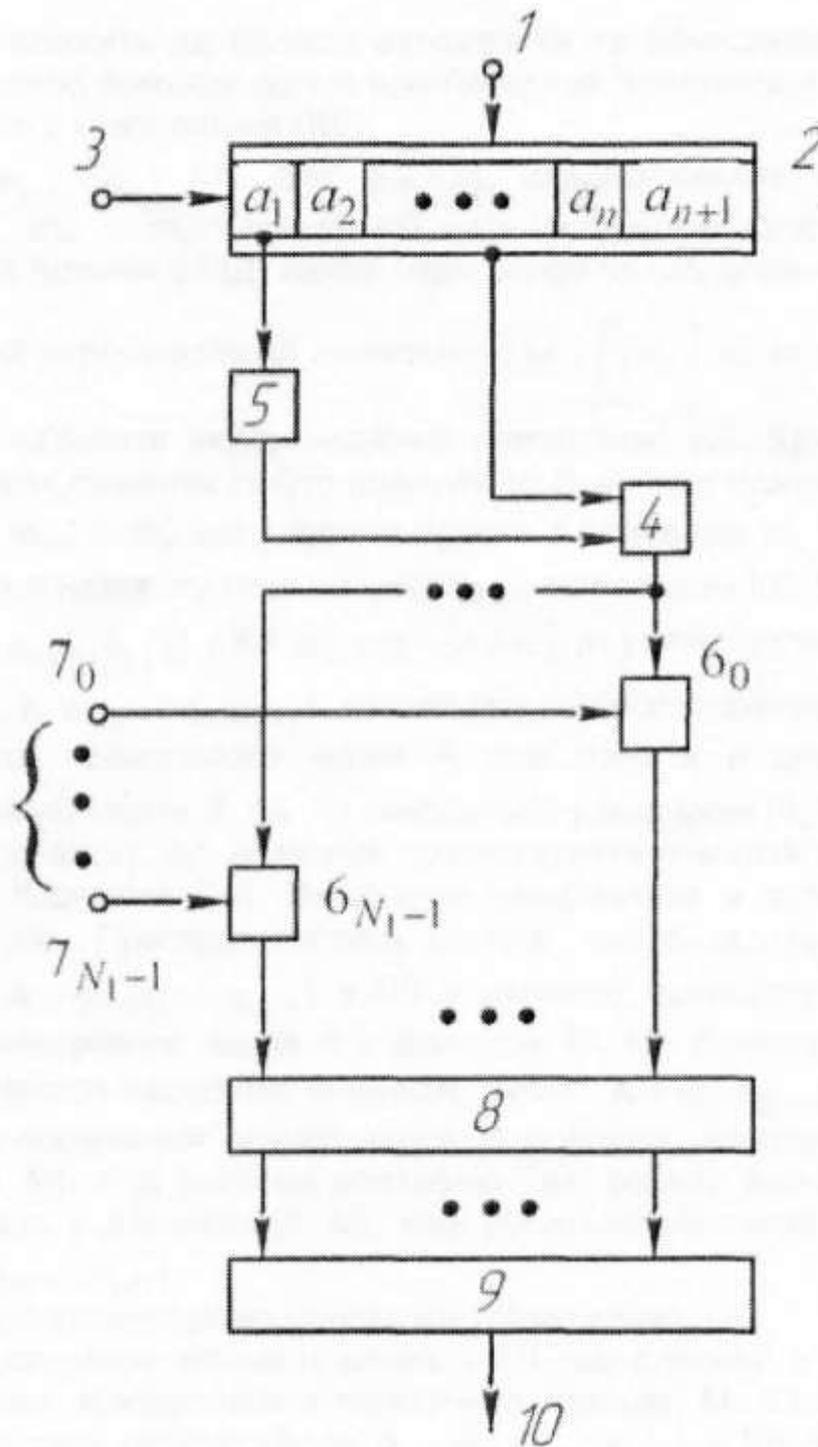


Рисунок 4.1. Устройство для достоверного контроля данных

На рисунке 4.1. представлена полезная модель, где: 1 – информационный вход устройства; 2 – первый регистр данных $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$; 3 – управляющий вход устройства; 4 – сумматор, который реализует операцию $A_{m_i} = A - KH_{m_i}^{(A)} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) - (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_n) = [0 \| a_2^{(1)} \| \dots \| a_n^{(1)} \| a_{n+1}^{(1)}]$; 5 – блок констант нулевизации (в табл. 4.1 представлен блок 5 для $l=1$); $6_0 \div 6_{N_1-1}$ – группа сумматоров, реализующих операцию $A_{m_i} - K_A \cdot m_i = Z_K^{(A)}, (K_A = \overline{0, N_1 - 1})$; $7_0 \div 7_{N_1-1}$ – шины подачи значений $0 \cdot m_i, 1 \cdot m_i, \dots, (N_1 - 1) \cdot m_i$; 8 – второй (приемный) регистр; 9 – элемент И; 10 – выход устройства (Если все двоичные разряды ОК единичные тогда на выходе 10 есть сигнал, то есть число \tilde{A} – искажено, а если среди разрядов ОК есть нулевой разряд тогда на выходе 10 сигнал отсутствует, то есть число A – не искажено).

Информационный 1 вход устройства подключен к первому входу регистра 2, ко второму входу которого подключен управляющий 3 вход устройства. Выход регистра 2 подключен к первому входу сумматора 4, ко второму входу которого подключены выходы БКН 5, к входу которого подключен выход подрегистра по наименьшему m_i основанию КВ первого регистра 2. Выход сумматора 4 подключен к первым входам сумматоров $6_0 \div 6_{N_1-1}$ группы, ко вторым входам которых подключены соответствующие шины $7_0 \div 7_{N_1-1}$ подачи значений констант вида $0 \cdot m_i, 1 \cdot m_i, \dots, (N_1 - 1) \cdot m_i$. Выходы сумматоров $6_0 \div 6_{N_1-1}$ группы подключены к входам второго регистра – 8, выходы которого подключены к входам элемента И – 9, выход 10 которого является выходом устройства.

Устройство для контроля данных компьютерных устройств ТКС, которое функционирует в КВ, работает следующим образом. К входу 1 регистра 2 поступают данные в виде числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n' \| a_{n+1})$, представленного в КВ. По сигналу шины 3 значение A поступает к первому

входу сумматора 4, а значение a_1 поступает ко входу БКН 5, с выхода которого значение константы нулевизации в виде $KH_{m_1}^{(A)} = (a_1 \| a_2' \| \dots \| a_n' \| a_{n+1}')$ поступает к другим входам сумматора 4. Таким образом, к первым и вторым входам сумматора 4 соответственно поступают значения $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{n+1})$ и значение константы нулевизации в виде $KH_{m_1}^{(A)} = (a_1 \| a_2' \| \dots \| a_n' \| a_{n+1}')$.

С выхода сумматора 4 значение $A_{m_{n+1}} = A - KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) - (a_1 \| a_2' \| \dots \| a_n' \| a_{n+1}') = [0 \| a_2^{(1)} \| \dots \| a_n^{(1)} \| a_{n+1}^{(1)}]$ поступает к первым входам сумматоров $6_0 \div 6_{N_1-1}$ группы, ко вторым входам которых по шинам $7_0 \div 7_{N_1-1}$ поступают соответствующие константы $0 \cdot m_1, 1 \cdot m_1, \dots, (N_1 - 1) \cdot m_1$. Сумматоры $6_0 \div 6_{N_1-1}$ группы выполняют операцию $A_{m_i} - K_A \cdot m_1 = Z_{K_A}^{(A)}, (K_A = \overline{0, N_1 - 1})$. Если для значений $K_A = n_A$ выполняется условие $A_{m_i} - n_A \cdot m_1 = Z_{n_A}^{(A)} = 0$, тогда только на выходе сумматора 6_{n_A} будем иметь значение ноль, а на выходах всех остальных сумматоров $6_i (i \neq n_A)$ группы ($Z_{K_A}^{(A)} \neq 0$) будут значения единицы. Таким образом к входу второго (приемного) регистра 8 поступает ОК вида $K_{N_i}^{(n_A)} = \{Z_{N_i-1}^{(A)} Z_{N_i-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$ в виде последовательности двоичных $Z_i^{(A)}$ разрядов.

Существует только два варианта (вида) представления ОК: первый вариант – ОК вида $K_{N_i}^{(n_A)} = \{111 \dots 101 \dots 111\}$ имеет только один двоичный нулевой разряд, а другие двоичные разряды единичные; второй вариант – все двоичные разряды ОК $K_{N_i}^{(n_A)} = \{111 \dots 111 \dots 111\}$ единичные.

Если ОК $K_{N_i}^{(n_A)} = \{111 \dots 101 \dots 111\}$ содержит нулевой $Z_{n_A}^{(A)} = 0$ разряд ($n_A < N_i$), тогда на выходе элемента И 9 отсутствует сигнал. Это свидетельствует, что число A правильное (не искажено).

Если ОК $K_{N_i}^{(n_A)} = \{111\dots111\dots111\}$ содержит только единичные $Z_{n_A}^{(A)} = 1$ двоичные разряды ($n_A = N_i$) тогда на выходе элемента И 9 есть сигнал. Это свидетельствует, что данные в виде числа A в КВ, искажены.

Приведем пример конкретной реализации процесса контроля данных в КВ, что задан основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7, m_{n+1} = m_5 = 11$. При этом $M = \prod_{i=1}^n m_i = 420$, $M_0 = M \cdot m_{n+1} = \prod_{i=1}^5 m_i = 4620$. В данном примере контроль

данных $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{n+1})$ что представлены в КВ, реализуется с помощью информационного $m_i = m_1 = 3$ основания, путем формирования и применения

ОК. Тогда $N_i = \prod_{i=2}^n m_i = 4 \cdot 5 \cdot 7 = 140$. В этом случае ОК будет иметь вид:

$K_{N_i}^{(n_A)} = K_{140}^{(n_A)} = \{Z_{139}^{(A)} Z_{138}^{(A)} \dots Z_2^{(A)} Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$. Запись ОК показывает, что

информационный $[0, 420)$ числовой интервал разбит на $N_i = 140$ отрезков, по 3 единицы каждый (от нулевого до 139-го). Таким образом, если число A правильное (число A находится в информационном $[0, M = 420)$ числовом

интервале), тогда среди $N_i = 140$ значений $Z_i^{(A)} (i = \overline{0, 139})$ двоичных разрядов

ОК $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{140}^{(n_A < 140)} = \{111\dots101\dots111\}$ на n_A -ом месте (считается с права $Z_0^{(A)}$

налево $Z_{139}^{(A)}$) обязательно будет находиться только один нулевой $Z_{n_A}^{(A)} = 0$

двоичный разряд ($n_A < N_i = 140$), другие единичные. В этом случае выходной

сигнал элемента И 9 отсутствует. Это свидетельствует о том, что число A не

искажено. Если число \tilde{A} искажено ($\tilde{A} \geq M = 420$), тогда все 139 двоичных

$Z_i^{(A)} = 1$ разряда ОК $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{140}^{(140)} = \{111\dots111\dots111\}$ единичные ($n_A = N_i = 140$).

Тогда на выходе элемента И 9 присутствует сигнал. Это свидетельствует о

том, что число \tilde{A} искажено.

Пример 4.1. По шине 1 в регистр 2 поступают данные $A = (01 \| 10 \| 001 \| 001 \| 0011)$. В ПСС $\tilde{A} = 421 > M = 420$. По сигналу шины 3, по значению $a_1 = 01$ остатка числа $A = (01 \| 10 \| 001 \| 001 \| 0011)$, БКН 5 (табл. 4.1)

определяет константу $KH_{m_1}^{(A)} = (01\|01\|001\|001\|0001)$. С выхода сумматора 4 значение $A_{m_1} = A - KH_{m_1}^{(A)} = (01\|10\|001\|001\|0011) - (01\|01\|001\|001\|0001) = (00\|00\|000\|000\|0010)$ (в ПСС $A_{m_1} = 420$) поступает к первым входам сумматоров $6_0 \div 6_{139}$, к вторым входам которых, по шинам $7_0 \div 7_{139}$ поступают соответствующие значения констант $0 \cdot 3 = 0, 1 \cdot 3 = 3, 2 \cdot 3 = 6, \dots, 139 \cdot 3 = 417$ в КВ. Так как $A_{m_1} - n_A \cdot m_1 = 420 - 140 \cdot 3 = 0$, тогда ($n_A = 140$). В этом случае на выходах всех сумматоров $7_0 \div 7_{139}$ присутствуют единичные сигналы. Таким образом к входу второго регистра 8 поступает ОК вида $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{140}^{(140)} = \{111\dots111\dots111\}$, тогда присутствует сигнал на выходе элемента И 9. Это свидетельствует, что число $\tilde{A} = 421 > M = 420$ искажено (в данных \tilde{A} есть ошибка по одному из оснований КВ).

Пример 4.2. По шине 1 в регистр 2 поступают данные $A = (10\|01\|001\|011\|0010)$. В ПСС $A = 101 < M = 420$. По сигналу шины 3, по значению $a_1 = 10$ остатка числа A , БКН 5 (табл. 4.1) определяет константу в виде $KH_{m_1}^{(A)} = (10\|10\|010\|010\|0010)$. С выхода сумматора 4 значение $A_{m_1} = A - KH_{m_1}^{(A)} = (10\|01\|001\|011\|0010) - (10\|10\|010\|010\|0010) = (00\|11\|100\|001\|0000)$ (в ПСС $A_{m_1} = 99$) поступает к первым входам сумматоров $6_0 \div 6_{139}$, к вторым входам которых по шинам $7_0 \div 7_{139}$ поступают соответствующие значения констант $0 \cdot 3 = 0, 1 \cdot 3 = 3, 2 \cdot 3 = 6, \dots, 139 \cdot 3 = 417$ в КВ.

Так как $A_{m_1} - n_A \cdot m_1 = 99 - 33 \cdot 3 = 0$, то ($n_A = 33$). В этом случае только на выходе сумматора 7_{33} отсутствует единичный сигнал. Таким образом к входу второго регистра 8 поступает ОК вида $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{140}^{(33)} = \{11\dots101\dots11\}$ и тогда отсутствует сигнал на выходе элемента И 9. Это свидетельствует, что число $A = 101 < M = 420$ не искажено (в данных A ошибки нет).

Для заданного выше КВ, для различных значений контрольных $m_{n+1} = m_5$ оснований, проведен расчет и сравнительный анализ достоверности контроля данных. Полученные результаты (табл. 4.2) показывают, что,

предложенная полезная модель, в отличие от ближайшего аналога, позволяет всегда обеспечить достоверность контроля данных, представленных в КВ.

4.2. Разработка устройства для оперативной диагностики ошибок данных

В основу предлагаемого изобретения поставлена задача уменьшения времени контроля ошибок данных в компьютерных устройствах коммутационно-коммуникационного узла информационно-телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов [99-102].

