

ОЦЕНКА ЭФФЕКТИВНОСТИ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОГО КОДИРОВАНИЯ ИНФОРМАЦИИ КАНАЛОВ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ ТЕЛЕИЗМЕРИТЕЛЬНЫХ ИНФОРМАЦИОННЫХ СИСТЕМ

**К. Ю. БОРИСОВ, А. А. ПАВЛОВ, А. Н. ЦАРЬКОВ, О. В. ХОРУЖЕНКО,
А. В. ГУСЕВ**

Институт инженерной физики, Серпухов, Россия, e-mail: Pavlov_iif@mail.ru

Проведена сравнительная оценка энергетического выигрыша помехоустойчивого кодирования информации каналов передачи данных корректирующими кодами, реализующими циклическую и линейную процедуру кодирования информации для исправления блоков ошибок.

Ключевые слова: *одиночный энергетический выигрыш кодирования, корректирующий код, блок ошибок.*

A comparative estimation of energy gain of antinoisecoding of data link channels by correction codes is carried out. The codes realize the cyclic and linear information coding for errorbytes correction.

Key words: *single coding energy gain, correction code, error bytes.*

Информационно-измерительная система (ИИС) — это совокупность функционально объединенных измерительных, вычислительных и других вспомогательных технических средств для получения измерительной информации. Отличительная особенность телеизмерительных информационных систем (ТИИС) от обычных связана с длиной канала связи, который является наиболее дорогой и наименее надежной их частью. Поэтому для них очень важна надежность передачи информации [1].

Эффективное средство повышения достоверности информации каналов передачи данных ТИИС — помехоустойчивое кодирование [1, 2]. Для этих целей широко используют коды Рида—Соломона, Файра, Ивadari, корректирующие блоки ошибок и реализующие циклическую процедуру кодирования и декодирования информации.

Большое время задержки — основная проблема классических циклических (последовательных) кодов. При декодировании необхо-

димо получить остаток от первого деления и далее для исправления каждого разряда выполнять деление и получать остатки вплоть до конечного нулевого остатка или же после сложения двух полученных остатков формировать синдром ошибки и опять по нему исправлять возникающие ошибки. Это приводит к большим временным задержкам, особенно при декодировании информации.

Для устранения данного недостатка можно использовать коды, реализующие линейную процедуру кодирования и декодирования. При этом требуется оценка эффективности кодирования информации циклическими и линейными кодами, исправляющими блоки ошибок.

Основным показателем эффективности помехоустойчивого кодирования является энергетический выигрыш (ЭВК), который определяется как разность между отношением сигнал–шум (обычно выражается в децибелах) при некодированной $h_{0нк}^2$ и кодированной $h_{0к}^2$ передачах, которые обеспечивают одинаковое значение вероятности ошибки $P_{ош}$ [4]:

$$\text{ЭВК} = h_{0нк}^2 - h_{0к}^2; \quad h_0^2 = P_c T / N_0 = E_b / N_0,$$

где P_c – средняя мощность сигнала; T – длительность символа; E_b / N_0 – отношение сигнал–шум; N_0 – спектральная плотность шума.

Важная характеристика корректирующего кода – относительная скорость $R = k/n$, где k, n – число символов соответственно на входе и выходе кодирующего устройства. Величина, пропорциональная $1/R$, характеризует избыточность кода и определяет коэффициент расширения полосы частот. Поэтому оценку эффективности использования циклического и линейного кодирования информации следует проводить для кодов, имеющих приблизительно одинаковые относительные скорости.

Перспективным методом кодирования информации, реализующим линейную процедуру, является метод коррекции одиночных блоков ошибок с аддитивным формированием вектора ошибки, включающий следующие правила кодирования информации [3].

Правило 1. Двоичный набор Y , содержащий k информационных символов, разбиваем на $w = k/b$ блоков информации (под блоком информации понимается число информационных разрядов, не превышающих значение b). Под блоком ошибок понимаются ошибки, кратность которых не превышает число разрядов b блока информации.

