

МЕТОД ПАРАМЕТРИЧЕСКОЙ АДАПТАЦИИ ТУРБОКОДОВ В УСЛОВИЯХ НЕОПРЕДЕЛЕННОСТИ

*Институт телекоммуникаций и глобального информационного пространства НАН Украины, г. Киев, Украина

Анотація. У сучасних умовах розвитку безпроводових систем передачі даних, таких як систем мобільного зв'язку другого покоління 2G, третього покоління 3G, четвертого покоління 4G LTE-Advanced, систем мобільного радіодоступу WiFi та WiMax, вимагається застосування технологій, які дозволяють у режимі реального часу гарантувати якісну передачу кодованих даних від джерела передачі даних до приймача. У процесі передачі даних за допомогою безпроводових систем виникають проблеми, пов'язані із впливом промислових, природних та навмисних завад. В умовах динамічно змінюваних завад збільшується ймовірність бітової помилки при передачі даних, стає неможливим забезпечення заданого рівня достовірності інформації за допомогою простого використання відомих методів кодування. Невизначеність щодо природи завад призводить до появи проблеми забезпечення сталої достовірності інформації в заданих межах на певному проміжку часу. Тому для підвищення достовірності передачі даних у безпроводових мережах все частіше використовуються турбокоди. Турбокоди широко використовуються в системах мобільного зв'язку третього покоління (стандарти UMTS та CDMA 2000), супутникового зв'язку, цифровому телебаченні та системах безпроводового широкоплатного доступу. У статті описаний метод параметричної адаптації турбокодів в умовах невизначеності. Метод заснований на адаптивному виборі параметрів S-випадкового перемежувача в залежності від значень нормалізованої кількості змін знака апостеріорно-априорного логарифмічного відношення функції правдоподібності (ЛВФП) про передані біти даних декодера турбокоду, а також на повторній передачі бітів даних, які визначилися як помилкові, з використанням додаткової інформації про ЛВФП для цих бітів при обчисленні результуючих функцій правдоподібності декодером турбокоду. Застосування методу дозволить підвищити надійність передачі інформації в умовах підвищеного рівня завад у каналі передачі даних та збільшити швидкість передачі даних за рахунок включення тільки тих бітів даних, які визначилися як помилкові.

Ключові слова: безпроводові системи передачі даних, перемежувач, декодер, турбокод, канал передачі даних, завада.

Аннотация. В современных условиях развития беспроводных систем передачи данных, таких как систем мобильной связи второго поколения 2G, третьего поколения 3G, четвертого поколения 4G LTE-Advanced, систем мобильного радиодоступа WiFi и WiMax, требуется применение технологий, которые позволяют в режиме реального времени обеспечить качественную передачу кодированных данных от источника передачи данных к приемнику. В процессе передачи данных с помощью беспроводных систем возникают проблемы, связанные с влиянием промышленных, природных и умышленных помех. В условиях динамично меняющихся помех увеличивается вероятность битовой ошибки при передаче данных, невозможно обеспечение заданного уровня достоверности информации с помощью простого использования известных методов кодирования. Неопределенность относительно природы помех приводит к появлению проблемы обеспечения постоянной достоверности информации в заданных пределах на определенном промежутке времени. Поэтому для повышения достоверности передачи данных в беспроводных сетях все чаще используются турбокоды. Турбокоды широко используются в системах мобильной связи третьего поколения (стандарты UMTS и CDMA 2000), спутниковой связи, цифрового телевидения и систем беспроводного широкополосного доступа. В статье описан метод параметрической адаптации в условиях неопределенности. Метод основан на адаптивном выборе параметров S-случайного перемежителя в зависимости от значений нормализованного количества изменений знака апостеріорно-априорных логарифмических отношений функций правдоподобности (ЛОФП) про переданные биты данных декодера турбокода, а также на повторной передаче битов данных, которые определились как ошибочные, с использованием дополнительной информации о ЛОФП для этих битов

при вычислении результирующих функций правдоподобия декодером турбокода. Применение метода позволит повысить надежность передачи информации в условиях повышенного уровня шума в канале передачи данных и увеличить скорость передачи данных за счет включения только тех битов данных, которые определены как ошибочные.

Ключевые слова: беспроводные системы передачи данных, перемежитель, декодер, турбокод, канал передачи данных, помеха.

Abstract. In modern conditions of development of wireless data transmission systems, such as second generation mobile communication systems 2G, third generation 3G, fourth generation 4G LTE-Advanced, mobile radio access systems WiFi and WiMax, requires the use of technologies that allow real-time high-quality transmission of coded data from the source of data transfer to the receiver. In the process of data transfer using wireless systems, there are problems associated with the influence of industrial, natural and deliberate interference. Under conditions of dynamically changing interference, the probability of a bit error in data transmission increases, it is impossible to provide a given level of reliability of information by simply using known coding methods. Uncertainty about the nature of the interference leads to the problem of ensuring the constant reliability of information within the specified limits for a certain period of time. Therefore, to increase the reliability of data transmission in wireless networks, turbo codes are increasingly used. Turbo codes are widely used in third generation mobile communication systems (UMTS and CDMA 2000 standards), satellite communications, digital television and wireless broadband access systems. The article describes the method of parametric adaptation under uncertainty conditions. The method is based on the adaptive choice of parameters of the S-random interleaver depending on the values of the normalized number of changes of the sign of the posteriori-a priori the log likelihood ratio (LLR) for transmitted data bits of the turbo code decoder, and retransmission of data bits that have been identified as erroneous, using additional information on the LLR relationships for these bits when calculating the resulting likelihood functions by the turbo code decoder. The application of the method will increase the reliability of information transmission in conditions of an increased noise level in the data transmission channel and increase the data transfer rate by including only those data bits that have been identified as erroneous.

Keywords: wireless data transmission systems, interleaver, decoder, turbo code, data link, interference.

