

На правах рукописи

Перцев Леонид Викторович

**Способ быстрого декодирования длинных
псевдослучайных кодов на основе линейных
рекуррентных последовательностей**

Специальность:
05.12.13 – Системы, сети и устройства телекоммуникаций

АВТОРЕФЕРАТ
диссертации на соискание ученой степени
кандидата технических наук

Москва – 2013 г.

Диссертационная работа выполнена на кафедре телекоммуникационных систем Национального исследовательского университета «МИЭТ»

Научный руководитель: доктор технических наук, старший научный сотрудник
Кузнецов Виталий Степанович

Официальные оппоненты: **Горгадзе Светлана Феликсовна**
доктор технических наук, профессор,
профессор кафедры
радиооборудования и схемотехники
Московского технического
университета связи и информатики
Рошин Андрей Борисович
кандидат технических наук, доцент
кафедры радиосистем управления и
передачи информации Московского
авиационного института
(национального исследовательского
университета)

Ведущая организация: ОАО «Радиотехнический институт имени академика А.Л. Минца»

Защита диссертации состоится « 26 » февраля 2013 г. в __ часов на заседании диссертационного совета Д.212.125.02 Московского авиационного института (национального исследовательского университета) по адресу: 125993, Москва, А-80, ГСП-3, Волоколамское шоссе, д. 4.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке Московского авиационного института (национального исследовательского университета) «МАИ».

Автореферат разослан « » _____ 2013г.

Ученый секретарь
диссертационного совета Д.212.125.02
кандидат технических наук, доцент

Петраков А.М.

ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность работы. В настоящее время для повышения помехозащищенности радиосистем передачи информации в условиях радиоэлектронной борьбы используются шумоподобные сигналы (ШПС) с большой базой. Такие сигналы формируются ортогональными и квазиортогональными кодами, длина которых может намного превышать 10^3 символов. Широкое применение получили квазиортогональные коды максимальной длины, коды Голда, коды малого и большого семейств Касами. Оптимальный корреляционный приемник для ШПС сигналов, осуществляющий процедуру приема "в целом", не всегда реализуем по причине экспоненциальной сложности устройства обработки в функции от длины кода. Для разрешения проблемы сложности используют регенерацию символов принимаемого сигнала (посимвольный прием), а затем обрабатывают полученную кодовую последовательность двоичных символов, используя цифровые схемы. Разумеется, такая схема приема проигрывает по помехоустойчивости оптимальному приемнику. Этот проигрыш служит платой за упрощение практической реализации схемы приема "в целом" в непрерывном канале.

Кодовые ансамбли, которые используются для формирования ШПС сигналов с большой базой, можно рассматривать также как блочные корректирующие коды большой длины. В настоящее время растет интерес и потребность в быстродействующих декодерах для обработки очень длинных кодов ($n = 10^3 \div 10^{12}$), так как прогресс в этой области определяет развитие систем спутниковой, космической и наземных видов связи. Это обстоятельство подчеркивает, что применяемые в технике связи алгоритмы коррекции ошибок должны быть максимально упрощены, а поиск простых и эффективных алгоритмов декодирования – актуальная задача в современной теории помехоустойчивого кодирования.

В диссертационной работе изучается проблема реализации процедуры декодирования псевдослучайных кодов большой длины, и предлагается новый метод их цифровой обработки, который снимает ограничения по сложности декодирования при программно-аппаратной реализации декодера длинных и сверхдлинных псевдослучайных кодов.

Цель и задачи работы

Целью диссертационной работы является разработка метода быстрого декодирования длинных псевдослучайных кодов, образованных линейными рекуррентными последовательностями, устойчивого к воздействию шума и импульсной помехи, или шума и хаотической импульсной помехи и характеризуемого малой сложностью практической реализации. Вычислительная сложность разработанного метода должна быть не хуже вычислительной сложности алгоритмов, которые реализуются при помощи быстрых преобразований над матрицами Адамара, вычислительная сложность которых растет пропорционально $n \log_2 n$.

Для достижения поставленной цели необходимо решить следующие задачи:

1. На основе исследования свойств псевдослучайных кодов, образованных линейными рекуррентными последовательностями, и методов их декодирования разработать метод декодирования с малой вычислительной сложностью декодера.
2. Исследовать помехоустойчивость разработанного метода при воздействии аддитивного белого гауссовского шума и непрерывной хаотической импульсной помехи.
3. Реализовать разработанный метод в виде программной модели.

Методы исследования

Проводимые исследования основываются на методах и математическом аппарате теории информации и помехоустойчивого кодирования, теории вероятностей, статистической радиотехники и математической статистики. Для моделирования и проведения численных расчетов использовались программные пакеты MATLAB7.6 и MS Excel 2007.

Научная новизна диссертационной работы

Научная новизна состоит в следующем:

1. Разработан метод быстрого декодирования длинных псевдослучайных кодов, в основе которого лежит обнаружение безошибочного сегмента линейной рекуррентной последовательности на основе анализа импульсной характеристики согласованного фильтра и определения информационного блока по найденному сегменту с помощью зеркального генератора последовательности.
2. Исследованы три способа обнаружения безошибочного сегмента линейной рекуррентной последовательности, позволяющие

производить декодирование псевдослучайных кодов по сегменту длины много меньшей длины кодового слова: 1) поиск «чистого» отрезка импульсной характеристики приемного согласованного фильтра содержащей $m+1$ нулей; 2) поиск импульсной реакции приемного согласованного фильтра; 3) по совместному поиску «чистого» сегмента и импульсной реакции. Эти способы позволяют реализовать декодер с вычислительной сложностью в $n \log_2(n)/L$ раз меньшей вычислительной сложности декодера, на основе быстрого преобразование над матрицами Адамара.

