

Научная статья

УДК 621.391.8

<https://doi.org/10.31854/1813-324X-2026-12-4-83-93>

EDN:POQGNP



Мягкое декодирование перфорированных сверточных кодов

✉ **Михаил Леонидович Маслаков**, maslakovml@gmail.com

✉ **Кирилл Витальевич Марюшкин**, kirillmarq@gmail.com

ООО «Специальный Технологический Центр»,
Санкт-Петербург, 195220, Российская Федерация
Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения,
Санкт-Петербург, 190000, Российская Федерация

Аннотация

Для достижения заданных вероятностно-временных характеристик адаптивных систем связи важной задачей является выбор оптимальной сигнально-кодовой конструкции. При этом для наиболее гибкого управления кодовой скоростью и, соответственно, исправляющей способностью кода часто применяют метод перфорации или выкалывания бит. В этом случае часть кодированных бит не передается по каналу связи, а на приемной стороне на их места обычно ставят нулевые значения бит. В среднем половина таких нулевых бит будут верны, но их надежность будет минимальна.

В работе представлен метод для реконструкции перфорированных бит сверточного кода, т. е. их «восстановления с некоторой вероятностью». Показано, что в случае, если один из связанных бит является выколотым, то он может быть реконструирован. Также может быть получена оценка надежности реконструированного бита.

Цель работы: продемонстрировать возможность реконструкции перфорированных бит сверточного кода и получения их мягкой оценки, а также обеспечиваемые этим методом вероятностные характеристики. Цель метода реконструкции перфорированных бит – улучшение вероятностных характеристик адаптивных систем связи пакетной передачи данных, в которых применяются перфорированные сверточные коды.

Используемый метод исследования: в работе проведено имитационное моделирование системы связи, применяющей перфорированные сверточные коды с различными масками перфорации.

Результаты. Приведены выражения для связи кодированных бит сверточного кода с кодовой скоростью $1/2$ при использовании любых полиномов. Выведены выражения для получения реконструированного бита и оценки его надежности. Приведены теоретические выражения оценки вероятности появления заданного числа ошибочных бит в канале с аддитивным белым гауссовским шумом.

Новизна состоит в теоретической проработке метода для реконструкции и оценки надежности перфорированных бит сверточных кодов.

Практическая значимость заключается в улучшении вероятностных характеристик адаптивных систем связи, в которых применяются перфорированные сверточные коды, а именно в уменьшении вероятности ошибки бит и потери сообщений.

Ключевые слова: сверточный код, перфорированный сверточный код, вероятность ошибки на бит, вероятность пакетной ошибки, отношение сигнал / шум

Ссылка для цитирования: Маслаков М.Л., Марюшкин К.В. Мягкое декодирование перфорированных сверточных кодов // Труды учебных заведений связи. 2026. Т. 12. № 4. С. 83–93. DOI:10.31854/1813-324X-2026-12-4-83-93. EDN:POQGNP

Original research

<https://doi.org/10.31854/1813-324X-2026-12-4-83-93>

EDN:POQGHP

Soft Decoding of Punctured Convolutional Codes

 **Mikhail L. Maslakov** ✉, maslakovml@gmail.com **Kirill V. Maryushkin**, kirillmarq@gmail.com

LLC Special Technology Center,
Saint-Petersburg, 195220, Russian Federation
Saint-Petersburg State University of Aerospace Instrumentation,
Saint-Petersburg, 190000, Russian Federation

Annotation

To achieve the specified probabilistic-temporal characteristics of adaptive communication systems, an important task is to choose the optimal signal-code construction. At the same time, for the most flexible control of the code rate and, consequently, the correcting ability of the code, the method of puncturing bits is often used. In this case, some of the encoded bits are not transmitted over the communication channel, and zero bit values are usually put in their places on the receiving side. On average, half of these zero bits will be correct, but their reliability will be minimal.

The paper presents a method for reconstructing perforated bits of a precision code, i.e. their "recovery with some probability". It is shown that if one of the connected bits is punctured, then it can be reconstructed. An assessment of the reliability of the reconstructed bit can also be obtained.

The purpose of the work is to demonstrate the possibility of reconstructing the perforated bits of the convolutional code and obtaining their soft evaluation, as well as the probabilistic characteristics provided by this method. The purpose of the punctured bit reconstruction method is to improve the probabilistic characteristics of adaptive packet data communication systems using perforated convolutional codes.

