

Министерство образования Республики Беларусь

Учреждение образования

Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники

Кафедра РТС

Отчет по лабораторной работе №1

«КОДИРОВАНИЕ И ДЕКОДИРОВАНИЕ ЛИНЕЙНЫХ ГРУППОВЫХ КОДОВ»

Выполнил:

ст.гр.240102
shlom41k

Проверил:

Панькова В.В.

Минск 2015

Цель работы

1. Изучить методы помехоустойчивого кодирования и декодирования информации с помощью линейных групповых кодов.
2. Изучить принципы построения и функционирования кодирующих и декодирующих устройств этих кодов.
3. Исследовать основные характеристики линейных кодов.

Расчет предварительного задания

1. Записать проверочную матрицу и определить основные параметры кода.

Информационное слово $a = [1\ 0\ 1\ 1]$.

Кодовое слово $c = [1\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ 1]$.

Проверочная матрица:

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

Длина кода $n = 7$.

Число информационных разрядов $k = 4$.

Число проверочных разрядов $r = 3$.

Мощность $M = q^k = 2^4 = 16$.

Кодовое расстояние $d_{min} = 3$.

Максимальная кратность обнаруживаемых ошибок $t_{обн} \leq 2$.

Максимальная кратность исправляемых ошибок $t_{исп} \leq 1$.

2. Синтезировать схему кодера.

Кодер умножает входной информационный вектор на заданную порождающую матрицу $c = a \cdot G$.

По правилам матричного умножения получаем способ вычисления каждого разряда кодового слова:

$$c_0 = a_0;$$

$$c_1 = a_1;$$

$$c_2 = a_2;$$

$$c_3 = a_3;$$

$$c_4 = a_0 + a_1 + a_2$$

$$c_5 = a_0 + a_1 + a_3$$

$$c_6 = a_0 + a_2 + a_3$$

Схема кодера на элементах «исключающее ИЛИ»

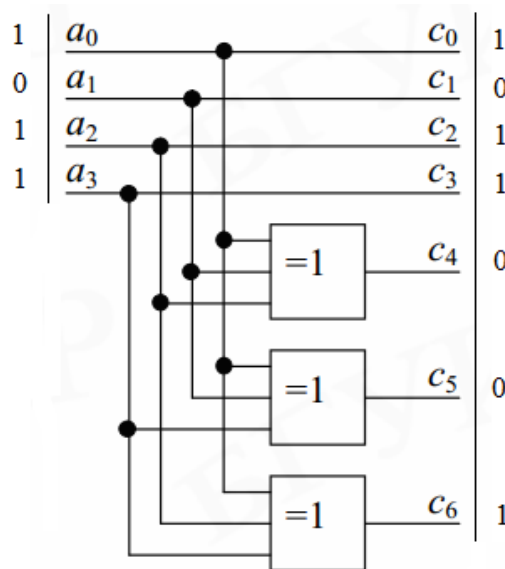


Рисунок 1 – Схема кодера

3. Синтезировать схему синдромного декодера.

$$s = y \cdot H^T = e \cdot H^T$$

Получаем способ вычисления каждого из разрядов синдрома:

$$\begin{aligned} s_0 &= y_0 + y_1 + y_2 + y_4; \\ s_1 &= y_0 + y_1 + y_3 + y_5; \\ s_2 &= y_0 + y_2 + y_3 + y_6. \end{aligned}$$

Схема вычислителя синдрома реализуем на элементах «исключающее ИЛИ»

Из соотношения $s = e \cdot H^T$ можно найти значение синдрома для каждого вектора ошибки, который может быть исправлен с помощью данного кода. Достаточно вычислить только те разряды вектора ошибки, которые соответствуют информационным разрядом кодового слова. Тогда таблицу дешифрации можно сократить.

Дешифратор синдрома реализуем с использованием селекторов кода «НЕ-И».

Передаваемое кодовое слово $c = y - e$. Поэтому блок коррекции ошибок строится на элементах «исключающее ИЛИ».

Флаг наличия ошибок можно сформировать с помощью схемы «ИЛИ».