3. Разработанный метод быстрого декодирования на основе пассивной согласованной фильтрации позволяет сократить емкость запоминающего устройства в n раз.

4. Для симплексных (n,k) кодов с параметрами $(2^{13} - 1, 13)$ и $(2^{42} - 1, 42)$ найдены оптимальные параметры длины сегмента вынесения решения для декодирования при передаче по двоичному симметричному каналу.

5. Разработанный метод за счет вынесения решения на неполной длине выигрывает по отношению $\frac{E_b}{N_0}$ перед классическим приемом в канале ДСК.

6. Одновременное воздействие в канале шумовой и непрерывной хаотической импульсной помехи приводит к ухудшению корректирующей способности кода (блоковой вероятности ошибки) всего лишь в 2-3 раза по сравнению со случаем воздействия только шумовой помехи.

Достоверность полученных результатов

Достоверность полученных результатов подтверждается сопоставлением теоретических данных с результатами компьютерного моделирования, полученными при помощи программного пакета, разработанного диссертантом в среде MATLAB 7.6.

Личный вклад автора

Все основные результаты диссертационной работы, включая положения, выносимые на защиту, получены лично автором диссертации.

Практическая значимость результатов работы

Практическая значимость результатов, полученных в диссертационной работе, заключается в следующем:

1. Применение разработанного метода быстрого декодирования позволяет реализовать декодер псевдослучайных кодов

схемотехнически или на цифровых процессорах с ограниченными ресурсами для приема сверхдлинных кодовых последовательностей в режиме реального времени.

2. По сравнению с известными методами, использующие быстрые преобразования над матрицами Адамара, разработанный метод снижает вычислительную сложность декодера в $\approx n \log_2(n)/L$ раз, где n – длина кода, а $L \ll n$, и сокращает в $\approx n$ раз емкость запоминающего устройства.

3. Появление хаотической импульсной помехи в канале ухудшает корректирующие характеристики декодера всего в 2-3 раза, что свидетельствует об устойчивости предложенного алгоритма к воздействию шумов типа ХИП.

4. Разработанная программная модель для передачи и декодирования псевдослучайных кодов может быть использована при разработке цифровых систем передачи команд управления в сложной помеховой обстановке, а также в учебном процессе по курсу «Теория информации и помехоустойчивого кодирования».

5. Разработанный метод декодирования может применяться в беспойсковых системах измерения дальности, в системах передачи команд радиоуправления и персонального вызова, в системах помехоустойчивого кодирования в широкополосных системах связи специального назначения (структурная скрытность за счет перебора большого числа проверочных многочленов ПС кодов, устойчивая работа в условиях воздействия импульсных помех).

Внедрение результатов работы

Результаты исследования внедрены в учебном процессе кафедры телекоммуникационных систем Национального исследовательского университета МИЭТ при проведении лекций и лабораторных работ по курсам «Основы теории информации и помехоустойчивого кодирования», «Проектирование модемов», «Встраиваемые системы реального времени для ТКС», а также в ОКР ОАО «Радиотехнический институт имени академика А.Л. Минца».

Апробация работы

Результаты работы докладывались и обсуждались на научных семинарах кафедры телекоммуникационных систем Национального исследовательского университета МИЭТ и на 3-х научно-технических конференциях: 16-ой Всероссийской межвузовской научно-технической конференции студентов и аспирантов «Микроэлектроника и информатика» (г.Москва, 2010 г.), 13-ой Международной конференции

«Цифровая обработка сигналов и ее применении – DSPA'2011» (г.Москва, 2011г.), 14-ой Международной конференции «Цифровая обработка сигналов и ее применении – DSPA'2012» (г.Москва, 2012г.).

Публикации

Основные результаты диссертации изложены в 11 работах. Из них 4 статьи в изданиях из перечня, рекомендованного ВАК.

Основные положения, выносимые на защиту

1. Метод декодирования длинных псевдослучайных кодов, образованных линейными рекуррентными последовательностями, на основе анализа импульсной характеристики согласованного фильтра.

2. Три способа обнаружения безошибочного сегмента линейной рекуррентной последовательности позволяющие реализовать декодер с вычислительной сложностью в $n \log_2(n)/L$ раз меньшей вычислительной сложности декодера на основе быстрого преобразование над матрицами Адамара.

3. Энергетическая эффективность разработанного метода вынесения решения на неполной длине (выигрыш по отношению $\frac{E_b}{N_0}$ перед классическим приемом в канале ДСК).

4. Высокая помехоустойчивость декодирования в сложной помеховой обстановке. (Воздействие в канале шума и непрерывной хаотической импульсной помехи приводит к ухудшению корректирующей способности кода только в 2-3 раза.)

5. Предельно низкая вычислительная и логическая сложность декодирования (L - вычислительная сложность, $3 \log_2 n$ – логическая сложность).

Структура и объем диссертации

Диссертационная работа состоит из введения, 4 глав, заключения и приложения. Она содержит 166 страниц текста, включая 58 рисунков, 15 таблиц, список используемой литературы из 52 наименований, 1 приложения.

СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

Во введении обоснована актуальность проблемы, сформулированы цели и задачи работы, перечислены ее основные результаты, отмечена практическая ценность и научная новизна, а также приведены сведения об апробации работы и представлены положения, выносимые на защиту.

Первая глава посвящена рассмотрению предметной области псевдослучайных (ПС) кодов. Рассматриваются способы построения ПС кодов. Приводится описание корреляционных свойств кодов, их корректирующих способностей.