1. Вступление. Актуальность темы исследования

В последнее время все большей популярностью пользуются беспроводные системы передачи данных, которые характеризуются некоторыми особенностями, а именно: большим влиянием помех на передаваемую информацию. Это в свою очередь снижает эффективность канала передачи данных. Поэтому надежность передачи данных является одной из основных проблем в области беспроводной связи.

В современных беспроводных системах передачи данных для повышения достоверности передачи данных все чаще используются турбокоды (ТК), поскольку они по энергетической эффективности уступают теоретической границе Шеннона 0,5дБ для канала с аддитивным белым гауссовским шумом при скорости кодирования $R=1/3$ [1]. В беспроводных системах передачи данных третьего 3G и четвертого поколения 4G (LTE-Advanced) для повышения достоверности передачи информации используются технологии адаптивного управления мощностью, параметрами модуляции и кодирования [2–6]. При этом для адаптации используются одноуровневые схемы, например, для адаптации кодека турбокода изменяется только скорость кодирования.

2. Постановка проблемы

Недостатком указанных схем адаптации есть то, что параметром адаптации в системах с кодированием является только скорость кодирования, что может привести к неточностям принятия решений при влиянии мощных помех и к значительному снижению пропускной способности каналов передачи данных. Возникает необходимость разработки методов многоуровневой параметрической адаптации кодеков турбокодов. При этом можно преду-

смотреть адаптацию следующих параметров ТК: перемежителя (деперемежителя), размера блока данных, полиномов рекурсивных систематических сверточных кодов (РССК), количества компонентных кодеров турбокода, алгоритмов декодирования.

3. Анализ последних исследований и публикаций

В работе [7] представлен адаптивный алгоритм дискретной оптимизации сигнальных конструкций и скорости кодирования помехоустойчивого кода для систем DS-CDMA. В зависимости от значений отношения сигнал/шум рассчитывается значение вероятности ошибки для различных схем модуляции сигнала и сравнения с заданным значением. В зависимости от результатов сравнения осуществляется выбор необходимых параметров. При этом рассматриваются каналы с белым гауссовским шумом и релейским затуханием.

В работе [8] представлен алгоритм дискретной оптимизации скорости кодирования с использованием псевдослучайного перемежителя в зависимости от значения вероятности ошибки.

В работе [9] представлена HARQ (hybrid automatic repeat request) система с мягким/жестким принятием решения при декодировании. Мягкое принятие решения при декодировании ограничено отношением сигнал/шум 1,4 дБ. Процесс адаптации осуществляется таким образом: изменяется размер блока информации и скорости кодирования в зависимости от отношения сигнал/шум. При этом рассматриваются каналы с белым гауссовским шумом.

4. Цель статьи

Целью статьи является разработка метода параметрической адаптации турбокодов для обеспечения достоверности передачи информации с использованием априорной и апостериорной информации декодера турбокода.

5. Изложение основного материала

Высокая эффективность турбокодов во многом зависит от принципов формирования кодовых комбинаций и разработанных для них вероятностных алгоритмов декодирования, учитывающих для повышения надежности декодирования как апостериорную, так и априорную информацию. Корректирующая способность кода базируется на выполнении нескольких этапов декодирования или итераций декодирования. Данное свойство было положено в основу построения алгоритмов декодирования турбокодов с целью повышения надежности декодирования, когда апостериорная информация декодера турбокода после операции перемежения или деперемежения используется в качестве априорной для следующего декодера.

На рис. 1 приведена структурная схема декодера турбокода, который состоит из двух элементарных декодеров, каждый из которых осуществляет декодирование информации, сформированной соответствующим компонентным рекурсивным систематическим сверточным кодом (РССК), а также двух перемежителей и двух деперемежителей. Перемежители аналогичны тем, которые используются в кодере.

Каждый декодер турбокода вычисляет логарифмические отношения функций правдоподобия о переданных битах информации, представленные в виде «мягких» решений. При этом модуль полученной величины пропорционален правдоподобности (надежности) переданного бита, а знак соответствует значению символа: минус – нулю, а плюс – единице.

Логарифмические отношения функций правдоподобия о каждом переданном бите, получаемые в процессе декодирования компонентным декодером турбокода, перед каждым последующим декодером переставляются или депереставляются (в зависимости от используемого декодера), что приводит к уменьшению корреляционных связей между ин-

формационными и проверочными символами, а также к увеличению корректирующих свойств турбокода.

