МИНИСТЕРСТВО НАУКИ И ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

федеральное государственное автономное образовательное учреждение высшего образования

«САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ АЭРОКОСМИЧЕСКОГО ПРИБОРОСТРОЕНИЯ»

КАФЕДРА №25

КУРСОВАЯ РАБОТА (ПРОЕКТ)
ЗАЩИЩЕНА С ОЦЕНКОЙ

РУКОВОДИТЕЛЬ

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

ПОЯСНИТЕЛЬНАЯ ЗАПИСКА

К КУРСОВОЙ РАБОТЕ (ПРОЕКТУ)

# МОДЕЛИРОВАНИЕ И АНАЛИЗ РАБОТЫ СИСТЕМЫ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ С ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ КОНТРОЛЬНОЙ СУММЫ НА ОСНОВЕ ЦИКЛИЧЕСКИХ ИЗБЫТОЧНЫХ КОДОВ

по дисциплине: СЕТИ И СИСТЕМЫ ПЕРЕДАЧИ

РАБОТУ ВЫПОЛНИЛ

| СТУДЕНТ ГР. № | 3932 | | И.К.Лобач |
|---|---|---|---|
| | | подпись, дата | инициалы, фамилия |

Санкт-Петербург 2022

# Оглавление

***Цель работы*:** моделирование и анализ работы системы передачи данных с использованием контрольной суммы на основе циклических избыточных кодов. Нахождение зависимости ошибки в канале от ошибки на бит и зависимости коэффициента использования канала от ошибки на бит.

## 1 Описание моделируемой системы

### 1.1 Использование циклических кодов для обнаружения ошибок

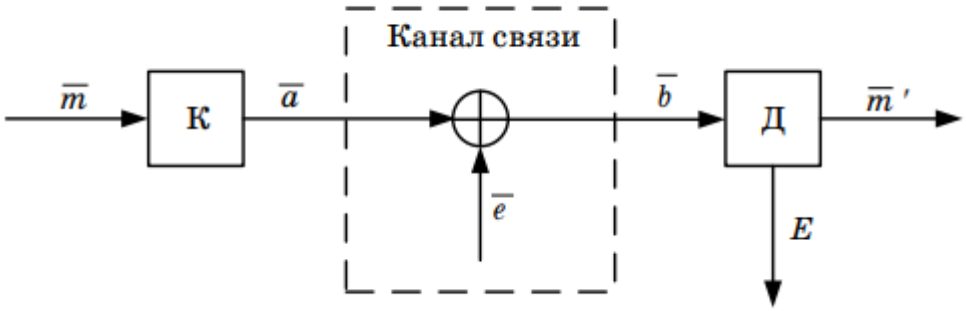



*Рисунок 1 - Структурная схема передачи данных*

где $\overline{m}-$ информационное сообщение, $K-$ кодер, $\overline{a}-$ закодированное сообщение, $\overline{e}-$ вектор ошибки, $\overline{b}-$ сообщение на выходе канала, Д $-$ декодер, $E-$ принятое решение, $\overline{m}'-$ сообщение на выходе декодера.

На вход кодера поступает некоторое информационное сообщение $m$, состоящее из нулей и единиц.

Кодер по некоторому алгоритму вычисляет контрольную сумму, дописывает ее к передаваемому сообщению и таким образом формирует закодированное сообщение а так же состоящее из 0 и 1.

В канале могут произойти ошибки, в результате которых некоторые биты сообщения инвертируются (0 становиться 1 или 1 становиться 0) с вероятностью ошибки на бит $p_0$. Вектор ошибок показывает на каких позициях произошла ошибка, при этом канал может быть описан как операция XOR передаваемого сообщения и вектора ошибок.

Декодер по некоторому алгоритму проверяет контрольную сумму в принятом сообщении и принимает одно из следующих решений:

$$E = \begin{cases} 0, \text{если были ошибки} \\ 1, \text{если ошибок не было} \end{cases}$$

Декодер может допустить ошибку в принятии решения с вероятностью ошибки декодирования $P_e$.

### 1.2 Описание алгоритма передачи

В качестве алгоритма передачи используется алгоритм с возвратом.

Алгоритм с возвратом работает следующим образом. Источник непрерывно передает сообщения, не дожидаясь квитанции на отправленное ранее сообщение. При задержке получения квитанции равной $\tau$ единицам времен, после передачи сообщения, абонент успевает передать еще $\tau$ сообщений, до того, как получит квитанцию на него. При получении отрицательной квитанции на сообщение источник повторяет передачу этого сообщения и всех следующих за ним сообщений, которые он успел передать за это время. Приемник после отправки отрицательной квитанции удаляет $\tau$ пришедших за ним сообщений, даже если они были приняты без ошибок.