В работе исследуются ПС коды образованные на основе линейных рекуррентных последовательностей. Рассмотрены четыре класса ПС кодов, это: симплексные коды, коды Голды, коды малого и большого семейств Касами.

Линейной рекуррентной последовательностью (ЛРП) называется последовательность, удовлетворяющая соотношению:

$$a_i = -g_1 a_{i-1} - g_2 a_{i-2} - \dots - g_m a_{i-m}, \quad i = m, m+1$$

Генерация ЛРП осуществляется с помощью кодирующего регистра, состоящего из регистров сдвига с линейной обратной связью (рисунок 1).

Коэффициенты обратной связи задаются проверочным многочленом:

$$g(x) = x^m + g_1 x^{m-1} + \dots + g_{m-1} x + g_m.$$

Последовательность, содержащую символы последовательности $g(x)$ в обратном порядке, и формируемую проверочным многочленом $h(x) = x^m + h_1 x^{m-1} + \dots + h_{m-1} x + 1$, где $h_j = g_{m-j}$ ($j = 1, 2, \dots, m-1$) будем называть зеркальной последовательностью относительно $g(x)$, а регистр сдвига для генерации последовательности $h(x)$ – зеркальным регистром (рисунок 2).

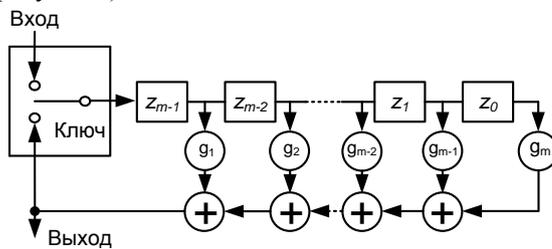


Рисунок 1. Кодирующий регистр

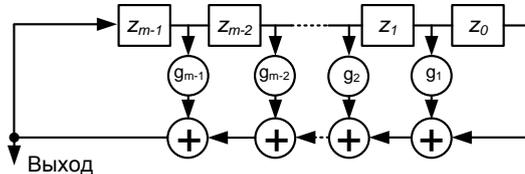


Рисунок 2. Зеркальный регистр

Процедура кодирования ПС (n, k) -кода организовывается следующим способом: первые k -тактов ($k=m$) обратная связь кодирующего регистра разомкнута, в сдвиговый регистр записываются m информационных символов, которые предстоит закодировать. На следующих n тактах обратная связь замкнута, начинается процесс кодирования – на выходе сдвигового регистра формируются кодовые символы. Если в качестве n выбрать период ЛРП, то информационные символы в кодовом регистре позволяют сформировать 2^m различных слов длины n , образующих блоковый (n, m) -код. Минимальное расстояние данного кода будет определяться периодической взаимно-корреляционной функцией, образующих его кодовых последовательностей.

Симплексный код образуется циклическими сдвигами одного периода m -последовательности. Число таких сдвигов, а также период последовательности равны $n = 2^m - 1$. При добавлении к n циклическим сдвигам m -последовательности еще одного слова из нулевых символов получается симплексный циклический (n, m) -код с объемом кодового пространства $V = 2^m$, и минимальным кодовым расстоянием $d_{min} = \frac{n+1}{2}$.

Таким образом, M -последовательности и их сочетания позволяют с помощью сдвиговых регистров с линейной обратной связью построить блочные псевдослучайные (n, k, d_{min}) -коды с хорошим минимальным кодовым расстоянием d_{min} .

Во **второй главе** рассматриваются известные методы цифровой обработки ПС кодов. Для кодов на основе симплексных кодов, кодов Голда, кодов малого и большого семейств Касами существуют алгоритмы быстрого корреляционного декодирования, основе которых лежит метод ускоренного векторно-матричного умножения $Y = AX$, где X – вектор кодового сигнала, A - матрица, содержащая все слова ПС кода (опоры). Данный метод предполагает расчет наиболее экономичным способом корреляционных сумм для принятого вектора каждой опоры, а затем выбор корреляционного максимума, по которому определяется переданное слово. Наиболее удобны такие матрицы, которые позволяют свести процедуру вычислений векторно-матричного умножения к умножению на простые матрицы, например, на матрицу Адамара.

Симплексный код, например, можно представить в виде матрицы размерности $n = 2^m$ и использовать быстрое преобразование Адамара (БПА) для вычисления Ax . Вычислительная сложность БПА пропорциональна $\sim n \log_2(n)$, а самая низкая известная аппаратная сложность $\sim n$, при этом для вычислений требуется вычислительное устройство из n ячеек памяти по $\log_2 n$ бит каждая.

В **третьей главе** синтезирован новый метод быстрого декодирования (БДК) длинных псевдослучайных кодов, образованных линейными рекуррентными последовательностями.

Процесс кодирования осуществляется на кодирующем m -разрядном регистре (рисунок 1). Будем называть такой регистр *генераторным фильтром*. Содержимое сдвигового регистра на произвольном сдвиге, когда включена обратная связь через «ключ», будем называть *фазой кода*. Содержимое сдвигового регистра в начальный момент времени будем называть *начальной фазой кода*. Для описания процедуры декодирования воспользуемся схемой декодера, представленной на рисунке 3.

