УДК 621.391

Ю.И. Лосев, З.З. Закиров, В.В. Закирова

Харьковский университет Воздушных Сил им. И. Кожедуба, Харьков

ЭФФЕКТИВНОСТЬ ПРИМЕНЕНИЯ МЕТОДА МНОГОЭТАПНОГО КОДИРОВАНИЯ ПОЛНЫМ И ПЕРФОРИРОВАННЫМ ПОМЕХОУСТОЙЧИВЫМ КОДОМ

Для уменьшения времени доставки сообщения потребителю за счет повторения передачи не всей кодовой комбинации, а только ее искаженной части целесообразно использование метода многоэтапного кодирования полным и перфорированным помехоустойчивым кодом, который обеспечивает возможность обнаруживать все двукратные ошибки, определять группы искаженных сегментов без увеличения вводимой избыточности, усложнения кодирующих и декодирующих устройств. В статье анализируется эффективность применения данного метода помехоустойчивого кодирования относительно традиционного.

Ключевые слова: *помехоустойчивое кодирование, кодовая комбинация, избыточность, искаженная группа.*

Введение

Постановка проблемы. Одной из важнейших задач как существующих автоматизированных систем управления специального назначения (АСУ СН) так и перспективных, а также современных телекоммуникационных систем является обеспечение гарантированного качества передачи информации. Качество обслуживания характеризуется скоростью и достоверностью передачи.

Возможность обеспечения высокой достоверности обеспечивается применением наиболее эффективных методов помехоустойчивого кодирования, обеспечивающих: обнаружение, стирание или исправление ошибок.

Высокая эффективность помехоустойчивого кодирования достигается за счет увеличения вводимой избыточности и усложнения кодирующих и декодирующих устройств. Эти методы обладают и существенным недостатком, который характерен для методов, использующих коррекцию ошибок. Устранение данного недостатка достигается использованием систем с обратной связью. Исследования показали, что в системах с обратной связью при определенном отношении сигнал/помеха время доставки существенно возрастает. Такое возрастание происходит как за счет времени передачи сообщения, так и времени ожидания в очереди на обслуживание.

Сокращение времени доставки сообщения возможно путем разработки новых алгоритмов помехоустойчивого кодирования, которые предполагали бы увеличение энергетической эффективности их применения, при этом обеспечивали заданные вероятностные характеристики и были просты в практической реализации.

В качестве нового алгоритма авторами был разработан метод многоэтапного кодирования полным и перфорированным помехоустойчивым кодом, который обладает высокой энергетической эффективностью его применения, при простой реализации кодеков. Данный метод относительно традиционного кодирования дополнительно позволяет обнаруживать группы искаженных сегментов, при этом уменьшает время доставки сообщения потребителю за счет повторения передачи не всей кодовой комбинации, а только ее искаженной части.

Разработанный метод помехоустойчивого кодирования основан на комплексном использовании традиционного метода кодирования и кодирования с использованием перфорированного кода. Необходимо оценить эффективность предложенного метода, определив, не ухудшаются ли свойства помехоустойчивого кода при традиционном кодировании.

Анализ литературы показал, что в современной теории связи применяются различные избыточные коды [1, 2]: комбинаторные, алгебраические (групповые, циклические), арифметические и т.д. В условиях повышения требований к алгоритмам исправления ошибок в каналах связи с помехами были созданы мощные алгоритмы коррекции ошибок, такие как турбо-коды [3, 4]. Наиболее эффективные подходы к решению задачи увеличения энергетической эффективности, основанные на применении методов многопорогового кодирования (декодирования) [4, 5]. Разработка метода многоэтапного кодирования полным и перфорированным помехоустойчивым кодом представлена в [6]. Однако не оценена эффективность разработанного метода относительно свойств традиционного кодирования.

Целью статьи есть оценка эффективности применения разработанного ранее метода многоэтапного кодирования полным и перфорированным помехоустойчивым кодом, исследуя его свойства по обнаружению ошибок относительно традиционного метода кодирования.

Изложение основного материала

Разработанный метод кодирования [6] относительно традиционного дополнительно позволяет определить номер искаженной группы. Он основан на комплексном использовании традиционного метода кодирования и кодирования с использованием перфорированного кода. Поэтому при анализе свойств предложенного метода необходимо определить, не ухудшаются ли свойства помехоустойчивого кода при традиционном кодировании.