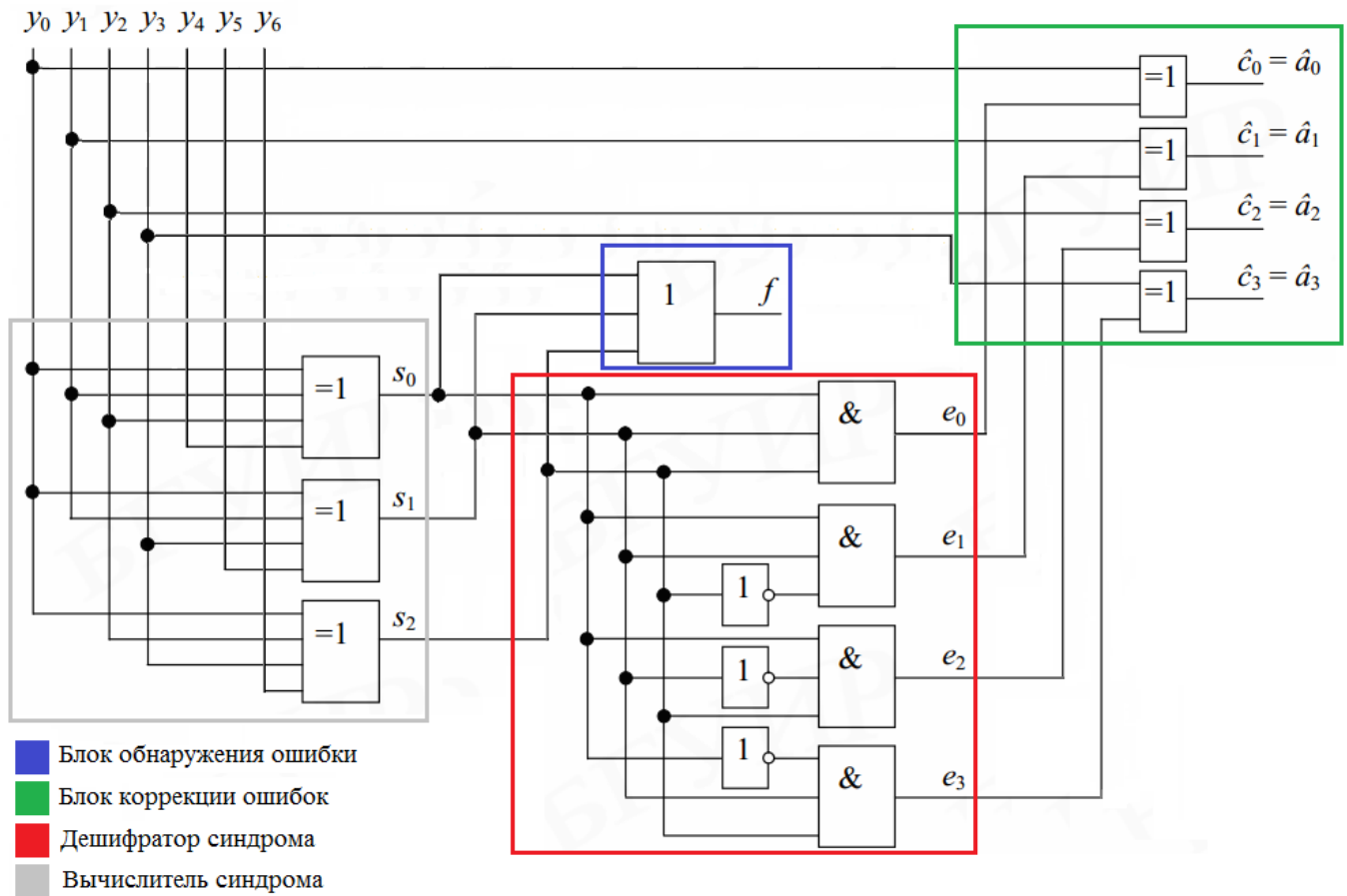


Рисунок 2 – Схема синдроного декодера

4. Синтезировать схему мажоритарного декодера.

Декодируем разряд a_0 для кода, заданного системой уравнений:

$$\begin{cases} c_0 = a_0, \\ c_1 = a_1, \\ c_2 = a_2, \\ c_3 = a_3, \\ c_4 = a_0 + a_1 + a_2, \\ c_5 = a_0 + a_1 + a_3, \\ c_6 = a_0 + a_2 + a_3. \end{cases}$$

Из этих уравнений можно выразить a_0 четырьмя способами, и, учитывая эквивалентность сложения и вычитания по модулю 2, записать:

$$\begin{cases} a_0 = c_0 \\ a_0 = c_4 + a_1 + a_2 \\ a_0 = c_5 + a_1 + a_3 \\ a_0 = c_6 + a_2 + a_3 \end{cases} \xrightarrow{a_1 = c_1; a_2 = c_2; a_3 = c_3} \begin{cases} a_0 = c_0 \\ a_0 = c_1 + c_2 + c_4 \\ a_0 = c_1 + c_3 + c_5 \\ a_0 = c_2 + c_3 + c_6 \end{cases}$$

Таким образом, в декодере формируются предварительные оценки a_0 :

$$\begin{cases} \hat{a}_0 = y_0, \\ \hat{a}_0 = y_1 + y_2 + y_4, \\ \hat{a}_0 = y_1 + y_3 + y_5, \\ \hat{a}_0 = y_2 + y_3 + y_6, \\ \hat{a}_0 = y_4 + y_5 + y_6. \end{cases}$$

Аналогичным способом формируются оценки остальных информационных разрядов.