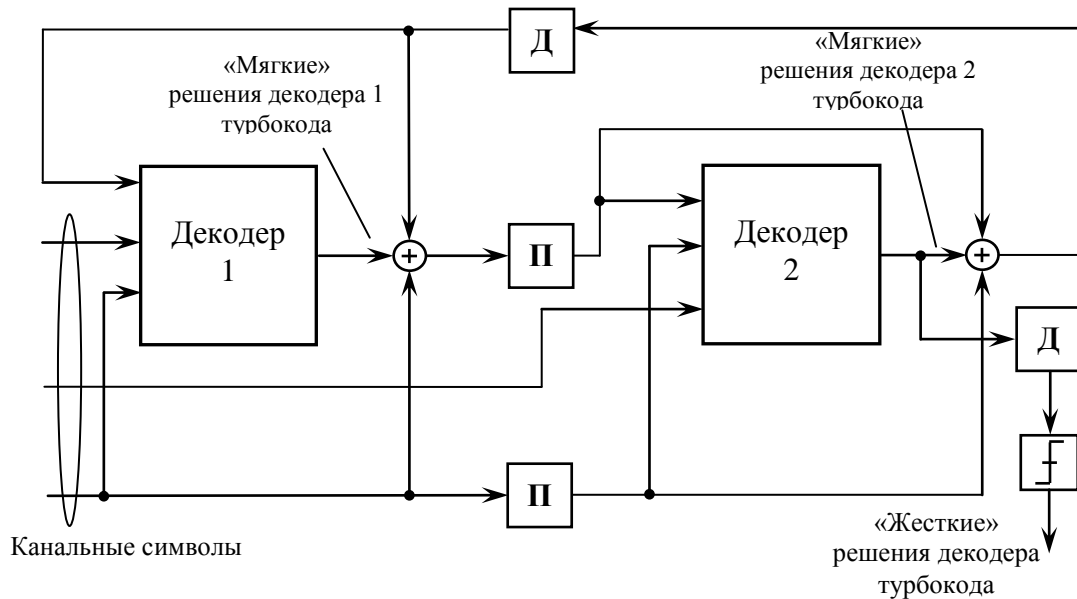


Рисунок 1 – Структурная схема декодера турбокода

В канале связи на переданные символы воздействуют шумы и преднамеренные помехи, которые могут быть представлены как ограниченный по полосе частот аддитивный белый гауссовский шум. В результате систематические и проверочные символы на выходе канала (рассматривается дискретно-непрерывный канал) будут случайными величинами, распределенными по нормальному закону: $y_t^c = x_t^c + n_t^*$, $y_t^{p1} = x_t^{p1} + n_t^{**}$, $y_t^{p2} = x_t^{p2} + n_t^{***}$, где n_t^* , n_t^{**} , n_t^{***} , $t \in \overline{1, N}$ – выборки белого гауссовского шума. С выхода канала систематические и проверочные символы y_t^c , y_t^{p1} , y_t^{p2} , $t \in \overline{1, N}$ поступают на вход декодера турбокода.

При осуществлении запроса повторной передачи изменяются полиномы РССК, формируется соответствующая решетчатая диаграмма состояний, рассчитываются соответствующие рекурсии и функции правдоподобия. Рассмотрим данные вычисления подробнее.

Логарифмическое отношение функций правдоподобия $L(u_k)$ для переданной случайной двоичной переменной u_k определяется таким образом:

$$L(u_t) \triangleq \log\left(\frac{P(u_t = 1 / y_t)}{P(u_t = 0 / y_t)}\right). \quad (1)$$

Решение по результатам декодирования может быть принято по знаку $L(u_t)$, то есть

$$\tilde{u}_t = \text{sign}[L(u_t)]. \quad (2)$$

Выражение (1) можно переписать таким образом:

$$L(u_t) = \log\left(\frac{P(u_t = 1, y_t) / P(y_t)}{P(u_t = 0, y_t) / P(y_t)}\right) = \log\left[\frac{\sum_{s'} P(s_{t-1} = s', u_t = 1, y_t) / P(y_t)}{\sum_{s'} P(s_{t-1} = s', u_t = 0, y_t) / P(y_t)}\right]. \quad (3)$$

Значение принятого символа y_t зависит от предыдущего y_{t-1} , а также определяет значение следующего символа y_{t+1} , что можно представить в виде множества, состоящего из трех элементов:

$$y_t = \{y_{t-1}, y_t, y_{t+1}\}. \quad (4)$$

Подставляя (4) в (3), получим

$$\begin{aligned} L(u_t) &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{t-1} = s', u_t = 1, y_{t-1}, y_t, y_{t+1}) / P(y_t)}{\sum_{u^-} P(s_{t-1} = s', u_t = 0, y_{t-1}, y_t, y_{t+1}) / P(y_t)} \right] = \\ &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{t-1} = s', y_{t-1}) P(u_t = 1, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s') / P(y_t)}{\sum_{u^-} P(s_{t-1} = s', y_{t-1}) P(u_t = 0, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s') / P(y_t)} \right] = \\ &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{t-1} = s', y_{t-1}) P(u_t = 1, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s') / P(y_t)}{\sum_{u^-} P(s_{t-1} = s', y_{t-1}) P(u_t = 0, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s') / P(y_t)} \right], \end{aligned}$$

где $\sum_{u^+}()$ – сумма по всем возможным переходам (s_{t-1}, s_t) в момент t , вызванным информационным символом $u_t = 1$, и $\sum_{u^-}()$ – сумма по всем возможным переходам (s_{t-1}, s_t) в момент t , вызванным информационным символом $u_t = 0$.

Далее получим следующее:

$$\begin{aligned} P(u_t = u, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s') &= P(y_{t+1} / s_{t-1} = s', u_t = u, y_t) P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s') = \\ &= P(y_{t+1} / s_t = s) P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s'). \end{aligned} \quad (6)$$

Пусть $\alpha_t(s) = P(s_t = s, y_t)$, $\beta_{t-1}(s') = P(y_t / s_{t-1} = s')$, $\gamma_t(s', s) = P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s')$. Подставляя (6) в (5) и производя соответствующие замены, получим

$$L(u_t) = \log \left[\frac{\sum_{u^+} \alpha_{t-1}(s') \beta_t(s) \gamma_t(s', s) / P(y_t)}{\sum_{u^-} \alpha_{t-1}(s') \beta_t(s) \gamma_t(s', s) / P(y_t)} \right] = \log \left[\frac{\sum_{\substack{(s', s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s', s)}{\sum_{\substack{(s', s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s', s)} \right], \quad (7)$$

где $\tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s')$ – нормализованное значение прямой рекурсии $\alpha_{t-1}^{(1)}(s')$, $\tilde{\beta}_t^{(1)}(s)$ – нормализованное значение обратной рекурсии $\beta_t^{(1)}(s)$.

Логарифмическое отношение функций правдоподобия про переданный бит $L(u_t)$ зависит от канальной информации $L_c(y_t)$, априорной информации о переданном бите $L_a(x_t)$ и апостериорного ЛОФП, произведенного непосредственно самим декодером $L_e(x_t)$. Поэтому при декодировании бита y_t для проведения вычислений первым декодером на итерации декодирования $j, j \in \overline{1, I}$, где I – общее количество итераций декодирования, выражение (7) может быть переписано таким образом [15]:

$$L^{1,j}(x_t) = \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s',s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s',s)} = L_c^{1,j}(y_t) + L_a^{1,j}(x_t) + L_e^{1,j}(x_t), \quad (8)$$

где $L_c^{1,j}(y_t)$ – канальная информация, $L_e^{1,j}(x_t)$ – апостериорное ЛОФП бита данных x_t .

