

УЛУЧШЕННАЯ ВЕРХНЯЯ ГРАНИЦА ВЕРОЯТНОСТИ ОШИБКИ ДЛЯ ДВОИЧНЫХ КОДОВ В КАНАЛАХ СВЯЗИ СО СЛУЧАЙНОЙ ИМПУЛЬСНОЙ ПОМЕХОЙ, ВЫЗЫВАЮЩЕЙ ГРУППИРОВАНИЕ ОШИБОК

IMPROVED ERROR PROBABILITY BOUNDS FOR BLOCK CODES ON CHANNELS WITH THE PULSED JAMMING CAUSING GROUPING OF ERRORS

Аннотация. Исследованы характеристики двоичных кодов в каналах с наихудшей случайной импульсной помехой в виде гауссовского шума. Рассмотрены мягкие решения приемника с наличием информации о состоянии канала связи. Получена усовершенствованная верхняя аддитивная граница вероятности ошибки на бит для таких каналов.

Annotation. The performance of binary codes on channels with worst-case pulse Gaussian noise interference is investigated. Soft decision receivers with side information are considered. The improved error probability bounds is obtained for such channels.

Ключевые слова. Помехоустойчивость, пакет ошибок, импульсная помеха, канал связи, кодирование, перемежение.

Key words. Anti-jamming, package errors, pulse jamming, channel, coding, interleaving.

Для защиты широкополосных каналов связи от случайной импульсной помехи с ограниченной средней мощностью применяются коды, наибольший эффект от которых может быть достигнут в случае «когерентного» приема, декодирования по максимуму правдоподобия, использования «мягких решений» и «сторонней» информации о состоянии канала [1,2].

В последнее время большое внимание уделяется кодам, которые в канале с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ) позволяют обеспечить низкие вероятности ошибки на бит при отношениях сигнал/шум, близких к теоретическому пределу. К их числу относятся коды с низкой плотностью проверок на четность, а также коды, образующиеся путем каскадирования двух или более составляющих кодов и известные как турбокоды.

Эффективность таких кодов исследовалась для каналов с псевдослучайной перестройкой рабочей частоты в условиях наличия помехи в части полосы [3]. Эта помеха по характеру воздействия аналогична воздействию импульсной помехи. При этом для оценки вероятности ошибки на бит P_b использовалась верхняя аддитивная граница, которая при значениях отношения сигнал/по-

межа, необходимых для достижения критической скорости кодирования, показывает резкое увеличение вероятности ошибки на бит P_b до ее максимально возможного значения, тогда как реальное значение вероятности P_b остается еще приемлемым [4].

Для каналов с АБГШ более точные оценки получаются в случае использования метода построения границ, предложенного Галлагером [5].

Воспользуемся этим подходом для каналов, функционирующих в условиях воздействия случайной импульсной помехи, вызывающей группирование ошибок.

Пусть для передачи информации используется двоичный блочный (n, k) код со скоростью $r=k/n$ и минимальным расстоянием d_{min} .

Дистанционные свойства кода охарактеризуем коэффициентами $A_{w,d}$, которые представляют собой количество кодовых комбинаций весом d , порожденных входными информационными последовательностями весом w . Для турбо кодов и им подобным, использующих в схеме кодирования псевдослучайный перемежитель, значения коэффициентов $A_{w,d}$ зависят от конкретной реализации перемежителя π .

Учитывая сложность определения $A_{w,d}(\pi)$ че-

Шевченко Вячеслав Анатольевич – кандидат технических наук, начальник управления 4 Центрального научно-исследовательского института Министерства обороны Российской Федерации, тел. +7(495)-519-98-02.

Shevchenko Vyacheslav Anatolievich - the candidate of the technical sciences, chief of department of 4 Central scientific research institute of Ministry of defense of Russian Federation, tel. +7(495)-519-98-02

рез рассмотрение всех возможных входных последовательностей, принято вычислить средний весовой коэффициент, который определяется как [4]

$$A_{w,d} = M(A_{w,d}(\pi)) = C_k^w p(d/w), \quad (1)$$

где $M()$ – математическое ожидание;

C_k^w – биномиальный коэффициент, определяющий количество входных последовательностей веса w ;

$p(d/w)$ – вероятность отображения информационной последовательности весом w в кодовую комбинацию весом d , алгоритм вычисления которой для турбокодов дан в [4].

