<https://doi.org/10.38013/2542-0542-2021-2-90-95>

УДК 621.396

Повышение эффективности LDPC-декодирования при использовании дополнительной априорной информации

И. В. Егоров, Д. В. Гайворонский

Санкт-Петербургский государственный электротехнический университет «ЛЭТИ» им. В.И. Ленина,
Санкт-Петербург, Российская Федерация.

В статье рассмотрено LDPC-декодирование с учетом информации пакетной синхронизации, имеющей, исходя из принципа формирования, более высокую достоверность по отношению к передаваемой информации, и оценена эффективность LDPC-кодирования с учетом дополнительной априорной информации, известной для используемой сигнально-кодовой конструкции.

Ключевые слова: LDPC, система радиосвязи, кодирование, декодирование, прямое расширение спектра

Для цитирования: Егоров И. В., Гайворонский Д. В. Повышение эффективности LDPC-декодирования при использовании дополнительной априорной информации // Вестник Концерна ВКО «Алмаз – Антей». 2021. № 2. С. 90–95. <https://doi.org/10.38013/2542-0542-2021-2-90-95>

For citation: Egorov I. V., Gaivoronskiy D. V. Improving the efficiency of LDPC decoding when using additional a priori information // Vestnik Koncerna VKO "Almaz – Antey". 2021. No. 2. P. 90–95. <https://doi.org/10.38013/2542-0542-2021-2-90-95>

Поступила 08.04.2021 Отрецензирована 13.05.2021 Одобрена 25.05.2021 Опубликована 18.06.2021

Введение

В 1948 году К. Шеннон [1] доказал, что ошибки приема, вызванные шумом канала, могут быть сведены к минимуму при использовании достаточно большой длины кодового слова (введением достаточной избыточности в передаваемые данные).

Коды LDPC (проверки четности с низкой плотностью) представляют собой семейство кодов с исправлением ошибок. Теория LDPC-кодирования была разработана Р. Галлагером [2] в 60-х годах XX века, но сами коды широко не использовались почти два десятилетия. В 80-х годах прошлого века, при появлении вычислительных устройств достаточной производительности, подходы Р. Галлагера получили дальнейшее развитие [3].

Код LDPC – это код, матрица проверки на четность которого имеет низкую плотность [4], то есть количество единиц

в матрице мало по сравнению с количеством нулей.

В настоящее время существует множество методик снижения битовой вероятности ошибок (BER) при фиксированном отношении E_b/N_0 (соотношение энергии бита к спектральной плотности мощности шума) при декодировании LDPC: оценка E_b/N_0 [5], дополнительные корректирующие оценки на шагах декодирования [6] и другие.

В статье рассматривается LDPC-декодирование с учетом информации пакетной синхронизации, имеющей, исходя из принципа формирования, более высокую достоверность по отношению к передаваемой информации и трактуемой как априорно известная.

Кодирование и декодирование LDPC

Кодирование и декодирование LDPC предполагает выбор размеров исходного блока данных (K), кодовой скорости (K/N , где N – размер кодированного блока данных) и порождающей матрицы H размером $[M \times N]$, где $M = N - K$.

Особенности порождающих матриц, их классификация, свойства и методы генерации рассматриваться не будут, отметим лишь, что для процедуры кодирования требуется матрица G размером $[K \times N]$, которую можно получить соответствующими преобразованиями из матрицы H [7]. В стандартах на каналы связи или способы помехоустойчивого кодирования обычно приводятся обе матрицы.

Матрица G представляет собой совокупность двух матриц: единичной матрицы I размером $[K \times K]$ и матрицы W размером $[M \times K]$.

Кодирование

Процедура кодирования выглядит следующим образом: исходный вектор данных транспонируется и умножается на матрицу G , затем в получившейся матрице значения в каждом столбце суммируются по требуемому модулю поля. Результирующий массив размером N – кодированный блок данных.

Пусть in – массив исходных данных, out – закодированное сообщение. Тогда алгоритм LDPC-кодирования выглядит следующим образом (1):

$$out(i) = \sum_{j=1:M} in(j) * G(j, i), \quad (1)$$

где $i = 1:N$.

