НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ «МЭИ»

Институт ИРЭ (РТФ)

Кафедра РТС

ВЫПУСКНАЯ РАБОТА

бакалавра Техники и Технологий
(квалификация, присваиваемая по завершении образования)

по направлению 210 400 Радиотехника
(номер и название)

Тема: Повышение достоверности приема информации при использовании помехоустойчивого кодека

Студент ЭР-15-09 Медведев И.А.
группа подпись фамилия, и., о.,

Научный руководитель доцент Сизякова А.Ю.
должность звание подпись фамилия, и., о.,

Консультант
должность звание подпись фамилия, и., о.,

Консультант
должность звание подпись фамилия, и., о.,

«Работа допущена к защите»

Зав. кафедрой профессор Перов А.И.
звание подпись фамилия, и., о.,

Дата

Москва 20 13 г.

НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ «МЭИ»

Институт ИРЭ **Кафедра** РТС

ЗАДАНИЕ НА ВЫПУСКНУЮ РАБОТУ

бакалавра техники и технологий
(квалификация, присваиваемая по завершении образования)

по направлению 210400 Радиотехника
(номер и название)

Тема: Повышение достоверности приема информации при использовании помехоустойчивого кодека

Студент Медведев И.А. ЭР-15-09
фамилия, и., о., группа, подпись

Научный руководитель доц. Сизякова А.Ю.
должность, звание, фамилия, и.о., подпись

Консультант _____
должность, звание, фамилия, и.о., подпись

Консультант _____
должность, звание, фамилия, и.о., подпись

Зав. кафедрой _____
подпись, дата

СОДЕРЖАНИЕ РАЗДЕЛОВ ЗАДАНИЯ И ИСХОДНЫЕ ДАННЫЕ

1. Изучите метод защиты цифровых данных от помех – помехоустойчивое кодирование. По итогам изучения составьте обзор методов кодирования, в том числе современных.
2. Составьте модель дискретного канала ДСК.

3. Постройте модель «кодер → декодер». Определите задержку на выходе кодера и декодера. Проверьте совпадение потоков на входе и выходе модели.
4. Постройте модель «кодер → канал с шумом → декодер». Составьте процедуру определения ошибок в декодируемой последовательности.
5. Постройте зависимость BER от вероятности ошибки в канале и от отношения сигнал-шум.

Моделирование проведите в среде System View и в MatLab.

Параметры входного потока данных: код БВН, скорость 10 Гц

ПЕРЕЧЕНЬ ГРАФИЧЕСКОГО МАТЕРИАЛА

1. Таблица классификации помехоустойчивых кодов.
2. Модели дискретных каналов
3. Схема циклического (сверточного) кодера
4. Характеристики помехоустойчивости – зависимость BER от отношения E_b/N_0.

РЕКОМЕНДУЕМАЯ ЛИТЕРАТУРА

1. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение.:Пер. с англ. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2003.
2. Радиотехнические системы передачи информации: Учебное пособие для вузов /В.А.Васин, В.В.Калмыков, Ю.Н.Себекин и др.; под ред. Ю.Б. Федорова и В.В. Калмыкова. – М.: Горячая линия-Телеком, 2005.
3. Волков Л.Н., Немировский М.С., Шинаков Ю.С. Системы цифровой радиосвязи: базовые методы и характеристики: Учебн. пособие.– М.: Эко-Тренд, 2005.
4. М.В.Гаранин, С.В.Кунегин, В.И.Журавлев. Системы передачи информации . — М.: Радио и связь, 2001.

Примечание: **задание брошюруется вместе с выпускной работой и с отзывами на нее руководителя и рецензента.**

ОТЗЫВ НА ВЫПУСКНУЮ БАКАЛАВРСКУЮ РАБОТУ

Медведева И.А.,студента гр. ЭР-15-09, выполненную на тему:

"Повышение помехоустойчивости приема информации при использовании помехоустойчивого кодека"

Студенту Медведев И.А. была задана тема, связанная с изучением особенностей построения помехоустойчивых систем передачи информации при использовании помехоустойчивого кодирования. Эта тема сложна для изучения и немного выходит за рамки программы подготовки бакалавра технических наук по направлению "Радиотехника". Однако во всех современных радиотехнических системах передачи и приема сигналов используются коды, исправляющие и/или обнаруживающие ошибки. Разрабатываются новые виды кодов, обладающие улучшенными характеристиками. Поэтому направление бакалаврской работы актуально и современно.

Медведев И.А. изучил новые для него вопросы построения кодеров и декодеров канала, освоил программирование в среде System View. Он познакомился с теоретическими вопросами описания сверточных кодов, турбо-кодов и кодов LDPC.

Большое внимание Медведев И.А. уделил разработке модели дискретного канала связи и его разновидности двоичного симметричного канала. Провел тестирование модели ДСК и показал работоспособность используемой им модели канала. Студент Медведев И.А. разработал модель кодека системы связи. Для трех видов циклического кода им получены характеристики достоверности и подтверждены известные из литературы свойства кодов с большей исправляющей способностью исправления большего количества ошибок при заданной вероятности ошибки в канале.

Медведев И.А. умеет работать с литературой, освоил новый для него материал и творчески подошел к поставленной задаче.

Считаю, что выпускная бакалаврская работа отвечает всем требованиям, предъявляемым к таким работам, а ее автор – Медведев И.А. заслуживает присвоения ему квалификации бакалавра технических наук по направлению подготовки РАДИОТЕХНИКА.

Руководитель работы

доцент каф. РТС Сизякова А.Ю.

РЕЦЕНЗИЯ

на бакалаврскую работу студента гр. ЭР-15-09 Медведева И.А. на тему "Повышение достоверности приема информации при использовании помехоустойчивого кодека"

Тема бакалаврской работы является безусловно актуальной.

Работа состоит из 3-х глав и 6 приложений. В главе 1 дан обзор современных методов помехоустойчивого кодирования. В главе 2 приведена разработка моделей системы радиосвязи. В главе 3 проводится анализ результатов моделирования. Основными достоинствами работы являются следующие:

1) По постановке задачи и полученным результатам бакалаврская работа близка к магистерской диссертации;

2) в главе 1 дан великолепный обзор видов помехоустойчивых кодов;

3) бакалаврская работа прекрасно оформлена.

По бакалаврской работе имеются следующие замечания.

1. На стр 29 указывается, что в качестве оценки используется среднее арифметическое результатов 10 опытов. По какому критерию выбрано число 10 ?

2. На стр. 31 дан рис. 3.1.1., где указана зависимость значения оценки $\hat{P}_{ош}$ от вероятности ошибки $P_{ош}$. Написано, что ~~что~~ эти два параметра близки друг к другу. Но не указано, по какому числовому критерию определяется их близость.

В целом бакалаврская работа выполнена на высоком научном и инженерном уровне. Её автор заслуживает присвоения ему квалификации бакалавра и заслуживает оценки "Отлично" при условии успешной защиты.

Рецензент к.т.н. доцент кафедры РТС МЭИ Когновицкий Л.В.

Оглавление

Введение....3
1. Обзор современных методов помехоустойчивого кодирования....5
1.1. Классификация помехоустойчивых кодов....5
1.2. Сверточные коды....6
1.2.1. Основные характеристики сверточных кодов....6
1.2.2. Систематические и несистематические коды....10
1.2.3. Катастрофические сверточные коды....11
1.2.4. Прозрачные сверточные коды....13
1.2.5. Перфорированные сверточные коды....14
1.3. Коды Рида-Соломона....15
1.4. Турбо-коды. 17
1.5. LDPC-коды....19
2. Модели системы радиосвязи....22
2.1. Описание функциональной схемы модели системы радиосвязи....22
2.2. Математическая модель изучаемой системы передачи....23
2.3. Цифровая модель ДСК....25
2.4. Цифровая модель системы связи....27
3. Анализ результатов моделирования....29
3.1. Тестирование цифровой модели ДСК....29
3.2. Исследование зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от вероятности ошибки в канале....30
3.3. Исследование зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от отношения сигнал/шум....32
Заключение. 35
Список использованной литературы:....37
Приложение 1....38
Приложение 2....41
Приложение 3....42
Приложение 4....43
Приложение 5....44
Приложение 6....45

Введение

В настоящее время системы передачи информации повсеместно распространены во всех сферах жизнедеятельности человека. Они позволяют передавать информацию на расстояния. Основными свойствами систем передачи информации являются:

1) дальность – способность системы передавать информацию на расстояния, не ниже заданного, или в пространственной области, не меньше заданной;

2) оперативность – способность системы к выполнению заданной функции за время, не более наперед заданного;

3) электромагнитная совместимость – способность системы выполнять свои функции в условиях совместного действия;

4) надежность – способность системы обеспечивать выполнение заданные функций в течение жизненного цикла, с учетом отказов входящих в нее элементов;

5) устойчивость – способность системы обеспечивать выполнение заданных функций в условиях действия шумов и помех;

6) достоверность – способность системы обеспечивать выполнение заданной функции с погрешностями, не более наперед заданных.

Все эти свойства являются качественными характеристиками РТС. И улучшить каждое их этих свойств возможно с помощью манипуляции техническими параметрами системы.

В данной работе речь пойдет об улучшении последнего свойства из вышеприведенного списка, а именно достоверности. Мы рассмотрим один из способов повышения достоверности приема, а именно использование помехоустойчивого кодека.

Теория помехоустойчивого кодирования базируется на результатах исследований, проведенных Клодом Шенноном. Он сформулировал теорему для дискретного канала с шумом: при любой скорости передачи двоичных символов, меньшей, чем пропускная способность канала, существует такой код, при котором вероятность ошибочного декодирования будет сколь угодно мала.

Построение такого кода достигается ценой введения избыточности. То есть, применяя для передачи информации код, у которого используются не все возможные комбинации, а только некоторые из них, можно повысить помехоустойчивость приема. Такие коды называют избыточными или корректирующими. Корректирующие свойства избыточных кодов зависят от правил построения этих кодов и параметров кода (длительности символов, числа разрядов, избыточности и др.).

В первой главе этой работы осуществляется обзор современных методов кодирования: их классификация, основные свойства, особенности, методы построения и области применения.

Во второй главе описано построение модели системы связи в среде System View для проведения экспериментов. Особое внимание уделено моделированию канала с шумом.

В третьей главе описан ход проведения экспериментов, построены графики изучаемых зависимостей. А также сделаны выводы по итогам проделанной работы. Эксперименты включают в себя тестирование цифровой модели системы связи, изучение зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от вероятности ошибки в канале и изучение зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от отношения сигнал/шум.

1. Обзор современных методов помехоустойчивого кодирования

1.1. Классификация помехоустойчивых кодов

Многообразие существующих кодов делится на два класса: блочные коды и непрерывные коды. В блочных кодах передаваемая информационная последовательность разбивается на отдельные блоки с добавлением к каждому блоку определенного числа проверочных символов. Кодовые комбинации кодируются и декодируются независимо друг от друга. В непрерывных кодах, называемых также цепными, рекуррентными, конволюционными или сверточными, передаваемая информационная последовательность не разделяется на блоки, а проверочные символы размещаются в определенном порядке между информационными. Процессы кодирования и декодирования также осуществляются в непрерывном режиме.

