

Министерство науки и высшего образования Российской Федерации  
федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение  
высшего образования  
«Ульяновский государственный технический университет»

На правах рукописи

Саид Басем Абдулсалам Салех

**СОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ ХАРАКТЕРИСТИК  
КОДЕКОВ СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ РЕАЛЬНОГО ВРЕМЕНИ НА БАЗЕ  
КОГНИТИВНОГО ПРОЦЕССОРА**

Специальность:  
05.13.05 «Элементы и устройства вычислительной техники и систем  
управления»

Диссертация на соискание ученой степени  
кандидата технических наук

Научный руководитель:

Доктор технических наук,  
профессор Гладких Анатолий  
Афанасьевич

Ульяновск – 2022

## СОДЕРЖАНИЕ

<b>СОДЕРЖАНИЕ</b> .....	2
<b>СПИСОК СОКРАЩЕНИЙ</b> .....	4
<b>ВВЕДЕНИЕ</b> .....	6
<b>ГЛАВА 1. ПАРАДИГМА ПОСТРОЕНИЯ СОВРЕМЕННЫХ СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ</b> .....	
1.1 Параметры целевой функции управления.....	16
1.2 Классификация систем управления.....	22
1.3 Свобода выбора управляющих воздействий.....	26
1.4 Оценка средств помехоустойчивого декодирования.....	35
1.5 Принцип построения когнитивных технических систем.....	45
1.6 Системы перестановочного декодирования на базе когнитивных карт	49
1.7 Выводы по главе .....	56
<b>ГЛАВА 2. ИССЛЕДОВАНИЕ И МОДИФИКАЦИЯ ФОРМИРОВАНИЯ МЯГКИХ РЕШЕНИЙ В СИСТЕМЕ ДВОИЧНЫХ ЦИФРОВЫХ КОМАНД УПРАВЛЕНИЯ</b> .....	
2.1. Постановка задачи.....	57
2.2. Оценка рабочих параметров мягких решений символов в гауссовском канале.....	58
2.3. Сравнительная оценка вероятностных характеристик предложенного решения.....	61
2.4. Особенности формирования мягких решений символов в оптических каналах связи.....	65
2.5. Метод минимизации ошибок первого рода на базе итеративных преобразований.....	72
2.6. Выводы по главе.....	79
<b>ГЛАВА 3. МОДИФИКАЦИЯ МЕТОДА ПЕРЕСТАНОВОЧНОГО ДЕКОДИРОВАНИЯ НА ОСНОВЕ ЦЕЛЕНАПРАВЛЕННЫХ ПРЕОБРАЗОВАНИЙ ЦМРС</b> .....	
3.1. Оценка метода перестановочного декодирования избыточных систематических кодов.....	81
3.2. Метод выявления вырожденных матриц в системе перестановок.....	83
3.3. Принцип формирования когнитивной карты перестановочного декодера .....	87
3.4. Кластерный подход к формированию когнитивной карты декодера.....	90
3.5. Свойства нумераторов перестановок когнитивной карты декодера.....	99
3.6. Выводы по главе.....	105

<b>ГЛАВА 4. ГЕНЕРАТОР КОМБИНАЦИЙ ДВОИЧНОГО ЭКВИВАЛЕНТНОГО КОДА.....</b>	<b>106</b>
4.1. Постановка задачи.....	106
4.2. Описание структурной схемы генератора.....	106
4.3. Порядок работы генератора.....	111
<b>ЗАКЛЮЧЕНИЕ.....</b>	<b>117</b>
<b>СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ.....</b>	<b>119</b>
<b>ПРИЛОЖЕНИЕ А. Вероятностные оценки системы формирования ЦМРС.....</b>	<b>134</b>
<b>ПРИЛОЖЕНИЕ Б. Патент на изобретение по теме диссертационной работы.....</b>	<b>144</b>
<b>ПРИЛОЖЕНИЕ В. Акт об использовании результатов диссертационной работы .....</b>	<b>145</b>

## СПИСОК СОКРАЩЕНИЙ

IP – internet protocol

АБГШ – аддитивный белый гауссовский шум

АК – арифметический компонент

АО – асимптотическая оценка

БПЛА – беспилотные летательные аппараты

БЧХ – Боуза — Чоудхури — Хоквингема код

ДС – диалоговые системы

ИМР – индекс мягкого решения

ИСУ – интеллектуальная система управления

КК – когнитивная карта

ККД – когнитивная карта декодера

ЛПР – лица, принимающие решение

ММЛ – многомодовая оптическая линия

МРС – мягкое решение символов

НС – нумератор символов

ОВК – оптико-волоконный кабель

ОВЛ – оптические линии связи

ОВС – оптико-волоконная система

ОК – оптический передатчик

ОКО – образующая комбинация орбиты

ОМЛ – одномодовая оптическая линия

ОП – оптический приемник

ПД – перестановочное декодирование

СВТ – средство вычислительной техники

СТ – сетевые технологии

СУ – система управления

СУРВ – системы управления реального времени

ТКС – телекоммуникационные системы

УС – управляющая система

ЦКУ – цифровая команда управления

ЦМРС – целочисленное мягкое решение символов

ЦСУ – цифровые системы управления

ЦФ – целевая функция

ЭВМ – электронно-вычислительная машина

ЭК – эквивалентный код

ЭВК – энергетический выигрыш кода

ЭЭ – энергетическая эффективность

## ВВЕДЕНИЕ

### Актуальность темы исследования

Жесткость требований к надежности работы и достоверности получаемой и обрабатываемой цифровой информации в управляющих системах (УС) и средствах вычислительной техники (СВТ) в современных условиях существенно возрастают. Эти факторы особое значение приобретают для систем управления реального времени (СУРВ) реального времени, от которых требуется еще и повышенная готовность к выполнению программ их действия, что особенно важно для различных категорий автономных (беспилотных) средств. Именно в таких СУРВ наиболее востребованы последние достижения в области синтеза элементов технического зрения, систем связи и навигации, защиты цифровых данных от влияния мешающих и деструктивных факторов, гибкие методы обработки оперативной управляющей информации и внедрения передовых технологий, связанных с реализацией когнитивных искусственных систем, позволяющих существенно ускорить темпы обработки цифровых команд управления.

Следует отметить, что последние достижения в области оптических линий связи практика их прокладки в сложных условиях замкнутых пространств набора корпусов летательных аппаратов или плавсредств расширили возможности таких направляющих сред для организации бортовых систем управления, позволивших в разы увеличить объемы обрабатываемых данных и повысить качество управления подобными объектами.

С одной стороны, для защиты цифровых данных от помех в объектовых и бортовых системах управления не рационально использование сложных и длинных кодовых конструкций в формате итеративных преобразований, характерных для эффективных систем турбокодирования или для систем многопорогового декодирования, а также кодов с малой плотностью проверки на четность. С другой стороны, относительно короткие избыточные коды не позволяют в процедурах их классического декодирования в полной мере реализовать возможности по исправлению ошибок. Решением задачи применения коротких избыточных кодов в СУРВ может явиться перестановочное декодирование (ПД). Однако формальное

применение метода ПД при его классической реализации также наталкивается на ряд емких в вычислительном отношении преобразований данных, что не позволяет поддерживать высокую скорость получения конечного результата. Однако именно этот метод позволяет априори получить ряд важных промежуточных результатов в готовом виде для перестановок символов кодовых векторов, которые могут храниться в когнитивной карте декодера (ККД). Это существенно снижает сложность применения метода в бортовых сетях, что несомненно способствует повышению надежности обработки данных в таких системах. При этом многие вопросы тонкой организации памяти ККД к настоящему моменту остаются явно нерешенными.

В этой связи актуальность темы исследования обусловлена наличием следующих нерешенных задач применительно к совершенствованию кодеков процессоров систем управления:

- не корректен имеющийся опыт назначения диапазона значений целочисленных мягких решений символов (МРС), требуемый именно для систем оперативной обработки цифровых команд управления;

- не выявлены статистические характеристики оценок надежности символов двоичных избыточных кодов на фиксированных длинах кодовых комбинаций в условиях изменений отношения сигнал/шум, особенно в оптических линиях;

- не обоснованы и не разработаны методы быстрого детерминированного перехода от непроизводительных перестановок нумераторов символов к перестановкам, обеспечивающих надежное получение эквивалентных кодов;

- отсутствует научно обоснованный подход к применению в процессорах приемников СУ комбинированных методов декодирования избыточных кодов с использованием элементов алгоритма «распространения доверия»;

- отсутствует регулярный подход к выявлению признаков вырожденных матриц переставленных двоичных кодов для создания априори полной когнитивной карты декодера непроизводительных перестановок;

– не разработаны методы быстрой трансформации непроизводительных перестановок нумераторов за счет надежных символов, не вошедших в обрабатываемую перестановку.

### **Степень разработанности темы исследования**

Активное внедрение в современную практику интеллектуальных систем управления (ИСУ), адаптированных к решению широкого круга задач управления в различных предметных областях, базируется на гибком синтезе принципов построения классических СУРВ, телекоммуникационных систем (ТКС), сетевых технологий (СТ) и методов машинного обучения. К подобным систем в существующих условиях с уверенностью можно отнести широко внедренные интеллектуальные энергетические системы, интеллектуальные транспортные системы и т.п. Классические СУ имеют в своем составе четыре важных элемента: управляющий элемент и управляемый элемент, между которыми в общем случае имеются каналы прямой и обратной связи. По прямому каналу, как правило, передаются сигналы и команды управления о целевой функции СУ, а по обратному каналу передаются данные о результатах реализации управляемым элементом СУ принятых сигналов и команд. Определенная телекоммуникационная составляющая общей системы управления проявляется в совокупности прямых и обратных каналов связи, по которым осуществляется передача данных (возможно голоса или видеоизображения) в цифровом формате по каналам связи сети управления. При переходе от СУ к структуре ИСУ существенно повышается роль составляющих, связанных с ТКС и СТ. Развиваются технологии сенсорных сетей и баз знаний, активно разрабатываются и внедряются в практику роботизированные системы, распознавание и вычисление возможных управляющих решений для сложной ситуации по антропоморфному принципу. Отсюда следует, что в любой СУ с элементами ТКС и СТ последние оказывают решающее влияние на информационную надежность передаваемых по ним цифровых команд управления (ЦКУ), поскольку именно их структуры в формате радиоканалов в силу объективных причин подвержены наибольшему влиянию мешающих и деструктивных факторов.

Перспективы использования оптоволоконных систем (ОВС) наталкиваются на повышение стоимости приемного оборудования, которая может быть снижена только за счет использования прямой коррекции ошибок. При этом в ОВС возникает новая проблема, заключающаяся в согласовании темпов поступления данных на выходе демодулятора с возможностью соответствующей обработки их в системе исправления ошибок микропроцессором приемника СУРВ. В ряде работ для этого предлагается использовать ПД, теоретические основы которого заложены в работах F. J. MacWilliams, W. Wesley Peterson, E.J. Weldon, R.H. Morelos-Zaragoza, Р.Л. Добрушина, С.И. Самойленко, В.В. Зяблова, К.Ш. Зигангирова. В ходе исследований были использованы труды Л.М. Финка, Д. Д. Кловского, В.В. Золотарева, И.С. Клименко, В.С. Анфилатова, А.А. Емельянова и зарубежных авторов G. Clark, G.D. Forny, R.W. Hamming, R.T. Chien, E.R. Berlekamp, J.L. Massey, I.S. Reed, G. Solomon, R.C. Bose, J.F. V. Sklar, J.G. Prokis и др.

Классический метод ПД заключается в формировании на приеме жестких и мягких решений символов (МРС) и целенаправленной перестановке наиболее надежных из них на позиции информационных разрядов кодового вектора и кодирование этих надежных символов для получения эквивалентного кода (ЭК). Ошибки выявляются за счет сравнения вектора исходного кода с обратно переставленной комбинацией ЭК. Для двоичных кодов исправление ошибок осуществляется за счет инверсии тех битов, на позициях которых обнаружены расхождения сравниваемых данных.

Уникальной особенностью ПД является составляющая в формате перестановок нумераторов жестких решений, связанных со структурой ЭК, которая может быть априори определена приемным процессором СУРВ. Такой составляющей является множество допустимых перестановок нумераторов символов кодовых векторов, для которых ЭК, порождающие матрицы которых могут быть вычислены заранее. Если подобные матрицы вычисляются непосредственно в ходе обработки ЦКУ и результат вычисления заносится в память ККД, то такой процессор СУРВ, по сути, отражает процедуру обучения. В последующем после обучения это обеспечивает замену сложного вычислительного

процесса при поиске ЭК на готовый результат данных памяти о таких кодах в ККД. В совокупности это обеспечивает существенный выигрыш по времени в ходе обработки кодового вектора, что играет положительную роль в согласовании темпа поступления данных из демодулятора и скорости обработки этих данных декодером процессора приемника и, следовательно, повышению информационной надежности ЦКУ.

### **Цели и задачи исследования**

Целью работы является: разработка способов сокращения времени реакции цифровой системы управления за счет обеспечения высокой функциональной надежности и передачи цифровых команд управления реального времени на базе кодеков с перестановочным декодированием и системой когнитивных преобразований.

Для достижения указанной цели в диссертационной работе были поставлены и решены следующие задачи.

1. Теоретически обоснован и предложен метод выбора граничных значений МРС для каналов различной физической природы.
2. Оценен асимптотический выигрыш по достоверности и скорости обработки ЦКУ в кодеках процессоров СУРВ в условиях использования комбинированных методов декодирования данных.
3. Предложен регулярный способ априорного выявления множества непроизводительных перестановок нумераторов символов кодовых векторов систематических блоковых кодов на базе оценки их весовых спектров.
4. Разработан быстрый алгоритм поиска образующей орбиты циклических сдвигов нумераторов кодового вектора по произвольной перестановке для выявления соответствующей ей порождающей матрицы эквивалентного кода.
5. Обосновано и предложено устройство эффективной обработки сигналов управления за счет упреждающего выявления непроизводительных перестановок.

## **Объект исследования**

объектом диссертационного исследования является когнитивная система перестановочного декодирования, используемая для защиты управляющей цифровой информации от влияния мешающих факторов при ее передаче от управляющей системы к управляемому объекту.

## **Предмет исследования.**

Предметом исследования являются алгоритмы когнитивной мягкой обработки избыточных кодов в системе прямой коррекции ошибок на базе ПД.

## **Соответствие рассматриваемой специальности**

Содержание диссертационной работы соответствует пунктам 1 и 3 паспорта специальности 05.13.05 – Элементы и устройства вычислительной техники и систем управления.

## **Научная новизна**

1. Определены оптимальные, в смысле оценки верхних граничных значений ЦМРС, *отличающиеся* учетом свойств используемых каналов связи различной физической природы.

2. Впервые предложен метод мягкого декодирования комбинаций избыточных кодов, *отличающийся* снижением вычислительных затрат при использовании принципа «распространения доверия» с локализацией ограниченного числа перестановок в системе перестановочного декодирования.

3. Разработан регулярный метод поиска комбинаций непроизводительных подстановок, *исключающий* переборный метод поиска таких подстановок за счет учета весового спектра кода и процедуры разбиения пространства кодовых комбинаций на кластеры.

4. Предложен алгоритм быстрого поиска образующей комбинации циклической орбиты перестановок, *отличающийся* сочетанием двунаправленных циклов поиска образующей комбинации.

5. Разработано устройство перестановочного декодера, *отличающегося* упреждающим выявлением непроизводительных перестановок.

### **Теоретическая значимость работы**

Предложена существенная модификация метода ПД применительно к защите ЦКУ от негативного влияния возможных мешающих и деструктивных факторов, действующих в каналах связи СУРВ. Проведенным исследованием установлена целесообразность снижения максимальной оценки ЦМРС в каналах с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ) с 7 до 3, поскольку это в большей степени соответствует особенностям вероятностных характеристик процедуры фиксации сигнала для подавляющего большинства подобных каналов связи. Этот подход позволил на 50% сократить число итеративных преобразований в ходе обработки ЦМРС методом «распространения доверия», что повышает не только информационную надежность ЦКУ, но и оперативность получения конечного результата. Применение указанного метода к системе ПД на основании аналитического моделирования показало на возможности получения более значимого энергетического выигрыша кода (ЭВК), чем это утверждалось ранее.

На основе оценки весовой структуры избыточного кода и системы кластерного разбиения множества кодовых векторов предложен регулярный метод априорной оценки общего числа непроизводительных перестановок, показана однозначная связь подобных перестановок с нумераторами нулевых символов кодовых векторов, что позволяет оценить это подмножество на этапе разработки кодеков СУ и зафиксировать его в ККД.

### **Практическая значимость работы**

Практическая значимость работы заключается в строгом, теоретически обоснованном, выборе параметров двоичных избыточных кодов, предлагаемых для использования в кодеках СУ и во внутриобъектовых сетях для решения вопросов опережающей защиты от ошибок на базе ПД, существенном повышении ЭВК и сокращении времени обработки данных при использовании относительно коротких избыточных кодах. Особое значение в минимизации объема памяти ККД приобретает предложенная схема регулярного вычисления вырожденных матриц ЭК на базе кластеризации пространства кодовых векторов и использования циклических свойств подстановок.

Материалы диссертации включены в учебный материал для обучения бакалавров по направлению 11.03.02 в УлГТУ на кафедре телекоммуникации в учебных дисциплинах «Общая теория связи 2», «Цифровая обработка сигналов» и «Комплексное обеспечение информационной безопасности инфокоммуникационных сетей и систем» при выполнении индивидуальных заданий по курсовому проектированию и расчетно-графических работ.

### **Методы исследования**

Для решения поставленных задач и достижения обозначенной цели применены методы системного анализа, отдельные элементы алгебры теории групп, колец и полей, методы математического моделирования, теории вероятности и теории управления, численные методы.

### **Положения, выносимые на защиту**

1. Доказана целесообразность снижения максимальной оценки ЦМРС в системе их целочисленных значений, позволившая получить некоторый выигрыш при ранжировании нумераторов кодового вектора и гарантированно снизить на 50% и более число итеративных преобразований в процессоре приемника ЦКУ в ходе параметрической адаптации значений ЦМРС.

2. Предложенная технология обособленного контроля проверочных разрядов кодового вектора в кодеках СУ реального времени с целью детерминированного формирования ограниченного числа результативных перестановок в ходе обработки принятых комбинаций.

3. Показано, что система предварительного вычисления подмножества эталонных матриц и их лексикографического хранения, обеспечивает снижение требований к объему памяти когнитивной карты декодера за счет использования свойств циклических орбит допустимых в коде перестановок.

4. Доказано, что априорное вычисление непроизводительных подстановок нумераторов на основе знаний весового спектра кода, по сравнению с методом прямого перебора, способствует повышению производительности процессора приемника за счет быстрого перехода к ближайшей производительной перестановке.

### **Степень достоверности результатов**

Результаты работы базируются на использовании общепринятой методологии исследований в области теории управления, общей теории связи, аргументированным применением известных научных положений теории построения помехоустойчивых кодов, корректным привлечением методов математической статистики, теории вероятностей и исследования операций апробации созданного программно-аппаратного комплекса и подтверждаются соответствием результатов теоретических и экспериментальных исследований.

### **Апробация результатов**

Результаты работы опубликованы в 15 печатных трудах, в числе которых 3 статьи в журналах, входящих в перечень ВАК, 1 научная статья в научном журнале, индексируемом в Scopus, 1 патент РФ на изобретение, 9 трудов и тезисов докладов на Международных и Всероссийских научно-технических и научно-практических конференциях.

### **Сведения о личном вкладе автора**

Автору работы принадлежат разработка и программная реализация алгоритма параметрической адаптации значений ЦМРС в составе принятого кодового вектора с мягкими решениями, принцип поиска перестановочных и порождающих матриц двоичных эквивалентных кодов в системе перестановочного декодирования путем линейных преобразований известных декодеру эталонных матриц. В совместных работах автор проводил рассуждения по обоснованию актуальности темы исследования и выработке концептуальных направлений совершенствования аппаратных решений в процедуре поиска эквивалентных кодов, выполнял вывод аналитических соотношений, проведение расчетов, составление математических моделей и проведение испытаний имитационных моделей, обобщение и интерпретацию результатов таких испытаний. Персоналии, выполнявшие совместные исследования и имеющие отношение к теме диссертационной работы, представлены поименно в качестве соавторов конкретных совместных публикаций.

### **Структура и объем работы**

Диссертация состоит из введения, четырех глав, заключения, списка сокращений, списка литературы и трех приложений, содержит 145 страниц машинописного текста вместе с приложениями, в том числе 47 рисунков и 41 таблиц. Список литературы включает в себя 156 наименования. В приложениях к диссертации представлен патент на изобретения, а также копия акта внедрения результатов работы.

## ГЛАВА 1

### ПАРАДИГМА ПОСТРОЕНИЯ СОВРЕМЕННЫХ СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ

#### 1.1. Параметры целевой функции управления

Активное внедрение в современную практику интеллектуальных систем управления (ИСУ), адаптированных к решению широкого круга задач управления в различных предметных областях, базируется на гибком синтезе принципов построения классических систем управления реального времени (СУРВ), телекоммуникационных систем (ТКС), сетевых технологий (СТ) и методов машинного обучения. К подобным систем в существующих условиях с уверенностью можно отнести широко внедренные интеллектуальные энергетические системы, интеллектуальные транспортные системы и т.п. Классические СУ имеют в своем составе четыре важных элемента: управляющий элемент и управляемый элемент, между которыми в общем случае имеются каналы прямой и обратной связи. По прямому каналу, как правило, передаются сигналы и команды управления о целевой функции СУ, а по обратному каналу передаются данные о результатах реализации управляемым элементом СУ принятых сигналов и команд. Определенная телекоммуникационная составляющая общей системы управления проявляется в совокупности прямых и обратных каналов связи, по которым осуществляется передача данных (возможно голоса или видеоизображения) в цифровом формате по каналам связи сети управления. При переходе от СУ к структуре ИСУ существенно повышается роль составляющих, связанных с ТКС и СТ. Развиваются технологии сенсорных сетей и баз знаний, активно разрабатываются и внедряются в практику роботизированные системы, распознавание и вычисление возможных управляющих решений для сложной ситуации по антропоморфному принципу [21, 54, 58, 59, 101, 105].

Синтез СУ представляет собой множество  $N$  допустимых алгоритмов реализации целевой функции управления  $F\{N, H, T, I\}$ , в которой  $H$  – множество условий функционирования СУРВ,  $T$  – временные ограничения при реализации процедуры управления,  $I$  – требования к информационной надежности, как

правило, в формате достоверности цифровых данных при передачи их по прямому и обратному каналам связи. Полностью функционирование СУ в общем случае зависит от возможных разнообразных множеств объектов управления  $N$  и условий  $H$  работы системы для достижений целевой функции  $F\{N, H, T, I\}$  [19, 23]. Обобщенная структурная схема практически любой СУ представлена на рисунке 1.1. Схема содержит управляющую систему, реализующую определенные значения целевой функции (ЦФ)  $F\{*\}$ , канал (каналы) прямой и обратной связи, представляющие физическую среду обмена данными между управляющей системой и объектом управления. Естественные влияния внешней среды в СУ представлено через индексы  $P$  в районе действия управляющей системы и через  $P'$  в зоне действия объекта управления, поскольку  $P \neq P'$ . В случае необходимости по результатам оценки сигналов обратной связи управляющая система вырабатывает дополнительные сигналы для достижения параметров ЦФ  $F\{*\}$ , чем реализуется принцип управляемости.

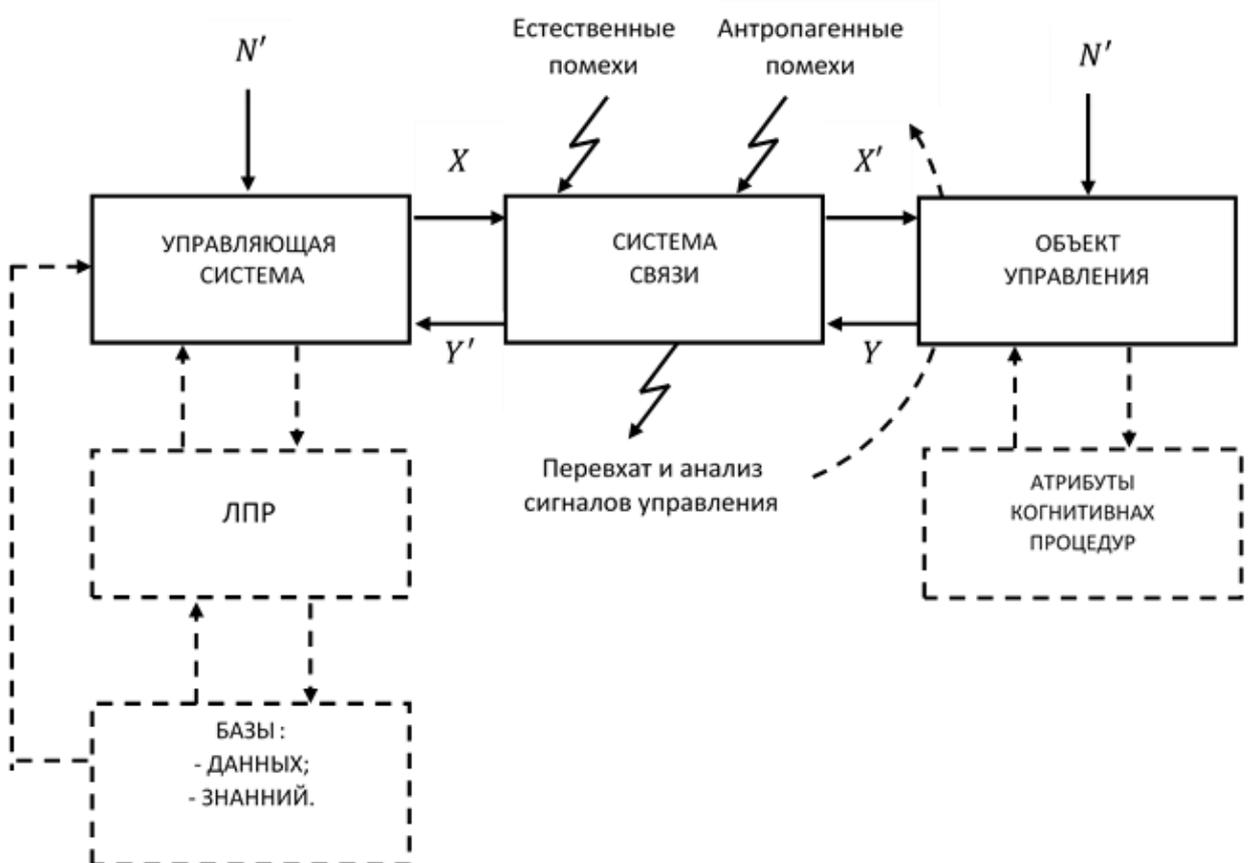


Рис. 1.1. Организационная структура системы с управление

Во многом принцип управляемости СУРВ реализуется за счет наличия ресурсов управления, способствующих безусловному достижению целевой функции  $F\{*\}$ . В качестве таких ресурсов, например, могут выступать методы параметрической или структурной адаптации.

С общетеоретических позиций система связи (в частности канал связи) СУРВ является наиболее уязвимым местом с точки зрения искажений сути сигналов управления. Деструктивные факторы природного характера могут быть значительно усилены за счет перехвата сигналов управления, их последующего анализа и использования выявленных уязвимостей для постановки преднамеренных помех антагонистическим игроком. Принципиально это подчеркивает роль защиты сигналов управления с использованием методов помехоустойчивого кодирования и криптографии, что обеспечивает принцип наблюдаемости объекта управления, когда глобальное уравнение системы имеет единственное решение. Именно по этой причине процедура оптимизации любой СУРВ к работе в сложных условиях с высокими требованиями к достоверности передачи требует дополнительные элементы защиты данных для достижения целевой функции, к примеру помехоустойчивое кодирование. К множеству закономерностей реализации эффективных СУРВ следует отнести: наличие целевой функции (наличие цели управления); наличие наблюдаемости объекта; наличие управляемости управляемого объекта; наличие критерия эффективности управления; наличие ресурсов управления; наличие свободы выбора: либо среди режимов интеллектуальной СУРВ, либо у лица, принимающего решение. [14, 15, 16, 42, 54].

Учитывая стремительное продвижение в практику СУРВ нечетких и гибридных систем, в структуре СУРВ не исключается появление лица, принимающего решение (ЛПР) [13, 23, 104]. ЛПР в своей деятельности опирается на собственный опыт и в случае необходимости использует в процедуре принятия решения имеющуюся базу данных и знаний. На рисунке 1.1 ветвь *а*) показывает воздействие ЛПР на СУ. Развитие ИСУ допускает использование коррекции целевой функции без участия ЛПР, что отражается ветвью *б*) на рисунке 1.1.

С технологической точки зрения, СУРВ состоят из управляемой системы и исполнительных механизмов, датчиков и контроллеров, работа которых координируется через некую форму сети связи. Однако с точки зрения макроскопической системной биологии компоненты могут быть идентифицированы как нейроны, мышцы, нервные пути и кора головного мозга. Универсальная особенность СУРВ состоит в том, что элементы компонентов распределены в пространстве, могут работать асинхронно, но их работа скоординирована для достижения некоторой общей цели. Распространение этих систем подняло принципиально новые вопросы в области связи, обработки информации и контроля, касающиеся взаимосвязи между операциями сети и качеством работы всей системы [26, 54].

СУРВ с пространственно-распределенными компонентами существуют уже несколько десятилетий. Примерами таких СУРВ являются химические процессы, нефтеперерабатывающие заводы, энергосистемы, бортовые сети самолетов и судов [14 – 17]. Раньше в таких системах компоненты соединялись с помощью проводных соединений, и системы были спроектированы так, чтобы передавать всю информацию от источника информации, где отслеживались условия и принимались решения о том, как действовать. Затем процессы управления реализовывались с помощью исполнительных механизмов. На сегодняшний день отличие состоит в том, что технология позволяет передавать экономичные вычислительные мощности с достаточно высокими скоростями и в больших объемах на удаленные расстояния с помощью оптических линий связи (ОЛ) на высокоскоростные микропроцессоры, и что информация может надежно передаваться через общие цифровые сети даже с использованием беспроводных соединений [43, 66]. Эти технологические изменения подчеркивают роль кодеков в достижении заданных критериев эффективности управления.

Хотя технологии СУРВ в настоящее время достаточно развиты для различных промышленных приложений, недавняя тенденция к интеграции устройств через беспроводные, а не проводные каналы связи высветила важные потенциальные преимущества таких приложений, а также возникли несколько сложных проблем

при их реализации. Эти проблемы включают оптимизацию параметров СУРВ такие как полоса пропускания связи, перегрузка и перераспределения ресурсов связи, задержка, шум, замирание и управление мощностью передачи сигнала [43, 51, 70, 79, 106].

Изменения в масштабах и реализации СУРВ, вызванные в первую очередь технологическими факторами и интегрированными коммуникациями, вызвали два основных изменения в теоретических подходах при анализе и проектировании СУРВ. Первый связан с рассмотрением взаимосвязей т.е. сеть должна рассматриваться явно, поскольку она влияет на динамическое поведение системы управления. Второе изменение связано с акцентом на распределенные системы управления.

Первое изменение заключается в наличии дополнительного компонента (сети), который представляет взаимосвязи между компонентами СУРВ. Сеть стала важным фактором из-за использования сетей цифровой связи, совместно с другими приложениями. В этом случае доступ к среде передачи данных, может быть не мгновенным, и могут возникать задержки связи и потери информации. Кроме того, все более широкое использование беспроводной связи приводит к появлению новых проблем, таких как замирание и изменяющаяся во времени пропускная способность в каналах связи. В результате этих изменений существование взаимосвязей необходимо учитывать в СУРВ [18, 44, 61].

Второе изменение – это переход от централизованных систем управления на распределенные. Тот факт, что имеется достаточная вычислительная мощность по невысокой цене, которая может быть встроена практически в любом месте, открывает широкий спектр новых возможностей. Данные могут обрабатываться локально, а политики управления могут быть реализованы снова локально, без необходимости принятия решений в центре управления. Удаленные блоки управления действуют локально, но они должны координировать свои действия для достижения глобальных целей. Таким образом, нет необходимости в обмене большими объемами данных по сети. Принято считать, что распределенное управление никогда не может быть таким же хорошим и эффективным, как

централизованное управление. Интуитивно это правда, если предположить, что нет задержек при отправке данных на центральный процессор и от него. Когда присутствуют задержки (а это неизбежно при современных тенденциях развития технологий совместно используемых цифровых сетей и беспроводных соединений), распределенное управление потенциально может превзойти централизованное управление, поскольку совместное использование локальной информации и принятие мер по ней могут быть относительно свободными от задержек. В таком случае распределенные системы управления можно рассматривать как состоящие из кластеров датчиков, исполнительных механизмов, блоков обработки и коммуникационных устройств, которые довольно слабо связаны между собой и могут совместно использовать только контрольную информацию. Примером распределенной системы управления является группа беспилотных летательных аппаратов (БПЛА), которые координируют свои направления и скорости полета, чтобы летать в строю.

В связи с этими изменениями в подходах к системам контроля необходимо решить несколько задач связаны с протоколами связи для планирования и маршрутизации, которые стали важными в управлении, например, при рассмотрении стабильности, производительности и надежности. Алгоритмы и программное обеспечение, способные справляться с жесткими и мягкими временными ограничениями, очень важны при реализации и проектировании СУРВ, и поэтому в информатике такие системы как системы реального времени, становятся все более важными. Таким образом, для подавляющего большинства СУРВ характерно замкнутое множество закономерностей, игнорирование которого даже в одном элементе неизбежно приводит к потере качества управления. К множеству закономерностей реализации эффективных СУРВ следует отнести:

- наличие целевой функции (наличие цели управления);
- наличие наблюдаемости объекта;
- наличие управляемости управляемого объекта;
- наличие критерия эффективности управления;
- наличие ресурсов управления;

- наличие у ЛПП свободы выбора.

Последний пункт приведенного перечня закономерностей реализации СУРВ в диссертации не обсуждается.

## 1.2. Классификация систем управления

В последние годы СУРВ играют важную роль в развитии и продвижении современной цивилизации и технологий. В частности, каждый аспект повседневной деятельности зависит от того или иного типа системы управления.

Активное развитие современных автоматизированных и роботизированных устройств, в том числе устройств искусственного интеллекта сталкивается с различными задачами. Одной из таких задач является надежное функционирование устройств и компонентов вычислительной техники, которая является основой таких систем. Применение цифровых устройств обработки данных в сложных СУРВ и особенно в специфических системах связи, в системах навигации и в системах хранения информации является неизбежным фактом благодаря ряду достоинств, которые представляются этими устройствами.

С увлечением числа задач, выполняемых такими системами, усложняется и уменьшается надежность их работы и также снижается достоверность обрабатываемой ими информации. Такое усложнение будет носить опережающий характер относительно способов повышения надежности до требуемого уровня, что делает эту задачу актуальной.

Для СУРВ, работающих в реальном масштабе времени помимо повышения надежности функционирования и достоверности получаемой информации, требуется дополнительно повышения готовности к выполнению любой задачи.

В случае отсутствие прямой и обратной каналов образуется система называемой моносистемой, все процессы которой будут выполняться зависимо от ЦФ  $F \{*\}$  и в рамках одной микросхемой т.е. по внутрисхемному принципу. При наличии каналов связи СУРВ называется разнесенной. На рисунке 1.2. представлены основные типы СУРВ.

Система с прямой связью – это довольно редко используемая стратегия управления, способная обеспечить управление широким спектром типов проблем. Он основан на принципе упреждающего противодействия нагрузке: если все значительные нагрузки на переменную процесса контролируются, и их влияние на эту переменную процесса хорошо понятно, система управления, запрограммированная на выполнение соответствующих действий на основе изменений нагрузки, защитит переменную процесса от любого вредного воздействия. То есть, система управления прямой с передачей использует данные от датчиков нагрузки, чтобы предсказать, когда произойдет расстройство заданных характеристик, а затем передает эту информацию в конечный элемент управления, чтобы противодействовать изменению нагрузки, прежде чем он получит возможность повлиять на управляемость процесса. Системы управления с обратной связью являются реактивными, когда принимаются меры после того, как происходят изменения в переменном процессе.

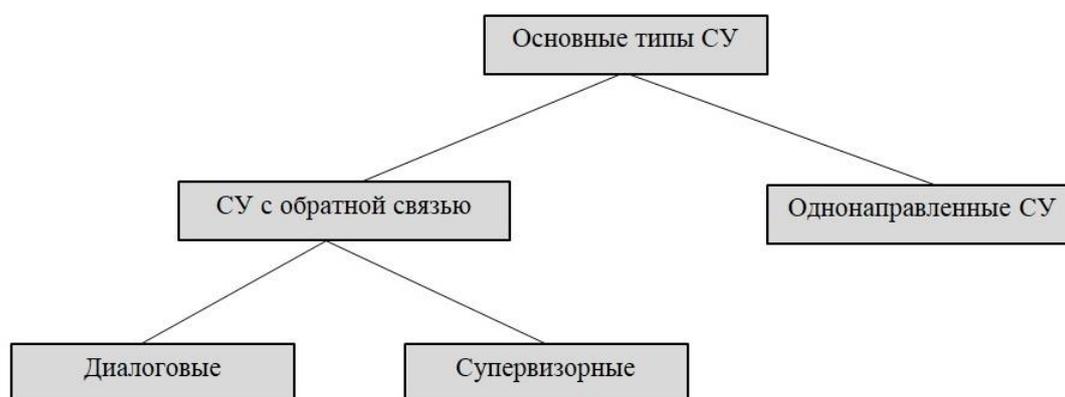


Рис.1.2 Классификация СУРВ

В зависимости от процесса, подлежащего контролю, и технических соображений может быть предпочтительнее система с прямой или обратной связью. Тем не менее, СУРВ с обратной связью, как правило, считается превосходящей систему с прямой связью и в наибольшей степени, отвечают требованиям наблюдаемости и управляемости СУРВ.

Следующие преимущества являются основными причинами использования обратной связи:

- многие ненужные помехи и шумовые сигналы извне системы могут быть отклонены;

- изменение производительности системы из-за вариаций параметров уменьшается;

- стационарная погрешность системы может быть относительно небольшой;

- переходным поведением процесса можно легко манипулировать;

- обратная связь сравнивается с желаемым состоянием, чтобы принять корректирующие меры.

