Министерство науки и высшего образования Российской Федерации

Федеральное государственное образовательное
учреждение высшего профессионального образования

ТОМСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ
СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ И РАДИОЭЛЕКТРОНИКИ (ТУСУР)

А.М. ГОЛИКОВ

ИССЛЕДОВАНИЕ НИЗКОПЛОТНОСТНЫХ LDPC КОДОВ

Учебно-методическое пособие по лабораторной работе

Томск 2019

Голиков, А. М. Исследование низкоплотностных LDPC кодов: Учебно-методическое пособие по лабораторной работе [Электронный ресурс] / А. М. Голиков. — Томск: ТУСУР, 2019. — 18 с.

В лабораторной работе проводится исследование низкоплотностных LDPC кодов. Лабораторная работа предназначен для направления подготовки магистров 11.04.02 "Инфокоммуникационные технологии и системы связи" по магистерским программам подготовки: "Радиоэлектронные системы передачи информации", "Оптические системы связи и обработки информации", "Инфокоммуникационные системы беспроводного широкополосного доспупа", "Защищенные системы связи", для направления подготовки магистров 11.04.01 "Радиотехника" по магистерской программе подготовки: "Радиотехнические системы и комплексы", "Радиоэлектронные устройства передачи информации", "Системы и устройства передачи, приема и обработки сигналов", "Видеоинформационные технологии и цифровое телевидение" и специалитета 11.05.01 "Радиоэлектронные системы и комплексы" специализации "Радиолокационные системы и комплексы", "Радиоэлектронные системы передачи информации", "Радиоэлектронные системы космических комплексов", а также бакалавриата направления 11.03.01 "Радиотехника" (Радиотехнические средства передачи, приема и обработки сигналов), бакалавриата 11.03.02 Инфокоммуникационные технологии и системы связи (Системы мобильной связи, Защищенные системы и сети связи, Системы радиосвязи и радиодоступа, Оптические системы и сети связи) и может быть полезна аспирантам.

ОГЛАВЛЕНИЕ

1 ВВЕДЕНИЕ

В 1948 году Клод Элвуд Шеннон опубликовал свою работу по теории передачи информации. Одним из ключевых результатов работы считается теорема о передачи информации для канала с шумами, которая говорит о возможности свести вероятность ошибки передачи по каналу к минимуму при выборе достаточного большой длины ключевого слова — единицы информации передаваемой по каналу.

При передаче информации её поток разбивается на блоки определённой (чаще всего) длины, которые преобразуются кодером (кодируются) в блоки, называемыми ключевыми словами. Ключевые слова передаются по каналу, возможно с искажениями. На принимающей стороне декодер преобразует ключевые слова в поток информации, исправляя (по возможности) ошибки передачи.

Теорема Шеннона утверждает, что при определённых условиях вероятность ошибки декодирования (то есть невозможность декодером исправить ошибку передачи) можно уменьшить, выбрав большую длину ключевого слова. Однако, данная теорема (и работа вообще) не показывает, как можно выбрать большую длину, а точнее как эффективно организовать процесс кодирования и декодирования информации с большой длиной ключевых слов.

Если предположить, что в кодере и декодере есть некие таблицы соответствия между входным блоком информации и соответствующим кодовым словом, то такие таблицы будут занимать очень много места. Для двоичного симметричного канала без памяти (если говорить упрощённо, то на вход кодера поступает поток из нулей и единиц) количество различных блоков составляет2^n, где n — количество бит (нулей или единиц) которые будут преобразовываться в одно кодовое слово. Для 8 бит это 256 блоков информации, каждый из которых будет содержать в себе соответствующее кодовое слово. Причём кодовое слово обычно большей длины, так как содержит в себе дополнительные биты для защиты от ошибок передачи данных. Поэтому одним из способов кодирования является использование проверочной матрицы, которые позволяют за одно математическое действие (умножение строки на матрицу) выполнить декодирование кодового слова.

Аналогичным образом каждой проверочной матрице соответствует порождающая матрица, аналогичным способом одной операцией умножения строки на матрицу генерирующей кодовой слово.

Таким образом, для сравнительно коротких кодовых слов кодеры и декодеры могут просто содержать в памяти все возможные варианты, или даже реализовывать их в виде полупроводниковой схемы. Для большего размера кодового слова эффективнее хранить порождающую и проверочную матрицу. Однако, при длинах блоков в несколько тысяч бит хранение матриц размером, соответственно, в мегабиты, уже становится неэффективным.

Одним из способов решения данной проблемы становится использования кодов с малой плотностью проверок на чётность, когда в проверяющей матрице количество единиц сравнительно мало, что позволяет эффективнее организовать процесс хранения матрицы или же напрямую реализовать процесс декодирования с помощью полупроводниковой схемы.

2. ТЕОРЕТИЧЕСКАЯ ЧАСТЬ

Коды с низкой плотностью проверок на чётность (LDPC) – это класс линейных блоковых кодов, позволяющих получить превосходную эффективность с относительно малыми вычислительными затратами на их декодирование. Эти коды были предложены Робертом Галлагером еще в 1963-ем году, однако были забыты на сорок лет в связи со сложностью реализации алгоритмов их декодирования.

Развитие цифровой техники позволило преодолеть многие проблемы и в конце 20-го столетия исследования в области LDPC – кодов получили новый импульс.

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 свое 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.

Во-первых, LDPC-коды обгоняют турбо-коды по скорости декодирования.

Во-вторых, 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 представляют собой линейные блоковые коды, задаваемые с помощью проверочной матрицы H, характеризуемой относительно малым (<10) числом единиц в строках и столбцах.