В современных системах радиосвязи используется четыре типа помехоустойчивого кодирования:

1) сверточное кодирование;

2) кодирование Рида-Соломона;

3) турбо-кодирование;

4) кодирование с малой плотностью проверок на четность (Low-density-parity-check code, далее код LDPC).

Каждый из этих кодов имеет свои недостатки и достоинства. Например, использование сверточных кодов приводит к меньшему, чем у других кодов, расширению полосы пропускания. Коды Рида-Соломона и высокоскоростные LDPC коды помимо небольшого расширения полосы частот могут также указывать на наличие неисправимых ошибок. Турбо-коды используются для получения максимальной эффективности кодирования при отсутствии жестких требований к расширению полосы частот.

Также зачастую используется последовательное кодирование. Например, для повышения производительности в качестве внутреннего кода используется сверточный код, а в качестве внешнего – код Рида-Соломона.[2]

1.2. Сверточные коды

1.2.1. Основные характеристики сверточных кодов

Сверточные коды однозначно описываются тремя целыми числами n, k и l, где отношение k/n - скорость кодирования (информация, приходящаяся на закодированный бит), а l является параметром, называемым длиной кодового ограничения. Оно указывает на число разрядов k-кортежа в кодирующем реестре сдвига. На практике k и n – небольшие целые числа, а l изменяется с целью контроля мощности и сложности кода. [1]

Рассмотрим код с параметрами: $R = k/n$ =1/2, $l = 7$. Прокалывание позволяет изменять скорость кодирования на одно из данных значений: 2/3, 3/4, 5/6 или 7/8. Четыре прокалывания различных схем позволяют выбрать наиболее подходящий уровень коррекции ошибок и скорость передачи данных. [2]

Корректирующей способностью кода называется гарантируемое число ошибок в кодовых комбинациях, исправляемых заданным кодом. При сверточном кодировании кратность исправляемых ошибок определяется следующим образом: если в последовательности произошло не более $g_И$ ошибок, причем $g_И$ удовлетворяет неравенству

$$2 \cdot g_И + 1 \leq d_L ,$$

где d_L- это минимальное кодовое расстояние, то ошибки исправляются.

Мощность кода определяет способность кодов исправлять множественные, одиночные и многократные ошибки, возникающие в канале связи. Мощность кода зависит от длины кодового ограничения l и от вида образующих полиномов. Вероятность исправления ошибок при декодировании в явном виде связана со минимальное кодовым расстоянием d_L.

Так, для кода (n, k, l) = (2, 1, 5) с образующими полиномами

$$G_1(X) = 1 + X^3 + X^4,$$
$$G_2(X) = 1 + X + X^3 + X^4\ ,$$

который используют при кодировании речевого сигнала в системе сотовой связи GSM, $d_{min} = 7$. В еще более мощном коде (2, 1, 7) с образующими полиномами

$$G_1(X) = 1 + X^2 + X^3 + X^5 + X^6\ ,$$
$$G_2(X) = 1 + X + X^2 + X^3 + X^6\ ,$$

применяемом в системах спутниковой связи, $d_{min} = 10$. Следовательно, коды с б*о*льшей длиной кодового ограничения l являются более мощными.

Энергетический выигрыш кода η определяет выигрыш по помехоустойчивости при применении корректирующего кодирования. Как правило, в системах предполагают применение символов с двухпозиционной фазовой модуляцией ФМ-2, использующей противоположные сигналы с начальной фазой 0° при передаче символа “1” и 180° при передаче “0” (или наоборот).

Для получения заданного значения вероятности p_1 ошибочного приема одного символа в информационной последовательности надо обеспечить на входе демодулятора приемника некоторое необходимое минимально допустимое отношение сигнал/шум. При передаче информации с корректирующем кодированием уже вместо k информативных символов за заданное время требуется передача n символов с добавлением проверочных за то же время при том же уровне сигналов. При этом придется сокращать длительность символов при передаче (при скорости $R = 1/3$ – в три раза), что потребует расширения полосы частот в n/k раз. Исходное заданное значение вероятности будет обеспечиваться уже при другом отношении сигнал/шум. Разница отношений сигнал/шум при применении кодирования и без него при ее положительном значении определяет энергетический выигрыш кода, выражаемый в децибелах. Быстрая ориентировочная оценка энергетической эффективности для целей оперативного сравнения кодов производится по асимптотическому энергетическому выигрышу от кодирования (АЭВК)

$$\eta = 10 \cdot \lg(R \cdot d_{min}) \quad (дБ),$$

где $R = \frac{k}{n}$ – скорость кодирования;

d_{min} – минимальное кодовое расстояние.

Величина АЭВК характеризует ЭВК при вероятности $p_1 \to 0$ и является верхней границей реального ЭВК при $p_1 \neq 0$.

Выигрыш от кодирования может быть использован наиболее эффективным способом, например, путем уменьшения мощности передатчиков в системах связи, уменьшения размеров антенн или увеличения скорости передачи. Для получения значительного выигрыша от кодирования наиболее пригодны сверточные коды с малой длиной кодового ограничения и с декодированием по алгоритму Витерби. В частности, код с $R = 1/2$, $l = 6$, который имеет ЭВК 5дБ при $p_1 = 10^{-5}$, применяется во многих системах при различных скоростях передачи данных.

Сложность кодеков сверточных кодов определяет возможность практической реализации кодера на стороне передачи и декодера на стороне приема системы связи. Сложность сверточного кодера определяется числом его простейших элементов, которыми являются разряды в регистре сдвига, сумматоры по модулю 2 и связи сумматоров с разрядами сдвигов. В большинстве случаев длина регистра сдвига имеет порядок нескольких десятков единиц, а каждый сумматор связывается приблизительно с половиной разрядов регистра. Поэтому можно считать, что сложность сверточного кодера линейно зависит от длины регистра m или от длины кодового ограничения l. Практическая реализация устройства, состоящего из нескольких десятков или сотен простейших элементов, не представляет труда.

Сложность декодеров определяется методом декодирования. В настоящее время используется три основных метода декодирования сверточных кодов: пороговое, аналогичное мажоритарному методу декодирования блочных кодов, последовательное и декодирование по алгоритму Витерби. Наиболее простыми в реализации являются алгоритмы мажоритарного декодирования как блочных, так

и сверточных кодов. Сложность реализации декодеров растет практически пропорционально максимальному числу выходных символов, на которые влияет один информационный символ (полной длине кодового ограничения $l_П$).

Декодеры достаточно просты при исправлении ошибок невысокой кратности ($g_И = 1, 2$). Однако дальнейшее увеличение кратности исправляемых ошибок приводит к значительному усложнению схемного построения декодеров, которое не оправдывается возрастанием величины ЭВК. Наибольшую сложность имеют декодеры Витерби, объем вычислений (сложность) которых возрастает экспоненциально с ростом длины кодового ограничения. При использовании алгоритма Витерби увеличение l на единицу более чем вдвое увеличивает количество элементов декодера, но дает прирост ЭВК – 0,4 ...0,5 дБ. Поэтому практически используемые декодеры выполняются для кодов с $l_П \leq 7..8$. Повышение быстродействия таких декодеров возможно при распараллеливании процедур декодирования, а снижение объема – за счет перехода к микропроцессорной технике.

Надежность кодирования – определяется вероятностью правильного декодирования передаваемой информационной последовательности. Очевидно, что не всякий выбор связей в сверточном кодере приведет к хорошему построению кодера. Например, заведомо плохо связывать каждый из сумматоров с одними и теми же разрядами регистра. В значительной степени надежность кодирования определяется совокупностью кодовых расстояний между последовательностями, порождаемыми кодером. Чтобы построить хороший сверточный код, нужно найти определяющие коды, порождающие многочлены или матрицы, задающие связи между сумматорами и отводами регистра. Построение ведут исходя из получения максимального ЭВК, или l при заданном d_{min}, или минимальной вероятности сбоя символа. Поиск кодов осуществляют, как правило, перебором на ЭВМ. К настоящему времени найдено большое число сверточных кодов с самыми различными параметрами для борьбы с различного рода помехами.

Трудоемкость – характеризует процесс декодирования сверточного кода и определяется числом вычислительных операций, затраченных на декодирование одного соответствующего блока принимаемой последовательности символов. Ясно, что если требуемое число операций в единицу времени при любом методе декодирования данного сверточного кода превышает быстродействие существующей вычислительной техники, то такой код не имеет практического интереса. В этом случае потребуется, в частности, снижение технической скорости передачи. [3]

Рассмотрев целый ряд параметров и характеристик сверточных кодов, перейдем к краткому обзору разновидностей этих кодов.

1.2.2. Систематические и несистематические коды

Если в последовательности формируемых кодером кодовых символов можно отделить $r = n - k$ избыточных символов от k информационных, то код называют систематическим. В систематическом кодере на k выходах будут информационные последовательности. На остальных $n-k$ выходах – последовательности проверочных символов, формируемых как линейные комбинации информационных. Первые k выходов систематического кодера соединены непосредственно с первыми разрядами регистров. Для кодеров с $k = 1$ при формировании систематических кодов один из порождающих многочленов либо $G_1(X) = 1$, либо $G_2(X) = 1$, чтобы информационная последовательность была частью выходной последовательности. Систематические коды позволяют получить на приемной стороне оценку информационных символов, не производя декодирования или какой-либо иной обработки принимаемых символов. В кодовых несистематических последовательностях информация непосредственно не содержится, они должны строиться так, чтобы при отсутствии ошибок ее можно было легко восстановить в декодере.

Достоинством несистематических сверточных кодов является то, что их минимальное свободное расстояние выше, чем у систематических, при прочих равных условиях. Это объясняется тем, что систематический сверточный код можно получить из соответствующего несистематического, исключив один из сумматоров по модулю 2, что и приводит к уменьшению минимального свободного расстояния кода. Однако несистематические сверточные коды, в отличие от систематических, могут быть катастрофическими.[3]

1.2.3. Катастрофические сверточные коды

Катастрофическим называется такой сверточный код, для которого конечное число ошибок, приобретенных в канале связи, может привести к бесконечному числу ошибок в декодированных символах. Рассмотрим кодер несистематического сверточного кода, диаграмма состояний которого приведена на рис. 1.2.1, где четыре различных состояния кодера обозначены буквами a, b, c, d . Положим, что на данный кодер поступила последовательность информационных символов, соответствующая такой последовательности смены состояний кодера: $abddd\ldots dca$.