Research methods: as a research method, a simulation of a communication system using punctured convolutional codes with various perforation masks was carried out.

As a result, expressions for the relationship of encoded bits of a convolutional code with a code rate of 1/2 for any polynomials are obtained. Expressions are used to obtain the reconstructed bit and evaluate its reliability. Theoretical expressions are given for the probability of occurrence of a given number of errors for a channel with an additive white Gaussian noise.

The novelty lies in the theoretical elaboration of a method for reconstructing and evaluating the reliability of punctured bits of convolutional codes.

The practical significance lies in improving the probabilistic characteristics of adaptive communication systems that use perforated convolutional codes, namely, in reducing the bit-error rate and packet error rate.

Keywords: convolutional code, punctured convolutional code, bit-error-rate, packet-error-rate, signal-to-noise ratio

For citation: Maslakov M.L., Maryushkin K.V. Soft Decoding of Punctured Convolutional Codes. *Proceedings of Telecommunication Universities*. 2026; 12(4):83–93. (in Russ.) DOI:10.31854/1813-324X-2026-12-4-83-93. EDN:POQGHP

1. Введение

Главной задачей при функционировании современных систем телекоммуникаций является обеспечение быстрой, своевременной и надежной передачи цифровых данных. Для достижения требуемых показателей надежности передаваемых сообщений (вероятность ошибки на бит или вероятность пакетной ошибки) применяется помехо-

устойчивое кодирование. Среди наиболее часто встречающихся кодов в различных системах передачи данных в настоящее время применяют сверточные коды [1–3] и, обычно, реализуемые на их основе турбокоды [4–6], коды с малой проверкой на четность (LDPC, аббр. от англ. Low-Density Parity-Check) [6–8], а также кодовые конструкции на основе кодов Рида – Соломона [9, 10].

Помехоустойчивые коды позволяют обнаруживать и исправлять определенное количество ошибочно принятых бит (см. подробнее в [2, 10]), тем самым существенно улучшая вероятностные характеристики системы связи при доведении передаваемых сообщений. У каждого кода есть свои преимущества и недостатки, однако очевидной «платой» за их использование является введение избыточности, что снижает информационную скорость передачи данных. Как известно [10], коды с большей избыточностью и, соответственно, с меньшей кодовой скоростью обеспечивают лучшую исправляющую способность. Чтобы увеличить скорость передачи данных, можно повысить порядок (позиционность) используемой модуляции, что, однако, имеет ограничение, связанное с текущим состоянием канала связи, в первую очередь, характеризуемое отношением сигнал / шум (ОСШ). Скорость кода также является управляемым параметром адаптивной системы связи, позволяя обеспечивать определенные значения информационных скоростей и соответствующие вероятностные характеристики системы передачи данных.

Для достижения наиболее эффективного сочетания порядка модуляции, вида помехоустойчивого кода и вводимой кодом избыточности используют понятие сигнально-кодовой конструкции (СКК), а соответствующей ключевой задачей при функционировании адаптивной системы передачи данных является выбор оптимальной СКК. Под оптимальностью при этом часто [4, 7] полагают – достижение максимальной информационной скорости при обеспечении заданной вероятности доведения передаваемых сообщений.

При этом, в рамках одной системы связи, как правило, применяют определенное «семейство» или «класс» помехоустойчивых кодов, адаптивно изменяя их параметры, тем самым обеспечивая компромисс между скоростью кода и исправляющей способностью. Так, для изменения кодовой скорости сверточных кодов можно варьировать количеством входных регистров, числом используемых полиномов и связанным с ним количеством выходов кодера (см. подробнее в [1, 3]). В результате получают значения скоростей кода R , равные, например, $1/2$, $1/3$, $1/4$, $2/3$, $3/4$ и другие, обеспечивая большую исправляющую способность для меньших скоростей.

Второй подход для управления скоростью и, соответственно, исправляющей способностью сверточного кода заключается в использовании механизма перфорации или выкалывания бит. Для этого за основу, как правило, берут сверточный код со скоростью $R = 1/2$ и, в соответствии с некоторым правилом или маской перфорации, удаляют определенные биты. В этом случае часть кодирован-

ных бит не передается по каналу связи, а на приемной стороне на их места обычно ставят нулевые значения бит. В среднем половина таких нулевых бит будут верны.