В 1981-ом году Р.М. Таннером было предложено использовать двудольные неориентированные графы, впоследствии названные графами Таннера, для описания структуры итеративно декодируемых кодов. В принципе любой блоковый код размерности (M,N), где N – число битов, а M – число проверок в кодовом слове, можно представить в виде двудольного графа Таннера. Например, на рисунке 1 изображен такой граф для кода Хэмминга (7,4), проверочная матрица которого имеет вид:

$$H = \begin{matrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{matrix}$$

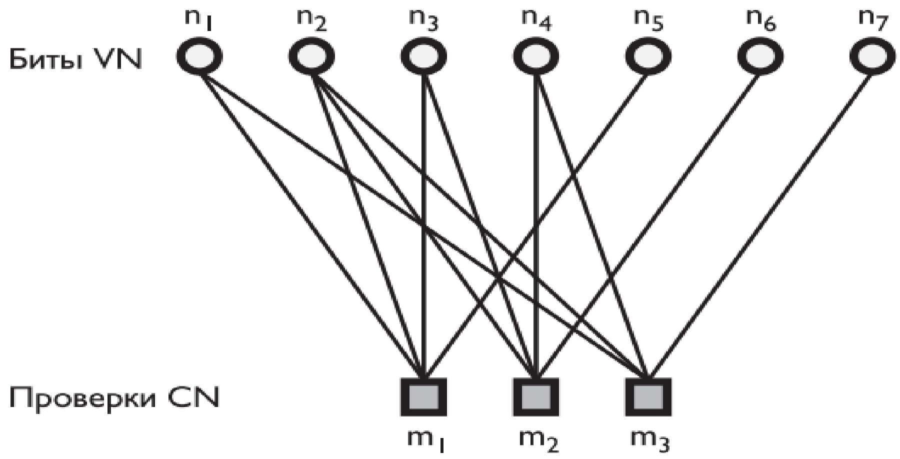

Рис. 1 - Граф Таннера для кода Хэмминга (7,4)

Вершины графа называются проверочными (check nodes - CN) и битовыми узлами (variable nodes - VN), они обозначены на рисунке m и n соответственно.

При помощи графа Таннера большинство алгоритмов декодирования LDPC-кодов можно представить в виде процессов последовательного обмена сообщениями между соединенными ребрами вершинами. Для проверочных и битовых узлов графа вводится понятие степени – величины, показывающей число рёбер, входящих в рассматриваемый узел. Степени битовых и проверочных узлов обозначаются d_C и d_r соответственно. Если d_C и d_r фиксированы для всех узлов, такой код называют регулярным, а если хотя бы один из этих параметров изменяется от узла к узлу – нерегулярным. Для описания нерегулярных кодов вводится ряд распределения степеней, показывающий долю узлов, имеющих конкретную степень.

В 1996-ом году вышла в свет первая после Р.Галлагера работа, посвященная использованию LDPC – кодов в качестве кодов, способных вплотную приблизиться к границе Шеннона при достаточно большой длине кодового слова. Появление этой статьи породило целую волну исследований, посвященных поиску новых, более эффективных структур LDPC – кодов, а также альтернативных алгоритмов их декодирования с различными соотношениями эффективность/производительность.

В последнее время LDPC – коды получили широкое распространение благодаря превосходной эффективности. Использование LDPC – кодов предусматривает большинство современных стандартов передачи данных (например, стандарты IEEE 802.11, IEEE 802.16), стандартов цифрового вещания (например, стандарты DVB-S2, DVB-T2, DVB-C2).

Классификация LDPC - кодов.

По определению, данному Р. Галлагером, низкоплотностный код — это линейный код, проверочная матрица H которого размерности (M × N) содержит

$d_c \ll M$ единиц в каждом столбце и $d_r \ll N$ единиц в каждой строке. Причем распределение единиц по столбцам и строкам в общем случае случайно.

На практике случайное распределение единиц крайне неудобно — для кодирования и декодирования приходиться хранить проверочные и генераторные матрицы, что достаточно накладно, особенно при больших длинах кодов.

Очевидным средством борьбы с этой проблемой является переход к низкоплотностным кодам, проверочная матрица которых обладает какой-то структурой. Простейший вариант структуризации проверочной матрицы — использование циклических кодов.

Формально проверочная матрица такого кода представляет собой циркулянтную матрицу размерности N × N, в которой каждая строка получается циклическим сдвигом вправо предыдущей строки. Значение влияния цикличности проверочной матрицы на сложность декодера LDPC-кода сложно переоценить, поскольку каждая из строк матрицы однозначно определяется предыдущей строкой, в связи с чем реализация декодера может быть существенно упрощена по сравнению со случайной структурой проверочной матрицы. Как известно, кодер циклического кода достаточно просто реализовать с использованием сдвигового регистра и набора сумматоров.

К недостаткам циклических кодов можно отнести фиксированный, для всех скоростей кодирования, размер проверочной матрицы N × N, что подразумевает более сложный декодер, а также высокий Хэммингов вес строк, что усложняет структуру декодера. Дополнительно стоит заметить, что циклический код — всегда регулярный.

К достоинствам помимо упрощения кодирования/декодирования следует отнести большое минимальное расстояние и очень низкий порог при итеративном декодировании.

Желание преодолеть недостатки циклических LDPC-кодов привело к появлению квазициклических LDPC-кодов. Квазициклические коды также имеют хорошую структуру, позволяющую упростить кодер и декодер. В дополнение к этому они позволяют более гибко подойти к разработке кода, в частности позволяют синтезировать нерегулярные коды. Проверочная матрица такого кода представляет собой не что иное, как набор циркулянтных подматриц:

$$H = \begin{bmatrix} A_{11} & \cdots & A_{1N} \\ \vdots & & \vdots \\ A_{M1} & \cdots & A_{MN} \end{bmatrix}$$

Очевидно, что для получения низкоплотностного кода, циркулянтные матрицы должны быть разреженными, что на практике означает использование в качестве циркулянтов единичных матриц. Для того чтобы получить нерегулярный код, какие-то подматрицы просто объявляются нулевыми.