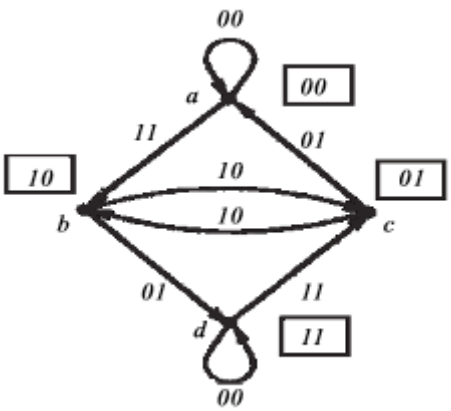

Рис. 1.2.1.

Назовем ее истинным путем по диаграмме состояний кода. Тогда из диаграммы кодера следует, что последовательность кодовых символов, передаваемая по каналу связи, будет иметь вес равный 6, вне зависимости от того, сколько раз петля находится в состоянии d. Если в канале связи четыре из шести

единиц передаваемых кодовых символов исказились и были приняты как нули, то принятая последовательность символов будет иметь меньшее расстояние Хемминга от нулевого пути, чем от истинного пути. Это приведет к тому, что при декодировании по минимуму расстояния Хемминга, т. е. по максимуму правдоподобия, нулевой путь будет выбран в качестве истинного. В результате при декодировании будет сделано произвольно большое число ошибок. Таким образом, кодер порождает катастрофический сверточный код. Очевидно, кодер будет порождать катастрофический сверточный код тогда, когда на диаграмме состояний этого кодера будет замкнутый путь нулевого веса, соответствующий ненулевым кодируемым информационным символам. Для двоичных сверточных кодов со скоростью $R = 1/n$, для которых каждый сумматор имеет четное число связей, всегда будет петля с нулевым весом, соответствующая состоянию из всех единиц, т. е. ненулевым информационным символам. Следовательно, все такие кодеры будут порождать катастрофический сверточный код. В общем случае необходимое и достаточное условие катастрофичности сверточного кода состоит в том, чтобы его порождающие многочлены имели общий делитель.

Достоинством систематических сверточных кодов является то, что они не могут быть катастрофическими. Действительно, для систематического сверточного кода каждый замкнутый путь, соответствующий ненулевым кодируемым информационным символам, никогда не будет иметь нулевой вес, так как кодируемые информационные символы обязательно присутствуют на выходе в неизменном виде. Таким образом, при выборе структуры кодера сверточного кода порождающие многочлены кода (т. е. связи со сдвигающего регистра на сумматоры по модулю 2) стремятся выбрать таким образом, чтобы получить некатастрофический код с максимальным минимальным свободным расстоянием. Такие коды должны быть несистематическими, и порождающие их многочлены не должны иметь общих делителей. Для поиска структур таких кодеров широко используются ЭВМ. [3]

1.2.4. Прозрачные сверточные коды

В настоящее время при передаче цифровых данных в большинстве систем связи применяют фазовую модуляцию и когерентный прием. При двухпозиционной фазовой модуляции (ФМ-2) символ “1” передается с начальной фазой 0, при передаче символа “1” – с фазой π. Опорная несущая, необходимая для когерентного приема в демодуляторах, выделяется, как правило, из принимаемого сигнала. При этом в опорном генераторе может спорадически возникать неоднозначность фаз, что приводит к так называемой “обратной работе”, когда все символы “1” принимаются как “0”, а все символы “0” – как “1”, т. е. возникает эффект негатива. Передача ФМ сигналов в каналах с неоднозначностью требует применения специальных мер для устранения негатива. Решением этой задачи, допускающим использование кодов, исправляющих независимые ошибки в канале с фазовой неоднозначностью, является внешнее относительное кодирование. При этом кодер помехоустойчивого кода должен быть прозрачным для неоднозначности, т. е. должен обладать свойством инвариантности (прозрачности) по отношению к операции инвертирования кода. Это означает, что если значения входных символов поменялись на противоположные, то комбинированная выходная последовательность также инвертируется. В этом случае в канале с ФМ-2 инверсия канальных символов, обусловленная поворотом фазы опорной несущей на π, должна приводить к инверсии всех декодированных символов на выходе декодера.

Условия прозрачности сверточных кодов с $R = 1/2$, декодируемых по алгоритму Витерби, для двоичных кодов имеют вид

$$\sum_{S=0}^{V} G_S^{(i)} = 1,$$

где $G(X)$ – порождающий полином; ν – максимальная степень $G(X)$; i = 1;2 – номер полинома $G(X)$; Σ – знак суммирования по модулю 2.

Это выражение означает, что число единиц, в каждом порождающем многочлене (полиноме) двоичного сверточного прозрачного к инверсии кода, должно быть нечетным. При этом последовательность на выходе кодера, состоящая целиком из символов 1, порождает последовательность на выходе кодера, также целиком состоящую из символов 1. В этом случае обращение полярности всех символов на входе декодера приводит лишь к обращению полярности символов на выходе декодера. По величине АЭВК прозрачные двоичные коды не уступают в ряде случаев оптимальным кодам. Двоичные прозрачные коды используются и в каналах с многопозиционной ФМ. [3]

1.2.5. Перфорированные сверточные коды

Практическая реализация сверточных кодов со скоростями $R = k/n$ встречает затруднения, особенно в случае больших скоростей передачи данных (несколько мегабит в секунду). Упрощение алгоритма обработки может быть получено при выборе кода с $R = 1/n$ и “выкалывании” или удалении некоторых символов в выходной последовательности для получения кода с $R = k/n$. В частности, кодовые последовательности требуемого кода с $R = 2/3$ могут быть получены из последовательностей кода с $R = 1/2$ путем периодического вычеркивания (перфорации) символов. Полученный код будет иметь три символа на выходе декодера для каждых двух информационных символов, т. е. его скорость будет равна $R = 2/3$. Такие коды называются перфорированными.

Декодирование кодов, полученных перфорацией исходного кода со скоростью 1/2, можно производить декодером, рассчитанным на эту скорость. Необходимо лишь предусмотреть правильную расстановку символов перфорации. Перфорированные коды имеют почти те же характеристики, что и наилучшие известные коды, поэтому из-за своей простоты в ряде случаев они более предпочтительны. [3]

1.3. Коды Рида-Соломона

Коды Рида-Соломона позволяют исправить ошибки в блоках данных и используются в широком ряде приложений связанных с цифровой коммуникацией и хранением информации. Коды Рида-Соломона используются для исправления ошибок во многих системах, включая:

- Запоминающие устройства;
- Беспроводная или мобильная связь;
- Спутниковая связь;
- Цифровое телевидение (DVB);
- Высокоскоростные модемы (ADSL, xDSL, и т.д.)

Кодер Рида-Соломона в цифровой блок данных добавляет добавочные "избыточные" биты. Ошибки происходят в течение передачи или хранении информации по ряду причин (например, помехи или наложение, царапины на компакт-диске и т.д.) Декодер Рида-Соломона обрабатывает каждый блок данных и пытается исправить ошибки, чтоб вернуть данные в оригинальном виде. Количество и тип ошибок, которые могут быть исправлены, зависит от характеристик кода Рида-Соломона.

Коды Рида-Соломона указываются как RS(n, k) с символами, состоящими из s бит. Это означает, что кодер берёт k символов данных по s бит каждый и добавляет проверочные символы, чтобы сделать кодовое слово длиной n. Есть также проверочные символы с $n - k$ по s-бит каждый. Декодер Рида-Соломона может исправить вплоть до t символов, которые содержат ошибки в кодовом слове, где $2t = n - k$. Коды Рида-Соломона особенно хорошо исправляют ошибки в сериях битов в кодовых словах.

Алгебраические процедуры декодирования могут исправить ошибки и стирающие сигналы. Стирающий сигнал генерируется, когда позиция ошибки символа известна. Декодер может исправить вплоть до t ошибок или вплоть до $2t$ стирающих сигналов. Демодулятор снабжает «флагами» символы, которые,

вероятно, содержат ошибки. Когда принятое слово декодировано, есть три возможных результата:

1. Если $2s + r < 2t$ (s ошибок, r стирающих сигналов) тогда на выходе декодера всегда будет восстанавливаться переданное кодовое слово;

2. Декодер сигнализирует, что не может восстановить переданное кодовое слово;

3. Декодер не исправил возникшие ошибки, т.е. возвращается некорректное кодовое слово без указания на это (неисправимая ошибка).

Вероятность каждой из трех возможностей зависит от специфики кода Рида-Соломона, а также от количества и порядка расположения ошибок. Преимущество использования кодов Рида-Соломона в том, что вероятность ошибки, в декодированных данных (обычно), намного ниже, чем вероятность ошибки для системы без кодирования.

Кодирование и декодирование кодами Рида-Соломона может осуществляться программно, например, в ПЛИС, или в специальных кодеках. В кодах Рида-Соломона сообщение представляется в виде набора символов некоторого алфавита. Для описания используются поля Галуа (поля, состоящие из конечного числа элементов). Конечное поле использует такие же операции, как и в арифметике, которые оказывают влияние на элементы поля и образуют результат. Для кодера и декодера Рида-Соломона необходимо выполнять эти же арифметические операции. Эти операции требуют специального оборудования или программного обеспечения. Кодовое слово кода Рида-Соломона формируется с помощью специального многочлена. Все допустимые кодовые слова делятся на порождающий полином. Общий вид генератора многочлена:

$$g(x) = \left(x - \alpha^{i}\right)\left(x - \alpha^{i+1}\right) \dots \left(x - \alpha^{i+2t}\right)$$

и кодовое слово построено с помощью:

$$c(x) = g(x).i(x)$$

где $g(x)$ является генератором многочлена, $i(x)$ - информационным блоком, $c(x)$ является действительным кодовым словом и называется примитивным элементом поля. [4]

1.4. Турбо-коды.

Турбо-код — параллельный каскадный блоковый систематический код, состоящий из каскада параллельно соединенных систематических кодов. Эти составляющие называются компонентными кодами. В качестве компонентных кодов могут использоваться сверточные коды, коды Хемминга, Рида-Соломона, БЧХ и другие. Наилучшие практические результаты достигаются при использовании турбо-кодов на основе кодов Хемминга или кодов БЧХ.

Турбо-коды были разработаны в 1993 году и являются классом высокоэффективных помехоустойчивых кодов с коррекцией ошибок; используются в электротехнике и цифровой связи, а также нашли своё применение в спутниковой связи и в других областях, в которых идет поиск способов достижения максимальной скорости передачи данных по каналу связи с шумами в ограниченной полосе частот.

Среди всех практически используемых современных методов коррекции ошибок турбо-коды наиболее близко подходят к границе Шеннона – теоретическому пределу максимальной пропускной способности зашумленного канала. Другие их преимущества состоят в том, что турбо-коды позволяют увеличить скорость передачи информации, не требуя увеличения мощности передатчика, или они могут быть использованы для уменьшения требуемой мощности при передаче с заданной скоростью. Важным преимуществом турбо-кодов является независимость сложности декодирования от длины информационного блока, что позволяет снизить вероятность ошибки декодирования путём увеличения его длины.

