

плотности вероятности). Между свойствами коэффициентов k и контрэксцесса χ существует нелинейная зависимость, позволяющая по χ оценивать коэффициент k процедуры дискретизации.

При коэффициенте контрэксцесса $\chi > 0,5$ значения коэффициента k процедуры дискретизации изменяются в относительно малом интервале. В подобных условиях количество интервалов дискретизации области определения плотностей вероятности отличаются незначительно. С уменьшением χ условия восстановления плотности вероятности усложняются, особенно при больших значениях коэффициента асимметрии. При этом значение k и количество интервалов дискретизации увеличиваются.

Полученные результаты имеют важное значение в задачах оценивания плотностей вероятности и идентификации законов распределения случайных величин.

Л и т е р а т у р а

1. Лапко А. В., Лапко В. А. Оптимальный выбор количества интервалов дискретизации области изменения одномерной случайной величины при оценивании плотности вероятности // Измерительная техника. 2013. № 7. С. 24—27; Lapko A. V., Lapko V. A. Optimal selection of the number of sampling intervals in domain of variation of a one-dimensional random variable in estimation of the probability density // Measurement Techniques. 2013. V. 56. N. 7. P. 763—767.

2. Лапко А. В., Лапко В. А. Непараметрические методики анализа множеств случайных величин // Автометрия. 2003. Т. 39. № 1. С. 54—61.

3. Lapko A. V., Lapko V. A. Non-parametric Analysis Techniques of Random Values sets // Opt., Instrument. Data Proces. 2003. Т. 39, № 1. P. 44-50.

4. Parzen E. On estimation of a probability density function and mode // Ann. Math. Statistic. 1962. Т. 33, № 3. P. 1065—1076.

5. Епанечников В. А. Непараметрическая оценка многомерной плотности вероятности // Теория вероятности и ее применения. 1969. Т. 14. № 1. С. 156—161.

6. Heinhold I., Gaede K. W. Ingenieur statistic. München: Wien, Springer Verlag, 1964.

7. Лапко А. В., Лапко В. А., Егорочкин И. А. Непараметрические оценки смеси плотностей вероятности и их применение в задаче распознавания образов // Системы управления и информационные технологии. 2009. Т. 35. № 1. С. 60—64.

8. Лапко А. В., Лапко В. А. Анализ дисперсии среднеквадратической ошибки аппроксимации непараметрической оценки плотности вероятности ядерного типа // Информатика и системы управления. 2012. Т. 33. № 3. С. 132—139.

9. Гмурман В. Е. Теория вероятностей и математическая статистика. М.: Высшая школа, 1999.

Дата принятия 22.04.2014 г.

ИЗМЕРЕНИЯ В ИНФОРМАЦИОННЫХ ТЕХНОЛОГИЯХ

004.056:061.68.50

Метод помехоустойчивого кодирования информации каналов передачи данных телеизмерительных информационных систем с коррекцией ошибок в двух байтах информации

А. А. ПАВЛОВ*, А. Н. ЦАРЬКОВ*, П. А. ПАВЛОВ*, Д. Е. СОРОКИН*, А. В. ГУСЕВ*,
К. В. ГУСЕВ**, М. И. ЛАСЯК**

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

** Институт информатизации образования РАО, Москва, Россия

Предложен метод повышения помехоустойчивости каналов передачи данных телеизмерительных информационных систем путем коррекции ошибок в двух байтах информации при минимальных временных затратах.

Ключевые слова: корректирующие алгебраический и циклические коды, одиночные и двойные байты ошибок.

A method of noise immunity increase for telemetric information systems data transmission channels at the expense of errors correction in two bytes of information at minimal time costs.

Key words: correcting algebraic code, correcting cyclic code, single and double bytes error.

Информационно-измерительная система (ИИС) является совокупностью функционально объединенных измерительных, вычислительных и других вспомогательных технических средств для получения информации [1, 2]. Отличительная особенность телеизмерительных информационных

систем (ТИИС) — длина канала связи. Канал связи является наименее надежной частью этих систем, поэтому обеспечение надежности и достоверности передачи данных для ТИИС является важной и ответственной задачей [1, 2].

