УДК.621.39:681.327.8

Н.Д. Рысаков, В.В. Куценко, И.В. Титов, В.Г. Карев

*Харьковский университет Воздушных Сил имени Ивана Кожедуба, Харьков*

# ПРЕДЛОЖЕНИЯ ПО ПОСТРОЕНИЮ И РЕАЛИЗАЦИИ ЦИКЛИЧЕСКИХ КОДОВ В АППАРАТУРЕ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

*Проанализированы и уточнены правила построения циклических кодов для кодирования сообщений, передаваемых потребителю по каналам связи. Предложен способ построения проверочных матриц для построения алгоритмов кодирования передаваемого сообщения и декодирования принятого сообщения. Показана возможность выбора кодовых комбинаций для кодирования сообщений с желаемым кодовым расстоянием. Рассмотрены примеры построения циклических кодов четной и нечетной кратности, а также алгоритмов кодирования передаваемых и декодирования принимаемых кодовых комбинаций.*

***Ключевые слова***: *аппаратура передачи данных, циклический код, систематический код, синдром, кодовое расстояние, кодер, декодер.*

## Введение

**Постановка проблемы.** Одним из основных методов повышения достоверности передаваемых сообщений или команд управления по калам связи является введение избыточности в код передаваемого сообщения. Такая избыточность в цифровой код сообщения вводится путем добавления к информационным разрядам сообщения дополнительных, проверочных разрядов. Для кодирования сообщений широко используются систематические коды (СК), которые строятся и реализуются по общим правилам построения проверочной матрицы. Исключение среди СК составляют циклические коды (ЦК), для которых неприемлемы общие правила построения проверочной матрицы. Поэтому авторы статьи предлагают способ упрощения правил построения таких матриц, на основе которых строятся алгоритмы работы кодеров и декодеров, и уточняют способ повышения достоверности передаваемых сообщений циклическим кодом.

**Анализ последних исследований и публикаций.** Проблеме повышения достоверности передачи данных по каналам связи путем помехоустойчивого их кодирования уделялось большое внимание ученых. Первые учебники по теории построения помехоустойчивых кодов появились более 40 лет, например [1]. В последующие годы эта теория получила дальнейшее развитие [2 – 5].

В настоящее время уделяется внимание ученых по развитию этой теории. Так в докладе [6] для цифрового кодирования данных предлагается использовать псевдослучайную последовательность информационных разрядов и код Хемминга для передачи этой последовательности по каналу связи.

В статье [7] рассматривается синтез пороговых схем для декодеров корректирующих кодов, а в статье [8] обосновывается возможность создания эффективных декодеров переданной информации на основе применения метода унитарного кодирования.

**Цель статьи.** Предлагаются способ построения проверочной матрицы для ЦК без выполнения каких-либо расчетов и возможные пути улучшения способности ЦК к обнаружению и исправлению искаженных разрядов принятой кодовой комбинации.

## 1. Особенности формирования проверочной матрицы ЦК

Коды, способные обнаруживать и исправлять ошибки принято называть корректирующими, помехоустойчивыми [1 – 5]. Широкое распространение получили блочные, равномерные, разделимые, систематические коды [2]. Под СК понимается блочный “ $n$ ” значный код, в котором из $n$ разрядов, образующих кодовую комбинацию определенного сообщения, $k$ разрядов являются информационными, а $m = n - k$ − проверочными, избыточными. Избыточные разряды формируются по выбранным правилам из информационных и используются для проверки наличия ошибок в принятой комбинации [3, 4]. Широкое применение СК находят из-за простых для реализации правил формирования (кодирования) и обработки (декодирования) кодовых комбинаций.

