

10. Аветисов, Э. С. Ретинальная острота зрения нормальных глаз [Текст] / Э. С. Аветисов, Е. Ш. Шапиро, Д. Г. Бегишвили // Офтальмологический журнал. — 1982. — № 1. — С. 32–36.

РОЗРОБКА МІКРОКОНТРОЛЕРНОГО АНАЛІЗАТОРА РЕТІНАЛЬНОЇ ГОСТРОТИ ЗОРУ

У статті описується апаратно-програмна взаємодія вузлів пристрою для діагностики ретинальної гостроти зору. Підвищення точності результатів діагностики вимагає розширення набору вимірюваних параметрів, вдосконалення вирішень схемотехніки вживаного устаткування, розробки аналітичних інформаційно-програмних застосовань. Актуальним є автоматизація методу електроретинографії і обмін даними при виконанні завдань діагностики і постановці діагнозу.

Ключові слова: сітківка, зір, світловий стимул, датчик, інформація, інтерфейс, клавіатура, дисплей, програма.

Веревкин Леонид Леонидович, кандидат технических наук, доцент, кафедра физической и биомедицинской электроники, Запорожская государственная инженерная академия, Украина, e-mail: verlen@rambler.ru.

Верьовкін Леонід Леонідович, кандидат технічних наук, доцент, кафедра фізичної і біомедицинської електроніки, Запорізька державна інженерна академія, Україна.

Verevkin Leonid, Zaporizhia State Engineering Academy, Ukraine, e-mail: verlen@rambler.ru

УДК 621.391.25:621.391.23

DOI: 10.15587/2312-8372.2014.34592

Топалов В. В.

МОДИФИКАЦИЯ АЛГОРИТМА BI-SOVA ДЛЯ ДЕКОДИРОВАНИЯ ТУРБОКОДОВ ПРОИЗВЕДЕНИЯ

Предложена модификация двунаправленного итеративного алгоритма Витерби с вероятностным решением (Bi-SOVA) для декодирования Турбокодов производства. Произведена оценка эффективности данной модификации. Показано, что модификация позволяет уменьшить количество математических операций, при этом потери энергетической эффективности декодирования в сравнении с алгоритмом без модификации не обнаружено.

Ключевые слова: Турбокоды производства, итеративный алгоритм Bi-SOVA, эффективность алгоритма декодирования.

1. Введение

Впервые Турбокоды производства (англ. Turbo Product Codes, TPC) были предложены в работе Пандиаха (R. Pyndiah) [1], в данной работе применены коды Боуза, Чоудхури, Хоквингема (БЧХ) в каскадной конструкции и продемонстрировано отсутствие «порога ошибок» сравнительно с Турбокодами и повышения скорости декодирования, но при уменьшении энергетической эффективности сравнительно с Турбокодами.

На текущий момент Турбокоды производства используются в стандартах мобильной связи и передачи данных 4 поколения WiMax IEEE 802.16 [2, 3], а также в новой версии стандарта DVB [4]. Поэтому задачи по повышению быстродействия декодера для Турбокодов производства являются актуальными, так как позволяют уменьшить задержку приема/передачи и опосредственно способствовать увеличению пропускной способности канала передачи данных.

Структурная схема кодера Турбокода производства и формирования 2-D проверочных элементов отображена на рис 1. Каскадное соединение БЧХ кодеров в кодере Турбокода позволяет сформировать проверяющие элементы, как по горизонтали, так и по вертикали, и в конечной операции проверяющие элементы для строк и столбцов.

В общем случае минимальное кодовое расстояние Турбокода производства будет равно минимальному кодовому расстоянию кода первого кодера умноженного

на минимальное кодовое расстояние кода второго кодера. Это сравнительно с Турбокодами очень облегчает поиск и однозначную трактовку кодового расстояния.

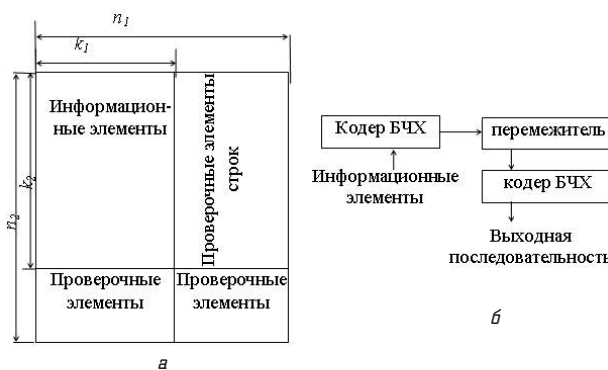


Рис. 1. Принцип формирования исходной последовательности после Турбокода производства (а) и структурная схема кодера Турбокода производства (б)

В классической схеме соединения кодеров БЧХ в составе Турбокодов производства применяют блочные перемежители.

