

ХАРАКТЕРИСТИКИ ПОМЕХОУСТОЙЧИВЫХ УКРОЧЕННЫХ БЛОКОВЫХ ТУРБО-КОДОВ ИТЕРАТИВНОГО ПРИЕМА ИНФОРМАЦИИ

¹Назаров А. Е., ²Шипкин П. В.

¹Институт радиотехники и электроники им. В.А.Котельникова РАН, Фрязинский филиал, <http://fire.relarn.ru/>
г. Фрязино 141190, Московская область, Российская Федерация

²Моск. филиал НПО "Информационные Спутниковые Системы" им. акад. М.Ф. Решетнева, <http://www.iss-reshetnev.ru/>

Москва 129626, Российская Федерация

Поступила 31.08.2018

Представлена действительным членом РАЕН В.В. Колесовым

Дано описание метода формирования помехоустойчивых укороченных блоковых турбо-кодов на основе порождающего турбо-кода с уменьшением его информационного объема. Этот подход расширяет класс блоковых турбо-кодов с вариацией кодовых скоростей, информационных объемов и длин кодовых слов. Приведено описание модифицированного алгоритма итеративного приёма укороченных блоковых турбо-кодов, разработанного для порождающих блоковых турбо-кодов. Даны результаты моделирования разработанного алгоритма итеративного приёма для ряда формируемых укороченных блоковых турбо-кодов с целью оценивания вероятностных характеристик при приёме. Показано, что исследуемые укороченные турбо-коды более эффективны по сравнению с известными сверточными помехоустойчивыми кодами при эквивалентных параметрах (информационный объем, кодовая скорость) относительно вероятностных характеристик.

Ключевые слова: помехоустойчивость, блоковые коды, турбо-коды, итеративный приём, вероятность ошибки

УДК 621.391.01

СОДЕРЖАНИЕ

1. ВВЕДЕНИЕ (323)
 2. Постановка задачи (324)
 3. Укороченные блоковые турбо-коды (325)
 4. Результаты моделирования (326)
 5. Заключение (327)
- ЛИТЕРАТУРА (328)

1. ВВЕДЕНИЕ

Помехоустойчивые коды применяются в цифровых системах связи с целью повышения надежности передачи информации по каналам с помехами [1]. В литературе наиболее известными являются помехоустойчивые блоковые коды с циклической структурой и сверточные коды, для которых разработаны алгоритмы приёма с использованием "мягких" решений с выхода демодулятора сигналов [1, 2].

Кодовые конструкции под общим названием блоковые турбо-коды составляют альтернативу данным кодам относительно вероятностных характеристик и сложности алгоритмов формирования и приёма [3, 4, 5]. Эти коды

являются базовыми для ряда стандартов, например, для IESS-15, IESS-315, IESS-316e (спутниковая система связи Intelsat), для стандарта широкополосного доступа IEEE 802.16 [6].

Блоковые турбо-коды формируются на основе последовательного объединения составляющих блоковых кодов [3], для этих кодов разработаны алгоритмы итеративного приёма [4]. При увеличении объема информационных блоков данных турбо-кодов и применении алгоритмов итеративного приёма достигаются практически предельные вероятностные характеристики Шенноновской пропускной способности каналов передачи с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ) [3].

Класс известных составляющих кодов ограничен – используются блоковые коды Хэмминга, коды с обобщенной проверкой на четность, низкоплотностные коды [1, 3, 7, 8]. Актуальной является проблема расширения множества блоковых турбо-кодов (БТК), используемых при разработке цифровых систем связи различного

назначения, например, с режимами адаптивной помехоустойчивой передачи в зависимости от эффективности канальных помех.

В статье дано описание метода формирования расширенного множества БТК путём укорочения объёма информационного блока порождающего турбо-кода, приведены характеристики укороченных турбо-кодов, включая вероятностные характеристики при использовании алгоритма итеративного приёма.

2. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ

Пусть $C_1(n_1, k_1, d_1), C_2(n_2, k_2, d_2)$ – двоичные блочные систематические коды, кодовые слова которых являются соответственно строками и столбцами двумерной матрицы $B = (b_{ij}; 0 \leq i < n_1; 0 \leq j < n_2)$ размером $n_1 \times n_2$ (рис. 1). Эта матрица эквивалентна порождающей матрице для БТК с параметрами $n = n_1 \cdot n_2, k = k_1 \cdot k_2, R = k/n, d = d_1 d_2$ и задает структуру кодовых слов [3]. Здесь n, k, R, d – длительность кодовых слов, размерность, кодовая скорость и минимальное расстояние Хэмминга кода.

Алгоритмы оптимального приёма сигналов, соответствующих кодам, основаны на вычислении множества 2^k корреляций [9]. Для $k \gg 1$ реализация этих алгоритмов представляет трудноразрешимую проблему.

Приведем описание алгоритма итеративного приёма БТК, суть которого – декомпозиция правила оптимального приёма на совокупность этапов обработки, соответствующих составляющим блочным кодам, что приводит к существенному упрощению результирующей процедуры приёма по отношению к оптимальному приёму при незначительном энергетическом проигрыше [3, 4, 8].

Пусть $A = (a_{ij}; 0 \leq i < k_1; 0 \leq j < k_2)$ – последовательность информационных символов,

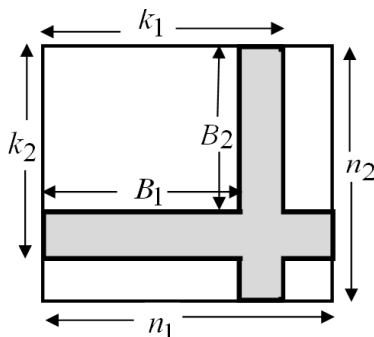


Рис. 1. Схема кодового слова блочного турбо-кода и укороченного турбо-кода на основе составляющих блочных кодов $C_1(n_1, k_1, d_1), C_2(n_2, k_2, d_2)$.

образующих подматрицу в составе двумерной матрицы $B = (b_{ij}; 0 \leq i < n_1; 0 \leq j < n_2)$ турбо-кода; $Y = (y_{ij}; 0 \leq i < n_1; 0 \leq j < n_2)$ – реализация с выхода демодулятора сигналов; $L(y_{ij} | b_{ij}) = \ln \left(\frac{p(y_{ij} | b_{ij} = 0)}{p(y_{ij} | b_{ij} = 1)} \right)$ – отношение правдоподобия условных плотностей вероятностей $p(y_{ij} | b_{ij} = 0)$ отсчетов y_{ij} ; $L(b_{ij}) = \ln \left(\frac{\Pr(b_{ij} = 0)}{\Pr(b_{ij} = 1)} \right)$ – отношение априорных символьных вероятностей.

На первом этапе m -ой итерации вычисляются приращения отношений апостериорных вероятностей $L^{(1,m)}(b_{ij} | Y_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij}))$ для кодовых символов $b_{ij}, j = 0, 1, \dots, n_1 - 1$ для i -го кодового слова $B_i^{(1)}$ составляющего кода C_1

$$L^{(1,m)}(b_{ij}) = L^{(1,m)}(b_{ij} | Y_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij})) - (L(y_{ij} | b_{ij}) + L^{(2,m)}(b_{ij})).$$

Здесь $L^{(1,m)}(b_{ij} | Y_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij})) = \ln \left(\frac{\Pr(b_{ij} = 0 | Y_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij}))}{\Pr(b_{ij} = 1 | Y_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij}))} \right)$; $Y_i^{(1)}$ – реализация в составе Y , соответствующая кодовому слову $B_i^{(1)}$. Для первой итерации ($m = 1$) верно условие $L^{(2,1)}(b_{ij}) = L(b_{ij})$.