Задание СК осуществляется с помощью порождающей матрицы $G_{n,k}$, состоящую из единичной матрицы $J_k$ и дополнительной матрицы $R_{mxk}$ $(m = n - k)$ из проверочных разрядов $п_{ij}$:

$$G_{n,k} = \left\| J_k R_{mxk} \right\| = \begin{Vmatrix} S_1 \\ S_2 \\ \dots \\ S_k \end{Vmatrix} = \begin{Vmatrix} s_1 s_2 . s_k & s_{k+1} .. s_{k+m} \\ 10...0 & п_{11} ... п_{1m} \\ 01...0 & п_{21} ... п_{2m} \\ \dots & \dots \\ 00...1 & п_{k1} ... п_{km} \end{Vmatrix}. \quad (1)$$

Строки матрица (1) являются первыми $k$ кодовыми комбинациями из $n$ разрядов $(s_1 s_2 .. s_n)$ $S_1, S_2, ..., S_k$. Последующие кодовые комбинации формируются путем суммирования по модулю 2 всевозможных сочетаний строк матрицы: по две, по три,…, по $k$. По порождающей матрице строится проверочная матрица $H_{n,m}$ [3, 4, 5], состоящая из транспонированной дополнительной матрицы (1) $R^T_{kxm}$ и единичной матрицы $J_m$:

$$H_{n,m} = \left\| R^T_{kxm} J_m \right\| = \begin{Vmatrix} п_{11} п_{21} ..... п_{k1} & 10....00 \\ п_{12} п_{22} ..... п_{k2} & 01....00 \\ \dots & \dots \\ п_{1m} п_{2m} .. п_{km} & 10....00 \end{Vmatrix}. \quad (2)$$

Матрица (2) определяет правила построения алгоритмов кодирования и декодирования.

К особенностям построения ЦК относится то, что они задаются не порождающей матрицей $G_{n,k}$ (1) а образующим полиномом $q(x)$ степени $m = n - k$, на который делится без остатка двучлен $1 + x^n$. В результате деления двучлена $1 + x^n$ на полином $q(x)$ образуется полином $h(x)$ степени $k$, называемый проверочным:

$$h(x) = \frac{(1 + x^n)}{q(x)}. \quad (3)$$

Полином $q(x)$ дополненный $m$ нулями образует первую строку образующей матрицы $G^ц_{n,k}$ ЦК, а последующие $m$ строк образуются умножением $q(x)$ на $x^i$ $(i = 1, 2, .., m)$, что соответствует циклической перестановки разрядов предыдущей строки:

$$G^ц_{n,k} = \begin{Vmatrix} q(x) \\ q(x) \cdot x \\ q(x) \cdot x^2 \\ \dots \\ q(x) \cdot x^m \end{Vmatrix} = \begin{Vmatrix} s_1 s_2 ... s_k & 0\ 0\ ...0 \\ 0\ s_1 ... s_{k-1} & s_k\ 0 ....0 \\ 0\ 0\ ... s_{k-2} & s_{k-1} s_k ...0 \\ \dots & \dots \\ 0\ 0 ..... s_1 & s_2\ s_3 ... s_k \end{Vmatrix}. \quad (4)$$

Второй особенностью ЦК является то, что правила (3) и (4) не позволяют получать коды любой значности (степени). В литературе [1,…,5] рассматривается ограниченное число образующих полиномов $q(x)$, позволяющих получать комбинации с кодовым расстоянием $d_k \ge 3$. Такие коды позволяют обнаруживать и исправлять лишь одиночные ошибки. Для исправления двух, трех, четырехкратных ошибок кодовые комбинации должны удовлетворять соответственно условиям $d_k \geq 5, \geq 7, \geq 9$. Для этого нужно подбирать ЦК более высокой степени. В табл. 1 приведены параметры возможных ЦК не большой степени: степень кода $n$, число информационных разрядов $k$, образующие $q(x)$ и проверочные $h(x)$ полиномы, кодовое расстояние $d_k$ кода, число кодовых комбинаций $N$. Из правил (3) построения ЦК следует, что каждый проверочный полином $h(x)$, соответствующий образующему полиному $q(x)$, может использоваться в качестве образующего $h(x) \to q(x)$. Тогда полином $q(x)$ становится проверочным: $q(x) \to h(x)$. Такой переход полиномов виден из табл. 1.

