УДК 621.391

А.В. Боцул[1], А.С. Волков[2], С.И. Приходько[2], Н.А. Штомпель[2]

[1] *Национальный технический университет «ХПИ», Харьков*
[2] *Украинская государственная академия железнодорожного транспорта, Харьков*

МЕТОД ДЕКОДИРОВАНИЯ АЛГЕБРАИЧЕСКИХ СВЕРТОЧНЫХ КОДОВ ПЕРЕМЕЖЕНИЯ

Предлагается алгебраический метод декодирования сверточных кодов перемежения, в основе которого лежит представление кодового слова полубесконечной длины в виде серии блоков кодовых слов, на длине которых реализуются процедуры перемежения и деперемежения. Такой подход позволяет за фиксированное число шагов алгебраическим способом исправлять группирующиеся ошибки.

Ключевые слова: *помехоустойчивое кодирование, сверточные коды, декодирование сверточных кодов, перемежение.*

Введение

Постановка проблемы в общем виде и анализ литературы. При передаче дискретных сообщений по каналам связи возникают случайные и группирующиеся ошибки, для борьбы с которыми целесообразно использовать методы помехоустойчивого сверточного кодирования и декодирования.

В настоящее время известно несколько эффективных методов декодирования сверточных кодов: метод порогового декодирования, метод декодирования по максимуму правдоподобия (алгоритм Витерби) и последовательное декодирование (алгоритм Фано) [1 – 5, 9].

Метод порогового декодирования обладает низкой сложностью реализации, но коды, допускающие данный метод декодирования, обладают относительно низкой корректирующей способностью [3, 5]. Алгоритм Витерби является эффективным с точки зрения корректирующей способности, но экспоненциальный рост сложности реализации от длины кодового ограничения является существенным его недостатком [5, 9]. Алгоритм Фано по своим характеристикам приближается к алгоритму Витерби, но при увеличении числа ошибок в канале существует вероятность переполнения буфера, что зачастую приводит к ухудшению параметров декодера [5, 9].

С появлением сверточных кодов [9, 10], порождающие многочлены которых заданы через порождающие многочлены недвоичных циклических блоковых кодов Рида – Соломона, возможна реализация алгебраических методов декодирования сверточных кодов [3, 6, 9, 10]. В основе данных методов лежит идея использования корней порождающего многочлена для вычисления синдромных последовательностей, на основе которых удается найти расположение и значение ошибок [6 – 9].

Общим недостатком известных методов декодирования является отсутствие возможности исправлять группирующиеся ошибки, кратность которых превосходит корректирующую способность сверточного кода.

Следовательно, разработка новых методов, направленных на борьбу с группирующимися ошибками, является актуальной научной задачей.

Цель статьи. Предлагается метод декодирования алгебраических сверточных кодов перемежения, отличающийся от известных возможностью исправлять группирующиеся ошибки, длина которых превышает корректирующую способность сверточного кода на длине кодового слова.

Основной материал

Рассмотрим алгебраический сверточный (n_0, k_0) – код перемежения над $GF(q^m)$.

Пусть на вход кодера сверточного (n_0, k_0) – кода перемежения подается последовательность информационных символов, представленная в виде многочлена $I(x)$ [9]:

$$I(x) = I_0 + I_1 x + I_2 x^2 + ... = \sum_{i=0}^{\infty} I_i x^i , \qquad (1)$$

где $I_i \in V$; $V \in GF(q^m)$; $V \in GF(q^m)$; $\log_q / V / = k_0$, $n_0 = m \ge k_0$.

Представим многочлен $I(x)$ вида (1) последовательностью многочленов $I_i(x)$, степени K – 1:

$$I(x) = \sum_{i=0}^{\infty} I_i(x) \cdot x^{i \cdot K} , \qquad (2)$$

где $I_i(x)$ – i-й многочлен подблока последовательности информационных символов; $I_i(x) = I_{i \cdot K} + I_{i \cdot K+1} x + ... + I_{(i+1) \cdot K-1} x^{K-1}$; $x^{i \cdot K}$ – оператор задержки.

