

17. Spring N., Peterson L., Bavier A., Pai V. Using PlanetLab for network research: myths, realities, and best practices. *SIGOPS Operating Systems Review*, 2006. no. 40, pp. 17–24. doi: 10.1145/1113361.1113368.
18. Group G.P. GENI design principles. *Computer*, 2006. no. 39, pp. 102–105. doi: 10.1109/MC.2006.307
19. Bavier A., Feamster N., Huang M., Peterson L., Rexford J. In VINI veritas: realistic and controlled network experimentation. *Proceedings of the SIGCOMM'06*, 2006. pp. 3–14. doi: 10.1145/1159913.1159916.
20. Banniza T.-R., Biraghi A.-M., Correia L., Monath T. First Project-wide Assessment on Nontechnical Drivers, January 2009. 38 p. (Id: FP7-ICT-2007-1- 216041-4WARD/D-1.1). doi: 10.1002/bltj.20370
21. Chowdhury N.M.M.K. Identity Management and Resource Allocation in the Network Virtualization Environment. *Master's Thesis, Cheriton School of Computer Science, University of Waterloo*, January 2009. 107 p.
22. Feamster N., Gao L., Rexford J. How to lease the internet in your spare time. *SIGCOMM Computer Communication Review*, 2007. no. 37, pp. 61–64. doi: 10.1145/1198255.1198265.

Received 20.03.2017

ТЕХНОЛОГИИ КОМПЬЮТЕРНЫХ СИСТЕМ И СЕТЕЙ

УДК 621.391.037.372

ОДНОМЕРНЫЕ КОДОВО-СИГНАЛЬНЫЕ ПОСТРОЕНИЯ НА ОСНОВЕ НОРМАЛИЗУЮЩЕГО ПРЕОБРАЗОВАНИЯ БИНАРНЫХ ПАКЕТОВ

Малофей А.О.¹, Малофей О.П.²

¹Ставропольский филиал Краснодарского университета МВД России, Ставрополь, РФ

²Северо-Кавказский Федеральный университет, Ставрополь, РФ

E-mail: skandin@mail.ru

Предложен способ преобразования последовательностей стационарных эргодических источников, приводящий к построению кодов с неравновероятными кодовыми словами. На основе введения минимальной избыточности получены построения, позволяющие при использовании простейших одномерных сигналов получить приращение энергетической эффективности систем передачи информации. При этом получаемые кодово-сигнальные конструкции близки по характеристикам к ансамблям биортогональных сигналов, но обеспечивают существенно лучшую полосную эффективность. Проведено сравнение разработанных построений с известными методами снижения удельных затрат по показателям частотной и энергетической эффективности. В статье показана возможность каскадного использования рассмотренных кодово-сигнальных конструкций с любым методом блочного или сверточного кодирования, что обеспечивает увеличение энергетического выигрыша соответствующих кодов на 1,3...3,3 дБ.

Ключевые слова: сигнал, канал связи, код, энергетическая и частотная эффективность сигнала, кодово-сигнальная конструкция, двоичная последовательность

Введение

Построение кодово-сигнальных конструкций (КСК), позволяющих объединить преимущества переборных алгоритмов обработки многоосновных сигналов с простыми алгоритмами декодирования помехоустойчивых кодов, является объектом пристального внимания в теоретических исследованиях последних лет. Это объяснимо с позиций поиска новых возможностей приближения характеристик систем передачи информации к предельной пропускной способности для более интенсивного использования ограниченного физического ресурса каналов связи. Грамотное сочетание сигналов и кодов в единой конструкции позволяет получать методы передачи, близкие к

оптимальным, при разумной сложности алгоритмов обработки.

Анализ литературы

Идеи совместного использования методов обработки сложных сигналов и помехоустойчивых кодов возникли синхронно с широким внедрением в практику построения систем передачи информации (СПИ) модуляторов многомерных многоосновных сигналов [1-2]. Как известно, переход к многоосновным ансамблям позволяет существенно повысить частотную эффективность СПИ за счет возрастания скорости передачи в фиксированной полосе частот. Однако весьма существенной платой за это является значительное

снижение помехоустойчивости, приводящее к потере энергетической эффективности. Поэтому основным направлением реализации КСК является первоначальный выбор частотно-эффективных наборов сигналов с последующим разбиением их на вложенные ансамбли меньшей размерности, позволяющие осуществить сигнально-решетчатое кодирование с использованием блоковых и сверточных кодов [1-2]. Получаемые при этом конструкции, как правило, характеризуются относительно высокими показателями частотной эффективности при посредственных (зачастую хуже, чем у обычной фазовой манипуляции ФМ-4) энергетических показателях. Целью статьи является демонстрация работоспособности идей КСК для оптимизации одномерных ансамблей по показателю энергетической эффективности. При этом получаемые конструкции близки по характеристикам к ансамблям биортогональных сигналов, но обеспечивают существенно лучшую полосную эффективность.