Из недостатков основным является относительно высокая сложность декодирования и большая задержка, которые делают их неудобными для некоторых применений. Но, например, для использования в спутниковых каналах этот недостаток не является определяющим, так как длина канала связи сама по себе вносит задержку, вызванную конечностью скорости света. Ещё один важный недостаток турбо-кодов — сравнительно небольшое кодовое расстояние. Это приводит к тому, что, хотя при большой входной вероятности ошибки эффективность турбо-кода высока, при малой входной вероятности ошибки эффективность турбо-кода крайне ограничена. Поэтому в хороших каналах для дальнейшего уменьшения вероятности ошибки применяют не турбо-коды, а LDPC-коды.

Основным принципом турбо-кодирования является использование двух параллельно работающих элементарных кодеров. При этом информационный блок кодируется дважды, причем второй раз — после предварительного случайного перемежения. При декодировании кодированный блок можно "расщепить" на два кодовых блока. Это обстоятельство позволяет использовать два декодера, каждый из которых производит декодирование своего кодового блока. Декодированная информация с выхода первого (второго) декодера используется в качестве априорной информации для второго (первого) декодера с целью уточнения результата декодирования. Подобную операцию можно производить многократно. В этом состоит принцип турбо- или итеративного декодирования.

Вычислительная сложность турбо-декодера в расчете на один информационный бит не зависит от длины информационного блока и сравнима со сложностью декодера Витерби для сверточного кода.

Эффективность турбо-кодов можно повысить с помощью перемежения. В перемежителях по псевдослучайному закону происходит перемешивание поступающих бит. В турбо-кодах используется перемежение отдельных битов, которое подобно случайным перестановкам. Причём впоследствии, при

операциях декодирования этот закон перемежения будет известен. Полученные последовательности поступают на входы кодеров.

Задача перемежителя — преобразовать входную последовательность так, чтобы комбинации бит X_0, соответствующие кодовым словам с низким весом (**весом** называется число ненулевых бит кодового слова) на выходе первого кодера, были преобразованы в комбинации, дающие кодовые слова с высоким весом на выходах остальных кодеров. Таким образом кодеры получают на выходе кодовые слова с различными весами. При кодировании формируются кодовые слова так, чтобы получалось максимально возможное среднее расстояние между ними (расстоянием между двумя кодовыми словами называется число бит, в которых они различаются). Из-за того что кодовые блоки формируются из почти независимых частей, на выходе турбо-кодера среднее расстояние между кодовыми словами больше, чем минимальное расстояние для каждого компонентного кодера, а следовательно растёт эффективность кодирования. [5]

1.5. LDPC-коды.

Коды с малой плотностью, обладая плохим минимальным расстоянием, тем не менее, обеспечивают высокую степень исправления ошибок при весьма малой сложности их декодирования. Было показано, что с ростом длины некоторые LDPC-коды могут превосходить турбо-коды и приближаться к пропускной способности канала с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ). Вместе с тем многие предложенные конструкции LDPC-кодов являются циклическими или квазициклическими, что позволяет производить не только быстрое декодирование, но и эффективные процедуры кодирования.

Первоначально построение недвоичных LDPC кодов осуществлялось путем замены ненулевых элементов в проверочной матрице двоичных LDPC-кодов на случайные элементы конечного поля. Позднее были предложены методы алгебраического построения квазициклических недвоичных LDPC-кодов.

LDPC-коды становятся востребованными в системах передачи информации, требующих максимальной скорости передачи при ограниченной полосе частот. Основным конкурентом LDPC-кодов на данный момент являются турбо-коды, которые нашли применение в системах спутниковой связи, ряде стандартов цифрового телевидения и мобильных системах связи третьего поколения. Однако LDPC-коды по сравнению с турбо-кодами имеют ряд преимуществ.

1) LDPC-коды обгоняют турбо-коды по скорости декодирования.
2) LDPC-коды более предпочтительны в каналах с меньшими вероятностями ошибок. С развитием методов передачи информации каналы передачи улучшаются, что дает хорошую перспективу для развития LDPC-кодов.

Применение методов итеративного декодирования к данным кодам позволяет практически вплотную приблизиться к пропускной способности канала при относительно небольшой сложности реализации. В связи с этим во многих новых стандартах передачи различного рода данных (DVB-S2, 802.11n, 802.16e) именно LDPC- коды рекомендованы для исправления ошибок.

LDPC-коды в современных системах передачи информации занимают нишу, аналогичную турбо-кодам. Оба эти класса кодов используются в системах, где требуются повышенные скорости передачи данных при ограниченной полосе пропускания канала. К числу таких систем можно отнести, например, спутниковую связь, цифровое телевидение (в том числе высокой четкости), а также каналы передачи в электронно-вычислительных машинах и их сетях. LDPC-кодеры могут обеспечивать поистине колоссальную скорость передачи данных (до 40 Гб/с), что обусловлено простотой их реализации. Наиболее быстрыми декодерами разумно было бы считать многопороговые декодеры (МПД), декодирующие по одноименному алгоритму. В МПД могут легко декодироваться длинные коды, в широком диапазоне кодовых скоростей при использовании как жесткого, так и мягкого модемов. При этом МПД выполняет только простейшие операции сложения и сравнения небольших целых чисел, что обуславливает его крайнюю простоту при всех вариантах программной или

аппаратной реализации. Например, МПД может быть реализован с использованием линейных сдвиговых регистров – самых быстрых аппаратных элементов. [6]

2. Модели системы радиосвязи

2.1. Описание функциональной схемы модели системы радиосвязи

Рассмотрим обобщенную систему связи. Функциональная схема такой системы приведена на рис.2.1.1.

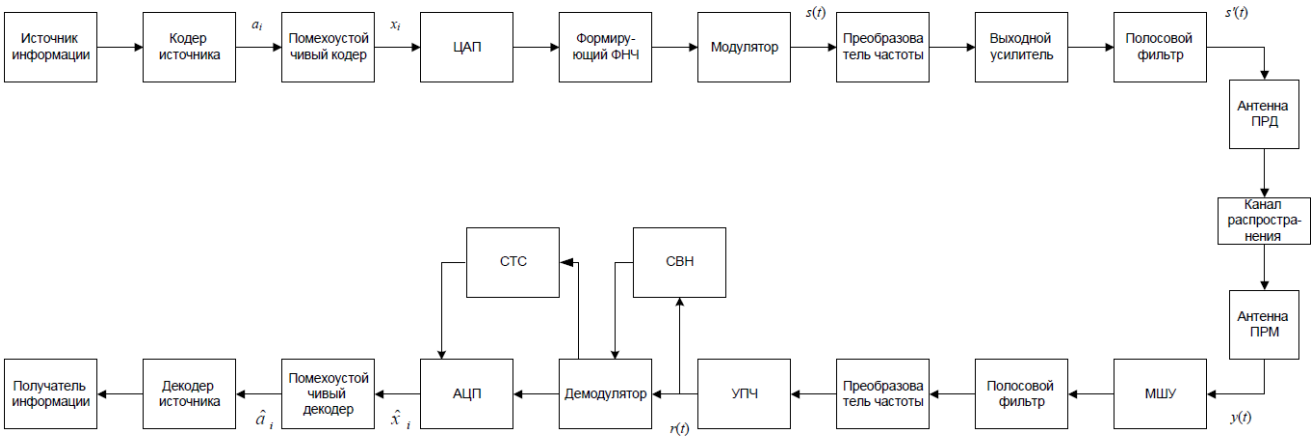

Рис.2.1.1. Обобщенная функциональная схема системы связи

Система состоит из двух частей – аналоговой и цифровой. Цифровая часть системы включает в себя кодер/декодер источника, помехоустойчивого кодера/декодера, ЦАП и АЦП. Аналоговая часть включает в себя формирующий ФНЧ, модулятор, каскад выходного преобразования частоты, антенну передатчика, канал распространения, антенну приемника, каскад входного преобразования частоты и демодулятор. Мы пренебрегаем возникновением шумов в цифровой части системы связи и считаем, что все мешающие воздействия возникают в аналоговой части системы.

Для моделирования и проведения экспериментов эту модель необходимо упростить:

1) При работе в линейном режиме каскады преобразования частоты являются квазилинейными устройствами и практически не вносят дополнительных искажений в сигнал.

2) Кодер/декодер источника, АЦП и ЦАП находится в цифровой части системы и не вносит искажений в сигнал.

Таким образом, схема системы передачи данных по каналу может быть изображена в упрощенном виде.

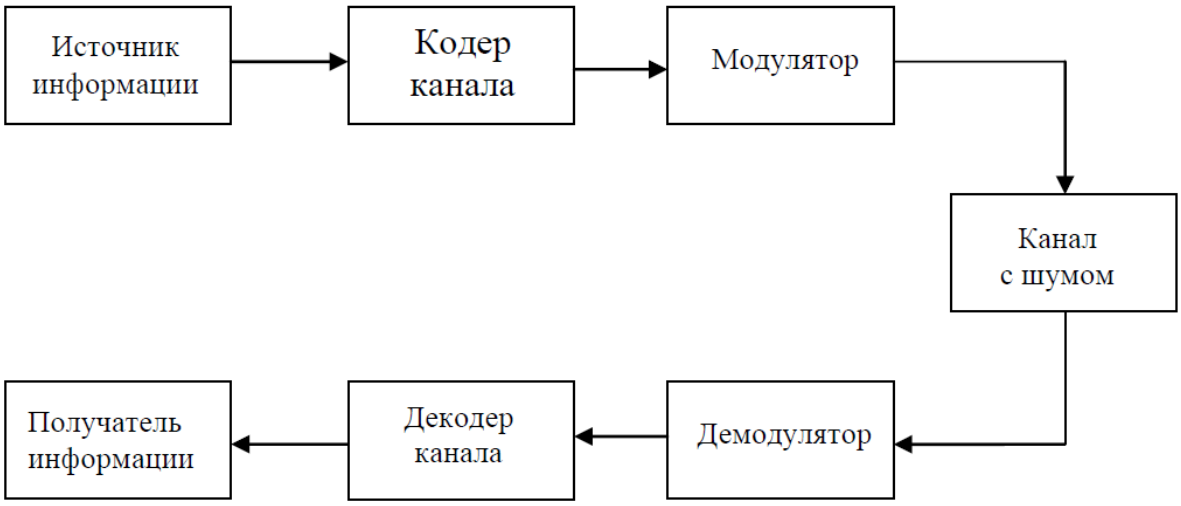

Рис.2.1.2. Упрощенная функциональная схема системы связи

Сигнал формируется в источнике информации, поступает на вход кодера канала, где происходит кодирование с целью улучшения качества передачи сигнала путем повышения помехоустойчивости системы связи. Далее кодированный сигнал модулируется, проходит через канал с шумом, где происходят некоторые искажения сигнала, после чего демодулируется и попадает на декодер, в котором осуществляется восстановление сообщения.