Пусть g(x) – порождающий многочлен над $GF(q^m)$ алгебраического сверточного кода, заданного через порождающий многочлен недвоичного

© А.В. Боцул, А.С. Волков, С.И. Приходько, Н.А. Штомпель

циклического блокового кода Рида – Соломона имеет вид [3, 4, 6, 9]:

$$g(x)=g_0+g_1x+g_2x^2+...+g_{r-1}x^{r-1}=\sum_{i=0}^{r-1}g_ix^i\ , \quad (3)$$

где $g_i \in GF(q^m)$.

Порождающий многочлен алгебраических сверточных кодов перемежения g*(x) над $GF(q^m)$ формируется путем следующего преобразования порождающего многочлена g(x) алгебраического сверточного кода:

$$\begin{aligned} g^*(x)=g(x^M)= \\ =g_0+g_1x^M+g_2(x^M)^2+...+g_{r-1}(x^M)^{r-1}, \end{aligned} \quad (4)$$

где M – длина блока кодовых слов алгебраического сверточного кода перемежения; $g_i \in GF(q^m)$.

Под длиной блока кодовых слов будем понимать число кодовых слов длины $N=q^m-1$, для которых выполняется процедура перемежения (деперемежения). Допустим, что $M = N = q^m - 1$.

Тогда в результате кодирования алгебраических сверточных кодов перемежения формируется кодовое слово над $GF(q^m)$ следующим образом:

$$\begin{aligned} C_j(x)=[I_0(x^M)\cdot g^*(x)+x\cdot I_1(x^M)\cdot g^*(x)+ \\ +x^2\cdot I_2(x^M)\cdot g^*(x)+...+x^{M-1}\cdot I_{M-1}(x^M)\cdot \\ \cdot g^*(x)]=C_0(x^M)+x\cdot C_1(x^M)+ \\ +x^2\cdot C_2(x^M)+...+x^{M-1}\cdot C_{M-1}(x^M)= \\ =\hat{C}_0(x)+x\cdot\hat{C}_1(x)+x^2\cdot\hat{C}_2(x)+...+ \\ x^{M-1}\cdot\hat{C}_{M-1}(x), \end{aligned} \quad (5)$$

где $C_j(x)$ – блок кодовых слов алгебраического сверточного кода перемежения.

В общем случае длина кодового слова C(x) является полубесконечной.

Каждое слагаемое в выражении (5) суть кодовое слово блокового кода Рида – Соломона, сдвинутого на оператор задержки и обладающего вставкой из M – 1 нулей между соседними символами. При этом одним подблоком кодового слова сверточного кода перемежения будем называть фрагмент блока кодовых слов вида (5) длины N.

Для реализации алгебраического декодирования введем нумерацию индексов коэффициентов многочлена $C_j(x)$ и перепишем выражение (5) следующим образом:

$$\begin{aligned} C_j(x)=[C_{0,j,0,0}+C_{0,j,1,1}x+C_{0,j,2,2}x^2+...+ \\ +C_{0,j,N-1,N-1}x^{N-1}]+x^N\cdot[C_{1,j,0,N}+C_{1,j,1,N+1}x+ \\ +C_{1,j,2,N+2}x^2+...+C_{1,j,N-1,2\cdot N-1}x^{N-1}]+...+ \\ +x^{(M-1)\cdot N}\cdot[C_{M-1,j,0,(M-1)\cdot N}+ \\ +C_{M-1,j,1,(M-1)\cdot N+1}x+C_{M-1,j,2,(M-1)\cdot N+2}x^2+ \\ +...+C_{M-1,j,N-1,M\cdot N-1}x^{N-1}], \end{aligned} \quad (6)$$

где l – индекс, указывающий номер подблока кодовых слов в одном блоке (первый индекс коэффициента), $l=0,\ 1,\ 2,\ ...,\ M-1$; j – индекс, указывающий номер блока кодового слова алгебраического сверточного кода перемежения (второй индекс коэффициента), j = 0, 1, 2, … ; μ – индекс, указывающий номер коэффициента в одном подблоке кодовых слов на длине M (третий индекс коэффициента), $\mu=0,\ 1,\ 2,\ ...,\ N-1$; i – индекс, указывающий номер коэффициента над $GF(q^m)$ в одном блоке кодового слова алгебраического сверточного кода перемежения на длине $M\cdot N$ (четвертый индекс коэффициента), $i=0,\ 1,\ 2,\ ...,\ M\cdot N-1$. $x^{l\cdot N}$ – оператор задержки; $l=0,\ 1,\ 2,\ ...,\ M-1$; j = 0, 1, 2, …; $\mu=0,\ 1,\ 2,\ ...,\ N-1$; $i=0,\ 1,\ 2,\ ...,\ M\cdot N-1$; $C_{l,j,\mu,i}\in GF(q^m)$.