Рассмотрим произвольный КВ, который задано информационными основаниями (модулями) $m_1, m_2, \dots, m_i, \dots, m_n$ ($m_{i-1} < m_i$) для $i = \overline{1, n}$. Основания КВ – это натуральные попарно простые числа (наибольший общий делитель (НОД) произвольной пары оснований m_i и m_j равен единице, то есть $\text{НОД}(m_i, m_j) = 1$ при $i \neq j$). Числовой диапазон $\left[0, M = \prod_{i=1}^n m_i\right)$ будем называть информационным диапазоном КВ. Чтобы иметь возможность гарантированно выявлять однократные ошибки (то есть ошибки в остатке числа любого из информационных оснований m_i КВ) введем еще одно (контрольное) основание $m_{n+1} > m_i$, взаимно простое с информационными основаниями m_i , $i = \overline{1, n}$. Числовой диапазон $[0, M \cdot m_{n+1} = M_1)$ будем называть полным диапазоном КВ. Существует теорема, когда при обработке числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_i \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ в КВ ($a_i = A - [A / a_i] \cdot m_i$) существует ошибка в одном из оснований m_i числа $\tilde{A} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| \tilde{a}_i \neq a_i \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ то число \tilde{A} искажено. В этом случае вместо правильного числа A (лежащего в диапазоне $[0, M)$) получаем неправильное (искаженное) число \tilde{A} (\tilde{A} находится за пределами диапазона $[0, M)$). Задача повышения оперативности контроля решается следующим образом. Устройство для контроля ошибок данных в

компьютерных устройствах коммутационно-коммуникационного узла информационно-телекоммуникационной системы, которое функционирует в классе вычетов (КВ), содержит регистр числа, блок нулевизации (БН), блок анализа значения γ_{n+1} остатка по контрольному модулю m_{n+1} КВ на ноль (БА). При этом, ко второму (управляющему) входу регистра числа подключен управляющий вход устройства, а выход БА является выходом устройства. В устройство дополнительно введены первая и вторая группы элементов ИЛИ, группа элементов И, группа из K блоков (от 0 до $K-1$) констант нулевизации (БКН) ($K = \lfloor n/2 \rfloor$, где: n – количество информационных модулей (оснований) КВ, $\lfloor n/2 \rfloor$ – целая часть числа $n/2$, его не меньше: $n/2 \geq \lfloor n/2 \rfloor$), при этом информационный вход устройства подключен к первым входам элементов ИЛИ первой группы, ко вторым входам которых подключен выход БН. Выходы элементов ИЛИ первой группы подключены к первому (информационному) входу регистра числа, выход которого подключен к первому входу БН, а выходы подрегистров остатков регистра числа попарно $\left(a_1, a_n; a_2, a_{n-1}; a_3, a_{n-2}; \dots; a_{\frac{n}{2}-1}, a_{\frac{n}{2}} \right)$ подключены к входам соответствующих БКН, выходы которых через вторую группу элементов ИЛИ подключены ко второму входу БН. Выход БН подключен к первым входам элементов I группы, ко вторым входам которых подключен выход $K-1$ -го БКН, а выходы элементов I группы подключены к входу БА.

Введение указанных признаков позволяет вдвое, по сравнению с прототипом, уменьшить время контроля ошибок данных в КВ. Для изобретения получается, что время T_2 контроля ошибок равно значению $T_2 \approx T_{H2} = n\tau$.

В таблице 4.3. задано константы парной нулевизации по основаниям $m_1 = 3, m_4 = 7$ для КВ, что задано основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7, m_5 = 11$.

В таблице 4.4. даны константы парной нулевизации по основаниям $m_2 = 4, m_3 = 5$ для КВ, что задано основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7, m_5 = 11$.

Константы нулевизации БН 6_0

ПСС	$m_1 = 3, m_4 = 7$
0	(0 0 0 0 0)
1	(1 1 1 1 1)
2	(2 2 2 2 2)
3	(0 3 3 3 3)
4	(1 0 4 4 4)
5	(2 1 0 5 5)
6	(0 2 1 6 6)
7	(1 3 2 0 7)
8	(2 0 3 1 8)
9	(0 1 4 2 9)
10	(1 2 0 3 10)
11	(2 3 1 4 0)
12	(0 0 2 5 1)
13	(1 1 3 6 0)
14	(2 2 4 0 3)
15	(0 3 0 1 4)
16	(1 0 1 2 5)
17	(2 1 2 3 6)
18	(0 2 3 4 7)
19	(1 3 4 5 8)
20	(2 0 0 6 9)

Константы нулевизации БН 6_1

ПСС	$m_2 = 4, m_3 = 5$
0	(0 0 0 0 0)
21	(0 1 1 0 10)
84	(0 0 4 0 7)
105	(0 1 0 0 6)
42	(0 2 2 0 9)
63	(0 3 3 0 8)
126	(0 2 1 0 5)
147	(0 3 2 0 4)
168	(0 0 3 0 3)
189	(0 1 4 0 2)
252	(0 0 2 0 10)
273	(0 1 3 0 9)
210	(0 2 0 0 1)
231	(0 3 1 0 0)
294	(0 2 4 0 8)
315	(0 3 0 0 7)
336	(0 0 1 0 6)
357	(0 1 2 0 5)
378	(0 2 3 0 4)
399	(0 3 4 0 3)

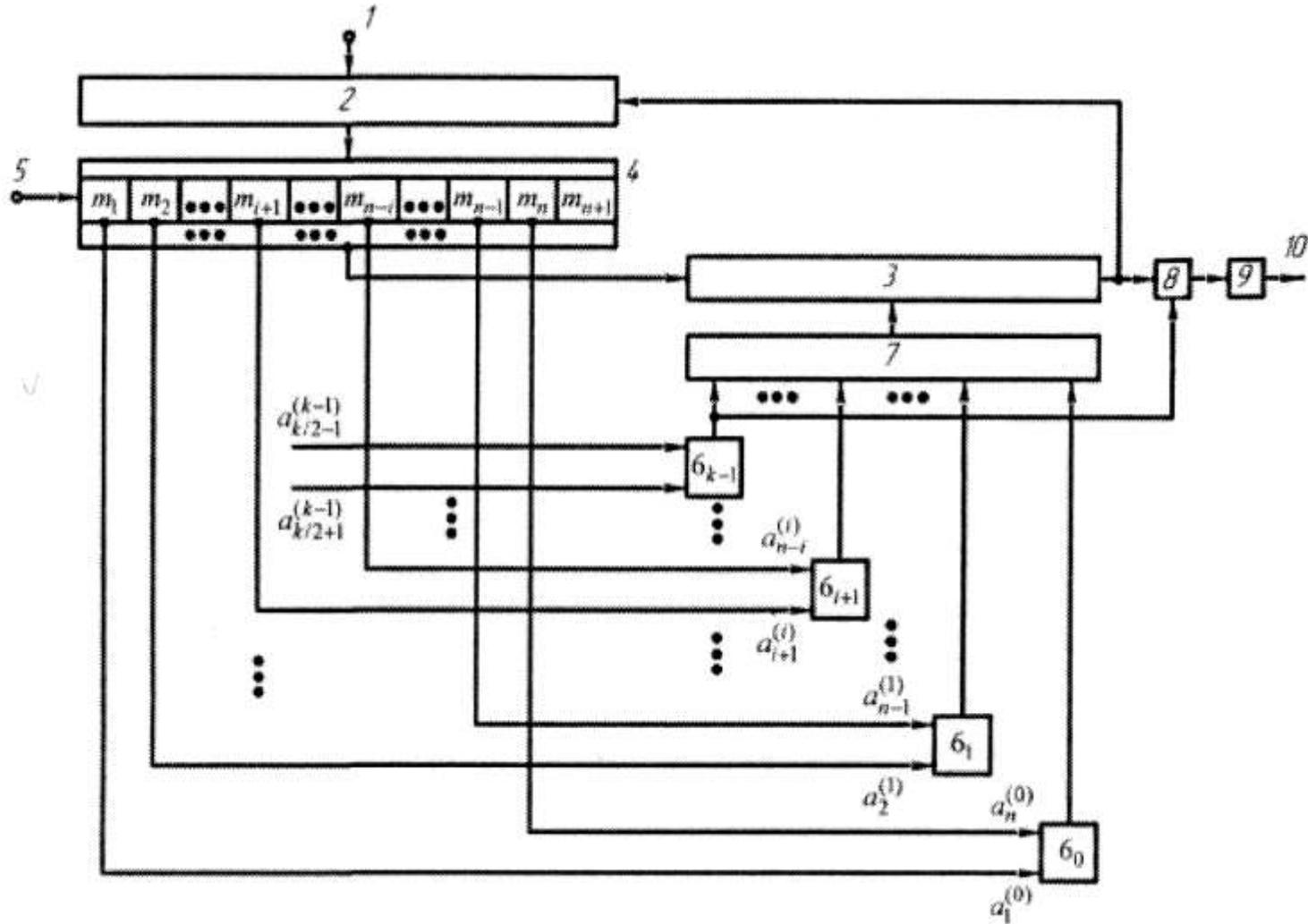


Рисунок 4.2. Обобщенная блок-схема предлагаемого изобретения

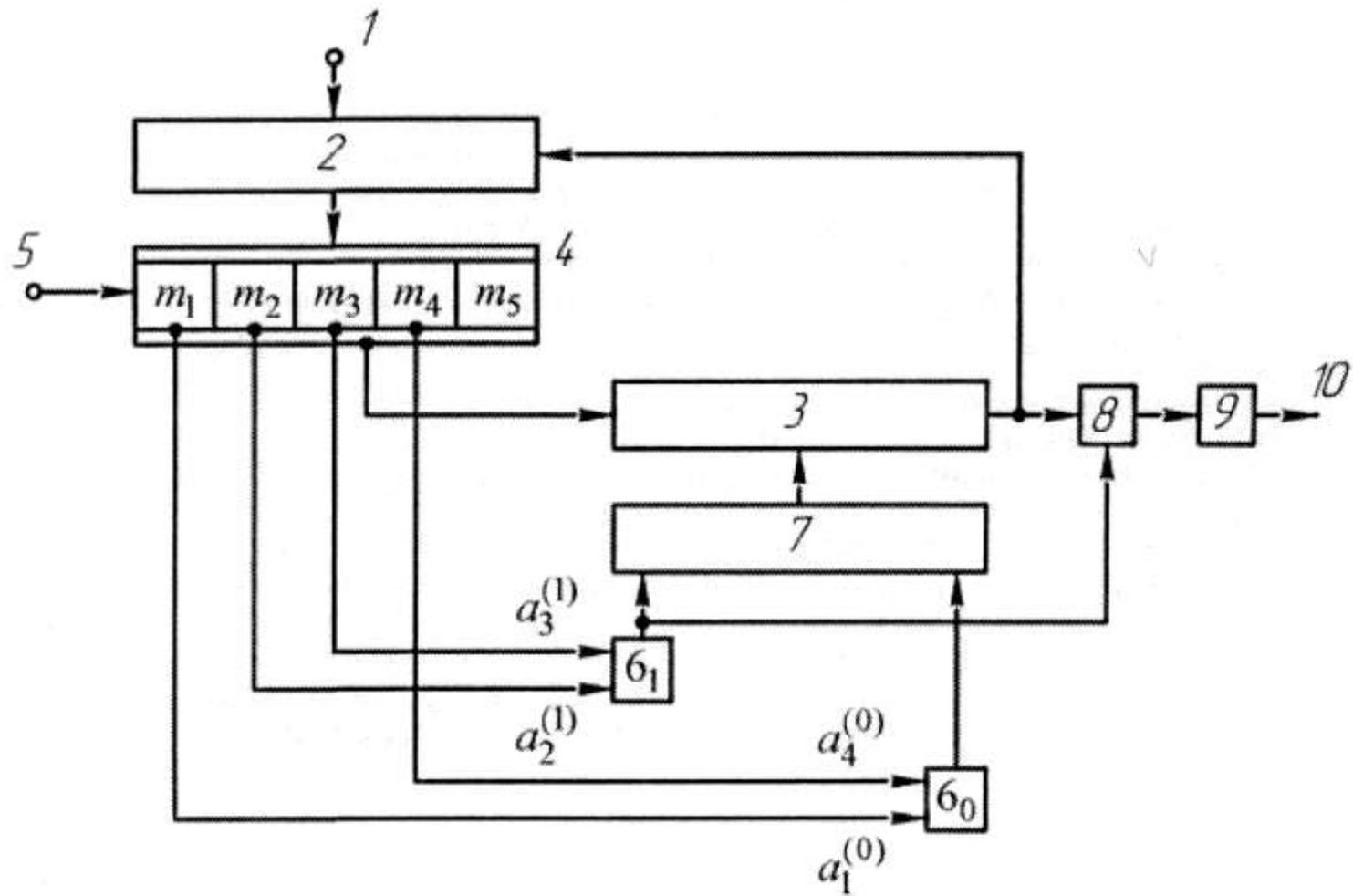


Рисунок 4.3. Блок-схема изобретения для КВ, заданного основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7, m_5 = 11$

На рис. 4.2. представлена обобщенная блок-схема изобретения, где: 1 – информационный вход устройства; 2 – первая группа элементов ИЛИ; 3 – блок нулевизации (БН); 4 – регистр числа A в КВ; 5 – управляющий вход устройства; $6_0 \div 6_{k-1}$ – группа блоков констант нулевизации (БКН); 7 – вторая группа элементов ИЛИ; 8 – группа элементов И; 9 – блок анализа значения γ_{n+1} остатка по контрольному модулю m_{n+1} на ноль (БА); 10 – выход устройства.

Информационный 1 вход устройства подключен к первым входам элементов ИЛИ первой 2 группы к другим входам которых подключен выход БН 3. Выходы элементов ИЛИ первой 2 группы подключены к входу регистра 4 числа, ко второму входу которого подключен управляющий 5 вход устройства. Выход регистра 4 подключен к первому входу БН 3. Выходы подрегистров остатков регистра 4 числа попарно ($a_1, a_n; a_2, a_{n-1}; a_3, a_{n-2}$ и т.д.) подключены к входам соответствующих БКН $6_0 \div 6_{k-1}$ выходы которых через первую 7 группу элементов ИЛИ подключены к другому входу БН 3, выход которого подключен к первым входам элементов И 8 группы, ко вторым входам которых подключен выход (К-1)-го БКН 6_{k-1} . Выходы элементов И 8 группы подключены к входу БА 9, выход 10 которого является выходом устройства.

Устройство для контроля данных в КВ функционирует следующим образом (рис. 4.2.). По информационному входу 1 устройства, через первую 2 группу элементов ИЛИ к входу регистра 4 поступает число $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ в КВ (в общем виде обозначается как $A^{(0)} = [a_1^{(0)} \| a_2^{(0)} \| \dots \| a_n^{(0)} \| a_{n+1}^{(0)}]$), что необходимо контролировать. Сигнал шины 5 запускает работу устройства. С выхода регистра 4 число $A^{(0)} = [a_1^{(0)} \| a_2^{(0)} \| \dots \| a_n^{(0)} \| a_{n+1}^{(0)}]$ поступает на вход БН 3. С выхода регистра 4 ко входам БКН 6_0 поступают значения остатков $a_1^{(0)}$ и $a_n^{(0)}$ по которым в БКН 6_0 выбирается константа нулевизации $KH^{(0)} = (t_1^{(0)} \| t_2^{(0)} \| \dots \| t_n^{(0)} \| t_{n+1}^{(0)})$, где в общем случае $t_1^{(0)} = \overline{0, m_1 - 1}$; $t_n^{(0)} = \overline{0, m_n - 1}$, а конкретно для данного числа