В данной работе рассмотрена модель дискретного канала. На входе и выходе такого канала сигналы являются дискретными по уровню. В общем случае эта модель включает в себя набор множества возможных сигналов на его входе и выходе, а также набор значений условных вероятностей появления определенного выходного сигнала, при заданном входном.

Наиболее простой является модель двоичного симметричного канала (ДСК), которая соответствует использованию двоичного сигнала. Эта модель будет использована для построения модели всей системы радиосвязи и проведения экспериментов.

2.2. Математическая модель изучаемой системы передачи

Функциональная схема модели системы передачи информации изображена на рис.2.2.1. В соответствии с заданием на работу в модель включены основные элементы системы: кодек канала, двоичный симметричный канал.

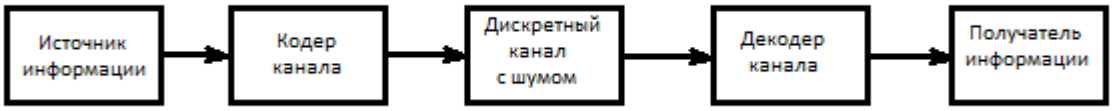

Рис. 2.2.1. Функциональна схема модели системы передачи информации

Вся аналоговая часть ранее приведенной схемы системы радиосвязи (модулятор, канал с шумом, демодулятор) относится к дискретному каналу с шумом. Таким образом, сигнал с источника информации попадает на кодер канала. На выходе кодера формируется последовательность двоичных символов 0 и 1. Этот двоичный сигнал $m(t)$ поступает в дискретный канал с шумом, а на декодер с выхода канала поступает другой сигнал $m_{\text{д}}(t)$, в общем случае отличный от $m(t)$. Различие этих двух сигналов вызвано искажением сигнала в дискретном канале связи с шумом.

Рассматриваемый канал имеет на входе символы **U** = {0,1}, на выходе символы **Z** = {0,1}. Также характеристикой этого канала является набор условных вероятностей возможных выходных символов от возможных входных:

$$\{P(z_i/x_j)\};\ \ i,j=\overline{1,2}\,. \qquad (1)$$

Если канальный шум и помехи вызывают в канале статистически независимые ошибки при демодуляции двоичной последовательности со средней вероятностью ошибки p, то условные вероятности определяются следующим образом:

$$P(z=0/x=1)=P(z=1/x=0)=p \qquad (2)$$

$$P(z=0/x=0)=P(z=1/x=1)=1-p \qquad (3)$$

где, например, в случае передачи данных сигналами ФМ2 средняя вероятность ошибки определяется по формуле:

$$p=Q\left(\sqrt{\frac{2E_{\text{дв}}}{N_0}}\right) \qquad (4)$$

где

$$Q(x)=\frac{1}{\sqrt{2\pi}}\int_x^{\infty}e^{-z^2/2}\,dz,\quad x\geq 0, \qquad (5)$$

$Q(x)$ – дополнительный интеграл вероятности,

$q^2 = \frac{E_{\text{дв}}}{N_0}$ - отношение энергии двоичного сигнала к односторонней спектральной плотности шума на входе приемника.

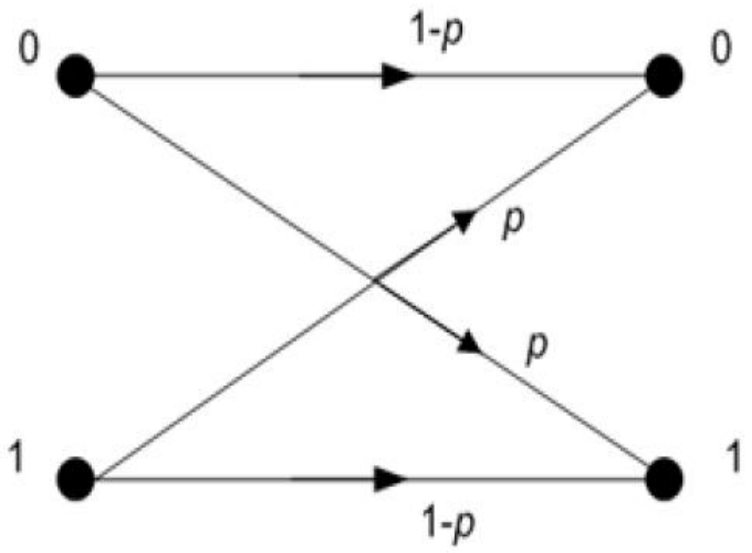

Рис.2.2.2. Модель ДСК

Далее рассмотрим способ задания вероятности ошибки в канале.

Пусть случайная величина X имеет равномерный закон распределения. Тогда вероятность того, что случайное число окажется меньше порогового значения, вычисляется по следующей формуле:

$$p = \frac{U - MIN\{X\}}{MAX\{X\} - MIN\{X\}},$$

где $MAX\{X\}$ – верхняя граница области возможных значений случайной величины X, $MIN\{X\}$ – нижняя граница области возможных значений случайной величины X, а U – пороговое значение. В работе примем нижнюю границу области возможных значений случайной величины X равной «0». Таким образом, изменяя порог U, можно варьировать эту вероятность. При достаточно большом числе опытов эта величина достаточно близка к значению вероятности ошибки в канале.

2.3. Цифровая модель ДСК

Цифровая модель ДСК в среде System View представлена на рис. 2.3.1.

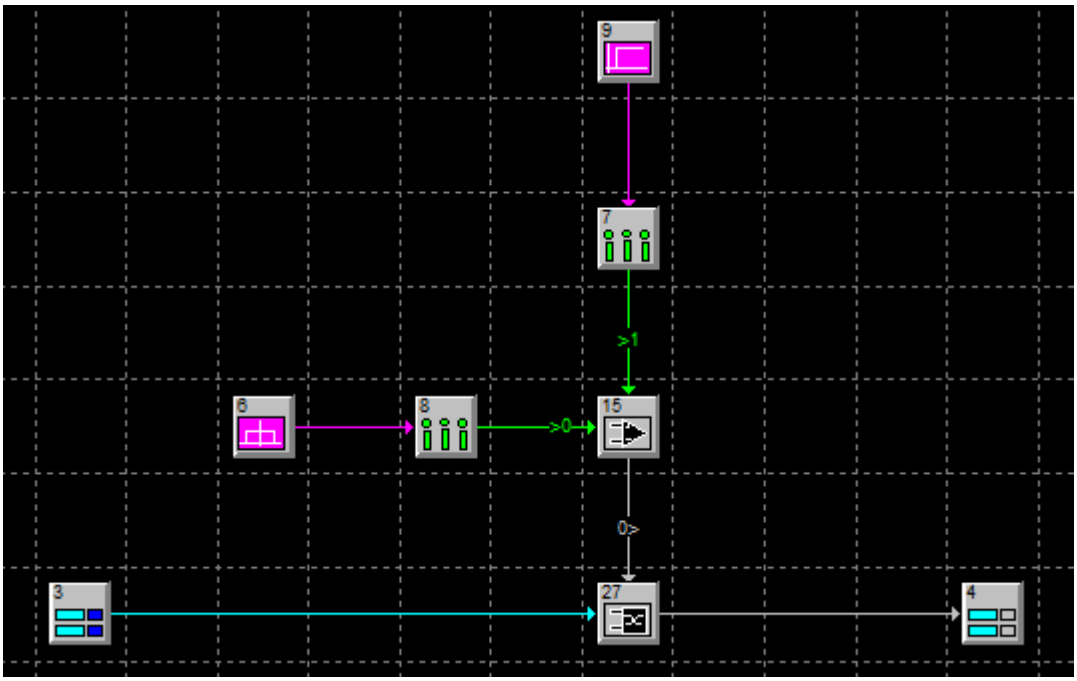

Рис.2.3.1. Цифровая модель ДСК

Генератор случайных значений подает сигнал, который сравнивается с некоторым наперед заданным пороговым уровнем, который формируется генератором δ-импульсов. Если сигнал случайное значение оказывается меньше порогового, то бит, проходящий через логический элемент, моделирующий канал связи, инвертируется; в противном случае бит не изменяется.

Роль канала выполняет элемент 27. С элемента 15 на него поступает информационный сигнал, который сообщает о необходимости инверсии бита, проходящего через элемент 27 в данный момент. Элемент 15 осуществляет сравнение амплитуды сигнала с генератора случайных значений и постоянного порогового напряжения с генератора δ-импульсов. Для того, чтобы частота проверки необходимости инверсии была равна частоте следования битов через канал (скорости кодирования, т.к. входная частота – 1 Гц), сигналы с генераторов проходят через дециматоры, которые превращают непрерывные сигналы в дискретные отсчеты с заданной частотой. Таким образом, формируется модель ДСК, которая используется при построении модели системы радиосвязи.

2.4. Цифровая модель системы связи

Цифровая модель исследуемой системы связи приведена (рис.2.2.1.) на рис. 2.4.1. в виде блок-схемы System View.

