

РЕАЛИЗАЦИЯ АЛГОРИТМОВ ИТЕРАТИВНОГО ПРИЕМА БЛОКОВЫХ ТУРБО-КОДОВ

Назаров Л.Е., Головкин И.В.

Введение

Кодовые конструкции под общим названием “турбо-коды” рассматриваются как одни из наиболее перспективных для использования в цифровых системах связи широкого назначения [1]. По отношению к вероятностным характеристикам и сложности алгоритмов формирования и приема турбо-коды составляют альтернативу известным схемам кодирования, включая сверточные коды в совокупности с алгоритмом приема Витерби.

В общем классе турбо-кодов выделяются блочные турбо-коды, формируемые путем объединения составляющих блочных кодов Хэмминга или их модификаций [2]. Блочные турбо-коды используются в ряде принятых протоколов передачи информации, в частности, в протоколе IEEE 802.16. Это определяет актуальность разработки алгоритмов приема данных кодовых конструкций и их реализации средствами цифровой вычислительной техники.

Два наиболее эффективных алгоритма приема рассматриваемых турбо-кодов приведены в работах [2,3]. Их основу составляет итеративная обработка реализаций с выхода демодулятора сигналов с целью вычисления апостериорных символьных вероятностей и их использование на последующей итерации в качестве априорных символьных вероятностей.

В первом алгоритме итеративного приема используется процедура подоптимального вычисления апостериорных символьных вероятностей. При его реализации требуются операции “сложение-вычитание-сравнение-пересылки” [2]. Реализация этого алгоритма перспективна средствами программируемых логических интегральных схем с использованием целочисленного формата представления чисел. Это обуславливает необходимость решения комплекса проблем, связанных с выбором разрядности отсчетов с выхода демодулятора сигналов, с выбором разрядности промежуточных вычислений, с организацией последовательности вычислений с учетом возможности их параллельного исполнения.

Во втором алгоритме приема блочных турбо-кодов применяется процедура оптимального вычисления апостериорных вероятностей. При его реализации требуются базовые операции “умножение-сложение-вычитание-пересылки” [3]. По отношению к первому алгоритму декодирования данный алгоритм более эффективен – энергетический выигрыш при его применении достигает

Рассмотрены особенности реализации процедуры итеративного приема блочных турбо-кодов средствами цифровых сигнальных процессоров с использованием формата чисел с плавающей точкой. Основу данной процедуры составляет оптимальное вычисление посимвольных апостериорных вероятностей путем применения производительного алгоритма быстрого спектрального преобразования в базисе Уолша-Адамара, а также его модификации. Показано, что существуют условия ограничений при вычислении апостериорных вероятностей, определяющие монотонное снижение вероятности ошибки при увеличении отношения сигнал/помеха и достижение вероятностных характеристик итеративного приема, близких к предельным вероятностным характеристикам Шенноновской пропускной способности канала передачи с аддитивным белым гауссовским шумом.

0.5 дБ и более. Реализация этого алгоритма перспективна средствами цифровых сигнальных процессоров (ЦСП) с использованием формата чисел с плавающей запятой. В этом случае необходимо использовать процедуры приема, учитывающие разрядность данного формата чисел и ограниченность динамического диапазона вычислений.

Данная статья посвящена решению проблем реализации второго алгоритма итеративного приема блочных турбо-кодов средствами ЦСП.

Алгоритм итеративного приема блочных турбо-кодов

Кодовые слова блочных турбо-кодов, известных в литературе как коды-произведения, формируются на основе двух двоичных блочных кодов $C_1(n_1, k_1)$ и $C_2(n_2, k_2)$ и эквивалентны двумерной матрице размером $n_1 \times n_2$. Строки матрицы – кодовые слова кода C_1 , столбцы матрицы – кодовые слова кода C_2 [2]. Здесь n, k – длительность кодовых слов и размерность блочного кода. Длительность кодовых слов кода-произведения равна $n = n_1 \cdot n_2$, размерность $k = k_1 \cdot k_2$, кодовая скорость $R = k/n$. Если составляющие блочные коды систематические, то информационные символы кода-произведения образуют прямоугольную матрицу размером $k_1 \times k_2$ в составе двумерной матрицы кодовых слов.