Обозначим переданную последовательность двоичных символов длиной n через $x = (x_1, x_2, \dots, x_n)$. Сопоставим последовательность x с принятой из канала последовательностью $y = (y_1, y_2, \dots, y_n)$.

Рассмотрим случай воздействия на канал связи случайной импульсной помехи, которая в течение времени своего воздействия принимает вид АБГШ со средней спектральной плотностью N_j .

Для этого введем понятие «пакет ошибок», под которым будет понимать совокупность символов одной кодовой комбинации, которые могут быть поражены одиночным импульсом помехи. Обозначим длину пакета через b .

На интервале передачи кодовой комбинации возможно разместить $L = \lfloor n/b \rfloor$ пакетов длиной b . Кроме L пакетов длиной b , необходимо также рассматривать пакет длиной Δb , дополняющий эти пакеты до величины n , так что $n = \Delta b + bL$. (2)

Последовательность пакетов сопоставим с последовательностью «сторонней» информации о состоянии канала связи $z = (z_1, z_2, \dots, z_{L+1})$, где z_i – случайная величина, принимающая значение 1 с вероятностью ρ (вероятность появления импульсной помехи) и значение 0 с вероятностью $1 - \rho$.

С учетом вышеизложенного выразим элементы принятой последовательности y следующим образом:

$$y_i = s_i + z_j n_i; \quad i = \overline{1, n}, \quad (3)$$

где $j = \lfloor i/b \rfloor$ – наибольшее ближайшее целое для отношения i/b ;

n_i – случайная величина, распределенная по нормальному закону с нулевым математическим ожиданием и дисперсией, равной 1;

s_i – сигнал, используемый для передачи i -го символа кода.

Сигнал s_i с двоичной фазовой манипуляцией (ФМ-2) представим в следующем виде:

$$s_i = c(z_j) \gamma (2x_i - 1), \quad (4)$$

где $\gamma = \sqrt{\frac{2E_b}{N_j} r \rho}$, E_b – энергия сигнала, приходящаяся на бит информации;

$c(z_j)$ – некоторая константа, которая при наличии информации о состоянии канала принимает значение 1, когда $z_j = 1$ и значение $c_0 \gg 1$, когда $z_j = 0$.

Обозначим множество кодовых последовательностей весом d , сформированных из информационных последовательностей весом w , через $N_{w,d}$.

Определим вероятность ошибки на бит при трансформации кодовой последовательности, все символы которой имеют значение 0, в одну из последовательностей $\hat{x} = (\hat{x}_1, \hat{x}_2, \dots, \hat{x}_n)$ весом d следующим образом:

$$P_d(x \rightarrow \hat{x}) = \sum_{w=1}^k \frac{w}{k} P_{w,d}(x \rightarrow \hat{x}), \quad (5)$$

где $P_{w,d}(x \rightarrow \hat{x}) = P\left(\bigcup_{\hat{x} \in N_{w,d}} (x \rightarrow \hat{x})\right)$ – вероятность трансформации кодовой комбинации с нулевым весом в кодовую последовательность из множества $N_{w,d}$.

Соответственно, верхнюю границу вероятности ошибки на бит P_b представим в следующем виде:

$$P_b = \sum_{i=d_{\min}}^n P_d(x \rightarrow \hat{x}). \quad (6)$$

Будем считать, что трансформация происходит тогда, когда выполняется следующее условие:

$$(x \rightarrow \hat{x}) \triangleq \left(\sum_{i=1}^n (y_i - s_i)^2 \geq \sum_{i=1}^n (y_i - \hat{s}_i)^2 \right). \quad (7)$$

Выражение (7) после подстановки в него выражения (4) и выполнения некоторых преобразований приведем к следующему:

$$(x \rightarrow \hat{x}) \triangleq Z \geq 0,$$

где

$$Z = \sum_{j=0}^{L-1} c(z_{j+1}) \sum_{i=bj+1}^{b(j+1)} y_i (\hat{x}_i - x_i) + c(z_{L+1}) \sum_{i=Lb+1}^{Lb+\Delta b} y_i (\hat{x}_i - x_i). \quad (8)$$

Для вычисления вероятности $P_{w,d}(x \rightarrow \hat{x})$ воспользуемся следующей верхней границей:

$$P_{w,d}(x \rightarrow \hat{x}) \leq P_{w,d}(x \rightarrow \hat{x}, y \in \mathfrak{R}) + P_{w,d}(y \notin \mathfrak{R}), \quad (9)$$

где \mathfrak{R} – некоторая область.