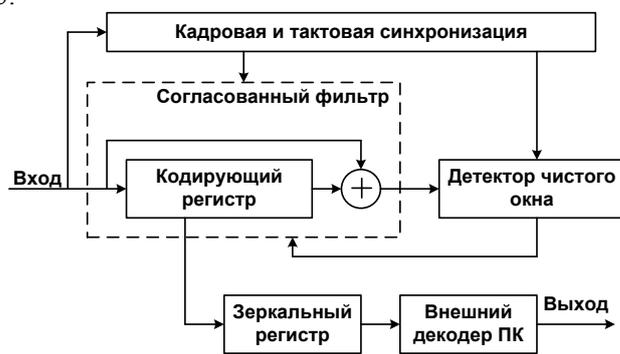


Рисунок 3. Структурная схема декодера

Положим, что из дискретного канала связи принимается слово x , принадлежащее пространству ПС кода длины n . Под воздействием шумов и помех в канале, данное слово принимается с ошибками, т.е. $x' = x + e$, где e – вектор ошибок. Если данное слово содержит безошибочный сегмент длины m символов, то правильное определение его местоположения относительно начала кодовой последовательности позволит правильно декодировать x' , т.е. определить символы слова x . Если принятое слово x' не содержит безошибочный сегмент длины m , то

возможность восстановить слово x отсутствует. В таком случае результатом поиска должен служить отказ от декодирования.

Метод БДК выполняет работу декодирования в соответствии с шагами, перечисленными ниже.

Шаг 1. Принятое из канала кодовое слово x' посимвольно подается на согласованный цифровой фильтр, который представляет собой кодирующий регистр (см. рисунок 1) с разомкнутой обратной связью. Отклик согласованного фильтра (СФ) на безошибочное ПС кодовое слово после приема первых m символов – есть нулевая последовательность. Такой фильтр выполняет роль пассивной согласованной фильтрации принятого слова и может использоваться для приема ПС последовательности (например, для быстрого вхождения в синхронизм).

Шаг 2. Выход согласованного фильтра анализирует детектор чистого окна (см. рисунок 3). Задача детектора – обнаружение «доверительного» сегмента слова x' , символы которого предположительно приняты без канальных ошибок. Процедура обнаружения доверительного сегмента организована следующим образом: согласованный фильтр сдвигается окном из m символов по слову x' и на каждом шаге выдает предсказание следующего после окна канального символа. Совпадение канального символа и его предсказания соответствует нулевому выходу фильтра. В зависимости от результатов предсказания кодирующего регистра и принятого канального символа выделим три алгоритма работы детектора чистого окна:

1. «Чистый сегмент» (ЧС). В процессе приема кодового слова x' детектор чистого окна подсчитывает количество j последовательных нулевых выходов согласованного фильтра. Данный подсчет происходит до тех пор, пока не наступит одно из условий: 1) первый ненулевой выход СФ, 2) окончание приема сегмента длины L , 3) длина обнаруженного сегмента j нулевых символов станет равной заданному порогу J . Отклик фильтра состоящий из j последовательных нулевых символов свидетельствует о вероятном обнаружении сегмента длиной $(m + j)$ символов без ошибок. Далее будем говорить, что обнаружен *доверительный сегмент* шириной j , или *чистое окно из j символов*. Детектор чистого окна начинает поиск чистого окна только после приема первых m канальных символов. Это необходимо для того, чтобы сдвиговый регистр СФ успел полностью заполниться канальными символами, и имелся полный набор символов для предсказания. Доверительная ширина j сравнивается с наперед заданным порогом J .

Если $j = J$, содержимое сдвигового регистра согласованного фильтра на такте, когда был зафиксирован последний j -ый нулевой символ с его выхода, переписывается в отдельный регистр сдвига и используется на следующих шагах метода. Содержимое такого регистра (отрезок слова x' длины m) при отсутствии ошибок совпадает с некоторой фазой кода. И чем ниже частота появления канальных ошибок, тем достовернее обнаружение фазы кода без ошибок. Поэтому будем называть содержимое сдвигового регистра *доверительной фазой кода*.

Отклик фильтра на единичный входной импульс (единичную канальную ошибку) есть импульсная характеристика СФ. Переходной процесс фильтра ограничен во времени, т.к. фильтр имеет цепи только прямой связи. Длительность этого процесса равна задержки на самом длинном пути от входа к выходу, т.е. длине регистра СФ. Поэтому, в качестве порога J выбираем длину сдвигового регистра, т.е. равную m .

2. «Импульсная реакция» (ИР). В процессе приема кодового слова x' детектор чистого окна анализирует последовательность с выхода согласованного фильтра и записывает ее в сдвиговый регистр длины $(m+1)$. В детекторе чистого окна осуществляется сравнение содержимого данного сдвигового регистра и импульсной характеристики согласованного фильтра, вычисленной заранее. Предположим, что на i -ом такте приема кодового слова x' произошла канальная ошибка. На следующих $(m+1)$ тактах на выходе СФ будет формироваться передаточная характеристика фильтра. Если эта передаточная характеристика соответствует импульсной характеристике СФ, хранящейся в регистре памяти, то это свидетельствует о том, что на шаге $(m+1)$ появилось чистое окно ширины m . Содержимое сдвигового регистра согласованного фильтра на такте $(m+1)$ переписывается в отдельный регистр сдвига и используется на следующих шагах метода.

3. «Чистый сегмент + импульсная реакция» (ЧС+ИР). Данный режим работы является объединением двух режимов, рассмотренных ранее. В процессе приема кодового слова x' детектор чистого окна записывает последовательность с выхода согласованного фильтра в сдвиговый регистр. Далее, детектором чистого окна начинается одновременный подсчет нулевых символов и сравнение последовательности в сдвиговом регистре с импульсной характеристикой согласованного фильтра. Как только детектор чистого окна обнаруживает чистый сегмент ширины J или импульсную характеристику, считаем, что в кодовом регистре СФ обнаружена доверительная фаза кода. Содержимое сдвигового регистра СФ

переписывается в отдельный регистр сдвига и используется на следующих шагах метода.