Декодирование

Для различных условий искажения данных и их детектирования разработаны различные, оптимальные с точки зрения вычислительных затрат и корректирующего эффекта типы декодирования: декодирование со стиранием, бит-инверсное декодирование, алгоритм сумм-произведений, алгоритм минимума-сумм, модифицированные алгоритмы минимума-сумм и т.д.

Первые два типа применяются при отсутствии дополнительной информации (оценка отношения E_b/N_0 , характеристики вероятностей символов и т.д.; предполагается, что ошибки в любом из принятых символов равновероятны) и наименее требовательны к вычислительным ресурсам. Применяются для каналов с относительно высоким отношением E_b/N_0 [7].

Последние три типа предполагают (но не требуют) наличия дополнительной информации о данных.

Алгоритмы декодирования последних трех типов

Пусть r – входной массив данных в формате логарифмических коэффициентов правдоподобия (LLR), $A(i)$ – индексы ненулевых ячеек матрицы H столбца i , $B(j)$ – индексы ненулевых ячеек матрицы H строки j .

Алгоритм сумм-произведений выглядит следующим образом:

1. Подготовительный шаг (формирование матрицы M):

$$M(j, i) = r(i), \quad (2)$$

где $i \in B(j), j \in A(i)$.

2. Горизонтальный шаг (вычисление матрицы E):

$$E(j, i) = 2 * \operatorname{atanh} \left(\prod_{i' \in B(j), i' \neq i} \tanh \left(\frac{M(j, i')}{2} \right) \right), \quad (3)$$

где $i \in B(j), j \in A(i)$.

3. Вертикальный шаг (вычисление вектора L и вектора z):

$$L(n) = r(n) + \sum_{i \in B(j), j \in A(i)} E(j, i), \quad (4)$$

$$z(n) = \begin{cases} 1, & \text{если } L(n) \leq 0 \\ 0, & \text{если } L(n) > 0, \end{cases} \quad (5)$$

где $n = 1:N$.

4. Проверка завершения декодирования: если

$$H * z^T = 0H * z^T = 0, \quad (6)$$

то декодирование закончено.

5. Переход на следующую итерацию (формирование матрицы M):

$$M(j, i) = r(n) + \sum_{j' \in A(i), j' \neq j} E(j', i), \quad (7)$$

где $n = 1:N, i \in B(j), j \in A(i)$.

Шаги со 2-го по 5-й называются итерацией декодирования и повторяются необходимое количество раз. Потенциально количество итераций увеличивает вероятность правильного декодирования данных. Если в качестве выходного массива использовать массив z – то декодер будет с жестким выходом, если L – то с мягким.

Следует отметить, что шаг проверки завершения (6) может использоваться не на каждой итерации или не использоваться совсем, то есть декодер может работать в режиме с фиксированным количеством итераций.

Алгоритм минимума-сумм повторяет описанный алгоритм, за исключением горизонтального шага (вместо выражения (3) нужно использовать выражение (8)):

$$E(j, i) = \min_{i' \in B(j), i' \neq i} |M(j, i')| * \sum_{i' \in B(j), i' \neq i} \text{sign}(M(j, i')), \quad (8)$$

где $i \in B(j), j \in A(i)$.

Модифицированные алгоритмы минимума-сумм отличаются наличием корректирующих коэффициентов на различных шагах, которые зависят от оценки E_b/N_0 , оценки мощности сигнала и т.п.

Формирование и обработка информационного пакета

Для пояснения предлагаемой методики необходимо кратко рассмотреть используемую сигнально-кодую конструкцию. На рисунке 1 представлена структурная схема приемопередатчика.

Исходные данные на передатчике представляют собой массив размером 224 бита. В массив добавляются биты пакетной синхронизации следующим образом: между каждыми семью битами данных вставляется соответствующий по индексу бит 31-элементной псевдослучайной М-последовательности (ПСР_с).

[Данные [0..6]] [ПСР_с [0]] [Данные [7:13]] [ПСР_с [1]]...

В результате получается массив данных размером 255 бит, который дополняется одним зарезервированным битом.

Получившийся массив поступает на блок LDPC-кодера с кодовой скоростью 1/2. В выходном пакете размером 512 бит контрольные биты размещаются в первой половине пакета, а биты данных – во второй.