Соответственно для второго декодера получим

$$L^{2,j}(x_t) = \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(2)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(2)}(s) \cdot \gamma_t^{(2)}(s',s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(2)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(2)}(s) \cdot \gamma_t^{(2)}(s',s)} = L_c^{2,j}(y_t) + L_a^{2,j}(x_t) + L_e^{2,j}(x_t). \quad (9)$$

Далее рассчитывается апостериорное ЛОФП бита данных x_t , произведенное самим декодером, $-L_e^{1,j}(x_t)$:

$$L_e^{1,j}(x_t) = L^{1,j}(x_t) - L_c^{1,j}(y_t) - L_a^{1,j}(x_t). \quad (10)$$

После перемежителя Π апостериорное ЛОФП $L_e^{1,j}(x_t)$ преобразуется в априорное ЛОФП $L_a^{2,j}(x_t)$: $L_a^{2,j}(x_t) = f_1(L_e^{1,j}(x_t))$, где $f_1(\cdot)$ – функция, осуществляющая операции перемежения, и подается на декодер 2. Декодер 2 выполняет аналогичные вычисления для получения величины $L_e^{2,j}(x_t)$:

$$L_e^{2,j}(x_t) = L^{2,j}(x_t) - L_c^{2,j}(y_t) - L_a^{2,j}(x_t). \quad (11)$$

Выполнив операцию деперемежения \mathcal{D} $L_a^{1,j+1}(x_t) = f_2(L_e^{2,j}(x_t))$, где $f_2(\cdot)$ – функция, осуществляющая операции деперемежения, величина $L_a^{1,j+1}(x_t)$ используется в качестве априорной для декодера 1 итерации $j+1$. Далее осуществляются вычисления, аналогичные (8), (9). После выполнения всех итераций декодирования выносятся «жесткие» решения о переданном бите: $\tilde{u}_t = \text{sign}[L(u_t)]$.

На рис. 2 показана структурная схема модифицированного адаптивного итеративного декодера ТК с учетом ЛОФП, полученных на предыдущих запросах на повторную передачу.

Алгоритм формирования гибридного автоматического запроса повторной передачи.

Шаг 1. Ввод исходных данных:

- количество автоматических запросов повторной передачи h , $h \in \overline{1, H}$;
- параметры кодера турбокода $\{I, N, P, K, \vec{G}, R\}$, где I – количество итераций декодирования турбокода, N – размер блока данных в битах, P – вид перемежителя, K – количество компонентных кодеров (декодеров), $\vec{G}^H = (g_1^0, g_0^0, g_1^1, g_0^1, \dots, g_1^H, g_0^H)$ – вектор полиномов кодера турбокода, R – скорость кодирования турбокода.

Шаг 2. Параметр автоматических запросов повторной передачи $h = 1$, необходимый для отслеживания количества запросов.

Шаг 3. Расчеты ЛОФП бита данных x_t , $t \in \overline{1, N}$ i -м декодером, $i \in \overline{1, 2}$, j -й итерации декодирования, $j \in \overline{1, I}$, для всех битов блока длиной N , декодера 1 и 2, итераций декодирования $j \in \overline{1, I}$, где I – общее количество итераций декодирования.

$$L^{i,j,h}(x_t) = \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \gamma_t^{(i)}(s',s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \gamma_t^{(i)}(s',s)} =$$

$$\log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot (x_t^{C,h} \cdot (L_a^{i,j,h}(x_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{\Pi i,h} x_t^{\Pi i,h}) \right]}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot (x_t^{C,h} \cdot (L_a^{i,j,h}(x_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{\Pi i,h} x_t^{\Pi i,h}) \right]} =$$

$$= L_c^{i,j,h}(y_t) + L_a^{i,j,h}(x_t) + L_e^{i,j,h}(x_t). \quad (12)$$

Формирование матриц значений ЛОФП о переданных битах x_t , $t \in \overline{1, N}$, блока размером N для i -го декодера, $i \in \overline{1, 2}$, j -й итерации декодирования, $j \in \overline{1, I}$: $L^h = [L^{i,j,h}(x_1) L^{i,j,h}(x_2) \dots L^{i,j,h}(x_N)]$.