Таблица 1

Параметры циклических кодов

| № | $n,k$ | $q(x)$ | $h(x)$ | $d_k \geq$ | N |
|---|---|---|---|---|---|
| 1 | 6,3 | 101 | 10101 | 2 | 7 |
| 2 | 6,3 | 1001 | 1001 | 2 | 7 |
| 3 | 8,4 | 10101 | 101 | 2 | 15 |
| 4 | 7,4 | 1101 | 11101 | 3 | 15 |
| 5 | 7,3 | 11101 | 1101 | 4 | 7 |
| 6 | 7,4 | 1011 | 10111 | 3 | 15 |
| 7 | 7,3 | 10111 | 1011 | 4 | 7 |

Из таблицы видно, что первые три кода имеют кодовое расстояние $d_k \geq 2$, которое позволяет лишь обнаруживать одиночные ошибки. Поэтому на практике такие коды не используются. Действительно СК (5,3) по сравнению с ЦК (6,3) и СК (7,4) по сравнению с ЦК (8,4) имеют кодовое расстояние $d_k \geq 3$ и позволяют получить такое же количество кодовых комбинаций. ЦК № 4,5 и № 6,7 (табл. 1)позволяют исправлять одиночные ошибки и поэтому могут применяться в аппаратуре передачи данных (АПД). В литературе [1,…,5] для получения проверочных матриц (2) ЦК предлагаются два расчетных способа: путем деления одночленов $x^i$ $(i = m, m+1,..,n-1)$ на образующий полином $q(x)$ или путем умножения проверочного полинома $h(x)$ на одночлены $x^i$ $(i = 1,2,..,k)$ и дополнительного преобразования результатов умножения. Такие расчетные способы для ЦК высокой степени требуют временных затрат и могут приводить к ошибкам расчетов. В этой связи авторы статьи предлагают способ формирования проверочной матрицы ЦК, не требующий каких-либо расчетов.

## 2. Предлагаемый способ формирования проверочной матрицы ЦК

Сущность предлагаемого способа сводится к следующему:

после получения всех комбинаций циклического кода на основе матрицы (4) выбрать кодовые комбинации, в которых бы первые $k$ разрядов содержали по одной единице;

выбранные комбинации разместить по строкам так, чтобы они образовали единичную матрицу $J_k$.

Тогда составленная таким образом (восстановленная) матрица $G^B_{n,k}$ приобретает вид:

$$G^B_{n.k} = \begin{Vmatrix} S_\delta \\ S_\varepsilon \\ .... \\ S_\gamma \end{Vmatrix} = \begin{Vmatrix} 100....0 & s_{\delta k} s_{\delta k+1} ... s_{\delta n} \\ 010....0 & s_{\varepsilon k} s_{\varepsilon k+1} ... s_{\varepsilon n} \\ ........... & .................. \\ 000.....1 & s_{\gamma k} s_{\gamma k+1} ... s_{\gamma n} \end{Vmatrix}, \qquad (5)$$

где $S_\delta, S_\varepsilon, S_\gamma$ – соответствующие разрешенные комбинации ЦК, заданного матрицей (4).

Тогда на основе матрицы (5) можно получить проверочную матрицу (2) и по правилам СК строить алгоритмы кодирования и декодирования.

Проверим правомочность предложенного способа на двух примерах для ЦК невысокой степени, приведенных в таблице 1 под номерами 4 (7,4) и 5 (7,3). Образующая матрица $G^ц_{7,4}$ для ЦК (7,4) в соответствии с (4) принимают вид:

$$G^ц_{7,4} = \begin{Vmatrix} S_1 \\ S_2 \\ S_3 \\ S_4 \end{Vmatrix} = \begin{Vmatrix} 1101000 \\ 0110100 \\ 0011010 \\ 0001101 \end{Vmatrix}. \qquad (6)$$

В результате суммирования строк получаем остальные 11 комбинаций кода. Все кодовые комбинации ЦК (7,4) сведены в табл. 2, в которой тремя столбцами (1, 2, 3) представлены номера комбинации $S_i$, номера суммируемых комбинаций и их значения в двоичном коде.