Схема декодирования разряда будет состоять из элементов «исключающее ИЛИ», вычисляющие оценки, и мажоритарного элемента (Maj), формирующего окончательную оценку по большинству.

Аналогичным способом строятся схемы декодирования остальных разрядов.

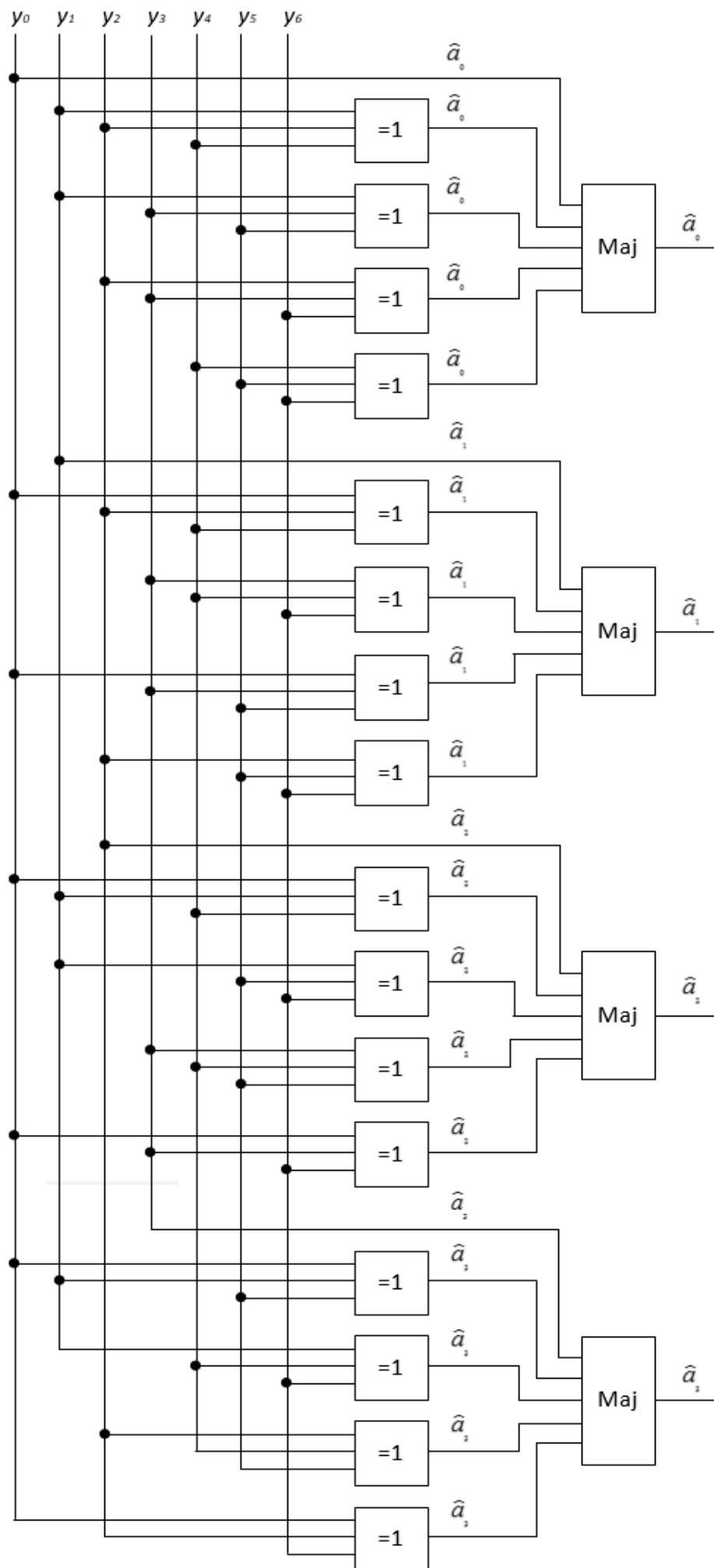


Рисунок 3 – Схема мажоритарного декодера

Выполнение работы

Оценили способность кода обнаруживать и исправлять одиночные ошибки. Результаты фиксировали в таблицу. Оценили возможность кода обнаруживать и исправлять двойные ошибки. Для этого, перебирая различные значения векторов ошибок, по возможности, фиксировали три случая: а) ошибка обнаруживается и исправляется; б) ошибка обнаруживается но не исправляется; в) ошибка не обнаруживается. Результаты фиксировали в таблицу. Оценили возможность кода обнаруживать и исправлять ошибки, кратные трем, четырем и т.д. до тех пор, пока не будет найдена хотя бы одна комбинация ошибок, которая не обнаруживается данным кодом. Результаты фиксировали в таблицу.

