ФЕДЕРАЛЬНОЕ АГЕНТСТВО ПО ОБРАЗОВАНИЮ
ГОСУДАРСТВЕННОЕ ОБРАЗОВАТЕЛЬНОЕ УЧРЕЖДЕНИЕ
ВЫСШЕГО ПРОФЕССИОНАЛЬНОГО ОБРАЗОВАНИЯ
«МОРДОВСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ
им. Н. П. ОГАРЁВА»

ОСНОВЫ ЦИФРОВОЙ РАДИОСВЯЗИ

ПОМЕХОУСТОЙЧИВОЕ КОДИРОВАНИЕ

МЕТОДИЧЕСКИЕ УКАЗАНИЯ

САРАНСК
ИЗДАТЕЛЬСТВО МОРДОВСКОГО УНИВЕРСИТЕТА
2009

УДК 621.394.147

Составитель Д.В. Пьянзин

Рецензент:
Горюнов В.А., д.ф.-м.н., профессор

Основы цифровой радиосвязи. Помехоустойчивое кодирование : метод. указания / сост. Д. В. Пьянзин. – Саранск : Изд-во Мордов. ун-та, 2009. – 16 с.

Приведены сведения, поясняющие назначение и способы построения помехоустойчивых кодов Хэмминга и циклических кодов. Текстовый материал дополняется примерами построения данных кодов и структурами кодирующих/декодирующих устройств на их основе.

Предназначено для студентов специальности «Радиотехника» очной и заочной форм обучения, может быть полезно студентам других специальностей, связанных с электронной техникой.

Печатается по решению научно-методического совета Мордовского государственного университета им. Н. П. Огарёва.

ПОЯСНИТЕЛЬНАЯ ЗАПИСКА

В настоящее время системы передачи дискретной (цифровой) информации являются основой современной техники связи. Применение цифровой передачи данных открывает более широкие возможности обработки информации, недоступные при использовании аналоговой связи.

Одной из важнейших задач при передаче цифровой информации, является обеспечение высокой достоверности передаваемых данных, так как в реальных каналах связи присутствуют помехи, искажающие информацию. Наиболее эффективным методом обеспечения высокого качества цифровой передачи является применение помехоустойчивых кодов. При использовании данного метода в исходную кодовую комбинацию вводится избыточность, т.е. дополнительные элементы, сформированные по известным правилам.

На сегодняшний день существуют различные классы помехоустойчивых кодов, которые отличаются друг от друга структурой, назначением, методами кодирования/декодирования и т.д. [1 – 9].

Данные методические указания предназначены для выполнения практических работ в области помехоустойчивого кодирования цифровой информации по дисциплине «Основы цифровой радиосвязи».

1. КЛАССИФИКАЦИЯ ПОМЕХОУСТОЙЧИВЫХ КОДОВ

Помехоустойчивые коды (рис.1) делятся на два больших класса: блочные и свёрточные [8, 9].