Пусть b кратно k и $w \leq 2^b$. При этом двоичный набор можно представить в виде

$$Y = x_1 x_2 \dots x_{b1} y_1 y_2 \dots y_{b2} \dots z_1 z_2 \dots z_{bw}.$$

Осуществим сложение по mod 2 одноименных разрядов блоков информации двоичного набора и результат суммирования добавим к двоичному набору Y .

В результате получим кодовый набор

$$Y_{kl} = x_1 x_2 \dots x_b y_1 y_2 \dots y_b \dots z_1 z_2 \dots z_b$$

$$\oplus \begin{array}{r} x_1 x_2 \dots x_{b1} \\ y_1 y_2 \dots y_{b2} \\ \dots \dots \dots \\ z_1 z_2 \dots z_{bw} \\ \hline r_1^f r_2^f \dots r_b^f \end{array}$$

Утверждение 1. При возникновении ошибки в одиночном блоке информации результат сложения по mod 2 переданных значений контрольных разрядов $r_1^f r_2^f \dots r_b^f$ и контрольных разрядов $r_1^{fn} r_2^{fn} \dots r_b^{fn}$, сформированных относительно полученных информационных контрольных, содержит единицы в тех разрядах суммы, которые соответствуют ошибочным разрядам блока информации, т. е. представляет собой вектор ошибки.

Определение 1. Вектор ошибки, полученный относительно сложения одноименных разрядов переданных и полученных блоков информации, будем называть аддитивным вектором ошибки.

Для исправления ошибочных разрядов возникает необходимость формирования совокупности проверок (разработки правила кодирования информации), позволяющих выявить блок информации, содержащий ошибку. С этой целью осуществим кодирование блоков информации, используя w матриц кодирования (пусть $w=2^b$).

Правило 2. Построение матриц кодирования блоков информации. Для нулевого блока информации используем квадратичную единичную матрицу кодирования

$$\begin{array}{rcl} 0 \ 0 \dots \dots \dots x_b & & 0 \ 0 \dots \dots \dots 1 \\ 0 \ 0 \dots \dots \dots x_{b-1} \ 0 & & 0 \ 0 \dots \dots \dots 1 \ 0 \\ 0 \ 0 \dots \dots \dots x_{b-2} \ 0 \ 0 & \text{или} & 0 \ 0 \dots \dots \dots 1 \ 0 \ 0 \\ \dots \dots \dots & & \dots \dots \dots \\ x_1 \ 0 \dots \dots \dots 0 \ 0 \ 0 \ 0 & & 1 \ 0 \dots \dots \dots 0 \ 0 \ 0. \end{array}$$

Правило 3. Формирования контрольных разрядов. Контрольные разряды формируются сложением по mod 2 элементов строк матрицы единичными значениями.

ВИД

.....

рования сформируем контрольные проверки

$$r_1^3 = h_b \oplus h_{b-1}; \quad r_2^3 = h_{b-3}; \quad \dots; \quad r_b^3 = h_1 \oplus h_{b-1}.$$

других блоков информации.

всех блоков информации, получаем вторую часть контрольных разрядов

.....

В результате имеем кодовый набор

$$Y_{k^2} = x_1 x_2 \dots x_b y_1 y_2 \dots y_b \dots z_1 z_2 \dots z_b$$

Результат сложения по mod 2 переданных контрольных разрядов r_1^f, r_1^g и контрольных разрядов $r_i^{fп}, r_i^{gп}$, сформированных относительно полученных информационных, даст синдром ошибки, включающий две части:

$$\oplus \begin{array}{cccccc} r_1^f & r_2^f \dots r_b^f & r_1^g & r_2^g \dots r_h^g & & \\ x_1^п & x_2^п \dots x_b^п & r_1^{1п} & r_2^{1п} \dots r_h^{1п} & S_1^g & \\ y_1^п & y_2^п \dots y_b^п & r_1^{2п} & r_2^{2п} \dots r_h^{2п} & S_2^g & \\ & & & & & \\ & & & & & \\ & & & & & \\ z_1^п & z_2^п \dots z_b^п & r_1^{wп} & r_2^{wп} \dots r_h^{wп} & S_w^g & \end{array}$$

$$S = \underbrace{s_1^0 \quad s_2^0 \dots s_b^0}_{S^f} \quad \underbrace{s_1^1 \quad s_2^1 \dots s_h^1}_{S^g}.$$

Значение синдрома ошибки S^f представляет собой аддитивный вектор ошибки (указывает ошибочные разряды в блоке информации), а синдром ошибки S^g определяет номер ошибочного блока информации.