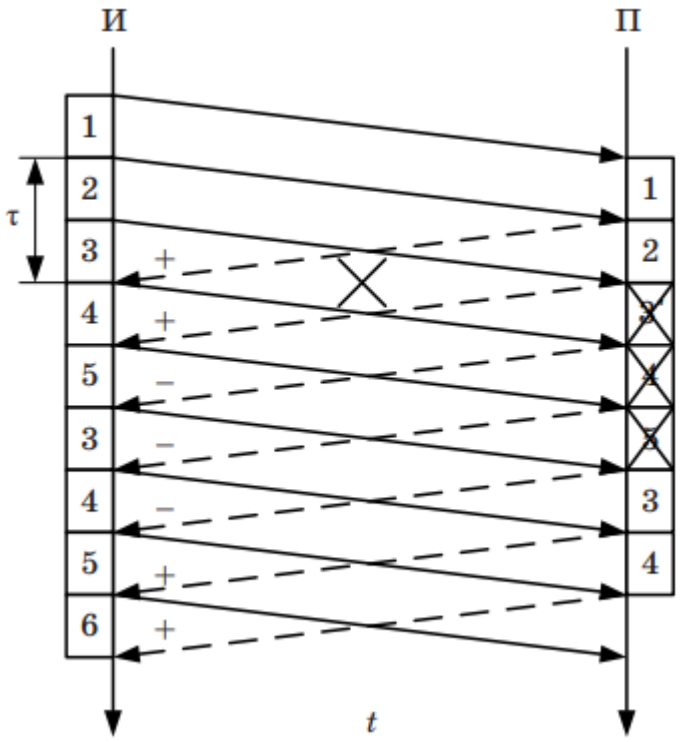



*Рисунок 2 - Пример работы алгоритма с возвратом при $\tau = 2$*

## 2 Список допущений рассматриваемой модели

Предполагается, что сообщения, передаваемые по прямому каналу, состоят из данных и контрольной суммы. Использование контрольной суммы позволяет на приемной стороне определить наличие ошибок. Канал передачи от источника к получателю называется прямым каналом. Канал передачи от приемника к источнику называется обратным каналом.

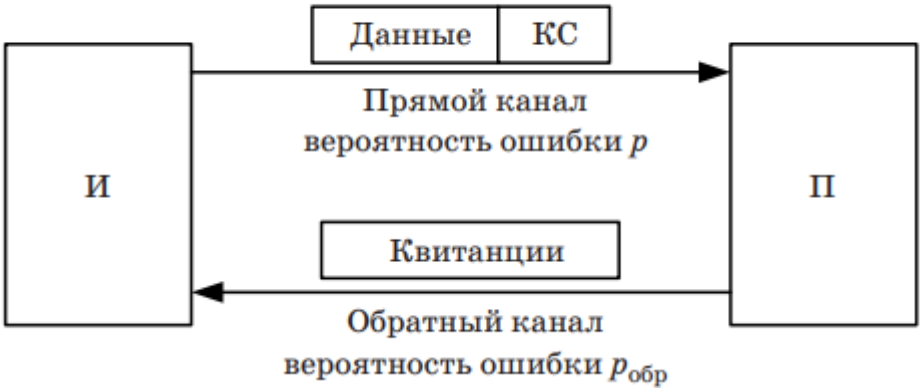



*Рисунок 3 - Схема передачи данных по каналу с обратной связью*

где И – источник сообщений, П – приемник, КС – контрольная сумма для передаваемых данных.

Введем следующие допущения:

1) Приемник проверяет полученное сообщение на наличие ошибок. Если ошибок нет, он отправляет положительную квитанцию по обратному каналу, а данные передает на дальнейшую обработку. В противном случае получатель отправляет отрицательную квитанцию, а данные стирает.

2) При передаче квитанции по обратному каналу ошибок нет.

3) В прямом канале может произойти ошибка с вероятностью $P$.

4) Все сообщения, которые передает источник, имеют одинаковую длину. Время передачи сообщения принято за единицу времени, а время передачи квитанции считается равным нулю. Источник получает квитанцию о результате передачи через $\tau$ единиц времени после окончания передачи сообщения, где $\tau$ – целое число.

## 3 Описание моделирующей программы в виде псевдокода

### 3.1 Класс CyclicCodes

Данный класс служит моделирования отправки сообщения, для генерации, кодирования и декодирования циклических кодов. Он включает в себя следующие методы:

- *CyclicCodes(String g, int k)*

Конструктор класса, который создает объект и принимает в качестве параметров порождающий многочлен в бинарной форме и длину информационной последовательности.

- *generateMessage()*

Данный метода генерирует случайную информационную последовательность длины $k$.

- *encoding()*

Данный методы кодируется информационную последовательность в кодовое слово.

- *generateE()*

Данный метод генерирует вектор ошибки, где каждый бит последовательности генерируется с учетом вероятности ошибки на бит $p_0$.

- *boolean decoding()*

Данный метод декодирует вектор, полученный сложением по модулю 2 кодового слова и сгенерированного вектора ошибки. Принимается решение о наличии ошибок.

- *boolean messageSendingModeling()*

Данный метод моделирует отправку сообщения и включает в себя последовательный вызов следующих методов: *encoding(), generateE()* и *decoding()*.