Предположим, что в результате передачи по каналу связи символы кодового слова алгебраического сверточного кода перемежения были искажены. Тогда на вход декодирующего устройства сверточного кода перемежения поступает последовательность C*(x), искаженная ошибками [5, 7 – 9]:

$$C^*(x)=C(x)+E(x)\ , \quad (7)$$

где E(x) – многочлен ошибок полубесконечной длины с соответствующей нумерацией индексов, представленной в (6); $C^*_{l,j,\mu,i}\in GF(q^m)$ – коэффициенты многочлена кодового слова сверточного кода перемежения искаженного ошибками; $E_{l,j,\mu,i}\in GF(q^m)$; $C^*_{l,j,\mu,i}=(C_{l,j,\mu,i}+E_{l,j,\mu,i})$; $C_{l,j,\mu,i}\in GF(q^m)$.

Предположим, произошла группирующаяся ошибка длины 2·N. Это значит, что два подблока кодовых слов полностью искажены. Тогда многочлен $C_j(x)$ над над $GF(q^m)$ блок кодового сова алгебраического сверточного кода перемежения можно записать:

$$\begin{aligned} C^*_j(x)=[C^*_{0,j,0,0}+C^*_{0,j,1,1}x+C^*_{0,j,2,2}x^2+ \\ +...+C^*_{0,j,N-1,N-1}x^{N-1}]+x^N\cdot[C^*_{1,j,0,N}+ \\ +C^*_{1,j,1,N+1}x+C^*_{1,j,2,N+2}x^2+...+ \\ +C^*_{1,j,N-1,2\cdot N-1}x^{N-1}]+...+x^{(M-1)\cdot N}\cdot \\ \cdot[C_{M-1,j,0,(M-1)\cdot N}+C_{M-1,j,1,(M-1)\cdot N+1}x+ \\ +C_{M-1,j,2,(M-1)\cdot N+2}x^2+ \\ +...+C_{M-1,j,N-1,M\cdot N-1}x^{N-1}]. \end{aligned} \quad (8)$$

Далее декодер сверточного кода перемежения реализует процедуру деперемежения с целью рассеивания группирующейся ошибки во времени в соответствии со следующим алгебраическим правилом:

$$\begin{aligned} c*_j(x) &= \hat{C}_0(x^{\frac{1}{M}}) + \hat{C}_1(x^{\frac{1}{M}}) \cdot x^N + \\ &+ \hat{C}_2(x^{\frac{1}{M}}) \cdot x^{2 \cdot N} + \ldots + \hat{C}_{M-1}(x^{\frac{1}{M}}) \cdot x^{(M-1) \cdot N} = \\ &= c_0(x) + c_1(x) \cdot x^N + c_2(x) \cdot x^{2 \cdot N} + \ldots + \\ &+ c_{M-1}(x) \cdot x^{(M-1) \cdot N}, \end{aligned} \quad (9)$$

где $c*_j(x)$ – блок кодовых слов сверточного кода перемежения после реализации процедуры деперемежения; $c_{l,j,\mu,i} \in GF(q^m)$.

Тогда на основании выражений (8) и (9) блок кодовых слов сверточного кода перемежения $c*_j(x)$ представим следующим образом:

$$\begin{aligned} c*_j(x) &= [c*_{0,j,0,0} + c*_{1,j,0,N}\, x + c_{2,j,0,2\cdot N} x^2 + \\ &+ \ldots + c_{N-1,j,0,(M-1)\cdot N} x^{N-1}] + x^N \cdot [c*_{0,j,1,1} + \\ &+ c*_{1,j,1,N+1}\, x + c_{2,j,1,2\cdot N+1} x^2 + \ \ldots \ + \\ &+ c_{N-1,j,1,(M-1)\cdot N+1} x^{N-1}] + \ldots + \\ &+ x^{N\cdot(M-1)} \cdot [c*_{0,j,N-1,N-1} + c*_{1,j,N-1,2\cdot N-1}\, x + \\ &+ c_{2,j,N-1,3\cdot N-1} x^2 + \ \ldots \ + c_{N-1,j,N-1,M\cdot N-1} x^{N-1}], \end{aligned} \quad (10)$$