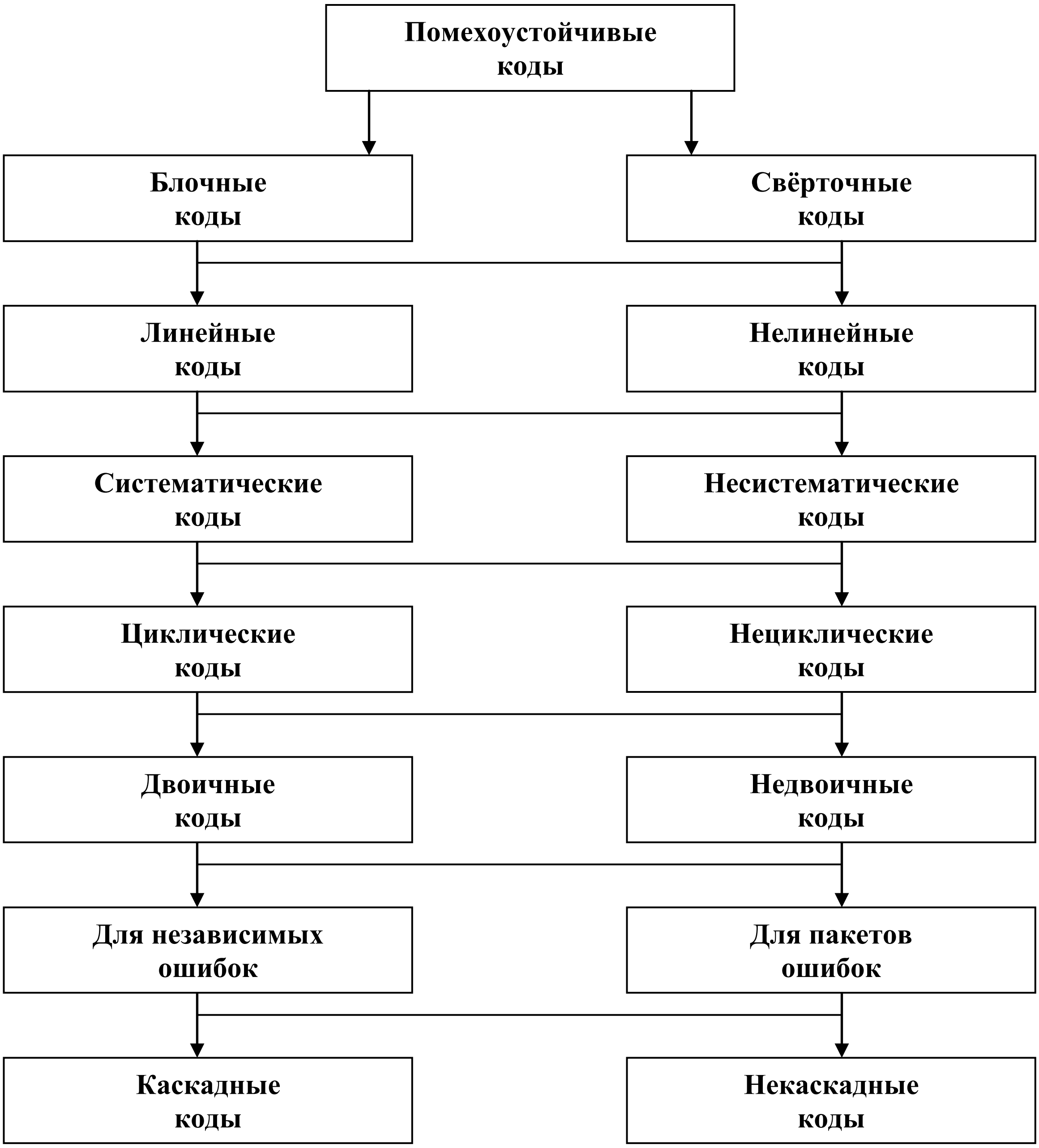

Рис. 1. Классификация помехоустойчивых кодов

Свёрточные коды представляют собой непрерывные последовательности единичных элементов, не разделенные на блоки. В таких кодах избыточные разряды помещаются в определённом порядке между информационными.

В блочных кодах непрерывная информационная последовательность делится на блоки – сообщения длиной k символов. Кодер преобразует блоки информации в более длинные двоичные последовательности, состоящие из n символов, которые называются кодовыми словами. Символы (n–k), добавляющиеся к каждому блоку информации, называются избыточными. Важными параметрами блочного кода являются скорость кода $\frac{k}{n}$ и минимальное кодовое расстояние d_0 . Последний параметр определяется минимальным расстоянием (расстоянием Хэмминга) между любыми двумя кодовыми словами длины n.

Практически все схемы кодирования, применяемые на практике, основаны на линейных кодах. Код называется линейным, если сумма по модулю 2 двух кодовых комбинаций также является кодовой комбинацией этого кода. Нелинейные коды указанным свойством не обладают и применяются значительно реже.

Важным качеством линейных блочных кодов является систематичность. Систематический код содержит неизменную информационную часть длиной k символов и избыточную длиной (n–k) символов. Блочный код, обладающий свойствами линейности и систематичности, называется линейным блочным систематическим кодом и обозначается как (n, k).

Помехоустойчивые коды также можно разделить на коды, исправляющие одиночные или пакетные ошибки. Одиночными называются ошибки, каждая пара которых разделена не менее чем n символами. На практике свойства каналов связи таковы, что ошибки группируются и это приводит к возникновению пакетных ошибок. Эффективным методом уменьшения влияния пакетных ошибок является операция перемежения (перемешивания), когда символы перед передачей по каналу связи переставляются в заданном порядке, а на приемной стороне восстанавливается исходный порядок их следования, т.е. выполняется деперемежение. В результате на приеме возможные пакетные ошибки преобразуются в группы независимых случайных ошибок, что позволяет повысить эффективность помехоустойчивого кодирования.

Каскадные коды были предложены в качестве метода практической реализации кода с большой длиной блока и высокой корректирующей способностью. Эта цель достигается введением нескольких уровней кодирования. Примером такого типа кодов является итеративный код [9].