Методы построения проверочных матриц

Методы построения LDPC-кодов также можно разбить на классы. К первому классу относятся все алгоритмические способы и способы, использующие вычислительную технику. А ко второму — способы, основанные на теории графов, математике конечных полей, алгебре и комбинаторике.

При этом стоит заметить, что первый класс методов позволяет получать как случайные, так и структурированные LDPC-коды, в то время как второй нацелен на получение только структурированных LDPC-кодов, хотя бывают и исключения.

В отличие от других линейных блоковых кодов, таких как БЧХ или кодов Рида–Соломона, имеющих строгий алгоритм синтеза кодов с заданными параметрами, для LDPC-кодов существует множество способов построения кодов.

Существуют способы построения LDPC-кодов, предложенные Галлагером и МакКеем, о которых ниже и пойдет речь.

Для начала будет рассмотрен метод, предложенный Р. Галлагером.

Р. Галлагер предложил следующий алгоритм построения низкоплотностных кодов. Пусть проверочная матрица кода имеет вид:

$$H = \begin{bmatrix} H_1 \\ H_2 \\ \vdots \\ H_{d_c} \end{bmatrix}$$

В ней подматрицы H_a , a = 1, 2… d_c имеют структуру, которая может быть описана следующим образом.

Для любых двух целых μ и d_r, больших 1, каждая подматрица H_a имеет размерность $(\mu \times \mu \cdot d_r)$, при этом веса строк этой подматрицы - d_r, а столбцов – 1. Подматрица H_1 имеет специфическую форму: для i=0,1,…, μ-1 i-ая строка содержит все d_r единиц на позициях с i от d_r до $(i + r) \cdot r - 1$. Очевидно, что результирующая матрица H – регулярная матрица размерности $\mu \cdot d_c \times \mu \cdot d_r$ с весами строк и столбцов d_r и d_c соответственно.

Важной характеристикой матрицы LDPC-кода является отсутствие циклов определенного размера (кратности). Под циклом кратности 4 понимается наличие в двух разных столбцах проверочной матрицы ненулевых элементов на совпадающих позициях. Отсутствие цикла кратности 4 определяется вычислением скалярного произведения столбцов матрицы: если всевозможные скалярные произведения всех столбцов матрицы не превосходят 1, то это означает отсутствие в матрице циклов кратности 4. Цикл кратности 4 является минимально возможным и встречается существенно чаще циклов большей длины (6, 8, 10 и т. д.). Присутствие в матрице LDPC-кода циклов любой кратности свидетельствует о заложенной в структуру матрицы избыточности, не приводящей к улучшению помехоустойчивых свойств кода. Пример циклов кратности 4 приведен на рисунке 2.

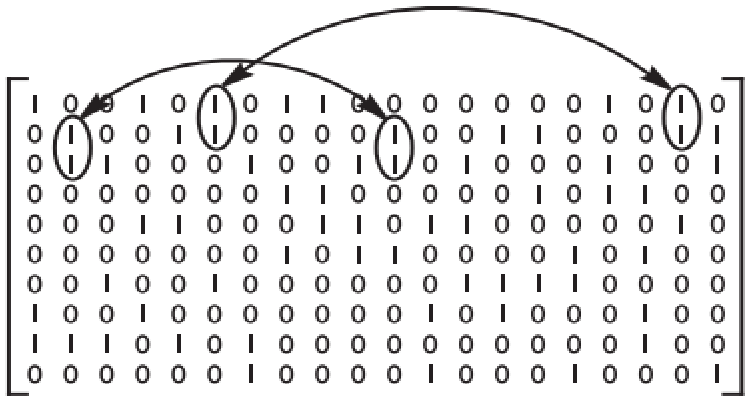

Рис. 2 - Циклы кратности 4 в матрице LDPC - кода

Рассмотренный выше алгоритм не гарантирует отсутствие циклов кратности 4, однако они могут быть удалены впоследствии. Галлагер показал, что ансамбль таких кодов обладает прекрасными свойствами. Также была показана возможность реализации достаточно простых кодеров, поскольку проверочные биты такого кода могут быть найдены по проверочной матрице кода как функция информационных узлов.

По прошествии тридцати пяти лет МакКей, будучи незнакомым с работой Галлагера, повторно открыл преимущества кодов с разреженными матрицами, и был первым, кто при помощи компьютерного моделирования показал возможность этих кодов вплотную приблизиться к границе Шеннона как для двоичного симметричного канала, так и для канала с аддитивным белым гауссовским шумом. МакКей предложил несколько компьютерных алгоритмов построения проверочных матриц низкоплотностных кодов. Приведем некоторые из них в порядке увеличения сложности реализации.

Проверочная матрица H синтезируется путём случайного генерирования столбцов веса d_c и настолько это возможно, равномерным распределением весов строк d_r.

Проверочная матрица H синтезируется путём случайного генерирования столбцов веса d_c и строк веса d_r, с дополнительной проверкой на отсутствие циклов кратности 4.

Проверочная матрица H синтезируется по алгоритму 2, с дополнительным удалением циклов кратности 4.

Проверочная матрица H синтезируется по алгоритму 3, с дополнительным условием, что проверочная матрица имеет вид H = $[H_1 H_2]$, где H_2 – обратимая матрица.

Недостатком алгоритмов МакКея является отсутствие какой-либо структуры в проверочных матрицах, что усложняет процесс кодирования.

Кодирование осуществляется приведением матрицы H к виду H = $[P^T I]$, из которого можно получить генераторную матрицу в систематической форме G = [PI]. Проблема при кодировании по матрице G заключается в том, что подматрица P, в общем случае, не является разреженной. То есть для кодов, представляющих интерес, сложность кодирования оказывается достаточно высокой.

Декодирование LDPC – кодов.