Основная часть

Для построения КСК исходной является последовательность независимых равновероятных символов стационарного двоичного эргодического источника, которая разбивается на блоки длиной N бит: $\vec{a} = \{a_0, a_1, \dots, a_{k-1}\}$. Каждый из блоков может дополняться r проверочными символами, что приводит к получению кодового слова избыточного блокового (n, N) -кода: $\vec{b} = \{b_0, b_1, \dots, b_{n-1}, b_{n-1}\}$, где $r = n - N$ – число избыточных символов, а $R = N/n$ – скорость кода. При этом полная длина блока должна удовлетворять условию

$$n = 2^\alpha, \alpha = 1; 2; 3 \dots \quad (1)$$

Вновь образованные блоки подвергаются нормализующему числовому преобразованию, суть которого заключается в выполнении следующих двух операций.

1. Значения бит, трактующиеся как обычные целые числа (0 или 1), центрируются относительно нуля числовой оси:

$$\vec{y} = \vec{b} - 0,5 = \{b_0 - 0,5, b_1 - 0,5, \dots, b_{N-1} - 0,5, \dots, b_{n-1} - 0,5\}. \quad (2)$$

2. Полученная последовательность, каждый элемент которой может принимать значения $\pm 0,5$, заменяется эквивалентной последовательностью действительных целых чисел, формируемой по правилу

$$\vec{z} = A_n \vec{y}, \quad (3)$$

где A_n – матрица Адамара размером $n \times n$, получаемая с использованием известного рекуррентного правила

$$A_1 = \begin{vmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{vmatrix} \dots A_n = \begin{vmatrix} A_{\frac{n}{2}} & A_{\frac{n}{2}} \\ A_{\frac{n}{2}} & -A_{\frac{n}{2}} \end{vmatrix}. \quad (4)$$

Несмотря на дробные значения элементов вектора \vec{y} , получаемый на основании (3) с учетом условия (1) вектор \vec{z} содержит только целые числа, расположенные симметрично относительно нуля в диапазоне $\left[-\frac{n}{2}, \dots, 0, \dots, \frac{n}{2}\right]$. Если положить, что $n=N$ (избыточность не вносится), то при равной вероятности появления всех $2^N = 2^n$ комбинаций на выходе источника (на входе преобразования (2)) вероятности появления различных чисел из разрешенного диапазона в составе вектора \vec{z} будут различными.

Проведем анализ функции $Q(z)$ – распределения вероятностей появления различных кодовых слов (чисел) в составе вектора канального кода \vec{z} при исходном предположении о равной вероятности всех слов источника. Каждый из элементов последовательности \vec{z} образуется суммой равномерно отстоящих от нуля чисел, принимающих с равной вероятностью значения $\pm 0,5$. В этих условиях вероятность появления любого числа из диапазона $-\frac{n}{2}, \dots, \frac{n}{2}$ в составе вектора \vec{z} может быть отождествлена с частотой

$$Q(z_i) = \frac{M(z_i)}{n 2^n}, \quad (5)$$

где $M(z_i)$ – количество элементов некоторого вектора \vec{V} , принимающих значение z_i , при этом сам вектор \vec{V} содержит $n 2^n$ элементов, вычисляемых по правилу

$$\underbrace{\sum_{i_0=0}^1 \sum_{i_1=1}^1 \dots \sum_{i_{N-1}=0}^1}_{n} \left[\sum_{j=0}^{n-1} \left(i_j - \frac{1}{2} \right) \right] \in \vec{V}. \quad (6)$$

Учитывая рекуррентный характер вычислений частотей (5)-(6), на основании обобщения свойств кодов различной длины можно предложить следующий вычислительный алгоритм.