### 3.2 Класс BacktrackingAlgorithmP0

Данный класс моделирует работу алгоритма с возвратом. Он включает в себя следующие методы:

- *sending()*

Данный метода моделирует отправку сообщения и обращается к методу *CyclicCodes.messageSendingModeling().*

- *markUnset()*

Данный метод помечает сообщение, как неотправленное. Вызывается в том случае, когда при передаче сообщения с меньшим порядковым номером возникает ошибка в канале.

- *modeling()*

Данный метод моделирует работу алгоритма с возвратом.

## 4 Теоретические расчеты

### 4.1 Вероятность возникновения $t$ ошибок в канале

Пусть необоримо найти вероятность возникновения $t$ ошибок, независимо от их позиций в векторе ошибки $\overline{e}$ длины $n$.

$$\Pr\{w(\overline{e}) = 0\} = (1 - p_0)^n$$

$$\Pr\{w(\overline{e}) = 1\} = C_n^1 \, p_0 \, (1 - p_0)^{n-1}$$

$$\Pr\{w(\overline{e}) = 2\} = C_n^2 \, p_0^2 \, (1 - p_0)^{n-2}$$

...

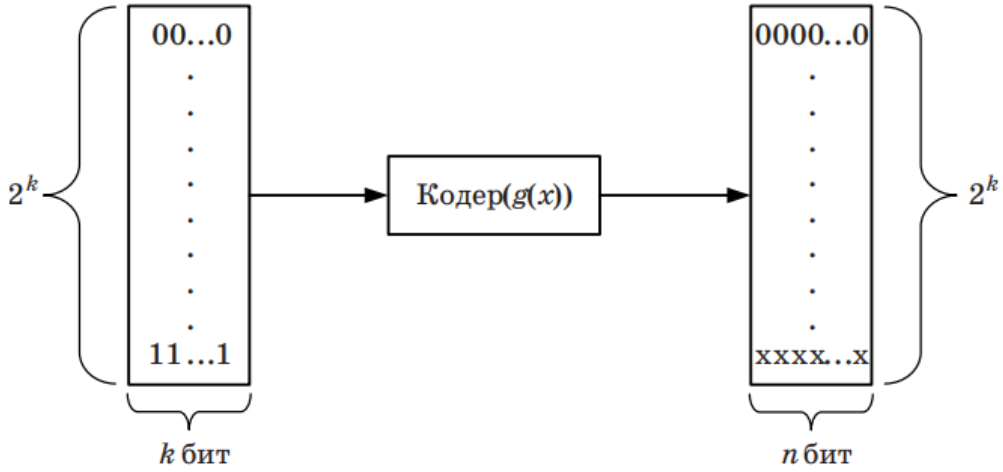
$$\Pr\{w(\overline{e}) = t\} = C_n^t \, p_0^t \, (1 - p_0)^{n-t}$$

где $t -$ число ошибок, $\overline{e} -$ вектор ошибки, $n -$ длина кодового слова, $p_0 -$ вероятность ошибки на бит.

### 4.2 Вероятность ошибки декодирования

Пусть заданы: порождающий многочлен $g(x)$, длина кодируемой последовательности $k$, минимальное расстояние кода $d$, вероятность ошибки на бит $p_0$.

Пусть необходимо найти точное значение вероятности ошибки декодирования $P_e$. Для решения этой задачи рассмотрим каким образом с помощью кодера множество сообщений может быть отображено на множество кодовых слов.




Множество $A$ – множество кодовых слов. Мощность множества кодовых слов $|A| = 2^k$. Множество $B$ – множество кодовых слов. Мощность множества кодовых слов $|B| = 2^n$.

Обозначим через $A_i$ число кодовых слов веса $i$, где $i$ – индекс от 0 до $n$. Тогда:

$$A_0 = 1$$

$$A_1 = 0$$

...

$$A_{d-1} = 0$$

$$A_d \neq 0$$

$$A_{d+1} = ?$$

....

$$A_n = ?$$

Как видно, количество кодовых слов веса меньше $d$, кроме 0-вектора, будет равно 0, так как $d$ – это минимальное расстояние. Количество кодовых слов с весом $d$ гарантировано не равно 0, так как существует как минимум одно слово весом $d$. Количество кодовых слов с весом больше $d$ неизвестно.

В таком случае ошибка декодирования происходит в том случае, когда ненулевой вектор ошибки принадлежит множеству кодовых слов, то есть $P_e = \Pr\{\overline{e} \in A, \overline{e} \neq 0\}$. Такому условию удовлетворяют кодовые слова, у которых $A_i \neq 0$ или $A_i = ?$, то есть