Таблица 2

Значения кодовых комбинаций ЦК (7,4)

| 1 | 2 | 3 | 1 | 2 | 3 |
|---|---|---|---|---|---|
| | | | $S_8$ | 2+3 | 0101110 |
| $S_1$ | 1+0 | 1101000 | $S_9$ | 2+4 | 0111001 |
| $S_2$ | 2+0 | 0110100 | $S_{10}$ | 3+4 | 0010111 |
| $S_3$ | 3+0 | 0011010 | $S_{11}$ | 1+2+3 | 1000110 |
| $S_4$ | 4+0 | 0001101 | $S_{12}$ | 1+2+4 | 1010001 |
| $S_5$ | 1+2 | 1011100 | $S_{13}$ | 1+3+4 | 1111111 |
| $S_6$ | 1+3 | 1110010 | $S_{14}$ | 2+3+4 | 0100011 |
| $S_7$ | 1+4 | 1100101 | $S_{15}$ | 1+2+3+4 | 1001011 |

Из анализа 15 комбинаций кода (7,4) следует, что предложенному правилу (5) построения матрицы $G^B_{7,.4}$ соответствуют комбинации $S_{11}$, $S_{14}$, $S_{10}$, $S_4$ :

$$G^B_{7,.4} = \begin{Vmatrix} S_{11} \\ S_{14} \\ S_{10} \\ S_4 \end{Vmatrix} = \begin{Vmatrix} 1000110 \\ 0100011 \\ 0010111 \\ 0001101 \end{Vmatrix}. \qquad (7)$$

Правомочность предложенного правила восстановления порождающей матрицы (1) можно проверить путем перебора строк матрицы (7). В результате этого получим остальные комбинации кода (7,4), приведенного в табл. 2.

На основе матрицы (7) по правилам (2) получаем проверочную матрицу:

$$H_{7,3} = \begin{Vmatrix} 1011 & 100 \\ 1110 & 010 \\ 0111 & 001 \end{Vmatrix}. \qquad (8)$$

Проверочная матрица (8) определяет правила кодирования (правила вычислений проверочных разрядов $s_5$, $s_6$ и $s_7$):

$$\begin{aligned} s_5 &= s_1 \oplus s_3 \oplus s_4, \\ s_6 &= s_1 \oplus s_2 \oplus s_3, \\ s_7 &= s_2 \oplus s_3 \oplus s_4. \end{aligned} \qquad (9)$$

Одновременно матрица (8) определяет правила декодирования принятых комбинаций (нахождение синдрома $D_m$, $m = 3$)

$$\begin{aligned} D_3 &= r_1 r_2 r_3, \\ r_1 &= s_1 \oplus s_3 \oplus s_4 \oplus s_5, \\ r_2 &= s_1 \oplus s_2 \oplus s_3 \oplus s_6, \\ r_3 &= s_2 \oplus s_3 \oplus s_4 \oplus s_7. \end{aligned} \qquad (10)$$

Можно по правилам (10) убедиться, что при приеме любой (табл.2) комбинации без искажений синдром принимает значение $D_3 = 000$. Неравенство нулю синдрома свидетельствует о наличии в принятой комбинации одной или двух ошибок. Если же в принятой комбинации произошло одно искажение, то трехразрядный синдром принимает одно из семи возможных значений, то есть такие ошибки можно при декодировании исправить. Эти значения синдрома приведены в табл. 3.