Распределение вероятностей появления кодовых слов (чисел) для кода, образованного из n бит, вычисляется суммированием двух вероятностей соответствующих распределений кода, построенного из $n - 1$ двоичных символов. Причем

при суммировании вероятности располагаются со сдвигом на одну позицию. Математическая запись алгоритма имеет вид

$$Q_n(z_i) = \sum_{j=0}^1 2^{-1} Q_{i-j}(1, n-1), \quad (7)$$

$$i \in \overline{0, n}, \quad 0 \leq i-j \leq (n-1),$$

причем

$$Q_2(z_i) = \begin{cases} \frac{(i+1)}{2^2} & \text{при } i = 0, 1; \\ \frac{2^2 - (i+1)}{2^2} & \text{при } i = 2. \end{cases}$$

Приведенные формулы достаточно важны для оценки распределения вероятностей позиционного кода при оптимизации ансамблей сигналов, особенно при определении вероятностей появления «нетипичных» чисел, расположенных на краях диапазона кода. Хотя при больших значениях n подобное точное вычисление распределения $Q(z)$ затруднено ввиду большой размерности вектора \vec{V} и рекуррентного характера формул (6)-(7).

Поэтому для приближенных оценок можно воспользоваться следствием классической предельной теоремы – теоремой Ляпунова [5], которая утверждает, что если случайные величины y_0, y_1, \dots, y_{n-1} одинаково распределены, имеют нулевое математическое ожидание $M[y] = 0$ и конечную, отличную от нуля дисперсию $D[y]$, то при $n \rightarrow \infty$ равномерно по χ :

$$\lim_{n \rightarrow \infty} P \left\{ \frac{1}{\sqrt{n D[y]}} \sum_{i=0}^{n-1} y_i < \chi \right\} = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^{\chi} e^{-\frac{\eta^2}{2}} d\eta.$$

Следовательно, дискретный характер величин y_i позволяет использовать для нахождения приближенной оценки $Q'(z)$ усеченный дискретный нормальный закон распределения

$$Q'(z_i) = P \left\{ \left(i - \frac{n}{2} - 0,5 \right) < z_i < \left(i - \frac{n}{2} + 0,5 \right) \right\} = \frac{c}{\sigma\sqrt{2\pi}} \int_{i-\frac{n}{2}-0,5}^{i-\frac{n}{2}+0,5} \exp \left(-\frac{\eta^2}{2\sigma^2} \right) d\eta, \quad (8)$$

где c – коэффициент «усечения», который определяется из выражения

$$c = \left[\frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} \int_0^n \exp \left(-\frac{(\eta-\frac{n}{2})^2}{2\sigma^2} \right) d\eta \right]^{-1},$$

а σ^2 – дисперсия суммы независимых целочисленных, равномерно распределенных случайных величин y_i , которая, как следует из (2), составляет $\sigma^2 \approx n/12$. Анализ распределения вероятностей кодовых слов позволяет сделать важный вывод о том, что при равновероятных сообщениях источника a_i кодовые слова (представленные числами натурального ряда) канального кода являются неравновероятными, причем распределение вероятностей их появления асимптотически подчинено дискретному нормальному закону.

Рассмотрим построение кодово-сигнальной конструкции на основе нормализованного позиционного кода и одномерной многоуровневой амплитудной манипуляции. Пусть задано распределение вероятностей $Q(z_i)$, характеризующее появление целых чисел z_i на выходе дискретного источника, генерирующего позиционный код, где $i = 0, \dots, n$. Модель одномерных АФМ сигналов для представления чисел z_i в канале имеет вид:

$$S_i(t) = c_i \sin(\omega_0 t + \varphi_i), \quad t \in \overline{0, T}, \quad (9)$$

где $c_i \geq 0$ – амплитуда; ω_0 – несущая частота (для удобства положим ее величину кратной 2π); T – длительность интервала модуляции; φ_i – начальная фаза i -го сигнала, причем $\varphi_i = \pi$ для сигналов с номерами $i = 0, \dots, \frac{n}{2} - 1$ и $\varphi_i = 0$ для $i = \frac{n}{2} + 1, \dots, n$. Сигнальные точки ансамбля (9) расположены на прямой линии в гильбертовом пространстве. Учитывая нормальный закон распределения чисел $Q(z_i)$ с нулевым математическим ожиданием (8), целесообразно для минимизации средней мощности (энергии), затрачиваемой на передачу, априорно положить амплитуду сигнала, соответствующего наиболее вероятному значению z_i , равной нулю: $c_{n/2} = 0$. При этом из условия обеспечения средней мощности АФМ сигналов, равной соответствующей мощности при использовании традиционной фазовой манипуляции ФМ-2, значения амплитудных коэффициентов для передачи чисел позиционного кода определяются по правилу

$$c_i = \left(i - \frac{n}{2} \right) \sqrt{\frac{2 E_b}{\sum_{j=0}^n P(c_j) \left(j - \frac{n}{2} \right)^2}}, \quad i \in \overline{0, n}, \quad (10)$$