При приеме блочных турбо-кодов может быть применен формализованный подход, общий для приема турбо-кодов. Его основу составляет итеративная обработка входных реализаций, соответствующих составляющим блочных кодов C_1, C_2 . Приведем описание процедуры итеративного приема блочных турбо-кодов [4].

Пусть $\vec{A} = (a_{ij}; 0 \leq i < k_1; 0 \leq j < k_2)$ – последовательность информационных символов, образующих матрицу в составе двумерной матрицы кодового слова

$\vec{B} = (b_{ij}; 0 \leq i < n_1; 0 \leq j < n_2)$ блокового турбо-кода; $\vec{Y} = (y_{ij}; 0 \leq i < n_1; 0 \leq j < n_2)$ - реализация с выхода демодулятора сигналов. Полагаем, что используется канал передачи без памяти и известна функция правдоподобия $p(\vec{Y}|\vec{B})$.

Введем обозначения: $L(y_{ij}|b_{ij}) = \ln \left(\frac{p(y_{ij}|b_{ij}=0)}{p(y_{ij}|b_{ij}=1)} \right)$ -

отношения правдоподобия условных плотностей вероятностей отсчетов y_{ij} ;

$L(b_{ij}) = \ln \left(\frac{\Pr(b_{ij}=0)}{\Pr(b_{ij}=1)} \right)$ - отношения априорных символь-

ных вероятностей.

m -ая итерация процедуры итеративного приема блоковых турбо-кодов состоит из двух этапов. На первом этапе вычисляются отношения правдоподобия

$$L^{(1,m)}(b_{ij}|\vec{Y}_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij})) = \ln \left(\frac{\Pr(b_{ij}=0|\vec{Y}_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij}))}{\Pr(b_{ij}=1|\vec{Y}_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij}))} \right)$$

для апостериорных вероятностей кодовых символов $b_{ij}, j = 0, 1, \dots, n_1 - 1$ для i -го кодового слова $\vec{B}_i^{(1)}$ составляющего блокового кода C_1 , образующего строки двумерной матрицы. На основе $L^{(1,m)}(b_{ij}|\vec{Y}_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij}))$ вычисляются приращения апостериорных вероятностей для кодовых символов b_{ij}

$$L^{(1,m)}(b_{ij}) = L^{(1,m)}(b_{ij}|\vec{Y}_i^{(1)}, L^{(2,m)}(b_{ij})) - (L(y_{ij}|b_{ij}) + L^{(2,m)}(b_{ij})). \quad (1)$$

Здесь $\vec{Y}_i^{(1)}$ - реализация в составе \vec{Y} , соответствующая кодовому слову $\vec{B}_i^{(1)}$ кода C_1 . Для первой итерации полагается условие $L^{(2,1)}(b_{i,j}) = L(b_{i,j})$.

На втором этапе m -ой итерации подобная процедура осуществляется для вычисления приращения апостериорных вероятностей

$$L^{(2,m)}(b_{ij}) = L^{(2,m)}(b_{ij}|\vec{Y}_j^{(2)}, L^{(1,m)}(b_{ij})) - (L(y_{ij}|b_{ij}) + L^{(1,m)}(b_{ij}))$$

символов $b_{ij}, i = 0, 1, \dots, n_2$ для j -го кодового слова $\vec{B}_j^{(2)}$ в составе блокового кода C_2 , образующего столбцы двумерной матрицы. Приращения апостериорных вероятностей $L^{(2,m)}(b_{ij})$ используются как отношения априорных символьных вероятностей для первого этапа $(m+1)$ -ой итерации $L^{(1,m+1)}(b_{ij}) = L^{(2,m)}(b_{ij})$.