$A^{(0)} - t_1^{(0)} = a_1^{(0)}$ и $t_n^{(0)} = a_n^{(0)}$. С выхода БКН 6₀ значение $KH^{(0)}$ через элементы ИЛИ второй 7 группы поступают к входу БН 3 где определяется значение

$$A^{(1)} = A^{(0)} - KH^{(0)} = [a_1^{(0)} \| a_2^{(0)} \| a_3^{(0)} \| \dots \| a_{i-1}^{(0)} \| a_i^{(0)} \| a_{i+1}^{(0)} \| \dots \| a_{n-3}^{(0)} \| a_{n-2}^{(0)} \| a_{n-1}^{(0)} \| a_n^{(0)} \| a_{n+1}^{(0)}] - [t_1^{(0)} \| t_2^{(0)} \| t_3^{(0)} \| \dots$$

$$\| t_{i-1}^{(0)} \| t_i^{(0)} \| t_{i+1}^{(0)} \| \dots \| t_{n-3}^{(0)} \| t_{n-2}^{(0)} \| t_{n-1}^{(0)} \| t_n^{(0)} \| t_{n+1}^{(0)}] = [0 \| a_2^{(1)} \| a_3^{(1)} \| a_4^{(1)} \| \dots \| a_{i-1}^{(1)} \| a_i^{(1)} \| a_{i+1}^{(1)} \| \dots \| a_{n-3}^{(1)} \| a_{n-2}^{(1)} \| a_{n-1}^{(1)} \| 0 \| a_{n+1}^{(1)}].$$

$$KH^{(0)} = (t_1^{(0)} \| t_2^{(0)} \| t_3^{(0)} \| \dots \| t_n^{(0)} \| t_{n+1}^{(0)}), \quad t_1^{(0)} = \overline{0, m_1 - 1}; \quad t_n^{(0)} = \overline{0, m_n - 1};$$

$$KH^{(1)} = (0 \| t_2^{(1)} \| t_3^{(1)} \| t_4^{(1)} \| \dots \| t_{n-1}^{(1)} \| 0 \| t_{n+1}^{(1)}), \quad t_2^{(1)} = \overline{0, m_2 - 1}; \quad t_{n-1}^{(1)} = \overline{0, m_{n-1} - 1};$$

$$KH^{(2)} = (0 \| 0 \| t_3^{(2)} \| t_4^{(2)} \| \dots \| t_{n-2}^{(2)} \| 0 \| 0 \| t_{n+1}^{(2)}), \quad t_3^{(2)} = \overline{0, m_3 - 1}; \quad t_{n-2}^{(2)} = \overline{0, m_{n-2} - 1};$$

$$KH^{(i)} = (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| t_{i+1}^{(i)} \| t_{i+2}^{(i)} \| \dots \| t_{n-i}^{(i)} \| 0 \| \dots \| 0 \| t_{n+1}^{(i)}), \quad t_{i+1}^{(i)} = \overline{0, m_{i+1} - 1}; \quad t_{n-i}^{(i)} = \overline{0, m_{n-i} - 1};$$

$$\begin{cases} t_{i+1}^{(i)} = a_{i+1}^{(i)} = [a_{i+1}^{(i-1)} - t_{i+1}^{(i-1)}] \bmod m_{i+1} \\ t_{n-1}^{(i)} = a_{n-1}^{(i)} = [a_{n-1}^{(i-1)} - t_{n-1}^{(i-1)}] \bmod m_{n-1} \end{cases}.$$

Для n парного числа ($K = n/2$) имеем

$$KH^{(K-1)} = (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| t_K^{(K-1)} \| t_{K+1}^{(K-1)} \| 0 \| 0 \| \dots \| 0 \| t_{n+1}^{(K-1)}).$$

Для n непарного числа ($K = (n+1)/2$) имеем

$$KH^{(K-1)} = (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| t_K^{(K-1)} \| 0 \| \dots \| 0 \| t_{n+1}^{(K-1)}).$$

С помощью вышеперечисленных констант $KH^{(i)} (i = \overline{0, K-1})$ исходное число $A^{(0)}$, что контролируется, в БН 3 последовательно приводится к виду $A^{(i)} = A^{(i-1)} - KH^{(i-1)}$, то есть

$$A = A^{(0)} = [a_1^{(0)} \| a_2^{(0)} \| \dots \| a_{i-1}^{(0)} \| a_i^{(0)} \| a_{i+1}^{(0)} \| \dots \| a_{n-1}^{(0)} \| a_n^{(0)} \| a_{n+1}^{(0)}],$$

$$A^{(1)} = [0 \| a_2^{(1)} \| a_3^{(1)} \| \dots \| a_{i-1}^{(1)} \| a_i^{(1)} \| a_{i+1}^{(1)} \| \dots \| a_{n-1}^{(1)} \| 0 \| a_{n+1}^{(1)}],$$

$$A^{(2)} = [0 \| 0 \| a_3^{(2)} \| a_4^{(2)} \| \dots \| a_{i-1}^{(2)} \| a_i^{(2)} \| a_{i+1}^{(2)} \| \dots \| a_{n-2}^{(2)} \| 0 \| 0 \| a_{n+1}^{(2)}],$$

$$A^{(i)} = [0 \| \dots \| 0 \| a_{i+1}^{(i)} \| a_{i+2}^{(i)} \| \dots \| a_{n-i-1}^{(i)} \| a_{n-i}^{(i)} \| 0 \| \dots \| 0 \| a_{n+1}^{(i)}],$$

$$A^{(H)} = A^{(K)} = A^{(K-1)} - KH^{(K-1)} = [0 \| 0 \| \dots \| 0 \| a_{n+1}^{(K)}] = (0 \| 0 \| \dots \| 0 \| \gamma_{n+1}).$$

Выходной сигнал БКН 6_{K-1} открывает элементы И группы 8 и значение γ_{n+1} поступает в БА 9, где сравнивается с нулем. Если $\gamma_{n+1} = 0$, тогда сигнал шины 10 отсутствует, что свидетельствует, что число A не искажено. Если

$\gamma_{n+1} \neq 0$ тогда на шине 10 присутствует сигнал, свидетельствующий, что число A искажено (неправильное).

Приведем примеры конкретной реализации операции контроля данных в КВ, что задан основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7, m_5 = 11$ (рис. 4.3.), табл. 4.3, 4.4). При этом информационный числовой интервал $[0, M)$ правильных чисел A определяется через $M = \prod_{i=1}^4 m_i = 3 \cdot 4 \cdot 5 \cdot 7 = 420$, а рабочий числовой

интервал $[0, M_0)$ определяется через $M_0 = \prod_{i=1}^5 m_i = 3 \cdot 4 \cdot 5 \cdot 7 \cdot 11 = 4620$.

Пример 4.3. По входу 1 через первую 2 группу элементов ИЛИ число $A = A^{(0)} = (1\|0\|0\|1\|4)$, что контролируется, поступает к регистру 4. Сигнал шины 5 дает разрешение на контроль числа $A^{(0)}$. Значение $A^{(0)}$ поступает к входу БН 3. По значениям $a_1^{(0)} = 1$ и $a_4^{(0)} = 1$ числа $A^{(0)}$ в БКН b_0 (табл. 4.3) выбирается константа нулевизации $KH^{(0)} = (1\|1\|1\|1\|1)$, которая через элементы ИЛИ второй 7 группы поступает ко входу БН 3. Блок БН 3 определяет значение $A^{(1)} = A^{(0)} - KH^{(0)}$, то есть:

$$\begin{array}{r} A^{(0)} = (1\|0\|0\|1\|4) \\ - \\ KH^{(0)} = (1\|1\|1\|1\|1) \\ \hline A^{(1)} = (0\|3\|4\|0\|3) \end{array}$$

С выхода БН 3 число $A^{(0)}$ через первую 2 группу элементов ИЛИ поступает к входу регистра 4. Таким образом, в данный момент времени в регистре 4 находится число $A^{(1)} = (0\|3\|4\|0\|3)$.

Далее значение $a_2^{(1)} = 3$ и $a_3^{(1)} = 4$ поступают ко входам БКН b_1 где выбирается константа нулевизации $KH^{(1)} = (0\|3\|4\|0\|3)$ (табл. 4.4). С выхода БКН b_1 сигнал, соответствующий $KH^{(1)}$ поступает к вторым входам элементов И группы 8 и через вторую 7 группу элементов ИЛИ к БН 3. В БН 3 определяется значение $A^{(2)} = A^{(1)} - KH^{(1)} = (0\|0\|0\|0\|0)$.

$$A^{(1)} = (0\|3\|4\|0\|3)$$

–

$$KH^{(1)} = (0\|3\|4\|0\|3)$$

$$A^{(2)} = (0\|0\|0\|0\|0)$$

Нулевизированное $A^{(H)}$ число определяется как $A^{(H)} = A^{(2)} = A^{(1)} - KH^{(1)} = (0\|0\|0\|0\|0)$. Таким образом, получается, что $\gamma_5 = a_5^{(2)} = \gamma_{n+1} = 0$. Так как $\gamma_{n+1} = 0$, тогда сигнал шины 10 отсутствует (выходной сигнал БА 9 отсутствует), то есть число $A = (1\|0\|0\|1\|4)$ правильное.

Проверка: $A = 400 < M = 420$.

Пример 4.4. По входу 1 через первую 2 группу элементов ИЛИ число $A = A^{(0)} = (1\|1\|0\|1\|4)$, что контролируется, поступает к регистру 4. Сигнал шины 5 дает разрешение на контроль числа $A^{(0)}$. Значение $A^{(0)}$ поступает к входу БН 3. По значениям $a_1^{(0)} = 1$ и $a_4^{(0)} = 1$ числа $A^{(0)}$ в БКН 6₀ (табл. 4.3) выбирается константа нулевизации $KH^{(0)} = (1\|1\|1\|1\|1)$ через элементы ИЛИ второй 7 группы поступает ко входу БН 3. Блок БН 3 определяет значение $A^{(1)} = A^{(0)} - KH^{(0)}$, то есть:

$$A^{(0)} = (1\|1\|0\|1\|4)$$

–

$$KH^{(0)} = (1\|1\|1\|1\|1)$$

$$A^{(1)} = (0\|0\|4\|0\|3)$$

С выхода БН 3 число $A^{(1)}$ через первую 2 группу элементов ИЛИ поступает к входу регистра 4. Таким образом в регистре 4 находится число $A^{(1)} = (0\|0\|4\|0\|3)$.

Далее значение $a_2^{(1)} = 0$ и $a_3^{(1)} = 4$ поступают ко входам БКН 6₁, где выбирается константа нулевизации $KH^{(1)} = (0\|0\|4\|0\|7)$ (табл. 4.4). С выхода БКН 6₁ сигнал, соответствующий $KH^{(1)}$, поступает к вторым входам элементов И

группы 8 и через вторую 7 группу элементов ИЛИ поступает в БН 3. В БН 3 определяется значение $A^{(2)} = A^{(1)} - KH^{(1)} = (0\|0\|0\|0\|0)$.

Нулевизированное $A^{(H)}$ число определяется как $A^{(H)} = A^{(2)} = A^{(1)} - KH^{(1)} = (0\|0\|0\|0\|7)$. Таким образом, получается, что $\gamma_5 = a_5^{(2)} = \gamma_{n+1} = 7$. Так как $\gamma_{n+1} \neq 0$, тогда сигнал шины 10 присутствует (выходной сигнал БА 9 присутствует). Наличие сигнала шины 10 свидетельствует, что исходное число $A = (1\|1\|0\|1\|4)$ искажено.

Проверка: $A = 3865 > M = 420$.

Таким образом, предложенное изобретение (устройство для контроля ошибок данных в компьютерных устройствах коммутационно-коммуникационного узла информационно-телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов) позволяет в два раза сократить время контроля данных, повышает оперативность процесса контроля. Это достигается путем совмещения во времени основных операций обработки информации в процессе нулевизации одновременно по двум $m_1, m_n; m_2, m_{n-1}; m_3, m_{n-2}$ и т.д. основаниями КВ.

4.3. Разработка устройства для достоверного и оперативного контроля и диагностики данных

Рассмотрим устройство для реализации метода повышения достоверности контроля данных КУОД в КВ, предложенного в разделе 2 диссертации.

Для данного изобретения упорядоченный $(m_{i-1} < m_i)$ КВ $(i = \overline{1, n})$ задан своими информационными основаниями (модулями) $m_1, m_2, \dots, m_i, \dots, m_n$. Основы КВ – это взаимно попарно простые числа (наибольший общий делитель (НОД) произвольной пары оснований равен единице, то есть НОД (m_i, m_j) при $i \neq j$. Числовой информационный диапазон $\left[0, M = \prod_{i=1}^n m_i\right)$ представления

безизбыточных кодовых слов будем называть информационным диапазоном КВ. Чтобы иметь возможность гарантированно контролировать однократные ошибки (то есть ошибки по какому-либо одному из оснований m_i КВ) дополнительно введем одно контрольное основание $m_{n+1} > m_i$, взаимно простое с каждым из информационных оснований $m_i (i = \overline{1, n})$ КВ. Числовой диапазон $(0, M \cdot m_{n+1} = M_0]$ будем называть полным числовым диапазоном КВ. Существует теорема, что когда при обработке числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ в КВ ($a_i = A - [A/m_i] \cdot m_i$) оказывается ошибка в одном из остатков m_i , числа $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_i \neq a_j \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ то система контроля фиксирует число \tilde{A} как искаженное. В этом случае вместо правильного числа A (которое находится в информационном числовом диапазоне $[0, M)$) получаем неправильное (искаженное) число \tilde{A} (\tilde{A} находится за пределами числового информационного диапазона $[0, M)$).

На рис. 4.4 представлена блок-схема устройства для контроля данных КУОД ККУ ТКС, функционирующих в КВ, где: 1 – информационный вход устройства; 2 – первый регистр содержания данных $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ в КВ, что предназначено для контроля; 3 – управляющий вход устройства; 4 – сумматор, что реализует операцию $A m_n = A - K H_{mm}^{(A)} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) - (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) = [a^{(1)}_1 \| a^{(1)}_2 \| \dots \| 0 \| a^{(1)}_{n+1}]$; 5 – блок констант $K H_{mm}^{(A)}$ нулевизации (БКН) (в табл. 1 представлено содержание БКН для $l = 1$ при $m_i = m_n = m_4 = 7$; $6_0 \div 6_{Nn-1}$ группа сумматоров, реализующих операцию $A_{mm} - K_A \cdot m_n = Z_K^{(A)}(K_A = \overline{0, N_n - 1})$; $7_0 \div 7_{Nn-1}$ – шины подачи значений $0 \cdot m_n, 1 \cdot m_n, \dots, (N_n - 1) \cdot m_n$; 8 – второй (приемный) регистр; 9 – элемент И; 10 – выход устройства (если все двоичные разряды ОК единичные тогда на выходе 10 есть сигнал, то есть число \tilde{A} – искажено, а если среди разрядов ОК есть нулевой разряд тогда на выходе 10 сигнал отсутствует, то есть число A – не искажено).

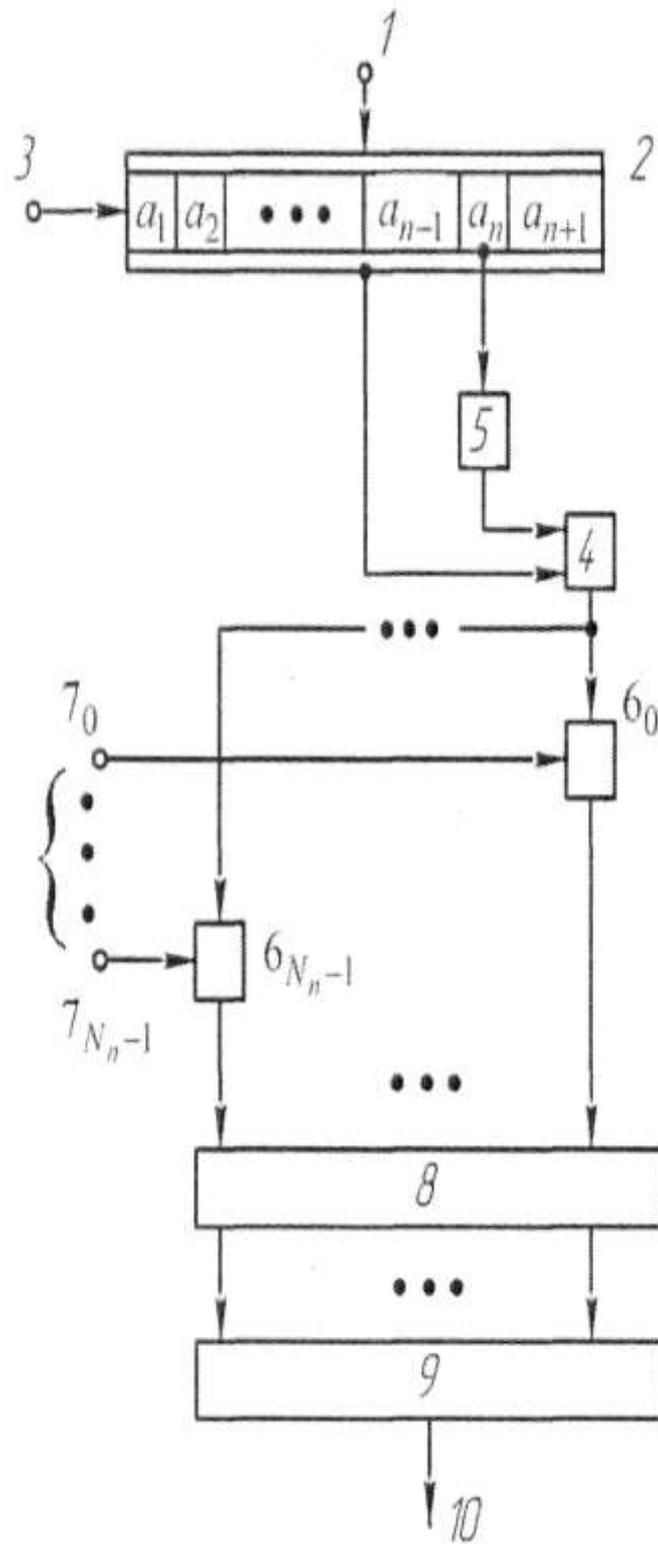


Рисунок 4.4. Блок-схема устройства для оперативного контроля данных

Устройство для контроля данных компьютерных устройств, функционирующих в КВ, работает следующим образом.