Поскольку за основу в большинстве случаев принят циклический код, сначала рассмотрим его свойства по обнаружению ошибок:

1. Код обеспечивает обнаружение 100% двукратных ошибок, если длина передаваемой кодовой комбинации n не более длины цикла порождающего многочлена ℓ ($n \le \ell$);

2. Обнаруживаются 100% групповых ошибок длительностью в "r" и менее разрядов, где r – степень порождающего многочлена;

3. Вероятность необнаружения групповых ошибок длительностью в $r+1$ символ равна $P_{\text{но}_1} = \dfrac{1}{2^{r-1}}$;

4. Вероятность необнаружения групповых ошибок длительностью более $r+1$ символ равна $P_{\text{но}_2} = \dfrac{1}{2^{r}}$.

Проанализируем свойства предложенного метода кодирования в соответствии с перечисленными четырьмя свойствами.

В соответствии с *первым свойством* полученный при декодировании кодовой комбинации с двукратной ошибкой синдром не должен быть равен нулю. Поскольку при искажении i-го разряда в результате декодирования получим h_i столбец проверочной матрицы, а при искажении j-того разряда получим h_j столбец, то при искажении двух разрядов, должно выполняться условие $h_i + h_j \ne 0$. Это будет в том случае, если проверочная матрица не содержит двух одинаковых столбцов. При $n \le \ell$ это условие выполняется. Предлагаемый метод предполагает возможность использовать кодовую комбинацию длиной $n \le \eta \cdot \ell$, где η – длительность формируемой группы. В этом случае все двукратные ошибки, расположенные на расстоянии ℓ при декодировании на первом этапе не будут обнаружены. Число вариантов таких ошибок равно $C_\gamma^2 \cdot \ell$, где γ – число формируемых групп. Максимальное число формируемых групп равно $\gamma_{max} = \dfrac{\ell_{\text{рез}}}{\eta}$, где $\ell_{\text{рез}}$ – длина цикла результирующей проверочной матрицы.

Допустим, что произошли две ошибки на позициях i и $i+\ell$. При декодировании на первом этапе получим синдром $C_1 = h_i + h_{i+\ell} = 0$, т.к. $h_i = h_{i+\ell}$. Пусть в преобразованной матрице столбец h_i исходной матрицы соответствует столбцу h_{i+a}, а $h_{i+\ell}$ столбцу $h_{i+\ell+\text{в}}$, тогда при декодировании на втором этапе получим синдром $C_2 = h_{i+a} + h_{i+\ell+\text{в}}$. Для того, чтобы $C_2 = 0$, необходимо соблюдение равенства $h_{i+a} = h_{i+\ell+\text{в}}$. Это будет в том случае, если $\text{в} - a = \ell + 1$. Такое неравенство не может быть выполнено, так $\gamma_{max} = \ell$, а возможное максимальное число сдвигов равно максимальному числу групп, т.е. $\gamma_{max} = \ell$.

Так как в предлагаемом методе при двухэтапном кодировании формируются две группы проверочных символов и число информационных разрядов увеличивается вдвое (два сегмента информационных символов) первое свойство должно интерпретироваться следующим образом: код должен обеспечивать обнаружение 100% двукратных ошибок в обоих сегментах информационных разрядов, если длина каждого сегмента n не более длины цикла порождающего многочлена, т.е. должно быть обеспечено обнаружение $y \cdot x$ кратных ошибок попарно расположенных в двух m-разрядных сегментах.

Докажем, что это свойство выполняется. Код должен обнаружить 4^x кратные ошибки, попарно расположенные в двух m-разрядных кодовых комбинациях. Предположим, что произошла 4^x кратная ошибка, искажены элементы i, j, ε и z. При этом $i \le m$, $j \le m$, $\varepsilon > m$ и $z > m$. При первом декодировании получим синдром

$$C_1 = h_i + h_j + h_\varepsilon + h_z =$$
$$= S^{i-1} \cdot h_1 + S^{j-1} \cdot h_1 + S^{\varepsilon-1} \cdot h_1 + S^{z-1} \cdot h_1 .$$

Ошибки произошли в группах a, b, c и d, поэтому синдром полученный, при втором декодировании имеет вид

$$C_2 = h_{i+a} + h_{j+b} + h_{\varepsilon+c} + h_{z+d} =$$
$$= S^{i+a-1} \cdot h_1 + S^{j+b-1} \cdot h_1 + S^{\varepsilon+c-1} \cdot h_1 + S^{z+d-1} \cdot h_1 .$$

Четырехкратная ошибка не будет обнаружена, если искаженные разряды попарно расположены относительно друг друга на расстоянии, равном длине цикла исходной матрицы. Следовательно, ошибки при первом декодировании не будут обнаружены, если $C_1 = 0$ или

$$C_1 = h_i + h_j + h_{i+\ell} + h_{j+\ell} = 0 .$$

Чтобы ошибки не были обнаружены при втором декодировании, необходимы равенства $i + a - \varepsilon - c = \ell$; $j + b - z - d = \ell$.