где $c*_{l,j,\mu,i} \in GF(q^m)$ – коэффициенты многочлена $c*_j(x)$, учитывающие влияние ошибки; $c*_{l,j,\mu,i} = (c_{l,j,\mu,i} + E_{l,j,\mu,i})$; $l = 0,\ 1,\ 2,\ \ldots,\ N-1$; j = 0, 1, 2, … ; $\mu = 0,\ 1,\ 2,\ \ldots,\ M-1$; $M = N = q^m - 1$; $i = 0,\ 1,\ 2,\ \ldots,\ M \cdot N - 1$.

Следовательно, в результате алгебраического деперемежения символов блока кодового слова сверточного кода перемежения символы, искаженные группированной ошибкой длины $2 \cdot N$, распределяются по M подблокам одного блока кодового слова на длине $M \cdot N - 1$ символов. Тогда, каждый из M подблоков кодового слова алгебраического сверточного кода перемежения включает $2 \cdot N / M$ ошибочных символов. Таким образом, декодер алгебраического сверточного кода перемежения выполняет рассеивание группирующейся ошибки во времени на длине M подблоков кодовых слов. При этом каждый подблок кодового слова перемежения длины N, суть кодовое слово алгебраического сверточного кода и в тоже время, кодового слова циклического блокового кода Рида – Соломона [6 – 10].

На следующем этапе алгебраического декодирования сверточного кода перемежения выполняется разбиение многочлена $c*_j(x)$ над $GF(q^m)$ блока кодового слова длины $M \cdot N$ искаженного ошибками на M подблоков над $GF(q^m)$ длины N.

Тогда в соответствии с выражениями (10) M многочленов $c*_{j,\mu}(x)$ подблоков кодового слова, искаженных ошибками с коэффициентами $c*_{l,j,\mu,i}$ и $c_{l,j,\mu,i}$ над $GF(q^m)$ представим следующим образом:

при $\mu = 0$:

$$\begin{aligned} c*_{j,0}(x) &= c*_{0,j,0,0} + c*_{1,j,0,N}\, x + \\ &+ c_{2,j,0,2\cdot N} x^2 + \ldots + c_{N-1,j,0,(M-1)\cdot N} x^{N-1}; \end{aligned} \quad (11)$$

при $\mu = 1$:

$$\begin{aligned} c*_{j,1}(x) &= c*_{0,j,1,1} + c*_{1,j,1,N+1}\, x + \\ &+ c_{2,j,1,2\cdot N+1} x^2 + \ \ldots \ + c_{M-1,j,1,(M-1)\cdot N+1} x^{N-1}; \end{aligned} \quad (12)$$

при $\mu = 2$:

$$\begin{aligned} c*_{j,2}(x) &= c*_{0,j,2,2} + c*_{1,j,2,N+2}\, x + \\ &+ c_{2,j,2,2\cdot N+2} x^2 + \ldots + c_{M-1,j,2,(M-1)\cdot N+2} x^{N-1}; \end{aligned} \quad (13)$$

при $\mu = N-1$:

$$\begin{aligned} c*_{j,N-1}(x) &= c*_{0,j,N-1,N-1} + c*_{1,j,N-1,2\cdot N-1}\, x + \\ &+ c_{2,j,N-1,3\cdot N-1} x^2 + \ \ldots \ + c_{M-1,j,N-1,M\cdot N-1} x^{N-1}. \end{aligned} \quad (14)$$

Так как каждый подблок кодового слова сверточного кода перемежения является кодовым словом циклического блокового кода Рида – Соломона, то на следующем этапе выполняется алгебраическое декодирование каждого подблока многочлена кодового слова, представленное $c*_{j,\mu}(x)$ [9]. Рассмотрим процедуру исправления ошибок подблока кодового слова сверточного кода перемежения, представленную многочленом $c*_{j,0}(x)$ вида (11) при $\mu = 0$.