2. ЛИНЕЙНЫЕ КОДЫ ХЭММИНГА

Коды Хэмминга относятся к линейным систематическим кодам, в которых проверочные разряды (избыточные символы) формируются линейным преобразованием (суммированием по модулю 2) информационных разрядов (символы сообщения). Данные коды имеют кодовое расстояние d_0=3 и d_0=4. Количество обнаруживаемых t_0 и исправляемых $t_и$ ошибок кодами данного типа связано с кодовым расстоянием следующим выражением:

$$d_0 \geq t_0 + t_и + 1. \qquad (1)$$

Таким образом, с учетом кодового расстояния, коды Хэмминга позволяют исправлять только одну ошибку.

В зависимости от количества информационных и проверочных разрядов в кодовых словах выделяют коды Хемминга (7, 4), (9, 5), (11, 7), (15, 11). Обозначение кода (7, 4) означает, что длина кодового слова равна 7 бит, а длина сообщения 4.

Следовательно, число проверочных разрядов r в коде равно 3. По аналогии рассматриваются другие типы кодов.

Основной задачей построения помехоустойчивых кодов является нахождение их проверочных разрядов. Для кодов Хэмминга оператор формирования имеет следующий вид:

$$b_i = R_i\{a_j\}, \; i = 1, \; 2, ..., \; r \tag{2}$$

где b_i – символы проверочной группы; a_j – символы информационной группы; R_i – операторы; r – число элементов проверочной группы.

Обнаружение и исправление ошибок кодом Хэмминга сводится к определению и последующему анализу «синдрома», который рассчитывается следующим образом:

$$\oplus \frac{\begin{matrix} b_1^* b_2^* .....b_r^* \\ b_1 b_2 ......b_r \end{matrix}}{C_1 C_2 .....C_r}. \tag{3}$$

«Синдром» определяется как сумма по модулю 2 принятых приемником проверочных разрядов b_i кода Хэмминга и заново вычисленных проверочных разрядов b^*_i по принятым информационным элементам кода. При этом проверочные разряды b^*_i рассчитываются по тем же самым выражениям, которые использовались при расчете b_i.

Если в результате суммирования по модулю 2 элементов b_i и b^*_i «синдром» равен нулю, то ошибки в кодовой комбинации отсутствуют, при наличии ошибки в составе «синдрома» появятся единицы.

Двоичное число «синдрома» представляет собой условный номер (в десятичной системе) разряда в коде, где произошла ошибка. В таблице 1 приведены числа, представляющие синдром, для кода Хэмминга (7, 4).

Таблица 1

Число синдрома	**C_1**	**C_2**	**C_3**	**Элементы кодовой комбинации с ошибкой**
1	0	0	1	b_3
2	0	1	0	b_2
3	0	1	1	a_1
4	1	0	0	b_1
5	1	0	1	a_2
6	1	1	0	a_3
7	1	1	1	a_4

Если ошибка происходит в одном из проверочных элементов, то в составе «синдрома» будет только одна единица, например, при возникновении ошибки в разряде b_1 ей будет соответствовать двоичный код «синдрома» 100 (десятичное число 4). Появление большего числа единиц в «синдроме» будет связано с ошибками в информационной части кода. В таблице условные номера присваиваются информационным элементам в порядке возрастания двоичного числа «синдрома».

Используя приведенную таблицу, определяются выражения для расчёта элементов проверочной группы b_i. Например, в двоичном коде «синдрома» элемента b_1 единица присутствует в разряде C_1, поэтому в выражение для его расчёта будут входить только те информационные элементы кода, у которых в разряде C_1 «синдрома» также находится единица. Такими информационными элементами являются a_2, a_3 и a_4. По аналогии определяются формулы для расчёта b_2 и b_3.

Таким образом, выражения для расчета проверочной группы кода Хэмминга (7, 4) имеют вид:

$$R_1 : b_1 = a_2 \oplus a_3 \oplus a_4; \tag{4}$$

$$R_2 : b_2 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_4; \tag{5}$$

$$R_3 : b_3 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_4. \tag{6}$$

Приведенные соотношения можно компактно отобразить в виде проверочной матрицы H:

$$\mathrm{H}_{(7,4)} = \begin{array}{c} \begin{vmatrix} 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{vmatrix} \begin{matrix} b_1 \\ b_2 \\ b_3 \end{matrix} \\ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & & & \end{matrix} \end{array}. \tag{7}$$

По аналогии строится таблица, проверочная матрица и выводятся выражения для расчета проверочной группы кодов Хэмминга (9, 5), (11, 7), (15, 11).

Аппаратная реализация кодера Хэмминга может быть представлена в соответствии со структурной схемой, приведённой на рис. 2.