Таблица 3

Значения $D_3$ при одиночных ошибках ЦК (7,4)

| № раз. | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|
| $D_3$ | 110 | 011 | 111 | 101 | 100 | 010 | 001 |

Очевидно, что при искажениях двух разрядов синдром $D_3$ также будет принимать одно из тех же (табл.3) значений. Для обнаружения двойных ошибок и их различения от одиночных ошибок можно при кодировании сообщений из 15 кодовых комбинаций использовать лишь те, у которых кодовое расстояние $d_k > 3$. Этим условиям удовлетворяют комбинации с четным или с нечетным числом единиц. Таких комбинаций с $d_k = 4$ в коде (7,4) всего 7 с четным числом единиц и 8 с нечетным числом единиц (окрашены фоном в табл.2). В этом случае при наличии двойных ошибок ложное срабатывание декодера синдрома приведет к ложному искажению еще одного разряда, то есть после декодирования принятая комбинация будет иметь три искаженных разряда. Однако в этом случае ( $d_k = 4$ ) исключается возможность преобразования принятой комбинации с тремя искажениями в другую (из выбранных) комбинацию. Такое несоответствие обнаружит распознаватель сообщения − преобразователь кодовой комбинации в сигнал сигнализации или управления.

Очевидно, что задача выявления двойных ошибок и одновременно исправление одиночных ошибок проще решается для кода с $d_k \geq 4$. Среди ЦК (табл.1) таким кодом, например, является код (7,3) с образующим полиномом $q(x) = 11101$. Проверим предлагаемое правило построения проверочной матрицы для этого кода. Также убедимся в его способности обнаруживать двойные ошибки и исправлять одиночные ошибки без усложнения схемной реализации декодера.

Пользуясь правилом (3) построения образующей матрицы ЦК (7,3), можно получить кодовые комбинации, приведенные в табл. 4.

Таблица 4

Значения кодовых комбинаций ЦК (7,3)

| | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|
| 1 | 2 | 3 | $S_4$ | 1+2 | 1001110 |
| $S_1$ | 1+0 | 1110100 | $S_5$ | 1+3 | 1101001 |
| $S_2$ | 2+0 | 0111010 | $S_6$ | 2+3 | 0100111 |
| $S_3$ | 3+0 | 0011101 | $S_7$ | 1+2+3 | 1010011 |

Из значений кодовых комбинаций видно, что для любой пары комбинаций $d_k = 4$: только искажения 4 разрядов могут преобразовать принятую комбинацию в другую разрешенную комбинацию. Например, искажения 2-го, 5-го,6-го и 7-го разрядов комбинации $S_7$ преобразуют ее в комбинацию $S_1$. Убедимся, что в этом случае по значению синдрома кода можно исправлять одиночные ошибки и обнаруживать двойные ошибки.

Воспользуемся правилом (5) восстановления матрицы $G^B_{n,k}$. Этому правилу удовлетворяют комбинации: $S_4$, $S_6$ и $S_3$. При этом имеем:

$$G^B_{7,3} = \begin{Vmatrix} S_4 \\ S_6 \\ S_3 \end{Vmatrix} = \begin{Vmatrix} 1001110 \\ 0100111 \\ 0011101 \end{Vmatrix}. \qquad (11)$$

Тогда проверочная матрица приобретает вид:

$$H_{7,4} = \begin{Vmatrix} 101 & 1000 \\ 111 & 0100 \\ 110 & 0010 \\ 011 & 0001 \end{Vmatrix}. \qquad (12)$$

В этом случае правила расчета проверочных разрядов при кодировании описываются не тремя (10) а четырьмя выражениями:

$$\begin{aligned} s_4 = s_1 \oplus s_3, \quad s_5 = s_1 \oplus s_2 \oplus s_3, \\ s_6 = s_1 \oplus s_2, \quad s_7 = s_2 \oplus s_3. \end{aligned} \qquad (13)$$