С другой стороны, использование обратной связи может иметь несколько недостатков:

- система осложняется увеличением количества компонентов, таких как датчики и детекторы ошибок;

- общий выигрыш системы уменьшается и должен быть компенсирован в конструкции;

- система может быть нестабильной (она может колебаться или сильно отклоняться от желаемого выхода), даже если сопоставимая система с разомкнутым контуром стабильна;

- детектор ошибок необходим для сравнения двух состояний;

- если произойдет изменение на выходе, это повлияет на системный ввод.

Поскольку преимущества обратной связи в большинстве случаев превышают ее недостатки, обратная связь стала основным понятием при проектировании системы управления.

Наиболее эффективным методом решения задачи обеспечения надежности и достоверности получаемой информации в СУРВ является применение аппаратной информационной избыточности, которая относится к математической оценке надежности (работоспособности) разнообразных моделей и несмотря на их состав или их структура. Такой подход с использованием информационной избыточностью развивался, применяя в теории кодов и помехоустойчивое кодирование для каналов связи.

Основным методом решения проблем высокой надежности, достоверности и коэффициента готовности является использование структурной (аппаратной) и информационной (сигнальной) избыточности. В большинстве случаев работы по исследованию структурной избыточности относятся к математической оценке надежности различных моделей резервирования безотносительно к их структуре, а работы по информационной избыточности развивались в основном применительно к теории кодов для каналов связи.

Структурная избыточность в системах управления понимается как фиксированное распределение основных компонентов и их построение. При этом под системой управления подразумевается устройство, содержащее несколько компонентов с условием, что их надежность известна, работающие независимо друг от друга в том смысле, что отказ любого компонента системы переводит к полному отказу системы.

Диалоговые системы (ДС) обычно структурируют диалоги по очереди, каждый поворот определяется одним или несколькими высказываниями одного оратора. Два последовательных оборота между двумя разными динамиками называются обменом. Многочисленные обмены представляют собой диалог. Другая точка зрения заключается в том, чтобы интерпретировать каждое высказывание как действие.

Основным компонентом ДС является диспетчер диалогов, который определяет содержание следующего высказывания и, следовательно, поведение ДС. Существует множество различных подходов к разработке диалогового диспетчера, которые частично продиктованы применением ДС. Однако в литературе встречаются три широких класса диалоговых систем: системы, ориентированные на задачи, диалоговые агенты и интерактивные системы ответов на вопросы.

Супервизорные системы управления – управляющие программы или комплекс программ, предназначены для организации многопрограммного режима работы ЭВМ и представляют собой двухуровневую иерархическую систему, обладающие широкими возможностями и повышенной надежностью. Управляющая программа

определяет очередность выполнения программ и подпрограмм и руководит загрузкой устройств ЭВМ.

### 1.3. Свобода выбора управляющих воздействий

Следует сразу отметить, что принцип свободы выбора тесно коррелирует с набором ресурса управляющих воздействий и выбором критерия эффективности функционирования конкретной СУРВ. Благодаря развитию современных средств цифровой обработки данных большинство СУ строится в расчете на применение множества априори обоснованных альтернатив. ЦФ  $F\{N, H, T, I\}$  в этом случае может быть реализована за счет гибкого использования элементов  $n_j \in N$  в условиях возникновения событий  $h_k \in H$ . В простейшем случае, если  $n_j$  ограничено (существует, например, всего одна альтернатива), то при расширенном множестве  $h_k$  возрастает вероятность срыва процесса управления из-за отсутствия допустимых решений. В работах [31, 48, 55, 72, 108] показано, что задача СУ каждый раз трансформируется при возникновении элемента  $h_k \in H$ , который определяет условия функционирования системы. В конце концов она (задача) заключается в достижении максимума показателя ЦФ  $F\{*\}$  для задаваемых условий  $h_k \in H, t, i$  функционирования СУРВ с элементами, представленными как  $F\{n_j, h_k, t, i\} \rightarrow \max$ . Выбор подходящей системы происходит по принципу нахождения оптимальной системы, когда находится такое  $n_\varepsilon \in N \leftrightarrow F\{n, h, t, i\} = F\{n_\varepsilon, h_0, t, i\} + \varepsilon$ , где  $\varepsilon > 0$ , при котором безусловно  $F\{n_j, h_k, t, i\} \rightarrow \max$  [101].

Например, в СУРВ используется некоторый избыточный код  $(n, k, d)$ , здесь  $n$  – длина кодовой вектора,  $k$  – число информационных разрядов, а  $d$  – метрика Хэмминга, определяющая минимальное кодовое расстояние для данного кода. Пусть СУРВ имеет только прямой канал связи и пусть для защиты сигналов управления от помех естественного происхождения код используется в режиме исправления ошибок при некотором  $\varepsilon_1 > 0$ . Таким образом параметр  $\varepsilon_i$  обобщает собой некое технологическое решение  $i$ , позволяющее улучшить некоторую простейшую ЦФ  $F\{*\}$  в определенном смысле. В простейшем случае код способен исправить ровно  $t = \lfloor (d - 1)/2 \rfloor$  ошибок. Конечно, относительно системы без

использования избыточного кода для защиты команд управления от искажений рассматриваемая в примере система за счет режима с  $\varepsilon_1$  оказывается лучше, но в даже таком виде задача свободы выбора оказывается не решенной. Предполагая, что это единственный режим использования кода в указанной СУРВ, можно утверждать, что СУРВ потеряет управление в условиях повышения интенсивности мешающих факторов в виде естественных помех [9, 11, 50, 56, 57, 109, 119].

В условиях появления канала обратной связи (пусть эта конструкция СУРВ будет обозначена как  $\varepsilon_2$ ) становится допустимым режим обнаружения ошибок, когда декодер системы в состоянии обнаружить  $s = d - 1$  ошибок в принятом векторе и послать запрос по обратному каналу связи для повтора передатчиком управляющей системы ранее переданных данных, принятых приемником с искажениями. Возникает вопрос эффективности управления при таком режиме работы СУРВ, поскольку повтор данных по запросу потребует определённых временных интервалов [63, 78, 81, 139, 153].

Чтобы избежать задержек по времени может быть введен режим  $\varepsilon_3$ , при котором декодер управляемого объекта СУРВ может иметь мягкий режим обработки данных [34, 46, 78, 86, 87, 88, 89, 141, 146]. В этом случае интенсивность запросов в системе обратного и прямого каналов связи снижается за счет исправления части ненадежно принятых символов декодером управляемого объекта. Наибольший интерес в этом случае представляет метод «распространения доверия» (Belief - Propagation), который использует проверочные зависимости избыточного кода для повышения индексов мягких решений принятых двоичных битов [22, 25, 95, 134, 135, 140, 143, 156].

В основе метода лежит алгоритм Бала [95], который позволяет в системах с турбокодированием повысить достоверность данных за счет совместных оценок априорных и апостериорных данных о мягких решениях символов, относящихся к конкретным проверочным соотношениям избыточных кодов. Этот метод был развит в работе [31] на систему блоковых кодов. В общем случае алгоритм описывается выражением вида:

$$L(d_1) \boxplus L(d_2) \approx L(d_1 \oplus d_2) \approx (-1) \times \text{sign}[L(d_1)] \times \text{sign}[L(d_2)] \times \min\{|L(d_1)| \cup |L(d_2)|\}, \quad (1.1)$$

где обозначение  $\boxplus$  – символизирует действия представленное нижней строкой формулы;  $L(d_1)$  – статистически независимые информационные биты, а  $L(d_2)$  – биты четности от сочетаний  $L(d_1)$ . Выражение (1.1) представляет действия для декодеров турбокодов, когда оцениваются два потока данных, принятых без задержек из канала связи и принятых с перемежением на передаче в другом временном интервале на приеме [31]. Важно отметить, что граничные оценки для соотношений информационных битов и битов четности имеют вид:

$$L(d) \boxplus \infty = -L(d). \quad (1.2)$$

Принципиально это означает, что большая разница в оценке МРС информационных и проверочных битов приводит к инверсии жесткого решения информационного бита, иначе говоря, к коррекции четности или исправлению ошибки в фиксации жесткого решения. С другой стороны, если проверочный символ имеет минимальное значение, то выражение (1.2) приобретает иной вид:

$$L(d) \boxplus 0 = 0. \quad (1.3)$$

Это означает, что для коррекции ошибок целесообразно иметь высокие значения ЦМРС для символов проверки четности. Однако вопрос динамического изменения ЦМРС при исправлении жестких решений символов подробно не исследовался.

Для реализации правила (1.2) в работе [31] предлагается способ циклического сдвига проверяемых на четность символов с таким расчетом, чтобы на месте проверочного разряда находился символ с высоким значением ЦМРС. Одновременно с этим для целенаправленного изменения значения ЦМРС в системе реализации алгоритма «распространения доверия» в этой работе предлагалось исключать из проверочного соотношения для блоковых кодов наиболее надежные символы из числа проверяемых на четность. При этом среди исключенных символов могли оказаться как нулевые биты, так и символы, имеющие в качестве жестких решений значения единиц.

В этом случае выражение (1.1) предлагается приводить к виду, который показан ниже.

$$L(d_1) \boxplus L(d_2) \approx L(d_1 \oplus d_2) \approx (-1)^{q+1} \times \text{sign}[L(d_1)] \times \text{sign}[L(d_2)] \times \min\{|L(d_1)| \cup |L(d_2)|\}, \quad (1.4)$$

где  $q$  – число единиц, вычеркнутых из списка данных проверки четности.

Наиболее мощным средством реализации мягких решений символов является метод перестановочного декодирования (ПД), который позволяет в наибольшей степени использовать введенную в корректирующий код избыточность [7, 28, 32, 33, 35, 37, 43, 66, 119, 121]. Положительными свойствами ПД являются:

- полная реализация введенной в код избыточности [1, 36, 91, 124, 131];
- возможность априори выявить все возможные перестановки символов, вычислить для них соответствующие порождающие матрицы и сохранить их образцы в когнитивной карте декодера [38, 70, 75, 77, 90, 123, 136];
- снизить объем когнитивной карты декодера за счет объединения циклических сдвигов перестановок в орбиты и выделения для каждой орбиты образующей комбинации [93, 94, 99, 110, 111, 113, 121].

К отрицательным свойствам ПД следует отнести:

- вырожденность порождающих матриц, предполагаемых двоичных эквивалентных кодов в зависимости от непроизводительных перестановок [92].

Таким образом, решение задачи поиска непроизводительных перестановок для двоичных кодов представляет важную научную задачу, позволяющую создать совершенную когнитивную карту декодера управляющих сигналов для управляемого объекта. В свою очередь это позволит рационально использовать временной ресурс управления СУРВ.

В зависимости от биекции  $h_k \in H$  и  $n_j \in N$  процедура оптимизация СУРВ может носить кратковременный или долговременный характер, при этом определенное значение начинает приобретать параметр  $t$ , поскольку этот параметр, как правило, включает в себя некоторую служебную составляющую  $t_{сл}$  (синхронизация, флаги в пакете команд и т.п.) и собственно команду управления длительностью  $t_{упр}$ , то при условии  $t_h < t_{сл}$  СУРВ оказывается в ситуации

постоянного поиска оптимального решения  $F\{n_j, h_k, t, a\} \rightarrow \max$  и практически перестает выполнять задачи связанные с выполнением ЦФ. Подобная ситуация может возникнуть в СУРВ с обратным каналом связи при условии, что в прямом канале связи преднамеренно будут вноситься деструктивные данные, которые явно определяются приемником и по которым программой работы СУРВ предусмотрены запросы к передатчику на повтор команды управления.

Различие способов построения системы относительно  $\varepsilon$  – подходящего варианта ее реализации не дает возможность повысить эффективность ее функционирования при условиях  $u_0$  более чем на  $\varepsilon$  величину. При  $\varepsilon > 0$  упрощается метод поиска и нахождения требуемых решений и усложняется при отсутствии оптимальных решений (при  $\varepsilon = 0$ ) для заданных конструкций с  $F\{n_j, h_k, t, a\} \rightarrow \max$ .

Например, пусть имеется СУРВ, применяющие каналы связи для передачи команд управления  $M(j)$  и информации о результатах выполнения этих команд  $M(k)$ , которые отвечают условиям независимого потока ошибок. И при этом декодер, образующий алгоритм исправления ошибок посредством помехоустойчивого кода  $C_{(n,k,d_{min})}$ , где  $n$  – длина кода,  $k$  – информационный вектор,  $d_{min}$  – минимальное расстояние кода (степень различие двух вектор) выбирается в качестве  $d_1$ .

Как показано в работах [1, 31], в СУРВ при применении помехоустойчивого кодирования повышается эффективность работы системы т.к. значения полученной от этой процедуры является энергетическим выигрышем кода  $W_{\text{ош}}$  (ЭВК). Как известно, что гауссовский канал с условием, когда отношение сигнал/шум стремится к бесконечности  $E_b/N_0 \rightarrow \infty$ , где  $E_b$  – энергия сигнала на бит,  $N_0$  – спектральная плотность АБГШ. При жестких решениях и выполнении процедуры исправления  $e = [(d_{min} - 1)/2]$  ошибок энергетический выигрыш выражается  $W_{\text{ош}} = 10 \lg(R(e + 1))$  дБ, косвенно параметры  $t$  и  $a$  из  $F\{n_j, h_k, t, a\}$  отвечают за это и в таких ситуациях дается асимптотическая оценка (АО)

энергетического выигрыша кода, здесь  $R = k/n$  – относительная скорость кода [47].

Увеличение количества ошибок, исправляемых кодом, приводит неизбежно к усложнению декодера и при этом увеличивает параметр временной задержки  $t$  за счет решения большего объема линейных уравнений [52, 53]. Этот процесс обозначаем условно через  $t_{\text{ош}} \uparrow$ . Естественно, СУ в выше предусмотренных системах по требованию оператора управления стремится к  $t_{\text{ош}} \downarrow$  т.е. к обратному явлению. И при это нужно учитывать факт, что с увлечением  $t_{\text{ош}} \uparrow$ , достоверность обмена данных  $M(j)$  и  $M(k)$  т.е. увеличивается  $a_{\text{ош}} \uparrow$ . По проводимым исследованиям доказано, что  $a_m$  рационально увеличить при условии, что отношение  $R \geq 0,5$ .

Энергетический выигрыш выражается соотношением  $W_{\text{ст}} = 10 \lg(R(e + 1))$  дБ при применении декодера, реализующего алгоритм исправления стираний. При использовании такого алгоритма энергетический выигрыш кода увеличивается в два раза больше, чем при применении жестких решений т.к.  $d_{\text{min}} = 2e + 1$  и выигрыш будет около 3 дБ. Следовательно, безызбыточное кодирование т.е. когда  $k = n$ ,  $t = 0$  и минимальное расстояние  $d_{\text{min}} = 1$  в таких системах невозможно обеспечить энергетический выигрыш.

Еще один образец энергетического выигрыша можно получить при использовании максимально декодируемых кодов с конструкцией декодера  $d_3$  [31, 127] при котором АО энергетического выигрыша имеет соотношение

$$W_{\text{мдк}} = 10 \lg(k(1 - k + 1/n)) \text{ дБ.} \quad (1.5)$$

Кодовое расстояние таких кодов определяется  $d_{\text{min}} = n - k + 1$ , примером является недвоичные коды Рида-Соломона, которые достигают значения  $W_{\text{мдк}}$ , что нельзя утверждать с помощью известных двоичных кодов, которые не относятся к максимально декодируемым кодам [60, 112, 126, 128, 129].

Выражение (1.5) позволяет получить очень важный результат для дальнейших исследований. Если построить график функции  $W_{\text{мдк}}(k)$ , то будет получен график с явным максимумом, как показано на рисунке 1.3. Учитывая, что производная логарифмической функции равна

$$(\lg u)' = \frac{1}{u \ln 10} \cdot u', \quad (1.6)$$

то производная для выражения (1.5) приобретает вид

$$W'_{\text{мдк}} = 10 \frac{1}{\ln 10} \left( \frac{\frac{n - 2k + 1}{n}}{\frac{nk - k^2 + k}{n}} \right) = n - 2k + 1 = 0 \quad (1.7)$$

Отсюда получаем важное соотношение для достижения максимума энергетического выигрыша в системе с избыточным кодированием.

$$2k - 1 = n. \quad (1.8)$$

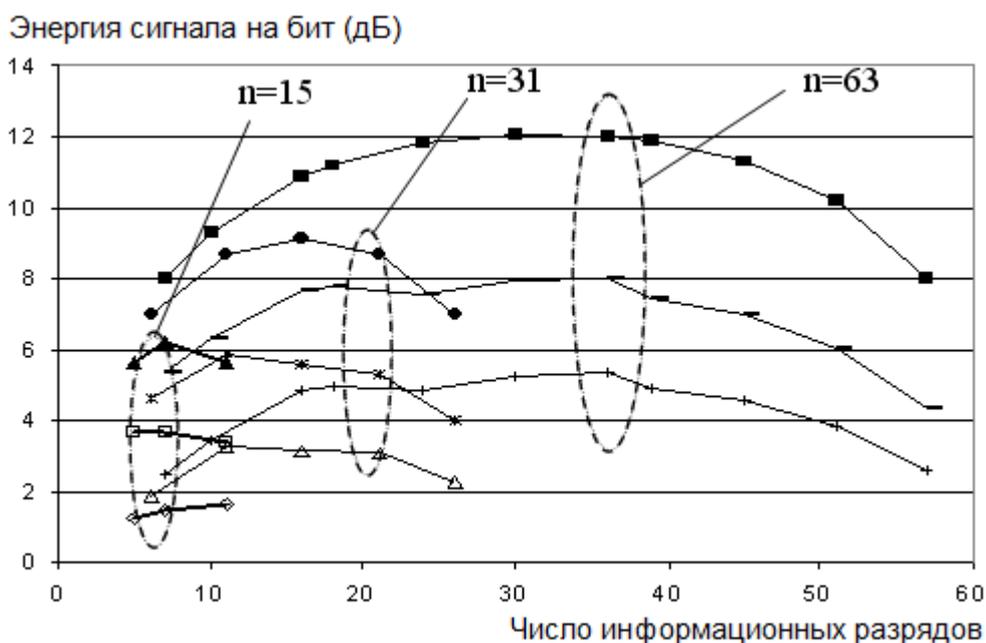


Рис. 1.3. Энергетический выигрыш для избыточных кодов различной длины (асимптотическая оценка)

Примером декодера максимально декодируемых кодов является декодер, реализующийся на основе лексикографического подхода. Предлагаемый декодер опирается на процедуру мягких решений и исключает метод подбора вектора локаторов ошибок, что приводит к снижению сложности реализации декодера. А также позволяет снизить сложность вычислительного процесса в ходе декодирования кодового вектора недвоичного кода. Декодирование списком позволяет во многих случаях повысить вероятность успешного декодирования данных после передачи по каналам с высоким уровнем шума. Эффективные

алгоритмы декодирования списка доступны только для очень узкого класса кодов, исправляющих ошибки. При исправлении ошибок в условиях, когда известна вероятность ошибки на бит  $p_b$ , целесообразно использовать аналитическое выражение (1.9), указывающее на значение вероятности ошибки на комбинацию ( $n$ ,  $k$ ,  $d$ ) кода.

$$P_{\text{ио}} = \sum_{i=\frac{d+1}{2}}^n C_n^i p_b^i (1 - p_b)^{n-i}. \quad (1.9)$$

При исправлении стираний (обнаружение ошибок и запрос на повторение данных) использовалась аналитическая модель вида

$$P_{\text{ио}} = \sum_{i=d}^n C_n^i p_b^i (1 - p_b)^{n-i}. \quad (1.10)$$

Для оценки вероятности ошибки на комбинацию в системе с ПД применялось выражение (1.11).

$$P_{\text{ио}} = \sum_{i=n-k+1}^n C_n^i p_b^i (1 - p_b)^{n-i}. \quad (1.11)$$

Все приведенные выше аналитические модели представлены на рисунке 1.4, на котором наглядно выражена асимптотическая оценка энергетического выигрыша при различных подходах к построению кодов цифровых управляющих сигналов процессоров СУРВ.

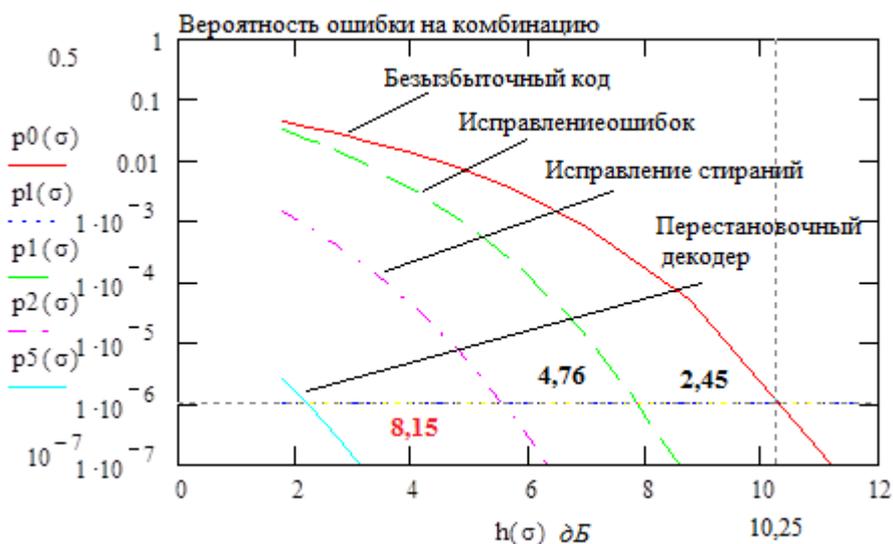


Рис. 1.4. Асимптотическая оценка энергетического выигрыша при различных режимах работы кодов

Данные аналитического моделирования представленные на рисунке 1.4 получены для кода (7, 4, 3). Анализ показывает, что наибольший энергетический выигрыш в качестве критерия эффективности надежной передачи цифровых управляющих сигналов от управляющего объекта к управляемому объекту следует ожидать при условии применения метода ПД. В этой связи описание этого метода требует дополнительного анализа, при этом синтез описанных методов, например, использованием метода «распространения доверия» не исключается и может быть использован в качестве средства дополнительной проверки или коррекции ЦМРС. В таблице 1.1. приведены данные по критерию эффективности СУРВ при различных режимах работы кодеков.

Таблица 1.1.

Оценка асимптотической эффективности защиты управляющих воздействий СУ

№ п/п	Суть защиты цифровых команд управления в СУРВ	Эффективность защиты по критерию энергетического выигрыша
1	Использование цифровых команд управления без защиты данных при $n = k$	$D_1 = 0$
2	Режим исправления ошибок	$D_2 \sim 2,45 \text{ дБ}$
3	Режим исправления стираний (режим обнаружения ошибок)	$D_3 \sim 4,76 \text{ дБ}$
4	Мягкое декодирование данных цифровых команд управления (целочисленные ИМР)	$D_4 \sim 4,76 \text{ дБ}$
5	Метод «распространения доверия» в сочетании с исправлением ошибок	$D_5 \sim 4,76 \text{ дБ}$
6	Перестановочное декодирование (предельное использование введенной в код избыточности)	$D_6 \sim 8,15 \text{ дБ}$
7	Интеллектуальные методы обработки данных (сочетание перестановочного декодирования с итеративными методами повышения информационной надежности данных)	$D_7 \sim 8,15 \text{ дБ}$

Таким образом, для реализации ПД необходимо формировать в процессоре приемника мягкие решения, которые в последующем на базе метода «распространения доверия» уточняются и становятся основой формирования эквивалентного кода. Эта процедура требует изучения и оценки с точки зрения временных затрат в различных режимах работы процессора СУРВ.

#### **1.4. Оценка средств помехоустойчивого декодирования**

Быстрое развитие цифровых устройств (ЦУ) и интеллектуальных систем связано с развитием высоконадежного функционирования компонентов и механизмов вычислительной техники, являющихся основой таких систем. ЦУ обмена данными используется в сложных цифровых системах управления (ЦСУ), включающие в себя характерные системы передачи и приема информации, навигационные системы, цифровые системы обработки и хранения информации.

Рост числа и объемов данных, обрабатываемых такими системами, приводит к существенному усложнению, снижению работоспособности систем и достоверности передачи и приема информации. В данном случае усложнение алгоритмов работы современных цифровых устройств носит опережающий характер. Поэтому обеспечение высокой надежности для таких систем является актуальной задачей.

Применение избыточного помехоустойчивого кодирования является оптимальным решением проблемы снижения достоверности, надежности и также готовности системы при реализации процедуры управления.

Структурные системы управления реального времени (СУРВ) применяющее избыточное помехоустойчивое кодирование предполагает резервацию важных компонентов системы и их схемотехническое построение. В данном случае система представляет собой устройство, содержащее несколько компонентов, эффективность которых определена заранее. Необходимо знать структуру СУРВ и также условие ее работы, чтобы для каждого компонента было известно, отказ любого компонента системы приводит к полному отказу всей ЦСУ. В простейшем случае предполагается, что компоненты выходят из строя независимо друг от друга [19, 30, 67, 71, 113].

СУРВ в основном содержит компоненты с определенными функциями надежности  $p_1(t), p_2(t), \dots, p_n(t)$ , значит каждый компонент будет работать в течение времени  $t$  без отказа. Функции надежности подвергаются перемножению, при последовательном объединении этих компонентов. И функция надежности будет иметь следующий вид:

$$\begin{aligned} \exp\left(-\int_0^t \lambda(s) ds\right) &= \\ &= \exp\left(-\int_0^t \lambda_1(s) ds + \int_0^t \lambda_2(s) ds + \dots + \int_0^t \lambda_n(s) ds\right), \end{aligned} \quad (1.12)$$

и  $\lambda(t) = \lambda_1(t) + \lambda_2(t) + \dots + \lambda_n(t)$ . Где  $\lambda_n$  – характеристика надежности, показывающая эффективность каждого компонента СУРВ в любой промежуток времени.

Компоненты вероятности отказов подвергаются перемножению при параллельном соединении. Если коэффициент надежности одинаковы для всех компонентов, то получают

$$Q(t) = 1 - P(t) = q^n(t). \quad (1.13)$$

Коэффициент надежности СУРВ не подчиняется экспоненциальному закону при условии, что коэффициент каждого компонента системы подчиняется этому закону. Примером является случай, когда вероятность отказа равным для всех компонентов системы и получают

$$Q(t) = (1 - e^{-\lambda t})^n. \quad (1.14)$$

При этом среднее время жизни ЦУС

$$T_0 = \int_0^{\infty} P(t) dt = \int_0^{\infty} [1 - (1 - e^{-\lambda t})^n] dt \quad (1.15)$$

Заменив  $1 - e^{-\lambda t} = x$ , то  $t = (1/\lambda) \ln\left(\frac{1}{1-x}\right)$ , при этом  $dt = \frac{dx}{\lambda(1-x)}$ .

$$T_0 = \frac{1}{\lambda} \int_0^1 \frac{1-x^n}{1-x} dx = \frac{1}{\lambda} \int_0^1 (1 + x + \dots + x^n) dx = \frac{1}{\lambda} \left(1 + \frac{1}{2} + \dots + \frac{1}{n}\right) \quad (1.16)$$

В цифровых системах предположение о равной вероятности отказов всех компонентов системы не выполняется, поэтому модель оценивания таких систем приводится к разделению отдельных компонентов СУРВ на перекрывающиеся

множества, в которых классы связанных групп выделяются. Т.е.  $G_1, G_2, \dots, G_s$  — первый класс множества,  $G_{s1+1}, G_{s1+2}, \dots, G_{s2}$  — второй класс множества.

Подобным образом, устройство анализа моделей для оценивания структурно-зависимых СУРВ является разработанным и достаточно хорошо на практике проверенным.

Роль микроэлектроники и ее развитие открыли возможность применения в сложных СУРВ, все больше системных диагностических внутрисхемных компонентов, которые выполняют функции посредство систем, исправляющие ошибки и систем отказов с применением избыточного помехоустойчивого кодирования. Избыточное помехоустойчивое кодирование позволяет решить многие проблемы, возникающие в СУРВ и при обмене данными в сетевой модели открытых систем на канальном уровне. Кроме того, структура арифметических кодов, примененных в арифметических компонентах (АК) СУРВ согласуется с структурой этих, выполненных в больших интегральных схемах [114, 120, 125, 133].

В системах тестирования и управления используются определенные тестовые последовательности, с помощью которых осуществляется оценка эффективности компонентов тестируемой схемы. Прямое применение кодов, созданных согласно каналам связи, с целью исполнения потребностей аппаратов обработки данных приводит к необоснованно огромной избыточности и, как выяснение, к описанным выше сложностям. Учитывая структурные схемы устройств и их способы выполнения функций, это позволяет более полно и эффективно использовать введенную избыточность. В этом случае удобнее использовать комбинированные методы, осуществляющие сочетание методов структурного и сигнальной избыточности, что обеспечивает необходимую исправляющую способность при более низкой стоимости оборудования.

Тестовый контроль важен для оценки производительности сложных систем и диагностики отказов. Разработка минимальных или оптимальных во всех отношениях тестовых сигналов может значительно уменьшить период

восстановления оборудования, тем самым сохраняя ресурс эффективности и повышая доступность систем.

В отделенных СУРВ прямой и обратный каналы являются необходимыми компонентами между управляющей системой и управляемым элементом. Основное внимание в таких системах уделяется корректирующей способности данных, передаваемых по каналу связи, с применением избыточных кодов и алгоритмов, что позволяет устранять ошибок и уменьшает кратность их возникновения. Проблема эксплуатации таких систем похожа на проблемы передачи данных по системам связи с абсолютно всем разнообразием разрушительных условий [147, 151].

Современные подходы к построению цифровых систем управления различают два основных способа организации управления такими системами: диалоговое управление и диспетчерское управление.

При построении СУРВ различают два важных способа организовать управление подобными системами: интерактивное управление и диспетчерское управление. В интерактивном управлении применяется система передачи голосовых или управляющих команд. Вероятность ошибок подобных систем при передаче команд управления зависит от правильности работы устройств преобразования речи и оперативного действия. При диспетчерском управлении возможность защищать данных, передаваемые по каналу связи между управляющей системой и управляемым элементом, от ошибок становится важной. С учетом построения оптимальной СУРВ решение данной проблемой является актуальным.

Огромное развитие в области компьютерных аппаратов, цифровых и инфокоммуникационных сетей и систем связи позволило разработать сложные алгоритмы управления иерархического характера, осуществляющие обработку информации, адаптации цифровых и идентификацию объектов управления. Использование цифровых систем устраняет основные недостатки аналоговых систем управления. В то же время следует отметить, что широкое распространение цифровых систем управления по-прежнему сдерживается их высокой стоимостью

и ограниченной производительностью. Главным является то, что математическое моделирование и анализ СУРВ основываются на методах анализа старых аналоговых систем.

Согласно последним данным размер IP-трафика, используемого в мире, с каждым годом расширяется на 24% и к концу 2021 года ожидается, что будет 20,6 ЗБ. Это показывает необходимость построения высокоскоростных сетей и систем, применяющие оптико-волоконные линии (ОВЛ). Необходимость достижения более высоких скоростей подключения центр обработки информации и увеличить количества линий, соединяющих серверы и коммутаторы, вызвана значительной разницей в объеме передаваемых данных внутри центра обработки информации и от него к клиенту где-то около 86% от используемый объем трафика попадает в внутриобъектовые сети [3, 4, 10, 49, 82 – 83, 84, 116].

Типично оптико-волоконная система связи содержит три основных сегмента: оптический передатчик (ОК), оптико-волоконный кабель (ОВК) и оптический приемник (ОП). ОП отвечает за преобразование электрического сигнала в оптический, ОВК передает полученный сигнал от в оптический приемник, который в свою очередь преобразует сигнал в электрическую форму. Светодиоды, лазерные диоды и полупроводниковые устройства используются часто как передатчики. Основная часть оптического приемника является фотодетектором, задача которого заключается в преобразовании света в электрический сигнал с помощью коэффициента полезного действия фотодетектора. А ОК обеспечивает высокую скорость передачи данных между передатчиком и приемником оптико-волоконной системы. На рисунке 1.5 представлена структурная схема оптико-волоконной системы связи.

Решением задачи увеличения пропускной способности сетей связи является использование оптических систем, позволяющих увеличить скорость передачи данных между сегментами систем связи. В оптических системах различаются два типа ОВЛ: одномодовые оптические линии (ОМЛ), применяемые для осуществления передачи данных на большие расстояния т.е. между странами, городами, и многомодовые оптические линий (ММЛ), которые используется для

обмена данных на короткие расстояния т.е. для внутриобъектной связи. Такие ОМЛ и ММЛ реализуют надежную и защищенную среду для передачи команд управления  $M(j)$  и сведений о выполнении этих команд  $M(i)$  в цифровых системах управления.

Следует отметить, что ММЛ все чаще используются на различных локальных объектах, которые требуют передавать и обрабатывать огромной объемов неоднородных данных, относящихся к сфере информационной безопасности, например, в транспортной сфере, обеспечивая защищенность значимых энергетических объектов, ядерных комплексов, передачи секретных государственных данных и также защищать связь между банковскими филиалами [71, 73].

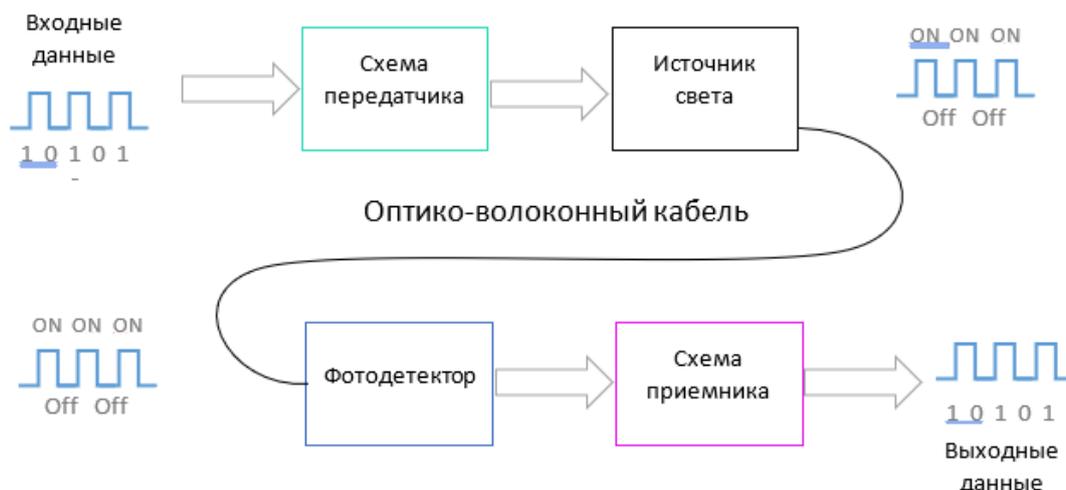


Рис. 1.5. структурная схема цифровой оптической системы связи

Основными причинами этого явления являются:

- увеличения объема персональных вычислительных инструментов, используемых в разных областях работы сотрудников организаций (объектов), имеющих законное право доступа к компьютерным сетям и также доступа к информационным ресурсам вне пределов одной организации (объекта);

- активное распространение сетевых технологий с формированием общего телекоммуникационного пространства для результативного и поочередного решения поставленных задач, связанных с управлением процессами технологического и производственного характера на базе;

- обширное применение видеoinформации в разных технологических процессах, требующих высокое качество данных, обрабатываемых в реальном времени.

- Выполнение принципа интерактивного управления роботами с помощью мультимедийной системой и базой знаний, которые самостоятельно умеют опознать ситуацию, принимать оптимальные решения и действовать, что отличает их существенно от классических задач управления;

- разработка способов машинного обучения, опирающегося на искусственный интеллект, на основе прогнозирования нечетких классификаторов и реализация интеллектуальных агентов в сложные системы.

На данный момент пользователи крупных центров обработки информации, имеют такие сети, основанные на использование одномодовых и многомодовых оптических линий. Решения, которые предлагают ММЛ вызывают большой интерес, потому что имеют ряд положительных факторов, основными среди которых являются небольшие размеры, невысокая стоимость и особенности, носящие конструктивного характера. С временем возникает термин «внутриобъектовые системы», который появился в результате разработки и распространения вычислительных технологий передачи информации с помощью оптических линий связи, и распространяется не только на крупномасштабные объекты, но и на бортовые системы, используемые в авиационных и морских кораблях [4].

Отличаются два типа одномодовых оптических линий, которые имеют разные характеристики, зависящие от типа применения: кабель OS1, встроенный в толстую полимерную оболочку, подходит для использования внутри помещений с герметичной буферизацией. OS1 осуществляет передачи данных на волнах длиной 1310/1550 нм с канальной скоростью до 40 Гбит/с. В то время как кабель OS2 в основном имеет свободный буфер, что больше подходит для наружных корпусов. При некоторых тяжелых условиях требуется гораздо более прочная конструкция кабеля. OS2 SMF прокладывается в полужесткие трубки, что позволяет кабелю растягиваться без растяжения самого волокна, чтобы защитить волокно от натяжения. OS2 осуществляет передачи данных на волнах длиной от 1310 до 1550,

и канальная скорость которого достигает 100 Гбит/с. Ослабление оптического кабеля OS1 больше, чем в оптическом кабеле OS2 [82 – 84]. Основные характеристики OS1 и OS2 приведенные в таблице 1.2.

OS1 кабели используются для реализации обмена данными внутренней сетевой инфраструктуры, которые в основном встречаются во внутренних сетях и систем помещений и зданий, а также в рамках телекоммуникационных центров обменов и обработки данных. Оптические кабели OS2 являются наиболее оптимальными решениями задачи осуществления обмена данными для наружных и универсальных свободных местностей т.е. для дальнемагистральных сетей [65].

Таблица 1.2.

Характеристики оптических кабелей OS1 и OS2.

	OS1	OS2
Поддерживаемый стандарт	Поддерживает ITU-T G.652A/B/C/D стандарт	Поддерживает ITU-T G.652C/G.657.A1 стандарт
Строение кабеля	Уплотненный буфер	Свободный буфер
Место использования	Используется в помещениях	Используется в открытом месте
Мак. расстояние	10 км	200 км
Ослабление	1.0 дБ/км	0.4 дБ/км
Стоимость	Низкая	Высокая

Одномодовые кабели (ОМК) имеют множество важных достоинств: минимальное затухания сигнала, высокий уровень помехоустойчивости, способность защищать себя от нежелательных подключений, расширенная полоса пропускания и малый вес. Также ОМК реализуют передачу данных с высокой скоростью, при этом экономически дешевле т.к. стоимость их материалов невелика, и разработка цифровых технологий оптического характера путем оптоволокна требует меньше финансовых расходов.