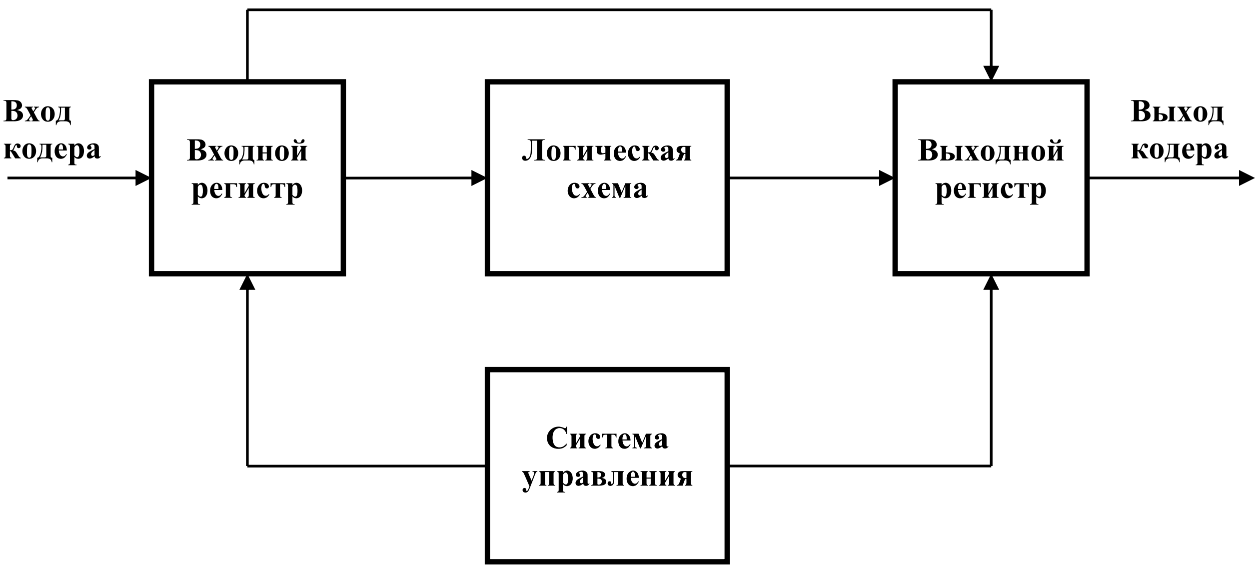

Рис. 2. Структурная схема кодера Хэмминга

Кодер включает в себя входной и выходной регистры, логическую схему и систему управления. На вход устройства поступает информационная последовательность от источника сообщения, которая записывается во входной регистр. В логической схеме рассчитываются элементы проверочной группы, согласно выражениям, полученным на основе анализа «синдрома». После этого, информационная и проверочная кодовые группы записываются в выходной регистр. Система управления реализует заданный алгоритм кодирования информации.

Структура декодера Хэмминга приведена на рис. 3. Она включает в себя входной и выходной регистры, логическую схему и схему сравнения, дешифратор и схему исправления ошибок. Код Хэмминга поступает во входной регистр, где выполняется его преобразование из последовательной формы в параллельную. Логическая схема рассчитывает элементы проверочной группы b^*_i по принятым информационным элементам. Схема сравнения вычисляет «синдром». В случае ненулевого «синдрома» дешифратор выполняет преобразование его двоичного кода в десятичный, соответствующий номеру разряда кода в котором произошла ошибка, а схема исправления ошибок инвертирует данный разряд. В выходной регистр записывается декодированная кодовая последовательность. Система управления реализует заданный алгоритм декодирования информации.