Пакет поступает на блок расширения спектра псевдослучайной последовательностью, который по значению соответствующего бита, равному 0, формирует 31-элементную псевдослучайную м-последовательность (ПСР₀) при значении 1 – ПСР₁.

Следующим звеном выступает ФМ-2 модулятор, затем сигнал излучается в пространство.

На приемной стороне после антенно-фидерного устройства расположен квадратурный демодулятор, выходом которого являются сигналы $I_c(t)$ и $Q_c(t)$.

Сигналы $I_c(t)$ и $Q_c(t)$ поступают на четыре параллельно расположенных коррелятора: коррелятор ПСР₀ для $I_c(t)$ с выходом $I_{c0}(t)$, ПСР₀ для $Q_c(t)$ с выходом $Q_{c0}(t)$, ПСР₁ для $I_c(t)$ с выходом $I_{c1}(t)$ и ПСР₁ для $Q_c(t)$ с выходом $Q_{c1}(t)$.

На следующем шаге рассчитываются магнитуды по псевдоканалам нуля ($MAG_0(t)$) (9) и единицы ($MAG_1(t)$) (10), а также синхросигнал ($SYNC(t)$) как их сумма (11):

$$MAG_0(t) = I_{c0}^2(t) + Q_{c0}^2(t), \quad (9)$$

$$MAG_1(t) = I_{c1}^2(t) + Q_{c1}^2(t), \quad (10)$$

$$SYNC(t) = MAG_0(t) + MAG_1(t). \quad (11)$$

Следующий блок обработки – предварительный синхронизатор, который, используя

Рис. 1. Структурная схема приемопередатчика

сигнал $SYNC(t)$ и обладая информацией о частоте следования данных, занимается поиском приблизительного интервала по критериям максимума сигнала $SYNC(t)$ на известном интервале (длительность ПСП₀ или ПСП₁), а также по критерию регулярности следования этих максимумов. Вне зависимости от качества синхронизации на текущий момент синхронизатор в моменты максимума сигнала $SYNC(t)$ выставляет сигнал валидности для сигналов $MAG_0(t)$ и $MAG_1(t)$.

По сигналам $MAG_0(t)$ и $MAG_1(t)$ рассчитывается сигнал $LLRs(t)$ (12), который затем поступает на блок пакетной синхронизации.

$$LLRs(t) = \log(MAG_0(t)) - \log(MAG_1(t)). \quad (12)$$

Блок пакетной синхронизации имеет память глубиной 512 ячеек для хранения входных LLR. При поступлении каждого нового отчета сигнала $LLRs(t)$ данные записываются в конец памяти, при этом все находящиеся в памяти данные сдвигаются на одну ячейку, отсчет из младшей ячейки выбрасывается. Для текущего состояния памяти выполняется проверка на соответствие момента времени окончания приема пакета с использованием коррелятора ПСП_с (анализируются соответствующие биты предполагаемого пакета). Критерием детектирования пакета является превышение пиком корреляции ПСП_с порога, рассчитываемого по предыдущим пикам.

В случае успешного детектирования пакета в места расположения битов пакетной

синхронизации пакета выставляются максимальные значения LLR, соответствующие битам ПСП_с. Таким образом, знание на приемнике ПСП_с используется в качестве априорной информации.

Принятый пакет поступает на обработку в LDPC-декодер, работающий по алгоритму минимума-сумм с шагом проверки завершения, описанным выше. В качестве матриц H и соответствующей ей матрицы G для процедуры кодирования/декодирования используются матрицы из экспериментального стандарта CCSDS 231.0-O-x.x для системы космической связи [8].

Оценка эффективности LDPC-декодирования

Оценка эффективности LDPC-декодирования проводилась методом моделирования в среде Matlab.

На рисунке 2 представлена зависимость BER от E_b/N_0 , на рисунке 3 – зависимость требуемого количества итераций для полного восстановления (если это возможно) от E_b/N_0 (максимальное количество итераций – 50). В качестве канала используется канал с аддитивным белым гауссовским шумом. Размер выборки случайных данных – 10^5 бит для каждого значения E_b/N_0 .