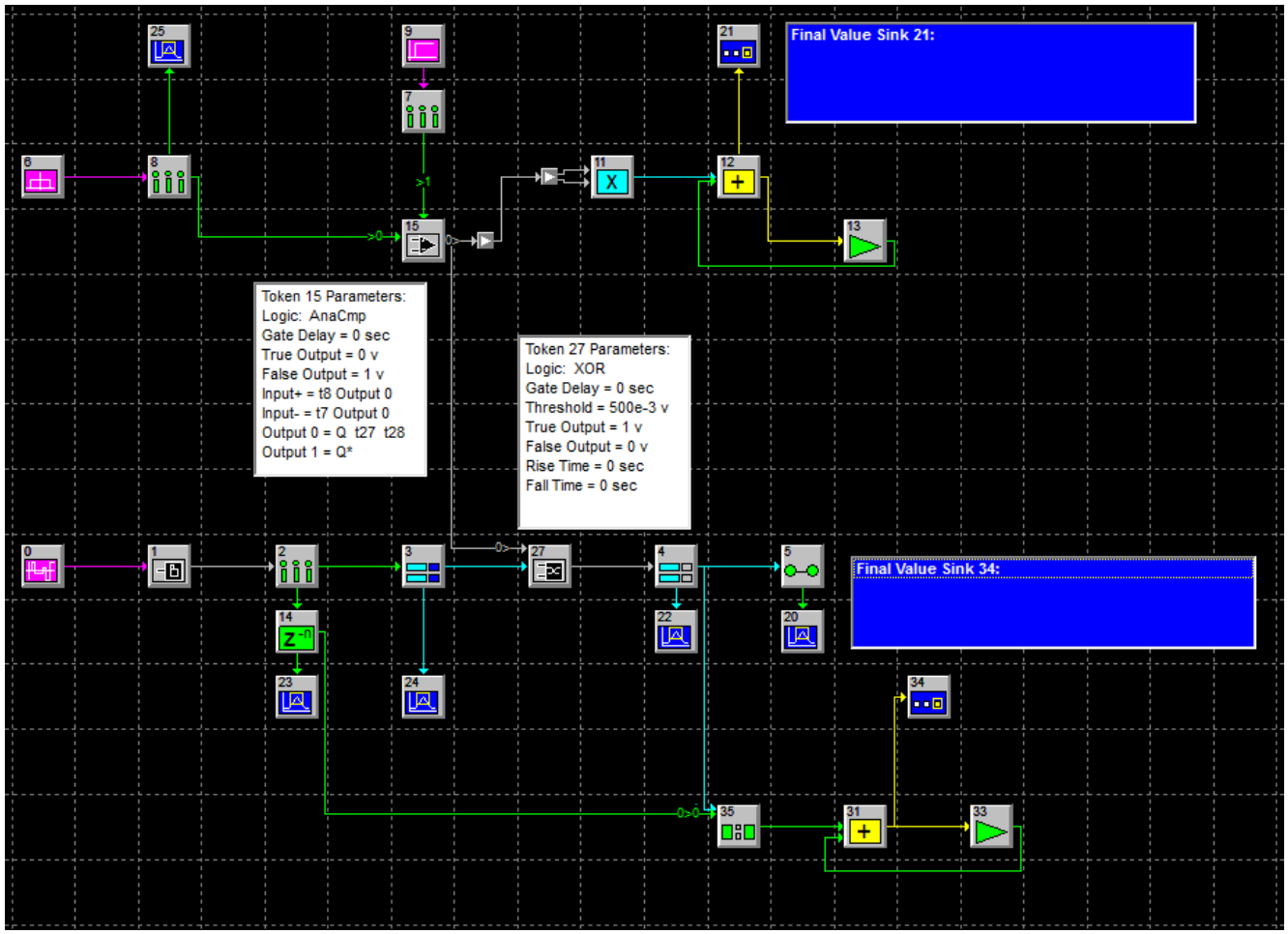

Рис.2.4.1. Цифровая модель исследуемой системы связи

Частота моделирования равна 50 Гц, число отсчетов 32768. Параметры элементов для схемы на рис.2.3.1. приведены в Приложении 1, табл. П1.

Приведем описание модели в соответствии с рис. 2.3.1. Двоичный сигнал от источника 0 согласуется со входом кодера по уровням (элемент 1) и по скорости (один отсчет на бит – элемент 2) и подается на кодер 3. Кодовая последовательность $m(t)$ на выходе кодера имеет скорость $R = n/k$. Эта кодовая последовательность поступает на модель ДСК (элемент 27), на выходе которого формируется искаженная кодовая последовательность $m_\partial(t)$. Кодовые биты $m_\partial(t)$ подаются на декодер 4, в котором производится декодирование с исправлением ошибок. На выходе декодера формируется информационная двоичная последовательность. Следующий блок (элемент 5) используется для

придания информационной последовательности определенного вида: формируются импульсы с прямоугольной огибающей.

Модель ДСК справедлива только при большой длине реализации случайного процесса на скорости кодирования. Частота моделирования выбрана равной 50 Гц. Датчик случайных чисел (элемент 6) вырабатывает случайные числа со скоростью 50 чисел в секунду, а в схему их необходимо подавать со скоростью n/k чисел в секунду. Коэффициент прореживания составляет $50 \cdot k/n$.

Блок 15 работает по алгоритму

if ($t8 < t7$) then $t15 = 1$ else $t15 = 0$;

где t8 – случайное число из диапазона (0 … b), поступает от датчика 6 через дециматор 8;

t7 – значение порога, поступает от генератора δ-импульса через дециматор 7;

t15 – бит, информирующий об искажении кодового бита в канале.

Часть схемы, состоящая из элементов 11, 12, 13, 21, 28, 29, используется для подсчета ошибок в модели канала. Элемент 11 формирует Элементы 12 и 13 реализуют накопительный сумматор, элемент 21 служит для вывода значения в сумматоре.

Часть схемы, состоящая из элементов 31 ,33 ,34 ,35, используется для подсчета ошибок в модели канала с учетом ошибок исправленных с помощью канального кодера/декодера. Компаратор 35 работает по алгоритму

if (t4 = t14) then (t35 = 0) else (t35 = 1);

где t4 – бит с выхода декодера;

t14 – информационный бит с учетом задержки (элемент 14);

t35 – бит, информирующий о разности значений со входов;

Элементы 31, 33 реализуют накопительный сумматор, элемент 34 служит для вывода значения в сумматоре.

Элементы 20, 22, 23, 24, 25 используются для просмотра эпюр напряжений на элементах 5, 4, 14, 3 и 8 соответственно и не имеют никакого иного значения.

3. Анализ результатов моделирования

3.1. Тестирование цифровой модели ДСК

Тестирование модели проводится с целью определения, правильно ли работают части модели. Для этого необходимо снять зависимость оценки вероятности ошибки в канале от самой величины вероятности ошибки в канале. Вероятность ошибки в канале задается напряжением на элементе 9 и представляет собой отношение величины напряжения на элементе 9 к максимальному значению напряжения на элементе 6. Максимальное значение выбирается достаточно большим для увеличения точности эксперимента. В работе используется значение $b = 10^6$.

Оценка вероятности ошибки в канале снимается с помощью счетчика, построенного на элементах 12, 13, 21. Элемент 12 представляет собой сумматор, элемент 13 выполняет функцию умножения на единицу и является буфером между выходом и входом сумматора. Число ошибок в канале равно значению на выходе сумматора 12. Наблюдение за этим значением осуществляется при помощи элемента 21. В качестве значения оценки используется среднее арифметическое результатов десяти опытов.

Скорость передачи данных в канале (между выходом кодера и входом декодера)

$$N = \frac{127}{92} = 1.38\ {}^{бит}/_{c}$$

Задержка в канале (на выходе кодера) Δt=92 с.

Тогда суммарное число битов, прошедших через канал, равно

$N_{\Sigma} = (t - \Delta t) \cdot N = 777$ бит.

Тогда оценка вероятности ошибки равна числу ошибочных битов (значение на выходе сумматора 12), отнесенному к суммарному числу битов, прошедших через канал.

Результаты экспериментов представлены в Приложении 2, табл. П2.

На рис. 3.1.1 приведен график зависимости $\widehat{p_{ош}}$ от $p_{ош}$. График построен в логарифмическом масштабе.

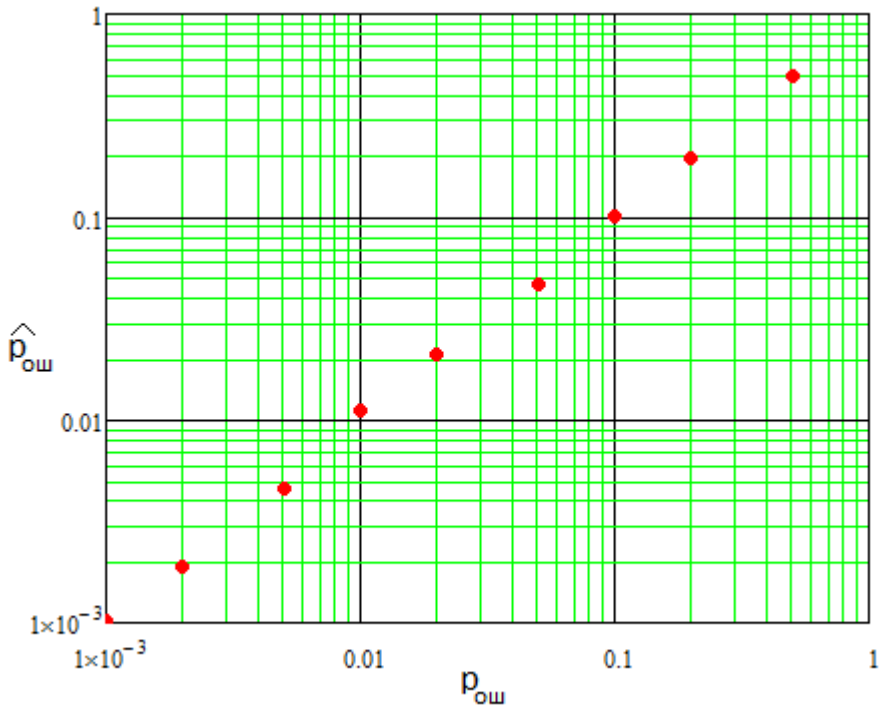

Рис.3.1.1. Зависимость $\widehat{p_{ош}}$ от $p_{ош}$

Из графика видно, что значения $\widehat{p_{ош}}$ очень близки к значениям $p_{ош}$ для всего диапазона значений, то есть мы можем использовать показания счетчика для расчета $p_{ош}$ в канале.

3.2. Исследование зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от вероятности ошибки в канале

Для подсчета ошибок на выходе декодера используется счетчик, состоящий из элементов 14, 31, 33, 34, 35. Элемент 14 реализует задержку на 184 с – столько же составляет суммарная задержка кодера и декодера. Компаратор 35 сравнивает значения с элемента 14 и выхода декодера, при совпадении значений на выход компаратора поступает «0», при несовпадении – «1». Накопительный сумматор, состоящий из элементов 31 и 33, осуществляет подсчет несовпадений. Элемент 34 дает возможность проверить значение на выходе сумматора 31.

Зависимости снимаются для различных кодеров/декодеров. При этом необходимо учитывать, что для различных кодеров/декодеров величина скорости кодирования различная. По этой причине необходимо перед каждым

экспериментом корректировать значение Max Rate для элементов 7,8, а также значение задержки элемента 14.

Для кода БЧХ (127, 92, 5) Max Rate = $\frac{127}{92} = 1.38$. Задержка элемента 14 устанавливается 184 с. Результаты эксперимента представлены в Приложении 3, табл. П3.

Для кода БЧХ (31, 26, 1) Max Rate = $\frac{31}{26} = 1.19$. Задержка элемента 14 устанавливается 52 с. Результаты эксперимента представлены в Приложении 4, табл. П4.

Для кода БЧХ (15, 11, 1) Max Rate = $\frac{15}{11} = 1.36$. Задержка элемента 14 устанавливается 22 с. Результаты эксперимента представлены в Приложении 5, табл. П5.

На рисунке 3.2.1 отображены зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от вероятности ошибки в канале для кодов БЧХ (127, 92, 5); БЧХ (31,26,1); БЧХ (15, 11, 1).