На втором этапе m -ой итерации подобные вычисления производятся для приращений апостериорных символьных вероятностей слов $B_j^{(2)}$ кода C_2

$$L^{(2,m)}(b_{ij}) = L^{(2,m)}(b_{ij} | Y_i^{(2)}, L^{(1,m)}(b_{ij})) - (L(y_{ij} | b_{ij}) + L^{(1,m)}(b_{ij})).$$

Величины $L^{(2,m)}(b_{ij})$ используются в качестве априорной информации для первого этапа последующей $(m+1)$ -ой итерации $L^{(1,m+1)}(b_{ij}) = L^{(2,m)}(b_{ij})$.

На последней итерации принимаются решения относительно символов $b_{ij}; b_{ij} = 0$ при условии $L^{(2,m)}(b_{ij} | Y_i^{(2)}, L^{(1,m)}(b_{ij})) > 0$, иначе $b_{ij} = 1$.

Алгоритм оценки $L(b_i | Y, L(b_j))$ основан на вычислении выражения

$$L(b_i | Y, L(b_j)) = \ln \left(\frac{\max_{B_m: b_m=0} \{p(Y | B_m) \Pr(B_m)\}}{\max_{B_m: b_m=1} \{p(Y | B_m) \Pr(B_m)\}} \right). \quad (3)$$

Пусть условия $\max_{B_m: b_m=0} \{p(Y | B_m) \Pr(B_m)\}, \max_{B_m: b_m=1} \{p(Y | B_m) \Pr(B_m)\}$ выполняются для кодовых слов $B_j(i)$ и $B_j(i)$ соответственно. Для канала АБГШ при условии равновероятности кодовых слов выражение (3) имеет вид

$$L(b_i | Y, L(b_j)) = C \cdot \left(y_i + \sum_{t=1, t \neq i}^n y_t \cdot (-1)^{b_t} \cdot d_t \right). \quad (4)$$

Здесь $d_t = 0$, если $b_{b,t} = b_{l,t}$ и $d_t = 1$ в противном случае, C – параметр, постоянный для всех кодовых слов. В соответствии с формализмом итеративного приёма второе слагаемое в

(4) эквивалентно приращению отношений апостериорных вероятностей $L^{(1,m)}(b_j), L^{(2,m)}(b_j)$ для составляющих кодов C_1, C_2 [3].

Процедура поиска кодовых слов $B_b(i)$ и $B_j(i)$, $i = 0, 1, \dots, n-1$, требует выполнения следующих шагов [10].

Шаг 1. Принимаются бинарные "жесткие" решения относительно кодовых символов переданного слова B на основе отсчетов реализации Y .

Шаг 2. Формируется множество векторов-ошибок $\{T\}$, порождая с их помощью кодовые слова $S_j = B \oplus T_j, j = 1, 2, \dots, 2^p$. Множество $\{T\}$ состоит из 2^p слов, содержащих комбинации ошибок, расположенных в p наименее достоверных позициях слова B . Здесь \oplus – операция сложения по модулю 2.

Шаг 3. Для каждого из ненулевых слов S_j выполняется приём для блочных кодов C_1 или C_2 на основе вычисления алгебраических синдромов ошибок и формируется множество кодовых слов $\{D\}$ с объёмом, не превышающим 2^p .

Шаг 4. Определяется кодовое слово с наибольшей корреляцией между сигналами, соответствующими словам из $\{D\}$, и Y , которое принимается в качестве $B_b(i)$. Подмножество кодовых слов $\{D\}$ с максимальными коэффициентами корреляции, не содержащее $B_b(i)$, соответствует $B_j(i)$ для символов b_i .

Для символов b_p для которых существует $B(i)$ в составе множества $\{D\}$, вычисляется приращение $L^{(\xi,m)}(b_p), (\xi = 1, 2)$. Для символов b_p для которых не существует $B(i)$ в составе множества $\{D\}$, вычисление $L^{(\xi,m)}(b_p)$ осуществляется с использованием правила $L^{(\xi,m)}(b_p) = \beta(-1)^{b_{hi}}$, $(\xi = 1, 2)$. Здесь b_{hi} – i -ый символ вычисленного на шаге 4 кодового слова $B_b(i)$; $\beta = (E_1 - E_2)/p$. Здесь E_1, E_2 – минимальное и максимальное коэффициенты корреляции между реализацией Y и кодовыми словами из множества $\{D\}$.