Выберем за основу правило определения области \mathfrak{R} , предложенное в работе [6]. Для канала АБГШ оно имеет следующий вид:

$$\mathfrak{R} = \{y \mid \sum_{i=1}^n (y_i - \varepsilon s_i)^2 \leq nR^2\}, \quad (10)$$

где R , ε – некоторые величины, которые подлежат оптимизации с целью наилучшего приближения верхней границы вероятности $P_d(x \rightarrow \hat{x})$ к ее реальному значению.

Модифицируем правило таким образом, чтобы не учитывать нахождение канала в состоянии, когда воздействие помехи отсутствует

$$\mathfrak{R} = \{y | \sum_{i=1}^n (y_i - (\varepsilon + (1-\varepsilon)(1-z_j)))s_i\}^2 \leq nR^2\}, \quad (11)$$

где $j = \lceil i/b \rceil$.

Подставив выражение (4) в выражение (11) и выполнив ряд преобразований, получим

$$\mathfrak{R} = \{y | W \leq 0\}, \quad (12)$$

где

$$W = \sum_{j=0}^{L-1} \sum_{i=bj+1}^{b(j+1)} (y_i - (\varepsilon + (1-\varepsilon)(1-z_{j+1}))) \times c(z_{j+1})\gamma(2x_i - 1))^2 + \sum_{i=Lb+1}^{Lb+\Delta b} (y_i - (\varepsilon + (1-\varepsilon)(1-z_{L+1}))) \times c(z_{L+1})\gamma(2x_i - 1))^2 - nR^2. \quad (13)$$

Выбор правила определения области \mathfrak{R} позволяет перейти к последовательному вычислению слагаемых правой части выражения (9).

Для вычисления величины второго слагаемого воспользуемся границей Чернова $P(W > 0) \leq e^{sW}$, где $0 \leq s \leq 1/2$, а величина W – определяется выражением (13).

Тогда

$$P_{w,d}(y \notin \mathfrak{R}) = P(W \geq 0) \leq e^{-snR^2} \times (1 - \rho + \rho q^b(s, \varepsilon, \gamma))^L (1 - \rho + \rho q^{\Delta b}(s, \varepsilon, \gamma)), \quad (14)$$

где

$$q(s, \varepsilon, \gamma) = \frac{e^{s(1-\varepsilon)^2 \gamma^2 / (1-2s)}}{\sqrt{1-2s}}. \quad (15)$$

Поскольку $q(s, \varepsilon, \gamma) \geq 1$, и, соответственно, $1 - \rho + \rho q^x(s, \varepsilon, \gamma) \leq q^x(s, \varepsilon, \gamma)$, где x – некоторое положительное число, неравенство (14) с учетом выражения (2) приведем к следующему:

$$P_{w,d}(y \notin \mathfrak{R}) \leq e^{-snR^2} q^n(s, \varepsilon, \gamma). \quad (16)$$

Для определения величины первого слагаемого выражения (9) воспользуемся границей Чернова для случайных величин Z и W следующего вида:

$$P(Z \geq 0, W \leq 0) \leq E(e^{tZ+rW}), \quad (17)$$

где $t \geq 0, r \leq 0$;

Z, W – величины, которые определяются соответственно выражениями (8) и (13).

Будем считать, что в i -м пакете число символов, которыми ошибочно принята кодовая комбинация \hat{x} отличается от переданной x («отличающихся» символов) равно $m_i \in [0, b]$, так что

$$\sum_{i=1}^{L+1} m_i = d. \quad (18)$$

Количество «отличающихся» символов определяет вес пакета.

Пакеты, в которых «отличающихся» символов нет, назовем «нулевыми», остальные – «ненулевыми».