где $P(c_j) = Q(z_j)$, $j \in \overline{0, n}$ – вероятности появления соответствующих чисел (значений амплитуды); $E_b = \int_0^T (\sin(\omega_0 t))^2 dt = \frac{T}{2}$ – нормированная энергия, затрачиваемая на передачу одного бита при ФМ-2 (для упрощения выкладок в дальнейшем будем полагать $T = 1$). Выполнение (10) обеспечивает равные энергетические

условия передачи для рассматриваемых сигналов АФМ и эталонного прототипа ФМ-2, которые достигаются благодаря нормализующему числовому преобразованию представления выхода двоичного источника:

$$\frac{1}{2} \sum_{i=0}^n P(c_i) (c_i)^2 = E_b. \quad (11)$$

Известно [1-4], что обработка «в целом» при приеме КСК обладает преимуществом по сравнению с поэлементным приемом с точки зрения минимизации вероятности ошибки. Поэтому правилом принятия решения при оценке, принятой КСК и, соответственно, последовательности из N двоичных символов, будет являться выбор той последовательности, которой соответствует минимальное евклидово расстояние между принятым и эталонным вектором:

$$|\vec{S}^* - \vec{S}_i| < |\vec{S}^* - \vec{S}_j|, j = \overline{0, 2^n - 1}, j \neq i, \quad (12)$$

где $\vec{S}^* = \{(s_0 + \xi_0), \dots, (s_{n-1} + \xi_{n-1})\}$ – измерение КСК на выходе канала; ξ_0, \dots, ξ_{n-1} – элементы вектора АБГШ; \vec{S}_i, \vec{S}_j – векторы эталонных КСК.

При использовании правила (12) для обработки безызбыточных КСК достигаемая помехоустойчивость в гауссовом канале будет такой же, как при оптимальном поэлементном приеме равномошных противоположных сигналов, использующих ФМ-2. Это следует из того, что разность между соседними значениями амплитудных коэффициентов $\Delta c = c_{i+1} - c_i, i = \overline{0, n-1}$ благодаря выполнению (10) и свойствам распределения $P(c_j)$ удовлетворяет равенству

$$\Delta c = \sqrt{\frac{2 E_b}{\sum_{j=0}^n P(c_j) (j - \frac{n}{2})^2}} = \sqrt{\frac{E_\xi}{n}}, \quad (13)$$

где $E_\xi = \int_0^1 [2 \sin(\omega_0 t)]^2 dt$ – нормированный на единичную длительность сигналов квадрат расстояния между сигнальными точками ФМ-2 в пространстве Гилберта, определяющий энергию «опасной» помехи. При $r > 0, N < n, R < 1$ следует ожидать приращения энергетической эффективности КСК АФМ за счет незначительного снижения скорости передачи. Помехоустойчивый код, используемый для построения избыточных КСК, может быть, в принципе, любым. Желательным свойством кода, естественно, является максимальная скорость при обеспечении наибольшего возможного кодового расстояния. Покажем это на некоторых примерах, продемонстрировав преимущества КСК АФМ.

А. КСК (1-3)-(4-3). Эта конструкция основана на выполнении нормализующего преобразования (2)-(3) над блоком из трех информационных и одного избыточного символов ($r = 1$ – код с проверкой на четность). Таблица 1 содержит полный перечень кодовых слов и их нормализованных отображений для всех возможных последовательностей из четырех бит.

Таблица 1. Перечень кодовых слов

Но- мер	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	
a_i	a_0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	
	a_1	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	1	1	1	1	
	a_2	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1
	a_3	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1
z_i	z_0	-2	-1	-1	0	-1	0	0	1	-1	0	0	1	0	1	1	2
	z_1	0	-1	1	0	-1	-2	0	-1	1	0	2	1	0	-1	1	0
	z_2	0	-1	-1	-2	1	0	0	-1	1	0	0	-1	2	1	1	0
	z_3	0	1	-1	0	-1	0	-2	-1	1	2	0	1	0	1	-1	0