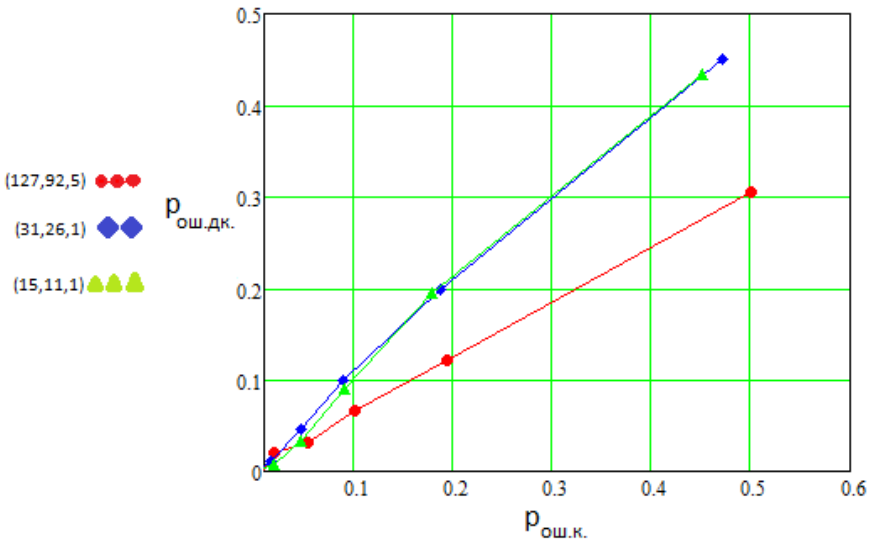

Рис.3.2.1. Зависимость $p_{ош.дк.}$ от $p_{ош.к.}$

Из графика видно, что для кодов БЧХ (31, 26, 1) и БЧХ (15, 11, 1) графики зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от вероятности ошибки в канале практически совпадают, а график этой зависимости для кода БЧХ (127, 92, 5) проходит ниже. При этом скорости кодирования для кодов БЧХ (127, 92, 5) и БЧХ (15, 11 ,1) практически совпадают, а скорость кодирования для кода БЧХ (31,

26, 1) несколько меньше. Таким образом, можно сделать вывод, что вероятность ошибки на выходе декодера не зависит от скорости кодирования, а зависит только от исправляющей способности кодера/декодера.

На рис. 3.2.2. изображена зависимость вероятности ошибки на выходе декодера от вероятности ошибки в канале в логарифмическом масштабе по оси ординат.

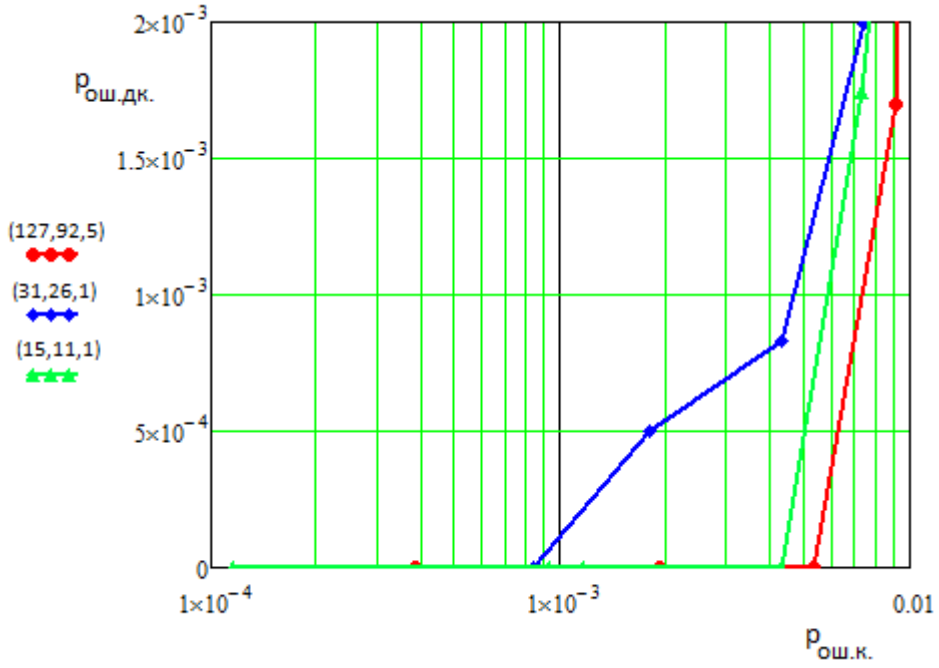

Рис. 3.2.2. Зависимость $p_{ош.дк.}$ от $p_{ош.к.}$ в логарифмическом масштабе

Из этого графика видно, что исследуемая зависимость имеет пороговый характер, то есть вероятность ошибки на выходе декодера начинает возрастать после характерного порогового значения вероятности ошибки в канале.

3.3. Исследование зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от отношения сигнал/шум

Вероятность ошибки в двоичном симметричном канале может быть найдена по формуле (4). При наличии зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от вероятности ошибки в канале можно построить зависимость вероятности ошибки на выходе декодера от отношения сигнал/шум для разных

кодов. Вычисления отношения сигнал/шум по известному значению вероятности ошибки в канале выполнены в вычислительном пакете MathCad 14.0.

$$p_b = Q\left(\sqrt{\frac{2E_b}{N_0}}\right) = Q\left(\sqrt{2 \cdot x}\right),$$

Где $Q = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{\sqrt{2 \cdot x}}^{\infty} exp\left(\frac{-u^2}{2}\right) du.$

Для расчетов использована функция:

Given

$$p_b = \frac{1}{\sqrt{2 \cdot \pi}} \cdot \int_{\sqrt{x \cdot 2}}^{\infty} \exp\left(\frac{-u^2}{2}\right) du$$

Find(x)→

Результаты расчетов представлены в Приложении 6, табл. П6.

На Рис.3.3.1 отображены зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от отношения сигнал/шум.

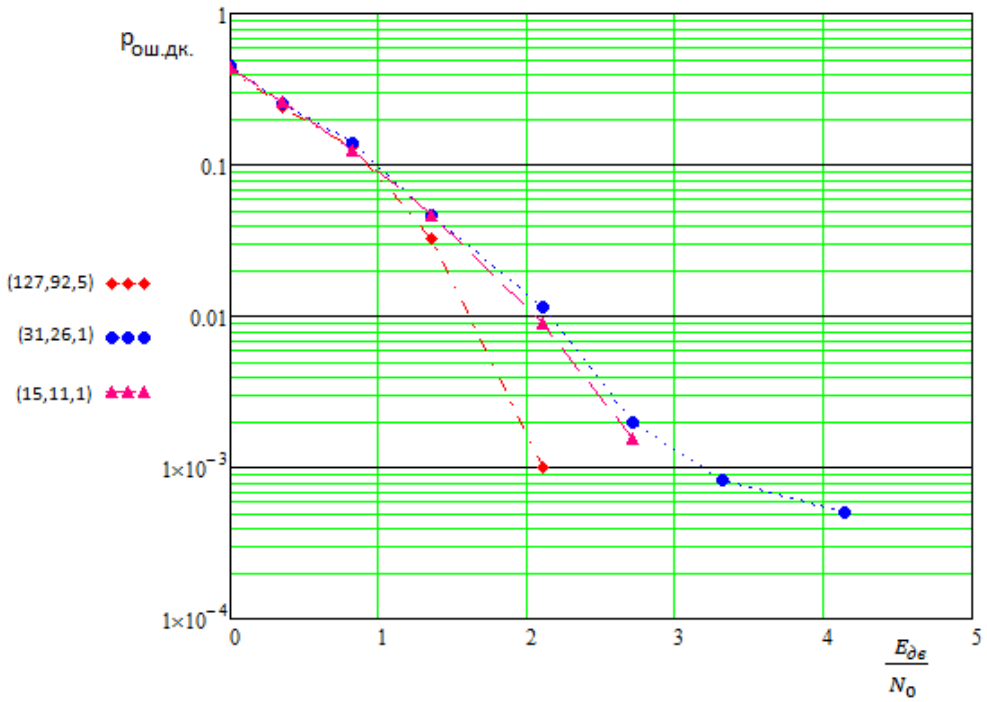

Рис. 3.3.1. Зависимость $p_{ош.дк.}$ от $E_{дв}/N_0$

Из графика видно, что:

1) При заданном отношении сигнал/шум с увеличением исправляющей способности кода уменьшается вероятность ошибки на выходе декодера;

2) При заданной величине вероятности ошибки на выходе декодера с увеличением исправляющей способности кода уменьшается требуемое отношение сигнал/шум.

Заключение.

На сегодняшний день в мире наблюдается неуклонный рост количества разнообразной аппаратуры для передачи данных на расстоянии. По этой причине увеличивается количество информации, передаваемой единовременно, и, как следствие, наблюдается увеличение всевозможных помех для систем передачи информации. Таким образом, повышается вероятность ошибочного приема информации

В данной работе был рассмотрен один из способов повышения достоверности приема – использование помехоустойчивого кодирования. Этот способ широко используется в современных системах связи, а также наблюдаются тенденции его дальнейшего развития.

В первой главе рассмотрена классификация современных методов кодирования. Также подробно описаны достоинства, недостатки и области применения для современных кодов, таких как сверточные коды, коды Рида-Соломона, турбо-коды и LDPC-коды.

Во второй главе описана математическая модель ДСК с шумом на основе обобщенной функциональной схемы системы радиосвязи; также составлена цифровая модель данного канала и цифровая модель всей системы связи в среде System View.

В третьей главе представлены результаты моделирования:

1) Проведено тестирование модели ДСК с целью проверки возможности использования в дальнейших экспериментах. По результатам был сделан вывод, что вероятность ошибки в канале с высокой точностью соответствует заданной (см. рис. 3.1.1), следовательно, данная модель подходить для проведения необходимых экспериментов.

2) Проведено исследование зависимости вероятности ошибки на выходе декодера от вероятности ошибки в канале для трех кодов: БЧХ (127, 92, 5), БЧХ (31, 26, 1) и БЧХ (15, 11, 1). Результаты моделирования сведены в табл. П3

(Приложение 3), табл. П4 (Приложение 4), табл. П5 (Приложение 5), и отражены на графике (рис. 3.2.1). Сделан вывод о том, что при одинаковой вероятности ошибки в канале вероятность ошибки на выходе декодера уменьшается с ростом исправляющей способности кода.

3) Исследована зависимость вероятности ошибки на выходе декодера от отношения сигнал/шум в канале. Результаты моделирования представлены в табл. П6 (Приложение 6) и отражены на графике (рис. 3.3.1). Сделаны выводы о том что:

- При заданном отношении сигнал/шум с увеличением исправляющей способности кода уменьшается вероятность ошибки на выходе декодера;

- При заданной величине вероятности ошибки на выходе декодера с увеличением исправляющей способности кода уменьшается требуемое отношение сигнал/шум.

Список использованной литературы:

1) Скляр Б. «Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение». Изд. 2-е, испр. ; Пер. с англ. – М. ; Издательский дом «Вильямс», 2003.

2) TM Synchronization and Channel Coding, Recommendation for Space Data System Standards CCSDS 131.0-B-1, Issue 1, Blue Book, Consultative Committee for Space Data Systems, September, 2003., s.6.

3) Никитин Г.И. Сверточные коды. Учеб. пособие. — СПб.: Издательство СПбГУАП, 2001.