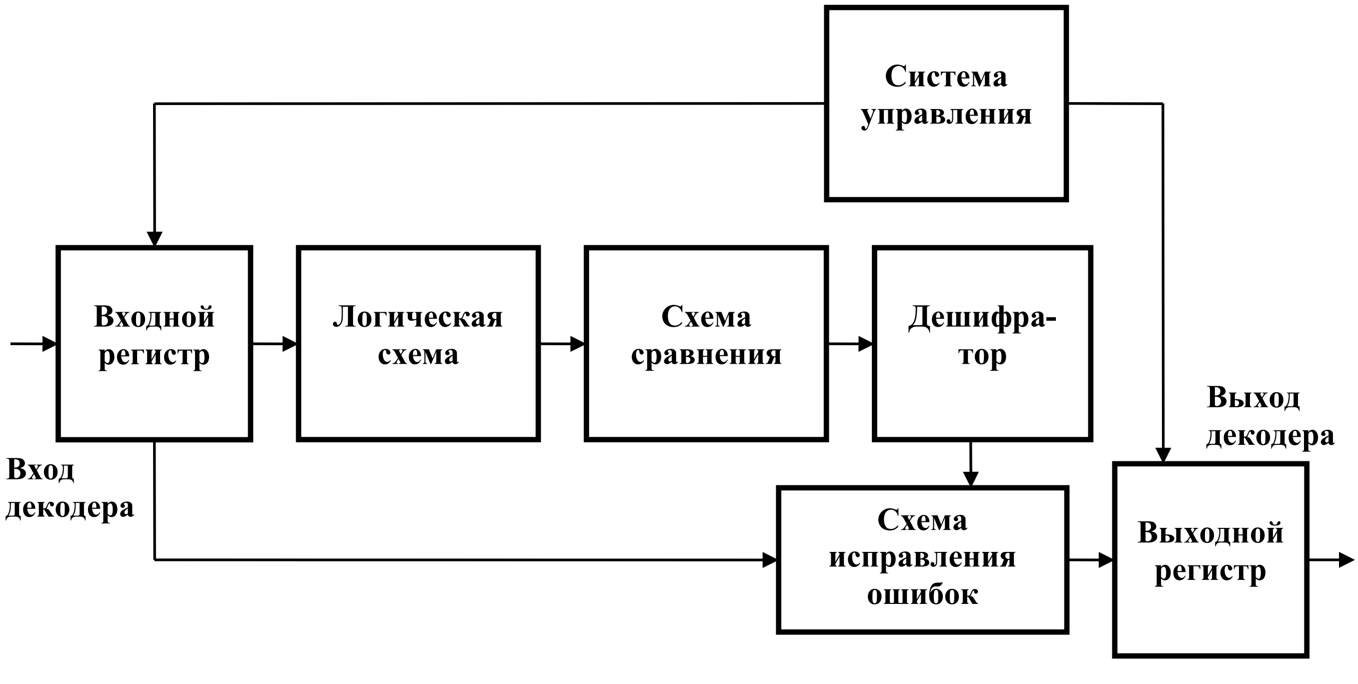

Рис. 3. Структурная схема декодера Хэмминга

Рассмотрим примеры реализации кода Хэмминга.

Пример 1. Имеется комбинация информационных элементов 1100. Построим разрешенную кодовую комбинацию Хэмминга (7, 4).

Для расчета элементов проверочной группы воспользуемся выражениями (4) – (6):

$$R_1 : b_1 = a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 = 1 \oplus 0 \oplus 0 = 1;$$
$$R_2 : b_2 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 = 1 \oplus 0 \oplus 0 = 1;$$
$$R_3 : b_3 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 = 1 \oplus 1 \oplus 0 = 0.$$

Таким образом, код Хэмминга выглядит следующим образом 1100110.

Пример 2. Разрешенная кодовая комбинация имеет следующий вид 1100110 (получена в предыдущем примере). Пусть произошла ошибка в разряде a_3, т.е. после передачи данной информации по каналу связи кодовая комбинация приобрела следующий вид 1110110. Убедимся, что полученный в предыдущем примере код исправит данную ошибку.

Вычислим по информационной части принятой кодовой комбинации новые проверочные разряды:

$$R_1 : b_1^* = a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 = 1 \oplus 1 \oplus 0 = 0;$$

$$R_2 : b_2^* = a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 = 1 \oplus 1 \oplus 0 = 0;$$

$$R_3 : b_3^* = a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 = 1 \oplus 1 \oplus 0 = 0.$$

Рассчитаем «синдром» для этого суммируем по модулю 2 принятую проверочную группу и заново рассчитанную. Результатом данной операции является двоичный код 110, соответствующий десятичному числу 6. В таблице 1 данному десятичному числу соответствует разряд a_3. Следовательно, в данном разряде необходимо единицу заменить нулем.

3. ЦИКЛИЧЕСКИЕ КОДЫ

Циклические коды относятся к классу линейных систематических кодов и обладают всеми их свойствами. Удобно рассматривать кодовые комбинации циклического кода не в виде последовательности нулей и единиц, а в виде полинома некоторой степени:

$$F(x) = a_{n-1}x^{n-1} + a_{n-2}x^{n-2} + ... + a_1 x + a_0, \quad (8)$$

где x – основание системы счисления; a_i – цифры данной системы счисления; $n–1$, $n–2$,… – показатель степени, в которую возводится основание, и одновременно порядковые номера, которые занимают разряды, начиная от старшего и заканчивая нулевым.

Коды данного типа получили название циклических, так как циклический сдвиг $a_{n-2}, a_{n-3},\ldots a_2, a_1, a_0, a_{n-1}$ разрешенной комбинации $a_{n-1}, a_{n-2},\ldots a_1, a_0$ также является разрешенной комбинацией. Такая циклическая перестановка при использовании представления в виде полиномов появляется в результате умножения данного полинома на x.

