МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ
Федеральное государственное автономное образовательное учреждение
высшего профессионального образования
«САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ АЭРОКОСМИЧЕСКОГО ПРИБОРОСТРОЕНИЯ» КАФЕДРА №52

ОТЧЕТ
ЗАЩИЩЕН С ОЦЕНКОЙ

ПРЕПОДАВАТЕЛЬ

ассистент		А.А. Бурков
должность, уч. степень, звание	подпись, дата	инициалы, фамилия

ОТЧЕТ ПО ЛАБОРАТОРНОЙ РАБОТЕ № 1

Использование циклических кодов для обнаружения ошибок в сетях передачи данных

по курсу: ОСНОВЫ ПОСТРОЕНИЯ ИНФОКОМУНИКАЦИОННЫХ СИСТЕМ И СЕТЕЙ

РАБОТУ ВЫПОЛНИЛА

СТУДЕНТКА ГР.	5811		Г. А. Грузденков
		подпись, дата	инициалы, фамилия

Санкт-Петербург 2021

1. Цель работы

Исследование типового алгоритма формирования контрольной суммы с использованием циклических кодов, использование численного расчета и имитационного моделирования для оценки вероятности того, что декодер не обнаружит ошибки.

2. Описание моделируемой системы

По каналу передается сообщение, состоящее из данных и контрольной суммы. Использование контрольной суммы позволяет определить, по принятому сообщению, возникли ли ошибки при передаче данного сообщения по каналу.

Рис. 1. Структурная схема системы передачи данных: $\overline{m}$ – информационное сообщение, К – блок кодера, $\overline{a}$ –закодированное сообщение, $\overline{e}$ –вектор ошибок, $\overline{b}$ – сообщение на выходе канала, Д – блок декодера, E –принятое решение, $\overline{m}'$ – сообщение на выходе декодера

Рассматривается модель двоично-симметричного канала (ДСК) без памяти представленного на рис. 2.

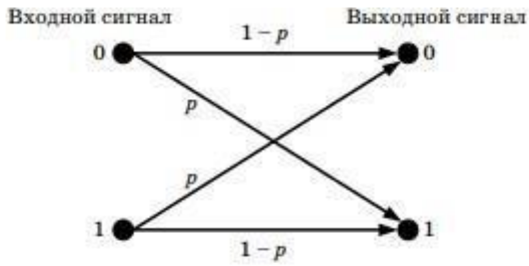

Рис. 2. Модель двоично-симметричного канала

Канал является двоичным, поэтому возможны только два значения битов на входе и выходе канала: $\{0,1\}$. Канал называется симметричным ввиду того, что вероятность ошибки для обоих значений битов одинакова.

<u>Описание работы кодера:</u>

1. На основе вектора $\overline{m}$ формируется многочлен $m(x)$. Степень многочлена $m(x)$ при этом меньше или равна $k-1$.
2. Вычисляется многочлен $c(x) = m(x)*x^r \bmod g(x)$. Степень многочлена $c(x)$ при этом меньше или равна $r-1$.
3. Вычисляется многочлен $a(x) = m(x)*x^r + c(x)$.
4. На основе многочлена $a(x)$ формируется вектор a, длина которого $n = k + r$.

Описание работы декодера:

1. Принятое сообщение $\overline{b} = \overline{a} + \overline{e}$ переводится в многочлен *a(x)*;
2. Вычисляется синдром: $s(x) = b(x) mod\ g(x)$;
3. Если $s(x) \neq 0$ то декодер выносит решение, что произошли ошибки (E = 1), иначе декодер выносит решение, что ошибки не произошли (E = 0).

3. Описание основного задания

Разработать программу вычисления верхней оценки для вероятности ошибки декодирования сверху и вычисления точного значения вероятности ошибки декодирования.

Построить зависимости верхней оценки вероятности ошибки декодирования и точной вероятности ошибки декодирования при различных порождающих многочленах. Исследовать, как влияет изменение порождающего многочлена на изменение вероятности ошибки декодирования.

Результат работы программы

Исследование проводилось для порождающего многочлена 3-й степени $g(x) = x^3+x^2+1$ при $k = 4$. Также исследование проводилось для многочлена 4-й степени $g(x) = x^4+x^2+x+1$ при k = 4. Результаты отражены на графиках 1 и 2, соответственно.