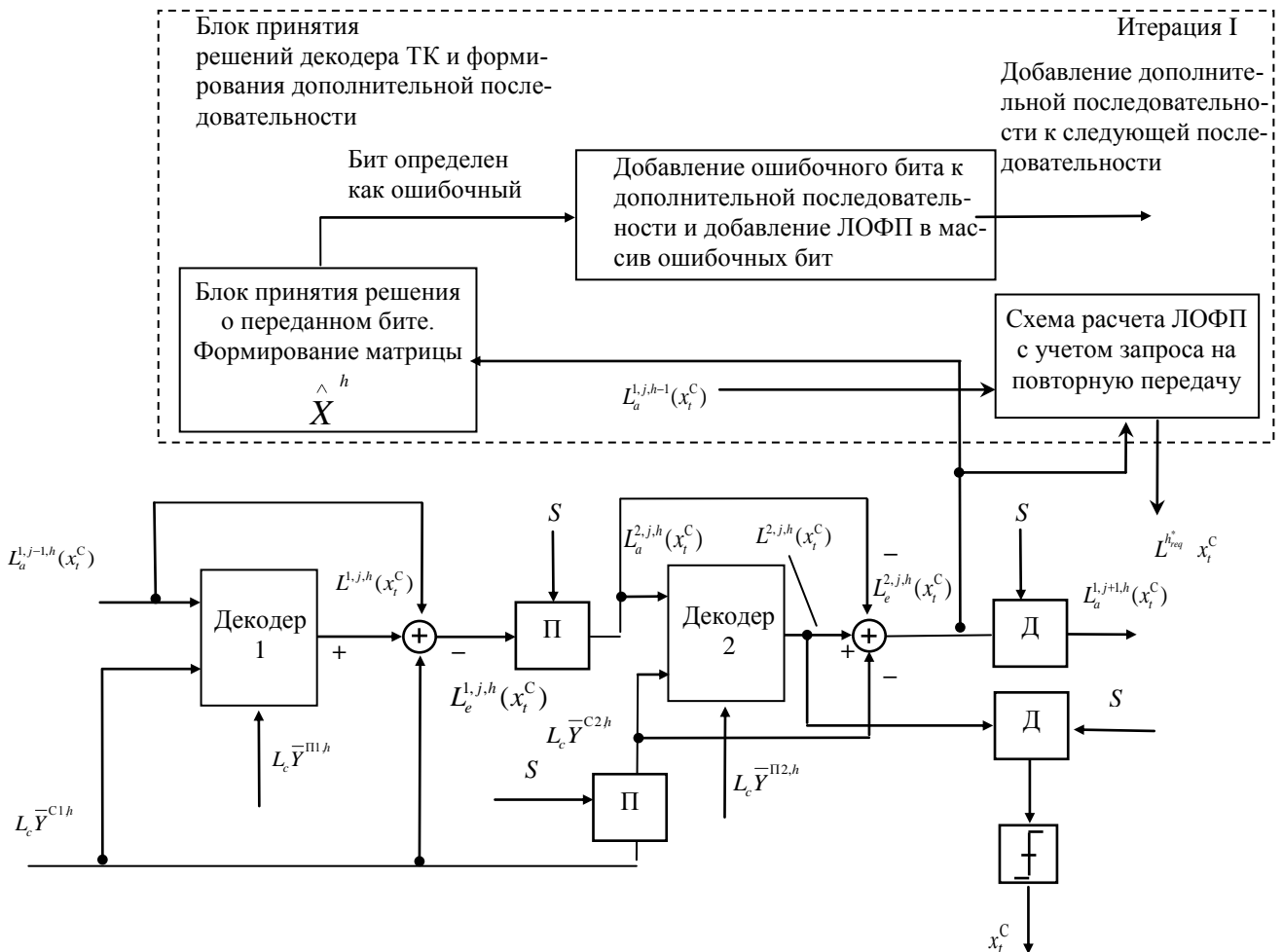


Рисунок 2 – Структурная схема модифицированного адаптивного итеративного декодера ТК

Шаг 4. Расчет апостериорного ЛОФП бита данных x_t , $t \in \overline{1, N}$ i -м декодером, $i \in \overline{1, 2}$, j -й итерации декодирования, $j \in \overline{1, I}$, для всех битов блока длиной N , декодера 1 и 2, итераций декодирования $j \in \overline{1, I}$:

$$L_e^{i,j,h}(x_t) = L^{i,j,h}(x_t) - L_c^{i,j,h}(y_t) - L_a^{i,j,h}(x_t). \quad (13)$$

Формирование матриц значений апостериорных ЛОФП о переданных битах x_t , $t \in \overline{1, N}$ блока размером N для i -го декодера, $i \in \overline{1, 2}$, j -й итерации декодирования, $j \in \overline{1, I}$: $L_e^h = [L_e^{i,j,h}(x_1) L_e^{i,j,h}(x_2) \dots L_e^{i,j,h}(x_N)]$.

Шаг 5. После завершения всех итераций декодирования выносятся «жесткие» оценки о декодированных битах. Если $h = H$, то осуществляется переход к шагу 12.

Шаг 6. Принятие решения о значении декодированных битов информации:

$$\hat{x}_t^h = \begin{cases} 1, & L_e^{i,j,h}(x_t) > 0, \\ 0, & L_e^{i,j,h}(x_t) < 0. \end{cases}$$

Формирование матрицы декодированных битов данных $\hat{X}^h = [\hat{x}_1 \hat{x}_2 \dots \hat{x}_N]$.

Контроль наличия ошибок в принятом блоке данных. Определение элементов матрицы \hat{X}^h , биты которых декодированы как ошибочные. Формирование соответственно матрицы X_{err}^h , которая содержит ошибочно декодированные биты данных: $X_{err}^h = [x_{1,pos} x_{2,pos} \dots x_{k,pos}]$, где pos – позиция бита в блоке.

Шаг 7. Формирование сигнала HARQ, который передается на декодер для модификации алгоритма декодирования и поступает по каналу обратной связи для повторной передачи блока X_{err}^h размером K , который содержит ошибочные биты данных вместе со следующим блоком.

Шаг 8. Параметр автоматических запросов повторной передачи $h = h + 1$. Если $h < H$, то осуществляется переход к шагу 9, если нет – к шагу 5.

Шаг 9. Формирование следующего блока данных $X_{err}^h = [\hat{X}_{err}^h, \hat{X}_{err}^{h-1}, \dots, \hat{X}_{err}^1]$.

Шаг 10. Выполнение основных этапов кодирования, передачи битов данных дискретно-непрерывным каналом, декодирование принятого блока данных. Расчеты ЛОФП

битов данных x_m , $m \in \overline{1, N + \sum_{r=1}^{h-1} K_r}$, где K_r – количество ошибочных битов для соответствующего блока. Формирование матриц ЛОФП о переданных битах x_m , $m \in \overline{1, N + \sum_{r=1}^{h-1} K_r}$ для

блока размером $(N + \sum_{r=1}^{h-1} K_r)$ для i -го декодера, $i \in \overline{1, 2}$, j -й итерации декодирования, $j \in \overline{1, I}$:

$L^h = [L_F^h, L_{S_{err}}^h] = [L_F^h, L_{err}^{h-1}, \dots, L_{err}^1]$, где L_F^h – матрица ЛОФП переданного блока данных размером N , $L_{S_{err}}^h$ – матрица ЛОФП ошибочных битов данных размером $\sum_{r=1}^{h-1} K_r$;

$$L_F^h = [L_F^{i,j,h}(x_1) L_F^{i,j,h}(x_2) \dots L_F^{i,j,h}(x_N)], L_{err}^{h-1} = [L_S^{i,j,h-1}(x_1) L_S^{i,j,h-1}(x_2) \dots L_S^{i,j,h-1}(x_{K_r})], \dots,$$

$$L_{err}^1 = [L_S^{i,j,1}(x_1) L_S^{i,j,1}(x_2) \dots L_S^{i,j,1}(x_{K_r})].$$

Шаг 11. Выполнение операций расчета суммарных ЛОФП о переданных битах, которые классифицируются как ошибочные:

$$L_{err}^{h-1} = [L_S^{i,j,h-1}(x_1) + L_S^{i,j,h-2}(x_1) \quad L_S^{i,j,h-1}(x_2) + L_S^{i,j,h-2}(x_2) \quad \dots \quad L_S^{i,j,h-1}(x_{K_r}) + L_S^{i,j,h-2}(x_{K_r})].$$

Переход к шагу 5.