К входу 1 регистра 2 поступают данные в виде числа, что контролируется $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, представленного в КВ. По сигналу шины 3 значение A поступает к первому входу сумматора 4, а значение a_n поступает ко входу БКН 5, с выхода которого значение константы нулевизации в виде $KH_{mm}^{(A)}(a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ поступает ко вторым входов сумматора 4.

Таким образом, в первых и вторых входах сумматора 4 соответственно поступают значения $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ и значение константы нулевизации в виде $KH_{mm}^{(A)}(a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$. С выхода сумматора 4 значение $A_{m_n} = A - KH_{mm}^{(A)} = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) - (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1}) = [a^{(1)}_1 \| a^{(1)}_2 \| \dots \| 0 \| a^{(1)}_{n+1}]$ поступает в первым входам сумматоров $6_0 \div 6_{N_n-1}$ группы, ко вторым входам которых по шинам $7_0 \div 7_{N_n-1}$ поступают соответствующие константы $0 \cdot 1 \cdot m_n, 2 \cdot m_n, \dots, (N_n - 1) \cdot m_n$. Сумматоры $6_0 \div 6_{N_n-1}$ группы выполняют операцию $A_{m_n} - K_A \cdot m_n = Z_K^{(A)}(K_A = \overline{0, N_n - 1})$. Если для значения $K_A = n_A$ выполняется условие $A_{m_n} - K_A \cdot m_n = Z_K^{(A)} = 0$, тогда только на выходе сумматора 6_{n_A} будем иметь значение ноль, а на выходах всех остальных сумматоров $6_i (i \neq n_A)$ группы ($Z_K^{(A)} \neq 0$) будут значения единицы. Таким образом к входу второго (приемного) регистра 8 поступает однорядовый код (ОК) в виде последовательности двоичных $Z_i^{(A)}$ разрядов вида $K_{N_n}^{(n_A)} = \{Z_{N_n-1}^{(A)} Z_{N_n-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$.

Существует только два возможных варианта (вида) представления ОК: первый вариант – ОК вида $K_{N_n}^{(n_A)} = \{111 \dots 101 \dots 111\}$ имеет только один двоичный нулевой разряд, а остальные двоичные разряды единичные; второй вариант – все двоичные разряды ОК $K_{N_n}^{(n_A)} = \{111 \dots 111 \dots 111\}$ единичны. Если ОК $K_{N_n}^{(n_A)} = \{111 \dots 101 \dots 111\}$ содержит нулевой $Z_{n_A}^{(A)} = 0$ разряд ($n_A < N_n$), тогда на выходе элемента И 9 отсутствует сигнал. Это свидетельствует о том, что число A правильное (не искажено). Если ОК $K_{N_n}^{(n_A)} = \{111 \dots 111 \dots 111\}$ содержит

только единичные $Z_i^{(A)} = 1$ двоичные разряды ($n_A = N_n$), тогда на выходе элемента И 9 есть сигнал. Это свидетельствует о том, что данные в виде числа A в КВ, искажены.

В таблице 4.5 представлены константы $KH_{m_m}^{(A)} = KH_{m_4}^{(A)}$ нулевизации, содержащиеся в БКН, для однобайтовой $l=1$ (8 двоичных разрядов) разрядной сетки КУ с информационными $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7$ и контрольным $m_k = m_5 = 11$ основаниями КВ. В таблице 4.6 представлены результаты расчета эффективности применения изобретения, по сравнению с прототипом, для однобайтовой ($l = 1, 2, 3, 4$ и 8) сетки КУ в КВ.

Приведем пример конкретной реализации процесса контроля данных в КВ, который задан информационными $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7$ и контрольным $m_k = m_5 = 11$ основаниями. При этом $M = \prod_{i=1}^4 m_i = 420$,

$M = M \cdot m_{n+1} = \prod_{i=1}^5 m_i = 4620$. В данном примере контроль

данных $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$, которые представлены в КВ, реализуется с помощью максимального информационного $m_i = m_n = 7$ основания, путем

формирования и применения ОК. Тогда $N_n = \prod_{i=1}^{n-1} m_i = 3 \cdot 4 \cdot 5 = 60$. В этом случае

ОК будет иметь следующий вид: $K_{N_4}^{(n_A)} = K_{N_{60}}^{(n_A)} = \{Z_{59}^{(A)}, Z_{58}^{(A)} \dots Z_2^{(A)}, Z_1^{(A)}, Z_0^{(A)}\}$ Запись

ОК показывает, что информационный $[0, 420)$ числовой интервал разбит на $N_n = N_4 = 60$ отрезков, по 7 единиц каждый (от нулевого до 59-го).

Таким образом, если число A правильное (число A находится в информационном $[0, M = 420)$ числовом интервале), тогда среди $N_n = 60$

значений $Z_i^{(A)} (i = \overline{0, 59})$ двоичных разрядов ОК $K_{N_4}^{(n_A)} = K_{N_{60}}^{(n_A < 60)} = \{111 \dots 101 \dots 111\}$ на

n_a -м месте (считается с права $Z_0^{(A)}$ налево $Z_{59}^{(A)}$) обязательно будет находиться

только один нулевой $Z_{n_A}^{(A)} = 0$ двоичный разряд ($n_A < N_n = 60$), а остальные

единичные. В этом случае выходной сигнал элемента И 9 отсутствует.

Это свидетельствует, что число A не искажено. Если число \tilde{A} искажено $\tilde{A} > M = 420$, тогда все 60 двоичных $Z_i^{(A)} = 1$ разрядов ОК $K_{N_n}^{(n_A)} = K_{N_{60}}^{(60)} = \{111...111...111\}$ единичные ($n_A = N_n = 60$). Тогда на выходе элемента I 9 присутствует сигнал. Это свидетельствует, что число \tilde{A} искажено.

Пример 4.4. По шине 1 в регистр 2 поступают данные $A = (10\|00\|000\|011\|0101)$, что необходимо контролировать (в ПСС $\tilde{A} = 500 > M = 420$). По сигналу шины 3, по значению $a_4 = 011$ остатка числа $A = (10\|00\|000\|011\|0101)$, БКН 5 (в таблице 4.5 представлено содержание БКН 5) определяется константа $KH_{m_4}^{(A)} = (00\|11\|011\|011\|0011)$. С выхода сумматора 4 значение $A_{m_4} = A - KH_{m_4}^{(A)} = (10\|00\|000\|011\|0101) - (00\|11\|011\|011\|0011) = (10\|01\|010\|000\|0010)$ (в ПСС $A_{m_4} = 497$) поступает к первым входам сумматоров $6_0 \div 6_{59}$, ко вторым входам которых, по шинам $7_0 \div 7_{59}$, поступают соответствующие значения констант $0 \cdot 7 = 0; 1 \cdot 7 = 7; 2 \cdot 7 = 14; \dots 59 \cdot 7 = 413$ в КВ.

Таблица 4.5.

Константы $KH_{m_n}^{(A)}$ нулевизации БКН по наибольшему информационному m_n основанию КВ

Остаток a_4 по модулю $m_4 = 7$	Константы $KH_{m_n}^{(A)}$ нулевизации для $m_4 = 7$				
	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_k = m_5 = 11$
	a'_1	a'_2	a'_3	a_4	a'_5
000	00	00	000	000	0000
001	01	01	001	001	0001
010	10	10	010	010	0010
011	00	11	011	011	0011
100	01	00	100	100	0100
101	10	01	000	101	0101
110	00	10	001	110	0110

Так, как $A_{m_4} - n_A \cdot m_4 = 497 - 71 \cdot 7 = 0$, тогда $n_A = 71$. В этом случае ($71 > 59$) на выходах всех сумматоров $7_0 \div 7_{59}$ присутствуют единичные сигналы. Таким образом, к входу второго регистра 8 поступает ОК вида

$K_{N_4}^{(n_4)} = K_{N_{59}}^{(59)} = \{11...11...11\}$, тогда присутствует сигнал на выходе элемента I 9. Это свидетельствует, что число $\tilde{A} = 500 > M = 420$ искажено (в данных \tilde{A} ошибка по одному из оснований КВ).

Для приведенного примера конкретной реализации процесса контроля данных в КВ, заданного основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7$ и $m_{n+1} = m_5 = 11$, применение рассматриваемого устройства в

$$K_{ef}^{(l)} = N_1 / N_4 = (M / m_4) = \prod_{i=2}^n m_i / \prod_{i=1}^{n-1} m_i = m_n / m_1 = 7 / 3 = 2,3$$

раз эффективнее в сравнении с известным устройством.

В таблице 4.6 представлены результаты расчета эффективности применения изобретения для l -байтовой ($l = 1, 2, 3, 4$ и 8) разрядной сетки КУ в КВ.

Таблица 4.6.

Результаты расчетов значения $K_{ef}^{(l)}$ эффективности использования изобретения

l	Значение наименьшего m_1 и наибольшего m_n из информационных оснований КВ		$K_{ef}^{(l)}$
	m_1	m_n	
1	3	7	2,3
2	2	13	6,5
3	3	14	6,3
4	2	29	14,5
8	3	53	17,7

Таким образом, применение максимального $m_i = m_n$ информационного модуля КВ в процессе контроля данных позволяет в $K_{ef}^{(l)} = m_n / m_1$ раз уменьшить, по сравнению с существующим, количество сумматоров группы. Данное обстоятельство, в свою очередь, позволяет существенно уменьшить общее количество оборудования устройства для контроля данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в КВ, при обеспечении полной достоверности контроля данных. Полученные результаты расчета эффективности применения устройства показали (табл. 4.6), что с ростом

длины разрядной сетки компьютерных устройств ККУ, что характерно для современной тенденции развития телекоммуникационных сетей, эффективность применения данного устройства возрастает.

4.4. Разработка устройства для достоверного и оперативного контроля, диагностики и коррекции однократных ошибок данных компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов

В основу предлагаемого изобретения поставлена задача расширения функциональных возможностей устройства за счет организации проведения дополнительно к процедурам контроля и диагностирования данных еще процедуру исправления однократных ошибок (ошибки в одном из остатков a_i числа $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ по модулю m_i).

Поставленная задача решается таким образом. Устройство для контроля и коррекции ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов, что задано информационными m_1, m_2, \dots, m_n и контрольным $m_k = m_{n+1}$ основаниями, и содержит первый (входной) регистр числа в КВ, при этом первый (информационный) вход устройства подключен к первому входу первого регистра числа в КВ, ко второму входу которого подключен второй (управляющий) вход устройства, а первый вход устройства подключен к входу преобразователя данных из непозиционной системы счисления класса вычетов в позиционную двоичную систему счисления (ПНП) по модулю $M_0 = \prod_{i=1}^{n+1} m_i$. Выход преобразователя подключен к первому входу схемы сравнения (СС), первый выход которой является выходом «*Ошибок нет*» устройства, а второй выход «*Ошибка есть*» СС подключен к первым входам элементов И первой группы, ко вторым

входам которых подключен первый вход устройства, выходы элементов И первой группы подключены к первым входам схемы вычитания (СВ) группы, к вторым входам которых подключены соответствующие шины подачи значений признаков a_i оснований $m_i (i = \overline{1, n+1})$ КВ. Выходы СВ группы подключены к входам соответствующих ПНП группы по модулям $M_i = \prod_{\substack{K=1 \\ K \neq i}}^{n+1} m_K (i = \overline{1, n+1})$, выходы которых подключены к первым входам соответствующих СС группы, ко второму входу СС и к другим входов СС группы подключена шина подачи значения $M = \prod_{i=1}^n m_i$. В устройство введен второй (выходной) регистр, вторая и третья группы элементов И, группа вентильных элементов, группа элементов ИЛИ и группа блоков коррекции (БК), при этом выходы подрегистров входного регистра подключены к первым входам соответствующих элементов И второй группы к другим входам которых подключен второй выход «Ошибка есть» СС, а их выходы подключены к первым входам соответствующих элементов И третьей группы и к первым (информационным) входам вентильных элементов группы, ко вторым входов элементов И третьей группы и к другим (запрещенным) входам вентильных элементов группы подключены выходы соответствующих СС группы. Выходы элементов И третьей группы подключены к входам соответствующих БК группы, а выходы соответствующих БК и вентильных элементов группы через соответствующий элемент ИЛИ группы подключены к соответствующему подрегистру выходного регистра, выход которого и является выходом устройства.

На рисунке 4.5 представлена блок-схема устройства для контроля и коррекции (диагностики и исправления) ошибок данных КУ ККУ ТКС, функционирующих в классе вычетов.