Расширение множества БТК с вариациями их кодовых скоростей возможно с использованием метода укорочения порождающих турбо-кодов путём уменьшения их информационных объёмов.

Суть решаемой задачи – дать описание метода формирования расширенного множества БТК на основе порождающего турбо-кода с уменьшением его информационного объёма, а также привести описание алгоритма итеративного приёма этих кодов и результаты его моделирования для ряда формируемых кодов с целью оценивания вероятностных характеристик при приёме.

3. УКОРОЧЕННЫЕ БЛОКОВЫЕ ТУРБО-КОДЫ

Метод укорочения блочных турбо-кодов основан на уменьшении объёма информационного блока порождающего турбо-кода при формировании кодовых слов: символы кода $C_1, a_{ij}; 0 \leq i < B_1, 0 \leq j < k_2$ и кода $C_2, a_{ij}; 0 \leq i < k_1, 0 \leq j < B_2$ полагаются равными нулю. Результирующее кодовое слово показано на рис. 1, выделенным цветом показано расположение нулевых информационных и проверочных символов укороченного турбо-кода с параметрами $k = B_1 \cdot B_2, n = n_1 \cdot n_2 - (k_1 - B_1)n_2 - (k_2 - B_2)n_1 + (k_1 - B_1)(k_2 - B_2)$.

При формировании кодовых слов укороченных турбо-кодов из производного ряда применяется процедура формирования систематического порождающего турбо-кода для входной информационной последовательности объёмом $k_1 \cdot k_2$ битов с $k_1 \cdot k_2 - B_1 \cdot B_2$ нулевыми компонентами и соответствующими кодовыми словами с нулевыми символами, которые не передаются в канал.

При применении этого метода на основе порождающего турбо-кода с кодовой скоростью R возможно формирование ряда укороченных турбо-кодов с кодовыми скоростями, задаваемыми соотношением

$$\frac{B_2 \cdot B_2}{n_1 \cdot n_2 - (k_1 - B_1)n_2 - (k_2 - B_2)n_1 + (k_1 - B_1)(k_2 - B_2)} \leq R \leq \frac{k_1 k_2}{n_1 n_2}.$$

Здесь $2 \leq B_1 \leq k_1, 2 \leq B_2 \leq k_2$.

Минимальное расстояние Хэмминга этих кодов совпадает с минимальным расстоянием Хэмминга d_{\min} порождающего турбо-кода. В **Таблице 1** приведены параметры k, n и R для ряда укороченных турбо-кодов, сформированных с использованием данной методики для порождающих турбо-кодов на основе блочных кодов Хэмминга с обобщенной проверкой на четность $C_1(128,120,4), C_2(128,120,4)$ и $C_1(128,113,6), C_1(128,113,6)$, в этом случае $B_1 = B_2 = B$.

Кодовые скорости укороченных турбо-кодов, соответствующих порождающему турбо-коду на основе составляющих кодов $C_1(128,120,4), C_2(128,120,4)$, могут принимать значения $1/81 \leq R_1 \leq 7/8$. В таблице 1 даны параметры ряда укороченных турбо-кодов с кодовыми скоростями $7/8$ (порождающий турбо-код), $1/2, 2/3, 3/4$ и $4/5$. Кодовые скорости укороченных турбо-кодов, соответствующих порождающему турбо-коду на основе составляющих кодов $C_1(128,113,6)$,

Таблица 1

Параметры укороченных турбо-кодов, сформированных с использованием порождающих турбо-кодов на основе блоковых кодов Хэмминга с обобщенной проверкой на чётность.