2. Анализ исследований и публикаций

Существующие алгоритмы декодирования Турбокодов производства:

- итеративный алгоритм максимума апостериорной вероятности (MAP) [5, 6];
- итеративный алгоритм логарифмического MAP (Log-MAP) [5, 6];
- итеративный алгоритм максимума Log-MAP (Max-Log-MAP) [5, 6];
- итеративный алгоритм Витерби с вероятностным решением (SOVA) [6, 7].

Первые три алгоритма, часто используются для декодирования в выпускаемых устройствах. Тогда как итеративный алгоритм Витерби, предложенный Joachim Hagenauer для декодирования Турбокодов произведения, представляет научный интерес, но из-за меньшей энергетической эффективности не реализуется в существующих системах декодирования. Автор предлагает использовать модифицированный алгоритм Vi-Sova для повышения энергетической эффективности и при этом с меньшим количеством операций в сравнении Max-Log-MAP. Алгоритм Vi-SOVA для декодирования Турбокодов был показан в работе [8].

3. Цель и задачи исследования

Целью данной статьи является исследование возможности применения модифицированного итеративного алгоритма декодирования Vi-SOVA при декодировании Турбокодов произведения.

Для достижения данной цели необходимо выполнить такие задачи:

- 1) провести модификацию;
- 2) проверить, что декодированный поток передан;
- 3) провести сравнения алгоритма без модификации и с модификацией для проведения оценки эффективности.

4. Материала и методы исследования

Общая модель декодера с вероятностными входящими и вероятностными выходящими (BBBB) величинами представлена на рис. 2.



Рис. 2. Схема декодера с вероятностным входом и вероятностным выходом

Входные величины:

$L_e(u)$ – априорная информация со второго декодера;
 L_{cz} – нормализованная входная последовательность.

Выходные величины:

u' – декодированная последовательность бит;

$L_e(u')$ – экстраситетная последовательность декодированных бит u' ;

$L(u')$ – вероятностная последовательность декодированных бит u' .

Логарифмические вероятностные операции, используемые в общей модели BBBB декодера при декодировании Турбокодов произведения, выполняются над полем Галуа GF(2). При этом вместо бинарных сигналов [0, 1] рассматриваются [-1, 1], соответственно.

Логарифмическое отношение вероятностей бинарной величины u' определяется выражением [5]:

$$L(u') = \ln \left(\frac{P(u' = 1)}{P(u' = -1)} \right). \tag{1}$$

Значение модуля величины $L(u')$ является вероятностной оценкой принимаемого символа, а знак величины $L(u')$ – его грубой оценкой.

На основании формулы полной вероятности Байеса логарифмическое отношение вероятностей бинарной величины u' можем записать [2]:

$$\begin{aligned} L(u') &= \ln \left(\frac{P(u' = +1/z)}{P(u' = -1/z)} \right) - \ln \left(\frac{P(z/u' = +1)}{P(z/u' = -1)} \right) - \\ &- L_e(u) = \ln \left(\frac{P(u' = +1/z)}{P(u' = -1/z)} \right) - L_{cz} - L_e(u) = \\ &= L_e(u') - L_{cz} - L_e(u). \end{aligned} \tag{2}$$

При этом учтена уже априорная информация, поступившая со второго декодера. Экстраситетная информация, формируемая для передачи на следующий декодер, как видно из формулы (2), представляет собой разность величины логарифмического отношения вероятности бинарной величины u' и входящими величинами, поступающими на декодер:

$$L_e(u') = L(u') - L_{cz} - L_e(u). \tag{3}$$

На данном этапе наиболее энергетически эффективным алгоритмом является алгоритм максимума апостериорной вероятности MAP. Но сложность данного алгоритма довольно высока, поэтому чаще всего используют в декодере BBBB итеративные алгоритмы Log-MAP, Max-Log-MAP.

Для алгоритма Log-MAP [5] логарифмическое отношение или вероятностное решение определяется:

$$L(u'_i) = \ln \left(\frac{\sum_{u_i=+1} \alpha_{i-1}(S') \beta_i(S) \gamma_i(S' \rightarrow S)}{\sum_{u_i=-1} \alpha_{i-1}(S') \beta_i(S) \gamma_i(S' \rightarrow S)} \right). \tag{4}$$

Величина в Log-MAP алгоритме соответствует величине метрики в алгоритме SOVA. Взаимосвязь величин α , β , γ показана на рис. 3.