Тогда с учетом того, что случайная величина Z формируется из слагаемых, для которых $\hat{x}_i \neq x$, и число этих слагаемых в i -м пакете равно m_i , получим верхнюю границу для вероятности $P_d(x \rightarrow \hat{x}, y \in R)$ в следующем виде:

$$P_{w,d}(x \rightarrow \hat{x}, y \in \mathfrak{R}) = P(Z \geq 0, W \leq 0) \leq A_{w,d} \varphi(\Delta b, m_{L+1}) \prod_{j=1}^L \varphi(b, m_j), \quad (19)$$

где

$$\varphi(b, m) = (1 - \rho) \exp(-mt\gamma c_0^2) + \exp\left(m(-t\gamma + r(1-\varepsilon)^2 \gamma^2 + 2(t/2 - \gamma r(1-\varepsilon))^2 / (1-2r))\right) \times \rho \frac{q^{b-m}(r, \varepsilon, \gamma)}{\sqrt{1-2r}}. \quad (20)$$

Поскольку по определению $c_0 \gg 1$, то первым слагаемым в выражении (20) можно пренебречь. Выбрав значение $t = \gamma(1 - 2\varepsilon r)$, которое минимизирует величину второго слагаемого выражения (20), получим

$$\varphi(b, m) \approx \rho f^m(r, \varepsilon, \gamma) q^{b-m}(r, \varepsilon, \gamma), \quad (21)$$

где

$$f(r, \varepsilon, \gamma) = \exp\left(-\frac{\gamma^2}{2}(1-2r\varepsilon^2)\right) \Big/ \sqrt{1-2r}.$$

Подстановка выражения (21) в неравенство (19) и учет соотношений (2) и (18) позволяет получить следующую верхнюю границу:

$$P_{w,d}(x \rightarrow \hat{x}, y \in \mathfrak{R}) \leq \rho^l A_{w,d} f^d(r, \varepsilon, \gamma) q^{n-d}(r, \varepsilon, \gamma), \quad (22)$$

где l – количество «ненулевых» пакетов, которое распределено по случайному закону.

Подставляя выражения (16) и (22) в выражение (9), а выражение (9) – в выражение (5) и усредняя последнее по величине l , получим с учетом обозначения $A_d = \sum_{w=1}^k \frac{w}{k} A_{w,d}$ следующее неравенство:

$$P_d(x \rightarrow \hat{x}) \leq e^{-nrR^2} M(\rho^l) A_d f^d(r, \varepsilon, \gamma) \times q^{n-d}(r, \varepsilon, \gamma) + e^{-nsR^2} q^n(s, \varepsilon, \gamma). \quad (23)$$

Порядок дальнейшей оптимизации правой части выражения (23) аналогичен изложенному в работе [6] с той разницей, что вместо сомножителя A_d необходимо учитывать величину $M(\rho^l) A_d$.

В соответствии с этим порядком вначале оптимизируется величина R , в результате чего получаем

$$P_d(x \rightarrow \hat{x}) \leq \left(M(\rho^l) A_d f^d(r, \varepsilon, \gamma) q^{n-d}(r, \varepsilon, \gamma)\right)^{\frac{1}{s-r}} \times e^{H\left(\frac{s}{s-r}\right) \frac{nr}{s-r}(s, \varepsilon, \gamma)}, \quad (24)$$

где $H(a) = -a \ln a - (1-a) \ln(1-a)$ – энтропия случайной величины a .

Затем проводятся замены переменных s, r и ε на переменные $\delta = \frac{s}{s-r}, \beta = \delta(1-2r)$ и $\zeta = \delta(1-2r\varepsilon)$ [6], в результате чего получаем

$$P_d(x \rightarrow \hat{x}) \leq (M(\rho') A_d)^\delta \times \exp\left\{-n\left(\frac{\gamma^2}{2}(1-(1-\frac{d}{n})\frac{\zeta^2}{\beta} - \frac{(1-\zeta)^2}{1-\beta}) - \frac{\delta}{2} \ln \frac{\delta^{(n-2)/n}}{\beta} - \frac{1-\delta}{2} \ln \frac{(1-\delta)^{(n-2)/n}}{1-\beta}\right)\right\}. \quad (25)$$

Оптимальное значение величины ζ , которое делает минимальной правую часть выражения (25), определяется выражением [6]

$$\zeta = \beta / (\beta + (1-\beta)(1-d/n)),$$

а оптимальное значение величины δ – выражением

$$\delta = 1 / \left(1 + \left(\frac{1-\beta}{\beta}\right)^{n/(n-2)} (A_d M(\rho'))^{2/(n-2)}\right). \quad (26)$$

При $n \gg 1$
 $\delta^{(n-2)/n} \rightarrow \delta$ и $(1-\delta)^{(n-2)/n} \rightarrow (1-\delta)$.