На последней итерации принимаются решения относительно переданных кодовых символов b_{ij} , используя вычисленные отношения правдоподобия $L^{(2,m)}(b_{ij}|\vec{Y}_i^{(2)}, L^{(1,m)}(b_{ij}))$ при условии

$L^{(2,m)}(b_{ij}|\vec{Y}_i^{(2)}, L^{(1,m)}(b_{ij})) > 0$ принимается решение $b_{ij} = 0$, в противном случае $b_{ij} = 1$.

Ниже приведено описание процедуры для вычисления апостериорных вероятностей $\Pr(b_{ij} = \xi|\vec{Y})$ ($\xi = 0, 1$) символов составляющих блоковых кодов, которая основана на вычислении соотношения $P(l) = \Pr(b_l = 0|\vec{Y}) - \Pr(b_l = 1|\vec{Y})$.

Пусть $A = (a_i; 0 \leq i < k)$ - последовательность информационных символов кодового слова $\vec{B} = (b_{ij}; 0 \leq i < k; 0 \leq j < n)$ блокового кода C (n, k) с проверочной матрицей $H = (h_{il}; 0 \leq i < n-k; 0 \leq l < n)$. Рассматриваемая процедура вычисления апостериорных символьных вероятностей перспективна для

высокоскоростных блоковых кодов ($k/n \cong 1$), ее результирующие соотношения имеют вид [3]

$$P(l) = \frac{\rho_l}{2} \left(1 + \frac{F_D(h_l)}{F_D(0)} \right) + \frac{1}{2\rho_l} \left(1 - \frac{F_D(h_l)}{F_D(0)} \right), \quad (2)$$

$$\rho_l = \frac{L(y_{ij}|b_{ij}) \cdot L(b_{ij}) - 1}{L(y_{ij}|b_{ij}) \cdot L(b_{ij}) + 1}, \quad (3)$$

$$F_D(h_l) = \sum_{v=0}^{n-k-1} D(v) \cdot (-1)^{t_v(l)}, \quad (4)$$

$$D(v) = \prod_{l=0}^{n-1} (\rho_l)^{t_v(l)}. \quad (5)$$

Здесь $h_l = \sum_{i=0}^{n-k-1} h_{il} \cdot 2^i$; $t_v(l) = \sum_{i=0}^{n-k-1} v_i \cdot h_{il}$ -

символы V -го кодового слова кода $(n, n-k)$ дуально к коду C (суммирование осуществляется в поле $GF(2)$); $v = 0, \dots, 2^{n-k} - 1$, $0 \leq l < n$; v_i - двоичные компоненты номера v .

Реализация алгоритма итеративного приема блоковых турбо-кодов средствами ЦСП

Процедура итеративного приема (1)-(5) была реализована для ряда блоковых турбо-кодов с использованием ЦСП типа Analog Devices 21065L.

При вычислении $F_D(h_l)$ (4) применяется производительный алгоритм быстрого спектрального преобразования в базисе Уолша-Адамара (БПУ) размерностью 2^{n-k} над последовательностью $D(v)$. Суть алгоритма БПУ - факторизация матрицы Уолша-Адамара размером $2^{n-k} \times 2^{n-k}$ в виде произведения $(n-k)$ матриц того же размера с преобладанием нулевых компонент. Граф БПУ содержит $(n-k)$ слоев, каждый слой содержит 2^{n-k-1} основных элементов - "бабочек" с базовыми операциями "сложение-вычитание-пересылки" [5].

При вычислении $D(v)$ (5) также возможно применение алгоритма БПУ, однако при этом требуется вычисление нелинейных функций $\ln(x)$ и $\exp(x)$. В реализации при вычислении $D(v)$ применялся модифицированный алгоритм БПУ, содержащий "бабочки" с базовыми операциями "умножение-пересылки", в этом случае вычисление нелинейных функций не требуется. Следует отметить, что при использовании ЦСП операции типа "сложение-вычитание-умножение-пересылки" осуществляются за один такт и поэтому эквивалентны относительно сложности и времени выполнения.