Декодирование при этом осуществляется теми же алгоритмами, что и при отсутствии перфорации. В результате – применение механизма перфорации для увеличения кодовой скорости эквивалентно увеличению вероятности ошибки на бит или уменьшению ОСШ в канале связи.

В данной работе рассматривается задача декодирования перфорированных сверточных кодов, а для улучшения вероятностных характеристик предложен метод реконструкции – мягкой оценки перфорированных бит. Цель работы – продемонстрировать возможность реконструкции перфорированных бит сверточного кода и их мягкой оценки, а также – обеспечиваемые этим методом вероятностные характеристики.

2. Применение перфорации в сверточных кодах

В данном разделе кратко рассмотрим вопросы применения и декодирования перфорированных сверточных кодов. Сверточные коды достаточно давно нашли широкое применение во многих системах передачи данных – широкополосных системах цифровой радио- и видеотрансляции, мобильных системах связи, спутниковых системах связи [11–15]. Они демонстрируют хорошие вероятностные характеристики в так называемых каналах с памятью [16–18], т. е. в каналах, характеризующихся многолучевым распространением, и, как следствие, замираниями [3, 17, 18].

К достоинствам сверточных кодов можно отнести достаточно простую реализацию кодера, как с точки зрения алгоритма, так и с позиции вычислительных операций. Для их декодирования обычно используют алгоритмы Витерби [1, 2], BCJR (аббр. от англ. Bahl-Cocke-Jelinek-Raviv) [17] или их модификации, например, алгоритм SOVA (аббр. от англ. Soft-Output Viterbi Algorithm) [18]. При этом для достижения высокой вероятности декодирования, с учетом требований, предъявляемым к современным системам связи [11–15], реализация этих алгоритмов предполагает использование мягких решений демодулятора [19–22].

Как отмечалось во введении, для достижения более высоких информационных скоростей в условиях больших значений ОСШ в канале связи можно повысить скорость кода за счет применения перфорации бит. Далее скорость базового или, как еще называют, материнского [23] кода будем обозначать R , а скорость кода после перфорации – R_p . В рамках данной работы будем полагать, что $R = 1/2$, что соответствует наиболее частому практическому случаю [24–26].

Применение перфорации позволяет использовать один и тот же алгоритм декодирования для кода со скоростью $R = 1/2$, реализуя, например, скорости кода $2/3$ или $3/4$ и обеспечивая практически такую же исправляющую способность, как при непосредственной реализации декодера с соответствующими скоростями за счет применения соответствующего числа полиномов, а также числа входов и выходов кодера (см. подробнее в [1, 2]). При этом реализация декодера со скоростью $R = 1/2$ значительно проще, чем для случаев скоростей $2/3$ или $3/4$. Вторым заметным преимуществом перфорации является возможность более гибко менять скорость кода, при необходимости обеспечивая практически любые соотношения для скорости кода:

$$\begin{cases} R_p = \frac{K}{N} \geq \frac{1}{2} \\ \left\lceil \frac{N}{2} \right\rceil \leq K \leq N - 1 \end{cases}, \quad (1)$$

где K, N – пара целых чисел; $\lceil \cdot \rceil$ – операция округления в большую сторону.

Для указания перфорируемых бит применяют различные маски перфорации, которые в работе будем задавать в формате $m = [1, 1, 1, 0]$, где 0 – предполагает выкалывание (удаление) соответствующего бита в потоке бит на выходе кодера.

В приведенном примере каждый 4-й бит не передают, а скорость кода после перфорации R_p составит:

$$R_p = R \cdot \frac{M}{\sum_{k=0}^{M-1} m(k)} = \frac{1}{2} \cdot \frac{M}{M_1} = \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{3} = \frac{2}{3}, \quad (2)$$

где M – длина маски перфорации; M_1 – количество единиц в маске перфорации.

Отметим, что для заданных значений M, M_1 в зависимости от вида маски m (т.е. от указания, какие именно биты будут удалены) вероятностные характеристики при декодировании могут отличаться, причем для ряда случаев весьма значительно [24]. В целом характеристики сверточных кодов с применением перфорации достаточно полно исследованы во многих работах, в частности [17, 23, 24, 29]. Можно заметить, что результаты при декодировании для различных масок, реализующие различные скорости, также весьма разнятся в зависимости от ОСШ и, соответственно, вероятности ошибки на бит (BER, аббр. от англ. Bit-Error-Rate) на выходе демодулятора. Например, для маски вида $[1, 0, 1, 0, 1, 1]$, что соответствует скорости перфорируемого кода $R_p = 3/4$, в случае низких ОСШ наблюдаются более низкие значения BER на выходе декодера и вероятности пакетной ошибки (PER, аббр. от англ. Packet-Error-Rate), чем для маски $[1, 0, 1, 0, 1, 0, 1, 1]$, соответствующей скорости перфорируемого кода $R_p = 4/5$, что является логичным и ожидаемым результатом. Однако

для более высоких значений ОСШ наблюдается противоположный результат. Указанный пример демонстрируется в работе [24].