Шаг 3. Доверительная фаза кода, обнаруженная детектором чистого окна в слове x' записывается в зеркальный регистр. Данный регистр представляет собой схему генерации ЛРП в порядке, обратном кодированию (см. рисунок 2). Самые поздние символы доверительной фазы кода, принятые из канала, записываются в младшую часть зеркального регистра (разряд Z_0 на рисунке 2). После записи в зеркальный регистр его содержимое с частотой, превышающей частоту поступления канальных символов, сдвигается до начальной фазы кода. Необходимое число сдвигов зеркального регистра определяется номером такта, на котором доверительная фаза кода была считана из согласованного фильтра. Содержимое зеркального регистра после сдвигов назовем *доверительной начальной фазой*, которая при отсутствии канальных ошибок должна совпадать с начальной фазой кода.

Если на втором шаге работы декодера не был найден доверительный сегмент, и не была обнаружена импульсная реакция СФ фильтра, то получателю выдается отказ от декодирования. Возможным способом обработки отказов от декодирования может быть каскадная конструкция, в которой декодер быстрого декодирования будет внутренним, а в качестве внешнего будет выбран декодер блокового кода (например, код Рида-Соломона). Тогда на вход внешнего ПК декодера можно подавать стирания или произвольные символы, которые будут восприниматься декодером как пакет ошибок

В конце третьей главы приводится определение свойств декодера БДК и производится его сравнение с известными методами декодирования ПС кодов. Основные выводы перечислены ниже:

1. При декодировании ПС кода по методу БДК возможны два вероятностных события: а) декодирование состоялось, б) отказ от декодирования.

2. Работу декодера БДК определяет параметр L – длина интервала поиска доверительного сегмента, при этом $L \ll D$, где $D = 2^m - 1$ – длина кодового слова.

3. Задержка при декодировании кодового блока связана практически полностью со скоростью сдвига зеркального регистра. Обнаружение доверительной фазы кода происходит в процессе приема канальных символов и на задержку декодирования практически не влияет.

4. Вычислительная сложность декодирования одного кодового слова ПС кода ($n = 2^k - 1, k$) декодером БДК растет пропорционально $\sim L$, логическая сложность декодера растет как $\sim 3\log_2(n)$. При декодировании требуется память для хранения доверительной фазы кода, равной $m \approx \log_2(n)$ бит. Таким образом, декодер БДК обладает существенным преимуществом перед декодером на основе БПА по сложности программно-аппаратной реализации, которое можно оценить как выигрыш в $n\log_2(n)/L$ раз по вычислительной сложности устройства и n раз по требуемым ресурсам памяти. В результате, разработанный метод в отличие от БПА позволяет реализовать декодер на цифровых процессорах с ограниченными ресурсами для обработки сверхдлинных кодовых последовательностей в режиме реального времени

Четвертая глава посвящена исследованию помехоустойчивости разработанного метода быстрого декодирования.

Разработанный метод БДК отличается от принципов оптимального декодирования по критерию максимального правдоподобия (МП). Поэтому следует ожидать ухудшения корректирующих свойств кода в обмен на упрощение технической реализации декодера. Выберем критерий оценки помехоустойчивости методов БДК и МП.

В разработанном алгоритме при декодировании блок возможны три события: 1) правильное декодирование блока $P_{пр}$, 2) отказ от декодирования $P_{отк}$, 3) ошибочное декодирование блока $P_{ош}$. Суммарная вероятность декодирования образует полную группу событий, и ее можно записать следующим выражением: $P_{пр} + P_{отк} + P_{ош} = 1$. Сумму вероятностей $P_{отк} + P_{ош} = Q$ будем называть *суммарной вероятностью ошибки декодирования на блок*. Тогда вероятность Q однозначно определяет вероятность правильного декодирования $P_{пр} = 1 - Q$ и может служить для оценки корректирующей способности декодера. Стоит отметить, что вероятность Q включает в себя вероятность отказов от декодирования $P_{отк}$, тогда как для декодера МП $P_{отк} = 0$. Для оценки помехоустойчивости методов БДК и МП была выбрана вероятность Q . Данный выбор обоснован тем, что при сравнении важнее оценить потерю в достоверности декодирования информации, а не потерю в корректирующей способности декодера.

Вероятность Q для декодера максимального правдоподобия можно оценить как верхнюю границу для произвольного блочного кода с декодированием жестких решений в ДСК:

$$Q_{\text{МП}}(q) \leq \sum_{i=T+1}^n C_n^i q^i (1-q)^{n-i}, \quad (1)$$

где q – вероятность символьной ошибки в канале, n – длина кода, T – корректирующая способность кода, C_n^i – биномиальный коэффициент. Так как при больших длинах кода ($n \gg 2^{10}$) расчет биномиальных коэффициентов затруднителен, воспользуемся для вычисления (1) регуляризованной неполной бета-функцией:

$$\sum_{i=T+1}^n C_n^i q^i (1-q)^{n-i} = I_q(T+1, n-T) = \frac{B_x(T+1, n-T)}{B(T+1, n-T)},$$

где $q = x \leq 1$, $B_x(a, b) = \int_0^x t^{a-1} (1-t)^{b-1} dt$ – неполная бета-функция, $B(a, b) = \int_0^1 t^{a-1} (1-t)^{b-1} dt$ – полная бета-функция.

Для декодера БДК вероятность Q рассчитывается путем компьютерного моделирования передачи и декодирования ПС кода в ДСК. Значение для каждой точки Q получено путем моделирования 3-х экспериментов по 10^7 опытов с оценкой абсолютной погрешности вычисления по критерию Стьюдента с доверительной вероятностью 0,99.