$A_d \dots A_n$. Тогда можно записать выражение для вычисления значения вероятности ошибки декодирования:

$$P_e = \sum_{i=d}^{n} A_i p_0^i (1-p_0)^{n-i}$$

### 4.3 Зависимость вероятности ошибки в канале от ошибки на бит

Для возникновения ошибка в канале $P$ необходимо, чтобы возникла ошибка с весом от 1 до $t$ и не произошло ошибки декодирования, то есть

$$P = \left( \sum_{i=1}^{n} C_n^i \, p_0^i \, (1-p_0)^{n-i} \right) (1 - P_e)$$

Можно подставить ранее подсчитанное значение вероятности ошибки декодирования $P_e$, тогда:

$$P = \left( \sum_{i=1}^{n} C_n^i \, p_0^i \, (1-p_0)^{n-i} \right) (1 - \left( \sum_{i=d}^{n} A_i p_0^i (1-p_0)^{n-i} \right))$$

$$C_n^i = \frac{n!}{i!\,(n-i)!}$$

Будет рассмотрен первый множитель. Пусть $a = p_0$, $b = (1-p_0)$, тогда в результате замены будет получено:

$$\left( \sum_{i=1}^{n} C_n^i \, a^i \, b^{n-1} \right) = \left( \sum_{i=0}^{n} C_n^i \, a^i \, b^{n-i} \right) - C_n^0 a^0 b^n = \left( \sum_{i=0}^{n} C_n^i \, a^i \, b^{n-i} \right) - b^n$$

Согласно формуле бинома Ньютона,

$$\left( \sum_{i=1}^{n} C_n^i \, a^i \, b^{n-1} \right) = (a+b)^n - b^n$$

$$\left( \sum_{i=1}^{n} C_n^i \, a^i \, b^{n-1} \right) = (p_0 + 1 - p_0)^n - (1-p_0)^n = 1 - (1-p_0)^n$$

Тогда, подставив значение множителя, будет получено:

$$P = (1 - (1 - p_0)^n)\ (1 - \sum_{i=d}^{n} A_i p^i (1-p)^{n-i})$$

### 4.4 Вычисление зависимости коэффициента использования канала от ошибки на бит

Объединяя вышеописанные рассуждения, можно получить:

$$P = (1 - (1 - p_0)^n)\ (1 - \sum_{i=d}^{n} A_i p^i (1-p)^{n-i})$$

$$\eta = \frac{1 - ((1 - (1 - p_0)^n)\ (1 - \sum_{i=d}^{n} A_i p^i (1-p)^{n-i})\ )}{1 + \tau((1 - (1 - p_0)^n)\ (1 - \sum_{i=d}^{n} A_i p^i (1-p)^{n-i})\ )}$$

Как видно есть зависимость от множества кодовых слов и заранее определить вероятность ошибки и коэффициент использования канала невозможно. Рассмотрим вычисление значения коэффициента использования канала с заданными параметрами.

## 5 Сравнение практических и теоретических значений коэффициента использования канала для заданных параметров

Пусть $g(x) = x^3 + x + 1$ или $\overline{g} = 1011$, тогда $r = 3$. Пусть $k = 3$. Тогда кодовые слова имеют длину $n = r + k = 6$. С помощью моделирующей программы было получено множество кодовых слов:

$$\overline{m_0} = 000 => \overline{a_0} = 000000 => w(a_0) = 0$$

$$\overline{m_1} = 001 => \overline{a_1} = 001011 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_2} = 010 => \overline{a_2} = 010110 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_3} = 011 => \overline{a_3} = 011101 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_4} = 100 => \overline{a_4} = 100111 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_5} = 101 => \overline{a_5} = 101100 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_6} = 110 => \overline{a_6} = 110001 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_7} = 111 => \overline{a_7} = 111010 => w(a_0) = 4$$

Тогда $A_3 = 4,\ A_4 = 3$.

Таким образом:

$$P = (1 - (1 - p_0)^n)\ (1 - \sum_{i=d}^{n} A_i p^i (1-p)^{n-i})$$

$$P = (1 - (1 - p_0)^6)\ (1 - (4\,p_0^3(1-p_0)^3 + 3\,p_0^4(1-p_0)^2))$$

Новое теоретическое значение коэффициента использования канала при $\tau = 2$:

$$\eta = \frac{1-P}{1+P\tau} = \frac{1 - ((1 - (1 - p_0)^6)\ (1 - (4\,p^3(1-p)^3 + 3\,p^4(1-p)^2)))}{1 + 2((1 - (1 - p_0)^6)\ (1 - (4\,p^3(1-p)^3 + 3\,p^4(1-p)^2)))}$$

| $\boldsymbol{p_0}$ | $\boldsymbol{P}$ | $\boldsymbol{\eta}_{\text{теор}}$ | $\boldsymbol{\eta}_{\text{эксп}}$ |
|---|---|---|---|
| 0 | 0,000 | 1,000 | 1 |
| 0,1 | 0,467 | 0,276 | 0,271 |
| 0,2 | 0,724 | 0,113 | 0,112 |
| 0,3 | 0,839 | 0,060 | 0,061 |
| 0,4 | 0,874 | 0,046 | 0,045 |
| 0,5 | 0,877 | 0,045 | 0,46 |
| 0,6 | 0,879 | 0,044 | 0,043 |
| 0,7 | 0,897 | 0,037 | 0,034 |
| 0,8 | 0,934 | 0,023 | 0,023 |
| 0,9 | 0,977 | 0,008 | 0,0076 |
| 1 | 1,000 | 0,000 | 0 |

```
Type g as a binary vector: 1011
Type k: 3
n(0.0,2) = 1.0
n(0.1,2) = 0.27122321670735017
n(0.2,2) = 0.11232168931820735
n(0.3000000000000004,2) = 0.06105006105006105
n(0.4,2) = 0.045191612436731 74
n(0.5,2) = 0.046448975800083 61
n(0.6,2) = 0.043222683264177 04
n(0.7,2) = 0.034908887802834604
n(0.7999999999999999,2) = 0.023300246982618015
n(0.8999999999999999,2) = 0.007619512046448546
```