Поскольку $i - \varepsilon = \ell$ и $j - z = \ell$, получим $a - c = 0$ и $b - d = 0$, т.е. номера a и c, а также b и d совпадают, что не может быть из условия задачи. Следовательно, указанные ошибки обнаруживаются. Все указанное выполняется, если длина сформированной кодовой комбинации не более $\ell_{рез} = \ell \cdot \eta$.

Второе свойство. Многочлен группы ошибок длительностью в " r " и менее разрядов записывается в виде $E(x) = x^i \cdot \left(x^{r-1} + x^{r-2} + ... + 1\right)$, где x^i – указывает место групповой ошибки в разрядной сетке. При декодировании $E(x)$ делится на $P(x)$. Одночлен x^i на многочлен $P(x)$ без остатка не делится, а многочлен, стоящий в скобках имеет степень меньше r, поэтому он также не делится на многочлен $P(x)$. В результате будут получены синдромы на первом и втором этапах декодирования $C_1 \neq 0$ и $C_2 \neq 0$. Однако это свойство должно при предлагаемом методе декодирования дополняться следующим условием:

Должны обнаруживаться все групповые ошибки длиной в r и меньше разрядов, если эти ошибки возникли в одном или обеих m – разрядных длин сегментов. Групповые ошибки длительностью в " r " разрядах записываются в виде

$$S^{\gamma} \cdot \left(S^{r-1} \cdot h_1 + S^{r-2} \cdot h_1 + ... + h_1\right) +$$
$$+ S^{\gamma+\beta} \cdot \left(S^{r-1} \cdot h_1 + S^{r-2} \cdot h_1 + ... + h_1\right).$$

В результате декодирования на первом этапе получим синдром вида

$$C_1 = S^{\gamma} \cdot \left(S^{r-1} \cdot h_1 + S^{r-2} \cdot h_1 + ... + h_1\right) +$$
$$S^{\gamma+\beta} \cdot \left(S^{r-1} \cdot h_1 + S^{r-2} \cdot h_1 + ... + h_1\right) = h_x + h_y .$$

Пусть в преобразованной матрице для первой групповой ошибки произошло ν сдвигов, а для второй L сдвигов. Тогда в результате декодирования получим синдром вида

$$C_2 = S^{\gamma+\nu} \cdot \left(S^{r-1} \cdot h_1 + S^{r-2} \cdot h_1 + ... + h_1\right) + S^{\gamma+\beta+L} \times$$
$$\times \left(S^{r-1} \cdot h_1 + S^{r-2} \cdot h_1 + ... + h_1\right) = h_{i+\nu} + h_{\gamma+\beta+L}$$

Предположим, что $C_1 = 0$ (ошибка не обнаружена), тогда $h_x + h_y = 0$. Следовательно $x - y = \ell$. Если ошибка не обнаружена и при втором декодировании на втором этапе, то $C_2 = 0$. Следовательно $h_{i+\nu} + h_{\gamma+\beta+L} = 0$. Это будет в том случае, если $\gamma + L + \beta - i - \nu = \ell$ или $j + L + \beta - i - \nu = 2 \cdot \ell$.

Поскольку $\gamma - i = \ell$, должно соблюдаться равенство $L + \beta - \nu = \ell$ или $L + \beta - \nu = 0$. Так как равенство $L + \beta - \nu = 0$ не должно быть из условия задачи, должно соблюдаться равенство $L + \beta - \nu = \ell$. При этом должны быть сформулированы группы на интервале от ν до $L + \beta$. Значит, число сдвигов столбцов проверочной матрицы на этом интервале должно быть равно $\frac{\ell}{\eta}$, т.е. меньше ℓ. Следовательно, рассматриваемые групповые ошибки обнаруживаются.

В соответствии с *третьим свойством* при традиционном (одноэтапном) кодировании (декодировании) вероятность необнаружения групповых ошибок длительностью в ($r+1$) разрядов равна $\frac{1}{2^{r-1}}$.