Помехоустойчивое кодирование — эффективное средство повышения достоверности информации каналов передачи данных ТИИС [2—6]. Во многих случаях для обнаружения и исправления ошибок используют коды с обнаружением и исправлением байтов ошибок. Под байтом (пакетом) ошибок понимают ошибки, кратность которых не превышает число разрядов b блока информации.

Для этих целей широко используют коды Рида—Соломона [7], исправляющие b -блоков информации и реализующие циклическую процедуру кодирования и декодирования информации.

Основным недостатком данных кодов является большое время задержки, связанное с циклической процедурой кодирования и декодирования информации. Устранить данный недостаток можно на основе кодов, реализующих алгебраическую процедуру кодирования и декодирования информации, однако в настоящее время не известны методы построения данных кодов, корректирующих ошибки в заданном числе байтов информации.

В настоящей статье предложен метод построения корректирующего кода, который реализует линейную процедуру построения корректирующего кода с синдромным декодированием.

Разработка линейного корректирующего кода с коррекцией ошибок в двух байтах информации. Правила кодирования информации.

Правило 1. Двоичный набор Y , содержащий k информационных символов, разбивается на $w = k/b$ байтов информации. Под байтом информации понимается число информационных разрядов, не превышающих значение b , b ратно k .

В результате двоичный набор можно представить в виде

$$Y = x_1, x_2, \dots, x_b; y_1, y_2, \dots, y_b; z_1, z_2, \dots, z_{bw}$$

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

Правило 2. Для формирования первого аддитивного вектора ошибки осуществим сложение по mod2 одноименных разрядов байтов информации, начиная с первого по $(b-1)$ -блок информации, а для формирования второго аддитивного вектора ошибки проведем сложение по mod2 одноименных разрядов байтов информации, начиная со второго по b -блок информации (осуществим операцию перемежения), и результат суммирования добавим к двоичному набору Y .

В результате получим кодовый набор:

$$Y_{K1} = x_1, x_2, \dots, x_b; y_1, y_2, \dots, y_b; z_1, z_2, \dots, z_b; p_1, p_2, \dots, p_b;$$

$r_1^f, r_2^f, \dots, r_b^f, \dots, r_{b+1}^f, r_{b+2}^f, \dots, r_{2b}^f$, для которого значения контрольных разрядов определяются выражением:

$$\begin{array}{r} x_1, x_2, \dots, x_b; \quad y_1, y_2, \dots, y_b \\ \oplus \dots \dots \dots \quad \dots \dots \dots \\ z_1, z_2, \dots, z_{b(w-1)}; p_1, p_2, \dots, p_{bw} \\ \hline r_1^f, r_2^f, \dots, r_b^f; \quad r_{b+1}^f, r_{b+2}^f, \dots, r_{2b}^f \end{array}$$

Для исправления ошибочных разрядов информации возникает необходимость формирования совокупности проверок (разработки правил кодирования информации), позволяющих определить блок (байт) информации, содержащий ошибку.

С этой целью осуществим кодирование блоков информации, используя w матриц кодирования.

Свойство 1. Каждая матрица кодирования содержит $g_H = \lceil \log_2(k+1) \rceil$ строк при нечетном значении b и $g_C = \lceil \log_2(k+1) \rceil + 1$ — при четном значении b .

Свойство 2. Каждая строка матрицы кодирования содержит b разрядов.

Примечание: квадратные скобки означают округление результата в большую сторону.

Правило 3. Представим одноименные строки матриц кодирования двоичным набором, соответствующим одному из значений множества $\{2^b\}$ таким образом, чтобы результат проверки на четность строк матрицы кодирования в двоичном наборе образовывал номер u_i , принадлежащий множеству $\{2g_H\}$ при нечетном значении b , и множеству $\{2g_C\}$ при четном значении b и при этом для полученных значений номеров выполнялось условие $u_j - u_i \geq 2t$.

Правило 4. Значения контрольных проверок (значения контрольных разрядов) матрицы кодирования формируются сложением по mod2 элементов строк матрицы, имеющих единичные значения.