Поэтому синдром $D_m$ $(m = 4)$ становится четырехразрядным $D_4$,

$$D_4 = r_1 r_2 r_3 r_4, \qquad (14)$$

а его значения определяются решением системы из четырех проверочных уравнений:

$$\begin{aligned} r_1 &= s_1 \oplus s_3 \oplus s_4, \quad r_2 = s_1 \oplus s_2 \oplus s_3 \oplus s_5, \\ r_3 &= s_1 \oplus s_2 \oplus s_6, \quad r_4 = s_2 \oplus s_3 \oplus s_7. \end{aligned} \qquad (15)$$

Можно по правилам (15) убедиться, что при приеме любой (табл.4) комбинации без искажений синдром также принимает нулевое значение $D_4 = 0000$. Неравенство нулю синдрома свидетельствует о наличии одной или больше ошибок. Если же в принятой комбинации произошло одно искажение, то четырехразрядный синдром принимает одно из 15 возможных значений. При этом таких 7 разных значений соответствуют определенному одному искаженному разряду, то есть такие ошибки можно при декодировании исправить. Такие значения синдрома приведены в табл. 5.

Таблица 5

Значения $D_4$ при одиночных ошибках ЦК (7,3)

| № раз. | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|
| $D_4$ | 1110 | 0111 | 1101 | 1000 | 0100 | 0010 | 0001 |

Однако в этом случае при двойных ошибках синдром принимает одно из оставшихся 8 значений четырехразрядного кода. Но в этом случае другие значения синдрома не определяют номера искаженных разрядов, а лишь фиксируют факт двойных искажений в принятой комбинации. Так, например, искажения 2-го и 5-го разрядов и искажения 1-го и 3-го разрядов любой комбинации приводят к одинаковым значениям синдрома $D_4 = 0011$. Поэтому в этом случае по значениям синдрома декодер может, как исправлять одиночные ошибки, так и отличать наличие в принятой комбинации двойных ошибок. Очевидно, что во втором случае в АПД нужно обеспечить повторную передачу искаженного сообщения. То есть канал связи АПД должен быть двухсторонним: канал с обратными связями или коммутируемый канал.

Возможная схема построения устройства обработки ЦК с декодером кода (7,3) приведена на рис. 1.

Уточним работу приведенной схемы устройства декодирования. Декодер содержит регистр сдвига на $n = 7$ разрядов, $m = 4$ сумматоров по модулю $|2|$, декодеры одиночных ошибок DC и двойных ошибок.

Кодовая комбинация из канала связи с помощью импульсов сдвига последовательно заполняет регистр из семи триггеров. Спустя 7 тактов сумматоры сформируют четырехразрядное значение синдрома.