Под групповой ошибкой понимают группу искаженных разрядов, у которой первый и последний разряды искажены, а внутри допускаются неискаженные символы. Поскольку из ($r+1$) разрядов значение двух разрядов (первого и последнего) зафиксировано, всего число варианта таких групповых ошибок равно 2^{r-1}. Из этого числа вариантов один совпадает по структуре с многочленом $P(x)$ и поэтому необнаруживается. Следовательно, вероятность необнаружения ошибки в $(r+1)$ разрядной группе равна $P_{но_1} = \frac{1}{2^{r-1}}$. В n-разрядной кодовой комбинации число вариантов групповых ошибок длительностью в ($r+1$) разряд равно $n - r$. Поэтому вероятность необнаруженной групповой ошибки длительностью в $(r+1)$ разряд на первом этапе декодирования равна

$$P_{но} = \frac{1}{n-r} \cdot \sum P_{но_i} .$$

Поскольку все $P_{но_i} = P_{но_1} = \frac{1}{2^{r-1}}$, получим $P'_{но} = \frac{1}{2^{r-1}}$.

На втором этапе декодирования используется преобразованная матрица, у которой при переходе от одной группы к другой проверочной матрице идет смещение на Δ столбцов. Если длительность столбцов $\eta < r+1$, то некоторые символы групповой ошибки будут входить в разные группы. Поэтому, если на первом этапе получим синдром $C_1 = 0$, то синдром на втором этапе декодирования не будет равен нулю ($C_2 \neq 0$). Покажем это на следующем примере. Пусть производящий многочлен имеет вид

$P(x) = x^x + x + 1 = x^3 + x + 1$. Групповая ошибка имеет длительность в $r + i$ разряд и имеет вид $x^i \cdot \left(x^x + x + 1\right) = x^i \cdot \left(x^3 + x + 1\right)$. В результате декодирования на первом этапе получим синдром

$$C_1 = x^r \cdot \operatorname{mod} P(x) + x^{r-1} \cdot \operatorname{mod} P(x) + 1 =$$
$$x^3 \cdot \operatorname{mod} P(x) + x \cdot \operatorname{mod} P(x) + 1 = 0 .$$

В соответствии с матрицей, изображенной на рис. 1 получим синдром

$$C_1 = \sum_{i=1}^{4} h_i = h_4 + h_2 + h_1 = \begin{vmatrix} 1 \\ 1 \\ 0 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 0 \\ 1 \\ 0 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 1 \\ 0 \\ 0 \end{vmatrix} = \begin{vmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \end{vmatrix} .$$

Матрица соответствует длительности группы $\eta = 3$ и $\Delta = 2$. При декодировании на втором этапе получим синдром для рассматриваемой групповой ошибки

$$C_1 = \sum_{i=1}^{6} h'_i = h_6 + h_2 + h_1 = \begin{vmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 0 \\ 1 \\ 0 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 1 \\ 0 \\ 0 \end{vmatrix} = \begin{vmatrix} 0 \\ 0 \\ 1 \end{vmatrix} \neq 0 .$$

J	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
i	1	2	3	4	5	6	7	1	2	3	4	5	6	7	1	2	3	4	5	6	7	1
$i_{\circ}$	1	2	3	6	7	1	4	5	6	2	3	4	7	1	2	5	6	7	3	4	5	1
h_i	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0	1	0	1	1	1
	0	1	0	1	1	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0
	0	0	1	0	1	1	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0	1	0	1	1	1	0
h'_i	1	0	0	1	1	1	1	0	1	0	0	1	1	1	0	0	1	1	0	1	0	1
	0	1	0	1	0	0	1	1	1	1	0	1	0	0	1	1	1	0	0	1	1	0
	0	0	1	1	1	0	0	1	1	0	1	0	1	0	0	1	1	1	1	0	1	0
$N_{гр}$	0 гр			1гр			2гр			3гр			4гр			5гр			6гр			
	цикл																					

Рис. 1. Результирующая проверочная матрица

Таким образом, при $\eta < r + 1$ все групповые ошибки длительностью в $r + 1$ разряд обнаруживаются. При $\eta \geq r + 1$ возникшая групповая ошибка может входить в какую либо одну сформированную группу и поэтому не будет обнаружена с вероятностью $\frac{1}{2^{r-1}}$. Число таких вариантов в группе из η символов равно $\eta - r$. Число же сформированных групп равно $\gamma = \frac{n}{\eta}$. Следовательно, число вариантов необнаружения ошибки равно $(\eta - r) \cdot \frac{n}{\eta}$.