Перед сравнением с декодером МП была найдена длина L сегмента принятия решения для декодера БДК для вероятности ошибки на символ в канале связи $q_{\text{канал}}$, при которой при вероятности отказа от декодирования $P_{\text{отк}} \approx 10^{-3}$ вероятность ошибки на бит после декодирования равна $q_{\text{бит}} = 10^{-3}$.

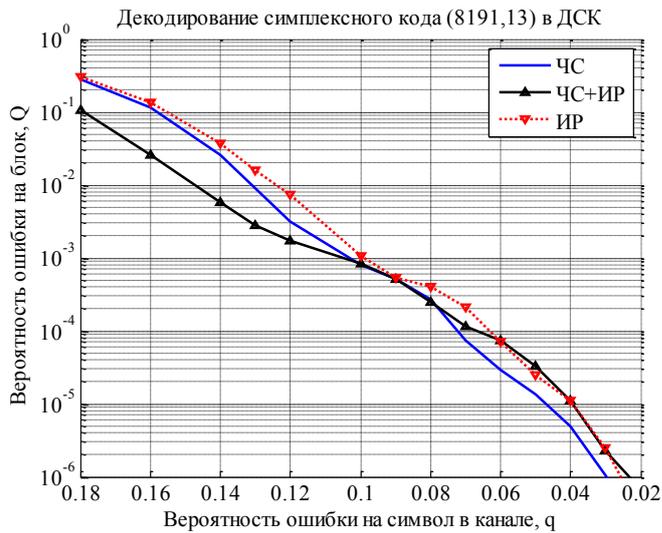


Рисунок 4. Сравнение помехоустойчивости различных декодеров БДК симплексного кода ($2^{13} - 1, 13$)

На рисунке 4 представлена экспериментальная зависимость Q от q для симплексного кода ($2^{13} - 1, 13$), с проверочными многочленами $g_1(x) = x^{13} + x^{12} + x^{10} + x^9 + 1$ и $g_2(x) = x^{13} + x^{12} + x^9 + x^7 + x^4 + x^3 + 1$ и длиной сегмента принятия решения $L=1500$. Данный рисунок отображает различные экспериментальные результаты для трех декодеров БДК. Из рисунка видно, что декодер на основе обнаружения чистого сегмента обладает наилучшими характеристиками при малых вероятностях ошибки в канале ($q_{\text{канал}} < 0.07$). В то же время, в канале с вероятностью ошибки на символ $q_{\text{канал}} > 0.07$ лучшим оказывается декодер с совместным обнаружением чистого сегмента и импульсной реакции. Это объясняется снижением вероятности отказа от декодирования при работе данного декодера.

На рисунке 5 представлены результаты моделирования работы декодера при действующей в канале шумовой и непрерывной хаотической импульсной помехи. Моделирование показало ухудшение характеристик декодера не более чем в 2 – 3 раза.

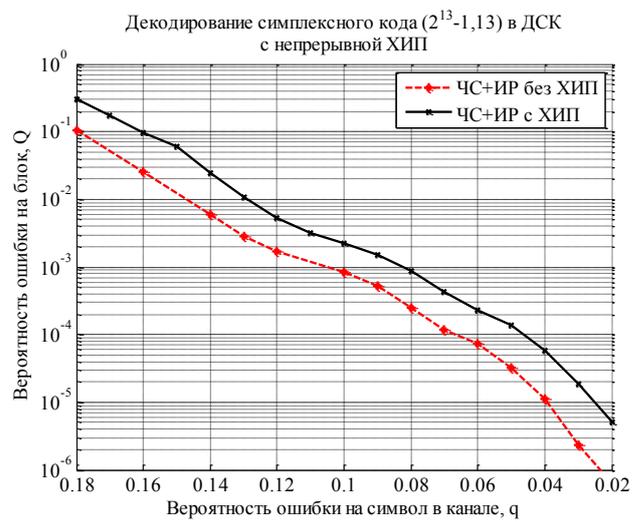


Рисунок 5. Исследование декодера симплексного кода в ДСК с ХИП по «чистому сегменту и импульсной реакции»

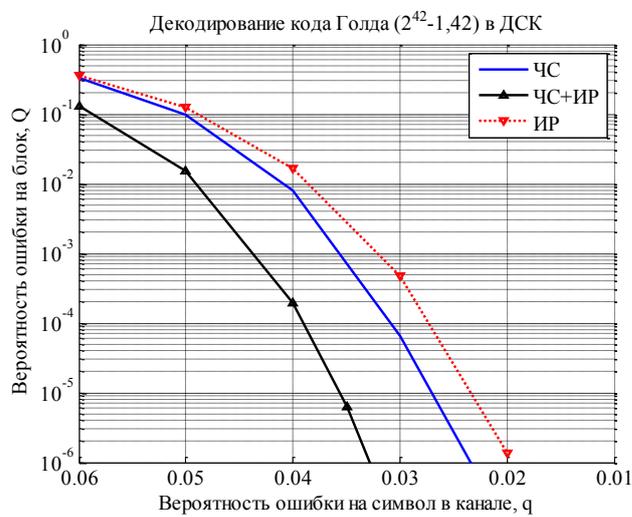


Рисунок 6. Сравнение помехоустойчивости различных декодеров БДК симплексного кода ($2^{42} - 1,42$)

На рисунке 6 представлена экспериментальная зависимость Q от q для симплексного кода $(2^{42} - 1, 42)$, с проверочным многочленом $g(x) = x^{42} + x^{41} + x^{40} + x^{39} + x^{37} + x^{36} + x^{35} + x^{32} + x^{26} + x^{25} + x^{24} + x^{23} + x^{21} + x^{20} + x^{17} + x^{16} + x^{15} + x^{11} + x^9 + x^7 + 1$ и длиной сегмента принятия решения $L=3500$. Из рисунка видно, что ощутимый выигрыш достигается при использовании декодера реализующего метод совместного поиска чистого сегмента и импульсной реакции.