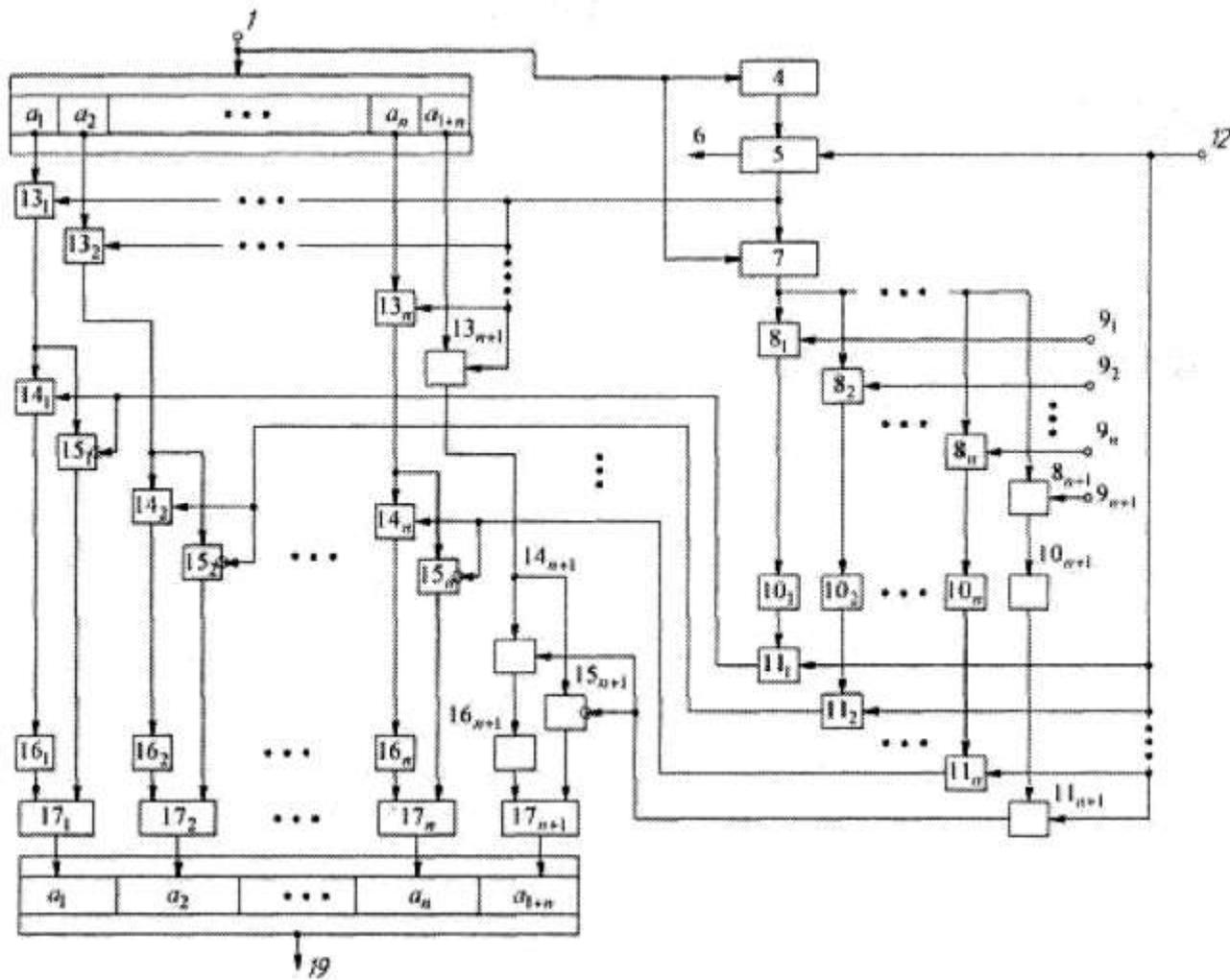


Рисунок 4.5. Блок-схема устройства для контроля и коррекции (диагностики и исправления) ошибок данных КУОД ККУ ТКС, функционирующих в КВ

На рис. 4.5 представлена блок-схема устройства (изобретения), где: 1 – первый (информационный) вход устройства; 2 – первый (входной) регистр числа $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$; 3 – второй (управляющий) вход устройства; 4 – преобразователь данных $\tilde{A}_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ из непозиционной системы счисления (КВ) в позиционную систему счисления (ПСС) $\tilde{A}_{ПСС}$ (ПНП) по модулю $M_0 = \prod_{i=1}^{n+1} m_i$; 5 – схема сравнения числа $\tilde{A}_{ПСС}$ со значением модуля $M = \prod_{i=1}^n m_i$ (СС); 6 – первый («Ошибки нет») выход устройства; 7 – первая группа элементов И; $8_1 \div 8_{n+1}$ – группа схем вычитания (СВ), реализующих операцию $\tilde{A}_{KЛ} - a_i = \tilde{A}_{iKЛ}$ (определение проекции $\tilde{A}_{iKЛ}$ числа $\tilde{A}_{KЛ}$ в КВ); 9 – шины подачи соответствующих признаков $a_1 \div a_{n+1}$ остатков числа по основаниям $m_1 \div m_{n+1}$; $10_1 \div 10_{n+1}$ – группа ПНП значений проекций $\Delta a_5 = 0$ числа $\tilde{A}_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ по модулям $M_i = \prod_{\substack{K=1 \\ K \neq i}}^{n+1} m_K (i = \overline{1, n+1})$; $11_1 \div 11_{n+1}$ – СС проекций $\Delta a_5 = 0$ числа $\tilde{A}_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ со значением модуля M ; 13 – шина подачи значения модуля $M = \prod_{i=1}^n m_i$; $13_1 \div 13_{n+1}$ – вторая группа элементов И; $14_1 \div 14_{n+1}$ – третья группа элементов И; $15_1 \div 15_{n+1}$ – группа вентильных элементов; $16_1 \div 16_{n+1}$ – группа блоков коррекции (БК); $17_1 \div 17_{n+1}$ – группа элементов ИЛИ; 18 – второй (выходной) регистр числа $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$; 19 – второй выход устройства.

Информационный 1 вход устройства подключен к первому входу регистра 2, ко второму входу которого подключен управляющий 3 вход устройства. Информационный 1 вход устройства регистра 2 подключен к

входу ПНП 4, выход которого подключен к первому входу СС 5, первый «*Ошибки нет*» выход 6 которой является первым выходом устройства, а второй выход СС 5 «*Ошибка есть*» подключен к первым (открывающим) входам элементов И первой 7 группы. Ко вторым (информационным) входам элементов И первой 7 группы подключен вход 1 устройства. Выходы элементов И первой 7 группы подключены к первым входам СВ группы $8_1 \div 8_{n+1}$, к вторым входам которых подключены соответственно шины $9_1 \div 9_{n+1}$ подачи значений признаков остатков a_i . Выходы СВ группы $8_1 \div 8_{n+1}$ подключены к входам соответствующих ПНП $10_1 \div 10_{n+1}$ группы, выходы которых подключены к соответствующим первым входам СС $11_1 \div 11_{n+1}$ группы. Ко второму входу СС 5 и к другим входам СС $11_1 \div 11_{n+1}$ группы подключена шина 12 подачи значение числа М. Выходы a_i – подрегистров входного 2 регистра подключены к первым входам соответствующих элементов И второй $13_1 \div 13_{n+1}$ группы к другим входам которых подключен второй выход «*Ошибка есть*» СС 5, а их выходы подключены к первым входам соответствующих элементов И третьей $14_1 \div 14_{n+1}$ группы и к первым (информационным) входам вентильных элементов $15_1 \div 15_{n+1}$ группы, к другим входам элементов И третьей с группы и к другим (запрещенным) входам вентильных элементов $15_1 \div 15_{n+1}$ группы подключены выходы соответствующих СС $11_1 \div 11_{n+1}$ группы, выходы элементов И третьей $14_1 \div 14_{n+1}$ группы подключены к входам соответствующих БК $16_1 \div 16_{n+1}$ группы, а выходы соответствующих БК $16_1 \div 16_{n+1}$ группы и вентильных элементов $15_1 \div 15_{n+1}$ группы, через соответствующий элемент ИЛИ $17_1 \div 17_{n+1}$ группы, подключены к соответствующим подрегистрам выходного 18 регистра, выход 19 которого является вторым выходом устройства.

В общем случае устройство (изобретение) для контроля и коррекции (диагностики и исправления) ошибок данных компьютерных устройств

коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной сети, функционирующих в классе вычетов, работает следующим образом (рис. 4.5). На вход 1 регистра 2 поступают данные $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$, которые представлены в КВ. По сигналу шины 3 значения данных A_{KB} в КВ поступает ко входу ПНП 4, с выхода которого полученное значение $A_{ПСС}$ данных в ПСС, по модулю

$M_0 = \prod_{i=1}^{n+1} m_i$ поступает к первому входу СС 5 (ко второму входу по шине 12 поступает значение модуля $M = \prod_{i=1}^n m_i$), где они сравниваются. Если

$A_{ПСС} < M$, тогда присутствует сигнал шины 6, который свидетельствует, что число A_{KB} правильное (ошибок нет). Если $A_{ПСС} \geq M$, тогда сигнал «*Ошибка есть*» (число \tilde{A}_{KB} неправильное) по второму выходом СС 5 открывает

элементы И первой 7 и второй $13_1 \div 13_{n+1}$ групп. Через вторые (информационные) входы элементов И первой 7 группы исходное число $\tilde{A}_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ поступает на первые входы СВ $8_1 \div 8_{n+1}$, ко вторым входов которых по шинами 9 поступают

соответствующие значения признаков a_i остатков по основаниям $m_1 \div m_{n+1}$ КВ. С выхода СВ 8_i значение проекции

$\tilde{A}_{iKB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ числа

$\tilde{A}_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$, из которого изъято остаток a_i по

основанию m_i КВ, поступает к входу 10_i , с выхода которого значение $\tilde{A}_{ПСС}$ поступает к первому входу СС 11_i. Схема сравнения 11_i проводит сравнение в

ПСС значение $\tilde{A}_{ПСС}$ с числом $M = \prod_{i=1}^n m_i$, что по шине 12 поступает к ее

второму входу. Если $\tilde{A}_{iKB} < M$ (присутствует выходной сигнал СС 11_i), Тогда

остаток a_i числа $\tilde{A}_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ может быть как

искаженный, так и нет. Если $\tilde{A}_{iKB} \geq M$ (отсутствует выходной сигнал СС 11_i), тогда остаток a_i числа $\tilde{A}_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel \tilde{a}_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ действительно (точно) не искажен.

Выходной сигнал СС 11_i открывает элемент 14_i И третьей группы и закрывает вентиляльный элемент 15_i группы. В этом случае с выхода входного регистра 2 значения a_i , соответствующего подрегистра через открытые элементы 13_i и 14_i И групп поступает ко входу БК 16_i, который по значениям a_i , определяет правильный остаток a_i , что через элемент ИЛИ 17_i группы поступает на вход соответствующего подрегистра выходного 18 регистра (выход 19).

Если выходной сигнал СС 11_i отсутствует, тогда элемент 14_i И третьей группы закрыт (отсутствует сигнал на втором входе), а вентиляльный элемент 15_i группы открыт (отсутствует сигнал на запрещенном входе). В этом случае с выхода входного регистра 2 значение a_i соответствующего подрегистра через открытый (присутствует сигнал «Ошибка есть» по второму выходу СС 5) элемент 13_i И группы, через открытый вентиляльный элемент 15_i группы, через элемент ИЛИ 17_i группы поступает ко входу соответствующего подрегистра выходного 18 регистра, выход 19 которого является выходом регистра.

На рисунке 4.6 представлена блок-схема устройства для контроля и коррекции (диагностики и исправления) ошибок данных компьютерных устройств ККУ ТКС, функционирующих в классе вычетов по заданным основаниями КВ.

Приведем пример конкретной реализации процесса контроля и коррекции (диагностики и исправления) ошибок данных компьютерных устройств ККУ ТКС, функционирующих в КВ, для однобайтовой ($l = 1$) сетки обработки информации.

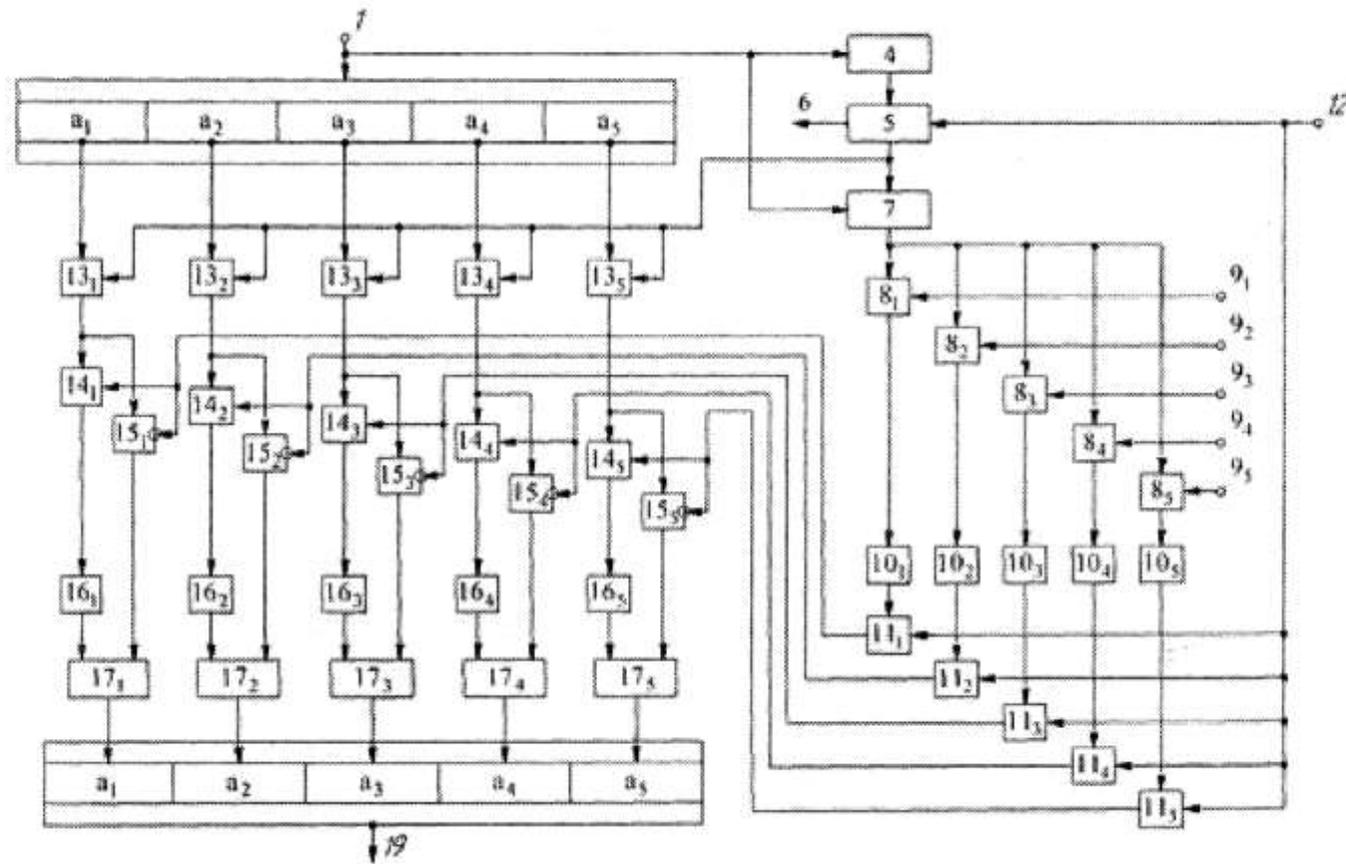


Рисунок 4.6. Блок-схема устройства для контроля и коррекции (диагностики и исправления) ошибок данных КУОД ККУ ТКС, функционирующих в КВ, что задано основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7, m_5 = 11$

В этом случае КВ задано основаниями $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7$ и $m_{n+1} = m_5 = 11 \left(M = \prod_{i=1}^4 m_i = 420, M_0 = \prod_{i=1}^5 m_i = 4620 \right)$.

Частные ортогональные базисы B_{ij} представлены в таблице 4.7, а ортогональные базисы B_i представлены в таблице 4.8.

Таблица 4.7.

Частные ортогональные базисы B_{ij} КВ для $l = 1$

ij	1	2	3	4
1	385	616	1100	980
2	385	231	330	210
3	616	693	792	672
4	220	165	396	540
5	280	105	336	120

Таблица 4.8.

Ортогональные базисы B_i КВ

$B_1 = (1\ 0\ 0\ 0\ 0) = 1540, \overline{m_1} = 1$
$B_2 = (0\ 1\ 0\ 0\ 0) = 3465, \overline{m_2} = 3$
$B_3 = (0\ 0\ 1\ 0\ 0) = 3696, \overline{m_3} = 4$
$B_4 = (0\ 0\ 0\ 1\ 0) = 2640, \overline{m_4} = 4$
$B_5 = (0\ 0\ 0\ 0\ 5) = 2520, \overline{m_5} = 6$

Пусть в процессе передачи или обработки данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной сети правильное A ($A = 100 < M = 420$) число, что представлено в КВ $A_{KB} = (1\|0\|0\|2\|1)$ по модулям $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7$ и $m_5 = 11$ было искажено. Получено неправильное (искаженное) \tilde{A}_{KB} ($\tilde{A}_{KB} = \tilde{A}_{ГСС} = 3180 > M = 420$) число в

виде $\tilde{A}_{KB} = (0\|0\|0\|2\|1)$. Необходимо привести контроль и коррекцию (диагностику и исправление) числа $\tilde{A}_{KB} = (0\|0\|0\|2\|1)$.