*Рисунок 4 - Значение коэффициента использования канала при $g(x) = x^3 + x + 1$ и $k = 3$*

Как видно из рисунка, значение при $p_0 = 1$ получить не удалось. Это объясняется тем, что программа вошла в бесконечный цикл, которой возникает из-за того, что ни одно сообщение не будет удачно передано и канал программа будет бесконечно пытаться передать сообщения.

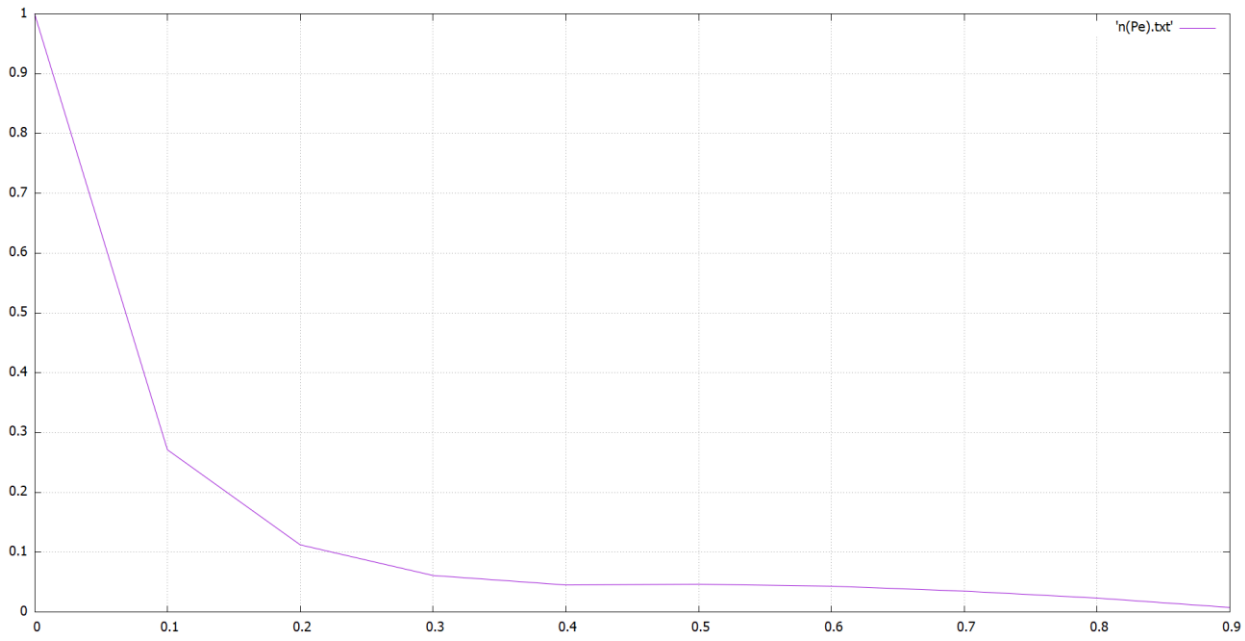



*Рисунок 5 - Зависимость коэффициента использования канала от ошибки на бит при $g(x) = x^3 + x + 1$ и $k = 3$*

Пусть $g(x) = x^3 + x + 1$ или $\overline{g} = 1011$, тогда $r = 3$. Пусть $k = 4$. Тогда кодовые слова имеют длину $n = r + k = 7$. С помощью моделирующей программы было получено множество кодовых слов:

$$\overline{m_0} = 0000 => \overline{a_0} = 0000000 => w(a_0) = 0$$

$$\overline{m_1} = 0001 => \overline{a_1} = 0001011 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_2} = 0010 => \overline{a_2} = 0010110 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_3} = 0011 => \overline{a_3} = 0011101 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_4} = 0100 => \overline{a_4} = 0100111 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_5} = 0101 => \overline{a_5} = 0101100 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_6} = 0110 => \overline{a_6} = 1110100 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_7} = 0111 => \overline{a_7} = 0111010 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_8} = 1000 => \overline{a_8} = 1000101 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_9} = 1001 => \overline{a_9} = 1001110 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_{10}} = 1010 => \overline{a_{10}} = 1010011 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_{11}} = 1011 => \overline{a_{11}} = 1011000 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_{12}} = 1100 => \overline{a_{12}} = 1100010 => w(a_0) = 3$$

$$\overline{m_{13}} = 1101 => \overline{a_{13}} = 1101001 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_{14}} = 1110 => \overline{a_{14}} = 1110100 => w(a_0) = 4$$

$$\overline{m_{15}} = 1111 => \overline{a_{15}} = 1111111 => w(a_0) = 7$$

Тогда $A_3 = 6, A_4 = 8, A_7 = 1$.