Порождающий турбо-код	B	n	k	R	d_{min}	E_b/N_0 , дБ
$C_1(128,120,4)$ $C_2(128,120,4)$	0	16384	14400	7/8	16	3.95
	22	900	484	1/2	16	3.10
	36	1936	1296	2/3	16	2.60
	52	3600	2704	3/4	16	2.80
	68	5776	4624	4/5	16	3.10
$C_1(128,113,6)$ $C_2(128,113,6)$	0	16384	12769	4/5	36	3.00
	36	2601	1296	1/2	36	2.25
	66	6561	4356	2/3	36	2.50
	97	12544	9409	3/4	36	2.80

$C_1(128,113,6)$, могут принимать значения $1/256 \leq R_1 \leq 4/5$. В таблице 1 приведены параметры ряда укороченных турбо-кодов с кодовыми скоростями $4/5$ (порождающий турбо-код), $1/2$, $2/3$ и $3/4$.

При приёме кодовых слов укороченных турбо-кодов можно использовать алгоритм итеративного приёма (1)-(4) с выполнением приведенных 4 шагов для порождающего турбо-кода. Особенность алгоритма приёма заключается в выполнении шага 3 - для каждого из ненулевых слов S_j выполняется приём для укороченных блоковых кодов C_1 или C_2 на основе вычисления алгебраических синдромов и формируется множество кодовых слов $\{D\}$, с объёмом, не превышающим 2^p . В этом случае обнаружение и исправление ошибок осуществляется для кодовых символов, не входящих в состав символов, полагаемых нулевыми при формировании укороченных турбо-кодов.

4. РЕЗУЛЬТАТЫ МОДЕЛИРОВАНИЯ

На рис. 2 и рис. 3 приведены вероятностные характеристики алгоритмов итеративного приёма (10 итераций) для укороченных турбо-кодов на основе рассмотренных выше порождающих турбо-кодов. По оси ординат отложены значения вероятности ошибки на информационный бит P_6 , по оси абсцисс отложены значения сигнал/помеха E_b/N_0 . Здесь E_b - энергия на информационный бит, N_0 - спектральная плотность АБГШ (односторонняя).

При моделировании алгоритмов итеративного приёма рассматриваемых турбо-кодов производится интервальная оценка вероятности P_6 путем вычисления частоты $w = x/n$. Здесь x - число ошибочных

решений в последовательности независимых вычислительных экспериментов объемом n , определяемым размером доверительного интервала, вероятностью P_6 , доверительной вероятностью $P_{\text{доп}}$. При условии $n \gg 1$ имеем [11]

$$P_{\text{доп}}(|w - P_6| < \alpha) \cong 2F\left(\frac{\alpha}{\sqrt{P_6(1-P_6)/n}}\right),$$

$$F(z) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_0^z \exp(-y^2/2) dy.$$

Например, для $P_6 = 10^{-5}$, $\alpha = 0.5P_6$ (доверительный интервал $[0.5P_6, 0.5P_6]$) и $P_{\text{доп}} = 0.95$ требуемое количество экспериментов $n = 1450000$.

На рис. 2 приведены вероятностные характеристики при приёме порождающего турбо-кода с параметрами (16384,14400,16) и кодовой скоростью $7/8$ на основе составляющих кодов $C_1(128,120,4)$, $C_2(128,120,4)$ (кривая 1) и производного ряда укороченных турбо-кодов с кодовыми скоростями $1/2$ (кривая 2), $2/3$ (кривая 3), $3/4$ (кривая 4) и $4/5$ (кривая 5) для АБГШ канала. Кривая 6 соответствует сверточному коду с кодовой скоростью $1/2$ и длиной кодового ограничения 7 [2]. В таблице 1 приведены соответствующие значения сигнал/помеха E_b/N_0 , требуемые для достижения вероятности ошибки на бит $P_6 = 10^{-5}$ при использовании данных кодов.