По шине 1 исходное число $\tilde{A}_{KB} = (0\|0\|0\|2\|1)$ поступает к входу регистра 2. Сигнал шины 3 запускает работу устройства. Устройство ПНП 4 по модулю $M_0 = 4620$ преобразует число \tilde{A}_{KB} из KB в ПСС, то есть получаем $\tilde{A}_{ПСС} = 3180$. Схема СС 5 проводит сравнение значения $\tilde{A}_{ПСС} = 3180$ с величиной $M = 420$. Значение $M = 420$ поступает ко второму входу СС 5 по шине 12. Так как $3180 > M = 420$, то делается вывод, что исходное число \tilde{A}_{KB} , что контролируется, неправильное. В этом случае сигнал «*Ошибки нет*» шины 6 отсутствует, а сигнал «*Ошибка есть*» второго входа СС 5 открывает элементы И группы 7, через которые неправильное \tilde{A}_{KB} число поступает на первые входы СВ $8_1 \div 8_5$, на вторые входы которых за шинам 9 поступают соответствующие признаки $a_1 \div a_5$, оснований $m_1 \div m_5$. С выходов СВ $8_1 \div 8_5$ значение проекций \tilde{A}_{KB} числа \tilde{A}_{KB} вида $\tilde{A}_{1KB} = (0\|0\|2\|1)$, $\tilde{A}_{2KB} = (0\|0\|2\|1)$, $\tilde{A}_{3KB} = (0\|0\|2\|1)$, $\tilde{A}_{4KB} = (0\|0\|0\|1)$ и $\tilde{A}_{5KB} = (0\|0\|0\|2)$ поступают на ПНП $10_1 \div 10_5$ по модулям соответственно:

$$M_1 = m_2 \cdot m_3 \cdot m_4 \cdot m_5 = 4 \cdot 5 \cdot 7 \cdot 11 = 1540;$$

$$M_2 = m_1 \cdot m_3 \cdot m_4 \cdot m_5 = 3 \cdot 5 \cdot 7 \cdot 11 = 1155;$$

$$M_3 = m_1 \cdot m_2 \cdot m_4 \cdot m_5 = 3 \cdot 4 \cdot 7 \cdot 11 = 924;$$

$$M_4 = m_1 \cdot m_2 \cdot m_3 \cdot m_5 = 3 \cdot 4 \cdot 5 \cdot 11 = 660;$$

$$M_5 = M = m_1 \cdot m_2 \cdot m_3 \cdot m_4 = 3 \cdot 4 \cdot 5 \cdot 7 = 420.$$

С выходов ПНП $10_1 \div 10_5$ полученные значения поступают на первые входы соответствующих СС $11_1 \div 11_5$, на вторые входы которых по шине 12 поступает значение $M = 420$. Результаты сравнения имеют следующий вид:

$$\begin{aligned} \tilde{A}_{1KB} = (0\|0\|2\|1) &= \tilde{A}_{ПСС} = (a_1 \cdot B_{11} + a_2 \cdot B_{21} + a_3 \cdot B_{31} + a_4 \cdot B_{41}) \bmod M_1 = \\ &= (0 \cdot 385 + 0 \cdot 616 + 2 \cdot 1100 + 1 \cdot 980) \bmod 1540 = 100 < M = 420; \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\tilde{A}_{2KB} &= (0\|0\|2\|1) = \tilde{A}_{2ПСС} = (a_1 \cdot B_{12} + a_2 \cdot B_{22} + a_3 \cdot B_{32} + a_4 \cdot B_{42}) \bmod M_2 = \\ &= (0 \cdot 385 + 0 \cdot 231 + 2 \cdot 330 + 1 \cdot 210) \bmod 1155 = 870 > M = 420;\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\tilde{A}_{3KB} &= (0\|0\|2\|1) = \tilde{A}_{3ПСС} = (a_1 \cdot B_{13} + a_2 \cdot B_{23} + a_3 \cdot B_{33} + a_4 \cdot B_{43}) \bmod M_3 = \\ &= (0 \cdot 616 + 0 \cdot 693 + 2 \cdot 792 + 1 \cdot 672) \bmod 924 = 418 < M = 420;\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\tilde{A}_{4KB} &= (0\|0\|0\|1) = \tilde{A}_{4ПСС} = (a_1 \cdot B_{14} + a_2 \cdot B_{24} + a_3 \cdot B_{34} + a_4 \cdot B_{44}) \bmod M_4 = \\ &= (0 \cdot 220 + 0 \cdot 165 + 0 \cdot 396 + 1 \cdot 540) \bmod 660 = 540 > M = 420;\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\tilde{A}_{5KB} &= (0\|0\|0\|2) = \tilde{A}_{5ПСС} = (a_1 \cdot B_{15} + a_2 \cdot B_{25} + a_3 \cdot B_{35} + a_4 \cdot B_{45}) \bmod M_5 = \\ &= (0 \cdot 280 + 0 \cdot 105 + 0 \cdot 336 + 2 \cdot 120) \bmod 420 = 240 < M = 420.\end{aligned}$$

Если $\tilde{A}_{iKB} \geq M = 420$ (на выходе шины СС 11_i сигнал «0» отсутствует), тогда остатки a_i числа \tilde{A}_{KB} не искажены. Если $\tilde{A}_{iKB} < M = 420$ (на выходе шины СС 11_i сигнал «1» присутствует), тогда остатки a_i числа \tilde{A}_{KB} могут быть как искажены, так возможно, и нет. Таким образом, для рассмотренного примера, на выходах СС $11_1 \div 11_5$ имеем результат диагностики в виде 10101. Это достоверно показывает, что остатки a_2 и a_4 гарантированно не искажены.

Результат диагностирования 10101 обуславливает, что на других и запрещенных входах элементов $14_1, 15_1; 14_3, 15_3; 14_5, 15_5$ присутствуют сигналы. В этом случае с выхода регистра 2 значения остатков $a_1 = 0$, $a_3 = 0$ и $a_5 = 1$ исходного числа $\tilde{A}_{KB} = (0\|0\|0\|2\|1)$ поступают на входы соответственно БК 16_1 , 16_3 и 16_5 , где по известному соотношению рассчитывается значение правильных остатков (табл.4.8):

$$a_i = \left(\tilde{a}_i + \left[\frac{m_i \cdot (1 + r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot m_i} - \frac{\tilde{A}}{B_i} \right] \right) \bmod m_i.$$

Необходимо скорректировать, возможно, искаженные остатки $\bar{a}_1 = 0$, $\bar{a}_3 = 0$ и $\bar{a}_5 = 1$.

Тогда для значения остатка $\bar{a}_1 = 0$ имеем:

$$a_1 = \left(\bar{a}_1 + \left[\frac{m_1 \cdot (1+r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot m_1} - \frac{\tilde{A}}{B_1} \right] \right) \bmod m_1 = \left(0 + \left[\frac{3 \cdot (1+r \cdot 11)}{11 \cdot 1} - \frac{3180}{1540} \right] \right) \bmod 3 =$$

$$= (0 + [3, 27 - 2, 06]) \bmod 3 = (0 + [1, 21]) \bmod 3 = (0 + 1) \bmod 3 = 1$$

Таким образом, $a_1 = 1$.

Для значения остатка $\bar{a}_3 = 0$ имеем:

$$a_3 = \left(\bar{a}_3 + \left[\frac{m_3 \cdot (1+r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot m_3} - \frac{\tilde{A}}{B_3} \right] \right) \bmod m_3 = \left(0 + \left[\frac{5 \cdot (1+r \cdot 11)}{11 \cdot 4} - \frac{3180}{3696} \right] \right) \bmod 5 =$$

$$= (0 + [1, 36 - 0, 86]) \bmod 5 = (0 + [0, 5]) \bmod 5 = (0 + 0) \bmod 5 = 0$$

Таким образом, $a_3 = 0$.

Для значения остатка $\bar{a}_5 = 0$ имеем, что:

$$a_5 = \left(\bar{a}_5 + \left[\frac{m_5 \cdot (1+r \cdot m_{n+1})}{m_{n+1} \cdot m_5} - \frac{\tilde{A}}{B_5} \right] \right) \bmod m_5 = \left(1 + \left[\frac{11 \cdot (1+r \cdot 11)}{11 \cdot 6} - \frac{3180}{2520} \right] \right) \bmod 11 =$$

$$= (1 + [2 - 1, 26]) \bmod 11 = (1 + [0, 74]) \bmod 11 = (1 + 0) \bmod 11 = 1$$

Таким образом, остаток по основанию m_5 равен $a_5 = 1$.

По полученным значениям остатков $a_1 = 1$, $a_3 = 0$ и $a_5 = 1$, по основаниям m_1, m_3, m_5 проведем исправление искаженного числа $\tilde{A}_{KB} = (0\|0\|0\|2\|1)$ на правильное $A_{KB} = (1\|0\|0\|2\|1)$ (табл.4.9).

Таблица 4.9.

Процедура коррекции данных $\tilde{A}_{KB} = (\tilde{0}\|0\|0\|2\|1)$ в КВ

Искаженное число $\tilde{A}_{KB} = (\tilde{0}\ 0\ 0\ 2\ 1)$	Остатки \bar{a}_i числа \tilde{A}_{KB} , в которых возможны ошибки	Значение Δa_i ошибки	Результат коррекции остатков a_i	Результат $A_{KB} = (1\ 0\ 0\ 2\ 1)$ исправления данных
$a_1 = 0$	\bar{a}_1	$\Delta a_1 = 2$	$a_i = (\tilde{a}_i - \Delta a_i) \bmod m_i$ $a_1 = (\tilde{a}_1 - \Delta a_1) \bmod m_1 =$ $= (0 - 2) \bmod 3 = 1$	$a_1 = 1$
$a_2 = 0$	-	-	-	$a_2 = 0$
$a_3 = 0$	\bar{a}_3	$\Delta a_3 = 0$	-	$a_3 = 0$
$a_4 = 2$	-	-	-	$a_4 = 2$
$a_5 = 1$	\bar{a}_5	$\Delta a_5 = 0$	-	$a_5 = 1$

Таким образом, предложенное изобретение расширяет возможности прототипа за счет проведения дополнительной, к процедурам контроля и диагностики, процедуры исправления однократных ошибок данных $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$, что представлены в КВ.

Контроль данных в КВ состоит из определения правильности или нет числа $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$. Диагностика данных в КВ представляет собой процесс определения остатков (вычетов) \bar{a}_i числа $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$ в которых возможны ошибки.

Исправление однократных ошибок данных $A_{KB} = (a_1 \parallel a_2 \parallel \dots \parallel a_{i-1} \parallel a_i \parallel a_{i+1} \parallel \dots \parallel a_n \parallel a_{n+1})$, что представлены в КВ, заключается в расчетах правильного значения остатка a_i и замены им искаженного значения остатка \bar{a}_i , в котором выявлена ошибка.

4.5. Выводы по разделу 4

В разделе решена **пятая** частная задача исследований.

1. На основании разработанных и усовершенствованных в диссертационной работе методов контроля, диагностики и коррекции ошибок данных синтезированы алгоритмы для их реализации, в соответствии с которыми разработан класс КУОД ККУ в КВ, на которые получены патенты Украины на изобретения. Полученные по теме исследований 6 патентов Украины подтверждают мировую новизну, практическую значимость и техническую реализуемость разработанных в диссертации средств достоверного и оперативного контроля, диагностики и коррекции ошибок данных в классе вычетов.

2. В разделе приведены примеры конкретной реализации процесса контроля, диагностики и коррекции ошибок данных в КВ. Показано, что использование разработанных патентоспособных устройств позволило повысить достоверность и оперативность процедур контроля, диагностики и коррекции ошибок данных КУОД ККУ ТКС, функционирующих в КВ. Приведенные примеры реализации процедур достоверного и оперативного контроля, диагностики и коррекции ошибок данных показывают практическую ценность разработанных в диссертации методов обработки информации в КВ.

ВЫВОДЫ

В диссертации решена новая, важная и актуальная научно-техническая задача по разработке методов и средств контроля, диагностики и коррекции компьютерных устройств обработки данных коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов.

Проведенные в диссертации исследования, результаты решения частных научных задач, а также результаты расчетов и сравнительного анализа достоверности и времени контроля, диагностики и коррекции ошибок данных, представленных в КВ, дали возможность получить следующие основные научные и практические результаты.

1. Результаты исследований методов контроля данных в КВ показали, что все существующие практические методы контроля КУОД ККУ основаны на использовании принципа непосредственного сравнения и принципа нулевизации. Рассмотренный в разделе наиболее оперативный из существующих методов контроля позволяет, по сравнению с базовым, уменьшить время контроля КУОД для однобайтовой, двухбайтовой, четырехбайтовой и восьмибайтовой разрядных сеток на 50; 58,3; 56,2; 60; и 65,6 процентов соответственно. Однако данный оперативный метод не обеспечивает полную достоверность контроля КУОД ККУ ТКС. Данное обстоятельство обуславливает необходимость разработки метода повышения достоверности оперативного контроля данных в КВ.

2. Во втором разделе диссертации разработан метод повышения достоверности оперативного контроля данных в КВ. Данный метод основан на использовании ППНК n_A . При этом модуль m_i , определяющий номер числового интервала нахождения НКС, выбирается максимальным из совокупности n возможных информационных оснований КВ. Применения данного метода позволяет обеспечить полную достоверность результата

контроля данных в КВ. На основании данного метода разработаны алгоритмы для его реализации в соответствии, с которыми синтезированы патентоспособные устройства для их реализации.

3. В третьем разделе диссертации было проведено исследование методов диагностики и коррекции ошибок данных в КВ. Результаты исследований показали, что в отличие от корректирующих кодов, используемых в ПСС, арифметические коды в КВ обладают дополнительными корректирующими возможностями. Так, наличие в НКС одновременно первичной и вторичной информационной избыточности, в некоторых случаях, может обеспечить возможность исправления однократных ошибок в КВ при МКР равным $l = 1$. Однако, для исправления однократных ошибок требуется проведение дополнительных процедур обработки данных. В частности, это достигается путем применения, дополнительно к информационному резервированию, и временного резервирования. Данное обстоятельство обуславливает необходимость использования дополнительного времени для коррекции данных, что снижает общую эффективность использования корректирующих кодов в КВ.

4. В диссертации усовершенствован метод диагностики в КВ, основанный на применении ортогональных базисов B_{ij} частных наборов модулей. Ортогональные базисы B_{ij} образуются из полной системы оснований m_i ($i = \overline{1, n+1}$). Применение ортогональных базисов B_{ij} позволяет организовать процесс параллельной обработки проекций $A_i = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ кодовой структуры $A = (a_1 \| a_2 \| \dots \| a_{i-1} \| a_i \| a_{i+1} \| \dots \| a_n \| a_{n+1})$ в КВ. Данное обстоятельство позволяет в n раз повысить оперативность диагностирования данных в КУОД ККУ.

5. Усовершенствован метод коррекции ошибок данных, путем учета естественной и искусственной информационной избыточности кодовой структуры в КВ. Это позволяет исправлять однократные ошибки данных при введении минимальной кодовой (информационной) избыточности. Метод

основывается на учете величины и местоположения ошибки в произвольном остатке корректируемого числа. За счет этого процедура исправления однократных ошибок данных осуществляется путем организации процесса параллельного исправления ошибок в группе остатков.

Показано, что использование предложенных методов позволит в п повысить оперативность проведения процессов диагностики и коррекции ошибок данных в КУОД ККУ ТКС, а также позволит технически упростить процедуру обработки непозиционных кодовых структур.

6. В соответствии с задачами в четвертом разделе диссертации разработаны патентоспособные устройства оперативного контроля, диагностики и коррекции ошибок КУОД коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы, функционирующих в классе вычетов. Приведены примеры конкретной реализации процесса контроля, диагностики и коррекции ошибок, которые подтвердили практическую реализуемость разработанных и усовершенствованных в диссертации методов.

7. Научная новизна и практическая значимость полученных результатов диссертационных исследований состоит в следующем.

Научная новизна полученных результатов.