Таким образом:

$$P = (1 - (1 - p_0)^n)\,(1 - \sum_{i=d}^{n} A_i p^i (1 - p)^{n-i})$$

$$P = (1 - (1 - p_0)^7)\,(1 - (6\,p_0^3(1 - p_0)^4 + 8\,p_0^4(1 - p_0)^3 + p_0^7))$$

Новое теоретическое значение коэффициента использования канала при $\tau = 2$:

$$\eta = \frac{1 - P}{1 + P\tau} = \frac{1 - ((1 - (1 - p_0)^7)\,(1 - (6\,p^3(1 - p)^4 + 8\,p^4(1 - p)^3 + p^7)))}{1 + 2((1 - (1 - p_0)^7)\,(1 - (6\,p^3(1 - p)^4 + 8\,p^4(1 - p)^3 + p^7)))}$$

| $\boldsymbol{p_0}$ | $\boldsymbol{P}$ | $\boldsymbol{\eta}_{\text{теор}}$ | $\boldsymbol{\eta}_{\text{эксп}}$ |
|---|---|---|---|
| 0 | 0,000 | 1,000 | 1 |
| 0,1 | 0,519 | 0,236 | 0,236 |
| 0,2 | 0,770 | 0,091 | 0,095 |
| 0,3 | 0,861 | 0,051 | 0,052 |
| 0,4 | 0,879 | 0,044 | 0,046 |
| 0,5 | 0,876 | 0,045 | 0,045 |
| 0,6 | 0,871 | 0,047 | 0,047 |
| 0,7 | 0,849 | 0,056 | 0,056 |
| 0,8 | 0,759 | 0,096 | 0,093 |
| 0,9 | 0,516 | 0,238 | 0,245 |
| 1 | 0,000 | 1,000 | 1 |

```
Type g as a binary vector: 1011
Type k: 4
n(0.0,2) = 1.0
n(0.1,2) = 0.2363507445048452
n(0.2,2) = 0.0952018278750952 1
n(0.3000000000000004,2) = 0.05278437582475587
n(0.4,2) = 0.04693293283897311
n(0.5,2) = 0.04545247943275306
n(0.6,2) = 0.04744283138817724 5
n(0.7,2) = 0.05627462014631401 4
n(0.7999999999999999,2) = 0.09366804046459348
n(0.8999999999999999,2) = 0.2455795677799607
n(0.9999999999999999,2) = 1.0
```

*Рисунок 6 - Значение коэффициента использования канала при* $g(x) = x^3 + x + 1$ *и* $k = 4$

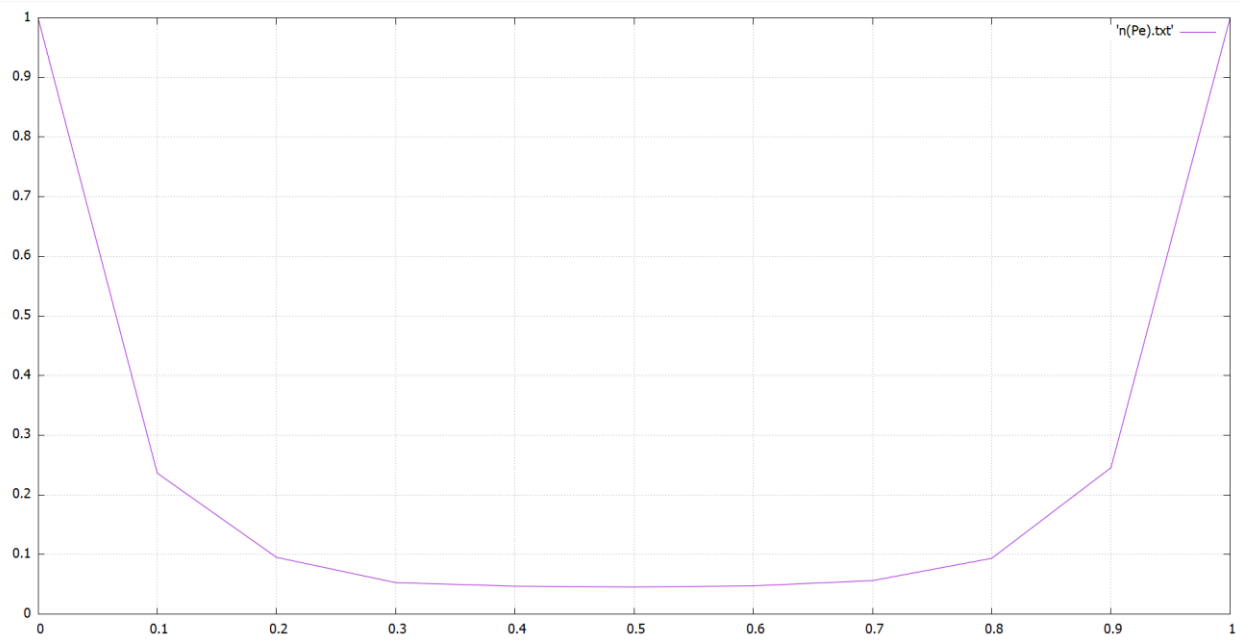



*Рисунок 7 - Зависимость коэффициента использования канала от ошибки на бит при* $g(x) = x^3 + x + 1$ *и* $k = 4$

## 6 Выводы

В ходе выполнения курсовой работы была смоделирована и проанализирована работа системы передачи данных с использованием контрольной суммы на основе циклических избыточных кодов.