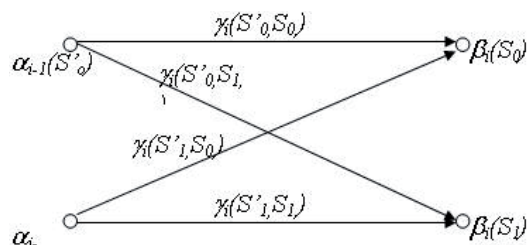


Рис. 3. Взаимосвязь величин α , β , γ , где $\alpha_{i-1}(S') = P(S', (z_0, \dots, z_{i-1}))$ – метрика или вероятность S' состояния; $\gamma_i(S' \rightarrow S) = P(S, z_i / S')$ – метрика перехода из S' состояния в S состояние; $\beta_i(S) = P((z_{i+1}, \dots, z_{L-1}) / S)$ – метрика или вероятность S состояния

Итеративный алгоритм декодирования Витерби с вероятностным («мягким») входом и «мягким» выходом (SOVA) вычисляет метрику (рис. 3) каждого состояния декодера [7]:

$$M_t^S = M_{t-1}^S + u_t^S L_c z_{t,1} + \sum_{j=2}^N x_{t,j}^S L_c z_{t,j} + u_t^S L(u_t), \quad (5)$$

где N — количество проверочных элементов для данного информационного элемента u_t .

При этом на каждом шаге t вычисляется разница между основным или «выжившим» и конкурирующим путем [7]:

$$\Delta_t = \frac{|M_t^1 - M_t^2|}{2}, \quad (6)$$

$$\Delta_t \approx \min_{k=0, \dots, N} \{\Delta_t^k\}.$$

Вероятностное решение для алгоритма SOVA имеет вид [7]:

$$L(u') = u' \Delta. \quad (7)$$

В работе Chen J., Fossorier M. P. C., Lin S., Xu C. [8] предлагается использовать также и обратный ход SOVA декодера по аналогии с работой алгоритма максимальной апостериорной вероятности (Log-MAP) [5]. Применение такого алгоритма возможно при методе обнуления кодера [9, 10] или принудительном заклипании кодера в нулевое состояние по окончании блока данных. Данный алгоритм был назван Bi-SOVA. Усложнение данного декодера по сравнению с SOVA возрастает в 2 раза.

Автором в данной работе предлагается модернизация итеративного алгоритма декодирования Bi-SOVA, которая позволяет уменьшить вычислительные затраты, не уменьшая энергетический выигрыш декодера.

В алгоритме Bi-SOVA производятся два одинаковых комплекса операций, описанных формулами (5), (6) сначала в прямом направлении, а затем в обратном. Также производится два раза расчет вероятностной последовательности $L(u')$ по формуле (7). А выбор наилучшего решения выносится на основе разницы вероятностных последовательностей [9]:

$$(L_1(u')(-L_2(u'))). \quad (8)$$

В модернизации предлагается произвести расчет метрик в прямом и обратном направлении M_t и M_t' без расчета на каждом шаге разницы между основным и конкурирующим путем. Затем произвести операцию суммирования метрик M_t и M_t' на каждом шаге t . По аналогии с Max-Log-MAP вероятностное решение будет определяться следующим выражением:

$$L(u') = \ln \left(\frac{P(u'=1)}{P(u'=-1)} \right) \approx \ln e^{M_{u'=1}} - \ln e^{M_{u'=-1}} \approx u' (\max(M_{u'=1}) - \max(M_{u'=-1})). \quad (9)$$

Экстраситетная последовательность определяется аналогично, как и в алгоритме Bi-SOVA по формуле. При данной модернизации в сравнении со стандартным алгоритмом Bi-SOVA на каждом шаге декодера t количество операций сравнений уменьшается в 2 раза.

5. Результаты исследования эффективности модификации двунаправленного итеративного алгоритма Витерби с вероятностным решением (Bi-SOVA) для декодирования Турбокодов производства

Апробирование результатов энергетической эффективности рассмотренной модификации осуществлялось на Турбокоде производства с кодами БЧХ и полиномом $G(32/26)$ со скоростью кода $R = 0,66$. Последовательность информационных элементов после гауссовского канала ошибок декодируется разными итеративными алгоритмами декодирования.