Пусть на длине подблока N кодового слова сверточного кода перемежения над $GF(q^m)$ произошло b ошибок, где $0 \le b \le t_0$. (В выражении (11) $b = 2$, т.е. искажено два символа, представленные коэффициентами $c*_{0,j,0,0}$ и $c*_{1,j,0,N}$ многочлена $c*_{j,0}(x)$). Подблок $c*_{j,0}(x)$ кодового слова сверточного кода перемежения задан над полем $GF(q^m)$, следовательно, считаем, что обработка символов декодером реализуется в поле $GF(q^m)$.

Тогда, для удобства изложения материала многочлен ошибок, произошедших в действительности на длине N подблока кодового слова $c*_{j,0}(x)$, в общем случае представим следующим образом [3 – 6]:

$$e(x) = e_{i_1} x^{i_1} + e_{i_2} x^{i_2} + \ldots + e_{i_b} x^{i_b}, \quad (15)$$

где e_{i_l} – значение (величина) l-й ошибки, $e_{i_l} \in GF(q^m)$; $l = 1,\ 2,\ \ldots,\ b$, $0 \le b \le t_0$.

Введем синдромную последовательность [3, 9] (последовательность компонент синдрома) S длины $2 \cdot t_0$, соответствующую одному подблоку кодового слова $c*_{j,0}(x)$ сверточного кода перемежения следующим образом:

$$S = (S_1,\ S_2,\ S_3,\ \ldots,\ S_{2t_0}), \qquad (16)$$

где $S_f \in GF(q^f)$; f = 1, 2, 3, …, $2{\cdot}t_0$.

Следовательно, многочлен S(x) синдромной последовательности запишем следующим образом:

$$S(x) = \sum_{f=1}^{2\cdot t_0} S_f x^f. \qquad (17)$$

Тогда на основании известных корней многочлена $g^*(x)$ $(\alpha^1; \alpha^2; \alpha^3;\ \ldots;\ \alpha^{2\cdot t_0})$ при $p_0 = 1$ можно вычислить $2{\cdot}t_0$ компонент синдромной последовательности следующим образом [3 – 8]:

$$S_f = c^*_{j,0}(\alpha^f) = c_{j,0}(\alpha^f) + e(\alpha^f) = e(\alpha^f). \qquad (18)$$

Обозначим $Y_l = e_{i_l}$ и $X_l = \alpha^{i_l}$, где Y_l – величина ошибок; X_l – локаторы ошибок, при этом i_l – расположение l-й ошибки в пределах подблока; $Y_l \in GF(q^m)$ и $X_l \in GF(q^m)$; $l = 1,\ 2,\ \ldots,\ b$, $0 \le b \le t_0$.

Тогда справедлива следующая система уравнений [3 – 6, 9]:

$$\begin{cases} S_1 = Y_1 \cdot X_1 + Y_2 \cdot X_2 + \ldots + Y_b \cdot X_b, \\ S_2 = Y_1 \cdot X_1^{\,2} + Y_2 \cdot X_2^{\,2} + \ldots + Y_b \cdot X_b^{\,2}, \\ \vdots \\ S_{2t_0} = Y_1 \cdot X_1^{\,2t_0} + Y_2 \cdot X_2^{\,2t_0} + \ldots + Y_b \cdot X_b^{\,2t_0}. \end{cases} \qquad (19)$$

Для решения данной системы нелинейных уравнений воспользуемся многочленом $\Lambda(x)$ локаторов ошибок [1, 3, 6, 9]:

$$\Lambda(x) = 1 + \Lambda_1 x + \ldots + \Lambda_{b-1} x^{b-1} + \Lambda_b x^b, \qquad (20)$$

где $\Lambda_l \in GF(q^m)$.

Корни многочлена $\Lambda(x)$ локаторов ошибок суть обратные к локаторам ошибок значения X_l^{-1}. Следовательно, многочлена $\Lambda(x)$ локаторов ошибок можно представить:

$$\Lambda(x) = (1 - x \cdot X_1) \cdot (1 - x \cdot X_2) \cdot \ldots \cdot (1 - x \cdot X_b). \qquad (21)$$

Далее необходимо вычислить коэффициенты $\Lambda_l \in GF(q^m)$ при l= 1, 2, 3, …, b многочлена локаторов ошибок $\Lambda(x)$ по известным компонентам синдромной последовательности S.