Шаг 12. Передача декодированного блока получателю данных.

Далее рассмотрим алгоритм выбора параметров S-случайного перемежителя.

Шаг 1. Формирование множества значений систематических информационных битов U^C размером $1 \times K$, производимых кодером турбокодов:

$$U^C = \{u_1^C, u_2^C, u_3^C, \dots, u_K^C\}, \quad (14)$$

где K – длина входной последовательности.

Шаг 2. Для операции перемежения используется S -случайный перемежитель, где начальный параметр $S = \lfloor (\sqrt{K/2})/2 \rfloor$. При этом минимальное значение параметра $S_{\min} = 2$, а максимальное значение равно $S_{\max} = \sqrt{N}$.

Шаг 3. Формирование множества априорных значений ЛОФП о переданных битах данных на 2-м декодере j -й итерации:

$$LA = [L_a^{2,j}(x_1^C) \quad L_a^{2,j}(x_2^C) \quad \dots \quad L_a^{2,j}(x_N^C)]. \quad (15)$$

Шаг 4. Формирование множества апостериорных значений ЛОФП о переданных битах:

$$LE = [L_e^{2,j}(x_1^C) \quad L_e^{2,j}(x_2^C) \quad \dots \quad L_e^{2,j}(x_N^C)]. \quad (16)$$

Шаг 5. Выполнение цикла: если $\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) \neq \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$, то $R^{d,j}(i+1) = R^{d,j}(i) + 1$, $R_\Sigma = \sum_{j=1}^I \sum_{d=1}^2 R^{d,j}$, $t \in \overline{1, N}$ для всех битов блока длиной N , декодеров d , $d \in \overline{1, 2}$, итераций декодирования j , $j \in \overline{1, I}$. Если условие не выполняется, то $R^{d,j}(i+1) = R^{d,j}(i)$.

Шаг 6. Расчет среднего показателя неопределенности по результатам приема B блоков данных:

$$\tilde{R} = \sum_{i \in I} R_{\Sigma i}. \quad (17)$$

Шаг 7. Рассчитывается значение отношения сигнал-помеха Z и по решению условной дискретной задачи оптимизации $S^* = \min_S f(|\tilde{R}(S) - R_{\text{зад}}(S)|, Z)$ выбирается параметр разноса перемежения битов данных S для S -случайного перемежителя. Заданные значения показателя неопределенности $\tilde{R}_{\text{зад}}$ получают с помощью проведения статистического имитационного моделирования системы с турбокодами в условиях воздействия флуктуационного шума и преднамеренных помех для заданных значений средней вероятности битовой ошибки декодирования $P_{B \text{ дек}}$, $f(\cdot)$ – задается в виде наперед сформированной с помощью моделирования таблицы, которая хранится в базе данных.

Далее рассмотрим следующий алгоритм, сущность которого заключается в выборе s -параметра S -случайного перемежителя и размера блока, данного в зависимости от показателя неопределенности.

Шаг 1. Задаются начальные данные: количество битов в N , s -параметр перемежителя $S = \lfloor (\sqrt{K/2})/2 \rfloor$, скорость кодирования турбокода R , виды формирующих полиномов компонентных кодов турбокода $(1, g_1/g_0, \dots, g_n/g_0)$, количество компонентных кодеров (декодеров), метод декодирования ТК (Map, Log Map, Max Log Map), количество итераций декодирования I , вероятность допустимой битовой ошибки $P_{\text{ош. доп}}$.

Шаг 2. Принимаются такие ограничения: минимальное значение параметра $S_{\text{min}} = 2$, а максимальное значение равно $S_{\text{max}} = \sqrt{N}$.

Шаг 3. Показателем оптимальности процесса адаптации выберем квадрат ошибки (отклонение регулируемой величины от заданной):

$$Q = e^2, \quad (18)$$

где $e = P_{\text{ош}} - P_{\text{ош. доп}}$.

Шаг 4. Задана функция критерия $Q(x_1, \dots, x_n)$ и известны начальные значения параметров оптимизации $\{x_1^0, \dots, x_n^0\}$. Необходимо определить минимальное значение функции Q^* и координаты точки минимума $\{x_1^*, \dots, x_n^*\}$.

Шаг 5. Сущность метода градиента для решения поставленной задачи заключается в следующем:

- определяется направление градиента функции Q , то есть направление ее наискорейшего изменения, в точке $\{x_2^0\}$;

- осуществляется перемещение в точке $\{x_1^0\}$ в точку $\{x_2^1\}$ в направлении, противоположном направлению градиента Q ;

- в точке $\{x_2^1\}$ определяется новое направление и осуществляется перемещение в точку $\{x_2^2\}$ и т.д. до тех пор, пока не будет выполнено условие окончания поиска.

Шаг 6. Вектор градиента функции Q в точке $M_r(x_1^r, \dots, x_n^r)$ определяется формулой, где j_i – ортогональные единичные векторы осей координат, $\partial Q / \partial x_i$ – значения соответствующих частных производных.

$$\text{grad } Q^r = \sum_{i=1}^n \frac{\partial Q}{\partial x_i} j_i. \quad (19)$$

Шаг 7. Поскольку не получается вычислить частные производные по аналитическим выражениям, то используем приближенное вычисление градиента:

$$\text{grad } Q^r = \sum_{i=1}^n \frac{\Delta Q_i}{\Delta x_i} j_i = \frac{Q(x_1^r, \dots, x_i^r + \Delta x_i^\Pi, \dots, x_n^r) - Q(x_1^r, \dots, x_i^r, \dots, x_n^r)}{\Delta x_i} j_i. \quad (20)$$

Поочередно всем элементам вектора регулирующего действия x_i добавляют малые приращения Δx_i^Π и измеряют приращение ΔQ_i для функции Q .