Особую роль в теории циклических кодов играют неприводимые многочлены. Такой многочлен делится только на самого себя и на единицу. В теории кодирования неприводимые многочлены называются образующими полиномами, поскольку они «образуют» разрешенные кодовые комбинации [7]. В таблице 2 приведены некоторые образующие полиномы.

Таблица 2

r	*P(x)*	Двоичная запись *P(x)*
2	x^2+x+1	111
3	x^3+x+1	1011
4	x^4+x+1	10011
5	x^5+x^2+1 $x^5+x^4+x^3+x^2+1$ $x^5+x^4+x^2+x+1$	100101 111101 110111
6	x^6+x+1	1000011

	$x^6+x^5+x^2+x+1$	1100111
7	x^7+x^3+1 $x^7+x^3+x^2+x+1$ $x^7+x^4+x^3+x^2+1$	10001001 10001111 10011101
8	$x^8+x^7+x^6+x^5+x^2+x+1$ $x^8+x^4+x^3+x^2+1$ $x^8+x^6+x^5+x+1$	111100111 100011101 101100011

Построение разрешенной кодовой комбинации циклического кода сводится к следующему:

1) Представляем информационную часть кодовой комбинации длиной k в виде полинома $Q(x)$.

2) Производим сдвиг k-разрядной кодовой комбинации на r разрядов, путём умножения $Q(x)$ на одночлен x^r.

3) Делим многочлен $Q(x)x^r$ на образующий полином $P(x)$ степень которого равна r. В результате деления образуется остаток $R(x)$.

4) Разрешенная кодовая комбинация циклического кода имеет следующий вид:

$$F(x) = Q(x)x^r \oplus R(x). \qquad (9)$$

Обнаружение ошибок при циклическом кодировании сводится к делению принятой кодовой комбинации на тот же образующий полином $P(x)$, который использовался при кодировании. Если ошибок в принятой кодовой комбинации нет, то деление на образующий полином производится без остатка. Если при делении получится остаток, то это свидетельствует о наличии ошибки. Остаток от деления в циклических кодах играет роль «синдрома».

Для определения местоположения ошибки в циклическом коде существует ряд методов, основанных на анализе «синдрома» $R(x)$. Один из данных методов приведен в примере 2.

Основным функциональным узлом кодирующих и декодирующих устройств циклических кодов является схема деления, структура которой приведена на рис. 4.

В состав схемы деления входят сдвигающий регистр (ячейки 1 – 4), сумматоры по модулю 2 (М2) и ключ (Кл). Число ячеек сдвигающего регистра выбирается равным степени образующего полинома, а число сумматоров по модулю 2 на единицу меньше его веса. Таким образом, на рис. 4 приведена схема деления на полином $P(x)=x^4+x+1$, так как его степень равна четырем, а его вес (число членов в полиноме) трём. Делимое в виде двоичного кода подается на вход сдвигающего регистра, а полином $P(x)$ вводится в регистр в виде соответствующим образом подобранной структуры обратных связей через сумматоры по модулю 2. Ключ замыкает обратную связь, что обеспечивает работу схемы деления.