Свойство 3. Для исключения совпадения синдромов ошибок (при $k = b2^b$) для второй их части требуется $r_{g_C} = \lceil \log_2(2b2^b) + 1 \rceil$ контрольных разрядов при четном значении b , и $r_{g_H} = \log_2(2b2^b)$ при нечетном.

В этом случае число дополнительных контрольных разрядов (строк матрицы кодирования) составит $r_{дч} = \lceil \log_2(2b2^b) + 1 - b \rceil$ при четном значении b и $r_{дчн} = \lceil \log_2(2b2^b) - b \rceil$ при нечетном.

Граница числа контрольных разрядов для кода, корректирующего ошибки в двух байтах информации с формированием аддитивного вектора ошибки, оценивается выражением

$$r = 3b + r_{дч}$$

Правило 5. Объединяя по mod2 одноименные контрольные проверки для всех матриц кодирования, получим значения второй части контрольных разрядов:

$$\begin{aligned} r_1^0 &= r_2^1 \oplus r_2^2 \oplus r_3^1 \oplus \dots \oplus r_1^w; \\ r_2^0 &= r_2^1 \oplus r_2^2 \oplus r_2^3 \oplus \dots \oplus r_2^w; \\ &\dots \dots \dots \\ r_g^0 &= r_g^1 \oplus r_g^2 \oplus r_g^3 \oplus \dots \oplus r_g^w. \end{aligned}$$

Таким образом, имеем регулярную процедуру построения кодового набора с аддитивным формированием вектора ошибки:

$$\begin{aligned} Y_K &= x_1, x_2, \dots, x_b; y_1, y_2, \dots, y_b; z_1, z_2, \dots, z_b; \\ &r_1^f, r_2^f, \dots, r_b^f; r_{b+1}^f, r_{b+2}^f, \dots, r_{2b}^f; \\ &r_1^g, r_2^g, r_h^g, r_{b+1}^g, r_{b+2}^g, \dots, r_{дч}^g. \end{aligned}$$

Результат сложения по mod2 переданных значений контрольных разрядов $r_{i1}^g, r_{i2}^g, \dots, r_i^g$ и контрольных разрядов $r_{i1}^{fn}, r_{i2}^{fn}, \dots, r_i^{gn}$, сформированных относительно полученных информационных разрядов, даст значение синдрома ошибки, включающего две части:

$$\begin{aligned} & r_1^f, r_2^f, \dots, r_b^f \quad r_{b+1}^f, r_{b+2}^f, \dots, r_{2b}^f \quad r_1^g, r_2^g, \dots, r_{di}^g \\ \oplus \\ & r_1^{fn}, r_2^{fn}, \dots, r_b^{fn}, \quad r_{b+1}^{fn}, r_{b+2}^{fn}, \dots, r_{2b}^{fn} \quad r_1^{gn}, r_2^{gn}, \dots, r_{di}^{gn} . \\ \hline & \underbrace{S = s_1^0, s_2^0, \dots, s_b^0}_{S_1^f} \quad \underbrace{s_{b+1}^0, s_{b+2}^0, \dots, s_{2b}^0}_{S_1^f} \quad \underbrace{s_1^1, s_2^1, \dots, s_{di}^1}_{S^g} \end{aligned}$$

Значения синдрома ошибки S_1^f, S_2^f представляют аддитивные векторы ошибки (указывают ошибочные разряды в блоках информации), а значение синдрома ошибки S^g определяет номера ошибочных блоков (байтов) информации.

Свойство 4. Возникновение ошибок в соседних байтах информации приводит к искажениям векторов ошибок.

Следствие. При возникновении ошибок в соседних байтах векторы ошибок формируются в соответствии с синдромом ошибок.

