



**Министерство науки и высшего образования Российской
Федерации Федеральное государственное бюджетное
образовательное учреждение высшего образования «Московский
государственный технический университет имени Н.Э. Баумана
(национальный исследовательский университет)»
(МГТУ им. Н.Э. Баумана)**

**Факультет «Информатика и системы управления»
Кафедра ИУ5 «Системы обработки информации и управления»**

Курс «Сети и телекоммуникации»

Отчет по домашнему заданию №1 и 2

**«Разработка алгоритмов кодирования, декодирования и определения
обнаруживающей и корректирующей способности кода в линейных протоколах»**

Вариант №20

**Выполнил:
студент группы ИУ5-53Б
Швецов Даниил**

**Проверил:
Галкин В. А.**

Москва, 2024 г.

Постановка и метод решения задачи для варианта задания

Имеется дискретный канал связи, на вход которого подается закодированная в соответствии с вариантом задания кодовая последовательность. В канале возможны ошибки любой кратности. Вектор ошибки может принимать значения от единицы в младшем разряде до единицы во всех разрядах кодового вектора. Для каждого значения вектора ошибки на выходе канала после декодирования определяется факт наличия ошибки и предпринимается попытка ее исправления.

Таблица 1 – Вариант исполняемой работы

№ варианта	Информационный вектор	Код	Способность кода
20	11111010001	Ц [15,11]	C_o

Требуется, используя кодирование циклическим кодом Ц [15,11], определить обнаруживающую способность этого кода C_o :

Обозначения:

- Ц [n, k] – Циклический код с образующим полиномом.
- n – число разрядов в закодированной записи. $n = 15$
- k – число разрядов в информационной части. $k = 11$
- z – число дополнительных битов для обнаружения ошибки.

$$z = n - k = 4.$$

- r – число разрядов в образующем векторе. $r = z + 1 = 5$.
- C_o – обнаруживающая способность кода.
- $g(x)$ – образующий полином степени $z = 4$. Для $n = 15$ он ищется

среди простых делителей полинома $x^{15} + 1$. Таких есть три полинома:

$$x^4 + x^3 + x^2 + x + 1 \Rightarrow 11111$$

$$x^4 + x^3 + 1 \Rightarrow 11001$$

$$x^4 + x + 1 \Rightarrow 10011$$

Выберем полином $x^4 + x + 1$.

- V_i – информационный вектор. По заданию 11111010001

- V_c – циклический вектор – результат кодирования V_i .
- I – входящий вектор. Циклический вектор, возможно содержащий ошибки

Алгоритмы кодирования, декодирования, вычисления обнаруживающей или корректирующей способности кода для ошибок всех возможных кратностей.

1. Алгоритм кодирования циклическим кодом

1.1. Умножить информационный полином $V_i(x)$ на x^z , то есть сдвинуть информационный вектор на z разрядов в сторону старших, заполнив освободившиеся нулями

1.2. Разделить полученный полином на порождающий полином $g(x)$, после получить остаток $r(x)$.

1.3. Сложить $r(x)$ с $V_i(x)$, чтобы получить $V_c(x)$, то есть объединить остаток $r(x)$ в векторной форме и исходный полином $x^z \times V_i(x)$ для получения кодового слова

2. Алгоритм декодирования циклическим кодом.

2.1. Разделить принятый полином $I(x)$ на порождающий полином $g(x)$ и проверить остаток от деления $S(x)$ – он является синдромом ошибки.

2.2. Если $S(x) = 0$, то ошибки нет или она не была обнаружена.

2.3. Если $S(x) \neq 0$, то ошибка есть. По виду вектора синдрома определить место ошибки и исправить ее.

2.4. Поделить информационный полином $V_i(x)$ на x^z для получения исходного полинома, то есть сдвинуть информационный вектор на z разрядов в сторону младших, чтобы получить первоначальный вектор.

3. Алгоритм вычисления обнаруживающей способности кода C_0 для ошибок всех возможных кратностей.