Четному или нечетному числу единичных символов в исходных последовательностях соответствуют четные или нечетные числа в составе отображений. Следовательно, использование только половины последовательностей (например столбец 0,3,5,6,9,10,12,15 таблицы 1) приведет к двукратному увеличению расстояния между используемыми уровнями амплитудной модуляции при передаче чисел позиционного кода. Такой код обладает скоростью $R = 3/4$, а обеспечиваемое кодовое расстояние $d = 2$ трансформируется в двукратное увеличение расстояния между сигнальными точками ансамбля. Корреляционная матрица КСК

$$\rho = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

полностью соответствует ансамблю биортогональных сигналов с мощностью $M = 8$. Поэтому для метода приема «в целом» существует аналитическая оценка вероятности ошибки на бит, определяемая выражениями [3-4]

$$P_b = P_1 + \frac{1}{2} P_2, \quad (14)$$

где

$$\begin{aligned}
 P_1 &= \int_{-\infty}^{-h} \frac{\exp(-v^2/2)}{\sqrt{2\pi}} \times \\
 &\times \left[\int_{v+h}^{-(v+h)} \frac{\exp(-z^2/2)}{\sqrt{2\pi}} dz \right]^{\frac{M}{2}-1} dv; \\
 P_2 &= 1 - P_1 - \int_{-h}^{\infty} \frac{\exp(-v^2/2)}{\sqrt{2\pi}} \times \\
 &\times \left[\int_{-(v+h)}^{v+h} \frac{\exp(-z^2/2)}{\sqrt{2\pi}} dz \right]^{\frac{M}{2}-1} dv; \\
 h &= \sqrt{\frac{2 \log(M) E_b}{N_0/2}},
 \end{aligned}$$

N_0 – спектральная плотность мощности АБГШ, равная сумме двух квадратурных составляющих спектра шума на 1 Гц полосы. Выражение (14) учитывает снижение энергетики на бит, которое является следствием передачи дополнительного символа проверки на четность.

Зависимость P_b от отношения «сигнал/шум» представлена на рис. 1 (кривая 1). Энергетический выигрыш КСК (1-3)-(4-3) по сравнению с ФМ-2 ($P_2 = 10^{-5}$) составляет ~1,3 дБ. Путем проведения аналогичных преобразований может быть построена КСК (1-7)-(8-7). Ее основой является блок из семи символов, дополняемый битом проверки на четность.

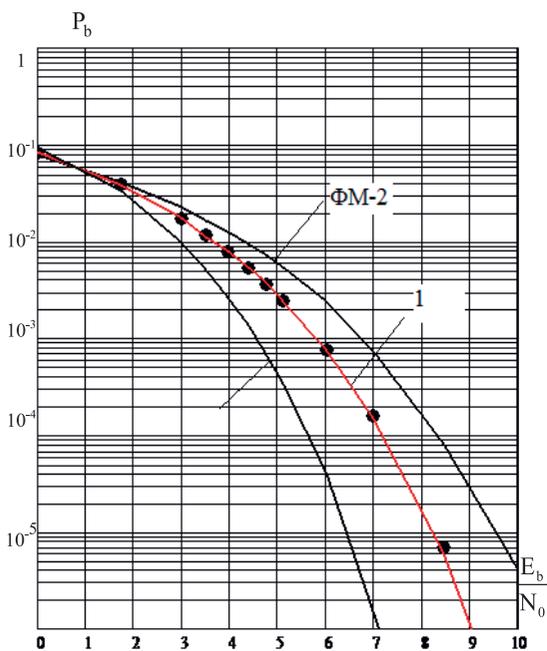


Рис. 1. Зависимости вероятности ошибки на бит от отношения «сигнал/шум»

Используемый код при том же кодовом расстоянии $d = 2$ обладает скоростью $R = 7/8$, то есть более эффективен в частотном плане. Корреляционная матрица КСК в этом случае кроме единичных и нулевых элементов содержит коэффициенты $\rho_{i,j} = \pm 0,5$, что означает взаимную зависимость отдельных сигналов, вызывающую снижение помехоустойчивости. Однако это снижение компенсируется повышением энергии, расходуемой на передачу бита, за счет приращения скорости кода при сохранении ограничения на среднюю мощность (10) на уровне аналогичной величины при ФМ-2. Так как точных аналитических выражений расчета вероятности ошибки на бит для случая вырожденной корреляционной матрицы ансамблей зависимых сигналов не существует, характеристика помехоустойчивости получена методом статистического моделирования. Полученные значения (показаны точками на рис. 1) демонстрируют результат, практически полностью совпадающий с помехоустойчивостью предыдущей конструкции.

Б. КСК (1-11)-(16-11). Данная конструкция может быть получена на основе тех же самых преобразований при использовании блочного кода (16,11). При длине блока 16 символов, из которых 11 являются информационными и практически аналогичной скорости $R = 11/16$ код обеспечивает кодовое расстояние $d = 4$. Это приводит к четырехкратному увеличению расстояния между сигнальными точками ансамбля КСК. Корреляционная матрица КСК обладает размером 2048×2048 и содержит коэффициенты со значениями $\rho_{i,j} = \pm 1; 0; \pm 0,5; \pm 0,25$, что свидетельствует о взаимной зависимости сигналов.