Правило 6 декодирования состоит из следующей стратегии:

1. $S_1^f = 0; S_2^f = 0; S^g = 0$. Ошибок нет.
2. $S_1^f = 0; S_2^f = 0; S^g \neq 0$. Произошла ошибка в контрольных разрядах.
3. $S_1^{fg} \neq 0; S_2^f = 0; S^g \neq 0$. Произошла ошибка в одном байте информации. $(S_1^{fg} = 0; S_2^f \neq 0; S^g \neq 0)$.
4. $S_1^{fg} \neq 0; S_2^f \neq 0; S^g \neq 0$. Произошла ошибка в двух байтах информации, корректируемая аддитивными векторами ошибок или вектором ошибок, сформированным в соответствии с синдромом, или некорректируемая ошибка (обнаруживаемая).

Аналогичным образом строится код, корректирующий ошибки в заданном n -числе байтов информации ($n \leq b$).

Граница числа контрольных разрядов корректирующего кода, исправляющего ошибки в заданном числе байтов информации (при нечетном значении b), оценивается выражением:

$$r = (n+1)b + \log_2 (nb2^b).$$

При четном значении b к данному выражению прибавляется единица.

Таким образом, предлагаемый метод коррекции ошибок в заданном числе байтов информации с аддитивным формированием вектора ошибки имеет регулярную и относительно простую процедуру матричного кодирования, по-

зволяет сократить временные затраты на кодирование и декодирование информации (исключить циклическую процедуру кодирования). По отношению к коду Риды—Соломона данный метод позволяет исключить временные затраты на нахождения корней полинома локаторов ошибок. Так, для решения ключевого уравнения кода РС (78,8) по алгоритму Евклида потребуется 96 тактов работы декодирующего устройства. Временные затраты на кодирование информации предлагаемым методом сопоставимы с временными затратами при контроле информации на четность (требующим минимальных временных затрат), что дает возможность обеспечить работу канала передачи данных в реальном масштабе времени. Предлагаемый метод позволяет сократить аппаратные затраты на построение декодирующего устройства, так как в большинстве случаев не требует аппаратных затрат на вычисление вектора ошибки.

Использование указанного метода повышает достоверность передаваемой информации путем обнаружения некорректируемых ошибок в отличие от кодов Риды—Соломона, использующих для коррекции полином ошибок наименьшей степени (при реализации декодирования по методу максимума правдоподобия), что в некоторых случаях приводит к ошибочной коррекции.

Пример 1. Допустим, требуется осуществить коррекцию ошибок в двух байтах информации кратностью 4 в двоичном наборе, содержащем 64 информационных разряда, т. е. построить код (84,20).

Используя полученные правила, построим матрицы кодирования информации для формирования второй части контрольных разрядов: $r_1^g, r_2^g, \dots, r_{di}^g$ (табл. 1).

Контрольные проверки (значения второй части контрольных разрядов) относительно полученных матриц кодирования формируются путем сложения по mod2 элементов строк матриц, имеющих единичные значения (элементы матриц кодирования номеруются от нуля до трех слева направо).

Так контрольная проверка для нулевых строк матриц кодирования имеет вид

$$\begin{aligned} r_0^g &= a_2 \oplus a_3 \oplus b_2 \oplus c_2 \oplus d_0 \oplus d_1 \oplus e_1 \oplus e_3 \oplus f_1 \oplus f_2 \oplus g_2 \oplus \\ & \oplus g_3 \oplus h_0 \oplus i_0 \oplus i_3 \oplus j_0 \oplus j_2 \oplus k_0 \oplus k_2 \oplus k_3 \oplus l_0 \oplus l_1 \oplus m_0 \oplus m_1 \oplus m_3 \oplus \\ & \oplus n_0 \oplus n_1 \oplus n_2 \oplus o_0 \oplus o_1 \oplus o_3. \end{aligned}$$

В этом случае для нулевой строки матрицы кодирования A единичные значения имеют элементы a_2, a_3 , для нулевой строки матрицы кодирования B единичное значение имеет элемент b_2 . Аналогичным образом используются элементы нулевых строк матриц кодирования $C, D, E, \dots, P$.