Видно, что для порождающего турбо-кода (кривая 1) с кодовой скоростью $7/8$ вероятность ошибки $P_6 = 10^{-5}$ достигается при $E_b/N_0 = 3.95$ дБ, что отличается лишь на 1.05 дБ от предельного значения для Шенноновской пропускной

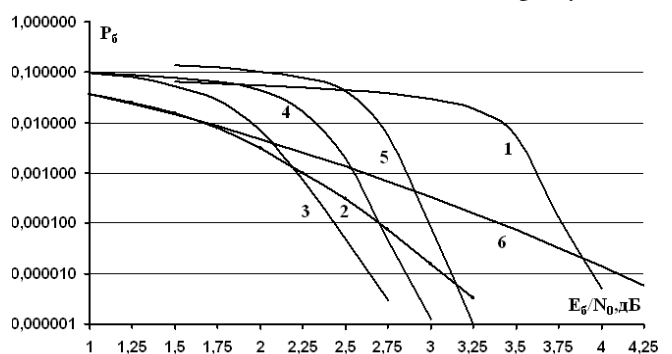


Рис. 2. Вероятностные характеристики при приёме помехоустойчивых кодов: 1 - порождающий турбо-код на основе составляющих кодов $C_1(128,120,4)$, $C_2(128,120,4)$; 2 - укороченный турбо-код с кодовой скоростью $1/2$; 3 - укороченный турбо-код с кодовой скоростью $2/3$; 4 - укороченный турбо-код с кодовой скоростью $3/4$; 5 - укороченный турбо-код с кодовой скоростью $4/5$; 6 - сверточный код с кодовой скоростью $1/2$ и длиной кодового ограничения 7.

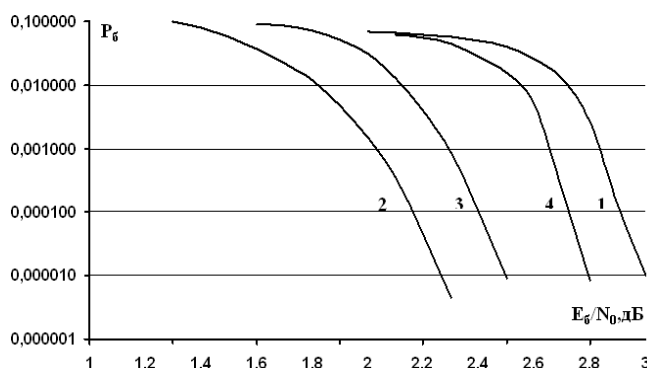


Рис. 3. Вероятностные характеристики при приеме помехоустойчивых кодов: 1 – порождающий турбо-код на основе составляющих кодов $C_1(128,113,6)$, $C_2(128,113,6)$; 2 – укороченный турбо-код с кодовой скоростью 1/2; 3 – укороченный турбо-код с кодовой скоростью 2/3; 4 – укороченный турбо-код с кодовой скоростью 3/4.

способности рассматриваемого канала (пропускная способность канала АБГШ для кодов с кодовой скоростью 7/8 достигается при 2.9 дБ [2]).

Видно также, что для укороченного турбо-кода с кодовой скоростью 1/2 (кривая 2) вероятность ошибки $P_6 = 10^{-5}$ достигается при $E_6/N_0 = 3.1$ дБ, что определяет энергетический выигрыш до 1 дБ при данном значении вероятности ошибки P_6 по отношению к известному сверточному коду с эквивалентной кодовой скоростью (кривая 6). При уменьшении вероятности ошибки значения энергетического выигрыша увеличиваются.

На рис. 3 приведены вероятностные характеристики при приеме порождающего турбо-кода с параметрами (16384,12769,36) и кодовой скоростью 4/5 на основе составляющих кодов $C_1(128,113,6)$, $C_1(128,113,6)$ (кривая 1) и производного ряда укороченных турбо-кодов с кодовыми скоростями 1/2 (кривая 2), 2/3 (кривая 3), 3/4 (кривая 4) для АБГШ канала. В таблице 1 приведены соответствующие значения сигнал/помеха E_6/N_0 , требуемые для достижения вероятности ошибки на бит $P_6 = 10^{-5}$ при использовании данных кодов.