На рисунке 7 представлены результаты моделирования работы декодера симплексного кода $(2^{42} - 1, 42)$ при действующей в канале шумовой и непрерывной хаотической импульсной помехи. Моделирование показало ухудшение характеристик декодера симплексного кода $(2^{42} - 1, 42)$, как и декодера симплексного кода длины $(2^{13} - 1, 13)$, не более чем в 2 – 3 раза. Это свидетельствует об устойчивости разработанного метода декодирования к воздействию ХИП.

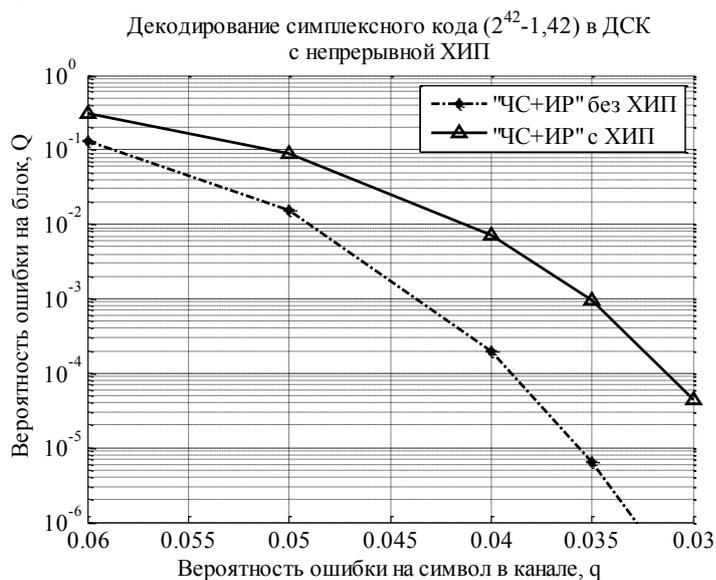


Рисунок 7 Исследование декодера симплексного кода $(2^{42} - 1, 42)$ в ДСК с ХИП по «чистому сегменту и импульсной реакции»

На рисунке 8 представлена экспериментальная зависимость Q декодера БДК и аналитическая зависимость декодера МП симплексного кода ($2^{13} - 1,13$) от расхода энергии на бит ($\frac{E_b}{N_0}$) в дискретном канале с АБГШ и когерентным детектированием ФМ-2. Из рисунка видно, что при качестве передачи на уровне $Q = 10^{-3}$, декодер БДК имеет выигрыш по расходу энергии на бит по сравнению с МП декодером приблизительно 2,04 дБ. Это объясняется вынесением решения в декодере БДК на сегменте кода $L \ll 2^m - 1$. При этом сложность декодирующего устройства снижается в $\frac{n \log_2(n)}{L} = \frac{8191 \cdot \log_2(8191)}{1500} \approx 70$ раз, и сокращаются требуемые ресурсы памяти в $n \approx 8000$ раз по сравнению с известными методами реализации оптимального декодера МП с помощью БПА.

На рисунке 9 представлена экспериментальная зависимость Q декодера БДК и аналитическая зависимость декодера МП симплексного кода ($2^{42} - 1,42$) от расхода энергии на бит ($\frac{E_b}{N_0}$) в дискретном канале с АБГШ и когерентным детектированием ФМ-2. Из рисунка видно, что выигрыш декодера БДК по расходу энергии на бит составил 82,9 дБ.

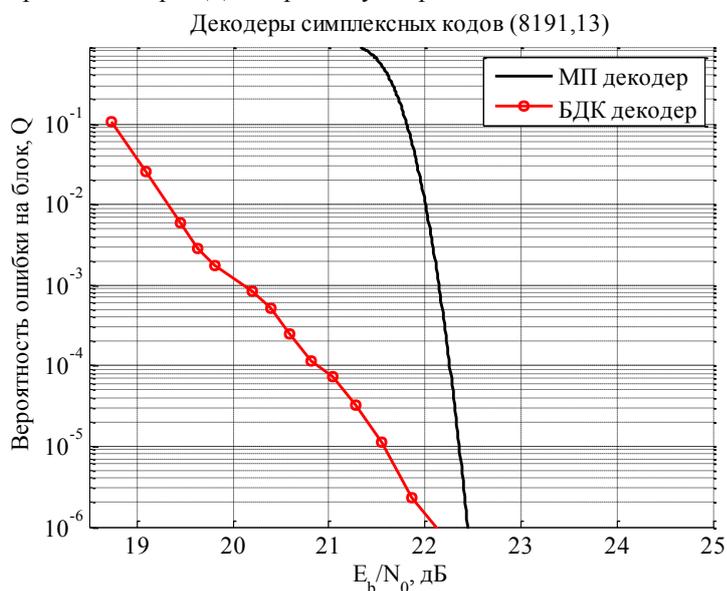


Рисунок 8. Сравнение декодеров симплексных кодов ($2^{13} - 1,13$)