1. **Впервые** получен метод контроля в классе вычетов, который, в отличие от известных, основан на использовании позиционного однорядового кода, путем использования максимального информационного основания, что позволяет повысить достоверность контроля данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.

2. **Усовершенствован** метод диагностики в классе вычетов, который основан на определении частных ортогональных базисов, путем совмещения во времени процессов анализа проекций диагностируемого числа, что позволяет повысить оперативность диагностирования данных компьютерных

устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.

3. Усовершенствован метод коррекции однократных ошибок в классе вычетов, оснований на учете величины и местоположения ошибки в остатке числа, путем организации процесса параллельного исправления ошибок в группе остатков контролируемого числа, что позволяет повысить оперативность коррекции ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы.

Практическое значение полученных результатов.

В диссертации разработан оперативный метод контроля КУОД ККУ ТКС, позволяющий достоверно определять результаты процесса контроля данных в КВ. В работе усовершенствованы методы диагностики и коррекции ошибок данных в КВ. Применение данных методов позволяет в n раз уменьшить время диагностики и коррекции, что повышает оперативность проведения операций диагностики и коррекции ошибок данных в КВ.

Разработанные и усовершенствованные в диссертационной работе оперативные методы контроля, диагностики и коррекции ошибок данных, комплекс аналитических соотношений для расчета и оценки времени контроля, а также совокупность патентов Украины, функционирующих в непозиционной системе счисления КВ, являются методологической основой для создания систем оперативного и достоверного контроля, диагностики и коррекции ошибок КУОД ККУ ТКС.

Результаты расчетов и сравнительная оценка времени контроля данных, проведенные в диссертационной работе, показали, что с увеличением числового диапазона обработки информации, что характерно для современной тенденции развития КУОД ККУ ТКС, эффективность применения непозиционных кодовых структур в КВ возрастает.

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

1. Закон України «Про Основні засади розвитку інформаційного суспільства в Україні на 2007-2015 роки» від 09.01.2007 р., №537-V.
2. Закон України «Про телекомунікації» від 18.11.2003 р., №1280-IV, (редакція від 19.04.2014 р.).
3. Закон України «Про Концепцію Національної програми інформатизації» від 04.02.1998 р., №75/98-ВР, (редакція від 11.08.2013 р.).
4. Пятибратов, А.П. Вычислительные системы, сети и телекоммуникации [Текст]: учебник для вузов / А.П. Пятибратов, Л.П. Гудыно, А.А. Кириченко; под ред. А.П. Пятибратова. – 4-е изд. – М.: Финансы и статистика Инфра-М, 2014. – 734 с.
5. Основы построения телекоммуникационных систем и сетей [Текст]: учебник для вузов / В.В. Крухмалев, В.Н. Гордиенко, А.Д. Моченов [и др.]; под ред. В.Н. Гордиенко и В.В. Крухмалева. – М.: Горячая линия – Телеком, 2004. – 510 с.
6. Вычислительные системы, сети и телекоммуникации [Текст]: учеб. пособие / Н.В. Кандаурова, С.В. Яковлев, В.П. Яковлев, В.С. Чеканов. – 2-е изд. – М.: ФЛИНТА, 2013. – 344 с.
7. Токарев, В.Л. Вычислительные системы, сети и телекоммуникации [Текст]: учеб. пособие / В.Л. Токарев. – Тула: Промпилот, 2010. – 477 с.
8. Суворов, А.Б. Основы технологий массовых телекоммуникаций [Текст] / А.Б. Суворов; под ред. Г.В. Кудинова. – Ростов н/Д: Феникс, 2014. – 509 с.
9. Иыуду, К.А. Надежность, контроль и диагностика вычислительных машин и систем [Текст] / К.А. Иыуду. – М.: Высшая школа, 1989. – 216 с.
10. Бройдо, В.Л. Вычислительные системы, сети и телекоммуникации [Текст]: учебник для вузов / В.Л. Бройдо. – 2-е изд. – СПб.: ПИТЕР, 2004. – 703 с.

11. Краснобаев, В.А. Методы повышения надежности специализированных ЭВМ, систем и средств связи [Текст] / В.А. Краснобаев. – Х.: ХВУ, 1990. – 173 с.
12. Ойстин, О. Приглашение в теорию чисел [Текст]: пер. с англ. / О. Ойстин. – 2-е изд. – М.: Едиториал УРСС, 2003. – 128 с.
13. Торгашев, В.А. Система остаточных классов и надежность ЦВМ [Текст] / В.А. Торгашев. – М.: Сов. радио, 1973. – 118 с.
14. Акушский, И.Я. Машинная арифметика в остаточных классах [Текст] / И.Я. Акушский, Д.И. Юдицкий. – М.: Радио и связь, 1968. – 444 с.
15. Амербаев, В.М. Теоретические основы машинной арифметики [Текст] / В.М. Амербаев. – Алма-Ата, Наука, 1976. – 324 с.
16. Omondi, A. RESIDUE NUMBER SYSTEMS. Theory and Implementation [Text] / A. Omondi, B Premkumar. – London: Imperial College Press, 2007. – 296 p.
17. Воеводин, В.В. Параллельные вычисления [Текст] / В.В. Воеводин, Вл.В. Воеводин. – СПб.: БХВ-Петербург, 2002. – 608 с.
18. Лосев, Ю.И. Методы и модели обмена информацией в распределенных адаптивных вычислительных сетях с временной параметризацией параллельных процессов [Текст] / Ю.И. Лосев, С.И. Шматков, К.М. Руккас. – Х.: ХНУ им. В.Н. Каразина, 2011. – 204 с.
19. Модели и методы повышения отказоустойчивости и производительности управляющих вычислительных комплексов специализированных систем управления реального времени на основе применения непозиционных кодовых структур модулярной арифметики [Текст] / В.И. Барсов, Л.С. Сорока, В.А. Краснобаев, Хери Али Абдуллах. – Х.: УИПА, 2008. – 147 с.
20. Мороз, С.О. Методи та засоби оперативного контролю даних пристроїв телекомунікаційної системи, що функціонують у класі лишків [Текст]: дис. ... канд. тех. наук: 05.12.02 «Телекомунікаційні системи та мережі» / Мороз Сергій Олександрович. – Х.: УДАЗТ, 2012. – 186 с.

21. Маврина, М.А. Метод повышения оперативности процесса диагностики ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной сети, функционирующих в классе вычетов [Текст] / М.А. Маврина // III Международная научно-техническая конференция «Современные направления развития информационно-коммуникационных технологий и средств управления» Тезисы докладов. – Харьков. – 11-12 апреля 2013. – С. 16.

22. Маврина, М.А. Метод повышения достоверности контроля данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной сети, функционирующих в классе вычетов. [Текст] / М.А. Маврина // IX Наукова конференція «Новітні технології – для захисту повітряного простору». Тезиси докладов. – Харьков. – 17-18 апреля 2013 – С.190.

23. Маврина, М.А. Метод исправления ошибок данных компьютерных устройств коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной сети, функционирующих в классе вычетов [Текст] / М.А. Маврина // II Міжнародна науково-технічна конференція «Інформаційні проблеми теорії акустичних, радіоелектронних і телекомунікаційних систем IPST-2013». Тезиси докладов. – Алушта. – 29 сентября-2 октября 2013. – С.34-35.

24. Маврина, М.А. Метод повышения достоверности контроля данных в классе вычетов [Текст] / М.А. Маврина // II Международная научно-техническая конференция «Проблемы информатизации» Тезисы докладов. – Киев. – 12-13 апреля 2014. – С. 95.

25. Маврина, М.А. Методы контроля, диагностики и исправления ошибок данных в компьютерных устройствах коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной системы в классе вычетов [Текст] / М.А. Маврина // 27-я международная научно-техническая конференция «Информационно-управляющие системы на железнодорожном транспорте». Тезисы докладов. – Харьков. – 24-26 сентября 2014. – С. 29-32.

26. Маврина, М.А. Анализ структуры коммутационно-коммуникационного узла телекоммуникационной сети [Текст] / М.А. Маврина // V Міжнародна науково-технічна конференція «Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління». Тезиси докладов. – Харьков. – 23-24 апреля 2015. – С. 42.

27. Mavrina, M.A. Method of operative diagnostic data errors by the computing devices of the processing data in a communication node telecommunications network that are functioning in residue number system [Text] / V.A Krasnobayev, M.A. Mavrina // Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті. – 2015. Вип. 1(110). – С.11-17.

28. Маврина, М.А. Метод повышения достоверности контроля данных, представленных в системе остаточных классов [Текст] / В.А Краснобаев, С.А. Кошман, М.А. Маврина // Кибернетика и системный анализ. – 2014. Том 50, №6. – С.167-175.

29. Маврина, М.А. Метод исправления однократных ошибок данных, представленных кодом класса вычетов [Текст] / В.А Краснобаев, С.А. Кошман, М.А. Маврина // Электронное моделирование. – 2013. Том 35, №5. – С. 43-56.

30. Маврина, М.А. Метод контроля данных, представленных в классе вычетов [Текст] / В.А. Краснобаев, А.А. Замула, М.А. Маврина // Прикладная радиоэлектроника. – 2013. Том 12, №2. – С. 342-346.

31. Маврина, М.А. Концепция создания компьютерных средств обработки данных на основе использования кодов класса вычетов [Текст] / В.А. Краснобаев, С.А. Кошман, В.Н Курчанов., М.А. Маврина // Системи обробки інформації: зб. наук. пр. / Харківський університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба – Х., 2013. Вип. 4(111). – С. 133-138.

32. Маврина, М.А. Контроль, диагностика и исправление ошибок данных, представленных кодом класса вычетов [Текст] / В.А Краснобаев, С.А. Кошман, М.А. Маврина // Системи обробки інформації: зб. наук. пр. /

Харківський університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба – Х., 2013. – Вип. 2(109). – С. 48-54.

33. Маврина, М.А. Методы сравнения чисел, представленных в классе вычетов [Текст] / В.А. Краснобаев, В.Н. Курчанов, Е.В. Загуменная, М.А. Маврина // Системи обробки інформації: зб. наук. пр. / Харківський університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба. – Х., 2013 р. – Вип. 1(108). – С. 171-175.

34. Маврина, М.А. Методы и алгоритмы сравнения чисел в классе вычетов на основе использования позиционного признака непозиционного кода [Текст] / В.А. Краснобаев, Е.В. Загуменная, М.А. Маврина // Радіоелектронні і комп'ютерні системи. – 2012. – Вип. 3(55) – С. 111-121.

35. Маврина, М.А. Метод арифметического сравнения чисел в классе вычетов [Текст] / В.А. Краснобаев, С.А. Кошман, Е.В. Загуменная, М.А. Маврина // Вісник Харківського національного технічного університету сільського господарства ім. Петра Василенка. – Х., 2012. – Вип. 130. – С. 72-75.

36. Маврина, М.А. Методы оптимального резервирования в модулярной системе счисления [Текст] / В.А. Краснобаев, С.А. Кошман, М.А. Маврина // Вісник Харківського національного технічного університету сільського господарства ім. Петра Василенка. – Х., 2012. – Вип. 129. – С. 105-108.

37. Пат. №105455 Україна, МПК G06F 11/08 (2006.01). Пристрій для контролю даних комп'ютерних пристроїв телекомунікаційної системи, що функціонують у класі лишків [Текст] / В.А. Краснобаев, С.О. Кошман, О.І. Тиртишніков, С.А. Орищенко, М.О. Маврина. – № а 2013 07289; заявл. 10.06.2013; опубл. 12.05.2014. Бюл. № 9. – 6 с.

38. Пат. №105436 Україна, МПК (2014.01) G06F 11/08 (2006.01) G06F 11/00 G06F 7/72(2006.01) G06F 7/00. Пристрій для контролю та корекції помилок даних комп'ютерних пристроїв комутаційно-комунікаційного вузла телекомунікаційної мережі, що функціонують у класі лишків [Текст] /

В.А. Краснобаєв, С.О. Кошман, О.І. Тиртишніков, І.І. Слюсарь, М.О. Мавріна. – № а 2013 00476; заявл. 14.01.2013; опубл. 12.05.2014. Бюл. № 9. – 9 с.

39. Пат. №105742 Україна, МПК G06F 11/08 (2006.01). Пристрій для контролю помилок даних у комп'ютерних пристроях комутаційно-комунікаційного вузла інформаційно-телекомунікаційної системи, що функціонують у класі лишків. [Текст] / В.А. Краснобаєв, С.О. Кошман, О.І. Тиртишніков, В.М. Курчанов, М.О. Мавріна. – № а 2013 08773; заявл. 12.07.2013; опубл. 10.06.2014. Бюл. № 11. – 8 с.

40. Пат. №82809 Україна, МПК G06F 7/08 (2006.01). Пристрій для додавання та віднімання чисел за модулем три в модулярній системі числення [Текст] / В.А. Краснобаєв, Є.О. Сотник, В.І. Барсов, М.О. Мавріна. – № и 2013 02029. Заявл. 19.02.2013; опубл. 12.08.2013. Бюл. № 15. – 5 с.

41. Пат. №79673 Україна, МПК G06F 11/08 (2006.01). Пристрій для контролю даних комп'ютерних пристроїв телекомунікаційної системи, що функціонують у класі лишків [Текст] / В.А. Краснобаєв, С.О. Кошман, О.І. Тиртишніков, Є.М. Бульба, М.О. Мавріна. – № и 2012 13145. Заявл. 19.11.2012; опубл. 25.04.2013. Бюл. № 8. – 7 с.

42. Пат. №79587 Україна, МПК G06F 7/04 (2006.01). Пристрій для порівняння даних, що представлені у непозиційній системі числення класу лишків [Текст] / В.А. Краснобаєв, С.О. Кошман, О.І. Тиртишніков, Ю.В. Уткін, М.О. Мавріна. – № и 2012 12654. Заявл. 05.11.2012; опубл. 25.04.2013. Бюл. № 8. – 9 с.

43. Пескова, С.А. Сети и телекоммуникации [Текст] / С.А. Пескова, А.В. Кузин, А.Н. Волков. – М.:Издательский центр «Академия», 2008. – 354с.

44. Мелехин, В.Ф. Вычислительные машины, системы и сети [Текст]: учебник для студ. высш. учеб. заведений / В.Ф. Мелехин, Е.Г. Павловский. – 2-е изд., стер. – М.: Издательский центр "Академия", 2007. – 560 с.

45. ІТС. UA. Фундамент українських телекомунікацій. [Електронний ресурс] / 11 декабля 2001г. Режим доступа

http://itc.ua/articles/fundament_ukrainskih_telekommunikacij_8458/ – Загл. с экрана. (Дата обращения 20.09.2014).

46. Рейман, Л. Теория и практика функционирования инфокоммуникационных рынков [Текст] / Л. Рейман. – М.: ОЛМА-ПРЕСС, 2002. – 320 с.

47. Воробиенко, П.П. Инфокоммуникации: термины и определения [Текст] / П.П. Воробиенко, Л.А. Никитюк // Восточно-европейский журнал передовых технологий. – 2011. – Вып. №2 (54). – С. 4-8.

48. Дымарский, Я.С. Управление сетями связи: принципы, протоколы, прикладные задачи. Серия изданий «Связь и бизнес» [Текст] / Я.С. Дымарский, Н.П. Крутякова, Г.Г. Яновский. – М.: ИТЦ «Мобильные телекоммуникации», 2003. – 384 с.

49. Воеводин, В.В. Вычислительная математика и структура алгоритмов [Текст] / В.В. Воеводин. – М.: Изд-во МГУ, 2006. – 112 с.

50. Котов, П.А. Повышение достоверности передачи цифровой информации [Текст] / П.А. Котов. – М.: Связь, 1966, – 184 с.

51. Гудилин, А.Е. Автоматизированные управляющие комплексы систем коммутации проводной связи [Текст] / А.Е. Гудилин. – Челябинск: Изд. ЮУрГУ, 2000. – 175 с.