Таблица 1 – Результаты лабораторного эксперимента

Кодер		Канал связи		Декодер синдромный			Декодер мажори- тарный	
<i>a</i>	<i>c</i>	<i>e</i>	<i>y</i>	$\hat{a}$	<i>S</i>	<i>f</i>	$\hat{a}$	
Одиночные ошибки								
1011	1011001	1000000	0011001	1011	111	1	1011	
		0100000	1111001	1011	110	1	1011	
		0010000	1001001	1011	101	1	1011	
		0001000	1010001	1011	011	1	1011	
		0000100	1011101	1011	100	1	1011	
		0000010	1011011	1011	010	1	1011	
		0000001	1011000	1011	001	1	1011	
Двойные ошибки								
1011	1011001	1100000	0111001	0111	001	1	0111	б
		1010000	0001001	0001	010	1	0001	б
		1001000	0010001	0010	100	1	0010	б
		1000100	0011101	0010	011	1	0010	б
		1000010	0011011	0001	101	1	0001	б
		1000001	0011000	0111	110	1	0111	б
		0110000	1101001	1100	011	1	1100	б
		0101000	1110001	1100	101	1	1100	б
		0100100	1111101	1111	010	1	1111	б
		0100010	1111011	1111	100	1	1111	б
		0100001	1111000	0111	111	1	0111	б
		0011000	1000001	1100	100	1	1100	б
		0010100	1001101	1001	001	1	1001	б
		0010010	1001011	0001	111	1	0001	б
		0010001	1001000	1001	100	1	1001	б
		0001100	1010101	0010	111	1	0010	б
		0001010	1010011	1010	001	1	1010	б
		0001001	1010000	1010	010	1	1010	б
		0000110	1011111	1111	110	1	1111	б
		0000101	1011100	1001	101	1	1001	б
		0000011	1011010	1010	011	1	1010	б
Ошибки кратности 3								
		1110000	0101001	0101	100	1	0101	б
		1101000	0110001	0110	010	1	0110	б

1011	1011001	1100100	0111101	0101	101	1	0101	б
		1100010	0111011	0110	011	1	0110	б
		100001	0111000	0111	000	0	0111	в
Ошибки кратности 4								
1011	1011001	1111000	0100001	1100	111	1	1100	б
		1110100	0101101	0101	000	0	0101	в
Ошибки кратности 5								
1011	1011001	1111100	0100101	0101	011	1	0101	б
		1111010	0100011	0110	101	1	0110	б
		1111001	0100000	0000	110	1	0000	б
		1110110	0101111	0101	010	1	0101	б
		1110101	0101100	0101	001	1	0101	б
		1110011	0101010	1101	111	1	1101	б
		1101110	0110111	0110	100	1	0110	б
		1101101	0110100	1110	111	1	1110	б
		1100111	0111110	0011	110	1	0011	б
		1010111	0001110	0011	101	1	0011	б
		1001111	0010110	0011	011	1	0011	б
		0011111	1000110	1000	001	1	1000	б
		0111110	1100111	1000	110	1	1000	б
		0111101	1100100	1110	101	1	1110	б
		0111011	1100010	1101	011	1	1101	б
		0110111	1101110	1101	100	1	1101	б
		0101111	1110110	1110	010	1	1110	б
		1101011	0110010	0110	001	1	0110	б
		1011110	0000111	1000	111	1	1000	б
		1011101	0000100	0000	100	1	0000	б
		1011011	0000010	0000	010	1	0000	б
Ошибки кратности 6								
1011	1011001	1111110	0100111	0100	001	1	0100	б
		1111101	0100100	0100	010	1	0100	б
		1111011	0100010	0100	100	1	0100	б
		1110111	0101110	0100	011	1	0100	б
		1101111	0110110	0100	101	1	0100	б
		1011111	0000110	0100	110	1	0100	б
		0111111	1100110	0100	111	1	0100	б
Ошибки кратности 7								
1011	1011001	1111111	0100110	0100	000	0	0100	в

Вывод

В данной лабораторной работе были изучены методы помехоустойчивого кодирования и декодирования информации с помощью линейных групповых кодов. Были изучены принципы построения и функционирования кодирующих и декодирующих устройств а также исследованы основные характеристики групповых кодов.