Контрольные проверки (значения второй части контрольных разрядов), полученные относительно строк матриц кодирования с номерами, начиная с первого по одиннадцатый, имеют вид

Таблица 1

Матрицы кодирования

№ п/п	0	1	2	3	4	5	6	7
	A	B	C	D	E	F	G	H
0	0,0,1,1,	0,0,1,0,	0,0,1,1,	1,1,0,0,	0,1,0,1,	0,1,1,0,	0,0,1,1,	1,0,0,0,
1	0,0,1,0,	0,0,0,1,	0,1,0,0,	0,1,0,1,	0,1,1,0,	0,1,1,1,	1,0,0,1,	1,0,0,1,
2	0,1,0,0,	0,1,1,1,	0,1,1,0,	0,1,1,0,	1,0,0,0,	1,0,0,1,	1,0,1,0,	1,0,1,1,
3	1,0,0,1,	1,0,0,1,	1,0,1,0,	1,0,1,1,	1,1,0,1,	1,1,0,1,	1,1,1,0,	1,1,1,1,
4	1,0,0,0,	0,0,1,1,	1,0,1,1,	1,0,0,1,	0,1,1,0,	1,0,1,0,	1,1,0,0,	1,1,1,1,
5	0,0,1,1,	1,0,0,1,	1,0,0,1,	0,1,1,0,	0,0,0,1,	0,0,1,0,	0,0,0,1,	0,1,1,1,
6	1,1,1,1,	1,0,0,1,	1,0,1,1,	1,1,0,0,	1,1,1,0,	0,0,1,1,	0,1,0,1,	1,0,0,0,
7	1,0,0,1,	0,1,1,1,	1,1,1,0,	0,0,0,1,	0,0,1,1,	1,0,1,1,	0,0,1,1,	0,1,0,0,
8	1,1,1,0,	0,0,0,0,	1,1,1,1,	1,1,0,1,	1,1,0,1,	0,1,1,0,	1,1,1,1,	1,1,0,0,
9	1,0,1,1,	0,0,1,1,	0,0,0,1,	1,1,0,1,	0,1,1,0,	0,0,0,1,	0,0,1,0,	0,1,0,0,
10	1,1,0,1,	0,1,0,1,	1,0,0,0,	1,0,1,1,	1,1,0,0,	1,0,1,0,	0,1,1,1,	0,1,0,1,
11	0,1,1,0,	1,0,0,1,	1,1,0,1,	1,1,1,0,	0,0,0,1,	0,0,1,1,	1,0,1,1,	1,0,1,1,
№ п/п	I	J	K	L	M	N	O	P
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,	1,1,0,1,	0,0,0,0,
1	1,0,1,0,	1,0,1,1,	1,1,0,0,	0,1,0,1,	1,1,1,0,	1,1,0,1,	0,0,0,0,	0,0,0,1,
2	1,1,0,0,	1,1,0,1,	0,1,1,0,	1,1,1,0,	0,0,0,1,	0,0,0,1,	0,0,1,0,	0,0,1,1,
3	0,0,0,0,	0,0,0,1,	1,0,1,1,	0,0,1,1,	0,1,0,0,	0,1,0,1,	0,1,1,0,	0,1,1,1,
4	1,1,0,0,	0,1,1,0,	0,1,0,0,	1,0,1,0,	0,1,1,1,	1,0,1,1,	1,1,0,1,	1,1,1,0,
5	1,0,1,0,	1,1,0,1,	0,0,1,1,	0,1,1,1,	0,1,0,1,	1,0,0,0,	1,1,1,0,	1,0,1,1,
6	1,0,0,1,	1,0,1,0,	0,1,0,0,	1,1,1,0,	1,1,0,0,	1,1,0,1,	1,1,1,1,	0,0,0,1,
7	1,0,1,1,	0,1,1,1,	1,0,1,0,	1,1,0,0,	1,0,0,1,	0,0,0,1,	1,0,1,0,	0,1,1,0,
8	1,1,1,0,	0,1,1,1,	0,0,1,0,	0,1,0,1,	1,0,0,0,	0,1,1,1,	1,1,1,0,	1,1,0,1,
9	0,1,1,1,	0,1,1,0,	1,1,0,0,	1,1,1,1,	0,0,0,0,	0,1,0,1,	1,1,0,0,	1,1,1,0,
10	1,0,1,0,	1,0,0,1,	1,0,1,0,	0,1,0,0,	1,1,1,0,	1,1,0,0,	1,0,1,1,	1,0,1,1,
11	0,1,0,1,	0,1,0,1,	1,0,1,1,	1,0,1,0,	1,0,0,1,	1,0,0,1,	1,0,0,1,	1,1,0,1,

