Московский государственный технический университет им. Н.Э. Баумана

Факультет «Информатика и системы управления»

Кафедра «Системы обработки информации и управления»



**Отчёт**

**о выполнении домашнего задания №1,2**

**по дисциплине «Сети и телекоммуникации».**

**Вариант №18**

**ИСПОЛНИТЕЛЬ:**

Группа ИУ5-51Б

Цыпышев Т.А.

Москва 2024

| Вариант  № | Информационный вектор | Код | Способность кода |
| --- | --- | --- | --- |
| 18 | 1000 | Ц [7,4] | C0 |

**Постановка и метод решения задачи для варианта задания.**

Имеется дискретный канал связи, на вход которого подается закодированная последовательность. Допустимы в канале ошибки любой кратности. Вектор ошибки может принимать значения от единицы в младшем разряде до единицы во всех разрядах кодового вектора. Используется кодирование циклическим кодом. Для каждого значения вектора ошибки на выходе канала после декодирования определяется факт наличия ошибки и предпринимается попытка её исправления.

Необходимо определить обнаруживающую способность кода С0.

**Часть 1.**

**Алгоритм кодирования, декодирования, вычисления обнаруживающей способности кода для ошибок всех возможных кратностей.**

### 1. Подготовка исходного вектора

Сначала мы берем исходный 4-битный информационный вектор, который необходимо закодировать. Чтобы подготовить его к кодированию в циклическом коде [7,4], выполняем его сдвиг влево на *n-k = 3* бита, где:

* *n=7* — общая длина кодового слова;
* *k=4* — количество информационных битов в сообщении.

Этот сдвиг влево добавляет три нуля в младшие разряды исходного 4-битного вектора, что дает в результате 7-битный вектор. Так как наш исходный вектор равен 1000, то после сдвига мы получим 7-битное сообщение: *1000000*.

### 2. Деление на образующий полином

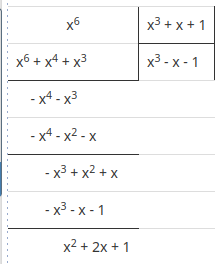
Для циклического кода [7,4] используется образующий полином g(x), который определяет структуру кода. В данном случае:

*g(x) = x3 + x + 1*

или в двоичной записи — *1011*.

Теперь выполняется деление 7-битного сообщения на этот образующий полином. Деление проводится в поле двоичной арифметики, где операции сложения и вычитания соответствуют операции *XOR*. Остаток от этого деления — это проверочные биты, которые будут добавлены к младшим разрядам сообщения, формируя итоговое закодированное слово.

Разделим на образующий полином:



Целая часть: x3 - x - 1

Остаток: x2 + 2x + 1  
Однако мы видим проблему с наличие 2x. Проблема связана с арифметикой в конечных полях GF(2), которая используется в циклических кодах. Для решения этой проблемы необходимо взять 2x mod 2 = 0x. Таким образом получаем остаток x2 + 1

### 3. Формирование итогового сообщения

Итоговое кодовое слово формируется путем добавления оставшегося остатка от деления к информационному вектору. Таким образом, 7-битный вектор (кодовое слово) будет содержать как исходные информационные биты, так и дополнительные проверочные биты, обеспечивая защиту от ошибок при передаче.

Конкатенация исходного полинома с остатком: 1000.101 (vc=x6+x2+1) – есть итоговый полином, то есть сообщение для передачи.

### 4. Введение ошибок и оценка обнаруживающей способности

Для оценки надежности кода вводятся единичные ошибки различной кратности (одноразрядные, двухразрядные и т.д.) в сформированное кодовое слово. Ошибка может находиться как в младших, так и в старших разрядах.

Чтобы оценить обнаруживающую способность кода, для каждого возможного местоположения ошибки выполняется деление и проверка синдрома:

* Синдром — это остаток от деления искаженного (с ошибкой) вектора на образующий полином g(x).
* Если синдром ненулевой, значит, код обнаружил ошибку. Если синдром равен нулю, это указывает на отсутствие обнаруженной ошибки.

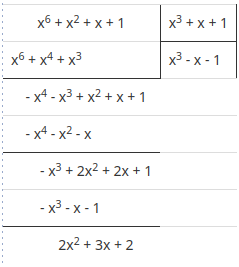
Для ошибки e(x) = x1:

Закодированное сообщение: v(x)=x6 + x2 + 1.

Принятая последовательность:  
r(x) = v(x) + e(x) = x6 + x2 + x+1

Синдром:  
S(x)=r(x) mod  g(x).

Делим x6 + x2 + 1 на x3 + x + 1 в GF(2). Остаток — синдром.