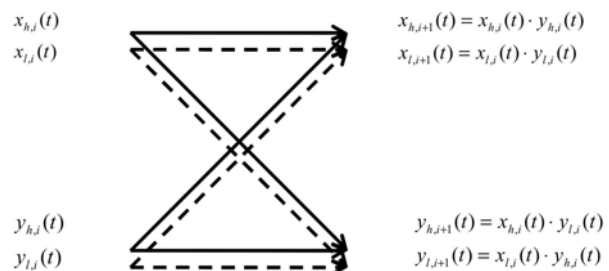


Рис.1. Схема "бабочки" i -го слоя модифицированного алгоритма БПУ с базовыми операциями "умножение-пересылки".

На рис.1 приведена схема "бабочки" i -го слоя модифицированного алгоритма БПУ. В этом случае выходные парные отсчеты, являющиеся входными для $(i+1)$ -го слоя, формируются по правилу $x_{h,i+1}(t) = x_{h,i}(t) \cdot y_{h,i}(t)$, $x_{l,i+1}(t) = x_{l,i}(t) \cdot y_{l,i}(t)$, $y_{h,i}(t) = x_{h,i}(t) \cdot y_{l,i}(t)$, $y_{l,i+1}(t) = x_{l,i}(t) \cdot y_{h,i}(t)$. Здесь $x_{h,i}(t)$, $x_{l,i}(t)$, $y_{h,i}(t)$, $y_{l,i}(t)$ - отсчеты на входе i -го слоя, $t = 0, 1, \dots, 2^{n-k-1} - 1$. На первом слое ($i=1$) отсчеты задаются по правилу

$$x_{h,1}(t) = \begin{cases} \rho_t, t = \sum_{i=0}^{n-k-1} h_{i,2t} \cdot 2^i; \\ 1, t \neq \sum_{i=0}^{n-k-1} h_{i,2t} \cdot 2^i \end{cases};$$

$$y_{h,1}(t) = \begin{cases} \rho_t, t = \sum_{i=0}^{n-k-1} h_{i,(2t+1)} \cdot 2^i; \\ 1, t \neq \sum_{i=0}^{n-k-1} h_{i,(2t+1)} \cdot 2^i \end{cases},$$

$$x_{l,1}(t) = y_{h,1}(t) = y_{l,1}(t) = 1.$$

На последнем слое ($i = n - k$) определяются значения $D(2t) = x_{h,n-k}(t)$, $D(2t+1) = y_{h,n-k}(t)$, используемые при вычислении $F_D(h_i)$.

Для канала передачи с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ) и при использовании сигналов с двоичной фазовой манипуляцией отношения правдоподобия имеют вид $L(y_{ij}|b_{ij}) = Ay_{ij} / \sigma^2$. Здесь A , σ^2 - амплитуда и мощность сигнальной и помеховой составляющих с выхода демодулятора. Отсюда следует, что при реализации процедуры итеративного приема необходима оценка энергетического параметра $\alpha = Ay_{ij} / \sigma^2$. Исследования показали, что замена параметра α постоянным значением не приводит к заметному ухудшению вероятностных характеристик итеративного приема для рабочих значений отношения сигнал/помеха. При реализации итеративной процедуры (1)-(5) задавалось фиксированное значение энергетического параметра α , при котором достигалась вероятность ошибки на информационный бит $P_e = 10^{-7}$.