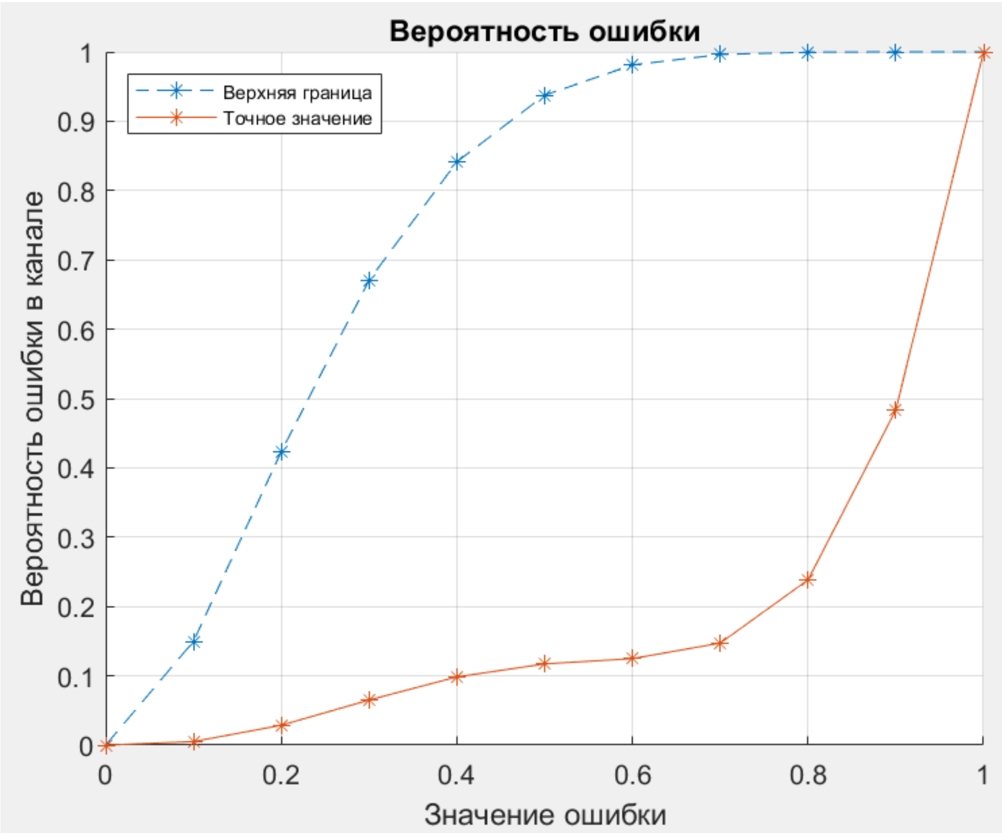

График 1. Вероятность ошибки для $g(x) = x^3+x^2+1$

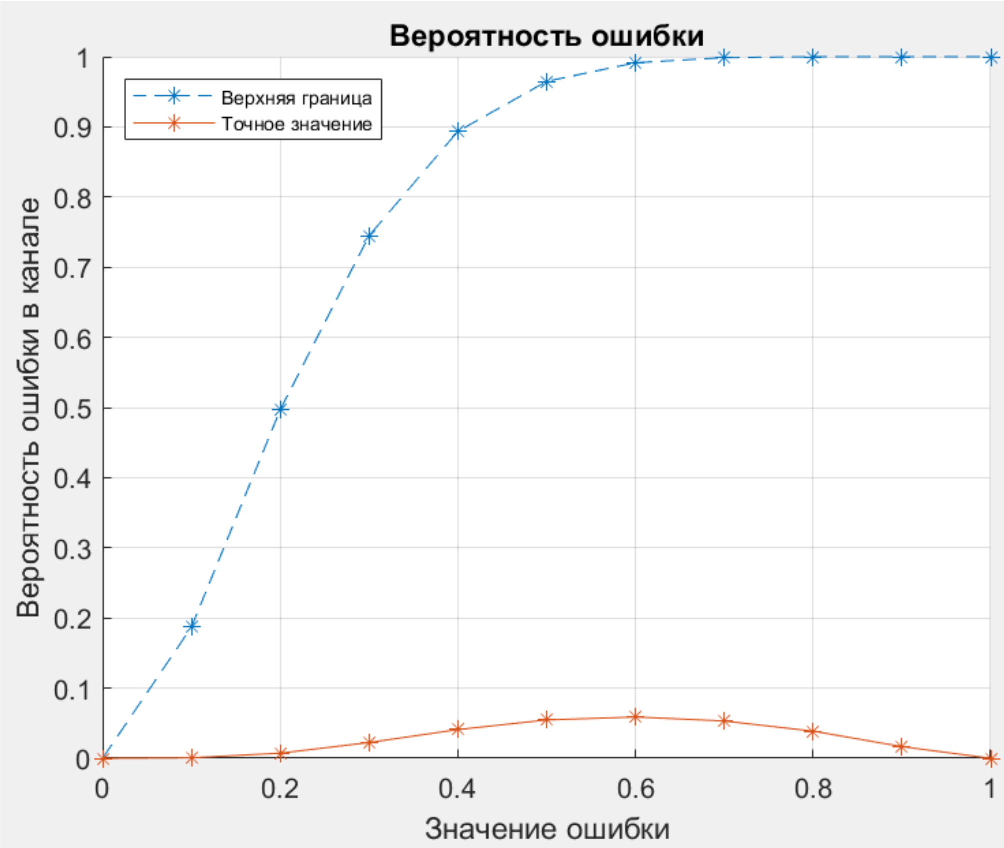

График 2. Вероятность ошибки для $g(x) = x^4+x^2+x+1$

Из графиков можно сделать вывод о том, что в случае порождающего многочлена 3-й степени и случая $l = k$, вероятность ошибки декодирования $\acute{Pe}$ при увеличении вероятности ошибки на бит p стремится к 1, так как в составленной кодовой книге присутствует слово, состоящее только из единиц (1111111). А при $l = k$, $l < k$ и $l > k$ такое слово отсутствует, поэтому вероятность ошибки декодирования при приближении p к 1 начинает стремиться к 0.