В первом случае (синяя пунктирная линия на рисунках 2 и 3) значение LLR в местах расположения битов пакетной синхронизации

Рис. 2. Зависимость BER от E_b/N_0
 — LDPC; — LDPC с исправлением;
 — без кодирования

Рис. 3. Зависимость количества итераций от E_b/N_0
 — LDPC; — LDPC с исправлением

не изменялись, во втором (красная линия на рисунках 2 и 3) — изменялись по описанному выше алгоритму.

Из результатов моделирования следует, что корректировка LLR битов пакетной синхронизации, с учетом априорного знания их значений (ПСП_с), позволяет уменьшить количество итераций (до 1,5 раз) при декодировании и BER (до 7 раз) для диапазона E_b/N_0 от -2,6 до 0 дБ.

Вывод

Предложенная методика корректировки LLR битов, основанная на априорном знании бит пакетной синхронизации для представленной сигнально-кодовой конструкции, позволяет повысить эффективность LDPC-декодирования (количество итераций для достижения аналогичного BER до 1,5 раза меньше; BER до 7 раз меньше для одинакового количества итераций).

Список литературы

1. Shannon C. A mathematical theory of communication. The Bell System Technical Journal. Vol. 27. Issue 3. July 1948, P. 379–423.
2. Gallager R. Low-density parity-check codes. IRE Transactions on information theory. 1962. № 8(1). P. 21–28.
3. Tanner R. A recursive approach to low complexity codes. IEEE transactions on information theory. 1981. № 27(5). P. 533–547.
4. Kou Y., Lin S., Fossorier M.P. Low-density parity-check codes based on finite geometries: a re-discovery and new results. IEEE Transactions on Information theory. 2001. № 47(7). P. 2711–2736.
5. Mohammad R.I., Dewan S.S., Muhammad M.A.F., Imran R. Optimized Min-Sum Decoding Algorithm for Low Density Parity Check Codes Dept. International Journal of Advanced Computer Science and Applications. 2011. Vol. 2. № 12. P. 172–174.
6. Amir H., Djahanshahi A.H. Optimizing and Decoding LDPC codes with Graph-Based Techniques. A dissertation submitted in partial satisfaction of the requirements for the degree. 2010. P. 16–80.
7. Johnson S. Introducing Low-Density Parity-Check Codes. University of Newcastle. May 2010, P. 8–9.
8. Short Blocklength LDPC Codes For Tc Synchronization And Channel Coding, CCSDS 231.0-O-x.x, 2012. P. 15–16.

Об авторах

Егоров Иван Викторович – ассистент кафедры радиотехнических систем Санкт-Петербургского государственного электротехнического университета «ЛЭТИ» им. В.И. Ленина, Санкт-Петербург, Российская Федерация.
Область научных интересов: сверхширокополосная радиолокация и связь.

Гайворонский Дмитрий Вячеславович – кандидат технических наук, доцент, заместитель декана факультета радиотехники и телекоммуникаций по научной работе, доцент кафедры радиотехнических систем Санкт-Петербургского государственного электротехнического университета «ЛЭТИ» им. В. И. Ленина, Санкт-Петербург, Российская Федерация.
Область научных интересов: сверхширокополосная радиолокация и связь.

Improving the efficiency of LDPC decoding when using additional a priory information

Egorov I. V., Gaivoronskiy D. V.

Saint Petersburg Electrotechnical University "LETI", St. Petersburg, Russian Federation

The paper describes LDPC decoding with account for packet synchronisation information, which, based on the principle of data generation, is more reliable than the information to be transmitted. The paper also gives an estimation of the LDPC coding efficiency with account for additional a priory information known for the signal-code sequence in use.

Keywords: LDPC, radio communication system, coding, decoding, direct spread spectrum

Information about the authors

Egorov Ivan Viktokrovich – Assistant Lecturer, Department of Radio Engineering Systems, Saint Petersburg Electrotechnical University "LETI", St. Petersburg, Russian Federation.

Science research interests: ultra-wideband radar and communication.

Gaivoronskiy Dmitriy Vyacheslavovich – Candidate of Engineering Sciences, Associate Professor, Deputy Dean for Research, Faculty of Radio Engineering and Telecommunications, Associate Professor, Department of Radio Engineering Systems, Saint Petersburg Electrotechnical University "LETI", St. Petersburg, Russian Federation.

Science research interests: ultra-wideband radar and communication.