$$r_1^g = a_2 \oplus b_3 \oplus c_1 \oplus d_1 \oplus d_3 \oplus e_1 \oplus e_2 \oplus f_1 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus g_0 \oplus g_3 \oplus h_0 \oplus h_3 \oplus i_0 \oplus i_2 \oplus j_0 \oplus j_2 \oplus j_3 \oplus k_0 \oplus k_1 \oplus l_1 \oplus l_3 \oplus m_0 \oplus m_1 \oplus m_2 \oplus n_0 \oplus n_1 \oplus n_3 \oplus p_3;$$

$$r_2^g = a_1 \oplus b_1 \oplus b_2 \oplus b_3 \oplus c_1 \oplus c_2 \oplus d_1 \oplus d_2 \oplus e_0 \oplus f_0 \oplus f_3 \oplus g_0 \oplus g_2 \oplus h_0 \oplus h_2 \oplus h_3 \oplus i_0 \oplus i_1 \oplus j_0 \oplus j_1 \oplus j_3 \oplus k_1 \oplus k_2 \oplus l_0 \oplus l_1 \oplus l_2 \oplus m_3 \oplus n_3 \oplus o_2 \oplus p_2 \oplus p_3;$$

$$r_3^g = a_0 \oplus a_3 \oplus b_0 \oplus b_3 \oplus c_0 \oplus c_2 \oplus d_0 \oplus d_2 \oplus d_3 \oplus e_0 \oplus e_1 \oplus e_3 \oplus f_0 \oplus f_1 \oplus f_3 \oplus g_0 \oplus g_1 \oplus g_2 \oplus h_0 \oplus h_1 \oplus h_2 \oplus h_3 \oplus j_3 \oplus k_0 \oplus k_2 \oplus k_3 \oplus l_2 \oplus l_3 \oplus m_1 \oplus n_1 \oplus n_3 \oplus o_1 \oplus o_2 \oplus p_1 \oplus p_2 \oplus p_3;$$

$$r_4^g = a_0 \oplus b_2 \oplus b_3 \oplus c_0 \oplus c_2 \oplus c_3 \oplus d_0 \oplus d_3 \oplus e_1 \oplus e_2 \oplus f_0 \oplus f_2 \oplus g_0 \oplus g_1 \oplus h_0 \oplus h_1 \oplus h_2 \oplus h_3 \oplus i_0 \oplus i_1 \oplus j_1 \oplus j_2 \oplus k_1 \oplus l_0 \oplus l_2 \oplus m_1 \oplus m_2 \oplus m_3 \oplus n_0 \oplus n_2 \oplus n_3 \oplus o_0 \oplus o_1 \oplus o_3 \oplus p_0 \oplus p_1 \oplus p_2;$$

$$r_5^g = a_2 \oplus a_3 \oplus b_0 \oplus b_3 \oplus c_0 \oplus c_3 \oplus d_1 \oplus d_2 \oplus e_3 \oplus f_2 \oplus g_3 \oplus h_1 \oplus h_2 \oplus h_3 \oplus i_0 \oplus i_2 \oplus j_0 \oplus j_1 \oplus j_3 \oplus k_2 \oplus k_3 \oplus l_1 \oplus l_2 \oplus l_3 \oplus m_1 \oplus m_3 \oplus n_0 \oplus o_0 \oplus o_1 \oplus o_2 \oplus p_0 \oplus p_2 \oplus p_3;$$