Многомодовые оптические кабели (ММК) по-прежнему считаются более рентабельным выбором по при передаче данных на более короткие расстоянии и обеспечивает великую скорость обмена данными, но в тоже время стоимость таких кабелей превышает стоимость одномодовых кабелей, что делает их эксклюзивными лишь для крупнейших корпоративных центров обмена и

обработки данных, нуждающихся в огромной пропускной способности. ММК имеет ряд классов: OM1, OM2, OM3, OM4, OM5, скоростные характеристики которых приведены в таблице 1.3.

Из таблицы видно, что OM1, OM2, OM3, OM4 и OM5 обеспечивают большую скорость обмена данными т.к. ММК характеризуется большим размером ядра и осуществляет больше одного режима передачи и длительность его волокно ограничивается условной дисперсии и эти стандарты, которые описывают ММК считаются на данный момент устоявшимся. Крупнейшие производители оптических систем связи участвовали в разработке стандартов широкополосного ММК, разработав рекомендации по выбору интервалов длин волн между каналами для мультиплексирования с разделением по длине волны, в результате чего окно рабочих длин волн сместилось с 850 на 953 нм.

Таблица 1.3

скоростные характеристики классов ММК

Класс ММК	Длительность ММК						
	Ethernet 100	1 Gb Ethernet 1000base-SX	1Gb Ethernet 1000base-LX	10 Gb base-SR	25 Gb Ethernet base-SR-S	40 Gb Ethernet base-SR4	100 Gb Ethernet base-SR10
OM1	200м	257м	(необходимо кабель коммутационного характера, чтобы согласовать режим работы)	-	-	-	-
OM2	200м	550м		-	-	-	-
OM3	200м	550м		300м	70м	100м	100м
OM4	200м	550м		400м	100м	150м	150м
OM5	200м	550м		300м	100м	400м	400м

Поддержка стандарта OM5 стандарту OM4 считается основным требованием для оптимизации оптических систем связи. До того, как начинали использовать оптико-волоконные кабели (ОВК), использовали медножильные кабели, где было необходимо сокращать дальность передачи с увеличением скорости передачи данных. Например, для обеспечения связи со скоростью 40Гбит/с, применять 8-парный кабель. Диаметр такого кабеля по сравнению с диаметром ОВК в разы больше. И прокладка таких кабели в большем объеме, обеспечения оптимального охлаждения вокруг стойки с оборудованием является проблемой.

По производительности ММК считается оптимальным и экономичным решением по сравнению с ОМК и несколько раз его обгоняет. Хотя и стоимость ММК больше, чем ОМК, но финансовые затраты на ремонт и обслуживания сглаживает эту разницу в цене между ММК и ОМК. И еще приемопередатчик ММК требует меньше энергетические затраты, чем приемопередатчик ОМК.

Зависимо от скорости обмена данных приемопередатчик ОМК в полтора раза дороже, приемопередатчика ММК. В связи с ростом производства и прогресс внедрения современных цифровых оптических технологий разница в стоимости ОМК и ММК сокращается. И процедура установления ММ технологий легче, ОМ технологий, что делает с них оптимальным вариантом для применения.

Использование ММ технологии в центрах обработки информации имеет ряд достоинств, именно в корпоративных компаниях:

- гибкость процедуры установления и ремонта поврежденных сегментов ММ технологии;
- финансовые расходы на активации ММ технологии меньше по сравнению с аналогичными ОМ технологиями;
- эффективная экономия электроэнергии;
- легкость и эффективность процесса охлаждения устройств, используемых ММ технологиях.

ММ технология удовлетворяет все требования к высокой скорости и росту объема передаваемых данных необходимые для инфокоммуникационных сетей, web-серверов и моделей обеспечения сетевого доступа.

Развитие технологий передачи сигналов через ММК остается устойчивым, в тоже время имеется несколько известных современных технологических действий, применяемых повсеместно. Примером таких действий является четырехуровневая амплитудно-импульсная модуляция (англ. РАМ-4 – four-level pulse amplitude modulation), которая удваивает объем передаваемой информации за единицу времени, путем применения 4 уровней сигнала. РАМ-4 используется в Ethernet технологиях и оптических каналах. Эта технология увеличивает эффективность спектра, используемого в системах связи, как минимум в два раза по сравнению со

скоростью работы лазера, используемого для отправки информации в той же системе. С улучшением параметра работоспособности лазера используя оптические кабели двойной коэффициент усиления спектральной эффективности остается обеспеченным.

Высокая стоимость является одним из основных недостатков использования сложной системы обработки данных из-за необходимости использования более сложных приемников, работающих на основе тривиальной амплитудной манипуляции. Использование ММ технологии является решением подобной ситуации из-за применения устройств, отвечающих за борьбу с искажениями и коррекции ошибок. Это дает возможность снижения сложности приемника, но при этом проблема синхронизации скорости обработки данных оптическим приемным модулем и процедуры коррекции ошибок, избыточными кодами, в процессоре [4].

Подобным образом высокая скорость передачи данных, необходимой для обеспечения нужд современных цифровых технологий, требует использование модуляций сложного типа, которые требуют необычные механизмы к защите передаваемых данных. В обработку могут приниматься только достоверные данные, что преимущественно при обработке финансовых информационных потоков и не только. Это отражает необходимость использования помехоустойчивых кодов и их важную роль при защите данных.

### **1.5. Принцип построения когнитивных технических систем**

Сегодня ожидается, что технические системы будут все более интеллектуальными, с которыми технические системы должны работать автономно. При этом технические системы должны быть готовы гибко реагировать с точки зрения системного назначения на различные условия окружающей среды. Чтобы реализовать эти способности в технической системе, необходимо раскрыть жесткие механизмы стимул-реакция. Только с такой модифицируемостью можно наконец достичь желаемой гибкости. Такая интерпретация между поглощением стимулов и результирующим поведением в биологических системах будет обеспечена когнитивными способностями. Путем реализации когнитивных способностей в технических системах будет создана возможность снабдить их

соответствующим интеллектом, чтобы справиться со сложностью окружающей среды и задачей, которая должна быть решена в ней. В отличие от классических мехатронных систем, пул альтернативных действий больше не предоставляется технической системе для достижения системной цели в предварительно сконфигурированной и предварительно структурированной среде, но в то же время возможность реагировать на изменения в окружающей среде с точки зрения целей технической системы. Однако интеграция когнитивных способностей доказывает непростую постановку задач. Действительно, их можно получить, описать и / или интерпретировать с технической точки зрения, разработка и, в конечном итоге, их использование влечет за собой множество проблем. Самая большая проблема заключается в том, что когнитивные способности не могут быть реализованы в системе только посредством конфигурации обработки информации. Скорее должна быть реализована системная структура, из которой будут развиваться когнитивные способности.

Благодаря когнитивным способностям техническая система, соответственно, способна адаптировать поведение системы к изменяющимся условиям окружающей среды. Это происходит в зависимости от внешних и внутренних состояний, которые будут субъективно восприниматься системой. Процесс взаимодействия между стимулами и исполнительной реакцией включает в себя частичные функции восприятия и распознавания, кодирования, запоминания и забывания, мышление и решение проблем, контроль моторных функций и использование языка как формы общения. Когнитивные способности будут генерироваться только в том случае, если все упомянутые характеристики будут выполнены системой. От степени их развития снова зависит степень когнитивных способностей.

Поэтому для того, чтобы с уверенностью признать когнитивные способности системным свойством, необходимо ответить на вопрос, как должна выглядеть соответствующая системная архитектура, чтобы техническая система могла автономно и целенаправленно реагировать в конкретной ситуации. На первый

взгляд, три компонента доказывают важность интеграции когнитивных способностей, которые кратко описаны ниже.

**Обработка информации:** когнитивные процессы рассматриваются как вычислительные процессы. Поэтому в области когнитивных наук и искусственного интеллекта были разработаны специальные когнитивные архитектуры для выполнения сложной обработки данных на основе элементарных механизмов и для этого существует несколько различных подходов. Обработка данных относится к задаче: взаимодействовать с окружающей средой в реальном времени, создавать содержимое памяти и выделять его для представления, а также допускать набор альтернативных действий в точках принятия решений.

**Воплощение:** среди них понимается основное техническое оборудование, с помощью которого осуществляется реальная физическая работа системы. С одной стороны, это техническое оборудование должно быть спроектировано для целей системы с учетом ограничений. В противном случае степень свободы технической системы будет ограничена выбором используемых физических эффектов. С его помощью воплощение обеспечивает постоянные во времени условия для когнитивных способностей системы, которые проявляются в соответствующем поведении. Элементарные механизмы способности действовать служат основой для процессов обработки информации в соответствии с определением для установления физических граничных значений. Крайне важно, чтобы только реальная базовая система создавала ссылку на окружающую среду и техническую систему, что позволяет воспринимать данные и преобразовывать их в информацию. Тем самым возрастает значимость экологической информации и выполняемых действий. Важность воплощения становится очевидной при анализе мехатронных систем, которые будут разработаны сегодня: уже с помощью сравнительно простой чисто реактивной обработки информации мы можем управлять сложными средами (например, автономными транспортными средствами). Однако для этого сегодня среда будет точно предопределена, а вместе с ней и определена. Это может быть одной из причин, по которой автономное транспортное средство в миссии на Марс

не удалось, потому что здесь нельзя было заранее продумать все условия окружающей среды.

**Управление знаниями:** чтобы описать архитектуру системы как можно более широко, это кажется значимым, если рассматривать фактическое хранилище знаний и подготовку знаний не как часть когнитивной архитектуры. Отдельно стоит рассмотреть управление знаниями. Когнитивные архитектуры в конечном итоге конкретизируют только свою абстрактную спецификацию. Знание системы будет в конечном итоге разделено на так называемые фактические знания и производственные правила или схемы действий. К фактическим знаниям, прежде всего, необходимо учесть предельные значения из варианта осуществления, из них вывести необходимые опорные значения для приложения в производственных правилах. Правила производства или схемы действий против описывают правила, которые должны соблюдаться при возникновении определенной ситуации.

Сегодня для разработки продукта доступно множество методов, которые позволяют инженеру разрабатывать продукты для системных целей в соответствии с требованиями. Таким образом, основное соображение состоит в том, чтобы всегда извлекать из заранее продуманной среды граничные условия для развития, а также заранее продумывать и структурировать будущую среду занятости. Чем больше параметров и факторов влияния при этом следует учитывать, тем сложнее становятся разрабатываемые технические системы в целом. Как заметно проблематично, тем самым снова и снова оказывается, что условия окружающей среды неожиданно возникают и / или не учитываются. Такие события затем приводят к системным сбоям с более или менее серьезными последствиями.

С реализацией когнитивных способностей в технических системах можно бороться, разрушая жесткие связи между датчиками и исполнительными механизмами и устраивая модифицируемые. Эти модификации происходят в зависимости от ситуации, то есть в зависимости от текущего описания окружающей среды и внутренних состояний технической системы. Таким образом, под описанием ситуации будет пониматься сумма всех данных датчика (внешнего и внутреннего) в определенный момент времени. Основой для этого является

трехуровневая архитектура, в соответствии с которой производственные правила в технической системе будут разделены и воплощены в обработке данных. В то время как самый низкий реактивный уровень определяется жесткими связями между датчиками и исполнительными механизмами, ассоциативный и когнитивный уровни должны обеспечивать возможность модификации цепей датчиков и исполнительных механизмов. Тем самым будут созданы автономно действующие системы, способные ориентироваться в любой среде. Однако вопросы надежности системы, безопасности пользователя и безопасности среды должны быть проанализированы, предыдущие подходы к решению этих проблем могут быть перенесены только условно.

Технические системы, которые мы постоянно используем в нашей повседневной жизни (бытовая техника, развлекательная электроника, смартфоны, билетные автоматы, прикладные системы и электронные услуги всех видов {становятся все более \ умными ", так как циклы инноваций продолжают ускоряться. Их функциональность меняется, становится все более универсальным и сложным. Наше желание или даже наша необходимость использовать эти инновационные продукты и услуги в их полном объеме часто диаметрально противоположны их недостаточному удобству в использовании и простоте использования. Объемные инструкции по эксплуатации, длинные подсказки в меню и их отсутствие помощь — это лишь некоторые из препятствий, которые существенно мешают безбарьерному и действительно простому использованию этих систем.

### **1.6. Системы перестановочного декодирования на базе когнитивных карт**

Ключевым элементом процесса развития цифровой экономики Российской Федерации является объем информации, в основе которой лежат прогрессивные, когнитивные, радиотонные технологические решения, «большие» данные, искусственный интеллект, виртуальные методы дополненной реальности с широким использованием сети. технологии. Интенсивное развитие этих

технологий напрямую влияет на цифровую трансформацию авиакомпаний, для которых вопросы авиационной безопасности являются актуальной задачей, которую необходимо решать путем синтеза новых технологических решений из различных предметных областей. Особое значение в этой серии имеют высоконадежная биометрическая идентификация пассажиропотока, внедрение сетевых технологий на основе многомодовых оптических линий и использование помехоустойчивого кодирования для эффективного использования данных и их надежного хранения. Это связано с тем, что процедура биометрической идентификации объективно связана с обработкой большого количества данных в ограниченном временном интервале. Это объясняет использование оптических линий, которые по экономическим причинам не могут быть одномодовыми, а поскольку многомодовые оптические линии имеют относительно низкие характеристики передачи оптических сигналов, возникает проблема защиты данных от воздействия деструктивных факторов. Кроме того, принципиальное значение имеет вопрос защиты конфиденциальных данных и параметров системы в системе хранения данных. Матрицей эквивалентного кода, которая однозначно отвечает конкретной перестановке нумераторов ранжированного кодового вектора.

В основе метода ПД лежит свойство линейных блочных систематически избыточных кодов сохранять свою весовую структуру для различных наборов информационных символов длиной  $k$ . По сути, перестановки элементов кодовой комбинации длины  $n > k$  осуществляются на основе определенной концепции. Например, приоритет отдается символам с наивысшими градациями рейтинга надежности. Чем ближе принятое значение мягкого решения к математическому ожиданию таких оценок, тем выше индекс мягкого решения символа. можно сформировать комбинацию эквивалентного кода (ЭК), переставив символы с наиболее надежные оценки положения информационных битов на приемной стороне и их кодирование. Вес такой комбинации будет адекватен весу комбинации исходного кода, если обратные перестановки выполняются в комбинации ЭК, комбинация исходного кода и комбинация реорганизованного

кода будут точно совпадать. Поразрядное сложение таких комбинаций при отсутствии помех даст нулевой вектор.

Актуальность такого перехода подчеркивается возможностями использования перестановочного декодирования в современных когерентных сетях, которые характеризуются противоречиями в отношении все более и более возрастающих скоростей обмена данными в оптических системах, при этом некоторые технологии отстают в скорости обработки данных в кодек-процессоры таких систем. В то же время следует отметить, что в перспективных когерентных сетях наблюдается тенденция к использованию недвоичных корректирующих кодов, что требует изучения таких кодов для решения задач повышения спектральной и энергетической эффективности этих систем. В связи с этим рассмотрим технологию перестановочного декодирования линейных систематических кодов на примере недвоичного кода Рида-Соломона (РС) более подробно.

В самом общем случае процесс перестановочного декодирования для блочных кодов можно представить выражением

$$P_d(t) = \begin{cases} x_n(t) = I(t) + n(t); \\ D(t). \end{cases} \quad (1.17)$$

В выражениях (1.17) введены следующие обозначения:  $x_n(t)$  – случайный компонент процедуры декодирования, включающий в себя случайный процесс  $I(t)$  выбора кодового слова, семантически соответствующего передаваемому сообщению в качестве источника информации и случайного процесса  $n(t)$  влияния помех в канале связи, используемом системой передачи данных на физическом уровне.

Параметр  $D(t)$  – является детерминированным компонентом процесса декодирования, который выражается в связи с конкретной перестановкой символов из соответствующего ЭК.

Предположим, что при реализации процедуры (1.6) во время работы декодера в момент времени  $t_1$  формируется перестановка нумераторов столбцов вида

перес ( $t_1$ ) и для такой перестановки декодер выполнил все действия, связанные с поиском обратной матрицы  $Q^{-1}(t_1) = \frac{M_Q^T}{\Delta}$ , где  $Q$  – матрица столбцов в позициях  $k$  наиболее надежных элементов,  $M_Q^T$  – транспонированная матрица миноров матрицы  $Q$  и  $\Delta \neq 0$  определитель этой матрицы. Указанная процедура является ключевой для поиска генераторов матриц ЭК  $G_{\text{пере}}^{\text{сис}}(t_1)$ , при этом  $t_1$  – время, потраченное на производство расчетов. Впоследствии при передаче данных может возникнуть ситуация, когда перестановку нумераторов столбцов можно повторить в произвольный и дискретный момент времени  $t_1$ . В соответствии с классической концепцией систематических блочных кодов ПД декодер повторно выполняет поиск  $G_{\text{пере}}^{\text{сис}}(t_1) = G_{\text{пере}}^{\text{сис}}(t_1)$ . В этой ситуации процессор приемника крайне непродуктивен [35, 37]. На этом фоне возникает несколько научных проблем:

- можно ли запомнить результат вычисления матрицы  $G_{\text{пере}}^{\text{сис}}(t_1)$  в ОЗУ процессора приемника и использовать его в случае повторной перестановки н столбцов нумераторов  $i$ -й момент времени за счет образования составляющей  $D(t)$ ;

- возможно ли использование когнитивных методов обработки данных в декодере-приемнике, когда перестановочный декодер на первых этапах обработки данных работает в соответствии с классической концепцией, но запоминает результаты обработки текущих перестановок нумераторов столбцов и гибко использует эти результаты по мере их накопления в ОЗУ, образуя область  $D(t)$ ;

- возможно ли получение результатов перестановок нумераторов столбцов за счет внешних вычислительных ресурсов и внесение их в память декодера на этапе его предварительной подготовки к работе;

- допустимо ли хранить в ОЗУ процессора приемника весь объем возможных результатов оценки перестановок числителей столбцов;

- как должна быть организована память для хранения результатов перестановок, чтобы быстро и эффективно искать перестановку, необходимую в текущий момент.

Было обнаружено, что все вышечисленные проблемы имеют положительное решение, которое обеспечивает значительный выигрыш в скорости

обработки данных в декодере за счет замены сложных матричных вычислений на определенный объем памяти, необходимый для когнитивной карты декодера (ККД). Мы покажем это на примере кода РС (7, 3, 5).

Пусть выбранные номера надежных символов в некотором принятом векторе кода RS будут позициями 2 5 4 и пусть нумераторы менее надежных символов составляют последовательность 3 6 7 1. Тогда порождающая матрица кода принимает вид, а нижние индексы обозначают нумераторы столбцов, а верхние индексы обозначают степени примитивного элемента поля  $GF(2^3)$ .

$$G = \begin{pmatrix} \alpha_1^0 & 0_2 & 0_3 & \alpha_4^4 & \alpha_5^0 & \alpha_6^4 & \alpha_7^5 \\ 0 & \alpha^0 & 0 & \alpha^2 & \alpha^0 & \alpha^6 & \alpha^6 \\ 0 & 0 & \alpha^0 & \alpha^3 & \alpha^0 & \alpha^1 & \alpha^3 \end{pmatrix} \Rightarrow G_{\text{пер}} = \begin{pmatrix} 0_2 & \alpha_5^0 & \alpha_4^4 & 0_3 & \alpha_6^4 & \alpha_7^5 & \alpha_1^0 \\ \alpha^0 & \alpha^0 & \alpha^2 & 0 & \alpha^6 & \alpha^6 & 0 \\ 0 & \alpha^0 & \alpha^3 & \alpha^0 & \alpha^1 & \alpha^3 & 0 \end{pmatrix} \quad (1.18)$$

Переставленную матрицу из выражения (1.18) легко перевести в систематическую форму.

$$G_{\text{пер}}^{\text{сис}} = \begin{pmatrix} \alpha^0 & 0 & 0 & \alpha_3^2 & \alpha_6^6 & \alpha_7^2 & \alpha_1^6 \\ 0 & \alpha^0 & 0 & \alpha^5 & \alpha^5 & \alpha^4 & \alpha^4 \\ 0 & 0 & \alpha^0 & \alpha^1 & \alpha^3 & \alpha^3 & \alpha^1 \end{pmatrix} \quad (1.19)$$

Было установлено путем проверки, что четвертый столбец из композиции нумерации  $r$  из выражения (1.19) с неизменной последовательностью и любой последовательностью нумерации из соответствующей третьей нумерации. Пятый столбец будет соответствовать нумерации 6, а остальные столбцы будут соответствовать номерам 7 и 1. Из этого следует, что изменение порядка нумерации в этой части матрицы при линейных преобразованиях не меняет структуру столбцов, и этот коэффициент используется для экономии вычислительных ресурсов.

Последовательность нумераторов из набора достоверных символов соответствует перестановкам строк проверочной части матрицы в выражении (1.6). Возникает идея ввести специальный оператор, который мы называем оператором быстрых матричных преобразований (БМП).

Поэтому для многих перестановок  $k! + r!$ , есть только одна выборка эталонной матрицы, которая должна храниться в ККД-матрице. В процессе оперативной работы декодера для быстрого нахождения необходимого стандарта и

быстрого его преобразования нумерация строк и столбцов стандартной матрицы должна быть сохранена в памяти ККД в лексикографическом формате.

Пусть в когнитивной карте декодера сохранен эталонный образец с числителями вида 2 4 5 и 1 3 6 7. Заметно, что лексикографические числители упорядочены. Поиск эталонной матрицы в систематическом виде после исключения единственной матрицы из ее состава имеет вид:

$$\begin{array}{cccccc} \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^6 & \alpha^2 & 2 & \\ \alpha^1 & \alpha^1 & \alpha^3 & \alpha^3 & 4 & \\ \alpha^4 & \alpha^5 & \alpha^5 & \alpha^4 & 5 & \\ 1 & 3 & 6 & 7 & & \end{array} \quad (1.20)$$

В выражении (1.9) нумерация строк и столбцов указана отдельно от элементов матрицы для дополнительного удобства. Справочная матрица в памяти ККД позволяет получить матрицу ЭК всего за три шага. Собственно: вызов матрицы из памяти ККД по сформированному набору нумерации, затем перестановка строк и перестановка столбцов. Из выражения (1.9) и наборов нумерации в формате 2 4 5 и 1 3 6 7 получаем последовательность действий

$$\begin{array}{cccccc} \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^6 & \alpha^2 & 2 & \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^6 & \alpha^2 & 2 & \alpha^2 & \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^2 & 2 \\ \alpha^1 & \alpha^1 & \alpha^3 & \alpha^3 & 4 & \Rightarrow & \alpha^4 & \alpha^5 & \alpha^4 & \alpha^3 & 5 & \Rightarrow & \alpha^5 & \alpha^4 & \alpha^3 & \alpha^5 & 4 \\ \alpha^4 & \alpha^5 & \alpha^5 & \alpha^4 & 5 & & \alpha^1 & \alpha^1 & \alpha^3 & \alpha^3 & 4 & & \alpha^1 & \alpha^3 & \alpha^3 & \alpha^1 & 5 \\ 1 & 3 & 6 & 7 & & & 1 & 3 & 6 & 7 & & & 3 & 6 & 7 & 1 \end{array}$$

Полученный результат соответствует результату, полученному выше с использованием классической процедуры генерации порождающей матрицы эквивалентного кода. Сравнительный выигрыш по количеству операций при реализации матричных вычислений и предлагаемой методике представлен в таблице 1.4.

Примечательно, что для получения искомой матрицы из эталонной формы было предпринято всего  $n$  шагов, не связанных с выполнением арифметических операций в поле Галуа  $GF(2^3)$ . Метод БМП значительно улучшает ситуацию сокращения вычислительных затрат. Выявленные закономерности позволяют снизить сложность реализации декодера от значения  $O(n^3)$ , характерного для подавляющего большинства матричных вычислений, до значения  $O(n)$  сложность,

соответствующего линейным данным преобразований. Оценка необходимого объема карты памяти проводилась относительно возможностей программируемой логической интегральной схемы (ПЛИС) «Альтера», объем которого был принят за 100%.

Таблица 1.4

Оценка полученных выигрышей.

Код РС (7, 3, 5)	Код РС (15, 3, 11)	Код РС (15, 9, 7)	Код РС (15, 13, 3)
Количество арифметических операций при выполнении матричных вычислений			
336	2410	2912994	68584334026
$6720 \cdot 10^{-9}$ сек.	$48200 \cdot 10^{-9}$ сек.	$58259880 \cdot 10^{-9}$ сек.	$1371686680520 \cdot 10^{-9}$
Количество перестановок строк и столбцов в реализации БМП			
7	15	15	15
$140 \cdot 10^{-9}$ сек.	$300 \cdot 10^{-9}$ сек.	$300 \cdot 10^{-9}$ сек.	$300 \cdot 10^{-9}$ сек.
Увеличение количества операций			
48 раз	$1.6 \cdot 10^2$ раз	$9.7 \cdot 10^2$ раз	$2.3 \cdot 10^2$ раз

Значительный выигрыш в объеме требуемой памяти когнитивной карты приведена с учетом циклических свойств кодов РС. Результаты анализа представлены в таблице 1.5

Таблица 1.5

Оценка необходимого объема памяти когнитивной карты декодера относительно внутренней памяти ПЛИС.

Код	Полный набор матриц	БМП с системой справочных матриц	Учет циклических свойств эталонных матриц.
РС (15, 11, 5)	5715950%	1.5%	0.1%
РС (15, 7, 9)	43300%	8.6%	0.5%
РС (255, 251, 5)	Очень большой объем	625%	15%

Полученные результаты позволяют утверждать, что использование ПД на принципах БМП однозначно обеспечивает защиту и обработку данных в требуемые промежутки времени. В то же время следует отметить, что перестановочное декодирование может значительно повысить надежность хранения данных и эффективность их восстановления в случае потери.

### 1.7. Выводы по главе

1. Доказана целесообразность снижения максимальной оценки ЦМРС в каналах с АГБШ, позволяющая получить незначительный выигрыш при ранжировании данных, но снизить время обработки сигналов управления процессором СУРВ в 2 раза при использовании алгоритма распространения доверия.

2. Показано, что система лексикографического хранения и поиска эталонных матриц эквивалентных кодов из состава когнитивной карты, обеспечивает снижение требований к объёму памяти когнитивной карты декодера за счёт использования свойств циклических орбит допустимых в коде перестановок.

3. Показано, что регулярный метод поиска отрицательных подстановок кода на основе знаний его весового спектра совместно с применением метода кластерного разбиения общего пространства кодовых комбинаций, по сравнению с методом прямого перебора, способствует повышению производительности декодеров.

## ГЛАВА 2

# ИССЛЕДОВАНИЕ И МОДИФИКАЦИЯ МЕТОДОВ ФОРМИРОВАНИЯ МЯГКИХ РЕШЕНИЙ В СИСТЕМЕ ДВОИЧНЫХ ЦИФРОВЫХ КОМАНД УПРАВЛЕНИЯ

### 2.1. Постановка задачи

Метод перестановочного декодирования (ПД) в современных системах обмена данными приобретают все более возрастающее значение [33 – 38, 43, 103, 117, 121]. Это связано с повышенными возможностями такого метода по исправлению ошибок, с возможностью относительно простого использования его в алгоритмах защиты семантической составляющей данных. Многие известные подходы к проблеме защиты данных от ошибок решаются на основе применения достаточно длинных кодов в сочетании с итеративными преобразованиями принятых приемником кодовых векторов. К ним можно отнести методы турбокодирования [1, 52, 53, 57, 130], способы защиты данных от помех на основе кодов с низкой плотность проверки на четность [107, 115, 118, 142, 152], полярных кодов [154, 155]. Избыточное кодирование находит широкое применение в системах криптографической защиты данных именно в формате ПД [144, 145, 148]. Достоинством названных систем следует считать возможность достижения за счет итеративных преобразований вероятности ошибки на бит в пределах  $10^{-3} - 10^{-5}$  при значениях отношения сигнал/ шум на уровне 2 дБ. Недостатком указанных методов защиты данных с точки зрения применения их в СУРВ является большая длина кодовых векторов и сложность реализации декодеров.

Для реализации ПД необходимы целочисленные мягкие решения символов (ЦМРС) для каждого элемента кодовой комбинации, обрабатываемой декодером. Подобные решения требуются как для двоичных кодов, так и для недвоичных кодовых конструкций [1-4]. В работе [5] было показано, что для двоичных кодов целесообразно иметь максимальную оценку, равную  $7_{10}$ . Это объясняется тем, что значение  $7_{10}$  в двоичной системе представляется всего тремя битами  $111_2$  и этот фактор положительно сказывается на экономной реализации схемных решений.

Следует уметь, что автор работы [5], применяя ЦМРС для сверточных кодов, не имел в виду метод ПД, в котором МРС необходимы для ранжирования символов по надежности на длине кодового вектора. В работе доказывалось, что подобная практика формирования ЦМРС оказывается неэффективной для большинства каналов связи с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ). Предлагается понизить значение индекса максимальной оценки МРС до значения  $3_{10}$  или  $11_2$ , поскольку максимум значения плотности распределения вероятности в таких каналах, как правило, не выходит за пределы единицы. В первом приближении, это позволяет вдвое сократить время ранжирования символов, что повышает функциональные характеристики процессоров приемника данных СУРВ. Дается строгая вероятностная оценка предложенного подхода. Поэтому целью данной главы является вероятностная оценка способа минимизации значений ЦМРС для снижения сложности реализации процессора декодера и использовании их в системе итеративных преобразований при реализации алгоритма «распространения доверия».

## **2.2. Оценка рабочих параметров мягких решений символов в гауссовском канале**

Мягкие методы декодирования позволяют получить энергетический выигрыш в телекоммуникационной системе до 3 дБ. Для получения ЦМРС в работе [5] была предложена многопороговая схема, которая разбивает интервал оценки принятого сигнала, начиная от жесткого порога принятия решения до математического ожидания, на восемь равных интервалов с кортежем целочисленных значений ЦМРС от 0 до 7 включительно. В последующем в ряде работ других авторов было показано, что переход от целочисленных оценок к их действительным значениям приводит к потере энергетической эффективности всего в 0,2 дБ [6]. Вместе с этим не отмечено ни одной работы, в которой дедалась бы практическая оценка справедливости максимальной оценки 7.

По сути, энергетический выигрыш в 3дБ обещает широкое применение решающих схем с ЦМРС в сенсорных сетях. В таких сетях важна экономия энергоресурсов элементов питания автономных источников информации. Однако

высокие значение максимальной оценки ЦМРС потребует в последующей обработке принятой информации определенных затрат энергоресурсов для выполнения процедуры ранжирования символов по их значениям ЦМРС, необходимых для реализации мягкого декодирования данных.

Вероятность ошибки на бит в канале с АБГШ как правило оценивается выражением вида

$$p_b(\sigma^2) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} \int_{-\infty}^0 e^{-\frac{(x-\sqrt{E_b})^2}{2\sigma^2}} dx \quad (2.1),$$

где  $\sigma^2$  – дисперсия белого шума;  $E_b$  – энергия сигнала на бит. Очевидно, если случайная величина  $x$  принимает значение  $x = \sqrt{E_b}$ , то подынтегральное выражение принимает значение равное единице и тогда максимальное значение выражения (1)  $\max p_b(\sigma^2)$  становится равным максимальному значению плотности распределения вероятностей (ПРВ) в точке математического ожидания. По сути, это площадь фигуры и по этой причине значение  $\max p_b(\sigma^2)$  для отдельных  $\sigma^2$  может оказаться больше единицы.

Оценка этого значения для различных дисперсий АБГШ приведена на рисунке 2.1. Заметно, что при минимальной дисперсии  $\sigma^2 = 0,1$  максимальное значение величины ПРВ близко к значению 1,3. При максимальной дисперсии  $\sigma^2 = 1$  значение ПРВ в точке  $x = \sqrt{E_b}$  соответствует величине близкой к 0,4.

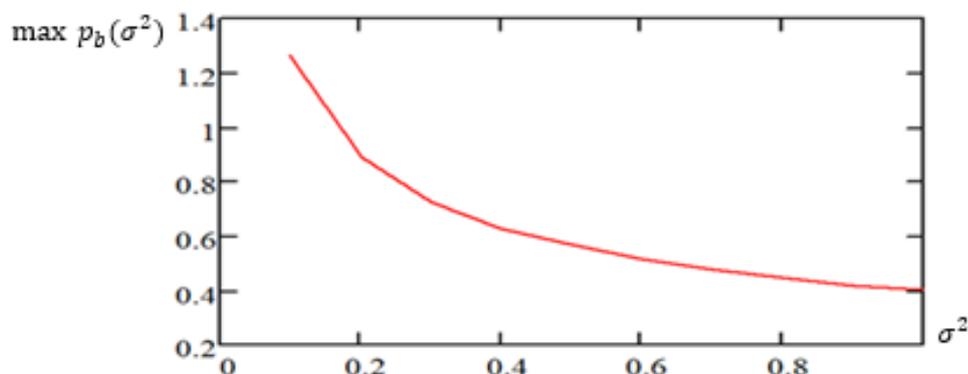


Рис. 2.1. Зависимость ПРВ от дисперсии шума

Полученный результат говорит о том, что максимальное значение мягкого решение  $\lambda_{max} = 7$  не совсем оправдано для использования в процессоре приемника, выполняющего вычисления по формуле

$$\lambda_i(z) = \left\lfloor \left\lfloor \frac{\lambda_{max}}{\rho\sqrt{E_b}} \times z_i \right\rfloor \right\rfloor, \quad (2.2)$$

где  $\rho$  – интервал стирания (обычно  $0 < \rho < 1$ ), а  $z$  – принятое приемником значение сигнала. Функция (2.2) представляет собой линейную зависимость, в которой аргументом является значение  $z$ . В результате возникает целесообразность принять в качестве максимальной оценки хотя бы значение  $\lambda_{max} = 3$ .

По предварительной оценке, это дает ряд преимуществ в организации работы процессора приемника. Во-первых, вдвое уменьшается значимое число оценок, что положительно сказывается на разрядности оценок и на процедуре их сортировки. Отсюда следует ожидать, что время сортировки  $\lambda_i(z)$  на длине кодового вектора уменьшается вдвое. Во-вторых, сокращается цикл формирования перестановочной матрицы, которая является обязательным атрибутом системы ПД. В-третьих, оценка  $\lambda_{max} = 3$  оказывается в большей степени сбалансирована по параметрам канала связи с АБГШ в диапазоне отношений сигнал/шум характерного для подавляющего большинства реальных каналов связи. Исключение составляют только каналы оптической связи по волоконным линиям. Как показано будет ниже для таких каналов при оценке ЦМРС целесообразно использовать выражение (2.2). Для всех других каналов связи в ходе выработки ЦМРС рекомендуется программировать процессор приемника в соответствии с выражением вида:

$$\lambda_i(z) = \left\lfloor \left\lfloor \frac{3}{\rho\sqrt{E_b}} \times z_i \right\rfloor \right\rfloor. \quad (2.3)$$

Предположим, что в регистре из семи элементов, например, для кода Хэмминга (7, 4, 3) накоплены МРС вида 1234567. При их сортировке по варианту (2.2) в обратном порядке, когда наиболее надежные символы должны оказаться в левой части регистра, потребуется семь последовательных обращений к процедуре сортировки ЦМРС для получения кортежа данных в виде 7654321. При использовании варианта (3) потребуется (для кортежа данных вида 0112233)

потребуется всего четыре таких обращения для формирования последовательности МРС в формате 3322110. Естественно, многообразие реальных сочетаний МРС в ходе оперативной обработки данных приведенный пример не отражает, поэтому в ходе исследований была предложена и испытана имитационная модель канала с АБГШ, которая позволила выявить некоторые незначительные преимущества варианта (2.3) для последовательностей длиной  $n = 15$ . Один из результатов испытания модели представлен в таблице 2.1. Заметно лишь некоторое преимущество по реализации процедуры сортировки данных ЦМРС по варианту (2.3).

Таблица 2.1.

Пример результатов сортировки МРС пятнадцатирядного регистра

$\sigma^2$	1	0,9	0,8	0,7	0,6	0,5	0,4	0,3	0,2	0,1
Вариант (2) в %	44	48	45	45	51	46	51	46	37	49
Вариант (3) в %	56	52	55	55	49	54	49	54	63	51

На этом этапе обработки данных не следует ожидать существенного выигрыш по времени, поскольку сортировка символов по их ЦМРС осуществляется достаточно экономным алгоритмом. Дальнейшие исследования показали, что основной выигрыш по времени будет достигнут только при организации итеративных преобразований.

### 2.3. Сравнительная оценка вероятностных характеристик предложенного решения

По своей сути выражения (2.2) и (2.3) являются линейными функциями. Возникает целесообразность сравнить вероятностные характеристики процедур получения ЦМРС для этих вариантов. При этом важно выявить характеристики появления ошибок при формировании ЦМРС с максимальными значениями. Если при реализации процедуры ПД в группу надежных  $k$  символов будет отфильтрован символ с высокой оценкой надежности, но имеющего ошибочное значение

жесткого решения, то результат декодирования окажется неправильным. На рисунке 2.2 приведены указанные характеристики.

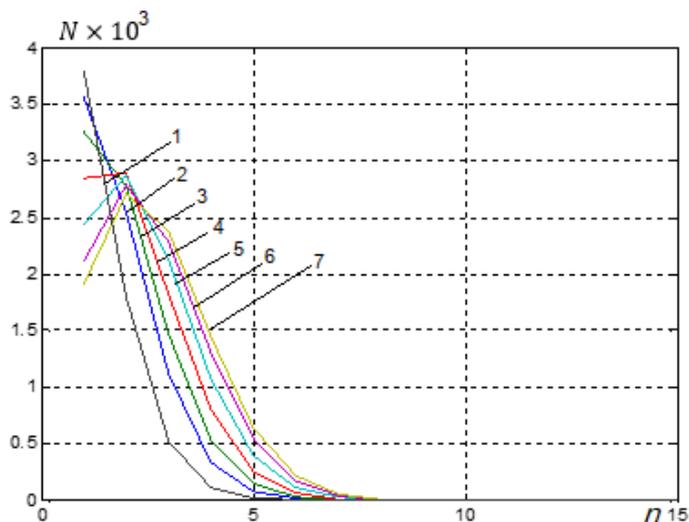


Рис. 2.2. Распределения оценок ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 1$

Таблица 2.2

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 1$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.3443	0.2142	0.1412	0.0878	0.0535	0.0329	0.0215	0.0068

Важно отметить, что наиболее нежелательным явлением является совпадение ошибочных решений с ЦМРС, имеющих высокий показатель. Именно это явление приводит к ошибочному декодированию кодовых векторов при реализации процедуры ПД. Минимизировать подобный исход возможно только за счет применения метода «распространения доверия», когда отдельные ЦМРС повышают свои значения за счет алгебраических связей с другими индексами принятой кодовой комбинации. Видимо реализация подобного подхода из-за своей непредсказуемости возможна только на пути комплексного применения алгебраических методов и регулярного метода повышения значений ЦМРС по Байесу [2].