Видно, что для порождающего турбо-кода (кривая 1) с кодовой скоростью $\approx 4/5$ вероятность ошибки $P_6 = 10^{-5}$ достигается при $E_6/N_0 = 3.0$ дБ, это значение отличается лишь на 0.90 дБ от предельного значения для Шенноновской пропускной способности рассматриваемого канала (пропускная способность канала АБГШ для кодов с кодовой скоростью 4/5 достигается при 2.1 дБ).

Для укороченного турбо-кода с кодовой скоростью 1/2 (кривая 2) вероятность ошибки $P_6 = 10^{-5}$ достигается при $E_6/N_0 = 2.25$ дБ, что определяет энергетический выигрыш до 1.85 дБ при данном значении вероятности ошибки

P_6 по отношению к рассмотренному выше сверточному коду с эквивалентной кодовой скоростью (кривая 6 на рис. 2).

Сравнительный анализ соответствующих вероятностных кривых на рис. 2, рис. 3 и таблицы 1 показывает наличие энергетического выигрыша до 0.25 дБ для укороченных турбо-кодов с эквивалентной кодовой скоростью для порождающего турбо-кода с параметрами (16384,12769,36) и порождающего турбо-кода с параметрами (16384,14400,16).

Следует отметить, что вероятностные характеристики порождающего турбо-кода с параметрами (16384,12769,36) с кодовой скоростью 4/5 на основе составляющих кодов $C_1(128,113,6)$, $C_1(128,113,6)$ и производного ряда укороченных турбо-кодов с кодовыми скоростями 1/2 и 2/3 для АБГШ достаточно близки к вероятностным характеристикам (различие не превышает 0.2...0.7 дБ) наиболее эффективных низкоплотных кодов, рекомендованных для использования в спутниковых системах связи [12].

5. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Приведены характеристики помехоустойчивых блочных турбо-кодов, особенностью которых является то, что они формируются путем укорочения информационных объемов порождающих турбо-кодов. Этот подход расширяет класс блочных турбо-кодов с вариацией кодовых скоростей, информационных объемов и длин кодовых слов. При приеме укороченных турбо-кодов применяется модифицированный алгоритм итеративного приема, разработанный для порождающих блочных турбо-кодов.

Для ряда рассматриваемых порождающих и укороченных блочных турбо-кодов проведено моделирование алгоритмов итеративного приема. В частности, показано, что энергетический выигрыш при использовании укороченного турбо-кода с кодовой скоростью 1/2 по отношению к известному сверточному коду с эквивалентной кодовой скоростью для вероятности ошибки $P_6 = 10^{-5}$ достигает 1.85 дБ.

Разработка эффективных алгоритмов итеративного приема рассматриваемых порождающих и укороченных турбо-кодов и сравнительный анализ их вероятностных характеристик представляет перспективное направление исследований.

БЛАГОДАРНОСТИ

Работа выполнена при поддержке РФФИ, проект №16-07-00746 "Развитие теории и методов помехоустойчивой цифровой связи по нестационарным каналам со сложными помехами".