Методом моделирования получена зависимость P_b от отношения «сигнал/шум» (см. график 2 на рис. 1), которая показывает энергетический выигрыш по сравнению с ФМ-2 на уровне $P_b = 10^{-5}$ порядка 3,2 дБ. В соответствии с описанными правилами может быть построена, в принципе, конструкция, эквивалентная блоку двоичных символов произвольной длины. При этом будет наблюдаться рост помехоустойчивости. Однако, ввиду экспоненциально возрастающей сложности переборного алгоритма при реализации приема «в целом», конструкции при исходной длине блоков $n \geq 16$ имеют скорее теоретический, чем практический интерес.

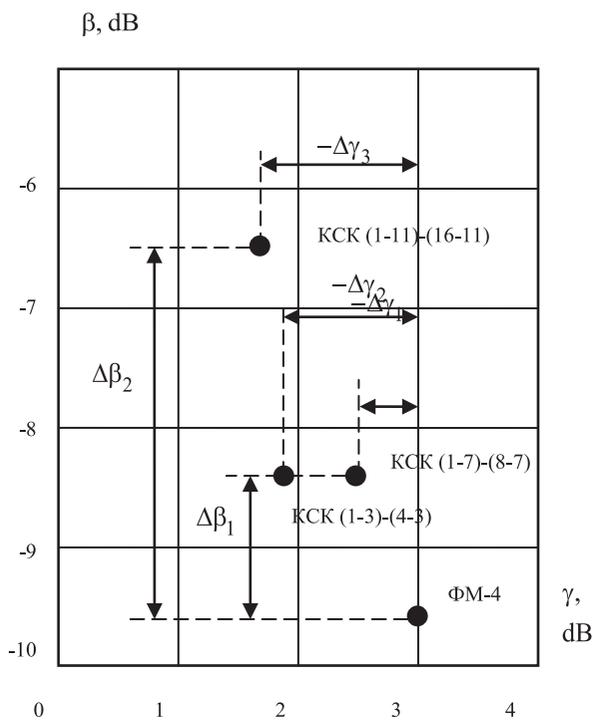


Рис. 2. Иллюстрация характеристик КСК на диаграмме эффективности

На рис. 2 иллюстрируется эффект, достигаемый при использовании рассмотренных КСК в сравнении с обычной модуляцией ФМ-4. Координатами диаграммы здесь являются показатели энергетической $\beta = R / \left(\frac{E_b}{N_0} \right)$ и частотной $\gamma = R / \Delta F = R T$ эффективности конструкций, соответствующие показатели рассчитаны для $P_b = 10^{-5}$.

Выводы

Конструкции на основе нормализующего преобразования двоичных последовательностей и одномерных АФМ сигналов при незначительном (0,5 ... 1,1 дБ) снижении частотной эффективности обеспечивают энергетический выигрыш, равный 1,3 ... 3,3 дБ. Рассмотренные КСК обеспечивают преимущества по сравнению с ФМ-2 (ФМ-4) начиная с отношений «сигнал/шум» порядка 1 дБ. Поэтому отличительной особенностью рассмотренных КСК является возможность их каскадного использования с любым методом блочного или сверточного кодирования, что обес-

печивает увеличение энергетического выигрыша соответствующих кодов на указанные выше величины.

Литература

1. Вишневецкий В.М., Ляхов А.И., Портной С.Л., Шахнович И.В. Широкополосные беспроводные сети передачи информации. М.: Техносфера, 2005. – 592 с.
2. Помехоустойчивость и эффективность систем передачи информации. Под ред. А. Г. Зюко. М.: Радио и связь, 1985. – 272 с.
3. Цифровые методы в космической связи. Под ред. С. Голомба. Пер с англ. М.: Связь, 1969. – 272 с.
4. Рассомахин С.Г., Ткаченко С.А. Оценка эффективности применения сигналов с фазово-частотной модуляцией. Зб. наук. праць ОНДІ ЗС, Вип. 2(7), 2007. – С. 137-151.
5. Гнеденко Б. В. Курс теории вероятностей. М.: ГИ ТТЛ, 1954. – 412 с.
6. Малофей А.О., Малофей О.П., Рассомахин С.Г. Вероятностное описание явления центробежной ошибки при передаче безыбыточных числовых кодов по гауссовым каналам // Инфокоммуникационные технологии. Т.12, №4, 2014. – С. 9-16.
7. Рассомахин С.Г., Малофей А.О., Малофей О.П. Нахождение оптимальных энергетических параметров передачи позиционных кодов в автоматизированных системах управления // Наука. Инновации, Технологии. №1, 2014. – С. 74-80.
8. Малофей О.П., Малофей А.О. Использование полунепрерывных сигналов для наращивания частотно-энергетического ресурса каналов передачи данных в АСУ. // Сб. трудов МНТК «Современные технологии в нефтегазовом деле». Уфа, 2014. – С. 241-246.
9. Федоренко В.В., Краснокутский А.В., Малофей А.О. Вероятность ошибки приема искаженных сигналов в условиях сосредоточенных помех и райсовских замираний // Известия вузов. Радиоэлектроника. №2, 2000. – С. 61-65.