Аналогичные характеристики для варианта (2.3) приведены на рисунке 2.3 и в таблице 2.3. Заметно, что (по крайней мере, для минимальной и максимальной оценки) близость результатов испытания имитационной модели. Таким образом, изменение максимальной оценки в выражении (2.3) не привело к дефекту

предположений о целесообразности замены выражения (2.2) на выражение (2.3) для каналов с АБГШ.

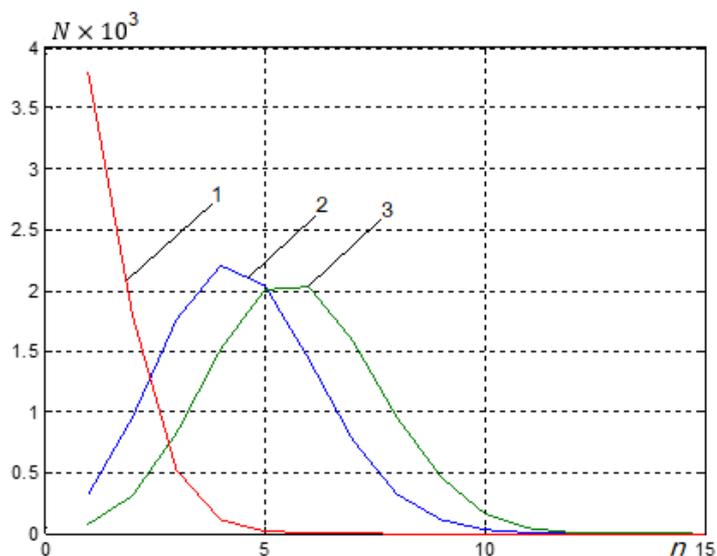


Рис. 2.3. Распределения оценок ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 1$

Таблица 2.3

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 1$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.6138	0.2144	0.0689	0.0070

Следует заметить, что число испытаний имитационной модели в каждом эксперименте составляло  $10^6$  символов, что обеспечивает приемлемую погрешность процедуры моделирования. Эксперимент показал, что при различных отношениях сигнал/шум указанные выше закономерности для соотношений (2.2) и (2.3) сохраняются, как показано на рисунках 2.4 и 2.5, а также соответствующих им таблиц 2.4 и 2.5.

На примере графика рисунка 2.3 можно утверждать, что при относительно высоких уровнях мешающих факторов на длине кодового вектора  $n = 15$  вероятно появление до шести ошибочных символов с ЦМРС равным 3. Максимальная вероятность такого события  $7 \cdot 10^{-3}$ . Следовательно, необходимо предпринимать дополнительные меры для правильного отбора информационных символов в процедуре ПД для минимизации ошибочного декодирования переставленного

вектора. С этой целью целесообразно использовать дополнительные проверки четности в сочетании с итеративными преобразованиями ЦМРС.

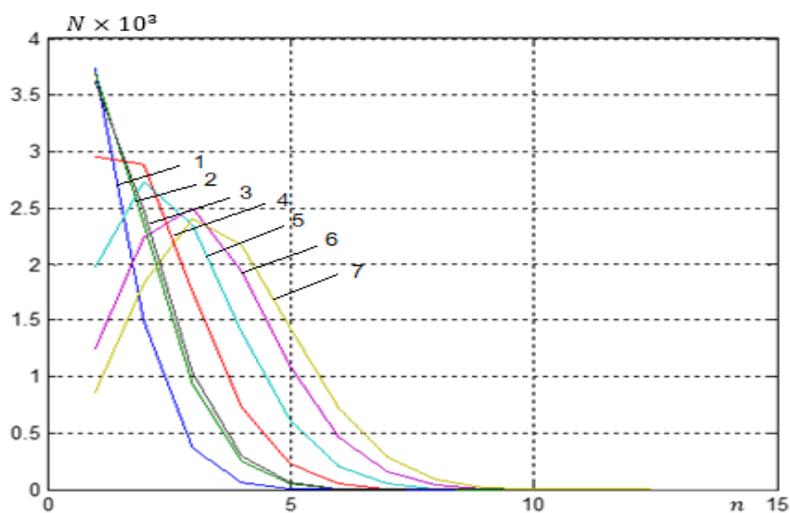


Рис. 2.4. Распределения оценок ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,5$

Таблица 2.4

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,5$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.1103	0.0518	0.0224	0.0087	0.0031	0.0011	0.0003	0.0001

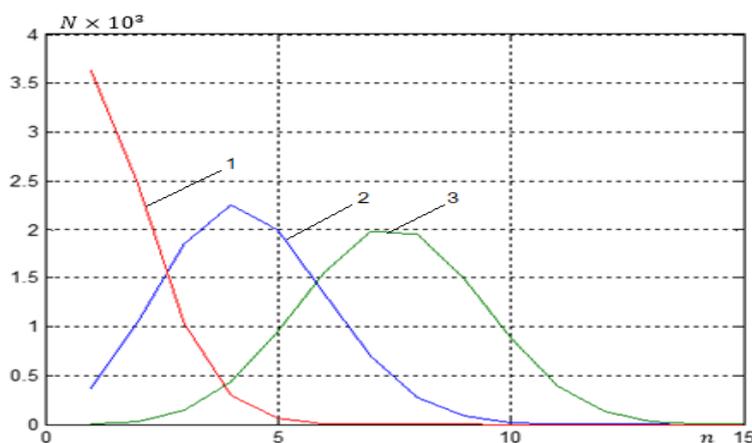


Рис. 2.5. Распределения оценок ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,5$

Таблица 2.5

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,5$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.1725	0.0236	0.0020	0.0001

Таким образом, применение варианта формирования ЦМРС в соответствии с выражением (2.3) для каналов с АБГШ допустимо и оправдано. Полные данные приведены в Приложении А.

#### **2.4. Особенности формирования мягких решений символов в оптических каналах связи**

Стремление эффективно использовать возможности пропускной способности ОВЛ привело к созданию и активному развитию систем с многоуровневыми видами модуляции. Этот приём позволяет относительно корректно преодолеть границу Найквиста и повысить скорость передачи данных в ограниченной полосе частот, за счёт увеличения индекса модуляции относительно двоичных преобразований сигнала в то или иное число раз [1, 6, 7]. Естественно, многоуровневые сигналы приводят к повышению сложности в способах их преобразования, методах фиксации электрических параметров и их интерпретации в характеристики оптических сигналов передатчика или, наоборот, в электрические сигналы приёмника, которые могут искажаться в большей или меньшей степени из-за рассогласований многослойной глазковой диаграммы. Для приёмника эта проблема решается относительно сложно ввиду требований обеспечения тактовой синхронизации, поддержания характеристик цифровой фильтрации и декодирования последовательности битов, которые приводят к дополнительным усилиям при реализации модема [1].

Двоичная амплитудная модуляция без перехода через ноль NRZ (Non Return to Zero) является интуитивным и простым форматом модуляции, активно использовавшимся на протяжении десятилетий, как для электрической, так и для оптической передачи данных. Однако, по мере того как серийные скорости обмена данными увеличивают до 25 Гбит/с и выше, высокоскоростные линии передачи данных на технологии NRZ, реализованной с использованием печатных плат сталкиваются со значительными потерями качества обрабатываемого сигнала. Этот эффект в первую очередь связан с высокочастотным влиянием во время передачи сигнала по элементам печатной платы, регуляторами мощности и

различными индуктивностями как в подключаемом трансивере, так и в хост-порту. Что ещё более важно, он требует сверхбыстрого электрического драйвера и широкополосного лазера с распределённой обратной связью для компенсации, что делает скорость даже в 50 Гбит/с при применении NRZ непрактичной по меркам сегодняшнего дня.

Для протяжённых по дальности оптических систем связи характерны: групповая дисперсия, поляризационно-модовая дисперсия, нелинейные эффекты в волокне и накопление шумов. Всё это приводит к расплыванию импульса, временному джиттеру и т.п. Глазковая диаграмма в измерительных системах формируется вследствие многократного наложения (суперпозиции) осциллограмм волнового фронта сигнала с одинаковым периодом. Важно отметить, что вероятность ошибки на бит  $p_b$  в такой системе может быть определена аналогично двоичному каналу связи, поскольку диаграммы плотностей распределения условных вероятностей при сбалансированной глазковой диаграмме для таких моделей практически одинаковы.

Факторов, снижающих качество передачи оптического сигнала достаточно много: дисперсия, нелинейные эффекты, нестабильность, усиленное спонтанное излучение и т.д. Отрицательно воздействуя на сигнала в области нуля  $\mu_0$  или в области единицы  $\mu_1$  (логический 0 или логическая 1) и соответственно их средние квадратичные отклонения  $\sigma_0$ ,  $\sigma_1$ . Используя данные параметры, обычно легко вычисляется коэффициент битовых ошибок для данного сигнала. Для этого сначала рассчитывается  $Q$ -фактор (добротность).

$$Q = \frac{|\mu_0 - \mu_1|}{\sigma_1 + \sigma_0}. \quad (2.4)$$

Далее с помощью формулы (2.4) рассчитывается коэффициент битовых ошибок.

$$p_b(Q) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \frac{Q}{\sqrt{2}} \right) \approx \frac{\exp\left(-\frac{Q^2}{2}\right)}{Q\sqrt{2\pi}}. \quad (2.5)$$

Примеры расчёта зависимости (2.5) показаны в таблице 2.3. Применение представленной методики общепринято, но, к сожалению, она не позволяет указать способ получения мягких решений символов. Действительно, в оптических

системах типа NRZ вероятность битовой ошибки носит вполне приемлемый характер (что следует из таблицы 2.6) и вроде бы нет необходимости использовать дополнительные инструменты для повышения и без того высокого уровня достоверности данных. Однако, как будет показано ниже, перспективные оптические системы с высокими скоростями обработки данных не свободны от факторов, резко снижающих показатель достоверности данных.

Таблица 2.6

Значения вероятности ошибки на бит для различных значений Q-факторов

Q-фактор (дБ)	$p_b(Q)$	Q-фактор (дБ)	$p_b(Q)$
6.00	$2.73 \cdot 10^{-2}$	12.00	$3.63 \cdot 10^{-5}$
7.00	$1.45 \cdot 10^{-2}$	13.00	$4.15 \cdot 10^{-6}$
8.00	$6.77 \cdot 10^{-3}$	14.00	$2.80 \cdot 10^{-7}$
9.00	$2.67 \cdot 10^{-3}$	15.00	$9.64 \cdot 10^{-9}$
10.00	$8.50 \cdot 10^{-4}$	16.00	$1.43 \cdot 10^{-10}$
11.00	$2.08 \cdot 10^{-4}$	17.00	$7.38 \cdot 10^{-13}$

С учётом этого предлагается заменить функцию ошибок на аппарат гауссовского канала связи, который позволит решать задачу повышения достоверности за счёт применения мягких решений символов. По сути, введённый выше, параметр Q-фактор заменяется на параметр отношения сигнал/шум в известном формате

$$h = 10 \log \frac{E_b}{N_0} \text{ (дБ)}, \quad (2.6)$$

где  $N_0$  – спектральная плотность белого шума. График изменения этой величины представлен на рисунке 2.6.

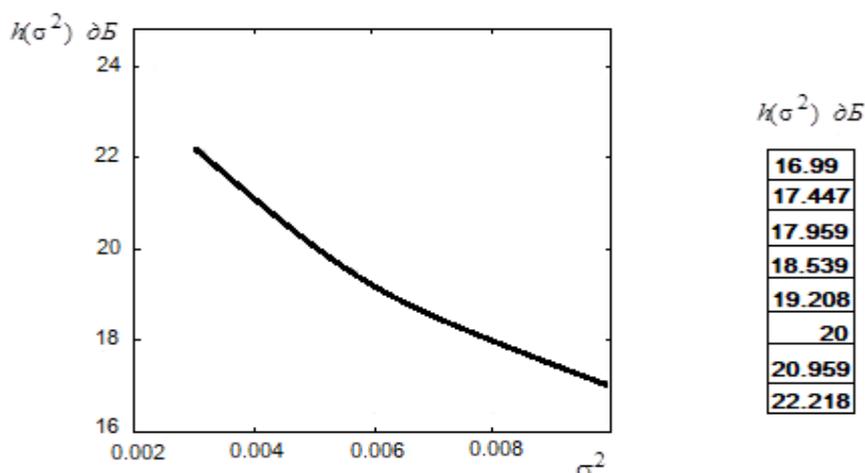


Рис. 2.6. Изменение OSNR, характерного для ОБЛ

Рисунок 2.6 получен в предположении, что  $E_b = 1$ , а  $N_0 = 2\sigma^2$  и учитывает специфику оптических систем связи по диапазону вариаций параметра  $h$ .

Изменения дисперсии шума видно из показателей оси абсцисс. Они незначительны и практически соответствуют уровням  $\mu_0$  и  $\mu_1$ . Тогда введённый выше параметр  $p_b$ , для системы NRZ допустимо представлять аналитическим выражением вида (2.1).

Характеристика вероятность ошибки на бит  $p_b$  для сигналов NRZ при правильной регулировке оптического канала и корректной длине ОБЛ в условиях изменения  $OSNR$  в диапазоне от 16 до 22 дБ и рассчитанная с использованием выражения (2.1) обеспечивает значение  $p_b \leq 10^{-20} \approx 0$ , что соответствует результатам натурных испытаний таких линий, представленных на рисунке 2.7 (а) и (б).

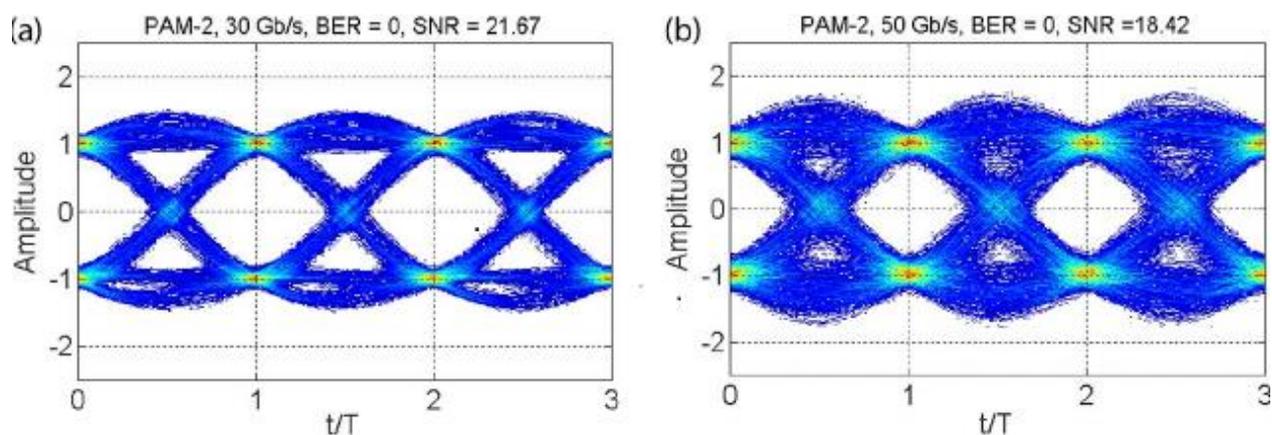


Рис. 2.7. Глазковые диаграммы при различных  $OSNR$

Сравнение диаграмм показывает, что с увеличением шума происходит явное расширение области регистрации сигнала и этот процесс объективно описывается с ростом мешающих факторов и соответствующим ростом дисперсии шумовой составляющей. С повышением интереса к проблеме проектирования объектовых и бортовых оптических систем на базе многомодовых ОБЛ повысилась интенсивность исследования в области когерентных технологий и многоуровневых форматов модуляции для достижения высоких скоростей обмена данными более, чем 25 Гбит/с. Исследования показали целесообразность использования для достижения поставленных целей 4-уровневой амплитудно-импульсной модуляции

РАМ-4. В итоге относительно недорогое техническое решение было принято в системе построения приёмопередатчика таких сигналов, которое в перспективе может быть развито вплоть до скоростей 400 Гбит/с и выше.

В соответствии с критерием Найквиста это позволяет повысить скорость передачи данных, избегая отрицательных явлений, связанных с межсимвольной интерференцией (МСИ). Однако возникает проблема с повышением уровня шума из-за снижения уровня энергии сигнала для группы символов из двух бит. Действительно, фундаментальная теория информации Шеннона накладывает потолок на максимальную скорость в канале связи против доступного отношения сигнал/шум [24, 102]. РАМ-4 жертвует этим параметром для увеличения скорости передачи данных на грани возникновения МСИ. Эквивалент глазковой диаграммы для РАМ-4 состоит из трёх окон, расположенных на одной вертикали по времени регистрации уровня сигнала. Это означает, что отношение сигнал/шум для каждого окна составляет менее одной трети от NRZ. В таком случае в ходе оценки параметра  $p_b$  для значения энергии сигнала на бит требуется введение поправочного коэффициента равного  $1/3$ . Следует также учитывать, что в системе РАМ-4 за один отсчет времени передаётся два бита информации, а это потребует уменьшение показателя энергии ещё в два раза. С учётом сказанного выражение (2.1) преобразуется к виду

$$p_b(\sigma^2) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} \int_{-3\sigma}^0 e^{-\frac{(x - \sqrt{\frac{0,33E_b}{4}})^2}{2\sigma^2}} dx, \quad (2.7)$$

В выражении (2.7) изменены пределы интегрирования, а перед показателем энергии сигнала на бит  $E_b$  появляется коэффициент 0,33, который указывает на появление между четырёх точек регистрации двухбитовых сигналов трёх интервалов. Следовательно, цена одного интервала становится равной  $1/3$ . При этом нет необходимости указывать нижний предел равным бесконечности. Глазковая диаграмма объективно ограничена энергетическими возможностями лазерных элементов ОВЛ, поэтому при очень низких значениях дисперсии вполне уместно

ограничиваться значениями  $3\sigma$ . Характеристика параметра  $p_b$  для выбранных значений отношения сигнал/шум представлена на рисунке 2.8.

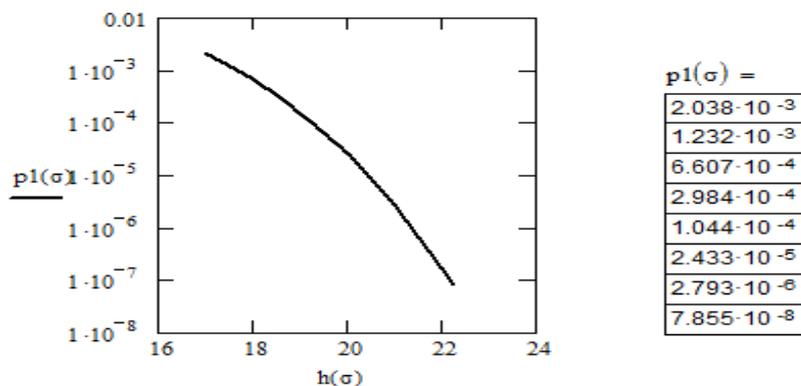


Рис. 2.8. Вероятностная характеристика для PAM-4

Глазковые диаграммы для PAM-4 по результатам натурных испытаний приведены на рисунке 2.9.

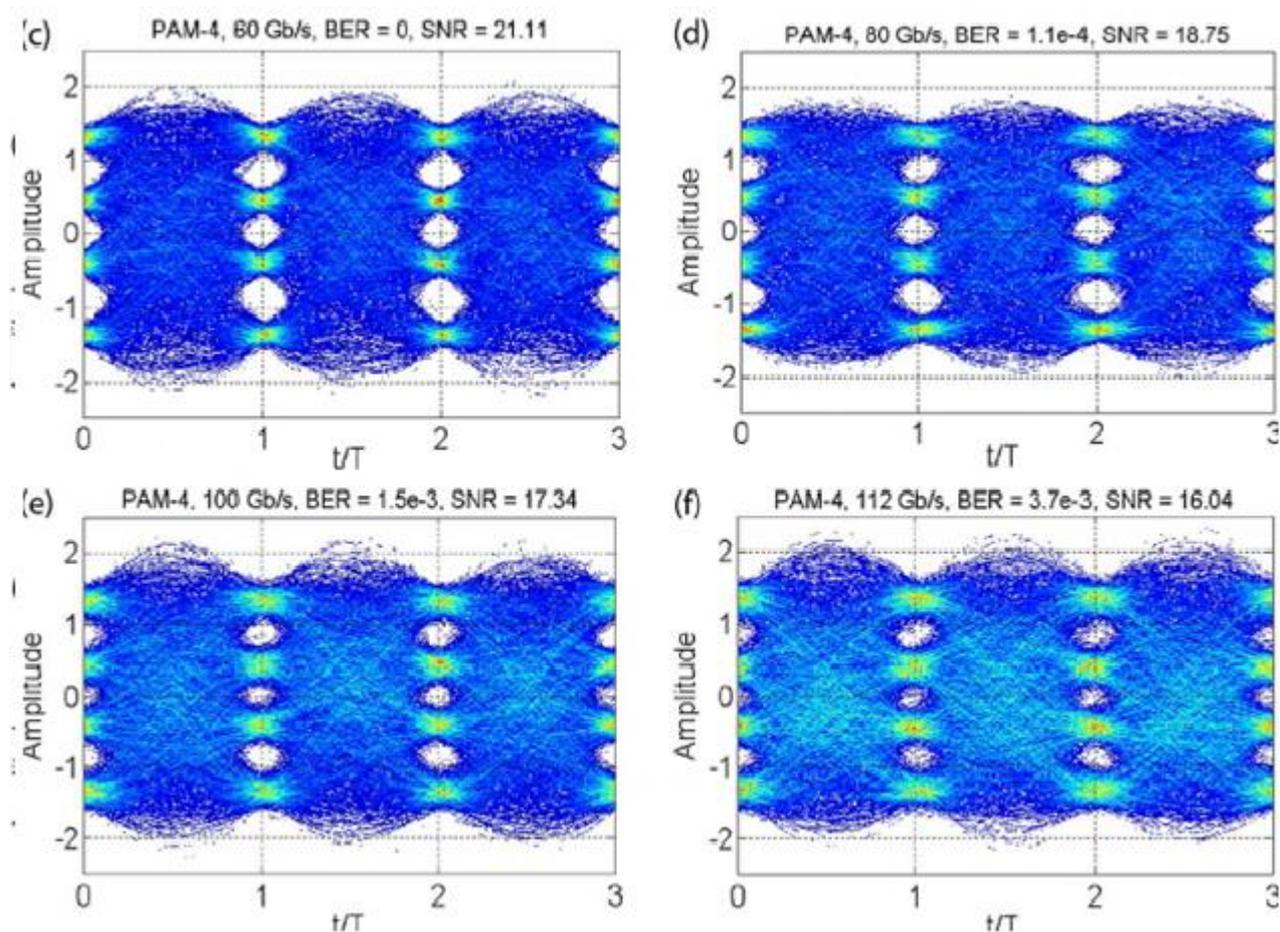


Рис. 2.9. Глазковые диаграмм системы PAM-4 при различных OSNR

Таким образом, исследование ОВЛ на основе гауссовского канала связи не противоречит объективным показателям натурных испытаний и на основании

этого позволяет ввести правила формирования мягких решений символов, обеспечивающих повышение достоверности данных при использовании РАМ-4.

Одновременно с этим заметно, что применение РАМ-4 вполне ожидаемо увеличивает величину параметра вероятности ошибки на бит  $p_b$  доводя его до неприемлемых значений  $p_b \approx 10^{-3}$  и использование для таких технических решений средств помехоустойчивого кодирования для обеспечения требуемого уровня  $p_b \leq 10^{-6}$  становится просто необходимым.

Увеличение линейных скоростей передачи данных при РАМ-4 до значений 200 Гбит/с или 400 Гбит/с требует поиска таких методов декодирования избыточных кодов, которые способны минимизировать задержки данных при их обработке в кодеках. Изменения ПРВ показаны на рисунке 2.10.

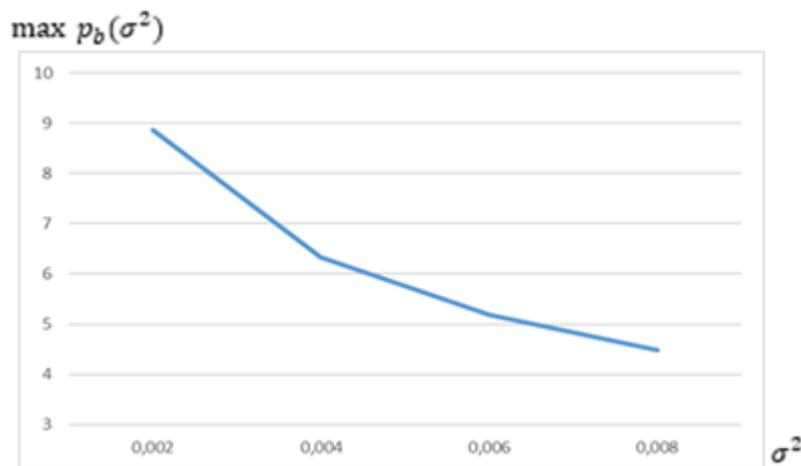


Рис. 2.10. Зависимость ПРВ от дисперсии шума в ОВЛ

Графическое представление аналитической модели формирования ЦМРС в зависимости от каналов связи будет иметь вид, представленный на рисунке 2.11.

Установленная связь возможных диапазонов изменения максимума ПРВ для различных типов каналов связи СУРВ показывает целесообразность использования корректных максимальных оценок ЦМРС для различных типов направляющих сред. В конечном счете это выражается в изменении разрядной сетки значений ЦМРС, что упрощает реализацию процессоров приемника СУРВ.

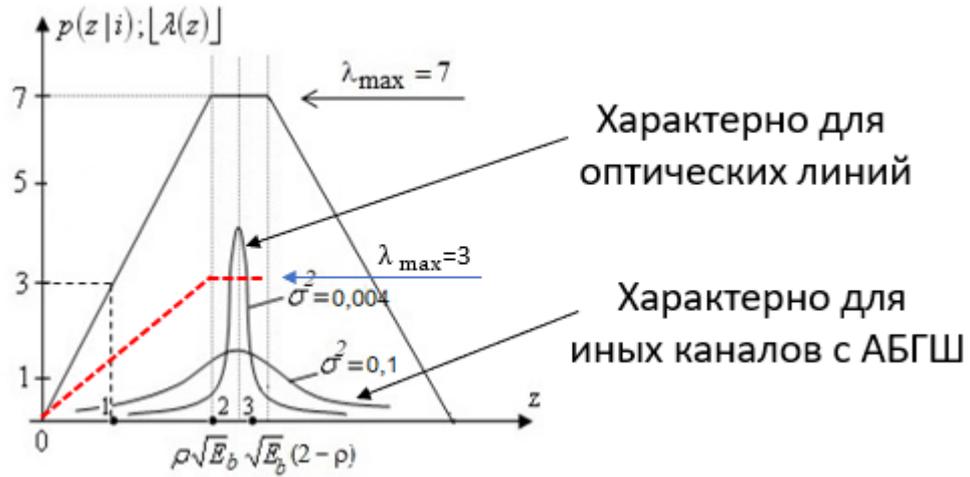


Рис. 2.11. Трансформация ПРВ в зависимости от типа канала

## 2.5. Метод минимизации ошибок первого рода на базе итеративных преобразований

Известно [95], что между вероятностью ошибки на бит  $p_b$  и вероятностью ошибки на комбинацию  $P_{com}$  для вектора длины  $n$  существует зависимость вида

$$p_b \approx \frac{P_{com}}{n}, \quad (2.8)$$

следовательно, для вектора длиной в  $n = 15$  бит вероятность ошибки на бит будет примерно на порядок меньше, чем указано в приложении А. На рисунке 2.12 приведены данные для оценки вероятности  $P_{com}$ . Данные получены в результате имитационного моделирования передачи вектора кода БЧХ (15, 7, 5) по каналу с АБГШ.

В таблице результатов, находящейся справа от рисунка приведены числовые характеристики этого параметра. Заметно, что при отношении сигнал/шум около 2 дБ вероятность ошибки на комбинацию далеко не совпадает с тем значением, которое получено в результате аналитического моделирования подобной системы в разделе 2.2. Причина подобного явления заключается в том, что появление среди надежных символов ошибочных значений с высокими показателями не является бесконечно малой величиной и как результат ПД приводит к ошибочному результату.

Для минимизации потерь в ходе обработки данных по алгоритму ПД предлагается использовать метод «РД» в сочетании с дополнительными проверками на четность именно проверочных разрядов. Подобный подход несколько отклоняется от граничной оценки (1.8), но позволяет более надежно идентифицировать принятый управляемой системой сигнал управления.

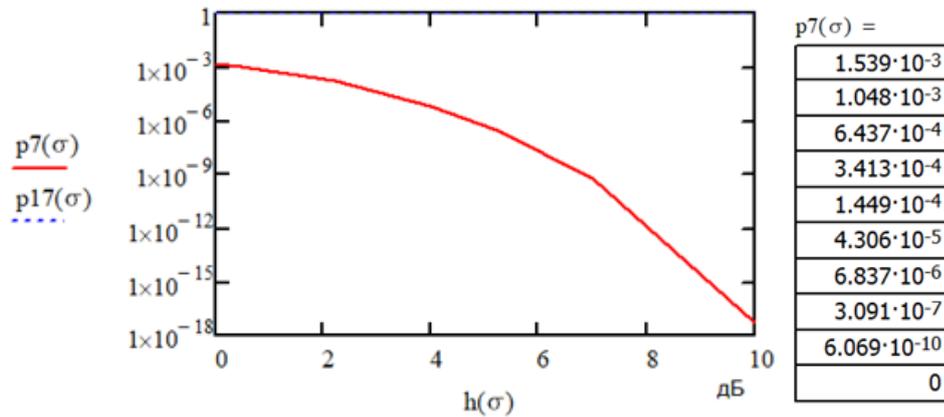


Рис. 2.12. Вероятность ошибки на комбинацию для при использовании кода БЧХ (15, 7, 5) в каналах с АБГШ (имитационное моделирование)

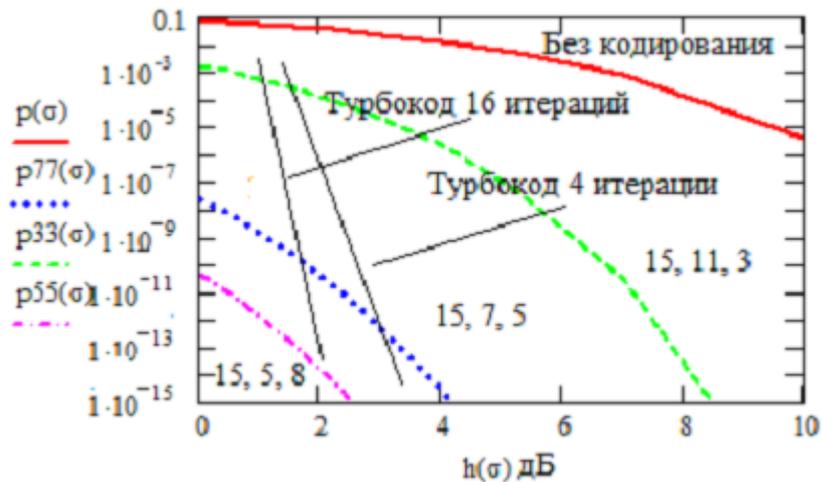


Рис. 2.13. Вероятность ошибки на бит при использовании кодов БЧХ длины 15 бит в каналах с АБГШ (аналитическое моделирование)

Анализ диаграмм на рисунке 2.13 показывает, что код (15, 7, 5) по энергетическому выигрышу выгодно отличается от других кодов аналогичной длины данного класса кодов. Код (15, 11, 3) по сути код Хэмминга выигрывает по параметру относительной скорости кода ( $R = 0,73$ ), но уступает существенно другим кодам по значению ЭВК. Код (15, 7, 5) имеет параметры близкие к оптимальным ( $R \approx 0,47$ ) и при использовании принципов ПД лежит по ЭВК в

области известных [1, 74, 138] турбокодов. Конечно же код (15, 5, 8) имеет высокий показатель по ЭВК, но проигрывает другим кодам из этого класса по скорости кода ( $R = 0,3$ ), но может быть использован в СУРВ с точки зрения расширения ресурсов управления. Различия в характеристиках на рисунках 2.12 и 2.13 объясняются более точными результатами при использовании имитационных моделей относительно их аналитических аналогов.

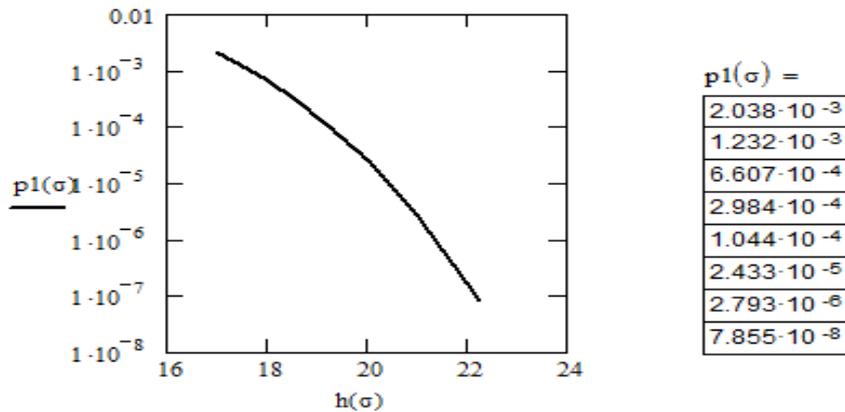


Рис. 2.14. Вероятность ошибки на комбинацию для при использовании кода БЧХ (15, 7, 5) В ОВЛ (имитационное моделирование)

Анализ моделирования аналогичных кодовых конструкций при использовании оптических линий для передачи команд управления, например, в бортовых СУРВ показывает недостаточную защищенность таких систем от ошибок и, следовательно, подобные решения потребуют дополнительных данных для повышения точности команд управления. В работе используется выражение (1.4) для повышения значений ЦМРС на основе алгоритма «РД». Работа алгоритма рассматривается на примере.

Пусть в приемнике СУРВ формирует некая последовательность символов, относящихся к проверочному соотношению с проверкой на четность трех символов, при этом значение жесткого решения 0 заменяется на знак «минус», а значение 1 на знак «плюс». Пусть такая последовательность принимает вид, в которой проверка на четность не выполняется

$$-5 +4 -6 | -7.$$

В этой последовательности проверочный символ  $-7$  (он наиболее надежный) остается неизменным, а символ  $-6$  вычеркивается как второй по надежности среди символов, определяющих проверку четности. Декодер выполняет вычисление на основе выражения (1.1), применяя ее к последовательности:

$$-5 +4 | -7,$$

при этом значение  $q = 0$ , тогда для символа  $+4$  имеем  $[+4+0] \times (-7) = (-4) \times (-1) = +4$  – апостериорная оценка для символа  $-5$ ;

для  $-5$  имеем  $[-5+0] | -7 = (+5) \times (-1) = -5$  – апостериорная оценка для символа  $+4$ .

Второй шаг итерации:

$$\text{для } +4 \text{ имеем } [+4-5] -7 = (+1) \times (-1) = -1;$$

$$\text{для } -5 \text{ имеем } [-5-5] -7 = (+5) \times (-1) = -5.$$

Значение  $-1$  идет на коррекцию значения  $-5$  и результатом этой коррекции служит выражение  $(-1) + (-5) = -6$ . Значение  $-5$  идет на коррекцию значения  $+4$  и результатом служит выражение  $(+4) + (-5) = -1$ . Таким образом, произошло восстановление искаженного символа, относящегося к заданной проверке четности.

После выполнения третьего шага итерации в блоке 7 будет получено:

$$\text{для } +4 \text{ имеем } [+4-5] -7 = (+1) \times (-1) = -1;$$

$$\text{для } -5 \text{ имеем } [-5-1] -7 = (+6) \times (-1) = -6.$$

После этого шага символы кластера принимаю вид:

$$-6 -2 | -7.$$

Окончательно на выходе блока 7с учетом вычеркнутого символа появляется последовательность:

$$-6 -2 -6 | -7.$$

Замена знака определялась выражением (1.2). Можно указать ряд дополнительных действий над указанным алгоритмом, например, циклические сдвиги выделенной последовательности для исправления проверочного символа, отделенного от информационных символов вертикальной чертой. Роль

проверочного разряда в данном алгоритме достаточно велика, поскольку малое значение этого символа приведет к минимизации корректирующего показателя. В этой связи при реализации метода ПД в СУРВ предлагается выполнять отдельную проверку на четность именно проверочных разрядов, что в определённой степени снижает эффективность системы, но позволяет более надежно восстановить команду управления. Суть алгоритма представлена на рисунке 2.15.