ЛИТЕРАТУРА

1. Питерсон У, Уэлдон Э. Коды, исправляющие ошибки. М., Мир, 1976, 594 с.
2. Зюко АГ, Фалько АИ, Панфилов ИП, Банкет ВЛ, Иващенко ПВ. Помехоустойчивость и эффективность систем передачи информации. М., Радио и связь, 1985, 272 с.
3. Hagenauer J, Offer E, Papke L. Iterative decoding of binary block and convolutional codes. *IEEE Transactions on IT*, 1996, 42(2):429-448.
4. Johnson SJ. *Iterative Error Correction: Turbo, Low-density Parity-Check and Repeat-Accumulate Codes*. Cambridge University Press, 2010, 335 p.
5. Назаров АЕ, Шишкин ПВ, Батанов ВВ. Алгоритмы итеративного некогерентного приёма сигналов на основе последовательных турбо-кодов и сигналов Уолша при передаче по нестационарным каналам. *Радиотехника и электроника*, 2016, 61(4):366-372.
6. Вишневецкий ВМ, Ляхов АИ, Портной СЛ, Шахнович ИВ. *Широкополосные сети передачи*. М., Техносфера, 2005, 592 с.
7. Назаров АЕ, Шишкин ПВ. Исследование вероятностных характеристик блочных турбо-кодов на основе низкоплотностных кодов конечных геометрий. *Журнал радиоэлектроники* (электронный журнал), 2018, №5. Режим доступа: <http://jre.cplire.ru/jre/may18/1/text.pdf>. DOI: 10.30898/1684-1719.2018.5.1.
8. Назаров АЕ, Шишкин ПВ. Характеристики помехоустойчивых блочных турбо-кодов на основе низкоплотностных кодов. *Информационные технологии*, 2018, 24(6):427-432. DOI: 10.17587/it.24.427-432.
9. Котельников ВА. *Теория потенциальной помехоустойчивости*. М., Госэнергиздат., 1956, 152 с.
10. Pyndiah RM. Near-optimum decoding of product-codes: block turbo-codes. *IEEE Transactions on COM*, 1998, 46(8):1003-1010.
11. Дунин-Барковский ИВ, Смирнов НВ. *Теория вероятностей и математическая статистика в технике*. М., Гос. изд. техн.-теор. лит., 1955, 556 с.
12. Low-Density Parity Check Codes for Use in Near-Earth and Deep Space Application. Experimental Specification. *CCSDS 131.1-O-2*, 2007, Washington, NASA Headquarters, 44 p.

Назаров Лев Евгеньевич

д.ф.-м.н., с.н.с.

ФирЭ им. В.А. Котельникова РАН

Фрязино 141190, Моск. обл., Россия

nazarov@sunclass.ire.rssi.ru

Шишкин Павел Владимирович

инженер-программист

Представительство "ИСС" им. ак. М.Ф. Решетнева

16/37, ул. 3-я Мьгищинская, Москва 129626, Россия

shishkin@mail.ru

CHARACTERISTICS OF ERROR-CORRECTING SHORTENED BLOCK TURBO-CODES OF ITERATIVE RECEPTION OF INFORMATION

Lev E. Nazarov

Kotelnikov Institute of Radioengineering and Electronics of RAS, Fryazino Branch, <http://fire.relarn.ru>

1, Vvedensky sq., Fryazino 141190, Moscow Region, Russian Federation

Pavel V. Shishkin

Moscow Office of ISS-Reshetnev Company, <http://www.iss-reshetnev.ru>

16/37, Mytishchinskaya str., Moscow 129626, Russian Federation

nazarov@sunclass.ire.rssi.ru, shishkin@mail.ru

Abstract. The focus of paper is directed towards the investigation of the characteristics of error-correcting block turbo-codes which enable communication at relatively low received signal/noise and provide very high power efficiency. Specific feature of investigated turbo-codes is construction with shortened information block for generated error-correcting block-code. According to this the considered shortened turbo-codes have symbol-by-symbol decoding algorithms developed for total class of turbo-codes, namely, decoding algorithms based on modified Chase algorithm. These decoding algorithms with low complexity implementation are iterative and for implementation the channel parameter signal/noise is not required. The resulted characteristics of shortened turbo-codes constructed with usage generated turbo-code (duration of code words, information volume, code rate, error performances) are presented in this paper. The computer simulations for iterative decoding algorithms for the number of turbo-codes with different code rate and information volumes are performed. The results of computer simulations have shown that the investigated shortened turbo-codes are more effective than known convolutional codes with equivalent parameters - the degradation of signal/noise is about 1.85 dB for bit-error 0.00001 for convolutional code with code rate 1/2 concerning the shortened turbo-code based on generated turbo-code with parameters (16384,12769,36).

Keywords: error-correcting codes, block product codes, iterative decoding, error performances

UDC 621.391.01

Bibliography - 12 references

RENSIT, 2018, 10(2):323-328

Received 31.08.2018

DOI: 10.17725/rensit.2018.10.323