Обнаруживающая способность кода C_0 определяется как отношение числа обнаруженных ошибок N_0 к общему числу ошибок данной кратности, которое

определяется как число сочетаний из n (длина кодовой комбинации) по i (кратность ошибки – число единиц в векторе ошибок) - C_n^i .

Обнаруживающая способность вычисляется как:

$$C_o = N_o / C_n^i$$

Для подсчета обнаруживающей способности нужно перебрать все возможные вектора ошибок. Их число равно $2^n - 1$. Причем для каждой кратности нужно рассчитать отдельную обнаруживающую способность.

Порядок действий для расчета обнаруживающей способности:

3.1. Закодировать данный информационный вектор

3.2. Для каждой группы ошибок по кратности:

3.2.1. ввести счетчик N_{oi} , который по умолчанию будет равен 0.

3.2.2. Для каждой ошибки в группе:

3.2.2.1. Наложить на исходный закодированный вектор ошибку

3.2.2.2. Разделить полученный вектор на порождающий вектор

3.2.2.3. Если вектор равен нулю, ничего не делать

3.2.2.4. Если вектор не равен нулю, увеличить счетчик группы на единицу

3.3. В конце алгоритма получим n значений N_{oi} для каждой группы. Составить результирующую таблицу обнаруживающей способности, где номеру группы i будет соответствовать кратность ошибки i и значение C_i , выраженное в процентах

4. Получение циклического кода по варианту задания

4.1. $v_i = 11111010001$. $g(x) = 10011$.

4.2. Сдвиг на 4 бита влево: 111.1101.0001.0000

4.3. Деление на образующий полином (см. рисунок 1)

```
111110100010000 | 10011
10011             | -----
-----          | 11101001100
11000
10011
-----
10111
10011
-----
10000
10011
-----
11010
10011
-----
10010
10011
-----
00100
00000
-----
0100
```

Рисунок 1 — деление на образующий полином

Остаток: 0100

4.4. Конкатенация информационного вектора с остатком: 111.1101.0001.0100

5. Программная реализация алгоритмов

Для программной реализации модели канала связи, алгоритмов кодирования, декодирования и вычисления корректирующей способности кода для ошибок всех возможных кратностей выберем язык Python. В нём реализованы удобные библиотека для итерирования `itertools`, которая использовалась для создания векторов ошибки, а так же библиотека для визуализации данных `Pandas`.

Исходный код разработанного решения можно скачать по ссылке:

<https://github.com/Yu-Leo/bmstu-networks-corrective-ability>

6. Результирующая таблица

Построим результирующую таблицу. Она приведена на рисунке 6.

Кратность	Количество общее	Обнаружено	обнаруживающая способность, %
1	15	15	100
2	105	105	100
3	455	420	92.3077
4	1365	1260	92.3077
5	3003	2835	94.4056
6	5005	4725	94.4056
7	6435	6000	93.2401
8	6435	6000	93.2401
9	5005	4725	94.4056
10	3003	2835	94.4056
11	1365	1260	92.3077
12	455	420	92.3077
13	105	105	100
14	15	15	100
15	1	0	0

Рисунок 2 — результирующая таблица

7. Выводы

По полученной результирующей таблице (рисунок 2) видно, что для ошибок кратности 1, 2 были обнаружены все ошибки, а для остальных кратностей было обнаружено большинство ошибок, что означает о том, что данный код Ц[15:11] отлично подходит для передачи сообщений длиной 11 бит и может быть использован для обнаружения ошибок 1 и 2 кратности.

Список используемой литературы

1. Галкин В.А. Методическое пособие по выполнению домашнего задания по дисциплине «Сети и телекоммуникации», 2018
2. Галкин В.А., Григорьев Ю.А. Телекоммуникации и сети: Учеб. Пособие для вузов.-М.: Изд-во МГТУ им.Н.Э.Баумана, 2003
3. С. М. Рацеев, А. М. Иванцов, П. А. Булдаковский. Об алгоритмах

декодирования циклических кодов, 2021, с.87–94