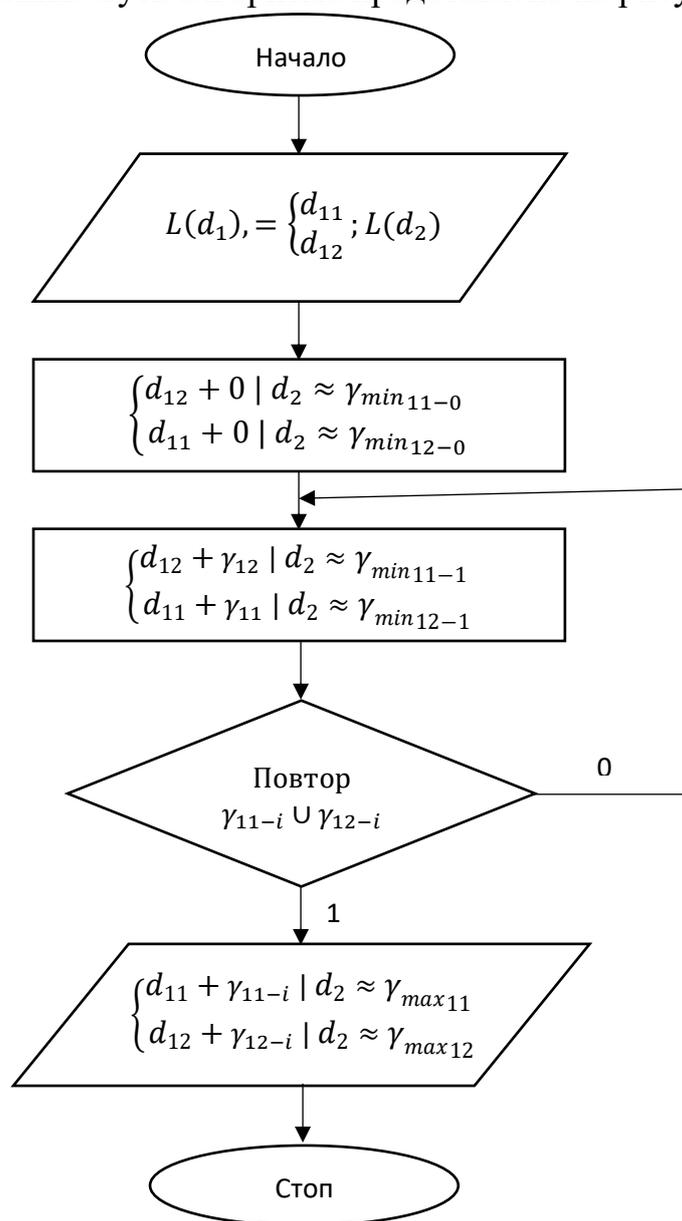


Рис. 2.15. Реализация алгоритма «распространения доверия»

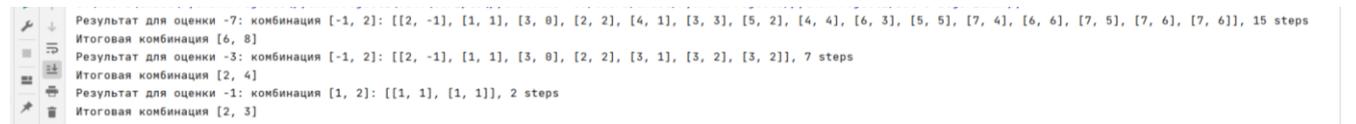
Для уточнения возможностей алгоритма «РД» в работе был поставлен и проведен эксперимент, суть которого заключалась в выявлении преимуществ перехода на оценки ЦМРС в диапазоне от 0 до 3 в отличие от известных оценок от 0 до 7. Разработанная программа реализации алгоритма «РД» на основе

программного продукта PYTHON показала возможность резкого сокращения (по сути на 50%) длительности цикла повышения значений ЦМРС. Пример выполнения программы приведен на рисунке 2.16. В нижней части рисунка показаны результаты выполнения алгоритма при использовании трех разных значений максимальных оценок ЦМРС. Видимо ясно, что максимальная оценка 2 не очень годится для реализации алгоритма, поскольку приближает системы с мягким декодирование к системе обычных жестким декодером.

```

1 # Реализован алгоритм Бала для восстановления ошибочного символа (сравниваем число шагов выполнения алгоритма
2 def Bak_algorithm(lam_a, lam_b, lam_max):
3     res = ["", ""], [0, 0]
4     i = 1
5     while res[i] != res[i - 1]:
6         sum_b = (lam_b + res[i][1]) * (-1)
7         if abs(sum_b) <= abs(lam_max):
8             res_b = sum_b
9         else:
10            res_b = lam_max
11        if sum_b < 0 or lam_max < 0:
12            res_b = - res_b
13        sum_a = (lam_a + res[i][0]) * (-1)
14        if abs(sum_a) <= abs(lam_max):
15            res_a = sum_a
16        else:
17            res_a = lam_max
18        if sum_a < 0 or lam_max < 0:
19            res_a = - res_a
20        res.append([res_b, res_a])
21        i += 1
22        print(f"Результат для оценки {lam_max}: комбинация {[lam_a, lam_b]}: {res[2:]}, {len(res)-2} steps")
23        print(f"Итоговая комбинация {[lam_a+res[-1][0], lam_b+res[-1][1]}")
24
25 Bak_algorithm(-1, 2, -7)
26 Bak_algorithm(-1, 2, -3)
27 Bak_algorithm(1, 2, -1)
28

```



```

Результат для оценки -7: комбинация [-1, 2]: [[2, -1], [1, 1], [3, 0], [2, 2], [4, 1], [3, 3], [5, 2], [4, 4], [6, 3], [5, 5], [7, 4], [6, 6], [7, 5], [7, 6], [7, 6]], 15 steps
Итоговая комбинация [6, 8]
Результат для оценки -3: комбинация [-1, 2]: [[2, -1], [1, 1], [3, 0], [2, 2], [3, 1], [3, 2], [3, 2]], 7 steps
Итоговая комбинация [2, 4]
Результат для оценки -1: комбинация [1, 2]: [[1, 1], [1, 1]], 2 steps
Итоговая комбинация [2, 3]

```

Рис. 2.16. Пример реализации алгоритма Бала для различных максимальных МРС

Таким образом, определены оптимальные, в смысле выбора верхних граничных оценок, значения ЦМРС, отличающиеся учетом свойств мешающих факторов в каналах связи различной физической природы.

Предложена и доказана целесообразность применения метода комбинированного декодирования цифровых команд управления, отличающегося высокой информационной надежностью и быстрым поиском окончательного результата преобразований ЦМРС.

Метод «РД» позволяет существенно усилить результативность ПД за счет выбора вполне определенной (локализованной) перестановки. В ходе приема кодового вектора необходимо убедиться в выполнении четности проверок и за счет алгоритма «РД» повысить ЦМРС именно проверочных разрядов. Тогда перестановка становится почти локализованной. Для получения продуктивной перестановки полученную перестановку проверочных символов необходимо дополнить надежными символами из числа информационных разрядов. Однако требуется точно знать, что добавленный разряд (разряды) не приведут к образованию непроизводительной перестановке. Вопросу выявления непроизводительных перестановок будет посвящена третья глава работы.

Применение алгоритма «РД» открывает возможности для построения интеллектуального декодера, схема которого представлена на рисунке 2.17. Суть нововведения заключается в небольшом снижении относительной скорости кода за счет добавления новых проверочных разрядов к проверкам четности, определяемых структурой проверочной матрицы кода  $H$ . На приеме процессор приемника СУРВ целенаправленно повышает ЦМРС только проверочных разрядов. Далее отыскиваются информационные разряды, которые однозначно обеспечивают получение ЭК. Подобный подход исключает процедуру поиска перестановочной матрицы в процессе декодирования команды управления, поскольку такая матрица может быть определена априори и может находиться в памяти ККД. Общая схема декодирования по описанному алгоритму является многослойным процессом управления декодером на основе нечетких ситуационных сетей [13, 45, 98].

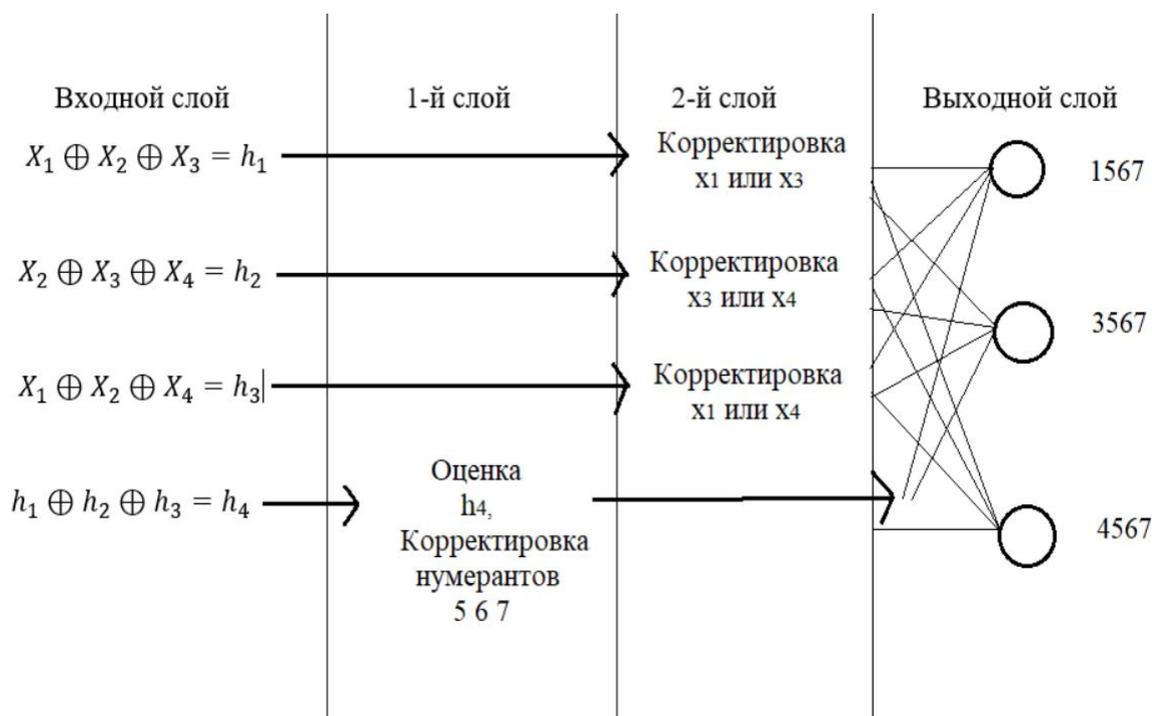


Рис. 1.17. Представление работы декодера на основе нечеткой ситуационной сети

## 2.6. Выводы по главе

Активное развитие бортовых систем управления, основанных на использовании оптических линий связи показали принципиальную разницу в способах обработки данных систем управления. В любом случае требования по достижению требуемого уровня достоверности управляющих данных остаются высокими и использование средств помехоустойчивого кодирования в таких системах не вызывает сомнений.

Особенности каналов связи, применяемых в системах управления, показали необходимость дифференцированного подхода к решению задач мягкого декодирования данных в плане формирования собственного мягких решений. Теоретическое обоснование и проверка выдвинутых предположений показали свою целесообразность в реализации различных подходов к каналам с гауссовским шумом и каналам с набором мешающих факторов в оптических системах.

На основе имитационного моделирования систем передачи управляющих сигналов показана справедливость высказанных предположений о формировании МРС различными способами для достижения поставленной цели. Определены оптимальные, в смысле выбора верхних граничных оценок, значения ЦМРС,

отличающиеся учетом свойств мешающих факторов в каналах связи различной физической природы.

Предложена и доказана целесообразность применения метода комбинированного декодирования цифровых команд управления, отличающегося высокой информационной надежностью и быстрым поиском окончательного результата преобразований ЦМРС, способствующего эффективной реализации метода перестановочного декодирования для достижения максимального ЭВК при обработке цифровых команд управления.

### ГЛАВА 3

## МОДИФИКАЦИЯ МЕТОДА ПЕРЕСТАНОВОЧНОГО ДЕКОДИРОВАНИЯ НА ОСНОВЕ ЦЕЛЕНАПРАВЛЕННЫХ ПРЕОБРАЗОВАНИЙ ЦМРС

### 3.1 Оценка метода перестановочного декодирования избыточных систематических кодов

Основным показателем целесообразности применения практически любой системы связи является энергетическая эффективность (ЭФ) [1, 5, 8, 27, 136, 155]. Использование эквивалентного кода (ЭК) над полем Галуа обеспечивает возможность повышения корректирующей способности избыточных кодов за счет увеличения количества исправляемых стираний и это является основой многих алгоритмов характерных повышением ЭФ системы связи. Жесткие требования к снижению временных и энергетических затрат встречаются в многих современных приложениях с режимом реального времени работы, к примеру, в сенсорных сетях и в бортовых сетях. Исследование возможности сокращения возможных вычислительных нагрузок при использовании процедуры эквивалентного кода в современных сетевых технологиях является актуальной научной задачей. Классический алгоритм перестановочного декодирования, имеющий в своей основе процедуру декодирования по упорядоченной статистике, описан в работах [8, 27, 39, 76, 85, 143, 149].

**Шаг 1.** Определение ЦМРС для каждого символа принимаемого вектора  $V_{np}$ , на который может действовать вектор ошибок  $V_e$ .

**Шаг 2.** Сортировка символов  $V_{np}$  в соответствии с оценками ЦМРС, так чтобы, наиболее надежные символы с высокими оценками ЦМРС оказались с левой стороны.

**Шаг 3.** После сортировки символов преобразуется  $V_{np}$  в переставленный вектор  $V_{nep}$  и на основе этого строится матрица перестановок  $P$ .

**Шаг 4.** В векторе  $V_y$  выделяются левые  $k$  наиболее надёжных символов и фиксируются в виде нового информационного вектора  $V'_{инф}$ .

**Шаг 5.** Вычисляется переставленная матрица  $G'$  путем  $G \times P$ .

**Шаг 6.** Определяется матрица  $Q$ , которая будет называться ключевой и имеет размерность  $k \times k$ . Если определить ключевой матрицы  $Q$  будет равен нулю, то отказываемся от декодирования и возвращаемся в второй шаг т.е. делать новые перестановки, что приводит к временным затратам, и поэтому лучше такую комбинацию считать «стертым», а если определитель не равен нулю, то переходим в следующей шаг 7.

**Шаг 7.** Вычисление матрицы миноров  $Q_M$  для матрицы  $Q$ .

**Шаг 8.** Вычисление обратной матрицы  $Q^{-1}$ .

**Шаг 9.** Перевести переставленную матрицу  $G'$  в систематическую форму  $G'_{сист}$  с помощью обратной матрицы  $Q^{-1}$ .

**Шаг 10.** Полученный в ходе четвертого шага информационный вектор  $V'_{инф}$ , умножается на переставленную матрицу в систематической форме  $G'_{сист}$  для вычисления ЭК.

**Шаг 11.** Получить эквивалентный переставленный вектор  $V_y^{ЭКв}$  в результате умножения вектора ЭК  $V_{ЭКв}$  на транспонированную матрицу  $P^T$ .

**Шаг 12.** Для нахождения вектора ошибок сложим принятый вектор  $V_r$  и эквивалентный переставленный вектор  $V_y^{ЭКв}$ .

Для снижения вычислительных и временных затрат необходимо сократить количество матричных вычислений необходимых для получения ЭК. И это заключается в исключении процедуры поиска определителя  $Q$ , состоящая из  $k$  столбцов переставленной матрицы  $G'$ . Переставленная матрица  $G'$  составляется на основе сортировки принятых символов в соответствие с их ЦМРС. А также сокращение количества этих вычислений достигается при получении переставленной матрицы в систематической форме  $G'_{сист}$ , что является аналогом матрицы  $G'$ .

Для решения первой проблемы необходимо заранее считать все порождающие матрицы  $G$  всех возможных перестановок исходного кода и внести

их в когнитивную карту декодера. При этом получаются две группы ключевых матриц, одна с определителем равен нулю, а второй с определитель не равен нулю согласно выражению  $\{Q\} = \{Q_{det \neq 0}\} + \{Q_{det=0}\}$ . Полное множество ключевых матриц составляет  $C_n^k$  сочетаний. В работах [124] показано, что количество невырожденных матриц составляет около 80% возможных матриц этим и подтверждается эффективность алгоритмов перестановочного декодирования избыточных кодов, применяемых в системах управления реального времени.

Использование матричных когнитивных преобразований позволяет снизить вычислительную нагрузку при переходе от переставленных матриц  $G'$  к переставленным матрицам в систематической форме  $G'_{сист}$  [122].

Матричные преобразования символов необходимые для получения ЭК являются ресурсоёмкими операциями и при их реализации замечается повышенное энергопотребление и также увеличиваются временные циклы для получения конечных результатов.

### 3.2. Метод выявления вырожденных матриц в системе перестановок

Для оценки множества вырожденных матриц переставленных кодов целесообразно использовать код, у которого  $k < r$ . При таком соотношении множество  $\{M_F\}$  имеет более богатый спектр, и теоретическая оценка которого без труда может быть перенесена на код, для которого  $k > r$ . Исходя из этого, в работе был выбран код с параметрами (15, 5, 7) с порождающей матрицей  $G$ , структура которой приведена ниже.

$$G = \begin{pmatrix} 1^1 & 0^2 & 0^3 & 0^4 & 0^5 & 1^6 & 0^7 & 1^8 & 0^9 & 0^A & 1^B & 1^C & 0^D & 1^E & 1^F \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}. \quad (3.1)$$

В выражении (3.1) по понятным причинам верхними индексами показана нумерация столбцов матрицы  $G$ , выполненная в шестнадцатеричном формате.

Собственно, сама матрица  $G$  в систематической форме состоит из двух частей: единичной матрицы  $E$  с 1 по 5 столбцы и проверочной части  $H$  с 6 по 15 (F-й) столбец. Процесс ПД заключается в замещении столбцов в матрице  $E$  на столбцы из матрицы  $H$ . При этом определитель вновь образованной матрицы  $Q$  должен быть равен нулю для возможности формирования эквивалентного кода. Докажем несколько теорем, позволяющих определить структуру перестановок, которые не позволяют получить подобный результат.

**Утверждение 1.** Перестановки одиночных столбцов, содержащих нули, из проверочной части матрицы в единичную матрицу приводит к вырожденным матрицам, количество которых в точности равно общему числу нулей в проверочной матрице.

**Доказательство.** Пусть выбран любой столбец из состава матрицы  $H$ , имеющий хотя бы один нулевой элемент в  $i$ -й строке. Тогда подстановка такого столбца  $i$ -й столбец единичной матрицы  $E$  приводит к образованию нулевой строки в этой матрице, что однозначно обеспечивает равенство определителя этой новой матрицы нулю. Если в  $i$ -й строке матрицы  $H$  несколько нулевых элементов, принадлежащих разным столбцам, то каждая подстановка таких столбцов по одному формирует однотипные новые матрицы, отличающиеся только одним элементом. Таким образом каждый ноль из состава матрицы  $H$  формирует новую перестановку.

По результатам анализа нижней строки части матрицы  $H$  возможно получение только четырёх переставленных матриц вида, которые приведены ниже.

$$Q_{12346} = \begin{pmatrix} 1^1 & 0^2 & 0^3 & 0^4 & 1^6 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \quad \text{или} \quad Q_{12348} = \begin{pmatrix} 1^1 & 0^2 & 0^3 & 0^4 & 1^8 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix},$$

$$\text{или} \quad Q_{12349} = \begin{pmatrix} 1^1 & 0^2 & 0^3 & 0^4 & 0^9 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \quad \text{и} \quad Q_{1234C} = \begin{pmatrix} 1^1 & 0^2 & 0^3 & 0^4 & 1^C \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}.$$

Таким образом, число одиночных перестановок столбцов из части  $H$  в часть  $E$  для данного кода составляет 18 вариантов.

В работе [1] было показано, что для кода Хэмминга (7, 4, 3) в системе ПД проявлялась строгая циклическая закономерность в формировании перестановок для конкретного эквивалентного кода. Такая же закономерность наблюдалась и в системе запрещённых перестановок, не обеспечивающих формирование подобного кода. Указанные закономерности позволяли резко сократить объем когнитивной карты декодера. В анализируемом коде подобные закономерности не наблюдаются. Причиной тому служит структура матрицы  $H$ , которая при  $k < r$  носит расширенный характер. Это приводит к необходимости оперативного заполнения когнитивной карты декодера прежде всего для системы отрицательных перестановок.

Можно показать, что, проводя рассуждения аналогичные перестановкам одиночных столбцов, удаётся дать приближённую оценку объёму отрицательных решений при двух и даже трёх подстановках столбцов из матрицы  $H$  в матрицу  $Q$ .

**Утверждение 2.** Перестановки двух столбцов, содержащих нули на одноименных позициях, из проверочной части матрицы в единичную матрицу приводит к вырожденным матрицам, количество которых равно сумме сочетаний из числа нулей каждой строки проверочной части матрицы по два.

**Доказательство.** Пусть выбран любой столбец из состава проверочной части матрицы, содержащий нули и пусть выбрана нулевая позиция, соответствующая аналогичной строке единичной матрицы. В этом случае в соответствии с утверждением 1 будет сформирована переставленная матрица, содержащая чисто нулевую строку. Выбор второго столбца не должен нарушить содержание этой строки наличием единичного элемента, поэтому во втором переставленном столбце на указанной позиции должен находиться нулевой элемент.

Таким образом, исходя из структуры нулевых элементов строк проверочной части матрицы исследуемого кода, общее число подобных ситуаций будет равно

$$\binom{4}{2} + \binom{3}{2} + \binom{3}{2} + \binom{4}{2} + \binom{4}{2} = 3\binom{4}{2} + 2\binom{3}{2} = 18 + 6 = 24.$$

Методом математической индукции, приведённые выше утверждения можно распространить на произвольную порождающую матрицу двоичного группового блокового кода.

Проведёнными исследованиями установлено, что известная структура проверочной части порождающей матрицы кода, к сожалению, не раскрывает содержания полного множества  $\{M_F\}$ . Комбинаторный анализ показывает, что причиной вырожденности переставленной матрицы может оказаться совпадение в ней структуры двух строк, предсказать, которую по внешнему виду матрицы  $H$  не представляется возможным. Пример одной из таких комбинаций переставленных столбцов представлен ниже.

$$Q_{68345} = \begin{pmatrix} 1^6 & 1^8 & 0^3 & 0^4 & 0^5 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}.$$

Учитывая эту особенность, в декодере необходимо предусматривать проверку перестановок на невырожденность матрицы  $Q$ , как показано в алгоритме, схема которого представлена на рисунке 3.1.

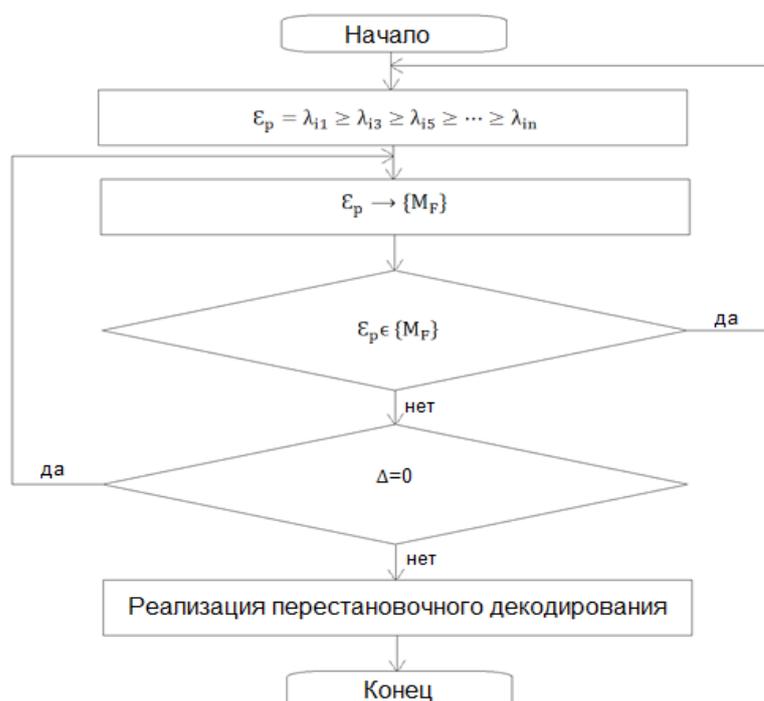


Рис. 3.1. Алгоритм проверки невырожденности переставленной матрицы кода

После ранжирования символов по значениям ИМР, декодер сверяет полученную последовательность нумераторов столбцов с имеющейся базой. В случае отсутствия данных о выполненной перестановке для нее выполняется проверка определителя не предмет равенства его нулю. В случае положительного решения данная перестановка заносится в базу данных запрещённых перестановок, что соответствует способу, изложенному в работе [12].

### 3.3. Принцип формирования когнитивной карты перестановочного декодера

В работе [27] дано понятие ККД. Декодер получает дополнительные когнитивные функции, выражающиеся в возможности «обучаться» и оптимизировать процедуру классического перестановочного декодирования. Рассмотрим процесс формирования ККД на примере кода Хэмминга (7,4,3) с основной порождающей матрицей вида

**Нумераторы столбцов**            1 2 3 4 5 6 7

-

$$G = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix} \quad (3.1)$$

При представлении данной матрицы в канонической форме столбцы нумеруются в порядке возрастания. На период обработки принятого вектора  $V_r$  каждый столбец основной порождающей матрицы  $G$  нумеруется в соответствии с 3.1.

Когда декодер работает в режиме обучения, он получает на своём входе комплекты из четырёх ( $k = 4$ ) номеров (столбцов) матрицы  $G$ , которые выработаны генератором случайных последовательностей или датчиком случайных чисел (ДСЧ). Далее происходит их обработка, начиная с четвертого шага классического алгоритма перестановочного декодирования, то есть декодер

моделирует рабочий режим, при котором на этом этапе выделяются самые надёжные символы в векторе  $V_r$ .

Эти комплекты обозначим  $Z_i$ . Общее количество комплектов, которые могут быть сформированы, равно  $C_n^k$ . Для кода Хэмминга (7,4,3) общее количество комплектов равно  $C_7^4 = 35$ . В соответствии с комплектом  $Z_i$  формируется ключевая матрица  $Q$ , которая состоит из столбцов основной порождающей матрицы  $G$ , расположенных согласно  $Z_i$ .

Далее согласно шагу 6 классического алгоритма перестановочного декодирования проверяется свойство линейной независимости. Вычисляется определитель  $det$  ключевой матрицы  $Q$ . Если  $det \neq 0$ , то такая матрица является невырожденной, и свойство линейной независимости подтверждается. Данный комплект  $Z_i$  заносится в базу положительных решений. Происходит вычисление матрицы  $G'_{сист}$ , соответствующей данному комплекту  $Z_i$ , по шагам с седьмого по девятый классического алгоритма перестановочного декодирования. Вычисленная переставленная матрица в систематической форме  $G'_{сист}$  также сохраняется в базе данных и «привязывается» к комплекту  $Z_i$ . При появлении подобного комплекта  $Z_i$  в рабочем режиме декодера не требуется вычисления  $G'_{сист}$ , и, соответственно, не выполняются вычислительные операции с седьмого по девятый шаг классического алгоритма перестановочного декодирования. Происходит уменьшение вычислительной нагрузки за счёт отказа от матричных вычислений и извлечения матрицы  $G'_{сист}$  в готовом виде из базы данных, что в конечном итоге приводит к экономии временного ресурса.

При  $det = 0$  ключевая матрица  $Q$  является вырожденной, свойство линейной независимости не подтверждается. В этом случае комплект  $Z_i$  заносится в базу данных отрицательных решений. Для кода Хэмминга (7,4,3) из 35 комплектов номеров столбцов восемьдесят процентов (двадцать восемь комбинаций) соответствуют условию  $det \neq 0$ , и двадцать процентов (семь комбинаций) отвечают

условию  $det = 0$ . Чтобы обеспечить быстрый поиск комплектов  $Z_i$  в ККД, необходимо занести эти комплекты в базы положительных и отрицательных решений когнитивной карты в канонической форме, то есть в порядке возрастания нумерации столбцов. Значения положительных решений комплектов  $Z_i$  при условии  $det \neq 0$  приведены в таблице 3.1.

Таблица 3.1

Нумераторы столбцов матриц, имеющих положительные решения

1234	1236	1237	1245	1246	1256	1257
1267	1345	1346	1347	1356	1357	1457
1467	1567	2345	2347	2356	2357	2367
2456	2457	2467	3456	3467	3567	4567

Значения отрицательных решений комплектов  $Z_i$  при условии  $det = 0$  приведены в таблице 3.2.

Таблица 3.2

Нумераторы столбцов матриц, имеющих отрицательные решения

1235	1247	1367	1456	2346	2567	3457
------	------	------	------	------	------	------

Таблицы положительных и отрицательных решений в сумме образуют ККД. Ранжирование нумераций в канонической форме позволяет хранить в памяти декодера только комплекты  $Z_i$ , сформированные в порядке возрастания. Если хранить в памяти все комбинации нумераций в произвольной форме, то необходимо выделить место для хранения  $N = C_n^k \times k!(n-k)!$  образцов переставленных матриц. Для кода Хэмминга (7,4,3) необходимо  $N \approx 69$  Кбит памяти, но для группового кода БЧХ (15,5,7) количество памяти существенно увеличивается до  $N \approx 93 \cdot 10^7$  Мбит. Хранить все комплекты  $Z_i$ , сформированные произвольно, в памяти декодера нерационально [23, 24].

### 3.4. Кластерный подход к формированию когнитивной карты декодера

В системе ПД двоичных кодов можно выделить два важных направления исследований. Во-первых, изучение свойств перестановок символов кодовых комбинаций на основе учёта их циклических закономерностей и классической оценки вырожденности переставленных матриц для полученных приёмником сочетаний нумераторов символов. Во-вторых, изучение свойств подобных кодов на основе кластеризации пространства кодовых векторов. Принципиально оба направления никак не связывались между собой и их закономерности использовались только для решения специфических локальных проблем теории помехоустойчивого кодирования. Описание подобных закономерностей можно найти в работе [124].

Методологической основой первого подхода в процедуре поиска ЭК являлся способ прямого перебора неповторяющихся перестановок и внесение окончательного результата сложных алгебраических преобразований переставленных матриц в КК. При этом КК имеет два блока данных, один из которых содержит непродуктивные с точки зрения формирования ЭК перестановки, а другой включает в себя все остальные перестановки, позволяющий получить необходимый ЭК. Замечательным результатом в этой концепции явилось вскрытие свойств лексикографически упорядоченных орбит всех перестановок во главе с образующей комбинаций орбиты (ОКО) и возможность за счет этого снизить объем памяти КК как в первом, так и во втором блоках ее памяти на величину равную длине кодового вектора [125]. Показано, что любая ОКО единственным образом отвечает эталонной матрице ЭК при этом предложен быстрый алгоритм поиска требуемой ОКО при фиксации декодером произвольной комбинации нумераторов символов (НС). Было доказано, что сумма значений НС для любой ОКО всегда меньше суммы любого другого элемента, входящего в образуемую орбиту. Слабым местом рассматриваемого метода оставался прямой перебор данных при заполнении КК, что требует больших временных затрат при обучении декодера, т.е. при заполнении КК.

Второй подход в своё время был направлен на реализацию метода исправления кодовых комбинаций, принятых с ошибками за счёт оценки конфигурации образа кластера. Поскольку полное множество информационных разрядов длины  $k$  символов для любого безызбыточного кода определяется строгой структурой поля  $GF(2^k)$ , то предлагалось использовать эту структуру для нумерации кластеров. Были вскрыты закономерности объединения комбинаций избыточного кода в кластеры и описаны их свойства. В работе [122] установлено, что пространство кодовых векторов можно разбить на кластеры только в том случае, если за номером кластера следует полноценное двоичное поле Галуа степени расширения  $GF(2^{k-q})$ , где  $q$  – число разрядов, отведённых для нумерации кластера, при этом  $k > q$  всегда. Перспективность такого подхода была основана на закономерностях составления списка (метод списочного декодирования) наиболее вероятных комбинаций, входящих в состав кластера, к вектору принятому из канала связи с ошибками.

В ходе исследований была установлена более глубокая связь свойств первого метода с возможностями кластерного подхода, которая вскрывает новые закономерности и свойства избыточных групповых кодов для их рационального использования в системе ПД.

Известна таблица (см. таблицу 1) формирования орбит перестановок для кода Хэмминга (7,4,3) [1]. Жирным выделены ОКО. Важно отметить, что в системе ОКО используются главным образом левые НС, но цикл их перемещения осуществляется вправо, т.е. в сторону увеличения абсолютных значений НС. Этот факт является прямым доказательством того, что сумма всех НС, входящих в ОКО, будет для данной орбиты минимальной.

Правая колонка таблицы 3.3 представляет орбиту перестановок НС, которая не позволяет сформировать ЭК, поскольку определители переставленной в соответствии со значениями этой орбиты комбинациями НС приводят к вырожденным матрицам, что условно показано через символику  $\Delta \equiv 0$ . Изменение только правого разряда таких сочетаний НС в большую или меньшую сторону



Заметно, что все комбинации веса три в столбце с символикой  $\Delta \equiv 0$ , относятся к комбинациям, которые не обеспечивают получение ЭК, а их циклические свойства показаны в таблице 3.3. Можно показать, что переход к укороченному коду приводит к нарушению циклических свойств перестановок (см. таблицу 3.5). Следовательно, укороченный код не несет полной информации об исходном коде и по этой причине не может быть использован в качестве инструмента поиска непродуктивных перестановок.

Таблица 3.5  
Структура кодовых комбинаций укороченного кода (6, 3, 3)

Новые нумераторы символов комбинаций						Вес	$\Delta \equiv 0$
1	2	3	4	5	6		
0	0	0	0	0	0	0	
0	0	1	0	1	1	3	
0	1	0	1	1	0	3	124
0	1	1	1	0	1	4	
1	0	0	1	1	1	4	
1	0	1	1	0	0	3	136
1	1	0	0	0	1	3	
1	1	1	0	1	0	4	

Таким образом, процедура укорачивания кода приводит к искажению циклических свойств комбинаций перестановок и по этой причине нарушает технологию рационального поиска комбинаций нумераторов символов, определяющих структуру ОКО. Это усложняет правило использования в процедуре декодирования инструмента КК. Вывод о нецелесообразном использовании укороченных кодах в системе ПД сделан впервые. В последующем это будет доказано на конкретном примере.

Вместе с этим, комбинации исходного кода, имеющие одинаковый вес при своём циклическом сдвиге, транслируют свойство вырожденности или невырожденности переставленной порождающей матрицы на все циклические сдвиги без исключения.

Процесс разбиения пространства кодовых векторов на кластеры подробно рассматривался в работе [1, 83]. Его суть заключается в том, что разряды кодовых комбинаций, относящиеся к информационным символам, выделяются слева

направо по одному по два и т.д. под номер кластера, как показано в таблице 3.6, где для обозначения номера кластера выделены первый и второй столбцы.

Это позволяет в зависимости от целей исследования уменьшить (увеличить) объем комбинаций в кластере и, самое главное, свойства комбинаций одного кластера перенести на комбинации других кластеров практически без изменений. Например, выделение нулевых символов первого столбца, как показано в таблице 4 приводит к образованию всего двух кластеров. Обозначим группу нулевых символов в первом столбце через  $2^3 \downarrow 0$ , а группу символов с единицами в этом же столбце как  $2^3 \uparrow 1$ . Встречное направление стрелок в указанных обозначениях символизирует замкнутость поля Галуа  $GF(2^4)$ .

Таблица 3.6  
Структура кластеров кода (7, 4, 3)

Нумераторы символов комбинаций							
Кластеры	1	2	3	4	5	6	7
Кластер с номером 0	0	0	0	0	0	0	0
	0	0	0	1	0	1	1
	0	0	1	0	1	1	0
	0	0	1	1	1	0	1
Кластер с номером 1 <sub>10</sub>	0	1	0	0	1	1	1
	0	1	0	1	1	0	0
	0	1	1	0	0	0	1
	0	1	1	1	0	1	0
Кластер с номером 2 <sub>10</sub>	1	0	0	0	1	0	1
	1	0	0	1	1	1	0
	1	0	1	0	0	1	1
	1	0	1	1	0	0	0
Кластер с номером 3 <sub>10</sub>	1	1	0	0	0	1	0
	1	1	0	1	0	0	1
	1	1	1	0	1	0	0
	1	1	1	1	1	1	1

При этом к нулевым и единичным символам в первом столбце примыкают два одинаковых поля размерности  $GF(2^3)$ . Выделение двух разрядов из состава первого и второго столбцов таблицы 4 приводит к образованию уже четырех кластеров с двоичными номерами  $00_2$ ,  $01_2$ ,  $10_2$  и  $11_2$ . При этом каждый кластер в новом разбиении содержит только четыре комбинации. Для решения задачи рационального поиска непродуктивных перестановок, исключая переборный

метод, целесообразно рассмотреть более подробно структуру одного из таких кластеров и выявить его свойства (см. таблицу 3.7). Заметно, что в каждом кластере на позиции нумераторов 3 и 4 оказалось сформировано поле  $GF(2^2)$ . Благодаря этому признаку комбинации безызбыточного кода в каждом кластере являются линейно независимыми. Оценка ситуации, при которой свойство линейной независимости нарушается однозначно, связывается с разрушением поля  $GF(2^2)$ . Поскольку все ОКО образуются за счёт наименьших нумераторов, то для оценки линейной зависимости комбинаций достаточно проанализировать все комбинации первого и второго кластера. Анализ комбинаций кластера  $00_2$  показывает, что линейная зависимость в поле  $GF(2^2)$  образуется при замене нумератора 4 на нумератор 5. Формируется знакомая из таблицы 1 перестановка НС вида 1235.

Таблица 3.7  
Структура кластера с номером  $00_2$

Нумераторы символов комбинаций						
1	2	3	4	5	6	7
0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	1	0	1	1
0	0	1	0	1	1	0
0	0	1	1	1	0	1

Свойство такой перестановки транслируется на все другие кластеры, как показано в таблице 3.8 на примере кластера с номером  $11_2$ . Это дает основание утверждать, что если за номером кластера в комплексе его комбинаций не следует поле Галуа, то полученное сочетание столбцов приводит к вырожденной матрице перестановки и невозможности формирования ЭК.

Таблица 3.8  
Структура переставленного кластера  $11_2$

Нумераторы символов комбинаций						
1	2	3	5	4	6	7
1	1	0	0	0	1	0
1	1	0	0	1	0	1
1	1	<u>1</u>	<u>1</u>	0	0	0
1	1	<u>1</u>	<u>1</u>	1	1	1

Отыскав в кластере  $00_2$  комбинацию непродуктивной перестановки 1235 таким простым методом и сделав для неё циклические преобразования, выявляют все непродуктивные перестановки кода, которые заносятся далее в соответствующее поле КК.

Исходя из введённых выше обозначений вложенность полей Галуа можно представить рекуррентным выражением вида

$$GF(2) \Rightarrow \left. \begin{array}{l} 2 \downarrow 0:GF(2) \\ 2 \uparrow 1:GF(2) \end{array} \right\} = GF(2^2) \Rightarrow \left. \begin{array}{l} 4 \downarrow 0:GF(2^2) \\ 4 \uparrow 1:GF(2^2) \end{array} \right\} = GF(2^3) \Rightarrow \left. \begin{array}{l} 8 \downarrow 0:GF(2^3) \\ 8 \uparrow 1:GF(2^3) \end{array} \right\} = GF(2^4) \Rightarrow \dots$$

В этом выражении проявляется фрактальная зависимость вложенных полей Галуа, которая может быть использована для поиска непродуктивных перестановок, однозначно приводящих к вырожденности переставленных матриц [18]. Из анализа таблиц 2 и 4 становится ясно, что в коде (7,4,3) вырожденные матрицы формируются только из комбинаций веса 4. Это говорит о том, что для анализа иного произвольного кода необходимо знать весовую структуру кода [4]. Покажем на примере кода БЧХ (15,7,5), весовая структура которого представлена на рисунке 3.2 способ вычисления ОКО, которые формируют орбиты с вырожденными матрицами.