52. Олифер, В.Г. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы [Текст] / В.Г. Олифер, Н.А. Олифер. – СПб.: Питер, 1999. – 344с.

53. Пухов, Г.Е. Разрядно-аналоговые вычислительные системы [Текст] / Г.Е. Пухов, В.Ф. Евдокимов, М.Ф. Синьков. – М.: Сов. Радио, 1978. – 254 с.

54. Маккелан, Дж. Применение теории чисел в цифровой обработке сигналов [Текст] / Дж. Маккелан, Ч.М. Рейдер. – М.: Радио и связь, 1983. – 264 с.

55. Методы и модели планирования ресурсов в Grid – системах [Текст]: монография / В.С. Пономаренко, С.В. Листровой, С.В. Минухин, С.В. Знахур. – Х.: ВД «ИНЖЕК», 2008. – 408 с.

56. Положення про Український національний грід [Електронний ресурс] / Режим доступа http://infrastructure.kiev.ua/upload/ung_fin.pdf – Загл. с екрана. (Дата обращения 10.11.2014).
57. Орлов, С.А. Организация ЭВМ и систем [Текст]: учебник для вузов / С.А. Орлов, В.Я. Цилькер. – 2-е изд. – СПб.: Питер, 2011. – 688 с.
58. Мельник, А.О. Архітектура комп'ютера [Текст]: наукове видання / А.О. Мельник. – Луцьк: Волинська обласна друкарня, 2008. – 470 с.
59. Танненбаум, Э. Архитектура компьютера [Текст] / Э. Танненбаум, Т. Остин. – 6-е изд. – СПб.: Питер, 2013. – 816 с.
60. Вариченко, Л.В. Абстрактные алгебраические системы и цифровая обработка сигналов [Текст] / Л.В. Вариченко, В.Г. Лабунец, М.А. Раков. – Киев: Наукова думка, 1986. – 248 с.
61. Коляда, А.А. Модулярные структуры конвейерной обработки цифровой информации [Текст] / А.А. Коляда, И.Т. Пак. – Минск: Наука, 1992. – 256 с.
62. Инютин, С.А. Арифметико-логические основы вычислительных систем [Текст] / С. А. Инютин. – Сургут: РИО, 2001. – 120 с.
63. Антонов, А.С. Введение в параллельные вычисления [Текст]: методическое пособие / А.С. Антонов. – Москва: НИВЦ МГУ им. М.В. Ломоносова, 2002. – 69 с.
64. Барсов, В.И. Методология параллельной обработки информации в модулярной системе счисления [Текст]: монография / В.И. Барсов, Л.С. Сорока, В.А. Краснобаев. – Х.: МОН, УИПА, 2009. – 268 с.
65. Методы и средства обработки информации в непозиционной системе счисления в остаточных классах [Текст] / В.Я. Жихарев, Я.В. Илюшко, Л.Г. Кравець, В.А. Краснобаев. – Житомир: Изд-во "Волинь", 2005. – 220 с.
66. Карцев, М.А. Вычислительные системы и синхронная арифметика [Текст] / М.А. Карцев, М.А. Брик. – М.: Радио и связь, 1981. – 369 с.

67. Акушский, И.Я. Основы машинной арифметики комплексных чисел [Текст] / И.Я. Акушский, В.М. Амербаев, И.Т. Пак. – Алма-Ата: Наука, 1970. – 248 с.
68. Дадаев, Ю.Г. Теория арифметических кодов [Текст] / Ю.Г. Дадаев. – М.: Радио и связь, 1981. – 272 с.
69. Система обработки информации и управления АСУ ТП на основе применения кодов в модулярной арифметике [Текст]: монография / В.И. Барсов, В.А. Краснобаев, И.А. Фурман, М.Л. Малиновский, В.В. Шевченко. – Х.: МОН, УИПА, 2009. – 159с.
70. Финько, О.А. Варианты Китайской теоремы об остатках, ориентированные на техническую реализацию [Текст] / О.А. Финько // Международный конгресс "Математика в XXI в. Роль механико-математического факультета НГУ в науке, образовании и бизнесе". – Новосибирск, 2003. – С.120-124.
71. Краснобаев, В.А. Помехоустойчивое кодирование в АСУ [Текст] / В.А. Краснобаев, С.И. Приходько, А.И. Снисаренко. – Х.: МО СССР, 1990. – 151 с.
72. Золотарев, В.В. Помехоустойчивое кодирование. Методы и алгоритмы [Текст]: справочник / В.В. Золотарев, Г.В. Овечкин. – М.: Горячая линия-Телеком, 2004. – 126 с.
73. Витерби, А.Д. Принципы цифровой связи и кодирования [Текст]: пер. с англ. / А.Д. Витерби, Дж.К. Омура; под ред. К.Ш. Зигангирова. – М.: Радио и связь, 1982. – 535 с.
74. Материалы Международной научно-технической конференции «50 лет модулярной арифметике» [Текст] – МИЭТ, г. Зеленоград, 23-25 ноября 2005. – 550 с.
75. Краснобаев, В.А. Методы контроля, диагностики и коррекции ошибок данных в информационно-телекоммуникационной системе, функционирующей в классе вычетов [Текст] / В.А. Краснобаев, С.А. Мороз //

Інформаційні керуючі системи на залізничному транспорті. – 2012. – №2. – С. 60-78.

76. Финько, О.А. Методы обработки больших массивов информации на основе арифметики в остаточных классах [Текст] / О.А. Финько // Третья научно-техническая конференция "Перспективы использования новых технологий и научно-технических решений в изделиях ракетно-космической техники разработки ГКНПЦ им. М.В. Хруничева": сб. науч. труд. – Ин-т проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН. – М., 2003. – С. 211-216.

77. Краснобаев, В.А. Метод контроля информации в непозиционной системе счисления класса вычетов [Текст] / В.А. Краснобаев, С.А. Мороз // Системи управління, навігації та зв'язку. – 2011. – Вип. №2(18). – С. 134-138.

78. Краснобаев, В.А. Метод оперативного контроля данных в классе вычетов на основе использования позиционного признака непозиционного кода [Текст] / В.А. Краснобаев, С.А. Мороз, А.А. Замула // Прикладная радиоэлектроника. – 2012. – II №2. – С. 281-287.

79. Инютин, С.А. Основы многоуровневой алгоритмики [Текст] / С.А. Инютин. – Сургут: РИО, 2002. – 137с.

80. Методы многоверсионной обработки информации в модулярной арифметике [Текст]: монография / В.И. Барсов, В.А. Краснобаев, А.А. Сиора., И.В. Авдеев. – Х.: МОН, УИПА, 2008. – 460с.

81. Пятибратов, А.П. Вычислительные системы, сети и телекоммуникации [Текст] / А.П. Пятибратов. – СПб.: ВHV, 2003. – 512с.

82. Галкин, В.А. Телекоммуникации и сети [Текст]: учеб. пособие для вузов / В.А. Галкин, Ю.А. Григорьев. – М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2003. – 608с.

83. Управление заданиями в распределенной вычислительной среде [Текст] / В.Н. Коваленко, Е.И. Коваленко, Д.А. Корягин, Э.З. Любимский, Е.В. Хухлаев // Открытые системы. – № 5-6. – 2001. – С. 22-28.

84. Дьяченко, В.Ф. Управление на сетях связи [Текст] / В.Ф. Дьяченко, В.Г. Лазарев, Г.Г. Савин. – М: Энергия, 1984. – 277 с.

85. Зиновьев, Э.В. Методы управления сетевыми информационными системами [Текст] / Э.В. Зиновьев, А.А. Стрекалев. – Рига: Зинатне, 1991. – 308 с.
86. Сиора, А.А. Отказоустойчивые системы с версионно-информационной избыточностью в АСУ ТП [Текст]: монография / А.А. Сиора, В.А. Краснобаев, В.С. Харченко. – Х.: МОН, НАУ им. Н.Е. Жуковского (ХАИ), 2009. – 320с.
87. Watson, R.W. Residue arithmetic and Reliable Computer Design [Text] / R.W. Watson , C.W. Hastings. – Washington.: Spartan Books, 1967. – 128с.
88. Журавлев, Ю.П. Надежность и контроль ЭВМ [Текст] / Ю.П. Журавлев. – М.: Сов. Радио, 1978. – 412 с.
89. Контроль функционирования больших систем [Текст] / Г.П. Шибанов, Е.А. Артеменко, А.А. Метешкин, Н.И. Циклинский. – М.: Машиностроение, 1977. – 360 с.
90. Артеменко, Е.А. Основы построения автоматизированных систем контроля и управления сложными техническими объектами [Текст] / Е.А. Артеменко. – МО СССР, 1975. – 304 с.
91. Мороз, С.А. Методы контроля и диагностики данных в классе вычетов [Текст] / Мороз С.А., В.А. Краснобаев // Радиотехника. Всеукр. Межвед. науч.-техн. сб. – 2011. – Вып. 166. – С.117-124.
92. Пат. №69238 України, МПК G 06 F 11/08 (2006.01). Пристрій для контролю даних у класі лишків [Текст] / В.А. Краснобаев, С.О. Мороз, О.І. Тиртишніков, Р.А. Горбенко . – № и 2011 11569; заявл. 30.0.2011; публ. 25.04.2012, Бюл. № 8. – 6с.
93. Контроллеры и процессоры с параллельной архитектурой [Текст]: учебник для вузов / И.А. Фурман, В.А. Краснобаев, М.Л. Малиновский, С.В. Панченко; под ред. Г.И. Загария. – Харьков: УкрГАЖТ, 2006. – 416 с.

94. Инютин. С.А. Параллельные вычисления в сверхбольших компьютерных диапазонах [Текст] / С.А. Инютин // I Международ. конф. "Параллельные вычисления и задачи управления" (РАСО-2001), 29 – 31 января 2001 г. – М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2001. – С. 76-87.

95. Овчаренко. Л.А. Синтез минимально избыточных структур отказоустойчивых специализированных процессоров в модулярной системе счисления [Текст] / Л.А. Овчаренко, Д.С. Лопатин // Вестник Военного института радиоэлектроники. – Воронеж: ВИРЭ, 2004. – №2. – С. 37-39.

96. Краснобаев. В.А. Отказоустойчивые вычислительные системы на основе модулярной арифметики: концепции, методы и средства [Текст] / В.А. Краснобаев, В.И. Барсов, Е.В. Яськова // Радіоелектронні і комп'ютерні системи. – 2007. – №8(27). – С.82-90.

97. Inyutin, S.A. Parallel Square Modular Computer Algebra [Text] / S.A. Inyutin // Lecture Notes in Computer Science: Parallel Processing and Applied Mathematics (PPAM). German - Poland: Springer. – 2004, – LNCS № 3019. – P. 993-997.

98. Finko, O.A. Introduction to new parallel computer arithmetics. Grounded on Factorizations of Operands [Text] / O.A. Finko // International Congress "MATHEMATICS in XXI century. The role of the MMD of NSU in science, education, and business". – Novosibirsk, 2003. – С. 6 -69.

99. Сергиенко, А.Б. Цифровая обработка сигналов [Текст] / А.Б. Сергиенко. – 2-е изд. – СПб.: Питер, 2006. – 751 с.

100. Вишневский, В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных систем [Текст] / В.М. Вишневский. – М.: Техносфера, 2003. – 512 с.

101. Сэвидж, Д.Э. Сложность вычислений [Текст] / Д.Э. Сэвидж. – М.: Факториал, 1998. – 368 с.

102. Закер, К. Компьютерные сети. Модернизация и поиск неисправностей [Текст]: пер. с англ. / К. Закер. – СПб.: БХВ, 2005. – 1010 с.

ПРИЛОЖЕНИЕ А

Акты реализации результатов диссертационной работы


“ЗАТВЕРДЖУЮ”
Директор НВ ТОВ “СОЛВЕР”
Макаров В.В.
“12” _____ 2015р.



АКТ
впровадження результатів кандидатської дисертаційної роботи
Мавріної Марини Олексіївни

Комісія у складі голови – Макарова Володимира Валентиновича (директор НВ ТОВ “СОЛВЕР”),

та членів комісії: Григор’єва Олександра Анатолійовича (технічний директор НВ ТОВ “СОЛВЕР”), Землякова Олександра Володимировича (головний інженер з програмного забезпечення НВ ТОВ “СОЛВЕР”) склала цей акт про впровадження наукових результатів кандидатської дисертації Мавріної М.О.

При виконанні завдань, пов’язаних з розробкою або вдосконаленням спеціальної техніки можливо використання наступних наукових результатів дисертаційної роботи Мавріної М.О.:

- вдосконалено метод діагностики у класі лишків, який базується на визначенні часткових ортогональних базисів, шляхом суміщення, у часі процесу аналізу проєкцій числа, що діагностується; це дозволяє підвищити оперативність діагностування даних комп’ютерних пристроїв комутаційно-комунікаційного вузла телекомунікаційної мережі;

- вдосконалено метод виправлення помилок у класів лишків, який засновано на урахуванні величини та місця положення помилки у лишку числа, шляхом організації процесу паралельного виправлення помилки у групі лишків числа, що контролюється; це дозволяє підвищити оперативність виправлення помилок даних комп’ютерних пристроїв комутаційно-комунікаційного вузла телекомунікаційної мережі;

- розроблено метод контролю у класі лишків, який базується на застосуванні позиційного однорядкового коду, шляхом використання максимальної інформаційної основи; це дозволяє підвищити вірогідність процесу контролю даних комп'ютерних пристроїв комутаційно-комунікаційного вузла телекомунікаційної мережі.

Голова комісії:

Члени комісії:



Макаров В.В.

Григор'єв О.А.

Земляков О.В.

ЗАТВЕРДЖУЮ
Полтавський національний технічний
університет ім. Юрія Кондратюка
Перший проректор – проректор
з науково-педагогічної роботи
к.т.н., доцент Б.О. Коробко
2015 р.



АКТ

використання результатів кандидатської дисертаційної роботи в навчальному процесі Мавріної Марини Олексіївни

Комісія у складі голови – начальника навчального відділу Ліберного В.Г., та членів комісії: д.п.н., доцента Бендеса Ю.П. к.т.н., доцента Сомова С.В., к.т.н., доцента Слюсаря І.І., к.т.н., доцента Тиртишнікова О.І. склала цей акт про використання наукових результатів кандидатської дисертації Мавріної М.О. у навчальному процесі.

При викладанні дисциплін “Телекомунікаційні та інформаційні мережі” та “Комп’ютерні системи” використано такі науково-практичні результати дисертаційної роботи:

- розроблено метод контролю у класі лишків, який базується на застосуванні позиційного однорядкового коду, шляхом використання максимальної інформаційної основи; це дозволяє підвищити вірогідність процесу контролю даних комп’ютерних пристроїв комутаційно-комунікаційного вузла телекомунікаційної мережі;
- вдосконалено метод діагностики у класі лишків, який базується на визначенні часткових ортогональних базисів, шляхом суміщення, у часі процесу аналізу проєкцій числа, що діагностується; це дозволяє підвищити оперативність діагностування даних комп’ютерних пристроїв комутаційно-комунікаційного вузла телекомунікаційної мережі;

– вдосконалено метод виправлення помилок у класів лишків, який засновано на урахуванні величини та місця положення помилки у лишку числа, шляхом організації процесу паралельного виправлення помилки у групі лишків числа, що контролюються; це дозволяє підвищити оперативність виправлення помилок даних комп'ютерних пристроїв комутаційно-комунікаційного вузла телекомунікаційної мережі.

Голова комісії: начальник навчального відділу

Ліберний В.Г.

Члени комісії:

декан факультету інформаційних та телекомунікаційних технологій і систем,
д.п.н., доц.

Бендес Ю.П.

доцент кафедри КІ, к.т.н., доц.

Сомов С.В.

доцент кафедри КІ, к.т.н., доц.

Слюсарь І.І.

доцент кафедри КІ, к.т.н., доц.

Тиртишніков О.І.