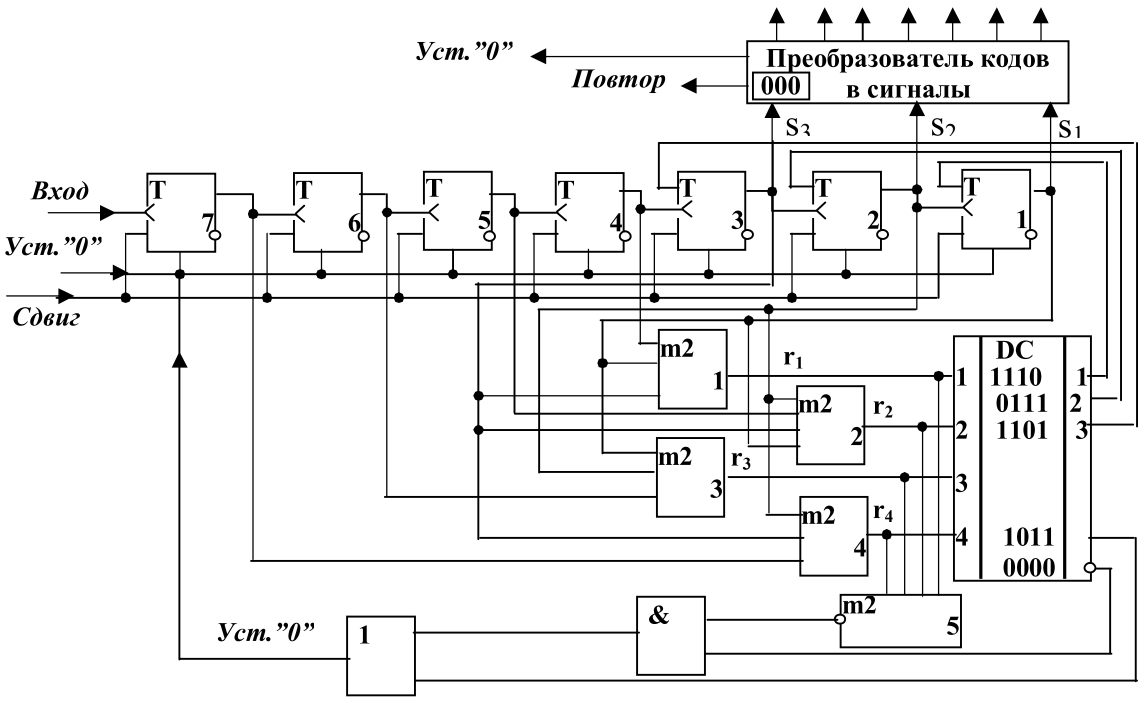


Рис. 1. Схема устройства декодирования цикличного кода (7,3)

Одиночные ошибки на $n + 1 = 8$ такте выявляет декодер DC на основе кодов синдрома со значениями, соответствующими одиночным ошибкам в определенных разрядах. Очевидно, что если возникли одиночные ошибки в проверочных разрядах ($S_4$, $S_5$, $S_6$ и $S_7$) то их исправлять нет необходимости. Поэтому DC исправляет одиночные ошибки только в информационных разрядах ($S_1$, $S_2$ и $S_3$ и $S_3$) и в его составе достаточно иметь декодеры кодов 1110, 0111 и 1101.

Из таблицы 5 и всех возможных значений четырехразрядного кода следует, что при одиночных ошибках синдром принимает одно из семи значений кода с нечетным числом единиц. Остальные 8 возможных значений синдрома соответствуют двойным ошибкам. При этом 7 из 8 значений имеют парное число единиц и одно 1011 значение с непарным числом. Поэтому можно в 7 из 8 случаях зафиксировать факт двойных ошибок путем суммирования разрядов синдрома. Эту задачу решает пятый сумматор m2-5. Однако этот сумматор будет выдавать на инверсном выходе 1 не только при парном числе единиц синдрома, но и при нулевом синдроме 0000. Поэтому декодер DC в своем составе дешифратор кода 0000. Этот дешифратор в случае такого значения кода выдает на инверсном выходе “0” сигнал, а при других значениях − “1” сигнал. Этот сигнал подается на схему совпадения &. Кроме этого DC срабатывает на значение синдрома 1011, соответствующее двойной ошибки и выдает единичный потенциал на схему ИЛИ−1. Таким образом декодер двойных ошибок на схеме представлен 5-ым сумматором, дешифраторами кодов 0000 и 1011 в составе DC и схемами & и 1.

В случае обнаружения двойных ошибок нужно обеспечить повторную передачу сообщения. Для этого предлагается при обнаружении двойных ошибок обнулить регистр импульсом схемы 1 и в составе преобразователя кода в сигнал сигнализации иметь дешифратор кода 0000, импульс которого и будет служить сигналом на повторную передачу сообщения.

## Выводы

1. В работе предложен способ построения алгоритмов кодирования и декодирования разовых сообщений циклическим кодом путем восстановления порождающей матрицы для перехода к проверочной матрицы по известным правилам. Правомочность предложенного способа проверена на примерах.

2. В последующих работах ее авторы планируют предложить способы решения проблем синхронизации АПД и формирования ЦК высокой степени, позволяющих исправлять многократные ошибки.