Симметричность спектра весов очевидна. Это говорит о том, что для анализа данных необходимо найти образующие комбинации для кодовых векторов веса 5, 6 и 7. Уточним правило формирования циклических структур кода для указанных весов. Если число комбинаций в спектре кода равно  $sn$  и  $s \in N$ , это означает, что в коде имеется ровно  $s$  образцов комбинаций, которые образуют самостоятельные циклы. Так на рисунке 1 комбинации веса 6 повторяются 60 раз, следовательно, в коде имеется два образца комбинаций веса 6. Отсюда, образцов комбинаций веса 7 всего один. Сложнее дать оценку комбинациям веса 5. Их всего 18. Тогда в коде имеется два образца с циклом повторения 15 и один образец с циклом повторения 3. К последнему образцу может относиться комбинация вида 001001001001001 или подобная структура.

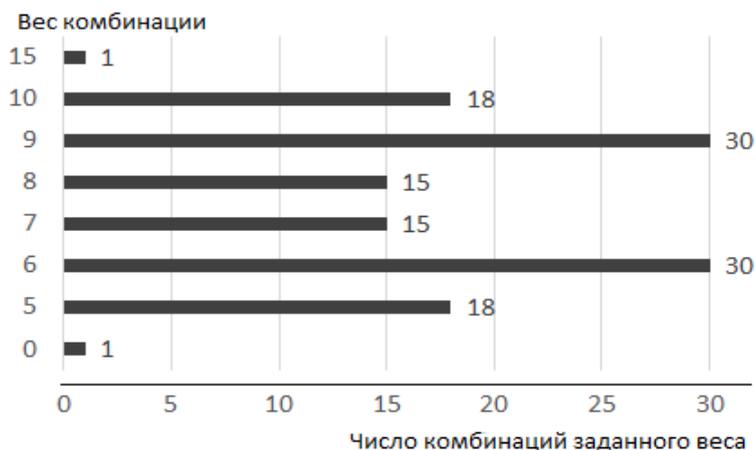


Рис. 3.2. Весовая структура кода БЧХ (15,7,5)

Зная порождающую матрицу кода  $G_{15,7,5}$ , всегда можно вычислить комбинации первых двух кластеров, используя при этом систему параллельных вычислений [58].

Кластер	Строка	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A <sub>16</sub>	B <sub>16</sub>	C <sub>16</sub>	D <sub>16</sub>	E <sub>16</sub>	F <sub>16</sub>	Вес
Кластер с номером 0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
	2	0	0	0	0	0	0	1	1	1	0	1	0	0	0	1	5
	3	0	0	0	0	0	1	0	0	1	1	1	0	0	1	1	6
	4	0	0	0	0	0	1	1	1	0	1	0	0	0	1	0	5
Кластер с номером 1	5	0	0	0	0	1	0	0	1	1	1	0	0	1	1	0	6
	6	0	0	0	0	1	0	1	0	0	1	1	0	1	1	1	7
	7	0	0	0	0	1	1	0	1	0	0	1	0	1	0	1	6
	8	0	0	0	0	1	1	1	0	1	0	0	0	1	0	0	5

Рис. 3.3. Пример фрактальной кластеризации части кода БЧХ (15,7,5)

Анализ второй, четвертой и восьмой строки показывает, что эти комбинации веса 5 принадлежат одному циклу (в каждой комбинации подряд идут шесть нулей). Для анализа линейной зависимости комбинаций поля с нумераторами 6 и 7 достаточно только одной второй строки нулевого кластера. Разрушить поле  $GF(2^2)$  возможно, устанавливая на позицию нумератора 7 любой нумератор больше 7 с нулевым битом в этой позиции, например, A<sub>16</sub>. С учётом всех нулей во второй строке после позиции 5 будем иметь  $C_5^2 = 10$  ОКО для спектра кода с показателем 5. Например, 123456A<sub>16</sub> или 12345C<sub>16</sub>E<sub>16</sub> и т.п.

Анализ комбинаций веса 6 из рисунка 3.3 показывает, что комбинации кода третьей строки и седьмой строки структурно различаются. Поэтому для строки три

будет получено всего  $C_4^2 = 6$  ОКО. Для комбинации седьмой строки будет в точности получено  $C_5^3 = 10$  ОКО. Анализ структуры комбинации с весом 7 (шестая строка рисунка 3.1) приводит к результату  $C_4^2 = 6$ . Таким образом, для кода БЧХ по результатам анализа двух первых кластеров и без учёта ОКО, формируемых периодической комбинацией вида 001001001001001 получаем 32 образца ОКО.

Анализ показал, что комбинация веса 5 периодического вида порождает 28 ОКО. Действительно,  $C_8^3 = 28$ . Общее количество непродуктивных ОКО в данном коде составляет 60 комбинаций, что от общего количества орбит и их ОКО равно 14%. Вот некоторые из них: 1245678; 124578A<sub>16</sub>; 124578B<sub>16</sub> и т.п. Общее количество ОКО оценивается как  $C_n^k/n = C_{15}^7/n = 429$ .

Предложенный метод поиска непродуктивных перестановок в системе ПД отличается от существующих аналогов использованием аппарата фрактальной кластеризации групповых кодов. Это позволяет за счёт использования свойств орбит циклических перестановок осуществить быстрый поиск непродуктивных сочетаний НС. Для решения подобной задачи новым методом требуется знание весового спектра кода, который в условиях применения современной вычислительной техники определяется довольно легко.

Поиск всех ОКО для выбранного кода в новых условиях исключает переборные методы и, может быть, с успехом использован при формировании КК декодера. Предложенный алгоритм поиска ОКО по произвольной комбинации НС использует свойство минимальной суммы ОКО относительно этого параметра для других элементов циклической орбиты.

В ходе исследований все ОКО, приводящие к вырожденным матрицам были проверены на предмет равенства нулю соответствующих переставленных матриц, что подтверждает главные теоретически выводы, изложенные в статье.

### 3.5. Свойства нумераторов перестановок когнитивной карты декодера

Высокая скорость передачи данных в оптических системах требует эффективный механизм работы декодера избыточных кодов, обеспечивающий необходимый темп прохождения данных через его вход. Это будет возможно благодаря следующим свойствам:

**Свойство 1.** Образующая комбинация любой орбиты — это та комбинация с наименьше значением суммы нумераторов символов. Все перестановки образуют не пересекающиеся орбиты во главе с образующей комбинацией, которая единственным образом связывается с порождающей матрицей эквивалентного кода. Ниже представлены образующие комбинации различных орбиты, подтверждающие свойство 1.

123	124	125	126	127	128	129	135	136	137	138	147
234	235	236	237	238	239	23A	246	247	248	249	258
345	346	347	348	349	34A	134	357	358	359	35A	369
456	457	458	459	45A	145	245	468	469	46A	146	47A
567	568	569	56A	156	256	356	579	57A	157	257	158
678	679	67A	167	267	367	467	68A	168	268	368	269
789	78A	178	278	378	478	578	179	279	379	479	37A
89A	189	289	389	489	589	689	28A	38A	48A	58A	148
19A	29A	39A	49A	59A	69A	79A	139	149	159	169	259
12A	13A	14A	15A	16A	17A	18A	24A	25A	26A	27A	36A

Видно, что любая комбинация любой перестановки нумераторов может быть приведена к комбинации с минимальным весом значения нумераторов, которые показывают структуру перестановки орбиты. К примеру, перестановки для  $N = C_{10}^3$  составляет 120 перестановок и формируют 12 орбит, представленные в лексикографическом формате как показано выше, где  $A=10$ .

Видно, что верхний ряд содержит все образующие комбинации с минимальным весом значения нумераторов символов перестановки для любой орбиты. Этот ряд будем хранить в ККД и этим обеспечивается минимизация объем ККД в  $k$  раз и повышается скорость обработки данных. Это имеет большое значение для кодов большой длины с практической точки зрения.

**Свойство 2.** Любая комбинация орбиты необходимо представлять в лексикографической форме. Циклический сдвиг комбинации происходит увеличение значений нумераторов и при этом сохраняется лексикографическая форма. Это свойство способно быстро отыскать образующую комбинацию и ее орбиты при декодировании избыточных кодов.

Возможные орбиты перестановок нумераторов символов кода Хэмминга (7, 4, 3) в лексикографическом формате для лучшего представления показаны в таблице 3.3.

Комбинации 5-ой орбиты в таблице 3.3 не образуют ЭК т.к. определители этих комбинации, которые указаны курсивом, равен нулю и при этом свойство характеризуется лишь для двоичных кодов. А остальные 4 орбиты обеспечивают получить ЭК и их порождающие матрицы могут быть определены заранее и внесены в ККД и при этом длина цикла составляет  $n$  шагов. Матрицы образующих комбинаций являются эталонными для комбинаций своих орбит и зависимости от состава перестановок за счет соответствующих линейных преобразований переводит эталонную матрицу к матрице ЭК. Для лучшей демонстрации рассмотрим следующий пример перестановки 1-ой орбиты порождающей матрицы которой представляется выражением (3.3).

$$G_1 = \begin{pmatrix} 1^1 & 0^2 & 0^3 & 0^4 & 1^5 & 0^6 & 1^7 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}. \quad (3.3)$$

Нумераторы порождающей матрицы  $G_1$  показаны в виде показателей первой строки. Комбинация с следующими нумераторами 1234 является образующей орбиты. Выделяя из  $G_1$  проверочную матрицу  $H$ , формируется свойство 3.

$$H = \begin{pmatrix} 1^5 & 0^6 & 1^7 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}. \quad (3.4)$$

**Свойство 3.**

Любой трансформации образующей комбинации соответствует линейная трансформация эталонной матрицы. Поэтому нет необходимости хранить все

комбинации орбит, достаточно хранить только образующие комбинации и за счёт необходимых перестановок трансформировать эталонную матрицу к матрице эквивалентного кода. Это тенденция сохраняется для любой перестановки нумераторов проверочной матрицы.

Данное свойство доказано методом счисления, суть которого заключается в том, что при приеме группы нумераторов, например, 6357 из последовательности допустимых по параметрам избыточного кода. Потом необходимо преобразовать принятую группу нумераторов в лексикографическую форму, которая в нашем примере будет иметь такой вид 3567. Для получения порождающей матрицы ЭК используется выражение (3.4).

**Свойство 4.** При циклическом сдвиге нумераторов образующей комбинации в лексикографически упорядоченном виде вправо происходит циклический сдвиг строк эталонной проверочной матрицы снизу-вверх, при условии, что наибольший из допустимых нумераторов справа при движении по циклу обратился в наименьший нумератор слева.

Все это говорит о том, что при циклическом сдвиге нумераторов символов перестановки **1234** к перестановке **2345** к показано в выражении (3.5).

$$H_{1234} = \begin{pmatrix} 1^5 & 0^6 & 1^7 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \end{pmatrix} \Rightarrow H_{2345} = \begin{pmatrix} 1^7 & 1^5 & 0^6 \\ 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}. \quad (3.5)$$

Циклические сдвиги будут продолжаться до перестановки **4567**.

Такие циклические сдвиги продолжают до значения перестановки вида 4567. Циклический переход через максимальное значение нумератора равного  $n$  в разряде лексикографически организованной перестановки с номером  $k$  приводит к циклическим сдвигам строк матрицы  $H_{ijun}$  снизу – вверх, где нумераторы такие, что  $i < j < u < n$ . Например,

$$H_{4567} = \begin{pmatrix} 1^5 & 0^6 & 1^7 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \end{pmatrix} \Rightarrow H_{1567} = \begin{pmatrix} 0^5 & 1^6 & 1^7 \\ 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}. \quad (3.6)$$

Следовательно, для первой орбиты получаем

$$H_{1567} = \begin{pmatrix} 0^5 & 0^6 & 1^7 \\ 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{pmatrix} \Rightarrow H_{1267} = \begin{pmatrix} 1^5 & 1^6 & 0^7 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}. \quad (3.7)$$

Отсюда вытекает следующее важное свойство.

**Свойство 5.** В условиях последовательного циклического сдвига комбинации лексикографически упорядоченных нумераторов при переходе наибольшего допустимого нумератора по абсолютному значению справа в единичный элемент слева соответствует перемещению нижней строки части проверочной матрицы снизу-вверх и соответствующему циклическому перемещению остальных строк.

Вскрытые особенности матричных преобразований характерны не только для двоичных кодов. Проверкой установлено, что для орбит недвоичных кодов Рида-Соломона указанные закономерности справедливы. Принципиально в памяти декодера может храниться только часть порождающей матрицы в формате элементов части проверочной матрицы  $H$ . На основании выявленных закономерностей за число шагов  $\omega < n$  циклических сдвигов строк и столбцов исходной матрицы  $H$  определяется требуемая проверочная составляющая порождающей матрицы эквивалентного кода.

**Свойство 6.** В случаях отличных от лексикографически упорядоченного следования нумераторов перестановки эталонная матрица орбиты приводится к требуемой проверочной матрице за счёт сортировки столбцов эталонной матрицы в порядке, определяемом перестановкой из  $X_r$ , а сортировка строк за счёт порядка следования нумераторов определяемом перестановкой из  $X_k$ .

Это происходит по причине определённости размеров матрицы  $H$ , размерность которой в системе порождающей матрицы составляет значение  $k \times r$ . Пусть приёмник зафиксировал последовательности нумераторов надёжных и ненадёжных символов  $\{F_{rel}\} = \{7154\}$  и  $\{\overline{F_{rel}}\} = \{\overline{623}\}$  соответственно. Для решения задачи поиска эквивалентного кода первая из этих последовательностей приводится декодером к лексикографическому формату  $\{F_{rel}\}_{lex} = \{1457\}$ , из

которого становится ясно, что данная перестановка относится к третьей орбите, для которой в памяти ККД хранится матрица вида

$$H_{1245} = \begin{pmatrix} 1^3 & 1^6 & 1^7 \\ 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{pmatrix} \Rightarrow \dots H_{1457} = \begin{pmatrix} 1^2 & 0^3 & 1^6 \\ 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}. \quad (3.8)$$

Обозначим в правом столбце матрицы нижним индексом нумераторы строк. Тогда

$$H_{1457} = \begin{pmatrix} 1^2 & 0^3 & 1_1^6 \\ 1 & 1 & 1_4 \\ 0 & 1 & 1_5 \\ 1 & 1 & 0_7 \end{pmatrix} \Rightarrow H_{7154} = \begin{pmatrix} 1^2 & 1^3 & 0_7^6 \\ 1 & 0 & 1_1 \\ 0 & 1 & 1_5 \\ 1 & 1 & 1_4 \end{pmatrix}.$$

Выполнена перестановка строк. После чего выполняется перестановка столбцов.

$$H_{7154} = \begin{pmatrix} 1^2 & 1^3 & 0_7^6 \\ 1 & 0 & 1_1 \\ 0 & 1 & 1_5 \\ 1 & 1 & 1_4 \end{pmatrix} \Rightarrow H_{7154 \ 623} = \begin{pmatrix} 0_7^6 & 1^2 & 0_3^6 \\ 1 & 1 & 0_1 \\ 1 & 0 & 1_5 \\ 1 & 1 & 1_4 \end{pmatrix}. \quad (3.9)$$

Выражение (3.9) представляет проверочную часть порождающей матрицы эквивалентного кода для перестановки вида  $\{7154\}\overline{\{623\}}$ . Это снижает объем ККД и резко уменьшает сложность вычислительного процесса поиска порождающей матрицы эквивалентного кода.

Покажем это на примере кода (7, 4, 3). Для такого кода допустимо общее число перестановок, равное значению  $N_{общ} = \binom{7}{4} = 5040$ . Собственно, такое число порождающих матриц эквивалентных кодов должно быть записано в ККД, что крайне нерационально, но наличие орбит  $x_k$  и  $x_r$  существенно сокращает объем памяти ККД. Действительно, число перестановок для некоторого фиксированного кортежа  $x_k$  равняется  $k!$ , а для соответствующего кортежа из  $x_r$  равно  $(n-r)!$ . Поскольку для обозначенного в примере кода  $k! = 4! = 24$ , а  $(n-r)! = 3! = 6$ , то всего комбинаций перестановок для фиксированных орбит  $x_k$  и  $x_r$  равно  $4! \times 3! = 144$ , следовательно, объем ККД может быть уменьшен на три порядка поскольку  $5040:144=35$ , с учётом длины цикла равного 7 получаем всего 5 комбинаций для образующих орбит из всего множества перестановок. Поиск номера орбиты и,

следовательно, поиск соответствующей эталонной матрицы эквивалентного кода при произвольной комбинации нумераторов надёжных символов возможен при использовании двух алгоритмов. Центральной частью этих алгоритмов является приведение полученной в результате сортировки приёмником нумераторов надёжных символов в перестановку, организованную лексикографически. Далее возможен тривиальный перебор лексикографической перестановки по циклу до получения по свойству 1 перестановки наименьшего веса по сумме цифр, входящих в перестановку. С учётом суммирования данных, сложность такого алгоритма, возможно оценить как  $O = (n \log n)$ .

При использовании второго алгоритма вычислительная система декодера ориентируется на перестановки, которые заканчиваются на максимальное значение нумератора, находящегося в крайнем правом разряде. Поскольку таких комбинаций в цикле ровно  $k$ , то сложность этого алгоритма можно оценить как  $O = (k \log k)$ . Что более рационально с точки зрения использования вычислительного ресурса декодера. Использование в процедуре ПД результатов, приведённых выше утверждений, позволяет резко сократить время обработки данных, что положительно отражается на темпах обработки цифровых данных в условиях применения высокоскоростных многомодовых оптических линий связи, особенно при использовании сложных видов модуляции.

Важно отметить, что приведённые свойства перестановок в полном объёме справедливы для недвоичных кодов. При этом многие вычислительные операции выполняются не расширенных полях Галуа, в системе десятичных чисел, что выгодно отличает перестановочное декодирование таких кодов от классических алгоритмов. В ходе использования таких кодов основная трудность будет заключаться в выработке мягких решений символов, однако эта тема требует специального обсуждения и специфических технических решений.

### 3.6. Выводы по третьей главе

1. Метод ПД, рассматриваемый в 3 главе, предполагает использование в сетях передачи цифровых данных для лучшего приема кодовых комбинаций каналов с низким отношением сигнала/шума, что принципиально возможно при использовании избыточных кодов, позволяющие повысить энергетический выигрыш кода.

2. Предложное применение когнитивных карт в перестановочных декодерах, в которых будут храниться все перестановки производительного и непроизводительного характера сокращает вычислительных затрат и также время обработки кодовых комбинаций.

3. Было выявлено, что свойство цикличность в системе ПД сохраняется для всех видов перестановок, что позволяет сократить объем когнитивной карты декодера. К примеру, при применении кода Хемминга (7,4,3) будет необходимо приблизительно 69 Кбит памяти ККД.

4. Предложенный кластерный метод разбиения множества разрешенных кодовых комбинаций хорошо показывает преимущество ПД за счет формирования орбит перестановок. Любой трансформации орбиты соответствует линейная трансформация эталонной матрицы, что позволяет уменьшить объем комбинаций в кластере и также перенести эти свойства на другие комбинации других кластеров.

## ГЛАВА 4

# АЛГОРИТМ ФОРМИРОВАНИЯ КОМБИНАЦИЙ ДВОИЧНОГО ЭКВИВАЛЕНТНОГО КОДА И ИХ ФИЛЬТРАЦИЯ В ПРОЦЕДУРЕ ЗАПОЛНЕНИЯ КОГНИТИВНОЙ КАРТЫ ДЕКОДЕРА

### 4.1. Постановка задачи

Генератор комбинаций двоичного эквивалентного кода может использоваться при проектировании новых и модернизации существующих систем обмена данными с применением блоковых помехоустойчивых кодов, для обработки которых целесообразно реализовать принцип перестановочного декодирования. Это позволяет наиболее полно использовать введенную в код избыточность. Недостатком метода перестановочного декодирования именно двоичных кодов является вероятность появления таких перестановок символов кодовых комбинаций, которые не обеспечивают получение эквивалентных кодов. Объем таких перестановок в коде оценивается от 15% до 20% в зависимости от параметров кода. Устройство позволяет с минимальными по времени потерями нейтрализовать отрицательный эффект от непродуктивных перестановок за счет целенаправленной трансформации неудачной перестановки. Этому способствует разделенная когнитивная карта генератора, при использовании которой в первую очередь решается вопрос принадлежности текущей перестановки к отрицательным решениям и трансформации такой перестановки. Меньшая доля таких перестановок способствует более эффективной генерации комбинаций двоичных эквивалентных кодов. Производительность работы генератора существенно улучшается за счет исключения из алгоритма обработки данных матричных вычислений присущих прототипам.

### 4.2. Описание структурной схемы генератора

Данное устройство относится к технике связи и может использоваться при проектировании новых и модернизации существующих систем обмена данными.

Заявленное устройство расширяет арсенал мягкого декодирования двоичных избыточных блоковых кодов за счет исправления доли стираний, кратность которых выходит за пределы минимального кодового расстояния. Для этого используются известные свойства эквивалентных кодов (см. У. Питерсон, Э. Уэлдон. Коды, исправляющие ошибки. Ред. Р.Л. Добрушин и С.И. Самойленко. М: Мир, 1976. – С. 76-78). Для двоичных кодов реализация подобных свойств может иметь как положительный, так и отрицательный исход, который зависит от конфигурации перестановок принятых символов на длине кодового вектора в зависимости от текущих значений мягких решений. Положительный результат формируется в том случае, когда выполненная по результатам оценки мягких решений перестановка символов принятой кодовой комбинации не приводит к линейной зависимости столбцов, адекватно переставленной порождающей матрицы кода. В противном случае формирование эквивалентного кода положительного результата не дает. Как правило, количество положительных решений, из общего множества возможных решений, составляет большую его часть (см. Гладких А.А. Перестановочное декодирование как инструмент повышения энергетической эффективности систем обмена данными / Электросвязь № 8. – 2017. – С 52-56).

Известно также устройство – Декодер с упорядоченной статистикой символов (см. патент РФ 2490804), в котором частично решается задача запоминания тех комбинаций номеров переставленных столбцов порождающей матрицы основного кода, определитель которых указывает на вырожденность переставленных матриц и невозможность реализовать декодирование с использованием эквивалентного кода. Следовательно, для невырожденных матриц процедура поиска переставленных порождающих матриц и приведение их к систематической форме для получения эквивалентного кода выполняется в декодере даже в том случае, если образец переставленного вектора уже обрабатывался декодером.

Известно также устройство – декодер с повышенной корректирующей способностью (см. патент РФ 2438252), которое практически реализует способ, описанный в работе Р. Морелос-Сарагосы с незначительным уточнением

процедуры получения МРС. В таком декодере, по сути, сохраняются все недостатки, характерные для решений по патентам 2444127, 2490804 и 2580797.

Близким по технической сущности заявленному генератору комбинаций двоичного эквивалентного кода является перестановочный декодер с режимом обучения по патенту №2644507, когда перестановочный декодер с режимом обучения, содержащем блок приема, первый выход которого через последовательно включенные блок мягких решений символов и накопитель оценок, подключен к входу блока упорядочения оценок, при этом первый выход накопителя кодовой комбинации подключен к первому входу блока эквивалентного кода, один выход которого подключен к первому входу блока контроля линейности, второй выход которого подключен ко второму входу блока эквивалентного кода, другой выход которого подключен к первому входу блока сравнения и обратных перестановок, выход которого подключен ко второму входу блока исправления стираний, тогда как его первый вход подключен ко второму выходу накопителя кодовой комбинации, дополнительно введены датчик последовательностей столбцов, переключатель режимов, блок отрицательных решений, блок положительных решений и детектор режимов, вход которого подключен ко второму выходу блока приема, при этом первый выход детектора режимов подключен к входу накопителя кодовой комбинации, а второй выход детектора режимов через датчик последовательностей столбцов подключен к одному входу переключателя режимов, другой вход которого подключен к выходу блока упорядочения оценок, при этом первый выход блока контроля линейности подключен к входу блока отрицательных решений, а выход этого блока соединен со вторым входом блока контроля линейности, тогда как третий выход блока контроля линейности через блок положительных решений подключен ко второму входу блока сравнения и обратных перестановок, при этом выход переключателя режимов подключен к третьему входу блока эквивалентного кода.

Достоинством прототипа является возможность закреплять в памяти декодера результаты поиска порождающих матриц эквивалентных кодов для формируемых

перестановок и использовать эти результаты при повторении перестановок, не прибегая к сложным матричным вычислениям.

Недостатками прототипа являются: во-первых, большой объем памяти для хранения полученных результатов из-за недостаточной ее организации по причине не использования циклических свойств кодов; во-вторых, знание порождающей матрицы эквивалентного кода не исключает матричных вычислений необходимых для поиска вектора эквивалентного кода, что отрицательно сказывается на сложности реализации перестановочного декодера; в-третьих, появление перестановок, приводящих к вырожденным матрицам, отрицательно сказывается на процедуре синхронизации кодеков из-за неопределенности времени поиска новых подходящих перестановок символов на приемной стороне.

Технический результат при осуществлении изобретения заключается в сокращении цикла генерации комбинаций требуемых эквивалентных кодов и уменьшении объема памяти необходимой для хранения эталонных матриц эквивалентных кодов.

Технический результат достигается за счет того, что в предлагаемом генераторе комбинаций двоичного эквивалентного кода, содержащий блок приема, первый выход которого через последовательно включенные блок мягких решений и накопитель оценок подключен к одному входу блока упорядоченных оценок, первый выход которого через блок отрицательных решений и его первый выход подключен к другому входу блока упорядоченных оценок отличающийся тем, что дополнительно введены блок нумераторов, блок когнитивной карты, блок перестановок эталонной матрицы, блок сложения, блок жестких решений, блок информационных разрядов и накопитель комбинации, при этом второй выход блока упорядоченных оценок через блок нумераторов подключен к первому входу блока перестановок эталонной матрицы, а второй вход этого блока через блок когнитивной карты подключен к другому выходу блока отрицательных решений, тогда как выход блока перестановок эталонной матрицы подключен к первому входу блока сложения, выход которого соединен с первым входом накопителя комбинации, при этом второй вход этого блока подключен к другому выходу блока

информационных разрядов, первый выход которого подключен к второму входу блока сложения, а третий выход блока упорядоченных оценок через блок жестких решений подключен к входу блока информационных разрядов.

Структурная схема генератора комбинаций двоичного эквивалентного кода представлена на рисунке 4.1, где:

1 - блок приема; 2 - блок мягких решений; 3 - накопитель оценок; 4 - блок упорядоченных оценок; 5 - блок отрицательных решений; 6 - блок нумераторов; 7 - блок когнитивной карты; 8 - блок перестановок эталонной матрицы; 9 - блок сложения; 10 - блок жестких решений; 11 - блок информационных разрядов; 12 - накопитель комбинации.

Генератор комбинаций двоичного эквивалентного кода, содержит блок приема 1, первый выход которого через последовательно включенные блок мягких решений 2 и накопитель оценок 3 подключен к одному входу блока упорядоченных оценок 4, первый выход которого через блок отрицательных решений 5 и его первый выход подключен к другому входу блока упорядоченных оценок 4, при этом второй выход блока упорядоченных оценок 4 через блок нумераторов 6 подключен к первому входу блока перестановок эталонной матрицы 8, а второй вход этого блока через блок когнитивной карты 7 подключен к другому выходу блока отрицательных решений 5, тогда как выход блока перестановок эталонной матрицы 8 подключен к первому входу блока сложения 9, выход которого соединен с первым входом накопителя комбинации 1, при этом второй вход этого блока подключен к другому выходу блока информационных разрядов 11, первый выход которого подключен к второму входу блока сложения 9, а третий выход блока упорядоченных оценок 4 через блок жестких решений 10 подключен к входу блока информационных разрядов 11.

Вход блока приема 1 является общим входом генератора комбинаций двоичного эквивалентного кода, а выход накопителя комбинаций 12 является общим выходом устройства.

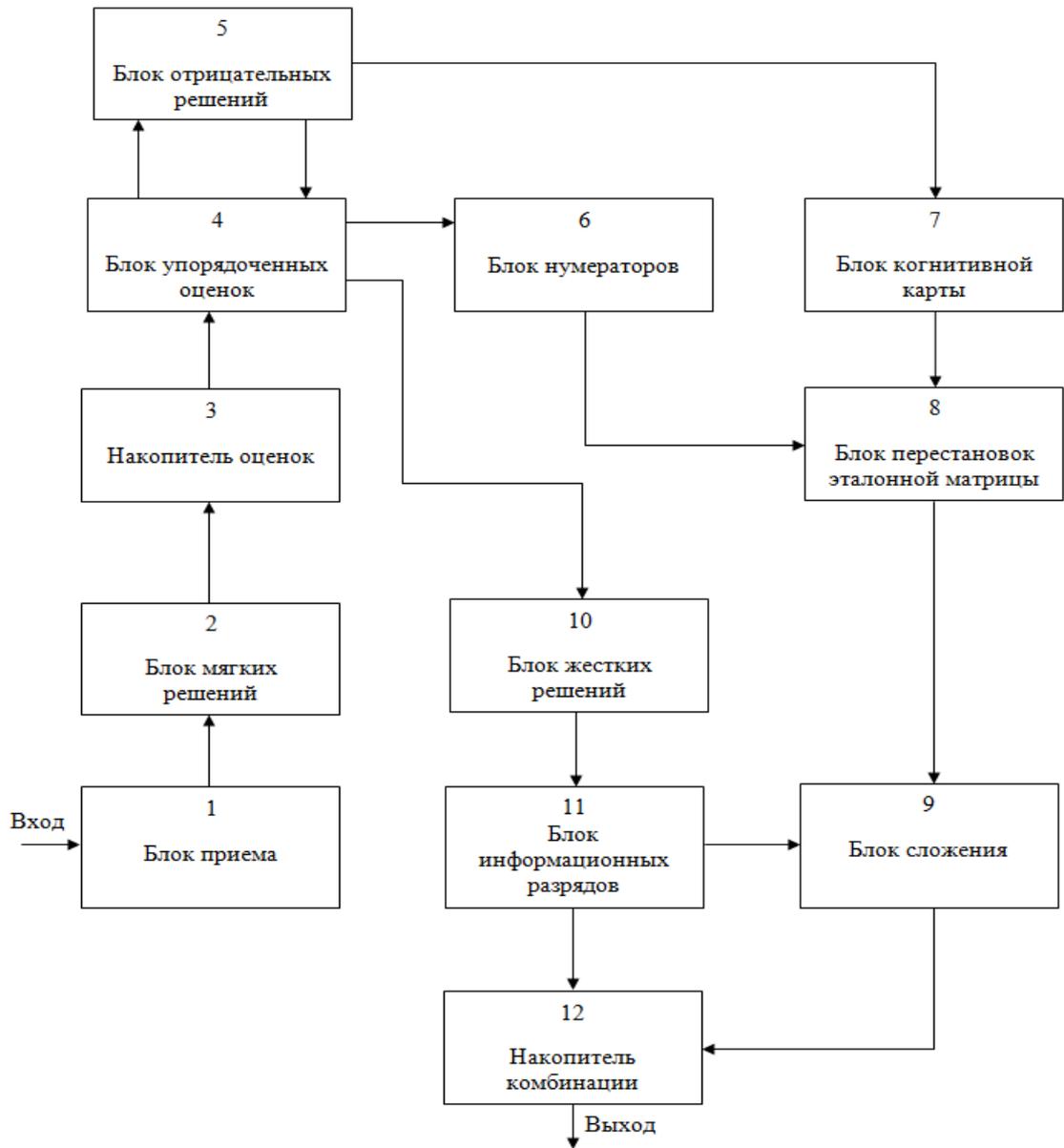


Рисунок 4.1 – Структурная схема генератора комбинаций двоичного эквивалентного кода

### 4.3. Порядок работы генератора

Работу предлагаемого устройства рассмотрим на примере кода Хэмминга (7, 4, 3) с порождающей матрицей  $G$  вида

$$G = \begin{pmatrix} 1^1 & 0^2 & 0^3 & 0^4 & 1^5 & 0^6 & 1^7 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}.$$

Столбцы матрицы  $G$  нумеруются от 1 до 7 слева направо в виде верхних индексов (нумераторов) у символов верхней строки этой матрицы. Пусть источник информации передает информационный вектор  $V_{инф} = 1010$ , тогда в канал связи будет отправлен вектор  $V_{кан} = V_{инф} \times G = 1010011$ . Пусть вектор ошибок  $V_e$  при передаче по каналу связи вектора  $V_{кан}$  имел вид  $V_e = 0011010$ . Тогда в ходе фиксации вектора приема  $V_{пр} = V_{кан} \oplus V_e$  в блоке приема 1 и последовательной выработки для каждого бита этого вектора мягких решений в блоке мягких решений 2 формируется совместная последовательность жестких решений символов и соответствующих им целочисленных МРС. В результате в накопителе оценок 3 фиксируется вектор вида:

$$V_{мрс} = 1_7^1 \quad 0_6^2 \quad 0_4^3 \quad 1_2^4 \quad 0_5^5 \quad 0_3^6 \quad 1_7^7.$$

Последовательность МРС в блоке мягких решений 2 формируется по правилу  $\lambda_i = \left\lfloor \frac{\lambda_{\max}}{\rho \sqrt{E_b}} \cdot Z_i \right\rfloor$ , где  $\rho$  – интервал стирания;  $E_b$  – энергия сигнала, приходящаяся на один информационный бит;  $Z_i$  – уровень принятого сигнала (модулируемого параметра);  $\lambda_{\max}$  – фиксированная целочисленная оценка МРС с максимальным значением, как правило, определяемая конструктором декодера (см. А.А. Гладких. Основы теории мягкого декодирования избыточных кодов в стирающем канале связи, Ульяновск. – 2010 с. 211). Пусть  $\lambda_{\max} = 7$ . В блоке упорядоченных оценок 4 после перестановок жестких решений по убыванию их МРС вектор  $V_{мрс}$  преобразуется к виду:

$$V_{прс} = 1_7^1 \quad 1_7^7 \quad 0_6^2 \quad 0_5^5 \quad 0_4^3 \quad 0_3^6 \quad 0_2^4.$$

Блок упорядоченных оценок 4 выделяет из переставленного вектора  $V_{прс}$  нумераторы первых  $k$  символов, формируя последовательность  $1 \ 7 \ 2 \ 5$ , которая затем приводится к упорядоченному виду:  $1 \ 7 \ 2 \ 5 \Rightarrow 1 \ 2 \ 5 \ 7$ .

Упорядоченная последовательность  $1\ 2\ 5\ 7$  направляется в блок отрицательных решений 5, где лексикографически сравнивается с образцами запрещенных перестановок, приводящих к формированию вырожденных матриц, что однозначно не позволяет получить эквивалентный код. Перечень таких перестановок для кода  $(7, 4, 3)$  приведен в таблице 1.

Таблица 4.1

Ранжированные сочетание нумераторов отрицательных решений

1235	1247	1256	1367	1456	2346	3457
------	------	------	------	------	------	------

Лексикографическое сравнение полученного результата перестановки  $1\ 2\ 5\ 7$  с соответствующей областью упорядоченного списка из таблицы 1 показывает, что совпадение отсутствует и возможность получения комбинации эквивалентного кода есть.

Таблица 4.2

Структура когнитивной карты генератора комбинаций

1234 – 1 1234 567	1236 – 2 1236 745	1237 – 1 7123 456	1245 – 3 1245 673
1246 – 4 1246 735	1256 – 3 5612 347	1257 – 2 7125 634	1267 – 1 6712 345
1345 – 2 3451267	1346 – 4 3461 257	1347 – 3 7134 562	1356 – 4 5613 472
1357 – 4 7135 624	1457 – 3 4571 236	1467 – 2 6714 523	1567 – 1 5671 234
2345 – 1 2345 671	2347 – 2 2347 156	2356 – 3 2356 714	2357 – 4 2357 146
2367 – 3 6723 451	2456 – 2 4562 371	2457 – 4 4572 361	2467 – 4 6724 513
3456 – 1 3456 712	3467 – 3 3467 125	3567 – 2 5673 412	4567 – 1 4567 123

Поэтому по результату поиска блок упорядоченных оценок 4 направляет обе части сохраненных в его памяти нумераторов вектора  $V_{nrc}$  в виде двух последовательностей  $1\ 7\ 2\ 5\ 3\ 6\ 4$  в блок нумераторов 6, а ранжированная последовательность  $1\ 2\ 5\ 7$  из блока отрицательных решений

направляется в блок когнитивной карты 7 для последующей ее обработки. Структура когнитивной карты декодера и организация ее памяти для быстрого поиска требуемой перестановки показаны в таблице 2.

Жирным шрифтом в ячейках таблицы выделены номера эталонных проверочных частей порождающих матриц эквивалентных кодов. Таких матриц в блоке 7 хранится всего четыре. Получив последовательность 1 2 5 7, блок когнитивной карты 7 отыскивает соответствующий номер проверочной матрицы, который направляется в блок перестановок эталонной матрицы 8. Образцы проверочных частей порождающих матриц эквивалентных кодов приведены ниже.

$$\begin{array}{cccc}
 \begin{array}{ccc} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \end{array} & ; & \begin{array}{ccc} 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{array} & ; & \begin{array}{ccc} 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \end{array} & ; & \begin{array}{ccc} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \end{array}
 \end{array}$$

Получив из блока отрицательных решений 5 комбинацию нумераторов 1 2 5 7, блок когнитивной карты 7 определяет, что в качестве эталонной матрицы должна быть использована матрица с номером 2. Матрица 2 извлекается из памяти блока перестановок эталонной матрицы и ей приписываются номера строк 7 1 2 5, а столбцам приписываются номера 6 3 4, как предписывает соответствующая ячейка когнитивной карты из таблицы 2. Образ требуемой ячейки из когнитивной карты имеет вид

$$\boxed{\begin{array}{cc} 1257 & -2 \\ 7125 & 634 \end{array}}$$

Извлечение и последовательность преобразования шаблона в соответствии с данными из блока нумераторов 6.

$$\begin{array}{ccc}
 \begin{array}{ccc} 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{array} & \text{И с нумераторами} & \begin{array}{cccc} 1 & 0 & 1 & 7 \\ 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 2 \\ 1 & 1 & 0 & 5 \\ 6 & 3 & 4 & \end{array}
 \end{array}$$

$$\begin{array}{ccc}
 1 & 0 & 1 & 7 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 \\
 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 7 & 0 & 1 & 1 & 7 \\
 H_2 = 1 & 1 & 1 & 2 & \Rightarrow & 1 & 1 & 1 & 2 & \Rightarrow & 1 & 1 & 1 & 2 \\
 1 & 1 & 0 & 5 & 1 & 1 & 0 & 5 & 1 & 1 & 0 & 5 \\
 6 & 3 & 4 & & 6 & 3 & 4 & & 3 & 6 & 4
 \end{array}$$

К моменту завершения операции перестановок эталонной матрицы в блоке 8 из блока упорядоченных оценок 4 в блок жестких решений 10 поступает комбинация переставленных информационных битов 1 1 0 0 0 0 0. Этот блок выделяет информационные разряды из полученной последовательности направляет их в блок информационных разрядов 11. Таким образом блок 11 получит данные из блока 10 в виде последовательности бит 1 1 0 0, которые направляются в блок сложения 9 для формирования проверочной части кодового вектора за счет сложения данных первой и второй строки матрицы  $H_2$ . Следовательно,  $101 \oplus 011 = 110$ . Эти данные направляются в накопитель комбинации 12, где объединяются информационные и проверочные разряды и в результате этого формируется вектор переставленного кода вида

$$V_{\text{эк}} = 1^1 \ 1^7 \ 0^2 \ 0^5 \ 1^3 \ 1^6 \ 0^4.$$

Упорядочение нумераторов полученного вектора (эти действия не производятся в генераторе комбинаций двоичного эквивалентного кода и представляются только в качестве доказательства справедливости выполненных действий) позволяют получить безошибочный вектор

$$V_{np} \equiv V_{kan} = 1^1 \ 0^2 \ 1^3 \ 0^4 \ 0^5 \ 1^6 \ 1^7.$$

В случае возникновения ситуации, когда перестановка нумераторов принимает вид, совпадающий с отрицательным решением, это решение возвращается в блок упорядоченных оценок 4 и происходит замена символа, стоящего на крайней правой позиции среди информационных разрядов на наиболее

надежный символ из числа проверочных разрядов и далее процесс, осуществляется по описанному алгоритму.