Важной проблемой является реализация процедуры итеративного приема блоковых турбо-кодов с учетом ограниченности динамического диапазона промежуточных вычислений, обусловленная конечной разрядностью представления порядка и мантиссы чисел с плавающей точкой в ЦСП. В микросхеме Analog Devices 21085L используется 32-х разрядный формат (24E8), предназначенный для хранения чисел в формате float с нормализованной мантиссой, соответствующий спецификации IEEE-754 - порядок чисел представляется 8-ю разрядами, диапазон чисел $(-2^{-127}, 2^{127})$. Мантисса чисел представляется 23 разрядами, точность не превышает 2^{-24} . При реализации процедуры итеративного приема возможно несоответствие данного формата и требуемого формата, характеризуемого большим динамическим диапазоном и более высокой точностью без выполнения соответствующих условий. Это приводит к существенному ухудшению вероятностных характеристик итеративного приема блоковых турбо-кодов при низких вероятностях ошибки ($P_e < 10^{-7} \div 10^{-8}$) по отношению к теоретическим вероятностным характеристикам.

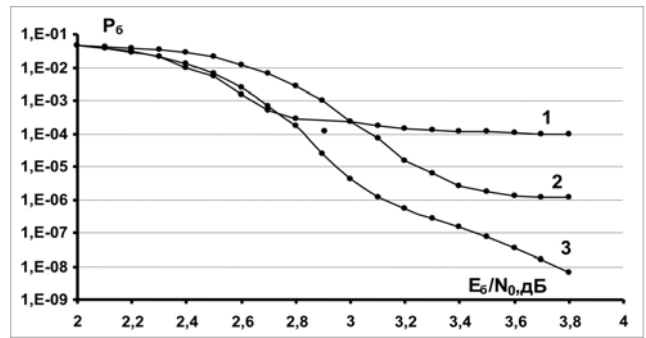


Рис.2. Зависимости вероятности ошибки P_e от отношения сигнал/помеха E_b / N_0 , полученные путем моделирования процедуры итеративного приема (4 итерации) блокового турбо-кода на основе блокового кода (64,57): 1 - без применения ограничивающих условий; 2 - при применении ограничения - $r_1 = 100$, $r_2 = 100$; 3 - при применении ограничения - $r_1 = 400$, $r_2 = 400$ (в диапазоне оптимальных значений параметров ограничения).

В качестве примера на рис.2 (кривая 1) приведена зависимость вероятности ошибки P_e от отношения сигнал/помеха E_b / N_0 , полученная путем моделирования итеративного приема блокового турбо-кода на основе расширенного блокового кода Хэмминга (64,57) без применения специальных условий выполнения вычислений. Параметры данного турбо-кода - длительность кодовых слов $n = 4096$, размерность $k = 3249$, кодовая скорость $R = 0.791$. Видно, что вероятность ошибки P_e для значений $E_b / N_0 > 3$ дБ имеет практически постоянное значение $P_e \cong 10^{-4}$. Здесь E_b - энергия сигнала на информационный бит, N_0 - односторонняя спектральная плотность мощности АБГШ помехи. На рис.3 (кривая 1) приведена аналогичная вероятностная кривая, полученная путем моделирования итеративного приема блокового турбо-кода на основе расширенного кода Хэмминга (128,120) без применения специальных условий выполнения вычислений. Параметры данного турбо-кода - длительность кодовых слов $n = 16384$, размерность $k = 14400$, кодовая скорость $R = 0.879$. Вероятность ошибки P_e для значений $E_b / N_0 > 3.4$ дБ также имеет практически постоянное значение $P_e \cong 10^{-4}$.

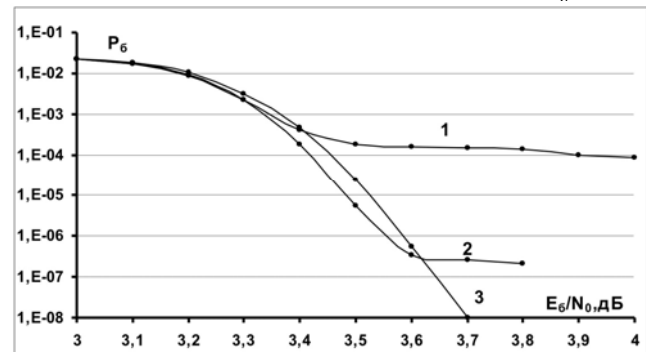


Рис.3. Зависимости вероятности ошибки P_e от отношения сигнал/помеха E_b / N_0 , полученные путем моделирования процедуры итеративного приема (4 итерации) блокового турбо-кода на основе блокового кода (128,120): 1 - без применения ограничивающих условий; 2 - при применении ограничения - $r_1 = 200$, $r_2 = 1000$; 3 - при применении ограничения - $r_1 = 700$, $r_2 = 675$ (в диапазоне оптимальных значений параметров ограничения).