Шаг 8. Условием окончания процесса поиска экстремума является

$$|\text{grad } Q| \leq \varepsilon. \quad (21)$$

Элементами вектора регулирующего действия Q являются x_1 – s -параметр S -случайного перемежителя, x_2 – размер блока данных.

На рис. 3 показан график зависимости нормализованного значения $Q = S / (n * N)$ (S – количество битов, которые переданы при запросе на повторную передачу, n – количество блоков, N – количество битов в блоке) от отношения сигнал/помеха в канале E_b / N_J без применения и с применением предложенного метода.

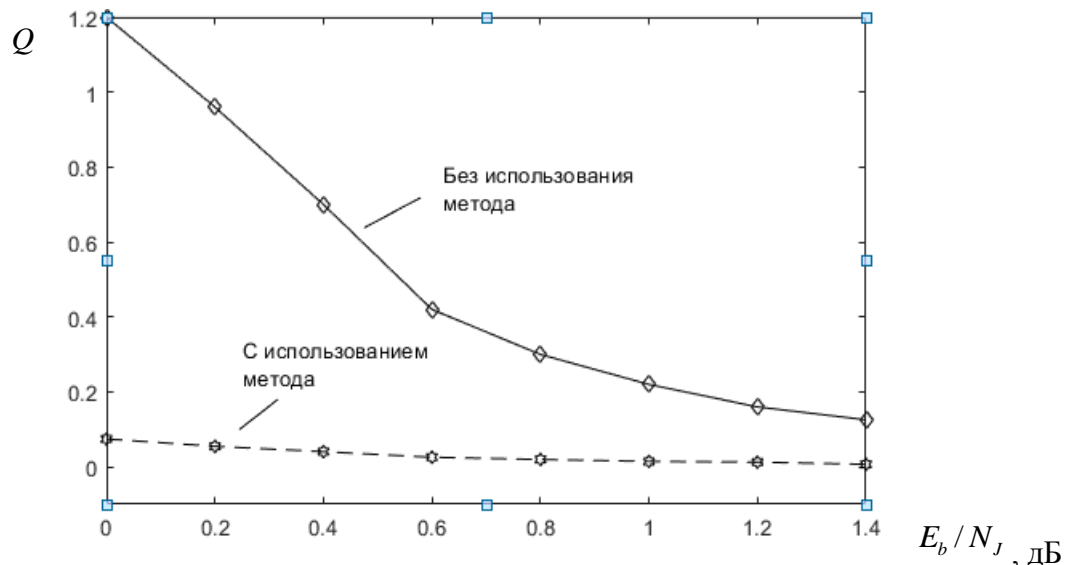


Рисунок 3 – Результаты моделирования характеристик передачи дополнительных битов для блока данных размером $N = 6144$

При моделировании применялся турбокод с двумя компонентными кодерами, полиномиальными генераторами (1,23/21), S -случайным перемежителем (деперемежителем), количеством битов в переданном блоке $N = 6144$, алгоритмом декодирования *Log Map*, скоростью кодирования ТК $R=1/3$, 8 итерациями декодирования. Анализ результатов моделирования показывает, что с использованием модифицированного метода формирования гибридного запроса повторной передачи количество повторно переданных битов данных уменьшилось в 13~16 раз.

На рис. 4, 5 показаны полученные в результате имитационного моделирования графики зависимости средней вероятности битовой ошибки декодирования $P_{B \text{ дек}}$ от отношения сигнал-шум E_b / N_J , где E_b – энергия бита, N_J – спектральная плотность мощности белого гауссовского шума, без адаптивного выбора параметра разноса перемежения S -случайного перемежителя (как в стандарте LTE-Advanced) и с применением адаптации.

Применялся турбокод, аналогичный стандарту 4G LTE-Advanced, с двумя компонентными кодерами, полиномиальными генераторами (1, 23/21), алгоритмом декодирования *Log Map*, скоростью кодирования ТК $R=1/3$, S -случайным перемежителем (деперемежителем), количеством битов в переданном (принятом) блоке $N=400, 900$. Параметр разноса перемежения $S \in [S_{\min}, S_{\max}]$, где $S_{\min} = 2, S_{\max} = \sqrt{N}$, N – количество битов в блоке. Отношение сигнал-помеха изменялось от 0 до 1,4 дБ. В качестве заданного значения достоверности информации выбрано среднее значение вероятности битовой ошибки декодирования $P_{B \text{ дек зад}} = 10^{-4}$.

Анализ результатов моделирования, показанный на рис. 3, свидетельствует, что с увеличением спектральной плотности мощности шума в канале увеличивается значение параметра S , что приводит к повышению достоверности передачи информации по сравне-

нию с известным методом (уменьшается количество ошибок в 1,25 раз) и получается энергетический выигрыш в отношении сигнал-шум на 0,3 дБ. Аналогичные результаты получаются с увеличением длины блока данных, как показано на рис. 4, количество ошибок уменьшается в 1,1 раз, получается энергетический выигрыш в отношении сигнал-шум на 0,15 дБ. И наоборот, с уменьшением спектральной плотности мощности шума в канале уменьшается значение параметра S , при условии поддержания заданной достоверности передачи информации. При этом уменьшается сложность реализации процесса кодирования/декодирования информационной последовательности битов данных.