В результате вероятность необнаруженных ошибок будет равна

$$P''_{но} = \frac{\eta - r}{n - r} \cdot \frac{n}{\eta} \cdot \frac{1}{2^{r-1}} .$$

Так как $n = \ell_{рез} = \ell \cdot \eta$, получим

$$P''_{но} = \frac{\eta \cdot \ell - r \cdot \ell}{\ell \cdot \eta - r} \cdot \frac{1}{2^{r-1}} = \frac{\ell \cdot (\eta - r)}{\ell \cdot \eta - r} \cdot \frac{1}{2^{r-1}} . \qquad (1)$$

Так как $\ell \cdot \eta - r > \ell \cdot \eta - \ell \cdot r$, то вероятность необнаружения ошибки в этом случае будет меньше $\frac{1}{2^{r-1}}$. Таким образом, при использовании предложенного двухэтапного декодирования вероятность необнаружения групповой ошибки длительностью в $r + 1$ разряд будет меньше, чем при традиционном одноэтапном декодировании.

Как указывалось ранее, при предлагаемом двухэтапном методе кодирования рассматриваемое свойство должно интерпретироваться следующим образом: вероятность необнаружения групповых ошибок длительностью в $r + 1$ разряд, если эти групповые ошибки расположены в разных сегментах объединенной кодовой комбинации, должна быть равна $P_{но_1} = \frac{1}{2^{2 \cdot (r-1)}}$. Поскольку возникшие ошибки взаимонезависимы, то вероятность необнаружения рассматриваемой групповой ошибки при декодировании на первом этапе будет иметь вид $P''_{но} = \left(P'_{но}\right)^2 = \frac{1}{2^{2 \cdot (r-1)}}$. Как показано выше, учитывая независимость возникновения групповой ошибки и возможности выполнения условий как $\eta < r + 1$, так и $\eta \geq r + 1$ вероятность необнаружения будет равна

$$P'''_{но} = \left(P''_{но}\right)^2 = \left(\frac{\ell \cdot (\eta - r)}{\ell \cdot \eta - r}\right)^2 \cdot \frac{1}{2^{r-1}} .$$

В соответствии с *четвертым свойством* при декодировании на первом этапе вероятность необнаружения групповых ошибок длительностью $\Delta \cdot N_{гр}$ более $r + 1$ разрядов равна $P_{но_1} = \frac{1}{2^r}$. Как показано выше, если $\Delta \cdot N_{гр} > \eta$ все рассматриваемые групповые ошибки на втором этапе декодирования обнаруживаются. В случае выполнения неравенства $\eta \geq \Delta \cdot N_{гр}$ возникшая групповая ошибка может входить в какую либо одну сформулированную группу и не будет обнаружена с вероятностью $\frac{1}{2^r}$. Число вариантов таких ошибок равно $\left(\eta - \Delta \cdot N_{гр} + 1\right) \cdot \frac{n}{\eta}$. Тогда в соответствии с (1) вероятность необнаружения групповой ошибки длительностью более $r + 1$ разряд будет равна

$$P_{но}^{(IV)} = \frac{\eta - \Delta \cdot N_{гр} + 1}{\ell \cdot \eta - \Delta \cdot N_{гр} + 1} \cdot \frac{1}{2^{r-1}} \cdot P \cdot \left(\Delta \cdot N_{гр} < \eta\right),$$

где $P\left(\Delta \cdot N_{гр} < \eta\right)$ – вероятность возникновения групповой ошибки длительностью более η.

Учитывая, что в предлагаемом методе формируются два m-разрядных сегмента и групповая ошибка взаимонезависима, вероятность необнаружения групповой ошибки длительностью $\Delta \cdot N_{гр} > r+1$ на первом этапе декодирования равна $P_{но_1} = \frac{1}{2^{2 \cdot r}}$. С учетом второго этапа декодирования вероятность необнаружения рассматриваемых групповых ошибок равна

$$P_{но}^{(V)} = \left(\frac{\eta - \Delta \cdot N_{гр} + 1}{\ell \cdot \eta - \Delta \cdot N_{гр} + 1} \right)^2 \cdot \frac{1}{2^{2 \cdot r}} \cdot P^2 \cdot \left(\Delta \cdot N_{гр} > \eta \right).$$

Сравнивая эту вероятность с вероятностью $P_{но_1} = \frac{1}{2^{2 \cdot r}}$, видим, что $P_{но}^{(V)} << P_{но_1}$.