На рис. 4 показаны зависимости вероятности ошибки бита при декодировании Турбокода производства при полиномах $G = (32, 26)^2$ с различными длинами перемежителя L , перемежителя s -типа при скорости кода $R = 0,66$ от применения различных итеративных алгоритмов декодирования с количеством итераций равным 5 и соотношения сигнал/шум.

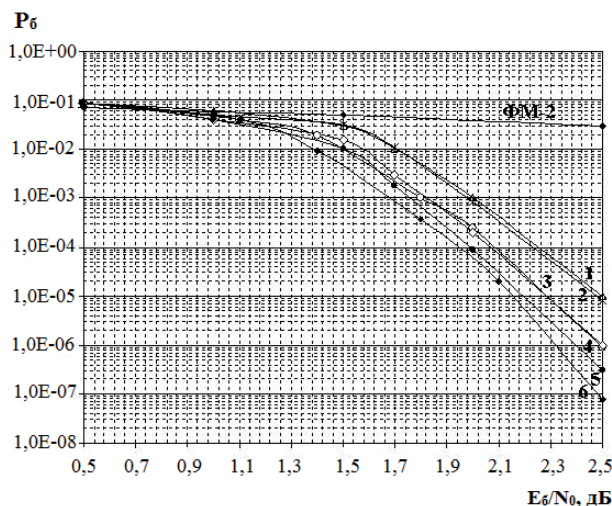


Рис. 4. Вероятность ошибки бита на выходе Турбодекодера производства в зависимости от соотношения сигнал/шум и итеративного алгоритма декодирования

На эпюре 1 показана зависимость вероятности ошибки бита при декодировании Турбокода производства с перемежителем s -типа со значением $s = 18$, длиной перемежителя $L = 1024$ бита и итеративным алгоритмом Bi-SOVA.

На эпюре 2 показана зависимость вероятности ошибки бита при декодировании Турбокода производства с перемежителем s -типа со значением $s = 18$, длиной перемежителя $L = 1024$ бита и итеративным модифицированным алгоритмом Bi-SOVA и количеством итераций равным 5.

На эпюре 3 показана зависимость вероятности ошибки бита при декодировании Турбокода производства

с перемежителем s -типа со значением $s = 18$, длиной перемежителя $L = 4096$ битов и итеративным алгоритмом Bi-SOVA и количеством итераций равным 5.

На эюре 4 показана зависимость вероятности ошибки бита при декодировании Турбокода произведения с перемежителем s -типа со значением $s = 18$, длиной перемежителя $L = 4096$ битов и итеративным модифицированным алгоритмом Bi-SOVA и количеством итераций равным 5.

На эюре 5 показана зависимость вероятности ошибки бита при декодировании Турбокода произведения с перемежителем s -типа со значением $s = 18$, длиной перемежителя $L = 1024$ бита и итеративным алгоритмом Log-MAP и количеством итераций равным 5.

На эюре 6 показана зависимость вероятности ошибки бита при декодировании Турбокода произведения с перемежителем s -типа со значением $s = 18$, длиной перемежителя $L = 4096$ битов и итеративным алгоритмом Log-MAP и количеством итераций равным 5.

6. Обсуждение результатов исследования модификации двунаправленного итеративного алгоритма Витерби с вероятностным решением (Bi-SOVA) для декодирования Турбокодов произведения

Проведенное моделирование показывает, что модификация не ухудшила эффективность декодирования, а уменьшила вычислительную сложность, требуемую для декодирования. Моделирования проведены лишь для части кодов и типов перемежителей, для полноты моделирования в следующих работах необходимо провести моделирование с большим количеством типов перемежителей и кодов с различными полиномами. Но даже текущее моделирование показывает, что применение данной модификации позволяет уменьшить вычислительную сложность в декодере приемного оборудования WiMax. Уменьшение вычислительной сложности декодера позволит производителю оборудования устанавливать менее высокопроизводительные процессоры декодирования, что тем самым удешевит стоимость оборудования для конечного пользователя.

7. Выводы

В результате проведенных исследований производства модификация итеративного алгоритма Bi-SOVA для декодирования Турбокодов произведения. Произведено моделирование трактов передачи данных при декодировании итеративными алгоритмами Bi-SOVA с модификацией и без. Показано моделированием, что вероятность ошибки бита при модифицированном алгоритме Bi-SOVA соразмерны со значениями для итеративного алгоритма Bi-SOVA без модификаций. При этом модификация в алгоритме позволила обеспечить уменьшения количество операций сравнений в 2 раза, что позволяет устанавливать в декодер менее производительные процессоры.