4. Описание дополнительного задания

Построить зависимости верхней оценки вероятности ошибки декодирования $\widehat{Pe}$ и точной вероятности ошибки декодирования Pe при l < k, l > k, l = k. Обосновать полученные зависимости. Изменение входной последовательности не влияет на оценку вероятности ошибки декодирования. Т.к $s(x) = b(x) mod\ g(x) = (a(x) + e(x))\ mod\ g(x) = a(x) mod\ g(x) + e(x) mod\ g(x)$. $a(x) mod\ g(x) = 0$ по теореме 1. Следовательно сигнал обнаружения ошибки будет зависеть только от вектора ошибок e, если он принадлежит множеству кодовых слов, то ошибки не обнаружатся и произойдет ошибка декодирования.

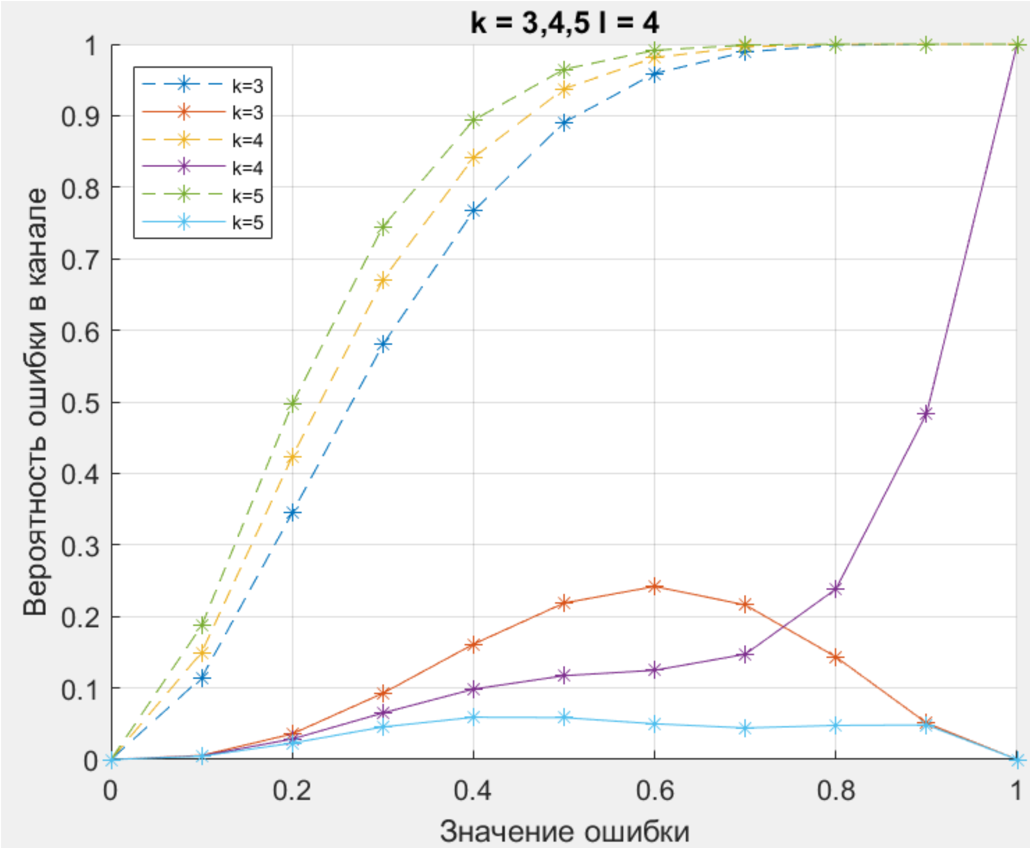

График 3. Значения вероятности ошибки для различных k

5. Выводы

В ходе лабораторной работы была смоделирована система передачи данных. С помощью смоделированной системы произведены исследования работы декодера, в ходе которых получены результаты по зависимости вероятности ошибки декодирования от вероятности ошибки в канале.

Была исследована зависимость вероятности ошибки декодирования от значения вероятности появления ошибки в канале при различных значениях l. Вероятность ошибки декодирования будет зависеть от наличия кодового слова из всех 1, если оно существует, то вероятность будет стремиться к 1, иначе при приближении *p* к 1 будет стремиться к 0. Верхняя граница оценки вероятности ошибки при $k > l$ возрастает. А при $k < l$ убивает.