Наибольший интерес для исследователей представляет процедура декодирования, ввиду того что она является более время затратной и ресурсоемкой.

Декодирование – это процедура поиска и исправления ошибки, наложенной каналом на кодовое слово, по принятому из канала вектору или собственно поиск кодового слова по вектору, принятому из канала.

Декодирование по максимуму правдоподобия кода $\boldsymbol{C}$ обозначает нахождение по заданному принятому вектору $\boldsymbol{y}$ такого кодового слова $\boldsymbol{c}$ из $\boldsymbol{C}$ (множества всех кодовых слов), которое максимизирует вероятность того, что передавалось слово $\boldsymbol{c}$ при условии принятия вектора $\boldsymbol{y}$. Задача декодирования по максимуму правдоподобия является NP-полной.

Для оценки качества работы различных декодеров используется оценка вероятности ошибки декодирования (BER) на информационный бит, вычисляемая как отношение количества ошибочных информационных бит после декодирования к общему количеству переданных информационных бит. итеративные схемы декодирования кодов с низкой плотностью проверок на четность не являются декодерами по максимуму правдоподобия, но позволяют получить разумный баланс по сложности и вероятности ошибки декодирования по сравнению с декодированием по максимуму правдоподобия. итеративное декодирование подразумевает, что нахождение кодового слова будет производиться не за один проход, а за несколько, с последовательным уточнением результата на каждом шаге. Применяются следующие основные схемы декодирования: «жёсткое» декодирование, быстрое декодирование, многопороговое декодирование.

«Жесткое» декодирование – это схема декодирования для двоичного симметричного канала при небольшом количестве ошибок в канале. «Жесткое» декодирование инвертированием битов – самая простая схема декодирования кодов с низкой плотностью проверок на четность.

Под проверкой понимается любая строка h = $\{h_0, h_1, \dots, h_{N-1}\}$ из проверочной матрицы кода с низкой плотностью проверок на чётность. Будем говорить, что проверка для некоторого вектора y = $\{y_0, y_1, \dots, y_{N-1}\}$ выполняется тогда, когда скалярное произведение вектора $\boldsymbol{y}$ на проверку даёт нуль. Будем говорить, что элемент y_i принятого вектора $\boldsymbol{y}$ участвует в проверке h = $\{h_0, h_1, \dots, h_{N-1}\}$ тогда, когда соответствующий элемент проверки h_i не равен нулю.

Одна итерация «жёсткого» декодирования инвертированием битов производится следующим образом:

1. Для принятого вектора вычисляются все проверки.

2. Если некоторый бит принятого вектора участвовал более чем в половине не выполнившихся проверок, бит инвертируется.

3. После такого анализа всех символов принятого вектора вектор проверяется на принадлежность коду. Если вектор является кодовым словом, декоди-

рование заканчивается, в противном случае выполняется следующая итерация алгоритма.

Такая процедура декодирования применима для кодов с низкой плотностью проверок на четность потому, что большинство проверок в таком случае будут содержать одну ошибку или не будут содержать ошибок вообще и тогда невыполнение большого количества проверок для символа принятого слова будет обозначать наличие в нем ошибки.

Сложность одной итерации «жесткого» декодирования инвертированием бит является линейной, количество итераций декодирования обычно выбирается около $\log_2(N)$, гдеN – длина кодового слова.

Декодирование по вероятностям является «мягким» декодированием, т.е. декодированием на основе вектора, состоящего не из дискретных значений (0 и 1), а из вещественных величин, полученных на выходе канала путем пересчета вероятностей (англ. belief propagation decoding).

На основе принятого из канала вектора формируются два (для двоичного случая) вектора вероятностей того, что в принятом векторе на данной позиции находился заданный символ.

Каждому ненулевому элементу проверочной матрицы кода с низкой плотностью проверок на чётность приписываются две величины: $q_{i,j}^x$ и $r_{i,j}^x$. Величина $q_{i,j}^x$ является вероятностью того, что j-ый символ принятого вектора имеет значение x по информации, полученной из всех проверок, кроме i-й. Величина $r_{i,j}^x$ является вероятностью того, что проверка i выполняется, если j-ый символ принятого вектора равен x, а все остальные символы проверок имеют распределение вероятностей, заданное величинами $\{q_{i,j}^x: j$ из N(i)/j$\}$, где N(i) – множество символов, входящих в i-ую проверку.

Перед началом работы алгоритму требуется инициализация, далее алгоритм работает по принципу пересчета вероятностей символов принятого вектора (belief propagation), используя для пересчета вероятностей правило Байеса для апостериорной вероятности события. Одна итерация алгоритма представляет собой следующую последовательность действий:

1. Для всех проверок вычисляются величины $\Delta r_{i,j}^x$ и пересчитываются вероятности $r_{i,j}^x$ для x = {0,1}.
2. Для всех символов принятого вектора пересчитываются вероятности $q_{i,j}^x$.
3. Формируются векторы псевдоапостериорной вероятности q_j^0 и q_j^1.
4. Формируется вектор решения c' по следующему правилу: c_j'=1, если $q_j^1 > S$, иначе 0.

Если вектор c' является кодовым словом, декодирование заканчивается, в противном случае выполняется следующая итерация алгоритма.

Сложность данного алгоритма выше, чем сложность «жесткого» декодирования инвертированием битов, но качество декодирования повышается за счет использования дополнительной информации на выходе канала. Однако точность работы такого алгоритма зависит от инициализации: чем точнее она произведена, тем точнее будет конечный результат. Для канала с гауссовским шумом инициализация может быть произведена при помощи информации о дисперсии шума в канале. Для других распределений шума в канале или при неизвестных характеристиках шума точная инициализация алгоритма может оказаться сложной задачей.