$$r_6^g = a_0 \oplus a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus b_0 \oplus b_3 \oplus c_0 \oplus c_2 \oplus c_3 \oplus d_0 \oplus d_1 \oplus e_0 \oplus e_1 \oplus e_2 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus g_1 \oplus g_3 \oplus h_0 \oplus i_0 \oplus i_3 \oplus j_0 \oplus j_2 \oplus k_1 \oplus l_0 \oplus l_1 \oplus l_2 \oplus m_0 \oplus m_1 \oplus n_0 \oplus n_1 \oplus n_3 \oplus o_0 \oplus o_1 \oplus o_2 \oplus o_3 \oplus p_3;$$

$$r_7^g = a_0 \oplus a_3 \oplus b_1 \oplus b_2 \oplus b_3 \oplus c_0 \oplus c_1 \oplus c_2 \oplus d_3 \oplus e_2 \oplus e_3 \oplus f_0 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus g_2 \oplus g_3 \oplus h_1 \oplus i_0 \oplus i_2 \oplus i_3 \oplus j_1 \oplus j_2 \oplus j_3 \oplus k_0 \oplus k_2 \oplus l_0 \oplus l_1 \oplus m_0 \oplus m_3 \oplus n_3 \oplus o_0 \oplus o_2 \oplus p_1 \oplus p_2;$$

$$r_8^g = a_0 \oplus a_1 \oplus a_2 \oplus c_0 \oplus c_1 \oplus c_2 \oplus c_3 \oplus d_0 \oplus d_1 \oplus d_3 \oplus e_0 \oplus e_1 \oplus e_3 \oplus f_1 \oplus f_2 \oplus g_0 \oplus g_1 \oplus g_2 \oplus g_3 \oplus h_0 \oplus h_1 \oplus i_0 \oplus i_1 \oplus i_2 \oplus j_1 \oplus j_2 \oplus j_3 \oplus k_2 \oplus l_1 \oplus l_3 \oplus m_0 \oplus n_1 \oplus n_2 \oplus n_3 \oplus o_0 \oplus o_1 \oplus o_2 \oplus p_0 \oplus p_1 \oplus p_3;$$

$$r_9^g = a_0 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus b_2 \oplus b_3 \oplus c_3 \oplus d_0 \oplus d_1 \oplus d_3 \oplus e_1 \oplus e_2 \oplus f_3 \oplus g_2 \oplus h_1 \oplus i_1 \oplus i_2 \oplus i_3 \oplus j_1 \oplus j_2 \oplus k_0 \oplus k_1 \oplus l_0 \oplus l_1 \oplus l_2 \oplus l_3 \oplus n_1 \oplus n_3 \oplus o_0 \oplus o_1 \oplus p_0 \oplus p_1 \oplus p_2;$$

$$r_{10}^g = a_0 \oplus a_1 \oplus a_3 \oplus b_1 \oplus b_3 \oplus c_0 \oplus d_0 \oplus d_2 \oplus d_3 \oplus e_0 \oplus e_1 \oplus f_0 \oplus f_2 \oplus g_1 \oplus g_2 \oplus g_3 \oplus h_1 \oplus h_3 \oplus i_0 \oplus i_2 \oplus j_0 \oplus j_3 \oplus k_0 \oplus k_2 \oplus l_1 \oplus m_0 \oplus m_1 \oplus m_2 \oplus n_0 \oplus n_1 \oplus o_0 \oplus o_2 \oplus o_3 \oplus p_0 \oplus p_2 \oplus p_3;$$

$$r_{11}^g = a_1 \oplus a_2 \oplus b_0 \oplus b_3 \oplus c_0 \oplus c_1 \oplus c_3 \oplus d_0 \oplus d_1 \oplus d_2 \oplus e_3 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus g_0 \oplus g_2 \oplus g_3 \oplus h_0 \oplus h_2 \oplus h_3 \oplus i_1 \oplus i_3 \oplus j_1 \oplus j_3 \oplus k_0 \oplus k_2 \oplus k_3 \oplus l_0 \oplus l_2 \oplus m_0 \oplus m_3 \oplus n_0 \oplus n_3 \oplus o_0 \oplus o_3 \oplus p_0 \oplus p_1 \oplus p_3.$$

В табл. 2 представлена часть значений синдромов ошибок для кода (84,20).