Учитывая приведенный выше анализ, можно отметить, что при применении предлагаемого двухэтапного метода кодирования, основанного на комплексном использовании полного и перфорированного кода вероятность необнаружения возникающих ошибок значительно меньше, чем при традиционном методе. При этом длина полученной кодовой комбинации $n_{кк} \le \ell_{гр} = \ell \cdot \eta$. Длина группы уменьшается (η), длина цикла $\ell_{рез} = \ell \cdot \eta$ также уменьшается.

Так как взято два m – разрядных сегмента ($2 \cdot m$), а при традиционном кодировании $n = m + r \le \ell$, то $n_{рез} \le 2 \cdot \ell$. Следовательно, минимальная длина группы $2 \cdot \ell$. Максимальная длина группы ограничивается длительностью групповой ошибки, обнаруживаемой кодом.

Вывод

Таким образом, разработанный ранее метод многоэтапного кодирования полным и перфорированным помехоустойчивым кодом не ухудшает возможностей по обнаружению ошибок относительно традиционного кодирования и дополнительно позволяет обнаруживать группы искаженных сегментов. Это позволяет существенно снизить потери информации, когда стирается только искаженный сегмент, а не все сообщение, и уменьшает время доставки сообщения потребителю за счет повторения передачи не всей кодовой комбинации, а только ее искаженной части.

Список литературы

1. *Кон Е.Л., Фрейман В.И. Теория электрической связи. Помехоустойчивая передача данных в информационно-управляющих и телекоммуникационных системах: модели, алгоритмы, структуры: Учебное пособие. – Пермь: Изд-во Перм. гос. техн. ун-та, 2007. – 317 с.*
2. *Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. – Изд. 2-е, испр. : пер. с англ. – М.: Вильямс, 2003. – 1104 с.*
3. *Широкополосные беспроводные сети передачи информации / В.М. Вишневский, А.И. Ляхов, С.Л. Портной, И.В. Шахнович. – М.: Техносфера, 2005. – 592 с.*
4. *Золотарёв В.В., Овечкин Г.В. Эффективные алгоритмы помехоустойчивого кодирования для цифровых систем связи // Электросвязь. – 2003. – № 9. – С. 34-37.*
5. *Золотарёв В.В., Овечкин Г.В. Помехоустойчивое кодирование. Методы и алгоритмы: Справочник / Под ред. чл.-кор. РАН Ю.Б. Зубарева. – М.: Гарячая линия – Телеком, 2004. – 126 с.*
6. *Лосев Ю.И., Закиров З.З., Шубин Е.В. Метод многоэтапного кодирования полным и перфорированным помехоустойчивым кодом // Системи управління, навігації та зв'язку: Збірник наукових праць. – К.: ЦНДІ навігації і управління. – 2008. – Вип. 1 (5). – С. 126-130.*

Поступила в редколлегию 18.07.2008

Рецензент: д-р техн. наук, А.В. Лемешко, Харьковский университет Воздушных Сил им. И. Кожедуба, Харьков.

ЕФЕКТИВНІСТЬ ВИКОРИСТАННЯ МЕТОДА БАГАТОЕТАПНОГО КОДУВАННЯ ПОВНИМ ТА ПЕРФОРОВАНИМ ЗАВАДОСТІЙКИМ КОДОМ

Ю.І. Лосєв, З.З. Закіров, В.В. Закірова

Аналізується ефективність застосування метода багатоетапного кодування повним та перфорованим завадостійким кодом, який дозволяє визначити групи перекручених сегментів, зменшити час доставки повідомлення споживачеві за рахунок повторення при передачі не всієї кодової комбінації, а тільки її перекрученої частини.

Ключеві слова: *завадостійке кодування, кодова комбінація, надмірність, перекручена група.*

EFFICIENCY OF APPLICATION OF A METHOD MULTI-STAGE CODINGS BY THE FULL AND PUNCHED NOISEPROOF CODE

Yu.I. Losev, Z.Z. Zakirov, V.V. Zakirova

Efficiency of application of a method multi-stage codings by the full and punched noiseproof code which allows to define groups of the deformed segments is analyzed, to reduce time of delivery of the message to the consumer due to recurrence by transfer not all code combination, but only its deformed part.

Keywords: *noiseproof code, code combination, superfluity, deformed group.*