## Список литературы


*1. Назаров М.В. Теория передачи сигналов. / М.В. Назаров, Б.И. Кувшинов, О.В. Попов. – М: Связь, 1970. – 368 с.*

*2. Гойхман Э.Ш. Передача информации а АСУ / Э.Ш. Гойхман, Ю.И. Лосев. – М: Связь, 1976. – 279 с.*

*3. Четвериков В.Н. Подготовка и телеобработка данных в АСУ / В.Н. Четвериков. . – М: Высшая школа, 1981. – 320 с.*

*4. Шульгин В.И. Основы передачи информации. Часть 2. Помехоустойчивое кодирование. Учебное пособие / В.И. Шульгин. − Х.: “ХАИ”, 2003, – 86 с.*

*5. Р. Морелос − Сарагоса. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение. Перевод с английского В.Б. Афанасьева. − М.: Техносфера, 2005. – 320 с.*

*6. Системи зв’язку з шифру-ванням даних псевдовипадковими послідов-ностями та кодуванням каналу кодами Хеммінга / Р.Л. Політанський, Л.Ф. Політанський, П.М. Шпатар, П.В. Іванюк // СНТ. Том II. Международная конференция “Телекоммуникационные системы и технологии”. – Х: АНПРЭ, ХНУРЭ, 2011 (448 с). – С. 390-392.*

*7. Синтез инверсных пороговых схем для реализации в неалгебраических декодерах корректирующих кодов / Л.Б. Макаров, А.Н. Битченко, Г.Ф. Коняхин. Н.А. Коваленко // Системи обробки інформації. – Х.: ХУПС, 2011. – Вип. 8(98). – С. 87-92.*

*8. Устройства обработки информации в модулярной системе счисления на основе применения метода унитарного кодирования / В.И. Барсов, В.О. Жадан, В.А. Краснобаев, Е.А. Сотник. – Системи обробки інформації. – Х.: ХУПС, 2011. – Вип. 8(98). – С. 25-28.*



*Поступила в редколлегию 19.04.2013*

**Рецензент:** д-р техн. наук, проф. Г.В. Ермаков, Академия внутренних войск МВД Украины, Харьков.


### ПРОПОЗИЦІЇ ПО ПОБУДОВІ І РЕАЛІЗАЦІЇ ЦИКЛІЧНИХ КОДІВ В АПАРАТУРІ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ

Н.Д. Рисаков, В.В. Куценко, І.В. Тітов, В.Г. Карєв

*Проаналізовані і уточнені правила побудови циклічних одів для кодування повідомлень, що передаються споживачеві по каналах зв'язку. Запропонований спосіб побудови перевірочних матриць для побудови алгоритмів кодування переданого повідомлення і декодування прийнятого повідомлення. Показана можливість вибору кодових комбінацій для кодування сполучень з бажаною кодовою відстанню. Розглянуті приклади побудови циклічних кодів парної і непарної кратності, а також алгоритмів кодування переданих і декодування кодових комбінацій, що приймаються.*

***Ключові слова:*** *апаратура передачі даних, циклічний код, систематичний код, синдром, кодова відстань, кодер, декодер.*

### OFFERS ON CONSTRUCTION AND IMPLEMENTATION OF THE CYCLIC CODES IN THE DATA TRANSMISSION EQUIPMENT

N.D. Risakov, V.V. Kutsenko, I.V. Titov, V.G. Karev

*Rules of construction of cyclic codes for coding of the messages transferred to a user over communication channels are analysed and specified. The way of construction of parity-check matrixes for construction of algorithms of coding of the transferred message and decoding of the accepted message is offered. Possibility of sampling of code combinations for coding of messages with a desirable signal distance is shown. Instances of construction of cyclic codes of even and odd frequency rate, and also algorithms of coding transferred and decoding of accepted code combinations are observed.*

***Keywords****: the data transmission equipment, a cyclic code, a regular code, a syndrome, a signal distance, the coder, the decoder.*