Правило 4. Декодирование включает следующую стратегию:

1. $S^f=0$; $S^g=0$. Ошибок нет.
2. $S^f=0$; $S^g \neq 0$. Произошла ошибка в контрольных разрядах или некорректируемая ошибка в блоках информации.
3. $S^f \neq 0$; $S^g \neq 0$ ($S^g=0$). Произошла ошибка в информационных блоках (в одном блоке – корректируемая, в двух – обнаруживаемая).

Свойство 1. Если число матриц кодирования превышает b , то возникают неразличимые синдромы ошибок.

Свойство 2. Для исключения совпадения синдромов ошибок требуется b дополнительных контрольных разрядов $r_{доп}$, при четном b и $b-1$ – при нечетном.

Таким образом, граница числа контрольных разрядов для кода, корректирующего одиночные блоки ошибок с формированием аддитивного вектора ошибки, оценивается выражением $r=2b+r_{доп}$, где $r_{доп}=b$, (b – четное) или $r_{доп}=b-1$ (b – нечетное). В этом случае к

каждой матрице кодирования добавляется b или $b-1$ строк, при этом формирование значений дополнительных контрольных разрядов проводится по правилу 3.

Правило 5. Дополнительные строки 2^b матриц кодирования формируются таким образом, чтобы одноименные строки включали одно из значений двоичного набора множества 2^b , а проверки на четность дополнительных строк формировали один из номеров множества 2^b .

Матрица кодирования информации для метода коррекции одиночных блоков ошибок с аддитивным формированием вектора ошибки