Исследование характера поведения вероятностных характеристик от условий выполнения вычислений процедуры итеративного приема, а также исследование ее сходимости, являются сложными проблемами для теоретического анализа вследствие нелинейности соотношений (1)-(5). В работах [6,7] приведены подходы к решению проблемы сходимости, которые основаны на анализе статистических характеристик приращений апостериорных вероятностей $L^{(1,m)}(b_{ij}), L^{(2,m)}(b_{ij})$ (1), получаемых путем моделирования процедуры итеративного приема, либо с использованием моделей для их плотностей распределения. Эти подходы можно применить также и для исследования относительно эффективной реализации процедуры итеративного приема блоковых турбо-кодов с учетом конечной разрядности формата чисел с плавающей точкой в ЦСП.

Применение данных подходов, а также моделирование процедуры итеративного приема (1)-(5), показали, что характер вероятностных характеристик итеративного приема блоковых турбо-кодов определяется ограничивающими условиями на приращения апостериорных вероятностей $L^{(q,m)}(b_{ij}), q=1,2$ для кодовых символов и на величины $z^{(q,m)}(b_{ij}) = L(y_{ij}|b_{ij}) \cdot L^{(q,m)}(b_{ij})$, используемые при вычислении ρ_l (3). Условия ограничения на $L^{(q,m)}(b_{ij})$ и $z^{(q,m)}(b_{ij})$ задаются правилами

$$L^{(q,m)}(b_{ij}) = \begin{cases} L^{(q,m)}(b_{ij}), & \text{если } r_1^{-1} \leq |L^{(q,m)}(b_{ij})| \leq r_1; \\ \text{sign}(L^{(q,m)}(b_{ij})) \cdot r_1, & \text{если } |L^{(q,m)}(b_{ij})| \geq r_1; \\ \text{sign}(L^{(q,m)}(b_{ij})) \cdot r_1^{-1}, & \text{если } |L^{(q,m)}(b_{ij})| \leq r_1^{-1}. \end{cases}$$

$$z^{(q,m)}(b_{ij}) = \begin{cases} z^{(q,m)}(b_{ij}), & \text{если } r_2^{-1} \leq |z^{(q,m)}(b_{ij})| \leq r_2; \\ \text{sign}(z^{(q,m)}(b_{ij})) \cdot r_2, & \text{если } |z^{(q,m)}(b_{ij})| \geq r_2; \\ \text{sign}(z^{(q,m)}(b_{ij})) \cdot r_2^{-1}, & \text{если } |z^{(q,m)}(b_{ij})| \leq r_2^{-1}. \end{cases}$$

Здесь $\text{sign}(x)$ - знак аргумента x ; r_1, r_2 - параметры ограничения.

На рис.2 (кривая 2) приведена зависимость вероятности ошибки на информационный бит P_o от отношения сигнал/помеха E_o / N_o , полученная путем моделирования итеративного приема блокового турбо-кода на основе рассмотренного выше блокового кода (64,57) при условиях ограничения - $r_1 = 100, r_2 = 100$. Видно, что по отношению к кривой 1, соответствующей итеративному приему без применения условий ограничения, наблюдается снижение уровня постоянных значений вероятностей ошибки до $P_o \cong 10^{-6}$.