Таблица 2

Значения синдромов ошибок для кода (84,20)

Ошиб- ка в байте	Синдром ошибки	Ошиб- ка в байте	Синдром ошибки
0000	00000000000000000000	0013	00010011110000011110
0001	00000001011101101011	0014	00010100100100111110
0002	00000010001111010110	0015	00010101111001010101
0003	00000011010010111101	0016	00010110101011101000
0004	00000100000110011101	0017	00010111110110000011
0005	00000101011011110110	0018	00011000100001101100
0006	00000110001001001011	0019	00011001111100000111
0007	00000111010100100000	001A	00011010101110111010
0008	00001000000011001111	001B	00011011110011010001
0009	00001001011110100100	001C	00011100100111110001
000A	00001010001100011001	001D	00011101111010011010
000B	00001011010001110010	001E	00011110101000100111
000C	00001100000101010010	001F	00011111110101001100
000D	00001101011000111001	0020	00100000001101111010
000E	00001110001010000100	0021	00100001010000010001
000F	00001111010111101111	0022	00100010000010101100
0010	00010000100010100011	0023	00100011011111000111
0011	00010001111111001000	0024	00100100001011100111
0012	00010010101011101010	0025	00100101010110001100

Примечание: В табл. 2 значения ошибки в байтах информации представлены в шестнадцатеричной системе счисления, а значения синдрома ошибки — в двоичной. Значения восьми разрядов левой части двоичного набора синдромов ошибок получены с использованием *Правила 2*, а правая часть двоичного набора синдромов ошибок, содержащая двенадцать разрядов, получена относительно контрольных разрядов, сформированных с использованием матриц кодирования.

Анализ таблицы показывает, что 94 % синдромов ошибок рассматриваемого кода имеют разные значения, т. е. не корректируется 6% ошибок в двух блоках информации.

Введение двух дополнительных контрольных разрядов для рассматриваемого кода позволяет осуществить коррекцию 100 % ошибок, однако это ведет к значительному росту аппаратных затрат, поэтому целесообразно ограничиться

коррекцией данного числа ошибок (данной информационной избыточностью кода).

При использовании предлагаемого метода кодирования информации необходимо обеспечить требуемые значения помехоустойчивости канала передачи данных при ограничениях на информационную и аппаратную избыточность, что выходит за рамки исследований данной статьи.

Таким образом, разработанный метод коррекции ошибок в двух байтах информации отличается от существующих, так как:

позволяет осуществлять коррекцию ошибок с алгебраическим синдромным декодированием (исключить циклическую процедуру кодирования и декодирования информации); имеет регулярную и относительно простую процедуру кодирования информации;

сокращает временные затраты на кодирование и декодирование информации и обеспечивает работу канала передачи данных в реальном масштабе времени.

Литература

1. Алиев Т. М., Тер-Хачатуров А. А. Измерительная техника. М.: Высшая школа, 1991.
2. Борисов К. Ю. и др. Метод построения линейных кодов, обнаруживающих и корректирующих ошибки в байтах информации // Метрология. 2011. № 10. С. 3—16.
3. Куликовский К. Л., Купер В. Я. Методы и средства измерений. М.: Энегтоатомиздат, 1986.
4. Борисов К. Ю. и др. Рациональное кодирование информации для обнаружения ошибок в устройствах хранения и передачи информации измерительной техники. // Измерительная техника. 2011. №12. С. 22—25; Borisov K. Yu. e. a. Efficient encoding of information for the detection of errors in the information storage and transmission devices of measurement instruments // Measurement Techniques. 2011. N. 12. V. 54. P. 1342—1345.
5. Борисов К.Ю. и др. Метод коррекции ошибок с аддитивным формированием вектора ошибки // Контроль. Диагностика. 2013. № 5 (179). С. 53—56.
6. Борисов К. Ю. и др. Оценка эффективности помехоустойчивого кодирования информации каналов передачи данных телеизмерительных информационных систем // Метрология. 2013. № 10. С. 8—15.
7. Сердюков П. Н. и др. Защищенные радиосистемы цифровой передачи информации. М.: АСТ, 2006.

Дата принятия 22.04.2014 г.