Таким образом, рациональная организация алгоритма работы устройства относительно известных аналогов устраняет необходимость в повторных действиях с перестановками при уточнении вырожденности матриц и за счет введения блока сложения исключает процедуру матричного умножения при поиске проверочных разрядов двоичного эквивалентного кода.

## ЗАКЛЮЧЕНИЕ

1. Доказана целесообразность снижения максимальной оценки в системе формирования МРС, позволившая получить временной выигрыш при ранжировании нумераторов кодового вектора и одновременно обеспечить снижение на 50% числа итеративных преобразований в процессоре приемника цифровых команд управления при целенаправленной коррекции значений МРС в отличие от известных технических решений.

2. Доказана необходимость применения технологии обособленного дополнительного контроля именно проверочных разрядов кодового вектора в кодеках СУ с целью повышения эффективности процедуры поиска результативных перестановок по трансформации условных вероятностей нумераторов символов методом «распространения доверия».

3. Показано, что система предварительного вычисления подмножества эталонных матриц и их лексикографического хранения, обеспечивает снижение требований к объему памяти когнитивной карты декодера за счет использования свойств циклических орбит допустимых в коде перестановок. При этом снижение объема памяти когнитивной карты заменяется на экономный вычислительный процесс поиска образующей орбиты цикла перестановок.

4. Доказано, что регулярный метод поиска отрицательных подстановок кода на основе знаний его весового спектра совместно с применением метода кластерного разбиения общего пространства кодовых комбинаций, по сравнению с методом прямого перебора, способствует повышению производительности кодеков. На примере кода БЧХ (15, 7, 5) показано, что количество непроизводительных перестановок составляет около 10% от общего количества перестановок нумераторов.

5. Предложены алгоритмы реализации метода перестановочного декодирования, обладающие новизной технического решения, которые способствуют повышению надёжности функционирования кодеков.

Перспективами развития темы диссертационной работы может быть применение метода локализации для построения интеллектуального декодера, образ которого представлена на рисунке 2.17. Подобный подход исключает процедуру поиска перестановочной матрицы в процессе декодирования команды управления, поскольку такая матрица может быть определена априори и может находиться в памяти ККД. Общая схема декодирования по описанному алгоритму является многослойным процессом управления декодером на основе нечетких ситуационных сетей.

**СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ**

1. Аджемов А. С., Санников В. Г. Общая теория связи. Учебник для вузов. – М.: Горячая линия – Телеком, 2018. – 624 с.
2. Акимов О. Е. Дискретная математика: логика, группы, графы, фракталы. – М.: издатель АКИМОВА, 2005. – 656 с.
3. Андреев В. А. Многомодовые оптические волокна: Теория и приложения на высокоскоростных сетях связи. – М.: Радио и связь, 2004. – 246 с.
4. Андреев В. А., Бурдин В. А., Попов Б. В., Польников А. И. Строительство и техническая эксплуатация волоконно-оптических линий связи : Учеб. для вузов.– М.: Радио и связь, 1995. 198 с.
5. Антонов А. В. Системный анализ: учебник, – М, : Высшая школа, 2004. – 454 с.
6. Анфилатов В. С., Емельянов А. А., Кукушкин А. А. Системный анализ в управлении: учеб. Пособие. – М. : Финансы и статистка, 2006. – 368 с.
7. Бабанов Н. Ю., Гладких А. А., Наместников С. М., Шаханов С. В. Свойства циклических структур в системе перестановочного декодирования избыточных кодов / Автоматизация процессов управления. – 2020. – №2(60). – С. 101 – 108.
8. Бакурова А.Д., Саид Басем А.С., Бакуров Д.Д. Процедура поиска множества вырожденных матриц в системе перестановок двоичного блокового кода // 2-я Всероссийская конференция: Современные технологии обработки сигналов. доклады конференции. 2019. С. 128-132.
9. Берлекэмп Э. Р. Алгебраическая теория кодирования / пер. с англ. под ред. С.Д. Бермана. – М. : Мир, 1971. – 384 с.
10. Битнер В. И., Михайлова Ц.Ц. Сети нового поколения NGN : учеб. пособие для вузов. – М. : Горячая линия – Телеком, 2011. – 225 с.
11. Блейхут Р. Быстрые алгоритмы цифровой обработки сигналов. – М., 1989.– 448 с.

12. Блох Э. Л., Зяблов В. В. Обобщённые каскадные коды. – М. : Связь, 1976. – 356 с.
13. Борисов В. В., Круглов В. В., Федулов А. С. Нечеткие модели и сети. – М. : Горячая линия – Телеком, 2017. – 284 с.
14. Бурдин А. В. Моделирование маломодовых оптических волокон с уменьшенной дифференциальной модовой задержкой в «С»-диапазоне длин волн // Труды учебных заведений связи № 1, 2016 СПбГУТ 2016 С. 32-37
15. Бурдин А. В. Маломодовый режим передачи оптических сигналов по многомодовым волокнам: приложения в современных инфокоммуникациях. – Самара: ПГУТИ, 2011. – 274 с.
16. Бурдин А. В., Бурдин В. А., Андреев В. А. Моделирование кварцевых многомодовых оптических волокон транспортных сетей связи нового поколения // Прикладная фотоника. - 2014 № 2. – С. 24 – 47
17. Васильев А. Б., Воронин В. Г., Камынин В. А., Лукиных С. Н., Наний О. Е. Механизмы потерь в одномодовых волоконно-оптических линиях связи. Методическое и учебное пособие. / Москва, МГУ. 2016 - 43с.
18. Васильев К. К. Методы обработки сигналов : учеб. пособие. – Ульяновск, УлГТУ, 2001. – 78 с.
19. Васильев К. К., Глушков В. А., Дормидонтов А. В., Нестеренко А.Г. Теория электрической связи: учебное пособие. - Ульяновск: УлГТУ, 2008. - 286 с.
20. Васильев К. К., Служивый М. Н. Математическое моделирование систем связи. – Ульяновск : УлГТУ, 2010. – 128 с.
21. Вернадский В. И. Биосфера мысли и наброски. – М. : Изд. Дом «Ноосфера», 2001. – 244 с.
22. Вернер М. Основы кодирования. – М. : Техносфера, 2004. – 288 с.
23. Вечканов В. В., Киселев Д. В., Ющенко А. С. Адаптивная система нечеткого управления мобильным роботом // Мехатроника. – 2002. – № 1. – С. 20–26.
24. Витерби А. Д., Омура Дж. К. Принципы цифровой связи и кодирования: Пер. с англ. под ред. Зигангирова К.Ш.. - М.: Радио и связь, 1982. - 536 с.

25. Волков Л. Н., Немировский М. С., Шинаков Ю.С. Основы цифровой радиосвязи: базовые методы и характеристики : учеб. пособие. – М. : Эхо Тредз, 2005. – 392 с.
26. Волкова В. Н., Денисов А. А. Основы теории систем и системного анализа : – СПб.: Изд-во Политехнического университета, 2005. – 520 с.
27. Ганин Д. В., Тамразян Г. М., Шахтанов С. В., Саид Б., Бакурова А.Д. Процедура поиска множества вырожденных матриц в системе перестановок двоичного блочного кода. // Автоматизация процессов управления. – 2019. – № 4 (58). – С.82-89.
28. Ганин Д. В., Шахтанов С. В. Перестановочное декодирование в системе производства избыточных кодов. // Сборник научных трудов III Научного форума «Телекоммуникации: теория и технологии» ТГТ-2019. Проблемы техники и технологий телекоммуникаций ПТиТТ-2019. XXI международная научно-техническая конференция. – Казань: КНИТУ-КАИ, 2019. – Т.1 – С.145-147.
29. Гантмахер Ф. Р. Теория матриц. – М. : Гл. ред. Физ.-мат. лит-ры, 1967. – 575 с.
30. Гасанов Э. Э., Кудрявцев В. Б. Теория хранения и поиска информации. – М: Физматлит, 2002. – 288 с.
31. Гладких А. А. Основы теории мягкого декодирования избыточных кодов в стирающем канале связи. – Ульяновск : УлГТУ, 2010. – 379 с.
32. Гладких А. А. Перестановочное декодирование как инструмент повышения энергетической эффективности систем обмена данными // Электросвязь. – 2017. –№ 8. – С. 52–56.
33. Гладких А. А., Ал Тамими Т.Ф.Х. Концепция когнитивной обработки данных в системе перестановочного декодирования недвоичного избыточного кода / Электросвязь. – № 9. – 2018, С. 69–74.
34. Гладких А. А., Климов Р. В., Чилихин Н. Ю. Методы эффективного декодирования избыточных кодов и их современные приложения. – Ульяновск : УлГТУ, 2016. – 258 с.

35. Гладких А. А., Овинников А.А., Тамразян Г. М. Математическая модель когнитивного перестановочного декодера / Цифровая обработка сигналов. – 2019.– № 1. – С.14-19.
36. Гладких А. А., Пчелин Н. А., Шахтанов С. В. Минимизация объема памяти когнитивной карты декодера в системе поиска эквивалентных кодов // Радиотехника. – 2018. – № 6. – С. 38–41.
37. Гладких А. А., Шагарова А. А., Шахтанов С. В. Перестановочное декодирование недвоичного избыточного кода на базе когнитивного подхода. // Сборник докладов XXIV Международной научно-технической конференции «Радиолокация, навигация, связь». – Воронеж, 2018. – Т.1. – С.230-240.
38. Гладких А. А., Шахтанов С. В. Вероятностные оценки метода перестановочного декодирования двоичных избыточных кодов. // Сборник научных трудов X Юбилейной Всероссийской научно-практической конференции (с участием стран СНГ), посвящённый 60-летию УлГТУ «Современные проблемы проектирования, производства и эксплуатации радиотехнических систем». – 2017.– Ульяновск: УлГТУ. – С.138-143.
39. Гладких А.А., Бакурова А.Д., Меновщиков А.В., Саид Б.А.С., Шахтанов С.В. Фрактальная кластеризация групповых кодов в системе вложенных полей Галуа // Журнал автоматизация процессов управления. 2020. № 4 (62). С. 85-92.
40. Голуб Дж., Ван Лоун Ч. Матричные вычисления. – М. : Мир, 1999 – 548 с.
41. Губанов В.А., Захаров В.В., Коваленко А.Н. Введение в системный анализ. Учебное издание – Л. : ЛГУ, 1987. – 230 с.
42. Давыдов А.В., Мальцев А. А. Введение в теорию помехоустойчивого кодирования. - Нижний Новгород: ННГУ, 2014. - 123 с.
43. Давыдов И. Ю., Козлов Д.А., Шахтанов С. В., Шибеева М.Ю. Перестановочное декодирование в системе комбинаций кодовых конструкций при оценке биометрических данных. // Автоматизация процессов управления. – 2019. – № 2 (56). – С.85-92.

44. Деев В. В. Методы модуляции и кодирования в современных системах связи. – СПб. : Наука, 2007. – 267 с.
45. Драко А. М., Романенко Д. М. Особенности нейросетевого декодирования линейных блочных кодов // Труды БГТУ. – 2015. – № 6.– Физико-математические науки и информатика. – С. 166-170.
46. Зигангиров Д. К., Зигангиров К. Ш. Декодирование низкоплотностных кодов с проверочными матрицами, составленными из перестановочных матриц, при передаче по каналу со стираниями // Проблемы передачи информации. – 2006. – Т. 42, № 2. – С. 44–52.
47. Зяблов В.В., Коробков Д.Л., Портной С.Л. Высокоскоростная передача сообщений в реальных каналах. – М. : Радио и связь, 1991. – 288 с.
48. Зяблов В.В., Сидоренко В.Р. Границы сложности декодирования линейных блочных кодов с помощью решёток // Проблемы передачи информации. – 1993. – Т. 29. № 3. – С. 3–9.
49. Ибрагимов Р.З., Фокин В.Г. Исследование устойчивости оптических систем на линиях с одномодовыми волокнами без компенсации хроматической дисперсии // Телекоммуникации, №8, 2015. – С. 40 – 43.
50. Ирвин Дж., Харль Д. Передача данных в сетях: инженерный подход: Пер. с англ. - СПб.: БХВ-Петербург, 2003. – 448 с.
51. Камино Дж. Стандарты внутриобъектового многомодового волокна // Первая миля. – 2019. – №3. – С. 42 – 47.
52. Карташевский В. Г., Мишин Д. В. Итерационное декодирование турбокодов в канале с памятью // Тез. докл. 3-й Междунар. конф. «Цифровая обработка сигналов и ее применение» – М., 2000. – С. 152–155.
53. Карташевский В. Г., Мишин Д. В. Прием кодированных сигналов в каналах с памятью. – М. : Радио и связь, 2004.– 239 с.
54. Клименко И.С., Теория систем и системный анализ: учебное пособие. – М. : КНОРУС, 2021. – 264 с.
55. Кловский Д. Д. Передача дискретных сообщений по радиоканалам. – М. : Связь, 1969. – 375 с.

56. Когновицкий О. С., Охорзин В. М. Теория помехоустойчивого кодирования. Ч 1. Циклические коды. - СПб.: СПбГУТ, 2015. - 84 с.
57. Когновицкий О. С., Охорзин В. М., Небаев И. А. Теория помехоустойчивого кодирования. Ч 2. Сверточные коды. Турбокоды. - СПб.: СПбГУТ, 2015. - 64 с.
58. Комашинский В. И., Комашинский Д. В. Когнитивная метафора в развитии телекоммуникационных и промышленных сетевых инфраструктур, или первые шаги к постинформационной эпохе // Технологии и средства связи. – 2015.– № 1. С. 62–66.
59. Комашинский В. И., Соколов Н. А. Когнитивные системы и телекоммуникационные сети // Вестник связи. – 2011. – № 10. – С. 4–8.
60. Конопелько В. К., Липницкий В. А. Теория норм синдромов и перестановочное декодирование помехоустойчивых кодов. – 3-е изд. – М. :Едиториал УРСС, 2012. – 176 с.
61. Королев А. И. Коды и устройства помехоустойчивого кодирования информации. - Минск: Бестпринт, 2002. - 286 с.
62. Красильников Н.Н. Теория передачи и воспроизведения изображений. – : Радио и связь, 1986. – 248 с.
63. Латхи Б.П. Системы передачи цифровой информации / пер. с англ. под общ. ред. Б.И. Кувшинова. – М. : Связь, 1971. – 324 с.
64. Левин Б.Р. Теоретические основы статистической радиотехники. – М. : Радио и связь, 1989. – 656 с.
65. Листвин А.В., Листвин В.Н., Швырков Д.В. Оптические волокна для линий связи // Москва 2003 - 106 с.
66. Мак-Вильямс Ф. Дж. Перестановочное декодирование систематических кодов // Кибернетический сборник. Новая серия. – 1965. – Вып. 1. – С. 35–37.
67. Мардер Н.С. Современные телекоммуникации. – М. : ИРИАС, 2006. – 348 с.
68. Математика. Большой энциклопедический словарь / гл. ред. Ю.В. Прохоров. – 3-е изд.– М. : Большая Российская энциклопедия, 1998. – 848 с.

69. Методы нелинейных функционалов в теории электрической связи / под ред. Б.М. Богдановича. – М. : Радио и связь, 1990. – 280 с.

70. Морелос-Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение. – М. : Техносфера, 2005.–320 с.

71. Николаев Д.Б., Мартынов А.П., Фомченко В.Н. Технические средства и методы обеспечения безопасности информации : Учебное пособие. Саров ФГУП «РФЯЦ – ВНИИЭФ», 2015. – 394 с.

72. Овечкин Г.В., Зубарев Ю.Б Помехоустойчивое кодирование в цифровых системах передачи данных // Электросвязь. – 2008. – № 12. – С. 58–61.

73. О’Коннор Дж., Макдермотт И. Искусство системного мышления: необходимые знания о системах и творческом подходе к решению проблем: пер. с англ. – М. : Альпина Бизнес Букс, 2006. – 256 с.

74. Осокин А.Н., Мальчуков А.Н. Теория информации: учебное пособие. - Томск: Изд-во Томского политехнического университета, 2014. - 208 с.

75. Патент № 2672300, Российская Федерация, СПК Н03М 13/05, G06F 11/10. Перестановочный декодер с памятью. / Гладких А.А., Ганин Д.В., Сорокин И.А., Шамин А.А, Шахтанов С.В.; заявитель и патентообладатель Государственное бюджетное образовательное учреждение высшего образования Нижегородский государственный инженерно-экономический университет (ГБОУ НГИЭУ); - № 2017114324, заявка 24.04.2017, публикация 24.10.2018, бюл. № 30, приоритет 24.04.2017.

76. Патент № 2743854, Российская Федерация, СПК Н03М 13/05, Н03М 13/3784. Генератор комбинаций двоичного эквивалентного кода // Гладких А.А., Саид Б.А.С., Бакурова А.Д.; заявитель и патентообладатель федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение высшего образования «Ульяновский государственный технический университет»; - № 2019140308, заявка 6.12.2019, публикация 1.03.2021, бюл. № 20, приоритет 6.12.2019.

77. Патент № 2704722, Российская Федерация, СПК Н03М 13/05, G06F 11/10. Перестановочный декодер с обратной связью. / Сорокин И.А., Шамин А.А, Шахтанов С.В.; заявитель и патентообладатель Государственное бюджетное

образовательное учреждение высшего образования Нижегородский государственный инженерно-экономический университет (ГБОУ НГИЭУ); - № 2018101641, заявка 16.01.2018, публикация 16.07.2019, бюл. № 20, приоритет 16.01.2018.

78. Питерсон У., Уэлдон Э. Коды, исправляющие ошибки / пер. с англ. ; под ред. Р.Л. Добрушина и С.Н. Самойленко. – М. : Мир, 1976. – 594 с.

79. Прангишвили И.В. О методах эффективного управления сложными системами // Тр. 5-й междунар. конф. «Когнитивный анализ и управление развитием ситуаций» (CASC'2005) / ИПУ РАН. – М., 2005. – С. 7–15.

80. Прангишвили И.В. Системный подход и общесистемные закономерности. – М. : СИНТЕГ, 2000. – 528 с.

81. Прокис Дж. Цифровая связь / пер. с англ. под ред. Д.Д. Кловского. – М. : Радио и связь, 2000. – 800 с.

82. РД 45.047-99 Руководящий документ отрасли Линии передачи волоконно-оптические на магистральной и внутризональных первичных сетях ВСС России. Техническая эксплуатация М. - 45 с.

83. Рекомендация МСЭ-Т G.651.1 Характеристики многомодового волоконно-оптического кабеля. ITU: Международный союз электросвязи // Швейцария, Женева, 2017 - 28 с.

84. Рекомендация МСЭ-Т G.652 Характеристики одномодового волоконно-оптического кабеля. ITU: Международный союз электросвязи // Швейцария, Женева, 2017 - 28 с.

85. Саид Б.А.С. Алгоритм работы генератора комбинаций эквивалентного кода в системе перестановочного декодирования // Сборник материалов 54-й научно-технической конференции: Вузовская наука в современных условиях. в 3 ч.. Ульяновск, 2020. С. 233-236.

86. Саид Б.А.С. Декодирование с провокацией стертого элемента // в сборнике «Современные проблемы проектирования, производства и эксплуатации радиотехнических систем». Ульяновск. УлГТУ. 2014. № 9. С. 92-95.

87. Саид Б.А.С. роль ошибок первого и второго рода в системе формирования мягких решений символов // в сборнике «Современные проблемы проектирования, производства и эксплуатации радиотехнических систем». Ульяновск. УлГТУ. 2021. С. 117-121.

88. Саид Б.А.С. Метод формирования мягких решений в системе оптических линий связи // Цифровая обработка сигналов и ее применение. DSPA - 2020. Доклады на 22-ой Международной конференции. Сер. «Цифровая обработка сигналов и её применение» Москва, 2020. С. 247-252.

89. Саид Б.А.С. Мягкая обработка данных в системе оптических линий связи // Сборник научных трудов. Современные проблемы проектирования, производства и эксплуатации радиотехнических систем. Ульяновск, 2020. С. 145-147.

90. Саид Б.А.С. Оценка вероятностных характеристик перестановочного декодирования // сборник трудов XXVI Международной научно-технической конференции: Радиолокация, навигация, связь. в 6 т.. Воронеж, 2020. С. 316-321.

91. Саид Б.А.С. Оценка эффективного метода перестановочного декодирования двоичных избыточных кодов // Материалы XXI Международной научно-технической конференции 2019. III Научный форум телекоммуникации: теория и технологии ТТТ-2019. С. 184-185.

92. Саид Б.А.С. Работа декодера на основе лексикографического подхода // Сборник трудов XXV Международной научно-технической конференции, посвященной 160-летию со дня рождения А.С. Попова. Радиолокация, навигация, связь. В 6-ти томах. 2019. С. 6-9.

93. Саид Б.А.С. Работа декодера с циклическим сдвигом на основе лексикографического подхода // в сборнике «Современные проблемы проектирования, производства и эксплуатации радиотехнических систем». Ульяновск. УлГТУ. 2018. № 11. С. 169-172.

94. Саид Басем А.С. Вычисление множества вырожденных матриц в системе перестановочного декодирования // Сборник научных трудов. Современные

проблемы проектирования, производства и эксплуатации радиотехнических систем. 2019. С. 177-181.

95. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение – 2-е изд., испр. – М. : Издательский дом «Вильямс», 2003. – 1104 с.

96. Тезадов Я., Отраднов С., Голубятников Е., Мандрик А., Коротков Н. Оборудование 200G в региональных и магистральных ВОЛС: компромисс цены и дальности передачи // Первая миля. – 2019. – №3. – С. 66 – 68.

97. Трещиков В.Н., Наний О.Е. Новое поколение DWDM – систем связи // Фотон-экспресс. – 2014. – №4 (116). – С. 18 – 23.

98. Флах П. Машинное обучение. Наука и искусство построения алгоритмов, которые извлекают знание из данных / пер. с англ. А.А. Слинкина. – М. : ДКМ Пресс, 2015. – 400 с.

99. Фокин Г. А. Принципы и технологии цифровой связи. Основы расчетов : учебное пособие /; СПбГУТ. - СПб., 2014. - 151 с.

100. Форни Д. Каскадные коды. – М. : Мир, 1970. – 207 с.

101. Чуднов А.М. Помехоустойчивость линий и сетей связи в условиях оптимизированных помех / под ред. А.П. Родимова. – Л. : ВАС, 1986. – 84 с.

102. Шеннон К.Е. Математическая теория связи // Работы по теории информации и кибернетики. – М. : Иностранная литература, 1963. – 476 с.

103. Шувалов В.П. Приём сигналов с оценкой их качества. – М. : Связь, 1979.– 240 с.

104. Ярушкина Н.Г. Основы теории нечетких и гибридных систем: учебное пособие. – М. : Финансы и статистика, 2004. – 320 с.

105. Dondossola, Giovanna, Fabrizio Garrone, and J Szanto. 2011. “Cyber Risk Assessment of Power Control Systems — A Metrics Weighed by Attack Experiments,” July, 1–9. <https://doi.org/10.1109/PES.2011.6039589>.

106. A. Balatsoukas-Stimming, M. B. Parizi, and A. Burg, “LLR-based successive cancellation list decoding of polar codes,” IEEE Transactions on Signal Processing, vol. 63, no. 19, pp. 5165–5179, Oct 2015.

107. Bashkirov A.V., Pirogov A.A., Makarov O.V., Beletskaya S.Y., Glotov V.V. Program Realization of Simulation Tools of Low-density coders: effective architecture of a decoder for massive parallel computations on graphic processors // Journal of Physics: Conference Series. The proceedings International Conference “Information Technologies in Business and Industry”. 2019. C. 022001.
108. Carrasco R., Johnston M. A. Non-binary error control coding for wireless communication and data storage. J. Wiley & Sons, Ltd, 2008. 302 p.
109. Chen L., Carrasco R.A. Efficient list decoder for algebraic-geometric codes // Presented at 9th International Symposium on Communication Theory and Application (ISCTA'07). Ambleside, Lake district, UK, 2007.
110. Chen L., Carrasco R.A., Chester E.G. Performance of Reed-Solomon codes using the Guruswami-Sudan algorithm with improved interpolation efficiency // IET Communications, April 2007. Vol. 1, no 2. pp. 241–250.
111. Chien R.T. Decoding procedures for Bose-Chaudhuri-Hocquenghem codes // IEEE Trans. 1964. IT-10. pp. 357–363.
112. Dilip V.S. High-speed Architectures for Reed-Solomon decoders // IEEE Trans. VLSI systems. 2001. Vol. 34. pp. 388–396.
113. Doyle L. Essentials of Cognitive Radio. Cambridge University Press, 2009. 252 p.
114. E. Arikan, “Channel polarization: A method for constructing capacity achieving codes for symmetric binary-input memoryless channels,” IEEE Transactions on Information Theory, vol. 55, no. 7, pp. 3051–3073, July 2009.
115. Efficient Erasure Correcting Codes / M.G. Luby, M. Mitzenmacher, M.A. Shokrollahi, D.A. Spielman // IEEE Transactions on Information Theory, Feb. 2001. Vol. 47, no. 2. pp. 569–584.
116. Elias P. Error-correcting codes for list decoding // Information Theory, IEEE Transactions, 1991. No. 37. pp. 5–12.
117. Erasure Coding in Windows Azure Storage / C. Huang, H. Simitci, Y. Xu, A. Ogus, B. Calder, P. Gopalan, J. Lin, S. Yekhanin // IEEE Transactions on Information Theory, Sept. 2010. Vol. 56, Is. 9.

118. Fang, Xi, Satyajayant Misra, Guoliang Xue, and Dejun Yang. 2012. “Smart Grid — The New and Improved Power Grid: A Survey.” *Communications Surveys & Tutorials*, IEEE 14 (January): 944–80. <https://doi.org/10.1109/SURV.2011.101911.00087>.

119. Fischer, Jonatan, Sergio González, Mario Herrán, Marcos Judewicz, and Daniel Carrica. 2013. “Calculation-Delay Tolerant Predictive Current Controller for Three-Phase Inverters” *PP* (January): 1. <https://doi.org/10.1109/TII.2013.2276104>.

120. Gladkikh A. A., Andriyanov N.A., Volkov Al. K., Volkov An. K., Shakhtanov S.V. Development of Network Training Complexes Using Fuzzy Models and Noise-Resistant Coding // *International Conference on Aviaemechanical Engineering and Transport (AviaENT 2019)*, 2019. pp 373-379.

121. Gladkikh A. A., Ganin d. V., Menovshchikov A. K., Shakhtanov S.V., Shibaeva M.J. Permutational Cognitive Decoding of Nonbinary Redundant Codes and Their Statistical Characteristics // *Journal of Mechatronics, Automation and Identification Technology* Vol. 4, No.1, (2019). pp. 28 -33.

122. Gladkikh A. A., Ganin D. V., Pchelin N. A., Shakhtanov S. V., OchepovskyA. V. Coding Methods and Permutation Decoding in the Systems for Network Processing of Data // *International Journal of Control and Automation* Vol. 13, No.1, (2020), pp. 93-110.

123. Gladkikh A.A., Volkov Al.K., Volkov An.K., Saeed B.A.S., Yudaev V.V. The concept biometric system development based on modern error correcting coding // *JOP Conference Series: Metrological Support of Innovative Technologies. Krasnoyarsk Science and Technology City Hall of the Russian Union of Scientific and Engineering Associations. Krasnoyarsk, Russia, 2020. C. 32036.*

124. Glfdkikh A.A., Mishin D.V., Chilikhin N.Y. Improving efficiency of fiber optic communication systems with the use of lexicographic decoding of polar codes // *PROCEEDINGS OF SPIE. Optical Technologies for Telecommunications 2017*, 20-23 November 2017. – Volume 10744. – pp/ 1-15.

125. Glfdkikh A.A., Mishin D.V., Chilikhin N.Y., Ibragimov R. Z. Methods of coherent networks matching with codecs computational capabilities // *Proc. SPIE 11146*,

Optical Technologies for Telecommunications 2018, 1114605 (24 June 2019); <https://doi.org/10.1117/12.2526538>.

126. Genga, Yuval, Olutayo Oyerinde, and Jaco Versfeld. 2021. “Iterative Soft-Input Soft-Output Bit-Level Reed-Solomon Decoder Based on Information Set Decoding.” SAIEE Africa Research Journal 112 (June): 52–65. <https://doi.org/10.23919/SAIEE.2021.9432893>.

127. I. Dumer and K. Shabunov, “Soft-decision decoding of reed-muller codes: recursive lists,” IEEE Transactions on Information Theory, vol. 52, no. 3, pp. 1260–1266, March 2006.

128. Justesen, J. On the Complexity of Decoding Reed-Solomon Codes // IEEE transactions on information theory, 1993. Vol. 22, no. 2. pp. 237–238.

129. Koetter R., Vardy A. Algebraic soft-decision decoding of Reed-Solomon codes // IEEE Transactions on Information Theory, Nov. 2003. Vol. 49, no. 11. pp. 2809–2825.

130. Koike-Akino, Toshiaki, Ye Wang, D.s Millar, Keisuke Kojima, and Kieran Parsons. 2019. Neural Turbo Equalization to Mitigate Fiber Nonlinearity. <https://doi.org/10.1049/cp.2019.0803>.

131. Kuijper M., Nepp D. Erasure codes with simplex locality // IEEE Transactions on Information Theory (under revision), arXiv:1209.3977[cs.IT], 2013.

132. Kwang-Cheng Chen, Prasad R. Cognitive radio networks. Wiley, 2009. 359 p.

133. Li, Huiping, and Yang Shi. 2014. “Network-Based Predictive Control for Constrained Nonlinear Systems With Two-Channel Packet Dropouts.” Industrial Electronics, IEEE Transactions On 61 (March): 1574–82. <https://doi.org/10.1109/TIE.2013.2261039>.

134. Liu, Bryan, Shuangyang Li, Yixuan Xie, and Jinhong Yuan. 2019a. “Deep Learning Assisted Sum-Product Detection Algorithm for Faster-than-Nyquist Signaling.” 2019 IEEE Information Theory Workshop, ITW 2019. <https://doi.org/10.1109/ITW44776.2019.8989271>.

135. Liu, Ye-Hua, and David Poulin. 2019. “Neural Belief-Propagation Decoders for Quantum Error-Correcting Codes.” Physical Review Letters 122 (May). <https://doi.org/10.1103/PhysRevLett.122.200501>.

136. Mitola J. The Software Radio // IEEE National Telesystems Conference, 1992. – Digital Object Identifier 10.1109/NTC.1992.267870.
137. Mitola J.III, Maguire G.Q.Jr. Cognitive radio: making software radios more personal // IEEE Personal Communications, Aug 1999.Vol. 6, Is. 4. pp. 13–18. –
138. Mitola J.III. Cognitive Radio for Flexible Mobile Multimedia Communications // Mobile Multimedia Communications (MoMuC'99), IEEE International Workshop, San Diego, CA, USA, Nov. 1999. – pp. 3–10.
139. Mori R., Tanaka T. Non-binary polar codes using Reed-Solomon codes and algebraic geometry codes // IEEE Information Theory Workshop (ITW), 2010. pp. 1–5.
140. Naeem, Muddasar, Giuseppe De Pietro, and Antonio Coronato. 2022. “Application of Reinforcement Learning and Deep Learning in Multiple-Input and Multiple-Output (MIMO) Systems.” *Sensors* . <https://doi.org/10.3390/s22010309>.
141. Peng X.H. Erasure-control Coding for Distributed Networks // IEE Proceedings on Communications, 2005. Vol. 152. pp. 1075–1080.
142. Roth R., Ruckenstein G. Efficient decoding of Reed–Solomon codes beyond half the minimum distance // IEEE Trans. Inform. Theory, 2000. Vol. 46. pp. 246–257
143. S. Kudekar, S. Kumar, M. Mondelli, H. D. Pfister, E. Sasoglu, and R. L. Urbanke, “Reed–muller codes achieve capacity on erasure channels,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 63, no. 7, pp. 4298–4316, July 2017.
144. Sanchez, Jose, Raphael Caire, and N Hadjsaid. 2013. ICT and Power Distribution Modeling Using Complex Networks. 2013 IEEE Grenoble Conference PowerTech, POWERTECH 2013. <https://doi.org/10.1109/PTC.2013.6652388>.
145. Sasoglu E., Telatar E., Arıkan E. Polarization for arbitrary discrete memoryless channels // Proc. IEEE Information Theory Workshop ITW, 2009. pp. 144– 148.
146. Sinurat, Robin, Muhamad Rizki Maulana, Khoirul Anwar, and Nanang Ismail. 2020. “Study on Error Correction Capability of Simple Concatenated Polar Codes.” *International Journal on Advanced Science, Engineering and Information Technology* 10 (3): 899–904. <https://doi.org/10.18517/ijaseit.10.3.10677>.
147. Sinurat, Robin, Muhamad Rizki Maulana, Khoirul Anwar, and Nanang Ismail. 2020. “Study on Error Correction Capability of Simple Concatenated Polar Codes.”

International Journal on Advanced Science, Engineering and Information Technology 10 (3): 899–904. <https://doi.org/10.18517/ijaseit.10.3.10677>.

148. Sridhar, Siddharth, Adam Hahn, and Manimaran Govindarasu. 2012. “Cyber-Physical System Security for the Electric Power Grid.” Proceedings of the IEEE 100 (January): 210–24. <https://doi.org/10.1109/JPROC.2011.2165269>.

149. Stefanovic, Cedomir, Tomislav Dragicevic, Petar Popovski, Juan C Vasquez, Josep Guerrero, Qobad Shafiee, Qobad Shafiee, et al. 2014. “Robust Networked Control Scheme for Distributed Secondary Control of Islanded Microgrids.” Industrial Electronics, IEEE Transactions On 61 (October). <https://doi.org/10.1109/TIE.2013.2293711>.

150. Taghavi M.H., Siegel P.H. Adaptive methods for linear programming decoding // IEEE Trans. Inform. Theory, 2008. Vol. 54, № 12. pp. 5396–5410.

151. Tanner M. A Recursive Approach to Low Complexity Codes // IEEE Trans. Inform. Theory, 1981. Vol. 27, № 5. pp. 533–547.

152. Tang, Siyun, Li Chen, and Xiao Ma. 2012. “Progressive List-Enlarged Algebraic Soft Decoding of Reed-Solomon Codes.” IEEE Communications Letters 16 (6): 901–4. <https://doi.org/10.1109/LCOMM.2012.042512.112511>.

153. Tian C., Aggarwal V., Vaishampayan V.A. Exact-Repair Regenerating Codes via Layered Erasure Correction and Block Designs // Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT), 2013. pp. 1431–1435.

154. Trifonov, “Efficient design and decoding of polar codes,” IEEE Transactions on Communications, vol. 60, no. 11, pp. 3221–3227, November 2012.

155. Viterbi A.J. On Coded Phase-Coherent Communications. IRE Nrans. Space Electron.Telem., vol. SET7, March, 1961, pp. 3 – 14.

156. Xu, Weihong, Xiaosi Tan, Yair Be’ery, Yeong-Luh Ueng, Yongming Huang, You Xiaohu, and Chuan Zhang. 2020. “Deep Learning-Aided Belief Propagation Decoder for Polar Codes.” IEEE Journal on Emerging and Selected Topics in Circuits and Systems PP (May): 1. <https://doi.org/10.1109/JETCAS.2020.2995962>.