Если умножить обе части выражения (20) на произведение вида $Y_l \cdot X_l^{\,f+b}$, при этом множитель x заменить на X_l^{-1}, то возможно сформировать систему линейных уравнений [3]:

$$\Lambda_1 \cdot S_{f+b-1} + \Lambda_2 \cdot S_{f+b-2} + \ldots + \Lambda_b \cdot S_f = S_{f+b}. \qquad (22)$$

Если систему линейных уравнений вида (22) представить в матричном представлении [3, 6, 9]:

$$\begin{vmatrix} S_1 & S_2 & & \cdots & S_b \\ S_2 & S_3 & & \cdots & S_{b+1} \\ S_3 & & & \cdots & S_{b+2} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ S_b & S_{b+1} & & \cdots & S_{2b-1} \end{vmatrix} \cdot \begin{vmatrix} \Lambda_b \\ \Lambda_{b-1} \\ \Lambda_{b-2} \\ \vdots \\ \Lambda_1 \end{vmatrix} = \begin{vmatrix} -S_{b+1} \\ -S_{b+2} \\ -S_{b+3} \\ \vdots \\ -S_{2b} \end{vmatrix}, \qquad (23)$$

то её возможно разрешить методом обращения матриц (прямой метод) [1 – 3, 6, 9].

Воспользуемся Алгоритмом Берлекэмпа – Месси [3], в основе которого лежит нахождение коэффициентов многочлена $\Lambda(x)$ по известным компонентам синдрама S_f [3]:

$$S_f + \sum_{i=1}^{t_0} S_{f-i} \cdot \Lambda_i = 0, \qquad (24)$$

где $f = t_0 + 1,\ \ldots,\ 2 \cdot t_0$.

Для нахождения локаторов ошибок X_l выполним нахождение корней многочлена $\Lambda(x)$ путем подстановки элементов поля α^f для каждого f вместо x, т.е. вычисляется $\Lambda(\alpha^f)$ методом Ченя [1 – 3, 9] (методом проб и ошибок) [3]:

$$\Lambda(\alpha^f) = 0. \qquad (25)$$

Далее выполняется нахождение значений ошибок Y_l на основе алгоритма Форни [1 – 5, 9]. Зафиксируем многочлен $\Omega(x)$ значений ошибок [1 – 6, 9]:

$$\Omega(x) = S(x) \cdot \Lambda(x) \bmod\ x^{2t_0}. \qquad (26)$$

Тогда при $p_0 = 1$ значения ошибок Y_l можно вычислить из выражения [1 – 6, 9]:

$$Y_l = -\frac{\Omega(X_l^{-1})}{\Lambda'(X_l^{-1})}, \qquad (27)$$

где $\Lambda'(x) = \sum_{f=1}^{b} (f\Lambda_f) \cdot x^{f-1}$ – формальная производная $\Lambda(x)$; $l = 1,\ 2,\ \ldots,\ b$; $Y_l \in GF(q^m)$.

Таким образом, на основании вычисленных позиций и значений ошибок формируется многочлен ошибок e(x), влияющий на подблок кодового слова алгебраического сверточного кода перемежения представленного многочленом $c^*_{j,0}(x)$ на длине N.

Тогда кодовое слово подблока кодового слова, представленного многочленом $c_{j,0}(x)$, без влияния ошибок можно вычислить на основании следующего выражения:

$$c_{j,0}(x) = c^*_{j,0}(x) - e(x). \qquad (28)$$

Далее алгебраическую процедуру исправления ошибок, представленную выражениями (15) – (28) подблока кодового слова сверточного кода перемежения, необходимо проделать для каждого подблока вида (11) – (14), т. е. M раз.

Выводы

Так как каждый подблок кодового слова длины N сверточного кода является кодовым словом циклического блокового (N, K) – кода Рида – Соломона над $GF(q^m)$ ограниченного на подполе, то процедура алгебраического декодирования алгебраических сверточных (n_0, k_0) – кодов перемежения сведена к процедуре алгебраического декодирования последовательности кодовых слов блокового (N, K) – кода Рида – Соломона над $GF(q^m)$.

При этом, процедурой алгебраического декодирования предусмотрено разбиение группирующиеся ошибки на случайные с последующим их исправлением.

Причем, согласно выражениям (15) – (28) удается гарантированно исправлять t_0 случайных ошибок, приходящихся на подблок длины N, или $M \cdot t_0$ случайных ошибок на длине блока кодовых слов $M \cdot N$.