Для этих условий оптимальное значение величины δ определяется выражением

$$\delta = 1 / \left(1 + \left(\frac{1-\beta}{\beta}\right) (A_d M(\rho'))^{2/n}\right).$$

Учет (26), а также последовательная подстановка найденных значений величин ζ и δ в правую часть выражения (25) с учетом того, что $\frac{\gamma^2}{2} = \frac{E_b}{N_J} r \rho$ позволяет получить [6]

$$P_d(x \rightarrow \hat{x}) \leq \left(1 - \beta + \beta (M(\rho') A_d)^{-2/n}\right)^{-n/2} \times \exp\left(-\frac{\beta d n}{n - (1-\beta)d} \frac{E_b}{N_J} r \rho\right). \quad (27)$$

Для значений $M(\rho') A_d \geq 1$ значение β , которое минимизирует правую часть неравенства (27), определяется следующим образом [6]:

$$\beta = \frac{1-d/n}{d/n} \left(\sqrt{\frac{(d/n)}{(1-d/n)} \frac{2(E_b/N_J) r \rho}{(1-(M(\rho') A_d)^{-2/n})} + \left(1 + \frac{E_b}{N_J} r \rho\right)^2} - 1 - \left(1 + \frac{E_b}{N_J} r \rho\right) \right). \quad (28)$$

При подстановке выражения (27) в выражение (6) верхняя граница вероятности ошибки на бит примет следующий вид:

$$P_b \leq \sum_{d=d_{\min}}^n \left(1 - \beta + \beta (M(\rho') A_d)^{-2/n}\right)^{-n/2} \times \exp\left(-\frac{\beta d n}{n - (1-\beta)d} \frac{E_b}{N_J} r \rho\right). \quad (29)$$

При выборе $\beta = 1$ граница переходит в верхнюю аддитивную.

Наихудшей будет импульсная помеха с таким зна-

чением вероятности появления ее отдельного импульса ρ , которая максимизирует правую часть выражения (29).

Получим теперь выражения для расчета $M(\rho')$ при условии, что $b \leq d_{\min}$.

Для удобства ограничим максимальное количество «ненулевых» пакетов величиной

$$F = \min(d, L). \quad (30)$$

Для определения функции распределения «отличающихся» символов по F пакетам воспользуемся подходом, предложенным в работе [7] для каналов с медленными замираниями с учетом замены блока символов кода, подверженных одинаковым замираниям, на пакет ошибок.

В соответствии с этим подходом, обозначим число пакетов с весом v через f_v . Распределение числа пакетов различного веса ошибок согласно образцу $f = \{f_v\}_{v=0}^b$, должно удовлетворять следующим условиям:

$$F = \sum_{v=0}^b f_v, \quad (31)$$

$$d = \sum_{v=1}^b v f_v. \quad (32)$$

Вероятность появления пакета весом i примем пропорциональной величине C_b^i .

Учитывая наличие ограничения (31), производящую функцию распределения пакетов с различным весом запишем в следующем виде:

$$f(D) = \left(\sum_{i=0}^b C_b^i D^i\right)^F = (1+D)^{bF}, \quad (33)$$

где D – некий параметр.

Раскладывая выражение (33) по степеням параметра D , определим, что общее количество различных распределений пакетов с общим весом d равно C_{bF}^d .

Величину l выразим через количество «нулевых» пакетов f_0 следующим образом:

$$l = F - f_0. \quad (34)$$

Соответственно, если пакеты ошибок распределены согласно образцу $f = \{f_v\}_{v=0}^b$, который предусматривает наличие f_0 «нулевых» пакетов, то должны быть удовлетворены условие (32) и следующее условие:

$$l = F - f_0 = \sum_{v=1}^b f_v. \quad (35)$$

Тогда, по аналогии с выражением (33) производящая функция $f_l(D)$ распределения длин пакетов с учетом наличия l «ненулевых» пакетов будет иметь следующий вид:

$$f_l(D) = C_F^l \left(\sum_{i=1}^b C_b^i D^i\right)^l = C_F^l \left((1+D)^b - 1\right)^l. \quad (36)$$

Множитель при параметре D с показателем степени, равным d , определит количество возможных комбинаций l «ненулевых» пакетов с этим общим весом. При

его нормировке относительно общего количества распределений пакетов C_{Cb}^d определится вероятность появления таких пакетов.