№ п/п	0	1	2	3	4	5	6	7
	<i>A</i> (0)	<i>B</i> (1)	<i>C</i> (3)	<i>D</i> (1)	<i>E</i> (6)	<i>F</i> (5)	<i>G</i> (4)	<i>H</i> (7)
0	0,0,0,1,	0,0,1,0	0,0,1,1,	0,1,0,0,	0,1,0,1,	0,1,1,0,	0,1,1,1,	1,0,0,0,
1	0,0,1,0,	0,0,1,1,	0,1,0,0,	0,1,0,1,	0,1,1,0,	0,1,1,1,	1,0,0,0,	1,0,0,1,
2	0,1,0,0,	0,1,0,1,	0,1,1,0,	0,1,1,1,	1,0,0,0,	1,0,0,1,	1,0,1,0,	1,0,1,1,
3	1,0,0,0,	1,0,0,1,	1,0,1,0,	1,0,1,1,	1,1,0,0,	1,1,0,1,	1,1,1,0,	1,1,1,1,
4	0,0,0,0, <i>0</i>	0,0,1,1, <i>0</i>	0,1,0,1, <i>0</i>	1,0,0,1, <i>0</i>	0,1,1,0, <i>0</i>	1,0,1,0, <i>0</i>	1,1,0,0, <i>0</i>	1,1,1,1, <i>0</i>
5	0,0,1,1, <i>0</i>	0,1,0,1, <i>0</i>	1,0,0,1, <i>0</i>	0,1,1,0, <i>0</i>	0,0,0,1, <i>1</i>	0,0,1,0, <i>1</i>	0,1,0,0, <i>1</i>	0,1,1,1, <i>1</i>
6	0,1,0,1, <i>0</i>	1,0,0,1, <i>0</i>	1,0,1,1, <i>1</i>	1,1,0,0, <i>0</i>	1,1,1,0, <i>1</i>	0,0,1,1, <i>0</i>	0,1,0,1, <i>0</i>	1,0,0,0, <i>1</i>
7	1,0,0,1, <i>0</i>	0,0,0,1, <i>1</i>	1,1,1,0, <i>1</i>	0,0,0,1, <i>1</i>	0,0,1,1, <i>0</i>	1,0,1,1, <i>1</i>	0,0,1,1, <i>0</i>	0,1,0,0, <i>1</i>
№ п/п	8	9	10	11	12	13	14	15
	<i>I</i> (0)	<i>J</i> (9)	<i>K</i> (10)	<i>L</i> (11)	<i>M</i> (8)	<i>N</i> (13)	<i>O</i> (14)	<i>P</i> (15)
0	1,0,0,1,	1,0,1,0,	1,0,1,1,	1,1,0,0,	1,1,0,1,	1,1,1,0,	1,1,1,1,	0,0,0,0,
1	1,0,1,0,	1,0,1,1,	1,1,0,0,	1,1,0,1,	1,1,1,0,	1,1,1,1,	0,0,0,0,	0,0,0,1,
2	1,1,0,0,	1,1,0,1,	1,1,1,0,	1,1,1,1,	0,0,0,0,	0,0,0,1,	0,0,1,0,	0,0,1,1,
3	0,0,0,0,	0,0,0,1,	0,0,1,0,	0,0,1,1,	0,1,0,0,	0,1,0,1,	0,1,1,0,	0,1,1,1,
4	0,0,1,1, <i>0</i>	0,0,1,0, <i>1</i>	0,1,0,0, <i>1</i>	1,0,0,0, <i>1</i>	0,1,1,1, <i>1</i>	1,0,1,1, <i>1</i>	1,1,0,1, <i>1</i>	1,1,1,0, <i>1</i>
5	1,0,1,0, <i>0</i>	1,1,0,0, <i>0</i>	1,1,1,1, <i>0</i>	0,0,0,0, <i>0</i>	0,1,0,1, <i>0</i>	1,0,0,0, <i>1</i>	1,1,1,0, <i>1</i>	1,0,1,1, <i>1</i>
6	1,0,0,1, <i>0</i>	1,0,1,0, <i>0</i>	0,1,0,0, <i>1</i>	1,1,1,0, <i>1</i>	1,1,0,0, <i>0</i>	1,1,1,1, <i>0</i>	0,1,1,1, <i>1</i>	1,1,0,1, <i>1</i>
7	1,1,1,1, <i>0</i>	0,1,1,1, <i>1</i>	1,0,1,0, <i>0</i>	1,0,0,0, <i>1</i>	1,0,0,1, <i>0</i>	0,0,0,1, <i>1</i>	1,1,0,0, <i>0</i>	0,0,1,0, <i>1</i>

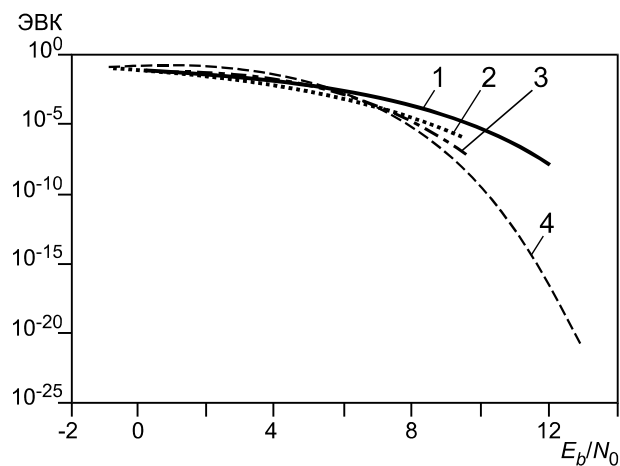
Примечания: 1. Начиная с матрицы *A*(0), строки каждой последующей матрицы, имеющей номер с 0-го по 3-й, формируются прибавлением единицы. 2. Дополнительные строки матриц с 4-й по 7-ю кодируются двоичным набором, проверки на четность которых образуют двоичный номер матрицы кодирования (номер двоичного набора представлен наклонным полужирным шрифтом и не участвует в формировании контрольных проверок, десятичный номер матриц кодирования заключен в скобки). 3. Множество матриц кодирования $\{2^b\}$ не содержит 2-й и 12-й номера, так как для них существует «невязка» (происходит совпадение синдромов ошибок), поэтому матрицы *A*(0), *I*(0) и *B*(1), *D*(1) имеют одинаковые номера.