В то же время, это эквивалентно исправлению группирующихся ошибок длина, которых не превышает кратности исправления случайных ошибок $M \cdot t_0$ на длине блока кодовых слов $M \cdot N$. (При условии, что кроме пакетированной ошибки других ошибок на длине блока кодовых слов не произойдет).

Таким образом, можно сделать вывод, что процедура алгебраического декодирования алгебраических сверточных (n_0, k_0) – кодов перемежения основана на декодировании полубесконечной последовательности блоков кодовых слов сверточного кода состоящих из M подблоков кодовых слов длины N и позволяет и справлять группирующие ошибки.

Список литературы

1. *Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение / Б. Скляр; [пер. с англ. Е.Г. Грозы, В.В. Марченко, А.В. Назаренко]; под ред. А.В. Назаренко. – М.: Изд. дом «Вильямс», 2003. – 1104 с.*
2. *Морелос-Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение / Р. Морелос-Сарагоса; [пер. с англ. В.Б. Афанасьева]. – М.: Техносфера, 2005. – 320 с.*
3. *Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки / Р. Блейхут; [пер. с англ. И.И. Грушко, В.М. Блиновского]; под ред. К.Ш. Зигангирова. – М.: Мир, 1986. – 576 с.*
4. *Кларк Дж. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи / Дж. Кларк, мл., Дж. Кейн; пер. с англ. С.И. Гельфанда; под ред. Б.С. Цибакова. – М.: Радио и связь, 1987. – 392 с.*
5. *Теория кодирования / Т. Касами, Н. Токура, Е. Ивадари, Я. Инагаки; пер. с япон. А.В. Кузнецова; под ред. Б.С. Цыбакова, С.И. Гельфанда. – М.: Мир, 1978. – 576 с.*
6. *Берлекэмп Э. Алгебраическая теория кодирования / Э. Берлекэмп; [пер. с англ. И.И. Грушко]; под ред. С.Д. Бермана. – М.: Мир, 1971. – 477 с.*
7. *Blahut R. Algebraic codes on lines, planes and curves / R. Blahut. – Cambridge: Cambrige university press, 2008. – 543 p.*
8. *Blahut R. Algebraic codes for data transmission / R. Blahut. – Cambridge: Cambridge university press, 2003. – 482 p.*
9. *Алгебраические сверточные коды: [учебное пособие] / [Н.И. Данько, С.П. Евсеев, А.А. Кузнецов и др.]. – Х.: УкрГАЖТ, 2007. – 238 с.*
10. *Комбинированный метод декодирования алгебраических сверточных кодов / С.И. Приходько, С.А. Гусев, А.С. Постольный, А.С. Жученко // Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті. – Х.: УкрДАЗТ, 2006. – №2. – С. 8-15.*

Поступила в редколлегию 31.07.2012

Рецензент: д-р техн. наук, проф. В.А. Краснобаев, Полтавский национальный технический университет им. Юрия Кондратюка, Полтава.

МЕТОД ДЕКОДУВАННЯ АЛГЕБРАЇЧНИХ ЗГОРТКОВИХ КОДІВ, ЩО ПЕРЕМЕЖУЮТЬ

А.В. Боцул, О.С. Волков, С.І. Приходько, М.А. Штомпель

Пропонується алгебраїчний метод декодування згорткових кодів, що перемежують, в основі якого лежить представлення кодового слова напівнескінченної довжини у вигляді серії блоків кодових слів на довжині яких реалізується процедури перемежування деперемежування. Такий підхід дозволяє за фіксоване число кроків алгебраїчним способом виправляти помилки, що групуються.

Ключові слова: *завадостійке кодування, згорткові коди, декодування загорткових кодів, перемежування.*

THE METHOD OF DECODING ALGEBRAIC CONVOLUTIONAL CODES INTERLEAVING

A.V. Botsul, A.S. Volkov, S.I. Prihodko, N.A. Shtompel

The proposed a method of decoding algebraic convolutional codes interleaving, which is based on the idea of presentation of semi-infinite length code word in a series of blocks of code words in length that implement procedures interleaving and deinterleaving. This approach allows for a fixed number of steps algebraically correct grouping errors.

Keywords: *error correcting coding, convolutional codes, decoding of convolutional codes, interleaving.*