Получено 15.05.2017

Малофей Александр Олегович, к.т.н., профессор Кафедры тактико-специальной и огневой подготовки Ставропольского филиала Краснодарского университета МВД России. Тел. (8-865) 293-62-88. E-mail: skandin@mail.ru

Малофей Олег Павлович, к.т.н., профессор Кафедры высшей алгебры и геометрии Северо-Кавказского федерального университета. Тел. (8-865) 247-47-99. E-mail: opmalofey@yandex.ru

CONSTELLATION MAPPING FOR ONE-DIMENSIONAL SIGNALS USING NORMALIZING TRANSFORMATIONS OF BINARY PACKETS

Malofey A.O.¹, Malofey O.P.²

¹*Stavropol branch of the Krasnodar University of the MOI of Russia, Stavropol, Russian Federation*

²*North-Caucasian Federal University, Stavropol, Russian Federation*

E-mail: skandin@mail.ru

In this paper a method of transforming binary data sequences generated by a stationary ergodic source is proposed for producing non-equally distributed codewords. Simple one-dimensional constellations were obtained with minimal redundancy and better energy efficiency. The constellations obtained have properties similar to biorthogonal signals, but at the same time demonstrate significantly better spectral efficiency. A comparison of the new signal constellations with known methods of increasing spectral and energy efficiency was performed. It was shown that the proposed signal constellations can be used together with block or convolutional code in concatenated coding scheme for additional energy gain of 1.3...3.2 dB.

Keywords: signal, channel, code, energy efficiency and the frequency of the signal, code-signal design, binary sequence

DOI: 10.18469/ikt.2017.15.3.06

Malofey Alexander Olegovich, Stavropol branch of the Krasnodar University of the MOI of Russia, 43 pr. Kulakova, Stavropol, 355035, Russian Federation; Professor of the Department of Special-tactical and Fire Training, PhD in Technical Science. Tel: +78652936288. E-mail: skandin@mail.ru.

Malofey Oleg Pavlovich, North Caucasus Federal University; 1 Pushkin str., Stavropol, 355009, Russian Federation; Professor of the Department of Higher Algebra and Geometry, PhD in Technical Science. Tel.: +78652474799. E-mail: opmalofey@yandex.ru.

References

1. Vishnevskiy V.M., Lyakhov A.I., Portnoy S.L. Shakhnovich I.V. *Shirokopolosnyye besprovodnyye seti peredachi informatsii* [Broadband wireless communication networks]. Moscow, Tekhnosfera Publ. 2005. 592 p.
2. Zyuko A.G. *Pomekhoustoychivost i effektivnost sistem peredachi informatsii* [Immunity and efficiency of information transmission systems]. Moscow, Radio i svyaz Publ., 1985. 272 p.
3. Golomb S.W. e.a. *Digital communications with space applications*. New Jersey, Prentice-Hall, Inc. 1964. (Russ. ed.: Golomba S. Tsifrovyye metody v kosmicheskoy svyazi. Moscow, Svyaz Publ., 1969. 272 p.)
4. Rassomakhin S.G., Tkachenko S.A. Otsenka effektivnosti primeneniya signalov s fazovo-chastotnoy modulyatsiyey [Evaluation of the efficiency of the use of signals with phase-frequency modulation]. *Zb. nauk. prats ONDI ZS*, 2007, no. 2, pp. 137-151.
5. Gnedenko B. V. *Kurs teorii veroyatnostey* [Course of the theory of probability]. Moscow, GI TTL Publ., 1954. 412 p.
6. Malofey A.O., Malofey O.P., Rassomakhin S. G. Veroyatnostnoye opisaniye yavleniya tsentrobeznoy oshibki pri peredache bezizbytochnykh chislovykh kodov po gaussovym kanalame [Probabilistic description of the phenomenon of centrifugal error in the transmission of redundant numerical codes through Gaussian channels]. *Infokommunikacionnyye tekhnologii*, 2014, vol. 12, no. 4, pp. 9-16.
7. Rassomakhin S.G., Malofey A.O., Malofey O.P. Nakhozhdeniye optimalnykh energeticheskikh parametrov peredachi pozitsionnykh kodov v avtomatizirovannykh sistemakh upravleniya [Finding the optimal power parameters for the transmission of position codes in automated control systems]. *Nauka. Innovatsii. Tekhnologii*, 2014, no. 1, pp. 74-80.
8. Malofey O.P., Malofey A.O. Ispolzovaniye polunepriyemnykh signalov dlya narashchivaniya chastotno-energeticheskogo resursa kanalov peredachi dannykh v ASU []. *Sb. trudov MNTK «Sovremennyye tekhnologii v neftegazovom dele»* [Proc. Int. Conf. «Modern technologies in oil and gas industry»]. Ufa, 2014, pp. 241-246.
9. Fedorenko V.V., Krasnokutskiy A.V., Malofey A.O. Veroyatnost oshibki priyema iskazhennykh signalov v usloviyakh sosredotochennykh pomekh i raysovskikh zamiraniy [The probability of an error in