Была получена зависимость вероятности возникновения ошибки в канале $P$ от вероятности ошибки на бит $p_0$. Было установлено, что ошибка в канале зависит в том числе от ошибки декодирования $P_e$.

Была получена зависимость коэффициента использования канала $\eta$ от вероятности ошибки на бит $p_0$. Полученные теоретические значения совпали с экспериментальными, что свидетельствует о корректной работе моделирующей программы.

Было установлено, что при некоторых параметрах, например, $k = 4$ и $g(x) = x^3 + x + 1$, график $\eta(p_0)$ при ошибке на бит $p_0 > 0{,}5$ начинает возрастать, что объясняется возрастанием ошибки декодирования и декодер принимает неверное решение, а значит, канал начинает пропускать ошибку.

*Листинг кода*

***CyclicCodes.java***

```
package com.suai;

import java.util.Scanner;

public class CyclicCodes {

  private int g;
  private int r;
  private int k;
  private int m;
  private int a;
  private int e;
  private int b;
  private double p_e; // вероятность единицы
  private boolean E;

  private class Pair {

    private int first;
    private int second;

    public Pair(int a, int b) {
      first = a;
      second = b;
    }
  }
  public CyclicCodes(String in, int k) {
    Pair pair = binaryStringToInt(in);
    g = pair.first;
    r = pair.second;
    this.k = k;
  }

  public CyclicCodes() {
    try {
      Scanner in = new Scanner(System.in);
      System.out.print("Type g as a binary vector: ");
      if (in.hasNextInt()) {
        Pair pair = binaryStringToInt(in.nextLine());
        g = pair.first;
        r = pair.second;
      } else {
        throw new Exception("Incorrect g");
      }
      System.out.println("r = " + (r - 1));
      print("g", g, r);
```

```
    System.out.print("Type k: ");
    in = new Scanner(System.in);
    if (in.hasNextInt()) {
      k = in.nextInt();
      if (k <= 0) {
        throw new Exception("Incorrect k");
      }
    }
  }
  catch (Exception e) {
    System.out.println(e.getMessage());
    e.printStackTrace();
  }
}

public double getP_e() {
  return p_e;
}

public void setP_e(double p) {
  p_e = p;
}

public int getM() {
  return m;
}

public void setM(int newM) {
  m = newM;
}

public void generateMessage() {
  m = 0;
  for (int i = 0; i < k; i++) {
    double tmp = Math.random();
    if (tmp <= 0.5) {
      m += Math.pow(2, i);
    }
  }
  //print("m", m, k);
}

private void print(String v, int val, int size) {
  System.out.print(v + "(x) = ");
  binaryVectorToPolynomial(val, size);
  System.out.println(v + " = " + Integer.toBinaryString(val));
  System.out.println();
}
```

```
  private Pair binaryStringToInt(String str) {
    int size = str.length();
    int result = 0;
    for (int i = 0; i < str.length(); i++) {
      char h = str.charAt(i);
      if ((str.charAt(i) - '0') == 0 && result == 0) { // убираем 0
слева
        size--;
      } else {
        result += Math.pow(2, str.length() - 1 - i) * (str.charAt(i) -
'0');
      }
    }
    return new Pair(result, size);
  }

  private void binaryVectorToPolynomial(int num, int size) { // size -
фактический размер
    if (num - Math.pow(2, size - 1) >= 0) {
      System.out.print("x^" + (size - 1));
      num -= Math.pow(2, size - 1);
    }
    for (int i = size - 2; i > 0; i--) {
      if (num - Math.pow(2, i) >= 0) {
        System.out.print(" + x^" + i);
        num -= Math.pow(2, i);
      }
    }
    if (num == 1) {
      System.out.print(" + 1");
    }
    System.out.println();
  }

  private int getSize(int num, int upperBound) {
    int i = upperBound;
    for (; i >= 0; i--) {
      if (num - Math.pow(2, i) >= 0) {
        break;
      }
    }
    return (i + 1);
  }

  private int division(int num, int size) { // num - делимое, size -
фактический размер
    int tmp = g;
    while (size - r >= 0) {
      int pow = size - r;
      tmp = g << pow;
```

```
    num = num ^ tmp;
    size = getSize(num, size);
  }
  return num;
}

public void encoding() { //
  int c = m * (int) Math.pow(2, r - 1);
  c = division(c, k + r);
  a = c + m * (int) Math.pow(2, r - 1);
  //print("a", a, getSize(a, k + r));
}

private void generateE() {
  e = 0;
  for (int i = 0; i < (k + r - 1); i++) {
    double tmp = Math.random();
    if (tmp <= p_e) {
      e += Math.pow(2, i);
    }
  }
  //print("e", e, (k + r - 1));
}


public void decoding() throws Exception {
  b = a ^ e;
 // print("b", b, getSize(b, k + r));
  int s = division(b, k + r);
  if (s == 0) {
    //System.out.println("s = 0");
    E = false;
    //System.out.println("E = " + E); // E = 0
  } else {
    //print("s", s, getSize(s, r));
    E = true;
    //System.out.println("E = " + E); // E = 1
  }
}

public boolean messageSendingModeling() {
  try {
    encoding();
    generateE();
    decoding();
    return E;

  } catch (Exception e) {
    System.out.println(e.getMessage());
    e.printStackTrace();
```

```
    }
    return false;
  }
}
```