4) http://www.masters.donntu.edu.ua/2010/fknt/yuriev/library/translate.html

5) http://omoled.ru/publications/view/7

6) http://omoled.ru/publications/view/12

Приложение 1

Таблица П1

Параметры элементов схемы (рис. 2.4.1)

№ элемента на рис. 2.5.1.	Название библиотеки	Название группы	Название элемента	Параметры
0	Source Library	Noise / PN	PN Seq	Amplitude = 1 v Offset = 0 v Rate = 1 Hz Levels = 2 Phase = 0 deg
1	Logic Library	Gates / Buffers	Buffer	Gate Delay = 0 sec Threshold = 500e-3 v True Output = 1 v False Output = 0 v Rise Time = 0 sec Fall Time = 0 sec
2	Operator Library	Sample / Hold	Sampler Interpolating	Rate = 1 Hz Aperture = 0 sec Aperture Jitter = 0 sec
3	Comm Library	Encode / Decode	Blk Coder	BCH Code Length n = 15 Info Bits k = 11 Correct t = 1 Threshold = 500e-3 v Offset = 0 sec
4	Comm Library	Encode / Decode	Blk dCoder	BCH Code Length n = 15 Info Bits k = 11 Correct t = 1 Threshold = 500e-3 v Offset = 0 sec
5	Operator Library	Sample / Hold	Hold	Last Value Gain = 1 Out Rate = 50 Hz
6	Source Library	Noise / PN	Unit Noise	Min = 0 v Max = 1e+6 v
7, 8	Operator Library	Sample / Hold	Sampler	Non-Interp Right

				Rate = 1.3636363636 Hz Aperture = 0 sec Aperture Jitter = 0 sec
9	Source Library	Aperiodic	Step Fct	Amplitude = 500e+3 v Start = 92 sec Offset = 0 v
11	-	-	Multiplier	Non Parametric Inputs from 15 Outputs to 12
12, 31	-	-	Adder	Non parametric
13	Operator Library	Gain / Scale	Gain	Gain = 1 Gain Units = Linear Max Rate = 1.363636 Hz
14	Operator Library	Delay	Smpl Delay	Delay = 22 samples = 22 sec Attribute = Passive Initial Condition = 0 v Fill Last Register Output 0 = Delay t23 t35 Output 1 = Delay – dT Max Rate (Port 0) = 1 Hz
15	Logic Library	Mixed Signal	AnaCmp	Gate Delay = 0 sec True Output = 0 v False Output = 1 v Input+ = t8 Output 0 Input- = t7 Output 0 Output 0 = Q t27 t28 Output 1 = Q* Max Rate (Port 0) = 1.36363636 Hz
20, 22, 23, 24, 25	Sink Library	Analysis	Analysis	Max Input Rate = 1.36363636 Hz
21, 34	Sink Library	Numeric	Final Value	Max Input Rate = 1.36363636 Hz
27	Sink Library	Gates / Buffers	XOR	Gate Delay = 0 sec Threshold = 500e-3 v True Output = 1 v

				False Output = 0 v Rise Time = 0 sec Fall Time = 0 sec Max Rate = 1.36363636 Hz
28, 29	Router Library		Passive	Input from 15 Output to 11 I/O Direction = Right
35	Operator Library	Logic	Compare	Comparison = ‘!=’ True Output = 1 v False Output = 0 v A Input = t14 Output 0 B Input = t4 Output 0 Max Rate = 1 Hz

Приложение 2

Таблица П2

Результаты тестирования модели канала

U_9	$p_{\text{ош}=\frac{U_9}{b}}$	$n_{\text{ош}}$	N_Σ	$\widehat{p_{ош}} = \frac{n_{ош}}{N_\Sigma}$
10^3	10^{-3}	8	7777	$1.03 \cdot 10^{-3}$
$2 \cdot 10^3$	$2 \cdot 10^{-3}$	15	7777	$1.9 \cdot 10^{-3}$
$5 \cdot 10^3$	$5 \cdot 10^{-3}$	27	7777	$4.9 \cdot 10^{-3}$
10^4	10^{-2}	84	7777	$1.05 \cdot 10^{-2}$
$2 \cdot 10^4$	$2 \cdot 10^{-2}$	167	7777	$2.1 \cdot 10^{-2}$
$5 \cdot 10^3$	$5 \cdot 10^{-3}$	368	7777	$4.7 \cdot 10^{-2}$
10^5	10^{-1}	784	7777	$1.01 \cdot 10^{-1}$
$2 \cdot 10^5$	$2 \cdot 10^{-1}$	1523	7777	$1.96 \cdot 10^{-1}$
$5 \cdot 10^3$	$5 \cdot 10^{-3}$	3881	7777	$4.99 \cdot 10^{-1}$

Приложение 3

Таблица П4

Результаты эксперимента по определению зависимости $p_{\text{ош.дк.}}$ от $p_{\text{ош.к.}}$ для кодека БЧХ (127, 92, 5)

$p_{ош}$	$m_{\text{ош}}$	M_{Σ}	$p_{ош.дк.} = \frac{m_{ош}}{M_{\Sigma}}$
$3.86 \cdot 10^{-4}$	0	7777	0
$1.92 \cdot 10^{-3}$	0	7777	0
$5.28 \cdot 10^{-3}$	0	7777	0
$9.14 \cdot 10^{-3}$	0	7777	0
$1.93 \cdot 10^{-2}$	16	7777	$3.41 \cdot 10^{-3}$
$5.43 \cdot 10^{-2}$	249	7777	$5.29 \cdot 10^{-2}$
$1.01 \cdot 10^{-1}$	270	7777	$1.08 \cdot 10^{-1}$
$1.95 \cdot 10^{-1}$	937	7777	$1.99 \cdot 10^{-1}$
$5.01 \cdot 10^{-1}$	2371	7777	$5.04 \cdot 10^{-1}$

Приложение 4

Таблица П4

Результаты эксперимента по определению зависимости $p_{\text{ош.дк.}}$ от $p_{\text{ош.к.}}$ для кодека БЧХ (31, 26, 1)

$p_{ош}$	$m_{\text{ош}}$	M_{Σ}	$p_{ош.дк.} = \frac{m_{ош}}{M_{\Sigma}}$
$8.36 \cdot 10^{-4}$	0	4704	0
$1.81 \cdot 10^{-3}$	3	4704	$4.98 \cdot 10^{-4}$
$4.32 \cdot 10^{-3}$	5	4704	$8.31 \cdot 10^{-4}$
$7.38 \cdot 10^{-3}$	12	4704	$1.99 \cdot 10^{-3}$
$1.76 \cdot 10^{-2}$	69	4704	$1.15 \cdot 10^{-2}$
$4.79 \cdot 10^{-2}$	290	4704	$4.65 \cdot 10^{-2}$
$8.96 \cdot 10^{-2}$	610	4704	$9.97 \cdot 10^{-2}$
$1.88 \cdot 10^{-1}$	1194	4704	$1.98 \cdot 10^{-1}$
$4.72 \cdot 10^{-1}$	2714	4704	$4.51 \cdot 10^{-1}$

Приложение 5

Таблица П5

Результаты эксперимента по определению зависимости $p_{\text{ош.дк.}}$ от $p_{\text{ош.к.}}$ для кодека БЧХ (15, 11, 1)

$p_{ош}$	$m_{\text{ош}}$	M_{Σ}	$p_{ош.дк.} = \frac{m_{ош}}{M_{\Sigma}}$
$1.16 \cdot 10^{-4}$	0	6313	0
$9.28 \cdot 10^{-4}$	0	6313	0
$1.16 \cdot 10^{-3}$	0	6313	0
$4.29 \cdot 10^{-3}$	0	6313	0
$7.31 \cdot 10^{-3}$	11	6313	$1.74 \cdot 10^{-2}$
$1.94 \cdot 10^{-2}$	45	6313	$7.12 \cdot 10^{-3}$
$4.69 \cdot 10^{-2}$	212	6313	$3.35 \cdot 10^{-2}$
$9.15 \cdot 10^{-2}$	573	6313	$9.07 \cdot 10^{-2}$
$1.79 \cdot 10^{-1}$	1227	6313	$1.94 \cdot 10^{-1}$
$4.52 \cdot 10^{-1}$	2740	6313	$4.34 \cdot 10^{-1}$

Приложение 6

Таблица П6

Результаты эксперимента по определению зависимости $p_{\text{ош.дк.}}$ от отношения $E_{\text{дв}}/N_0$ для кодеков:

БЧХ (127, 92, 5)

$BER_{\text{к.}}$	$E_{\text{дв}}/N_0$	$BER_{\text{дк.}}$
$3.86 \cdot 10^{-4}$	4.77	0
$1.93 \cdot 10^{-3}$	4.14	0
$5.28 \cdot 10^{-3}$	3.32	0
$9.14 \cdot 10^{-3}$	2.71	0
$1.93 \cdot 10^{-2}$	2.11	$3.41 \cdot 10^{-3}$
$5.43 \cdot 10^{-2}$	1.35	$5.29 \cdot 10^{-2}$
$1.01 \cdot 10^{-1}$	0.82	$1.08 \cdot 10^{-1}$
$1.95 \cdot 10^{-1}$	0.35	$1.99 \cdot 10^{-1}$
$5.01 \cdot 10^{-1}$	0	$5.04 \cdot 10^{-1}$

БЧХ (31, 26, 1)

$BER_{\text{к.}}$	$E_{\text{дв}}/N_0$	$BER_{\text{дк.}}$
$8.36 \cdot 10^{-4}$	4.77	0
$1.81 \cdot 10^{-3}$	4.14	$4.98 \cdot 10^{-4}$
$4.32 \cdot 10^{-3}$	3.32	$8.31 \cdot 10^{-4}$
$7.38 \cdot 10^{-3}$	2.71	$1.99 \cdot 10^{-3}$
$1.76 \cdot 10^{-2}$	2.11	$1.15 \cdot 10^{-2}$
$4.79 \cdot 10^{-2}$	1.35	$4.65 \cdot 10^{-2}$
$8.96 \cdot 10^{-2}$	0.82	$9.97 \cdot 10^{-2}$
$1.88 \cdot 10^{-1}$	0.35	$1.98 \cdot 10^{-1}$
$4.72 \cdot 10^{-1}$	0	$4.51 \cdot 10^{-1}$

БЧХ (15, 11, 1)

$BER_{к.}$	$E_{дв}/N_0$	$BER_{дк.}$
$9.28 \cdot 10^{-4}$	4.77	0
$1.16 \cdot 10^{-3}$	4.14	0
$4.29 \cdot 10^{-3}$	3.32	0
$7.31 \cdot 10^{-3}$	2.71	$1.72 \cdot 10^{-3}$
$1.94 \cdot 10^{-2}$	2.11	$7.12 \cdot 10^{-3}$
$4.69 \cdot 10^{-2}$	1.35	$3.35 \cdot 10^{-2}$
$9.15 \cdot 10^{-2}$	0.82	$9.07 \cdot 10^{-2}$
$1.79 \cdot 10^{-1}$	0.35	$1.94 \cdot 10^{-1}$
$4.52 \cdot 10^{-1}$	0	$4.34 \cdot 10^{-1}$