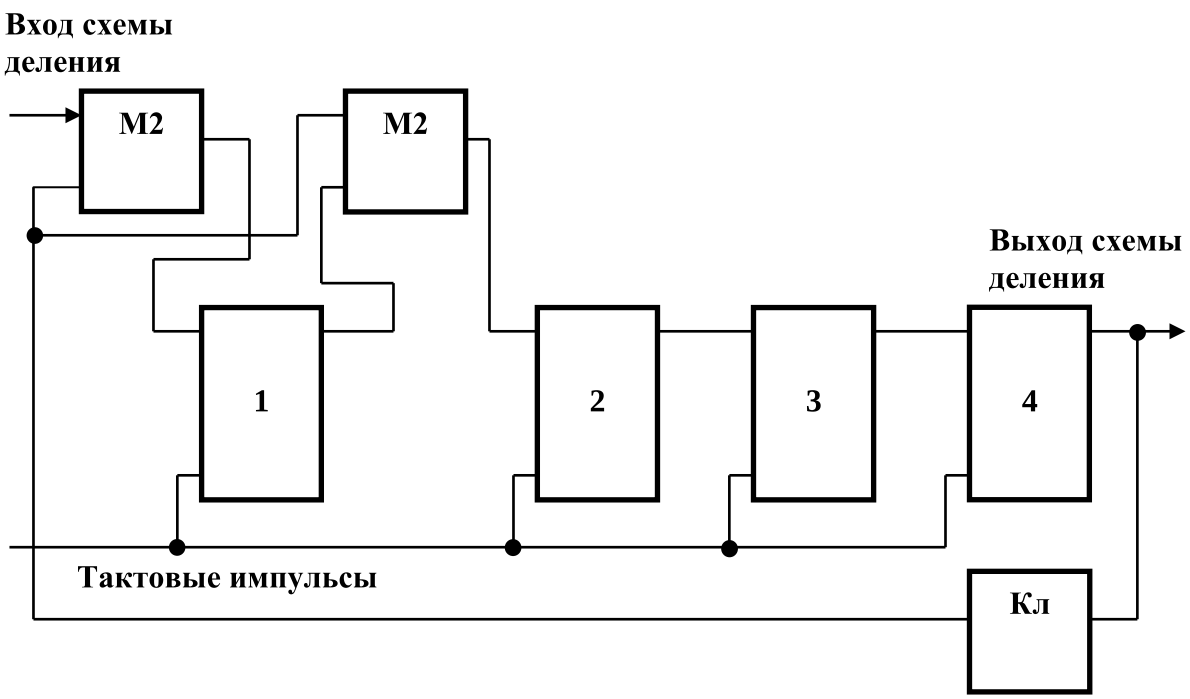

Рис. 4. Схема деления на *P(x)*

Рассмотрим примеры реализации циклического кода.

Пример 1. Дана кодовая комбинация 11001. Необходимо построить циклический код с минимальным кодовым расстоянием $d_0=4$.

Исходя из данного кодового расстояния, количество проверочных символов r для данного кода будет равно 4. Следовательно, необходим код (9, 5).

По таблице образующих полиномов определяем полином, соответствующий $r=4$, это $P(x)=x^4+x+1$.

1) Запишем исходную информационную последовательность в виде полинома $Q(x)=x^4+x^3+1$.

2) Умножим полином $Q(x)$ на x^r: $Q(x)x^4=(x^4+x^3+1)x^4=x^8+x^7+x^4$.

3) Разделим $Q(x)x^4$ на $P(x)$:

$$\begin{array}{rl|l}
 & x^8+x^7+x^4 & \underline{x^4+x+1} \\
\oplus & \underline{x^8+x^5+x^4} & x^4+x^3+x+1 \\
 & x^7+x^5 & \\
\oplus & \underline{x^7+x^4+x^3} & \\
 & x^5+x^4+x^3 & \\
\oplus & \underline{x^5+x^2+x} & \\
 & x^4+x^3+x^2+x & \\
\oplus & \underline{x^4+x+1} & \\
 & x^3+x^2+1 &
\end{array}$$

Остаток от деления в данном случае равен $R(x)=x^3+x^2+1$.

4) Разрешенная кодовая комбинация будет иметь следующий вид:

$F(x)=Q(x)x^4\oplus R(x)=x^8+x^7+x^4\oplus x^3+x^2+1= x^8+x^7+x^4+ x^3+x^2+1$

Данному полиному соответствует двоичный код 110011101.

Пример 2. Пусть в третьем разряде полученного в предыдущем примере циклического кода произошла ошибка. Убедимся, что полученный код позволяет определять местоположение ошибочного разряда.

При возникновении ошибки в третьем разряде кодовая комбинация будет иметь следующий вид 111011101.

Воспользуемся методом исправления ошибки, основанным на свойстве цикличности. Предположим, что ошибка произошла в старшем разряде переданной кодовой комбинации a_1. В это случае $R_1(x)$ – есть остаток от деления принятой комбинации $F(x)$ на $P(x)$. Такой же остаток $R_1(x)$ получается, если разделить на $P(x)$ комбинацию ошибки, т.е. многочлен x^{n-1}. Но такой же остаток получится при ошибке в разряде a_2, если $F(x)$ умножить на x. То же будет и при ошибке в разряде a_3, если $F(x)$ умножить на x^2 и т. д.

1) Определяем остаток от деления $R_0(0, 1)$ многочлена ошибки на порождающий многочлен 10011.

```
  100000000 | 10011
⊕ 10011       10011
     11000
   ⊕ 10011
     010110
   ⊕  10011
        101
```

$R_0(0,1)$=101

2) Разделим кодовую последовательность с ошибкой на порождающий многочлен. Деление будем осуществлять до тех пор, пока полученный остаток не будет равен $R_0(0, 1)$.

```
  111011101 | 10011
⊕ 10011       1111111
  011101
⊕  10011
    11101
  ⊕ 10011
     11100
   ⊕ 10011
      11111
    ⊕ 10011
       11000
     ⊕ 10011
        10110
      ⊕ 10011
          101
```

В результате деления был получен остаток, равный $R_0(0, 1)$.