На рис.3 (кривая 2) приведена аналогичная вероятностная кривая, полученная путем моделирования итеративного приема блокового турбо-кода на основе блокового кода (128,120) при условиях ограничения - $r_1 = 200,$

$r_2 = 1000$. Видно, что по отношению к кривой 1, соответствующей итеративному приему без применения ограничений, наблюдается снижение уровня постоянных значений вероятностей ошибки до $P_o \cong 4 \cdot 10^{-7}$.

Для ряда блоковых турбо-кодов путем моделирования определены оптимальные значения r_1, r_2 , определяющие монотонное снижение вероятности ошибки P_o ($P_o < 10^{-8}$) при увеличении энергетического параметра E_o / N_o . В таблице 1 приведены соответствующие оптимальные значения параметров ограничения.

На рис.2 (кривая 3) приведена зависимость вероятности ошибки P_o от отношения E_o / N_o , полученная путем моделирования итеративного приема блокового турбо-кода на основе блокового кода (64,57) для оптимальных значений параметров ограничения - $r_1 = 400, r_2 = 400$. Видно, что по отношению к кривым 1 и 2 наблюдается монотонное снижение вероятности ошибки до анализируемых значений $P_o \approx 10^{-8}$. На рис.3 (кривая 3) приведена аналогичная вероятностная кривая, полученная путем моделирования итеративного приема блокового турбо-кода на основе блокового кода (128,120) для оптимальных значений параметров ограничения - $r_1 = 700, r_2 = 675$. Видно, что по отношению к кривым 1 и 2 также наблюдается монотонное снижение вероятности ошибки до анализируемых значений ошибки $P_o \approx 10^{-8}$.

Предельное Шенноновское значение отношения E_o / N_o для кодовой скорости $R = 0.791$ при использовании двоичных сигналов и дискретно-непрерывного канала равно 2 дБ. Из рис.2 видно, что вероятность ошибки $P_o = 10^{-5}$ при использовании турбо-кода с кодовой скоростью $R = 0.791$ достигается при отношении сигнал/помеха $E_o / N_o = 2.95$ дБ, это значение лишь на 0.95 дБ отличается от предельного значения. При увеличении информационного объема турбо-кодов отличие их вероятностных характеристик от предельных характеристик уменьшается и для рассмотренного выше турбо-кода с кодовой скоростью не превышает 0.6 дБ.

Заключение

Рассмотрены особенности реализации процедуры итеративного приема блоковых турбо-кодов средствами ЦСП с использованием формата чисел с плавающей точкой. Основу данной процедуры составляет оптимальное вычисление посимвольных апостериорных вероятностей путем применения производительного алгоритма быстрого спектрального преобразования в базисе Уолша-Адамара с базовыми операциями "сложение-вычитание-пересылки", а также его модификации с базовыми операциями "умножение-пересылки".

Таблица 1.

Значения параметров ограничения r_1, r_2 , оптимальные для реализации процедуры итеративного приема блоковых турбо-кодов средствами ЦСП с использованием формата float (24E8) спецификации IEEE-754 (для канала передачи с АБГШ).

Турбо-код	Составляющий блоковый код	Оптимальные значения ограничения	
		r_1	r_2
(1024,676)	(32,26)	[175÷225]	[175÷225]
(4096,3249)	(64,57)	[375÷425]	[375÷425]
(16384,14400)	(128,120)	[700÷800]	[650÷700]

Показано, что существуют условия ограничений при вычислении апостериорных символьных вероятностей, определяющие монотонное снижение вероятности ошибки P_e при увеличении отношения сигнал/помеха и достижение вероятностных характеристик итеративного приема, близких к предельным вероятностным характеристикам Шенноновской пропускной способности канала передачи с аддитивным белым гауссовским шумом. Для ряда блочных турбо-кодов реализованы процедуры итеративного приема средствами ЦСП Analog Devices 21065L с учетом приведенных особенностей.