Несмотря на то что декодирование пересчетом вероятностей является эффективным методом для каналов с непрерывным выходом, тот факт, что сложность его значительно выше, чем сложность «жесткого» декодирования, создает предпосылки для поиска более быстрых алгоритмов декодирования, обладающих приемлемым качеством.

Среди известных алгоритмов быстрого декодирования кодов с низкой плотностью проверок на четность для каналов с непрерывным выходом наиболее известен алгоритм «min-sum», являющийся упрощением декодера «belief propagation», а также алгоритм UMP (Uniformly Most Powerful).

Сложность декодера UMP (быстрого декодирования по надежностям) значительно ниже, чем сложность декодера, пересчитывающего вероятности, за счет того, что пересчет надежностей выполняется по упрощенной схеме (схеме «взвешенного» мажоритарного голосования, в качестве «весов» используется надежность проверок), а также за счет возможности использования исключительно целочисленных операций сложения и сложения по модулю два. также к достоинствам быстрого декодера по надежностям можно отнести то, что декодеру не требуется знать характеристики шума в канале (дисперсию и т. д.), следовательно, такой декодер может работать в любом симметричном канале с двоичным входом.

Недостатком быстрого декодера по надежностям является оценка вероятности ошибки декодирования, которая для канала с аддитивным гауссовским шумом оказывается на 0,5 дБ хуже, чем вероятность ошибки декодирования вероятностного декодера.

Далее будет рассмотрено многопороговое декодирование.

Основная идея многопорогового декодирования по надежностям состоит в том, чтобы изменять значения порогов инвертирования символов от одной итерации к другой следующим образом: на первых итерациях порог инвертирования символов выбирается так, чтобы количество инвертированных символов было минимальным (вплоть до инвертирования только одного символа на первой итерации); на последующих итерациях пороги инвертирования постепенно повышаются.

При многопороговом декодировании, если на первой итерации была исправлена хотя бы одна ошибка, декодирование на последующих итерациях становится значительно проще и общее качество декодирования улучшается. Попрежнему для работы декодеру не требуется информация о шуме в канале, достаточно лишь задать надежности.

Декодер, работающий по многопороговой схеме, позволяет получить вероятность ошибки декодирования на 0,1–0,4 дБ лучше, чем обеспечивает быстрый декодер по надежностям UMP, практически приближаясь к вероятности ошибки, получаемой при вероятностном декодировании кодов с низкой плотностью проверок на четность. Помимо независимости от характеристик канала многопороговый декодер обладает свойством декодеров кодов с низкой плотностью проверок на четность, а именно универсальностью и применимостью для любой конструкции таких кодов.

Следует отметить, что эффективность нерегулярных LDPC-кодов оказывается выше эффективности регулярных кодов. это объясняется тем, что в нерегулярных кодах из-за различного числа единиц в строках и столбцах информационные символы защищены по разному. В результате при декодировании проявляется так называемый эффект волны, когда более защищенные биты декодируются быстрее и затем как бы помогают при декодировании менее защищенных бит.

3 ПРАКТИЧЕСКАЯ ЧАСТЬ

Задание на лабораторную работу:

1. Изучить работу приложения «LDPC Кодер-Декодер»;
2. Установить параметры матрицы, выставив значения n=100, m=50, j=3, Message Bits = 1000;
3. Меняя значение параметра Noise выписать показания контроллеров BER с использованием кодирования и без него
4. По полученным данным построить соответствующие графики.
5. Привести рисунки, демонстрирующие исходное сообщение, закодированное сообщение, декодированное сообщение и разницу между исходным и декодированным сообщением.

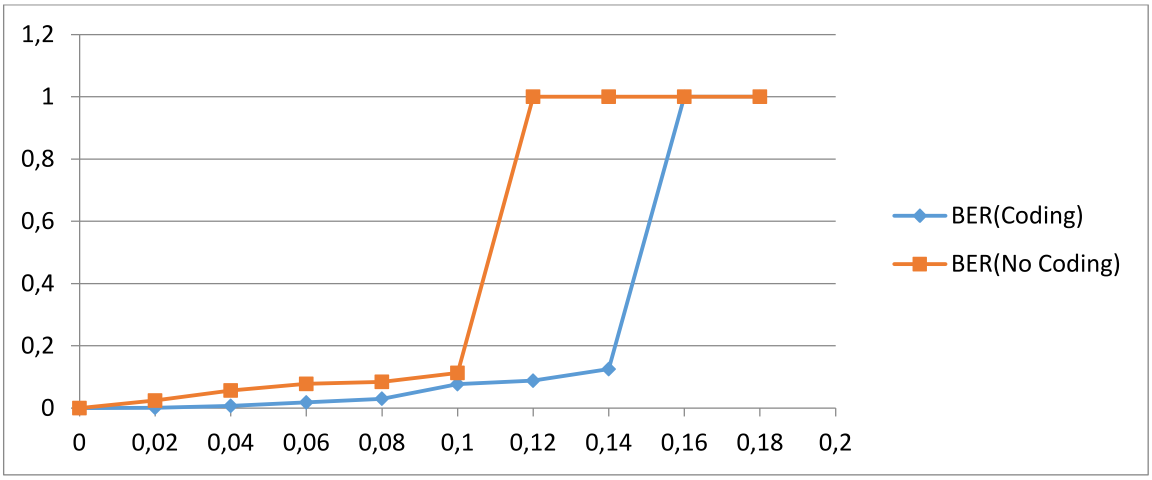

Рис. 3 - График зависимости BER от Noise

На данном графике видно, что быстрее единицы достиг счётчик, который считал BER в канале без кодирования LDPC.