Литература

1. Berrou, C. Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-codes. 1 [Text] / C. Berrou, A. Glavieux, P. Thitimajshima // Proceedings of ICC'93 – IEEE International Conference on Communications. – IEEE, 1993. – P. 1064–1070. doi:10.1109/icc.1993.397441

2. Edmonston, B. Comparison of Turbo Convolutional Codes and Turbo Product Codes for QPSK-64QAM Channels [Electronic resource] / Brian Edmonston // IEEE 802.16 Broadband Wireless Access Working Group. – Available at: \www/URL: http://www.ieee802.org/16/tg3/contrib/802163c-01_14.pdf. – 18.01.2001.
3. Muaini, S. A. A. Ber performance of non-sequential turbo product codes over wireless channels [Text] / S. A. A. Muaini, A. J. Al-Dweik, M. A. Al-Qutayri // GCC Conference and Exhibition (GCC). – IEEE, 2011. – P. 93–96. doi:10.1109/ieeegcc.2011.5752626
4. ETSI EN 301 790 V1.5.1 (2009-05). Digital Video Broadcasting (DVB); Interaction channel for Satellite Distribution Systems [Electronic resource]. – European Telecommunications Standards Institute, European Broadcasting Union, 2009. – Available at: \www/URL: http://www.etsi.org/deliver/etsi_en/301700_301799/301790/01.05.01_60/en_301790v010501p.pdf
5. Robertson, P. A comparison of optimal and sub-optimal MAP decoding algorithms operating in the log domain [Text] / P. Robertson, E. Vilebrun, P. Hoeher // Proceedings IEEE International Conference on Communications ICC'95. – IEEE, 1995. – Vol. 2. – P. 1009–1013. doi:10.1109/icc.1995.524253
6. Волков, Л. Н. Системы цифровой радиосвязи: базовые методы и характеристики [Текст] / Л. Н. Волков, М. С. Невмировский, Ю. С. Шинаков. – М.: ЭкоТрендз, 2005. – 392 с.
7. Hagenauer, J. Decoding «turbo»-codes with the soft output Viterbi algorithm (SOVA) [Electronic resource] / J. Hagenauer, L. Papke // Proceedings of 1994 IEEE International Symposium on Information Theory. – IEEE, 1994. – Available at: \www/URL: http://dx.doi.org/10.1109/isit.1994.394808
8. Chen, J. Bi-directional SOVA decoding for turbo-codes [Text] / J. Chen, M. P. C. Fossorier, S. Lin, C. Xu // IEEE Communications Letters. – 2000. – Vol. 4, № 12. – P. 405–407. doi:10.1109/4234.898722
9. Hokfelt, J. A survey on trellis termination alternatives for turbo codes [Text] / J. Hokfelt, O. Edfors, T. Maseng // 1999 IEEE 49th Vehicular Technology Conference (Cat. No.99CH36363). – 1999. – Vol. 3. – P. 2225–2229. doi:10.1109/vetec.1999.778457
10. Jego, C. Full-parallel architecture for turbo decoding of product codes [Text] / C. Jego, P. Adde, C. Leroux // Electronics Letters. – 2006. – Vol. 42, № 18. – P. 1052. doi:10.1049/el:20062168

МОДИФІКАЦІЯ АЛГОРИТМУ BI-SOVA ДЛЯ ДЕКОДУВАННЯ ТУРБОКОДІВ МНОЖЕННЯ

Запропонована модифікація двунаправленого ітеративного алгоритму Витерби з імовірнісним рішенням (Bi-SOVA) для декодування Турбокодів множення. Проведена оцінка ефективності даної модифікації. Показано, що модифікація дозволяє зменшити кількість математичних операцій, при цьому втрати енергетичної ефективності декодування у порівнянні з алгоритмом без модифікації не знайдено.

Ключові слова: Турбокоди множення, ітеративний алгоритм Bi-SOVA, ефективність алгоритму декодування.

Топалов Владислав Владимирович, кандидат технічних наук, доцент, кафедра інформаційної безпеки та передачі даних, Одеська національна академія зв'язку ім. А. С. Попова, Україна, e-mail: d_test_d@mail.ru.

Топалов Владислав Володимирович, кандидат технічних наук, доцент, кафедра інформаційної безпеки та передачі даних, Одеська національна академія зв'язку ім. О. С. Попова, Україна.

Topalov Vladyslav, Odessa National Academy of Telecommunication named after O. S. Popov, Ukraine, e-mail: d_test_d@mail.ru