***BacktrackingAlgorithmP_0.java***

```
package com.suai;


import java.io.FileWriter;
import java.io.IOException;
import java.util.ArrayList;
import java.util.Scanner;

public class BacktrackingAlgorithmP_0 {

  private int tau = 2;
  private int T;
  private double n;
  private int N = 1000; // 1000
  private ArrayList<Message> messages = new ArrayList();
  private double Pe;
  private String g;
  private int k;


  class Message {

    private int index;
    private boolean isSent;
    private CyclicCodes cyclicCodes;

    public Message(int i) {
      index = i;
      cyclicCodes = new CyclicCodes(g,k);
      cyclicCodes.setP_e(Pe);
      cyclicCodes.generateMessage();
    }

    public boolean isSent() {
      return isSent;
    }
  }

  public BacktrackingAlgorithmP_0() {
    try {
      Scanner in = new Scanner(System.in);
      System.out.print("Type g as a binary vector: ");
      if(in.hasNextInt()) {
        g = in.nextLine();
```

```
    }
     else {
      throw new Exception("Incorrect g");
    }

    System.out.print("Type k: ");
    in = new Scanner(System.in);
    if (in.hasNextInt()) {
      k = in.nextInt();
      if (k <= 0) {
        throw new Exception("Incorrect k");
      }
    }
  }
  catch (Exception e) {
    System.out.println(e.getMessage());
    e.printStackTrace();
  }
}

public void writeToFile(String name, double res) {
  try {
    FileWriter file = new FileWriter(name, true);
    file.write(Pe + " " + res + "\n");
    file.flush();
  } catch (IOException e) {
    System.out.println(e.getMessage());
    e.printStackTrace();
  }
}

public void clear() {
  try {
    FileWriter file = new FileWriter("n(Pe).txt");
    file.close();
  } catch (IOException e) {
    System.out.println(e.getMessage());
    e.printStackTrace();
  }
}

public void sending(int index) {
  Message m = new Message(index);
  m.isSent = !(m.cyclicCodes.messageSendingModeling());
  messages.add(m);
  setSameMessage(index, messages.size() - 1);
}

public void markUnsent(int index) { // пометка как неотравленного
  for (int i = 0; i < messages.size(); i++) {
```

```
      if (messages.get(i).index > index) {
        messages.get(i).isSent = false;
      }
    }
  }

  public void setSameMessage(int index, int messIndex) { // нужный
номер сообщения и индекс в массиве сообщений
    for (int i = 0; i < messages.size(); i++) {
      if (messages.get(i).index == index) {

messages.get(messIndex).cyclicCodes.setM(messages.get(i).cyclicCodes.g
etM());
        break;
      }
    }
  }

  public void modeling(double p) {
    Pe = p;
    T = 0;
    messages.clear();
    for (int i = 0; i < tau + 1; i++) { // отрпавка первых tau + 1
сообщений
      sending(i);
      T++;
    }

    int count = N + tau + 1; // порядковый номер сообщения
    int message = tau + 1; // число сообщений на текущий момент
    for (int i = tau + 1; i < count; i++) { // порядковый номер
сообщения
      if (messages.get(i - tau - 1).isSent() == false) { // если
сообщение из tau + 1 сета не отправлено
        sending(messages.get(i - tau - 1).index);
        markUnsent(messages.get(i - tau - 1).index);
        count += tau + 1;
        T++;
      } else {
        if (message < N) {
          sending(message);
          message++;
          T++;
        } else { // сообщения для передачи закончились и канал стоит
          Message m = new Message(-1);
          m.isSent = true;
          messages.add(m);
        }
      }
    }
```

```
    n = (double) N / T;
    System.out.println("n(" + p + "," + tau + ") = " + n);
    writeToFile("n(Pe).txt", n);
  }


  public static void main(String[] args) {
    BacktrackingAlgorithmP_0 dop5 = new BacktrackingAlgorithmP_0();
    dop5.clear();
    for (double p = 0; p <= 1; p += 0.1) {
      dop5.modeling(p);
   }

  }
}
```