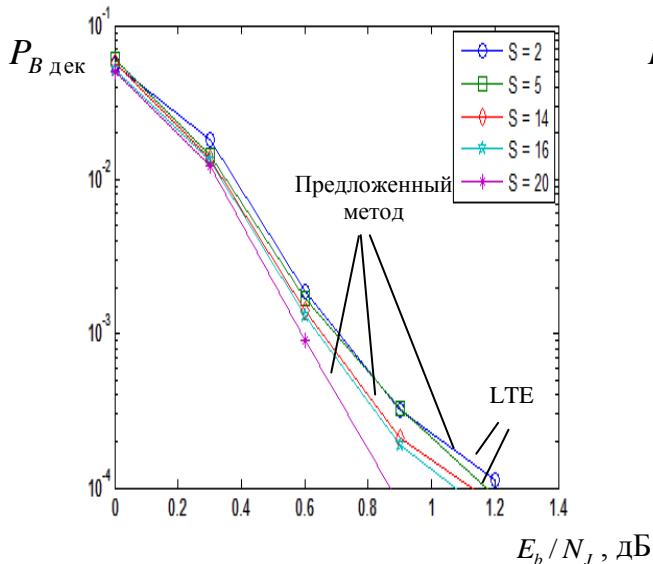


Рисунок 4 – Результаты моделирования характеристик достоверности передачи информации при использовании размера блока данных $N = 400$

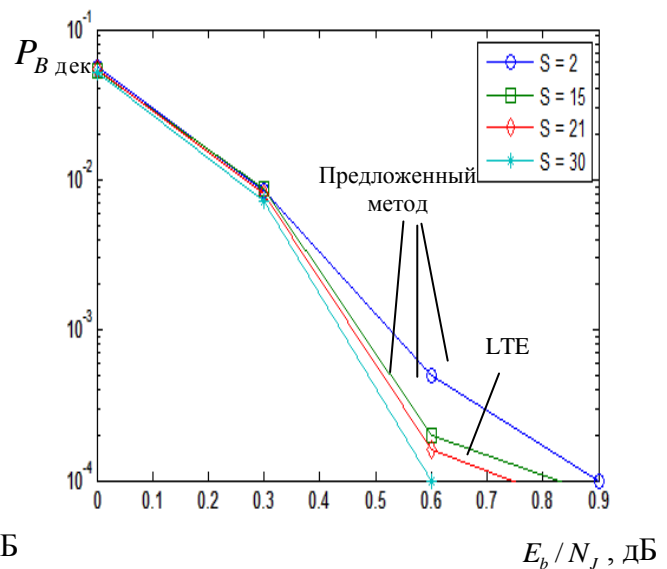


Рисунок 5 – Результаты моделирования характеристик достоверности передачи информации при использовании размера блока данных $N = 900$

Например, при использовании двухкомпонентного ТК с полиномами (1, 23/21), количеством битов в переданном (принятом) блоке $N = 400$, алгоритмом декодирования Log Map, скоростью кодирования ТК $R = 1/3$, 8 итерациями декодирования уменьшение параметра S с 14 до 2 приведет к уменьшению сложности программно-аппаратной реализации кодера/декодера турбокода на 13,7 %. При аналогичных параметрах ТК для блока данных $N = 900$ битов изменение параметра S с 21 до 2 уменьшит сложность программно-аппаратной реализации кодера/декодера турбокода на 10 %.

6. Выводы

1. В статье описан метод параметрической адаптации турбокодов в условиях неопределенности, которая обусловлена условиями действия мощных шумовых помех в канале передачи данных.
2. Метод основан на адаптивном выборе параметров турбокодов в зависимости от значений нормализованного количества изменений знака апостериорно-априорных логарифмических отношений функций правдоподобности.
3. Результаты имитационного моделирования системы передачи информации показали, что при использовании метода параметрической адаптации турбокодов в условиях неопределенности количество повторно переданных битов данных уменьшилось в 11~15 раз, а количество ошибок уменьшилось в 1,1~1,25 раза.

СПИСОК ИСТОЧНИКОВ

1. Berrou C., Glavieux A. Near optimum error correcting coding and decoding: turbo-codes. *IEEE Trans. on Commun.* 1996. Vol. 44, N 10. P. 1261–1271. DOI: 10.1109/26.539767.
2. Dahlman E., Parkvall S., Skold J. 4GLTE/LTE-Advanced for Mobile Broadband. Oxford: Academic Press is an imprint of Elsevier, 2011. 431 p.
3. Sesia S., Toufik I., Baker M. LTE – The UMTS Long Term Evolution. From Theory to Practice. West Sussex: John Wiley & Sons, 2009. 626 p.
4. Hanzo L., Akhtman Y., Wang L. MIMO-OFDM for LTE, WiFi and WiMax. Coherent versus Non-coherent and Cooperative Turbo-transceivers. New York: John Wiley & Sons, 2011. 658 p.
5. Varda M., Badiu M., Bota V. Link adaptation algorithm for distributed coded transmissions in cooperative OFDMA systems. *Telecommunication Systems*. Springer: US, 2015. P. 477–489.
6. Ghazisaeidi A., Fernandez I., Schmalen L. Submarine Transmission Systems Using Digital Nonlinear Compensation and Adaptive-Rate Forward Error Correction. *IEEE/OSA Journal on Lightwave Technology*. 2016. Vol. 34, N 8. P. 1886–1895.
7. Oteng-Amoako K., Nooshabadi S., Yuan J. Discrete adaptation of turbo punctured codes for hybrid-arq. *IEEE Vehicular Technology Conference (VTC-Fall'03)*: Florida, USA, 2003 (Oct.). P. 3–4.
8. Kumar S., Dalal H. Performance comparison of turbo codes and modified turbo codes with different rate. *International Journal of Science, Engineering and Technology Research (IJSETR)*. 2014. Vol. 3, Iss. 5. P. 2–3.
9. Mukhtar H., Al-Dweik A., Al-Mualla M., Shami A. Adaptive Hybrid ARQ System Using Turbo Product Codes with Hard/Soft Decoding. *IEEE Communications Letters*. 2013. Vol. 17, N 11. 2133 p.

Стаття надійшла до редакції 19.07.2018