Московский государственный технический университет им. Н.Э. Баумана

Факультет «Информатика и системы управления»

Кафедра «Автоматизированные системы обработки информации и управления»



**Отчет**

#### По домашнему заданию №1

#### По курсу «Сети и телекоммуникации»

Вариант 19

**ИСПОЛНИТЕЛЬ:**

Попов Илья

Группа ИУ5-51Б

\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_

"\_\_"\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_2020 г.

Москва 2020

Целью домашнего задания является приобретение и закрепление студентами практических навыков по разработке и реализации алгоритмов кодирования и декодирования корректирующим кодом, а также определение реальной обнаруживающей или корректирующей способности этого кода.

Постановка задачи.

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.

Задание.

* Информационный вектор: 1001
* Код: Ц [7,4]
* Способность кода: Ck – корректирующая

Корректирующая способность кода Ck определяется как отношение числа исправленных ошибок Nk 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) - Cin .

Ck = Nk  / Cin

Не исключается возможность возникновения в кодовых комбинациях многократных ошибок, что может привести к ложным исправлениям и (или) необнаружению ошибок при трансформации одной разрешенной комбинации в другую. [1]

Кодирование циклическим кодом:

Этапы:

1. Задана информационная последовательность m(x). Умножить заданный полином степени (k - 1) на х(n-k), т.е. сдвинуть в сторону старших разрядов на (n – k); где n = r+k, r – степень образующего полинома , k – число информационных разрядов данной последовательности;

2. Получить остаток от деления полинома x(n-k)\*m(x) на g(x) – образующий полином. Степень остатка <= n – k – 1.

3. Объединить остаток р(х) и исходный полином x(n-k)\*m(x) для получения кодового слова; x(n-k)\*m(x) @ p(x), где @ - конкатенация;

Декодирование циклического кода:

V(x) – передаваемый кодовый полином; r(x) – принятый;

r(x)=g(x)\*q(x)+S(x), где q(x) – частное, S(x) – остаток от деления принятого полинома на порождающий полином (если S(x) = 0, ошибки нет или она не обнаружена).

r(x)=V(x)+e(x), где e(x) – вектор ошибки;

e(x)=V(x)+q(x)\*g(x)+S(x) или e(x)=[ m(x)+q(x)]\*g(x)+s(x),

т.е. синдром ошибки s(x) есть остаток от деления вектора ошибки на порождающий полином.

Функция декодирующего устройства заключается в оценке полинома вектора ошибки e(x) по синдрому s(x).

Для различных сочетаний одиночных ошибок в кодовой комбинации двоичного циклического [7,4]-кода соответствующие им синдромы представлены в таблице 2. Рассмотрим пример двоичного циклического [7,4]-кода (n=7, k=4). Порождающий полином такого кода является примитивный полином степени (n-k): g(x) = x3 + x + 1 .

Таблица 2.

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| Ошибка *e* ( *x* ) | Синдром s(x) | Вектор синдрома | | |
| s3 | s2 | s1 |
| x0 | x0 | 0 | 0 | 1 |
| x1 | x1 | 0 | 1 | 0 |
| x2 | x2 | 1 | 0 | 0 |
| x3 | x + 1 | 0 | 1 | 1 |
| x4 | x2 + x | 1 | 1 | 0 |
| x5 | x2 + x + 1 | 1 | 1 | 1 |
| x6 | x2 + 1 | 1 | 0 | 1 |

Циклический код[7,4] способен корректно исправлять ошибки только единичной кратности.

Литература.

1. <https://bstudy.net/678673/informatika/tsiklicheskie_kody>
2. Галкин В.А., Григорьев Ю.А. Телекоммуникации и сети: Учеб. Пособие для вузов.-М.: Изд-во МГТУ им.Н.Э.Баумана, 2003
3. <http://www.opennet.ru/docs/RUS/inet_book/>