Виртуальная лаборатория LabVIEW - LDPC кодирование

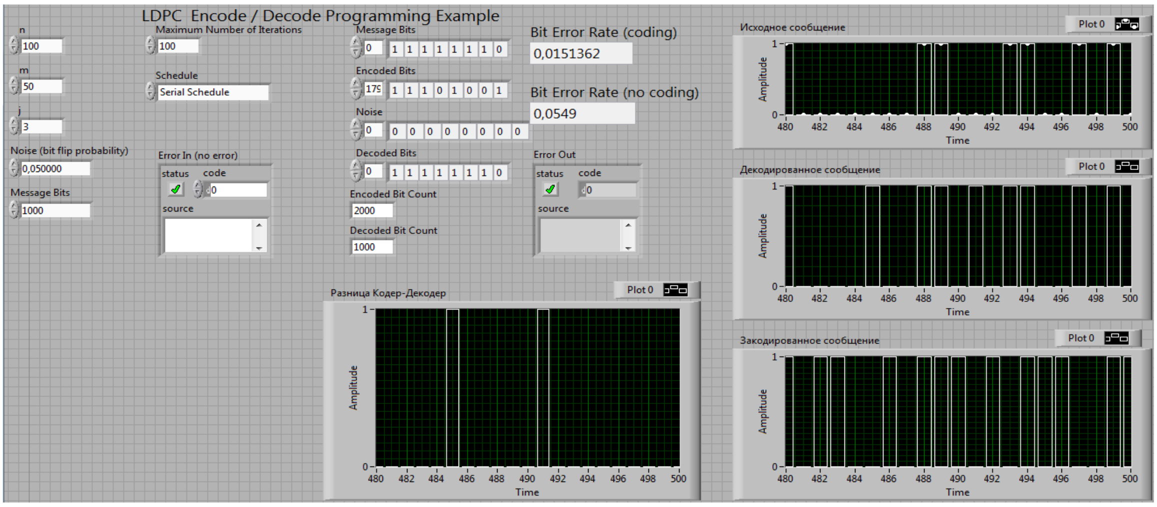

Рис. 4 - Панель управления аппаратно-программного комплекса LDPC кодера-декодера

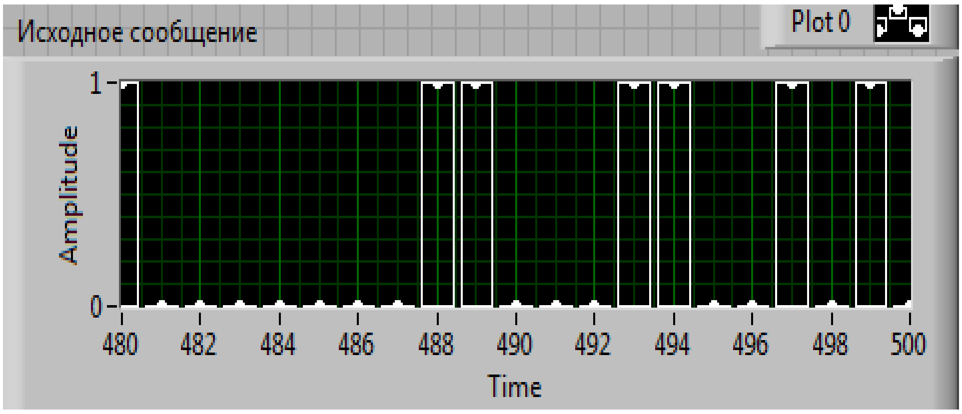

Рис. 5 - Исходное сообщение

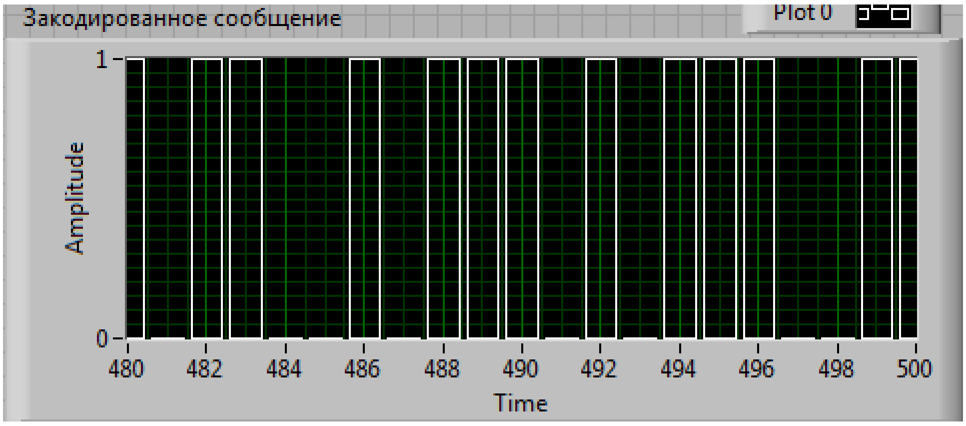

Рис. 6 - Закодированное сообщение

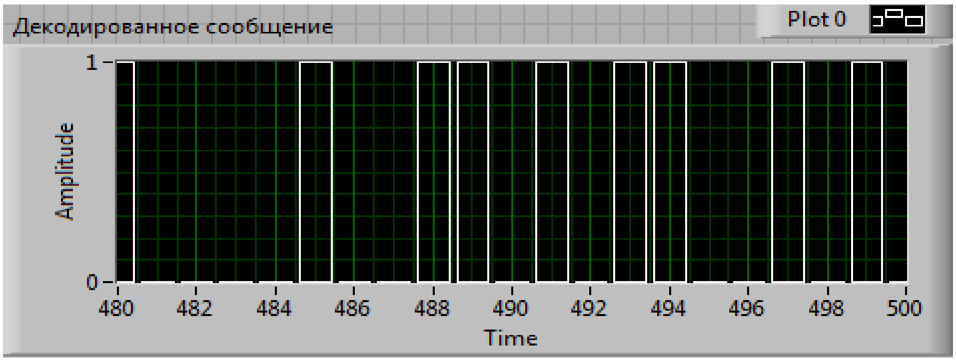

Рис. 7 - Декодированное сообщение

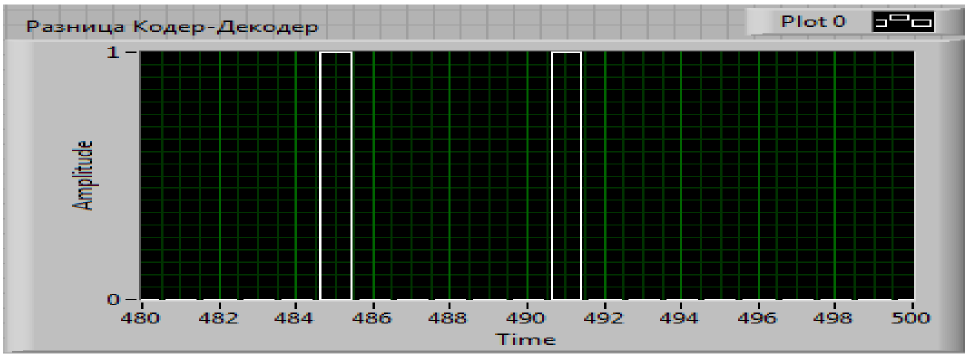

Рис. 8 - Разница между исходным и декодированным сообщением

В ходе данной лабораторной работы были закреплены навыки работы с ПО LabVIEW, изучен учебный аппаратно-программный комплекс для визуализации и исследования методов канального кодирования/декодирования в беспроводных системах цифрового вещания и связи. Данный комплекс позволяет проводить исследование кодов