Учитывая это, математическое ожидание величины ρ^l определим с использованием набора производящих функций $f_i(D)$ следующим образом:

$$\varphi(D) = \frac{\sum_{i=0}^F \rho^i f_i(D)}{C_{Cb}^d} \quad (37)$$

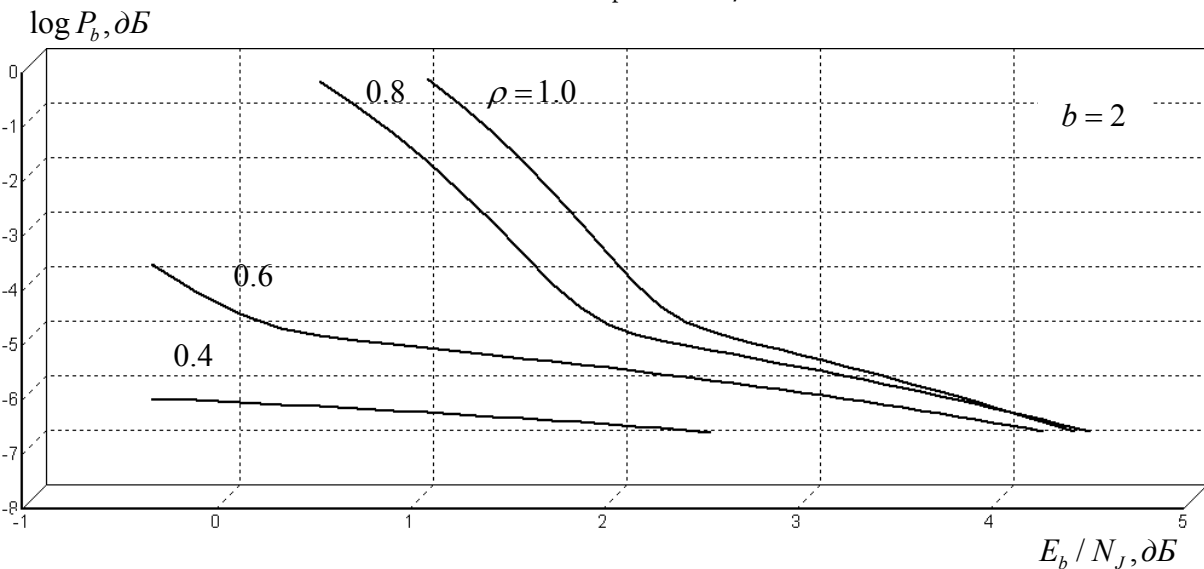


Рис.1. Зависимости вероятности ошибки на бит P_b от отношения E_b/N_j для турбокода (37, 21) при различных значениях вероятности ρ и $b=2$

С учетом соотношения (36) выражение (37) примет следующий вид:

$$\varphi(D) = \frac{\sum_{i=0}^F \rho^i C_F^i \left((1+D)^b - 1 \right)^i}{C_{Cb}^d} = \frac{\left(1 - \rho + \rho(1+D)^b \right)^F}{C_{Cb}^d} \quad (38)$$

Разложив правую часть выражения (38) по параметру D и оставив множители только тех слагаемых, для которых показатель степени параметра D удовлетворяет условию (32), получим

$$\begin{aligned} M(\rho^l) &= \frac{\sum_{i=\lfloor d/b \rfloor}^F C_F^i C_{Cb}^d \rho^i (1-\rho)^{F-i}}{C_{Cb}^d} = \\ &= \sum_{i=\lfloor d/b \rfloor}^F C_F^i \frac{C_{Cb}^{ib-d}}{C_{Cb}^{ib}} \rho^i (1-\rho)^{F-i} = \\ &= \sum_{i=\lfloor d/b \rfloor}^{F-1} C_F^i \rho^i (1-\rho)^{F-i} \left(\prod_{j=1}^d \frac{ib-d+j}{Fb-d+j} \right) + \rho^F. \end{aligned} \quad (39)$$

Нетрудно показать, что $M(\rho^l) = \rho^d$ при $b=1$.