Целая часть: x3 - x - 1

Остаток: 2x2 + 3x + 2

Синдром: S(x)=0x2 + 1x + 0\*1=010

Из таблицы место ошибки – разряд с весом 1.

| 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 |

### 5. Расчет обнаруживающей способности

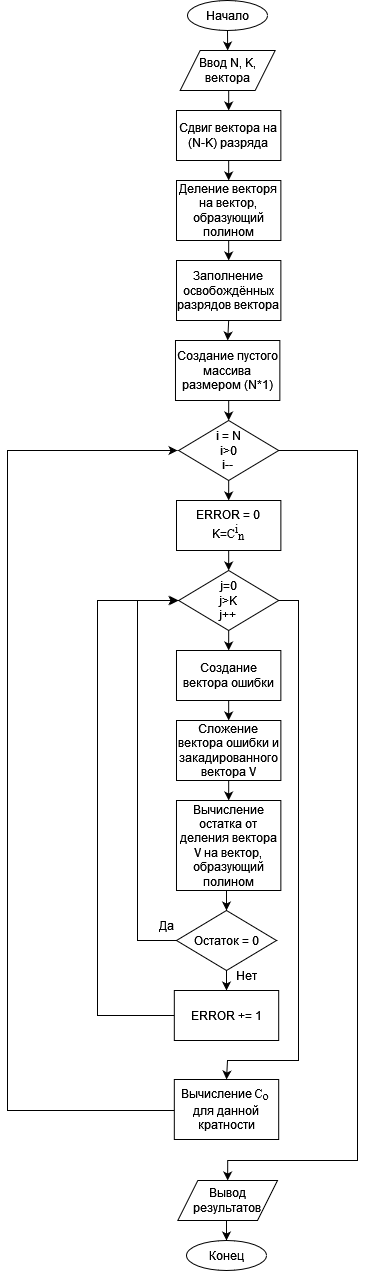
Обнаруживающая способность кода вычисляется по формуле:

*Cо = No / Cin*

где:

* *No*​ — количество обнаруженных ошибок, то есть ошибок, при которых синдром оказался ненулевым;
* *Cin*​ — общее количество проверок для ошибок всех заданных кратностей.

Таким образом, показатель Со​ отражает эффективность кода в обнаружении ошибок.



**Часть 2.**

### Методика решения

Для оценки обнаруживающей способности кода проводится полный перебор всех возможных ошибок , сгруппированных по классам на основе числа единиц в их двоичном представлении. Для каждой группы ошибок строится таблица соответствий синдромов и ошибок. Синдром вычисляется делением вектора ошибки на порождающий полином g(x) = x3 + x + 1 (10112).

#### Этапы выполнения:

1. **Классы ошибок**:  
   Существует 7 классов ошибок — от разрядности 1 до разрядности 7.  
   Число ошибок в каждом классе определяется по формуле , где i — кратность ошибки.

Все возможные ошибки, сгруппированные по классам, представлены в таблице П.1. Общее число ошибок составляет 2n−1=1272^n - 1 = 127, что совпадает с расчетами.

1. **Имитирование канала связи**:  
    Передача данных моделируется следующим образом:
   * Информационный вектор в закодированном виде (1000.101) передается через симулированный канал связи.
   * На исходное сообщение последовательно накладываются все векторы ошибок.
2. **Декодирование на приемнике**:
   * Приемник делит входящий циклический код на порождающий полином.
   * Если синдром ненулевой, определяется ошибка, соответствующая синдрому (по заранее рассчитанной таблице).
   * Вектор ошибки используется для исправления сообщения. Если после исправления декодированное сообщение совпадает с исходным, декодирование считается успешным, и счетчик исправленных ошибок увеличивается.
3. **Расчет обнаруживающей способности**:  
    Обнаруживающая способность рассчитывается по формуле:  
   ×100%,  
   где — число обнаруженных ошибок, — общее число ошибок в классе.

#### 

#### Реализация

Для выполнения задачи целесообразно использовать компьютерную программу. В качестве языка выбран **Go**, благодаря его:

* эффективной работе с памятью;
* поддержке побитовых операций (например, исключающее ИЛИ — XOR);
* наличию инструментов для визуализации данных через HTML-шаблоны.

### Модель канала связи

1. **Передатчик**:  
   Имитация передатчика осуществляется через переменную, содержащую закодированное сообщение (1000.101).
2. **Канал связи**:  
   Симуляция канала реализована циклом, который накладывает вектора ошибок на передаваемое сообщение.
3. **Приемник**:
   * Принимающий код делится на порождающий полином.
   * Ненулевой синдром указывает на наличие ошибки.
   * Используя таблицу синдромов, приемник исправляет сообщение.

### Результаты

В результате выполнения программы были получены:

* Таблицы ошибок, сгруппированные по кратности.
* Таблицы синдромов для ошибок кратности 1.
* Таблицы синдромов для ошибок разной кратности.
* Итоговая таблица, содержащая:
  + кратность ошибки,
  + число ошибок в классе,
  + число обнаруженных ошибок,
  + обнаруживающую способность (в процентах).

### Выводы

Код Ц[7,4] выделяет 3 дополнительных бита для хранения синдрома. Несмотря на то, что этих бит недостаточно для покрытия всех 127 ошибок, использование порождающего полинома позволяет закодировать 10 уникальных ненулевых синдромов. Это обеспечивает полное покрытие всех ошибок кратности 1, которых всего 7.

Код Ц[7,4] отлично подходит для передачи информационных сообщений длиной 4 бита, однако не справляется с обнаружением и исправлением ошибок большей кратности. В таких случаях код, как и все циклические коды, размножает ошибку, если она остается необнаруженной.

**Литература и URL-ссылки:**

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