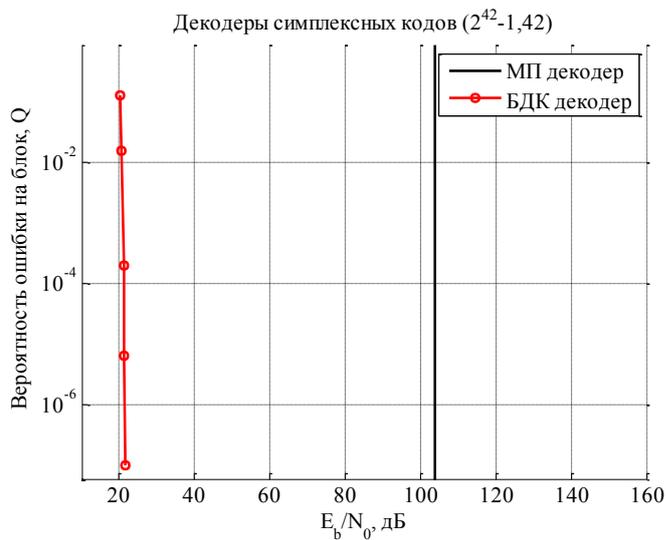


Рисунок 8. Сравнение декодеров симплексных кодов ($2^{42} - 1, 42$)

Основные результаты и выводы

Диссертационная работа решает задачу разработки метода быстрого декодирования длинных псевдослучайных кодов, образованных линейными рекуррентными последовательностями, имеющую важное прикладное значение при разработке цифровых систем пакетной передачи данных и систем передачи команд радиоуправления.

В ходе работы получены следующие результаты и выводы:

1. Разработан метод быстрого декодирования длинных псевдослучайных кодов с логарифмическим ростом сложности в функции от длины кода. Показано, что применение разработанного метода декодирования симплексного кода длины $n = 2^{13} - 1$ символов по сравнению с методом на основе быстрого преобразования над матрицами Адамара позволяет снизить сложность декодирующего устройства приблизительно в 70 раз и сократить требуемые ресурсы памяти приблизительно в 8000 раз. При этом, выигрыш по расходу энергии на бит в рабочей области декодера $5 \cdot 10^{-7} \leq Q \leq 10^{-2}$ в дискретном канале с АБГШ и когерентным детектированием ФМ-2 возрастает от 0 до 2,7 дБ. Для декодера симплексного кода длины $2^{42}-1$

выигрыш по расходу энергии на бит в рабочей области составляет $\approx 82,9$ дБ.

2. Разработана программа в среде Matlab для анализа помехоустойчивости метода быстрого декодирования ПС кодов. Данная программа позволила провести моделирование предложенного метода при одновременном воздействии шумовой и хаотической импульсной помехи в канале связи. В ходе данного моделирования было установлено ухудшение корректирующей способности кода (увеличение блоковой вероятности ошибки) не более чем в 2-3 раза для симплексного кода длины $n = 2^{13} - 1$ и лишь на 1-1.5 порядка для симплексного кода длины $n = 2^{42} - 1$, что свидетельствует об устойчивости метода декодирования к воздействию ХИП.

Список опубликованных работ по теме диссертации:

1. Перцев Л.В., Кузнецов В.С. Быстрое декодирование длинных псевдослучайных кодов // Цифровая обработка сигналов и ее применение – DSPA-2011.13-я международная конференция: Тезисы докладов.- М., 2011.- С.54-56.
2. Перцев Л.В., Кузнецов, В.С. Декодирование и помехоустойчивость длинных псевдослучайных кодов при воздействии шума и непрерывной хаотической импульсной помехи // Цифровая обработка сигналов и ее применение – DSPA-2012. 14-я международная конференция: Тезисы докладов.- М., 2012.- С.28-30.
3. Перцев Л.В., Кузнецов, В.С. Декодирование длинных псевдослучайных кодов при воздействии шума и непрерывной хаотической импульсной помехи // Естественные и технические науки.- №4: М.: Спутник+, 2012.-С.244-247.
4. Pertsev L., Migalin D., Muravyev I., Smirnov A. Software implementation and debugging of forward error correction codes // Proceedings of IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS 2012): 2012.- P.303-306.
5. Pertsev L., Bakhtin A., Timofeeva O., Features of the transfer of information with different reliability in a single channel // Proceedings of IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS 2012): 2012.- P.303-306.
6. Перцев, Л.В., Кузнецов, В.С., Два типа псевдослучайных квазиортогональных помехоустойчивых кодов // Телекоммуникационные и вычислительные системы. Труды конференции.- М.: МТУСИ, 2009.- С.228-229.
7. Перцев, Л.В., Быстрое декодирование длинных псевдослучайных кодов // Микроэлектроника и информатика-2010.17-я Всероссийская межвузовская научно-техническая конференция студентов и аспирантов: Тезисы докладов.- М.:МИЭТ, 2010.- 255с.
8. Pertsev L., Timoshenko A., ADC Limitation analysis for FPGA based digital pi/4 DQPSK modem // IEEE processing on IWSSIP 2011, Sarajevo, Bosnia and Herzegovina, June 16-18. 2011.
9. Перцев, Л.В., Тимошенко А.Г., Можняков М.А., О влиянии разрядности и быстродействия ЦАП на параметры каналов связи // Естественные и технические науки,- М.: Спутник+, 2011.- №6.- С.447-449.

10. Перцев, Л.В., Муравьев И.В., Исаенков Н.С., Обзор методов адаптивного использования спектра // Инженерный вестник Дона (электронный журнал).- 2011.-т.17.- №3.- С.84-92.

11. Перцев, Л.В., Создание адаптивных систем радиосвязи на основе технологии программно-зависимого радио // Всероссийская научная школа для молодежи «Встраиваемые системы для современных телекоммуникаций»: материалы научной школы.- М.:МИЭТ, 2010.- С.84-88.