Воспользуемся полученными выражениями (29) и (39) для оценки воздействия на канал связи случайной импульсной помехи, вызывающей группирование ошибок. Для примера рассмотрим турбокод с полиномами в

восьмеричном представлении (37, 21), числом информационных символов $k=128$, минимальным кодовым расстоянием $d_{min}=8$ и скоростью кода $r=1/3$. Характеристики кода оценим в диапазоне значений вероятности ошибки на бит P_b в пределах от 10^{-1} до 10^{-6} .

На рис. 1 представлены зависимости вероятности ошибки на бит P_b от отношения E_b/N_j при максимальной длине пакетов ошибок $b=2$ для различных значений вероятности ρ .

Анализ зависимостей, представленных на рис. 1, 2, показывает, что для значений $d_{min}/b=4$ импульсная помеха уступает по эффективности непрерывно излучаемой.

Рассмотрим теперь характеристики того же кода, что и выше, но для условий воздействия импульсной помехи, вызывающей группирование ошибок в пакеты длиной $b=d_{min}$. Для этого случая зависимости вероятности ошибки на бит P_b от отношения E_b/N_j для различных значений вероятности появления отдельного импульса помехи ρ представлены на рис. 2.

Из анализа рис.2, следует, что наихудшей в рассматриваемом диапазоне значений вероятности ошибки на бит P_b является импульсная помеха с $\rho > 0,4$. По сравнению с непрерывно излучаемой импульсная помеха требует значения отношения E_b/N_j примерно на 1 дБ больше.

На рис. 3 представлены зависимости вероятности ошибки на бит P_b от отношения E_b/N_j , построенные на основе использования верхней аддитивной границы и границы, полученной выше, для условий воздействия наихудшей импульсной помехи, вызывающей группирование ошибок в пакеты с максимальными длинами, равными 2 и 8.

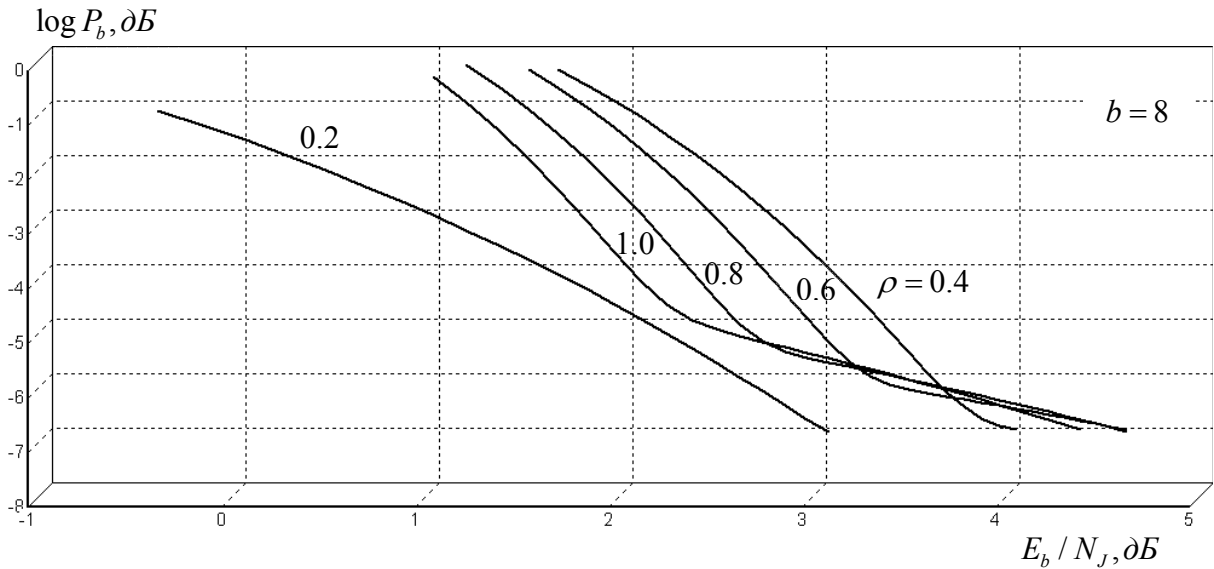


Рис.2. Зависимости вероятности ошибки на бит P_b от отношения E_b/N_j для турбокода (37, 21) при различных значениях вероятности ρ и $b = 8$