Вероятностные оценки системы формирования ЦМРС

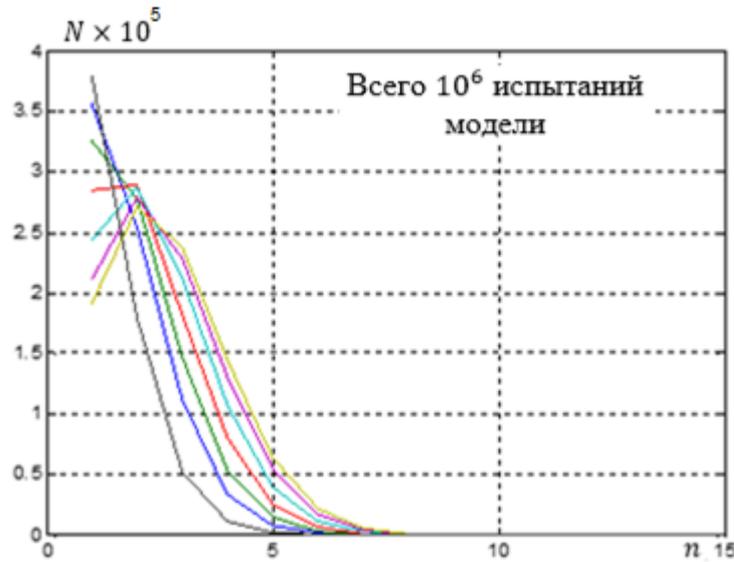


Рис. 1. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 1$

Таблица 1.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 1$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.3443	0.2142	0.1412	0.0878	0.0535	0.0329	0.0215	0.0068

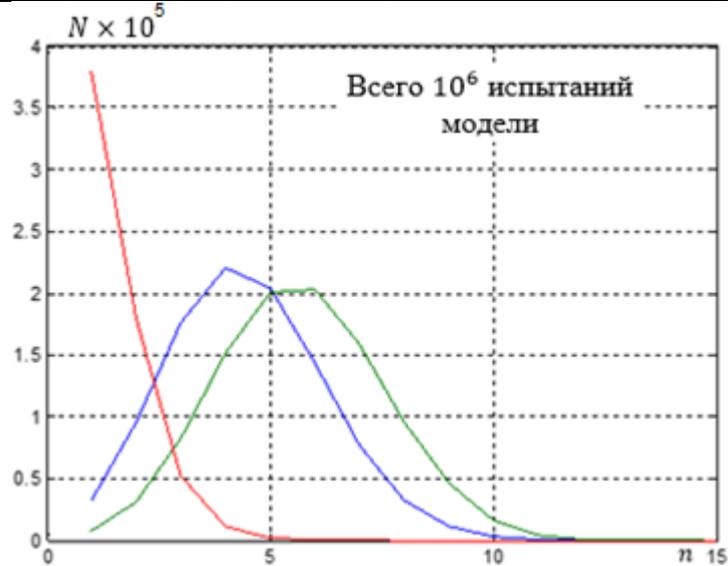


Рис. 2. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 1$

Таблица 2.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 1$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.6138	0.2144	0.0689	0.0070

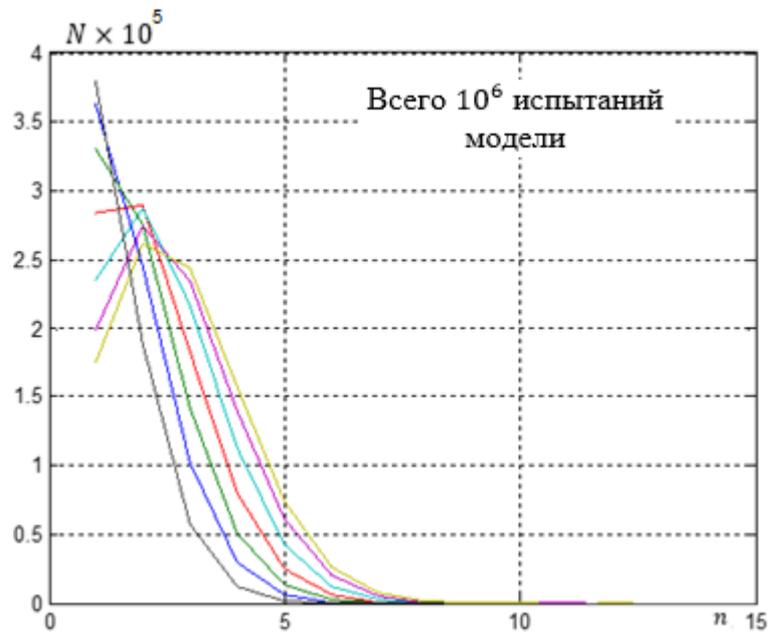


Рис. 3. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,9$

Таблица 3.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,9$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.3020	0.1857	0.1159	0.0690	0.0394	0.0220	0.0136	0.0041

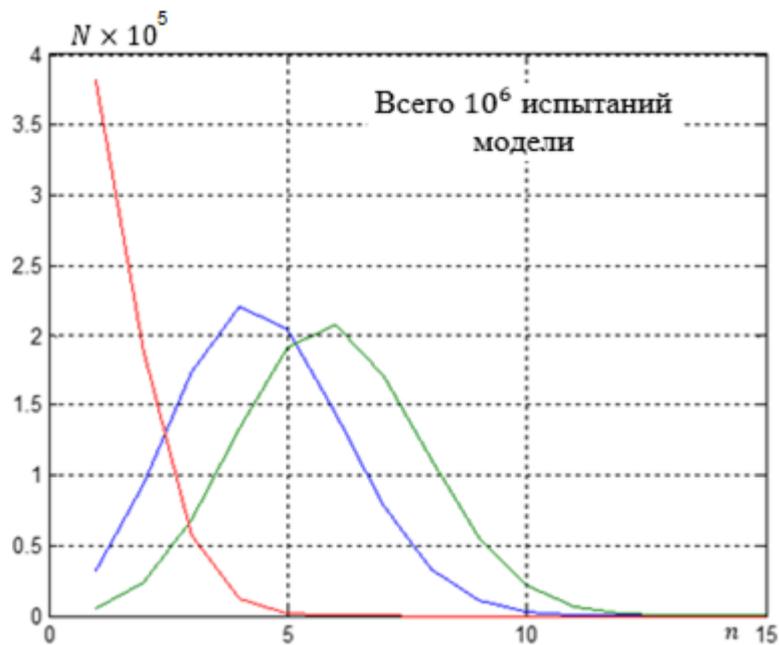


Рис. 4. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,9$

Таблица 4.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,9$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.5326	0.1681	0.0466	0.0041

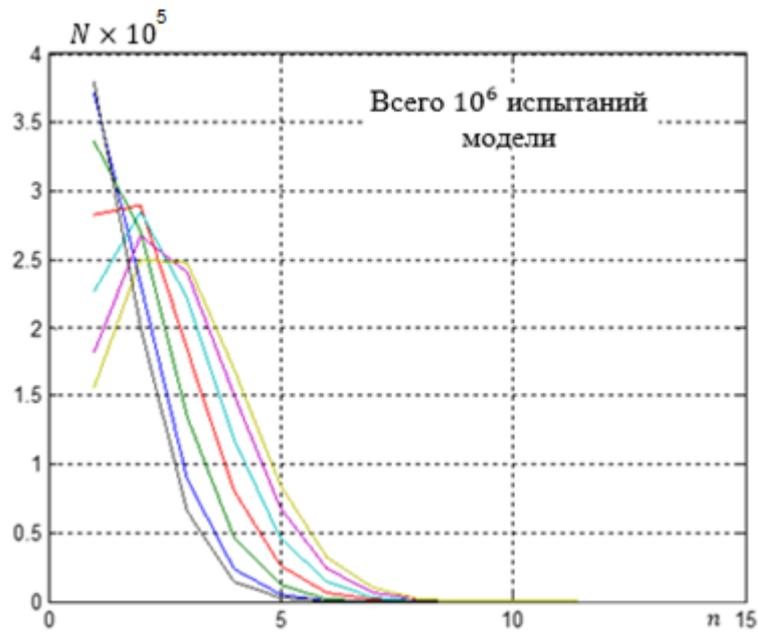
Рис. 5. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,8$ 

Таблица 5.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,8$ 

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.2571	0.1542	0.0904	0.0507	0.0268	0.0139	0.0077	0.0022

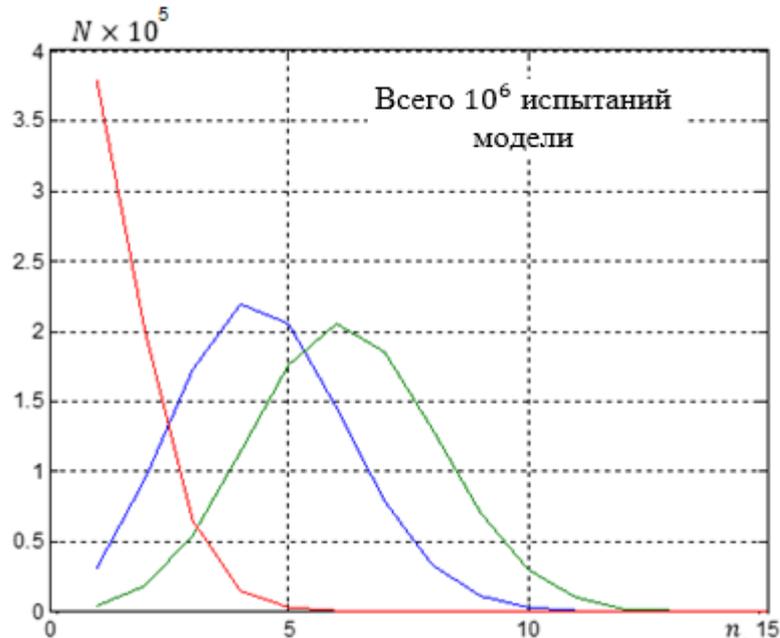
Рис. 6. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,8$ 

Таблица 6.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,8$ 

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.4458	0.1256	0.0284	0.0022

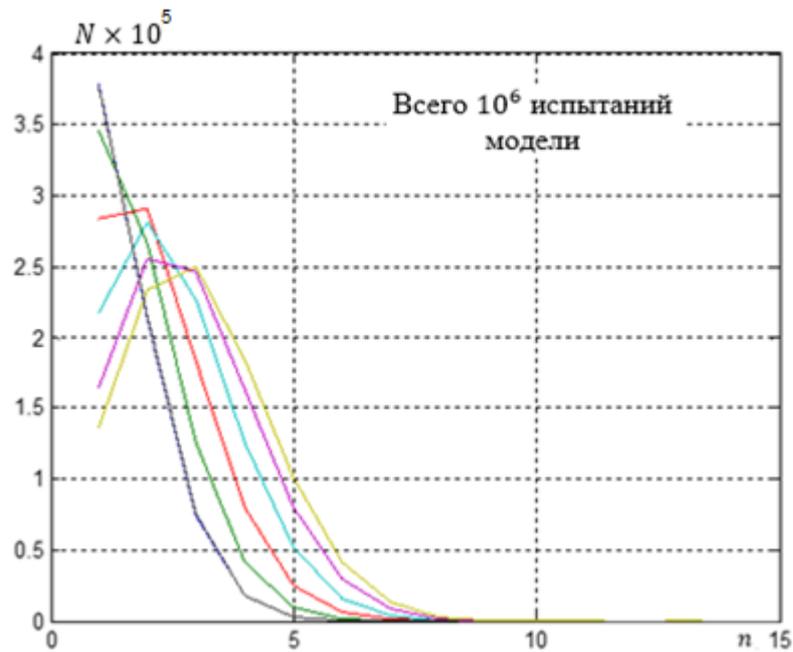
Рис. 7. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,7$ 

Таблица 7.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,7$ 

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.2100	0.1202	0.0656	0.0335	0.0163	0.0074	0.0037	0.0010

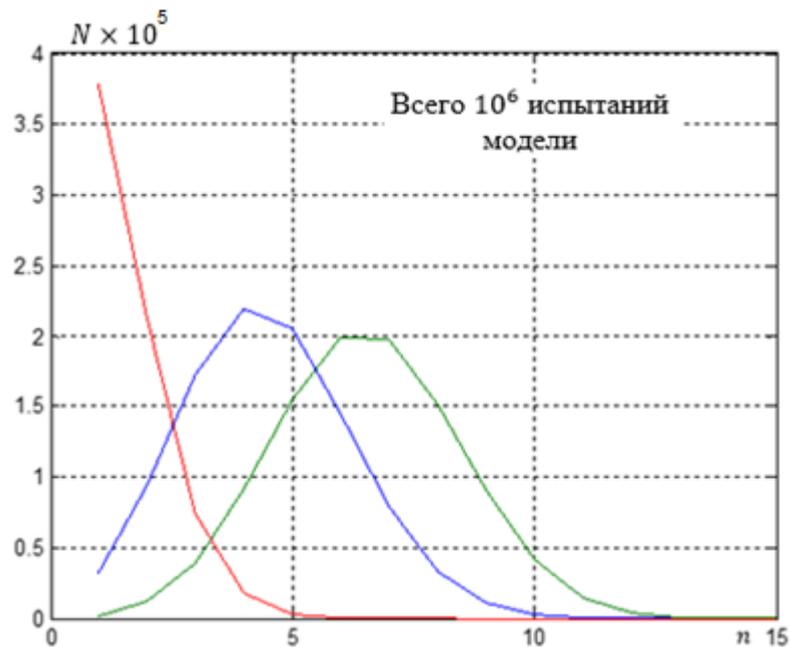
Рис. 8. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,7$ 

Таблица 8.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,7$ 

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.3563	0.0843	0.0150	0.0010

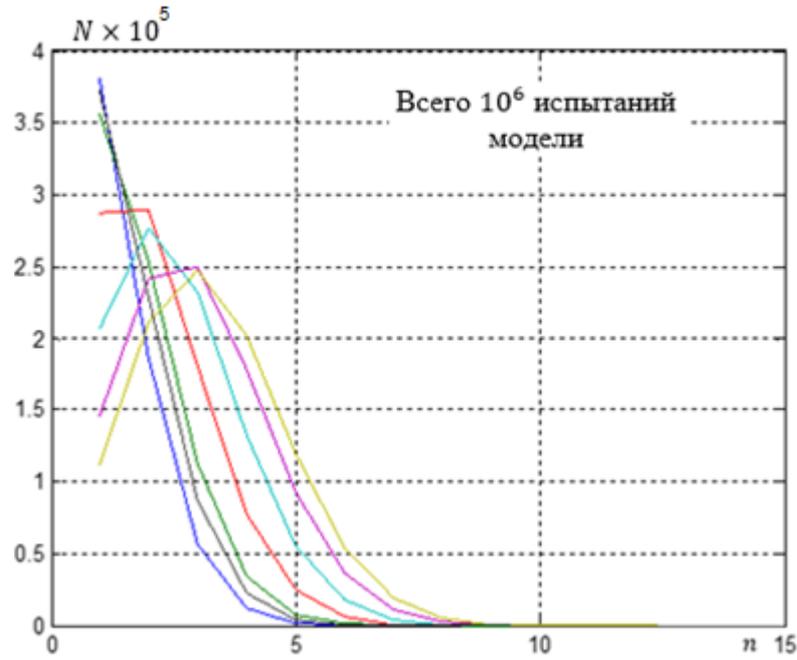


Рис. 9. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,6$

Таблица 9.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,6$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.1614	0.0851	0.0419	0.0191	0.0083	0.0034	0.0013	0.0004

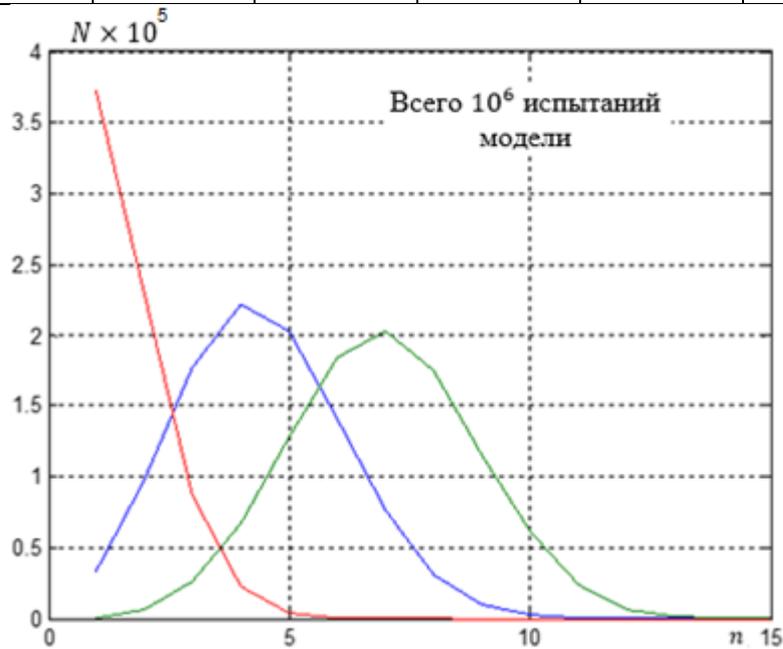


Рис. 10. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,6$

Таблица 10.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,6$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.2642	0.0497	0.0067	0.0003

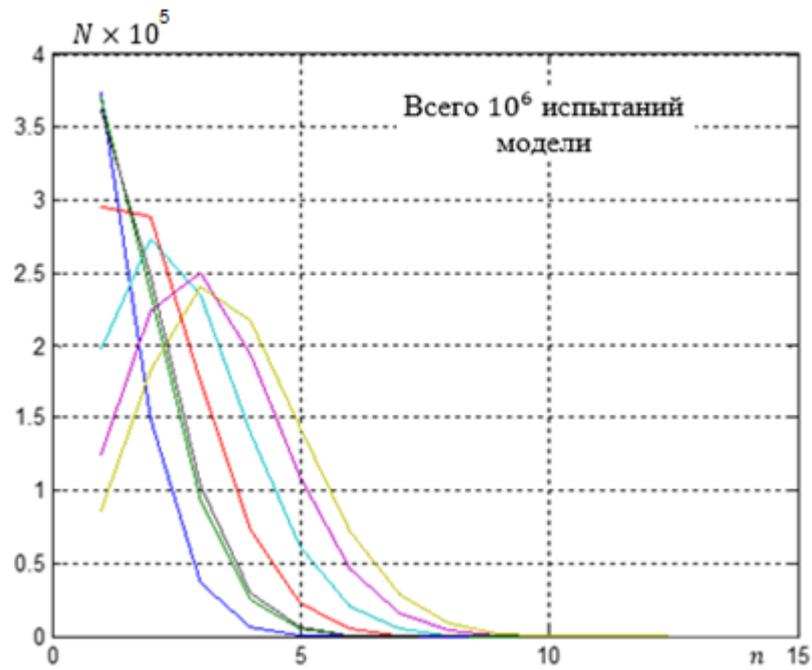
Рис. 11. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,5$ 

Таблица 11.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,5$ 

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.1103	0.0518	0.0224	0.0087	0.0031	0.0011	0.0003	0.0001

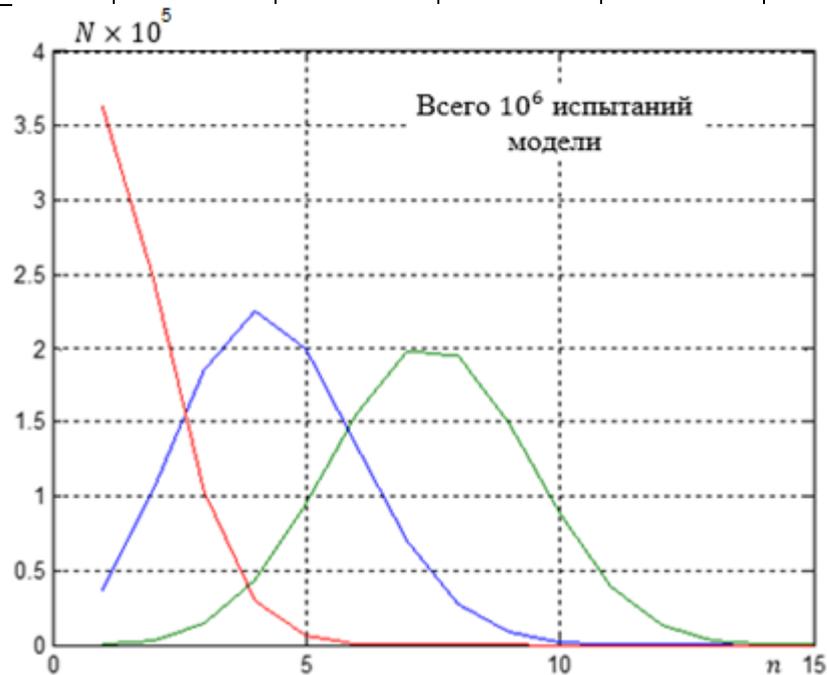
Рис. 12. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,5$ 

Таблица 12.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,5$ 

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.1725	0.0236	0.0020	0.0001

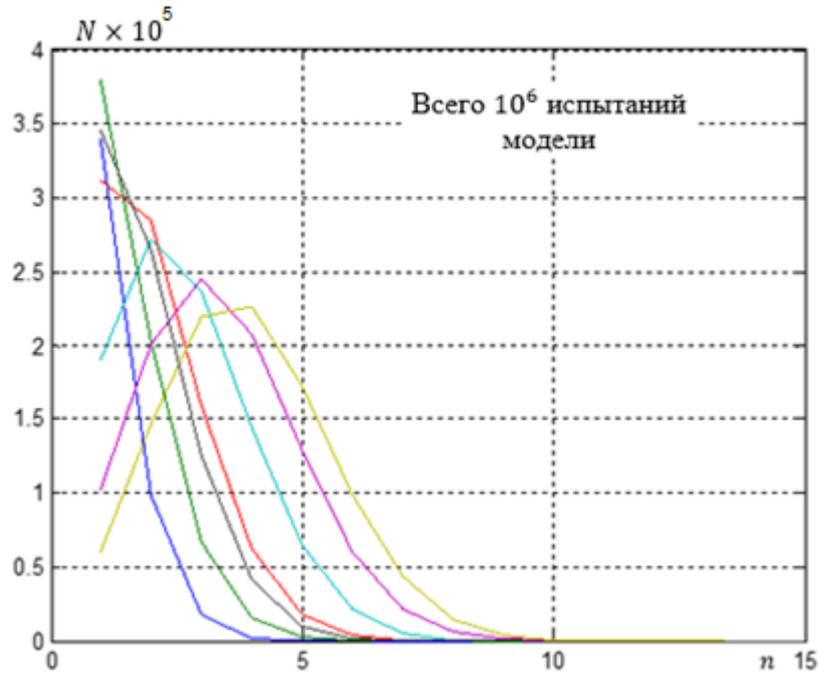


Рис. 13. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,4$

Таблица 13.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,4$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.0614	0.0240	0.0083	0.0025	0.0007	0.0002	0.0000	0.0000

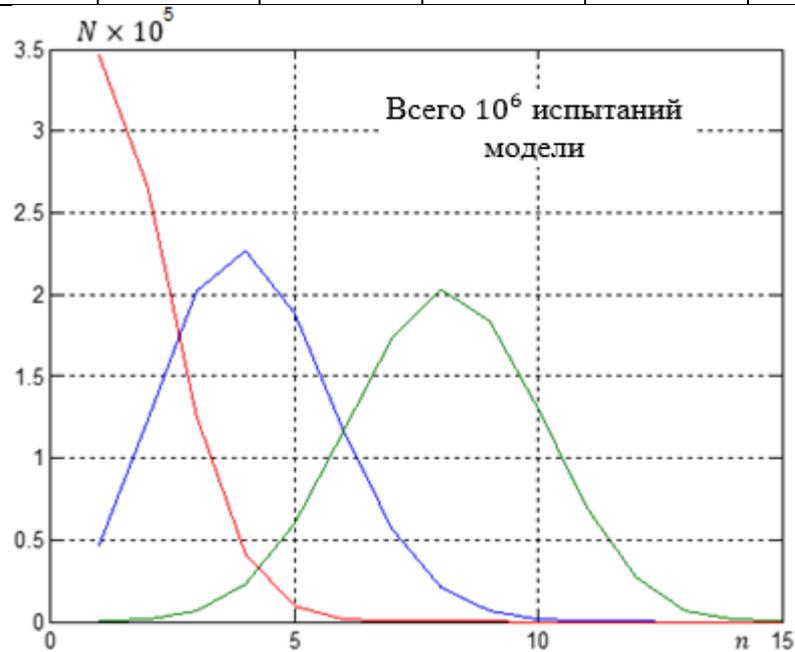


Рис. 14. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,4$

Таблица 14.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,4$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.0895	0.0078	0.0004	0.0000

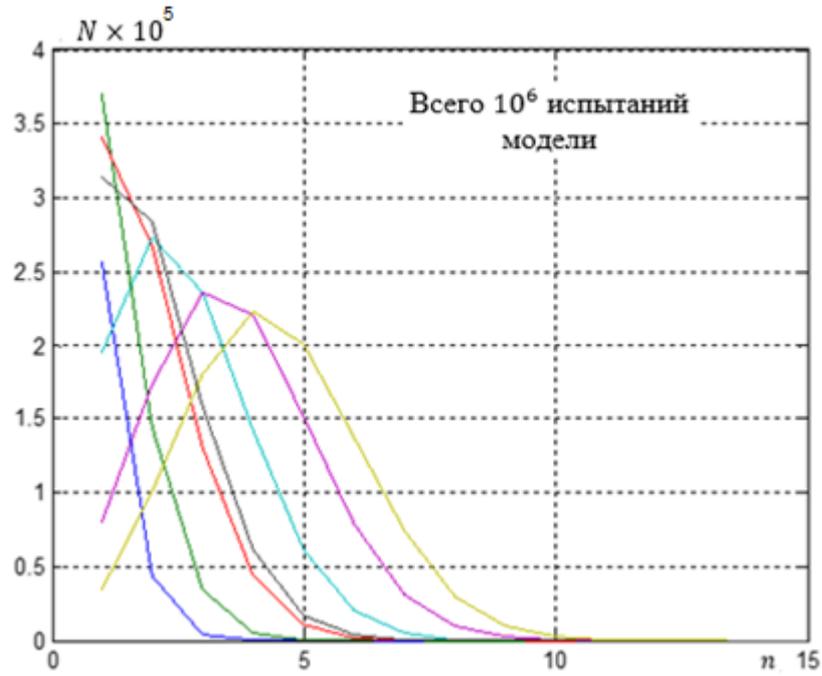


Рис. 15. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,3$

Таблица 15.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,3$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.0227	0.0064	0.0016	0.0004	0.0001	0.0000	0.0000	0

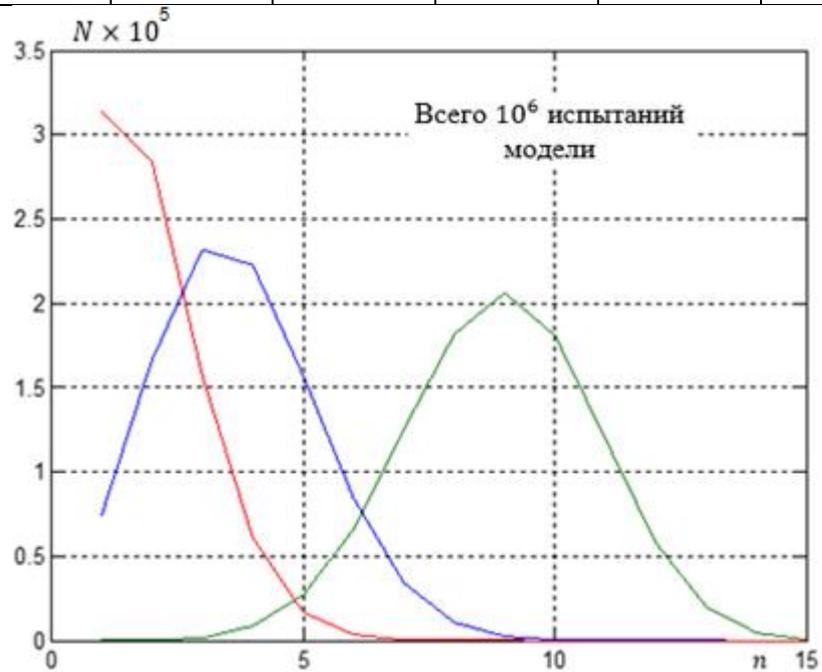


Рис. 16. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,3$

Таблица 16.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,3$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.0296	0.0013	0.0000	0.0000

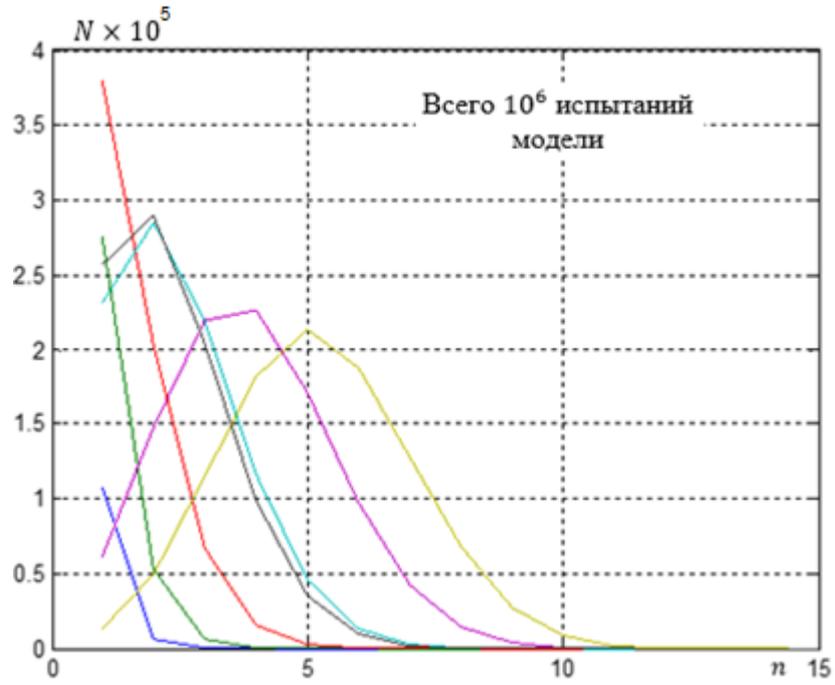


Рис. 17. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,2$

Таблица 17.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,2$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
0.0028	0.0005	0.0001	0.0000	0.0000	0	0	0

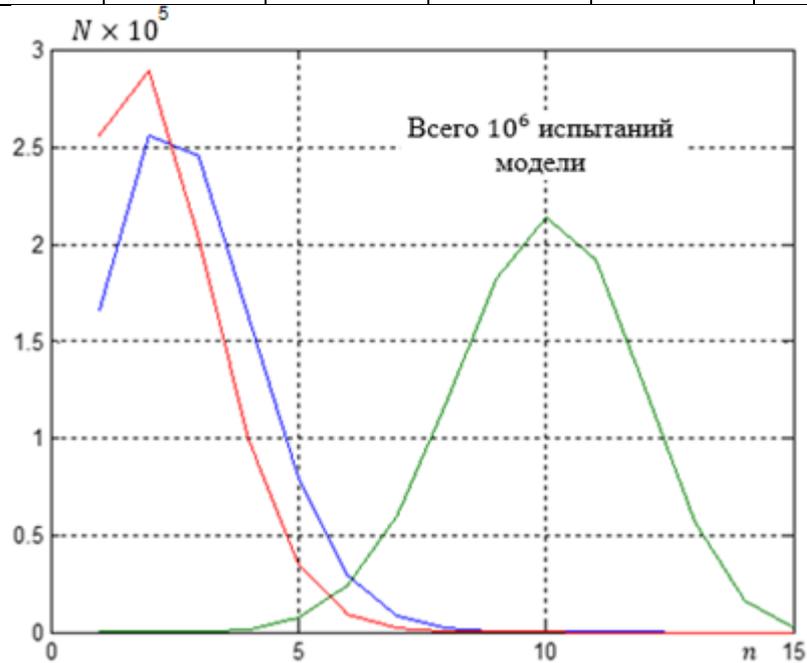


Рис. 18. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,2$

Таблица 18.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,2$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
0.0033	0.0000	0.0000	0

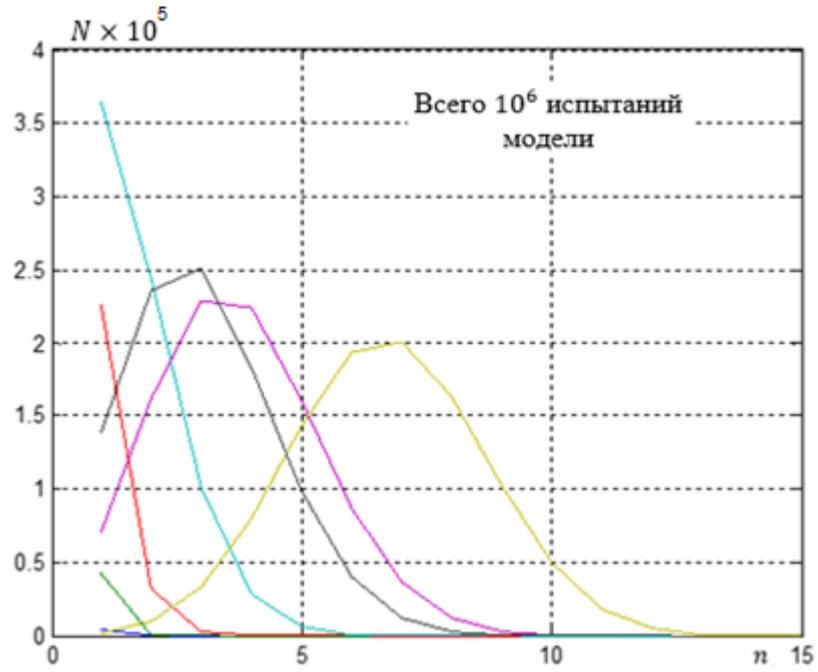


Рис. 19. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,1$

Таблица 19.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 7$  и  $\sigma^2 = 0,1$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$	$\lambda_4$	$\lambda_5$	$\lambda_6$	$\lambda_7$
$1.0e-005 * 0.4000$	0	0	0	0	0	0	0

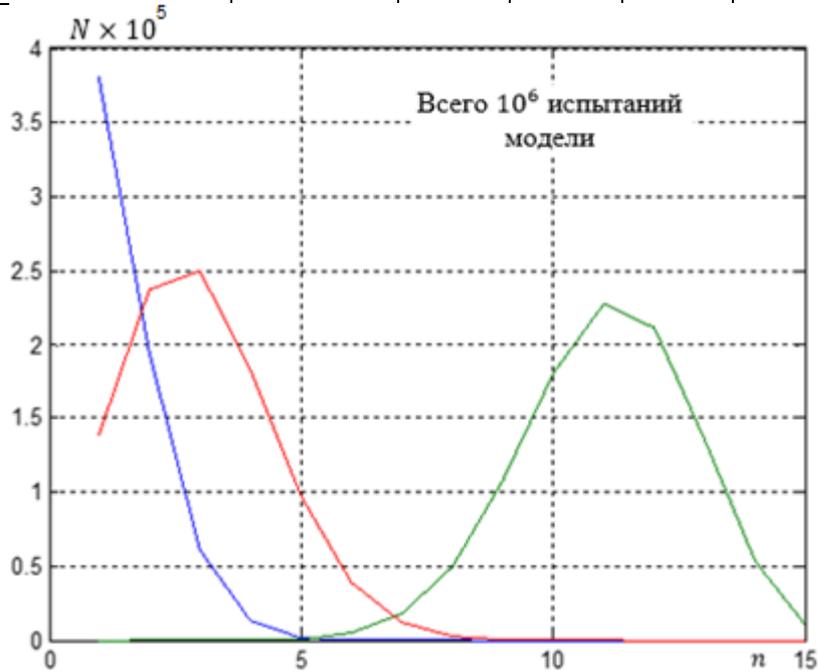


Рис. 20. Характеристики распределения ошибочных ЦМРС при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,1$

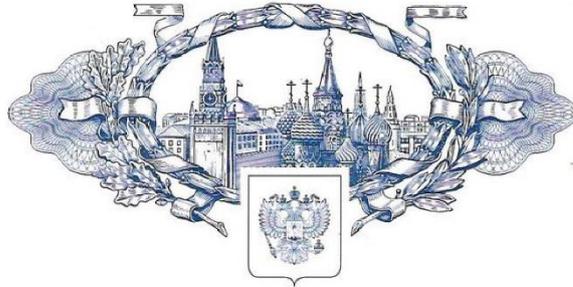
Таблица 20.

Частота ошибочных решений при  $\lambda_{max} = 3$  и  $\sigma^2 = 0,1$

$\lambda_0$	$\lambda_1$	$\lambda_2$	$\lambda_3$
$1.0e-005 * 0.6000$	0	0	0

# Патент на изобретение по теме диссертационной работы

РОССИЙСКАЯ ФЕДЕРАЦИЯ



**ПАТЕНТ**

НА ИЗОБРЕТЕНИЕ

**№ 2743854**

**Генератор комбинаций двоичного эквивалентного кода**

Патентообладатель: *федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение высшего образования "Ульяновский государственный технический университет" (RU)*

Авторы: *Гладких Анатолий Афанасьевич (RU), Саид Басем Абдулсалам Салех (RU), Бакурова Анастасия Денисовна (RU)*

Заявка № **2019140308**

Приоритет изобретения **06 декабря 2019 г.**

Дата государственной регистрации  
в Государственном реестре изобретений

Российской Федерации **01 марта 2021 г.**

Срок действия исключительного права  
на изобретение истекает **06 декабря 2039 г.**

Руководитель Федеральной службы  
по интеллектуальной собственности

Г.П. Ивлиев



## АКТ об использовании результатов диссертационной работы



УТВЕРЖДАЮ

Проректор по научной работе

*А.М. Наместников*  
А.М. Наместников

« 9 » апреля 2022г

### АКТ

#### об использовании результатов диссертационной работы

**Саида Басема Абдулсалама Салеха**

**«Совершенствование функциональных характеристик кодеков систем управления реального времени на базе когнитивного процессора», представленной на соискание ученой степени кандидата технических наук»**

Комиссия в составе:

декана радиотехнического факультета УлГТУ к.т.н. доцента Кадеева Д.Н.;  
заведующего кафедрой «Телекоммуникации» д.т.н. доцента Дементьева В.Е.;  
доцента кафедры «Телекоммуникации» к.т.н. доцента Наместникова С.М.  
составила настоящий акт в том, что научные результаты, полученные Саидом Б.А.С. в диссертационной работе, внедрены в учебный процесс по направлению подготовки студентов информационных технологий и систем связи на кафедре «Телекоммуникации» федерального государственного бюджетного образовательного учреждения высшего образования «Ульяновский государственный технический университет» в следующем виде:

- в монографии: Методы эффективного декодирования избыточных кодов и их современные приложения / А.А. Гладких, Р.В. Климов, Н.Ю. Чилихин. – Ульяновск : УлГТУ, 2016. – 258 с. (ссылка на с. 14)

- заявленные в диссертации и обоснованные новые теоретические положения теории кодирования, и расчетные методики в курсе лекций учебной дисциплины «Теория кодирования и защиты информации» для студентов, обучающихся по направлению 11.03.02 «Инфокоммуникационные технологии и системы связи»;

- программное обеспечение разработанных имитационных моделей систем передачи данных в лабораторных занятиях учебной дисциплины «Общая теория связи 2» и учебной дисциплины «Теория кодирования и защиты информации»;

- методы перестановочного декодирования в системе квантовых криптографических систем в рамках учебной дисциплины «Основы криптографии»

Эффективность от внедрения состоит в совершенствовании учебного процесса и его учебно-методического обеспечения.

Декан радиотехнического факультета к.т.н. доцент

*Д.Н. Кадеев*  
Д.Н. Кадеев

Заведующий кафедрой «Телекоммуникации» УлГТУ  
д.т.н. доцент

*В.Е. Дементьев*  
В.Е. Дементьев

Доцент кафедры «Телекоммуникации» к.т.н. доцент

*С.М. Наместников*  
С.М. Наместников

« \_\_ » апреля 2022