LDPC. Были сделаны выводы о том, что в канале с кодированием LDPC стопроцентная ошибка возникнет лишь при значении шума, равном 0,16. Тогда как в канале без кодирования стопроцентная ошибка достигается уже при 0,1.

Моделирование LDPC кодов в MATLAB Simulink

В рабочем поле необходимо собрать схему для работы кода LDPC. Схема представлена на рисунке 9

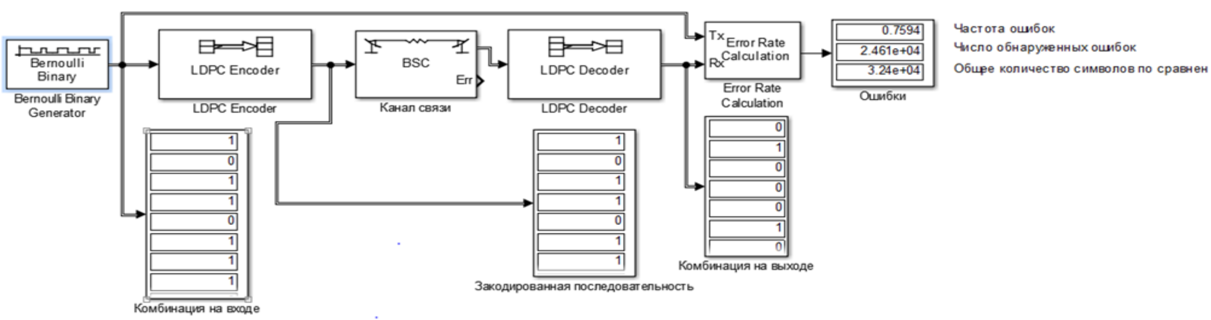

Рис. 9 - Линия передачи с применением код LDPC

В состав линии с кодированием входят:

1. Bernoulli Binary Generator
2. LDPC Encoder
3. Binary Symmetric Channel (канал передачи)
4. LDPC Decoder
5. Error Rate Calculation (анализатор ошибок)
6. Display

Данные блоки необходимо найти в окне «Simulink Library». Для упрощения поиска, можно воспользоваться окошком поиска элементов.

Характеристики блоков выставить следующие:

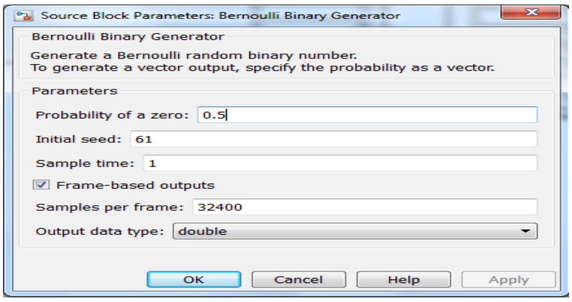

Рис. 10 - Bernoulli Binary Generator

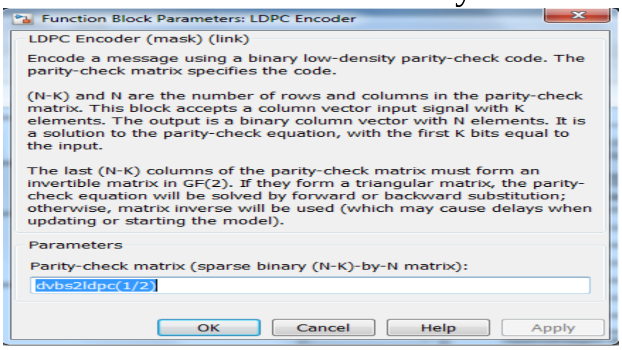

Рис. 11 - Binary Symmetric Channel

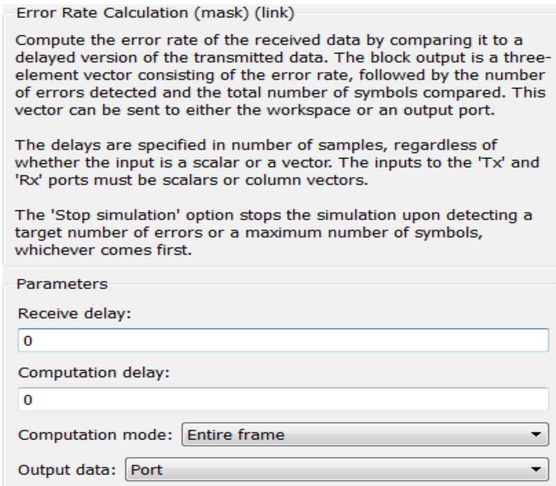

Рис. 12 - BCH Decoder

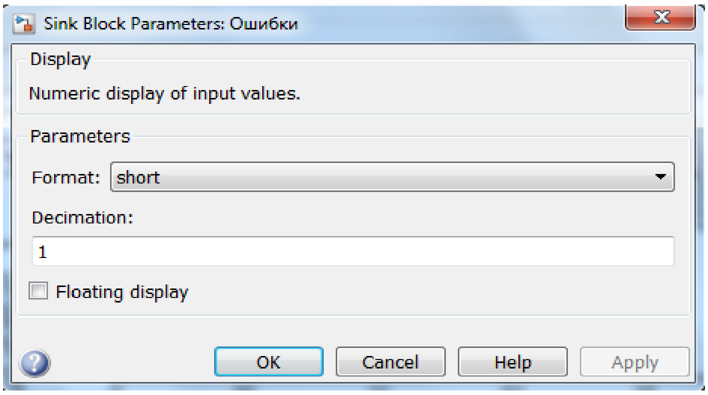

Рис. 13 - Error Rate Calculation (анализатор ошибок)

Представим полученные результаты:

1	0	1	1	0	1	1	1
0	0	0	1	1	0	1	1
0	0	0	0	1	1	0	1
0	1	0	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	1	0	0
0	0	1	0	1	1	0	0
1	0	1	1	0	0	1	0
1	0	0	0	1	1	0	1
1	1	0	1	1	0	1	1
0	1	1	0	0	0	0	1
1	1	1	0	0	0	0	0
0	1	0	1	1	1	1	0
1	0	1	1	1	0	0	1
0	1	0	1	0	0	1	1
1	1	0	0	1	0	0	0
0	1	0	1	0	1	0	1
1	1	1	1	1	0	0	1
1	0	1	1	1	1	0	0
0	0	0	0	0	0	1	1
0	0	1	1	1	0	0	1
1	0	1	1	1	1	1	1
0	0	0	0	1	0	0	1
0	1	0	1	1	0	1	1
0	1	1	1	0	0	0	1
0	1	1	1	0	1	0	1

Рис. 14 - Комбинация на входе

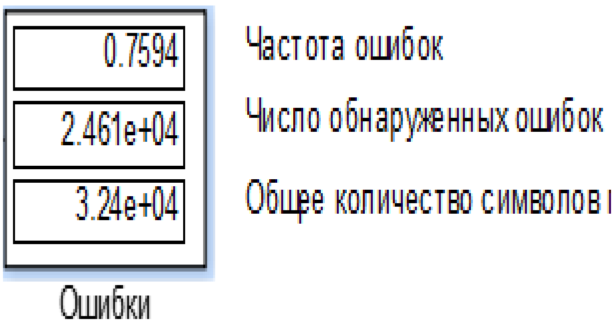

Рис. 15 - Работа блока оценки ошибки в канале

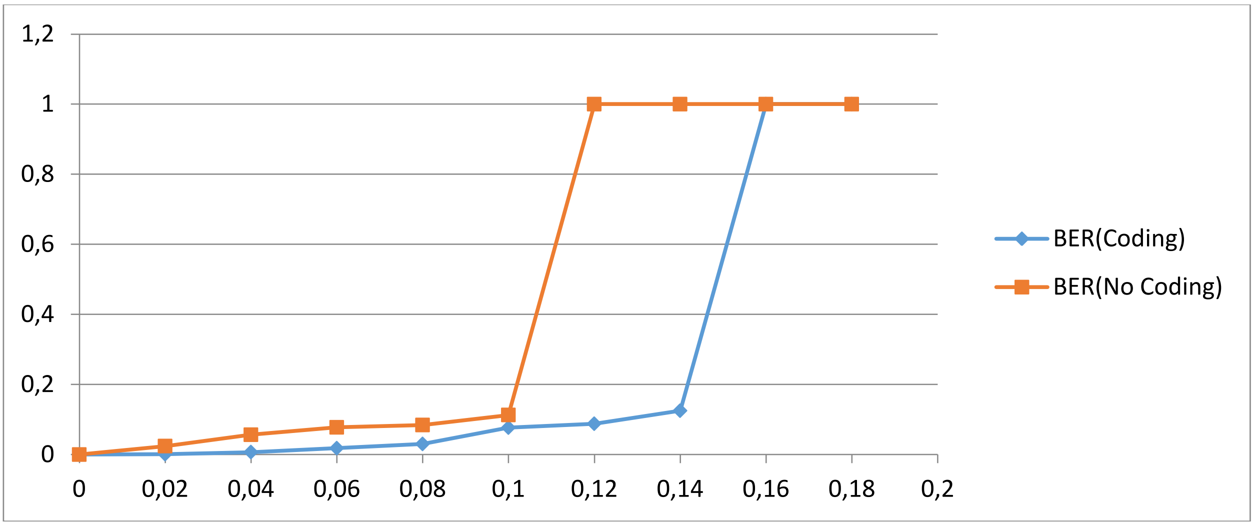

Рис. 16 - График зависимости BER от Noise

LDPC – коды получили широкое распространение благодаря превосходной эффективности. Использование LDPC – кодов предусматривает большинство современных стандартов передачи данных (например, стандарты IEEE 802.11, IEEE 802.16), стандартов цифрового вещания (например, стандарты DVB-S2, DVB-T2, DVB-C2).

ЛИТЕРАТУРА

1. Голиков А.М. Модуляция, кодирование и моделирование в телекоммуникационных системах. Теория и практика: Учебное пособие / А.М. Голиков. - СПб.: Издательство «Лань», 2018. – 452с.