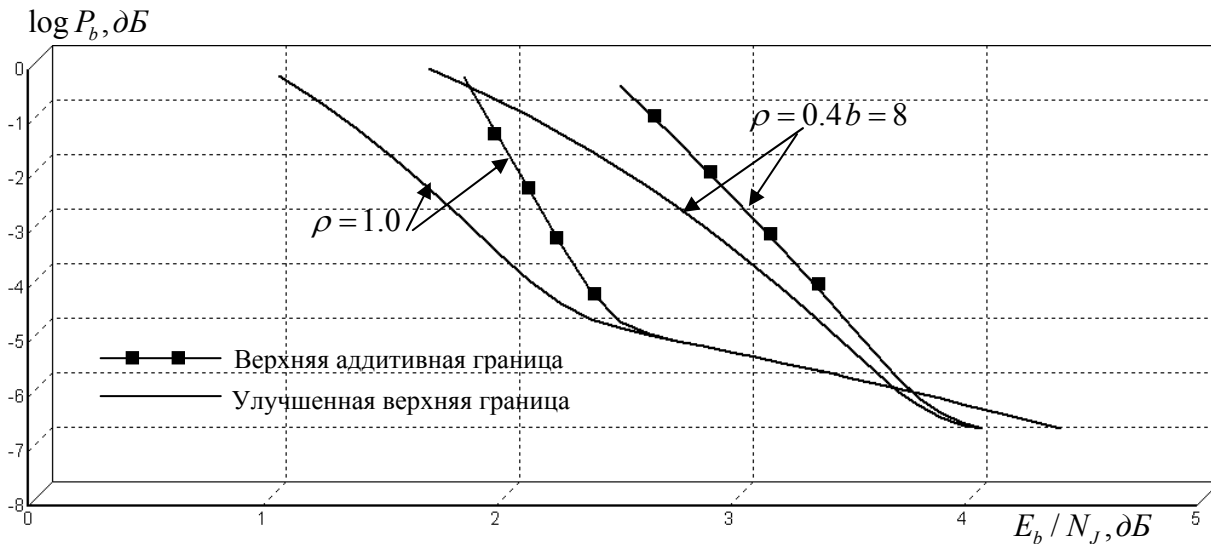


Рис.3. Улучшенная и верхняя аддитивные границы вероятности ошибки на бит для турбокода (37, 21)

Из анализа зависимостей, представленных на рис 3, следует, что для низких значений отношения E_b/N_j полученная граница в отличие от верхней аддитивной позволяет значительно точнее оценить вероятность ошибки на бит P_b .

Таким образом, получены соотношения, которые позволяют определить достижимую помехоустойчивость

канала связи с двоичными кодами при их декодировании по максимуму правдоподобия в условиях воздействия случайной импульсной помехи, вызывающей группирование ошибок в пакеты переменной длины, для случая приема с «мягкими» решениями и наличия информации о состоянии канала.

Литература

1. Кларк Дж., Кейн Дж. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи: Пер. с англ. - М.: Радио и связь, 1987. - 392 с.
2. Simon MK, Omura JK, Scholtz RA, Levitt BK. Spread Spectrum Communications, vol I-III, Rockville, MD: Computer Science, Maryland, 1985.
3. Kang J. H., Stark WE, Turbo codes for coherent FH-SS with partial band interference. Proc. MILCOM '97, November 1997.
4. Divsalar D., Dolinar S., Pollara F., McEliece R. Transfer function bounds on the performance of turbo codes. TDA Progress Rep. 42-122, JPL, Aug. 1995.
5. Gallager R. G., Low Density Parity Check Codes. Cambridge, MA: MIT Press, 1963.
6. Divsalar D. A simple tight bound on error probability of block codes with application to turbo codes. JPL TMO progress report 42-139, Nov. 1999.
7. Zummo SA, Stark W. E. Performance analysis of binary coded systems over Rician block-fading channels. Proc. MILCOM '2003, Vancouver, BC, Canada, 2003, pp. 314-319.

Материал поступил в редакцию 12. 01. 2010 г.