УДК 621.396.4

ТУРБО-КОДЫ В СИСТЕМАХ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ ПОВТОРАМИПрасолов В.А.¹, Токарев Д.А.²¹Межрегиональное общественное учреждение «Институт инженерной физики», Серпухов, РФ²Филиал военной академии РВСН имени Петра Великого, Серпухов, РФ

E-mail: pravit-1@iifmail.ru

Предложен подход к повышению вероятностно-временных характеристик информационного обмена в системах передачи данных, использующих для доведения информации комбинацию процедур повторной передачи данных и мажоритарного декодирования. В качестве схемы повышения достоверности используется турбо-код, проверочные символы которого распределяются по блокам, последовательно отправляемым получателю. Для реализации известных преимуществ многоитерационного алгоритма декодирования турбо-кодов предложено использование проверочных символов двух составляющих его сверточных кодов в каждом повторе, основанное на технике перфорации. В свою очередь, в первой посылке используются информационные символы систематического выхода турбо-кодера, что в отсутствие ошибок позволяет обеспечить прием информации без внесения временной задержки на работу декодера. Представленные результаты моделирования подтверждают эффективность рассматриваемого подхода, достигаемую исключительно усложнением схемы повышения достоверности при прочих равных условиях (энергии и полосе сигнала).

Ключевые слова: турбо-код, мажоритарная логика, оперативность, достоверность

Введение

Ряд систем передачи данных (СПД) [1], преимущественно военного назначения, для обеспечения гарантированного доведения информации до получателя осуществляют её многократное повторение. Накопленные повторы используются на приемной стороне при реализации алгоритма повышения достоверности информации, основанного на мажоритарной логике. Простота технического исполнения δ данного способа исправления ошибок позволяет обеспечить многообразие одновременно реализуемых сочетаний посимвольных мажоритарных проверок, общее число и типы которых определяются количеством накопленных повторов m . Очевидно, что поразрядное мажоритарное голосование по принципу большинства может осуществляться только при нечётном m , формируя проверку по правилу « $n = (m + 1)/2$ из m ». Кроме того, при получении каждого нового повтора, в том числе четного, возможно организовать типы проверок, доступные на нечетных повторах, предшествующих текущему.

Общее количество проверок по основаниям n на m -повторе определяется выражением

$$Q = \sum_{i=3}^m C_m^i, \quad (1)$$

где i – нечетные числа; C_m^i – число сочетаний из m по i . Другими словами, при приеме трех повторов производится одна проверка «2 из 3», четырех – три такие проверки (без учета уже выполненной), пяти – еще шесть и одна нового типа по правилу «3 из 5» и т.д.

Недостатком СПД с повторами и мажоритарной обработкой является отсутствие возможности коррекции ошибок до момента приема третьего повтора – первой проверки по правилу «2 из 3». Вероятность доведения $P_{\text{ДОВ}}$ сообщения длиной N на первом и втором повторах определяется только вероятностью ошибки в канале связи p_0

$$P_{\text{ДОВ}} = (1 - p_0)^N. \quad (2)$$

Вероятность же битовой ошибки после проведения мажоритарной проверки n/m , подставляемая на третьем и последующем повторах вместо p_0 в (2), определяется выражением:

$$p_b = \sum_{i=0}^{n-1} C_m^{m-i} p_0^{m-i} (1 - p_0)^i. \quad (3)$$

Постановка задачи

Рассмотрим возможность повышения помехоустойчивости и оперативности такой СПД методами помехоустойчивого кодирования