Литература

1. Solemani M.R., Gao Y., Vilaipornsawai U. Turbo coding for satellite and wireless communications. New York. Kluwer Academic Publishers. 2002. 214 p.
2. Pundiah R.M. Near-optimum decoding of product codes: block turbo-codes. // IEEE Transactions on Communication. 1998. V.46. N8. P.1003-1010.
3. Смольянинов В.М., Назаров Л.Е. Применение спектрального преобразования Уолша при оптимальном посимвольном приеме сигналов, основанных на линейных кодах. // Радиотехника и электроника. 1997. Т.42. №10. С.124-1219.
4. Hagenauer J., Offer E., Papke L. Iterative decoding of binary block and convolutional codes.// IEEE Transactions on Information Theory. 1996. V.42. N2. P.429-448.
5. Трахтман А.М., Трахтман В.А. Основы дискретных сигналов на конечных интервалах. М.: Советское радио. 1975. 208 с.
6. Lehman F., Maggio G.M. Analysis of the iterative decoding of LDPC and product codes using Gaussian approximation.// IEEE Transactions on Information Theory. 2003. V.49. N11. P.2993-3000.
7. Назаров Л.Е., Головкин И.В. О поведении предельных вероятностных характеристик итеративного приема турбо-кодов на основе блочных кодов. // Радиотехника и электроника. 2006. Т.51. №6. С.713-719.

ПОЗДРАВЛЕНИЯ ЮБИЛЯРУ



9 мая 2009 года исполнилось 60 лет Сергею Анатольевичу Букашкину – Генеральному директору ФГУП «Российское государственное научно-производственное объединение «Автоматика», директору ФГУП «НИИ автоматки», Генеральному конструктору, доктору технических наук, профессору, действительному члену МАИ и Академии криптографии Российской Федерации.

С.А. Букашкин родился 9 мая 1949 года в г. Москве. В 1973 году окончил с отличием радиотехнический факультет Рижского института инженеров гражданской авиации (РИИГА) и был приглашен для работы на кафедре в качестве ассистента. За период с 1973 по 1991 годы прошел путь от ассистента до заведующего кафедрой и первого проректора РИИГА.

С 1991 года С.А. Букашкин работает в ФГУП «НИИ автоматки». С этого момента его профессиональная деятельность неразрывно связана с отраслью связи и информационно-телекоммуникационных технологий специального назначения. По инициативе С.А. Букашкина коллектив ФГУП «НИИ автоматки» разворачивает работы по освоению новой технологии проектирования аппаратуры закрытой связи с использованием цифровых процессоров обработки сигналов и программируемых логических матриц. В рекордные сроки удалось создать ряд принципиально новых изделий, которые по своим тактико-техническим показателям на-

много превосходили предыдущие поколения шифротехники. Это позволило разработать и передать в производство нескольких десятков образцов качественно новой аппаратуры. Некоторые из этих технических средств демонстрировались на крупных международных выставках в Женеве, Дели, Париже, Рио-де-Жанейро, Сингапуре, Йоханнесбурге, Абу-Даби, Москве и получили высокую оценку специалистов.

На базе новых технических средств созданы и введены в эксплуатацию защищенные сети и системы связи в Кремле, Доме Правительства, Государственной Думе, Счетной палате, Центральном банке и других ведомствах. Качественно новую технику получили Вооруженные силы России, представители других силовых структур.

Разработанная под руководством С.А. Букашкина аппаратура закрытой связи реализует качественно новые технологии и принципы построения, основанные на методах и алгоритмах цифровой обработки сигналов, принципах виртуального построения функциональных модулей аппаратуры связи и оптимального проектирования на сигнальных процессорах.

С.А. Букашкин – один из ведущих отечественных специалистов в области цифровой обработки сигналов и информационно-телекоммуникационных технологий. Список его научных трудов включает более 120 названий. Под руководством С.А. Букашкина подготовлены 17 кандидатов и 3 доктора наук.

Коллеги и редакция журнала «Цифровая обработка сигналов» желают Сергею Анатольевичу крепкого здоровья и дальнейших творческих успехов!