$$Y_k = x_1 x_2 \dots x_b, y_1 y_2 \dots y_b, z_1 z_2 \dots z_b r_1^f r_2^f \dots r_b^f r_1^g r_2^g \dots r_h^g r_{b+1}^g r_{b+2}^g \dots r_{2b}^g.$$

Контрольные проверки (вторая часть контрольных разрядов) относительно полученных матриц кодирования имеют вид

$$\begin{aligned}
r_0^g &= a_3 \oplus b_2 \oplus c_2 \oplus c_3 \oplus d_1 \oplus e_1 \oplus e_3 \oplus f_1 \oplus f_2 \oplus g_1 \oplus g_2 \oplus g_3 \oplus h_0 \oplus i_0 \oplus i_3 \oplus j_0 \oplus j_2 \oplus k_0 \oplus k_2 \oplus k_3 \\
&\oplus l_0 \oplus l_1 \oplus m_0 \oplus m_1 \oplus m_3 \oplus n_0 \oplus n_1 \oplus n_2 \oplus o_0 \oplus o_1 \oplus o_2 \oplus o_3; \\
r_1^g &= a_2 \oplus b_2 \oplus b_3 \oplus c_1 \oplus d_1 \oplus d_3 \oplus e_1 \oplus e_2 \oplus f_1 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus g_0 \oplus h_0 \oplus h_3 \oplus i_0 \oplus i_2 \oplus j_0 \oplus j_2 \oplus j_3 \oplus k_0 \\
&\oplus k_1 \oplus l_0 \oplus l_1 \oplus l_3 \oplus m_0 \oplus m_1 \oplus m_2 \oplus n_0 \oplus n_1 \oplus n_2 \oplus n_3 \oplus p_3 \oplus; \\
\hline
r_7^o &= a_0 \oplus a_3 \oplus b_3 \oplus c_0 \oplus c_1 \oplus c_2 \oplus d_3 \oplus e_2 \oplus e_3 \oplus f_0 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus g_2 \oplus g_3 \oplus h_1 \oplus i_0 \oplus i_1 \oplus i_2 \oplus i_3 \oplus j_1 \\
&\oplus j_2 \oplus j_3 \oplus k_0 \oplus k_2 \oplus l_0 \oplus m_0 \oplus m_3 \oplus n_3 \oplus o_0 \oplus o_1 \oplus p_2.
\end{aligned}$$

Анализ полученных результатов позволяет сделать вывод, что предлагаемый метод имеет регулярную и относительно простую процедуру кодирования информации; обеспечивает наименьшие временные затраты на кодирование и декодирование информации (наибольшее быстроедействие канала передачи данных, так как исключают циклическую процедуру кодирования, необходимую для кодов Бартона, Файра, Ивадари и Рида—Соломона), что особенно важно для параллельных и последовательно-параллельных каналов передачи данных, работающих в реальном масштабе времени; значение ЭВК для метода коррекции одиночных блоков ошибок с аддитивным формированием вектора ошибки при среднем значении отношения сигнал—шум, равном 7 дБ, совпадает с ЭВК кодов Файра и Рида—Соломона, а с учетом временных затрат использование рассматриваемого кода для повышения помехоустойчивости каналов передачи данных является наиболее предпочтительным.



Сравнительная оценка ЭВК предлагаемыми и существующими методами кодирования информации:

1 – кодирование отсутствует; 2 – код Файра;
3 – предлагаемый код; 4 – код Рида–Соломона (31, 25)

Л И Т Е Р А Т У Р А

1. **Алиев Т. М., Тер-Хачатуров А. А.** Измерительная техника. М.: Высшая школа, 1991.
2. **Куликовский К. Л., Купер В. Я.** Методы и средства измерений. М.: Энергоатомиздат, 1986.
3. **Борисов К. Ю. и др.** Метод построения линейных кодов, обнаруживающих и корректирующих ошибки в байтах информации // Метрология. 2011. № 10. С. 3–16.
4. **Сердюков П. Н. и др.** Защищенные радиосистемы цифровой передачи информации. М.: АСТ, 2006.

Дата принятия 26.07.2013 г.