Для получения заданного остатка в процессе деления были выполнены два сдвига на разряд влево. Разряд, в котором произошла ошибка, определяется как a_{i+1}, где i – количество сдвигов. Таким образом, ошибка произошла в разряде a_3.

ЗАДАНИЯ ДЛЯ ПРАКТИЧЕСКОГО ВЫПОЛНЕНИЯ

1. По аналогии с таблицей 1, составьте таблицу «синдрома» для кодов Хэмминга (9, 5), (11, 7) и (15, 11).

2. Получите выражения для расчёта элементов проверочной группы для кодов Хэмминга (9, 5), (11, 7) и (15, 11).

3. Постройте коды Хэмминга (7, 4), (9, 5), (11, 7) и (15, 11) по исходным информационным последовательностям, заданным преподавателем.

4. Убедитесь в том, что полученные вами в пункте 3 коды исправляют одну ошибку. Для этого, выполните декодирование полученных кодов Хэмминга при введении в них одиночных ошибок.

5. Постройте циклические коды (7, 4), (9, 5), (11, 7) и (15, 11) по исходным информационным последовательностям, заданным преподавателем.

6. Убедитесь в том, что полученные вами в пункте 5 коды исправляют одну ошибку. Для этого, выполните декодирование полученных циклических кодов при введении в них одиночных ошибок.

7. Соберите схемотехнические модели кодеров Хэмминга (7, 4), (9, 5), (11, 7) и (15, 11) в программе Multisim на основе структурной схемы, приведённой на рис. 2.

8. Соберите схемотехнические модели декодеров Хэмминга (7, 4), (9, 5), (11, 7) и (15, 11) в программе Multisim на основе структурной схемы, приведённой на рис. 3.

9. Соберите схемотехническую модель схемы деления (рис. 4) в программе Multisim и проанализируйте ее работу. По аналогии постройте схему деления для образующего полинома $P(x)= x^3+x+1$.

10. На основе схемы деления постройте схемотехнические модели кодирующих и декодирующих устройств циклических кодов (7, 4), (9, 5), (11, 7), (15, 11) в программе Multisim.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Вернер, М. Основы кодирования / М. Вернер – М. : Техносфера, 2004. – 288 с.

2. Золоторев, В. В. Помехоустойчивое кодирование. Методы и алгоритмы : Справочник / В. В. Золоторев, Г. В. Овечкин, Ю. В. Зубарев – М.: Горячая линия – Телеком, 2004. – 126 с. : ил.

3. Кларк, Дж. мл. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи : Пер. с англ. / Дж. Кларк, мл., Дж. Кейн – М. : Радио и связь, 1987. – 392 с. : ил.

4. Мамаев, Н. С. Системы цифрового телевидения и радиовещания : [справ. изд.] / Н. С. Мамаев, Ю. Н. Мамаев, Б.Г. Теряев — М. : Горячая линия-Телеком, 2006. — 256 с. : ил.

5. Морелос-Сарагоса, Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение / Р. Морелос-Сарагоса – М. : Техносфера, 2005. – 320 с.

6. Сергиенко, А. Б. Цифровая обработка сигналов : учеб. пособие для студ. вузов, обуч. по напр. подгот. дипломир спец. "Информатика и выч. техника" : доп. Минобразования России / А.Б. Сергиенко — 2-е изд. — СПб. : Питер, 2006. — 750 с.: ил.

7. Шварцман, В. О. Передача дискретной информации. Уч. для студ. электротехн. институтов. / В. О. Шварцман, Г. А. Емельянов – М.: Радиосвязь, 1982.- 240 с.

8. Шульгин, В. И., Основы теории передачи информации, Ч.1. Экономное кодирование / В. И. Шульгин – Учеб. пособие – Х.: Нац. аэрокосм. ун-т «Харьк. авиац. ин-т», 2003. – 102 с.

9. Шульгин, В. И., Основы теории передачи информации, Ч.2. Помехоустойчивое кодирование / В. И. Шульгин – Учеб. пособие – Х.: Нац. аэрокосм. ун-т «Харьк. авиац. ин-т», 2003. – 87 с.

СОДЕРЖАНИЕ

Учебное издание

ОСНОВЫ ЦИФРОВОЙ РАДИОСВЯЗИ

ПОМЕХОУСТОЙЧИВОЕ КОДИРОВАНИЕ

Методические указания

Составитель Пьянзин Денис Васильевич

Печатается в авторской редакции в соответствии с представленным оригинал-макетом

Подписано в печать 00.12.09. Формат 60×84 1/16. Усл. печ. л. 0,93.
Тираж 100 экз. Заказ № .

Издательство Мордовского университета
Типография Издательства Мордовского университета
430005, г. Саранск, ул. Советская, 24