Таким образом, для достижения наилучших вероятностных показателей при использовании перфорируемых сверточных кодов, помимо реализуемой скорости кода, важным является выбор вида соответствующей маски перфорации (правила выкалывания) [23, 29].

При декодировании перфорируемых сверточных кодов необходимо от скорости кодированного потока R_p «вернуться» к скорости $R = 1/2$. Для этого на места выколотых бит ставят нулевые значения. При условии использования мягкой демодуляции надежность таких бит устанавливается минимальной. Таким образом, удаленные при декодировании и «реконструированные» на приемной стороне нулевыми значениями биты оказывают непосредственное влияние на процесс декодирования, а их вероятность равна 0,5 (другими словами, их надежность минимальна).

Указанное обстоятельство является существенным отличием от применения механизма стираний при реализации алгоритма рангового декодирования [20], когда наименее надежные биты «отмечаются» как стертые и фактически «не участвуют» при декодировании, но при этом могут быть восстановлены.

Восстановление и декодирование в этом случае возможно при выполнении:

$$d - 1 \geq e + s, \quad (3)$$

где d – кодовое расстояние; e – число ошибок; s – число стираний.

Декодирование с применением стираний осуществляют для блочных кодов, в том числе кодов Рида – Соломона, например, для конструкций с внешним кодом Рида – Соломона и добавлением бита четности к его символам [9]. В этом случае могут быть обнаружены все четные битовые ошибки, а соответствующие символы кода Рида – Соломона отмечаются как стирания. При декодировании стирания либо «не участвуют» в формировании решения декодера, либо последовательно восстанавливаются на основе проверок [10]. Однако при декодировании сверточных кодов каждый кодированный бит участвует в процессе формирования решения. Поэтому выколотые биты заменяют нулями с присвоением наиболее низкой надежности, чтобы «минимизировать» его влияние на решение декодера [26]. Другими словами, применение механизма стираний при декодировании сверточных кодов в том виде, как это осуществляется для блочных кодов, невозможно, независимо от используемого алгоритма декодирования сверточного кода [26, 27].

Рассмотрим далее возможность реконструкции перфорированных бит с вынесением оценок надежности. Отметим, что возможность реконструкции перфорированных сверточных кодов также рассматривалась в работах [30–33]. Однако отметим существенное отличие от данной работы: в указанных работах основной целью было определение вида маски перфорации.

3. Мягкая оценка выколотых бит

Работа рассматриваемого авторами метода предполагает применение мягкой демодуляции, что не является ограничением метода, т. к. вычислительные ресурсы модемов современных систем связи, использующие как фазовую, так и квадратурную амплитудную манипуляцию, позволяют реализовать соответствующие алгоритмы оценок мягких решений. Однако при использовании в качестве формирования мягких оценок метода квантования уровней [22] – оценки надежности бит, подвергшихся перфорации в случае простой их замены нулями – устанавливают среднему значению квантилей. Это значение определяется с учетом количества квантов и их градаций. В случае вычисления оценок надежности бит на основе отношения логарифма правдоподобия (LLR, аббр. от англ. Log-Likelihood-Ratio) [18, 34] могут быть оценены вероятности демодулированных бит или, другими словами, оценки их надежности. При этом вероятность / надежность бит, подвергшихся перфорации, устанавливают равной 0,5.

В данной работе будем полагать применение подхода на основе отношения логарифма правдоподобия, позволяющего получать оценки вероятностей для каждого принятого бита. При этом отметим, что реализация декодера, оперирующего оценками LLR, является более предпочтительной в вычислительном плане, чем использование вероятностей. Однако корректное вычисление оценок надежностей реконструируемых бит возможно лишь с использованием вероятностей, что связано с нелинейностью функционала для перехода от LLR к вероятностям. При этом заметим, что квантильная оценка может быть нормирована и сведена к оценкам вероятностей, однако они будут существенно «загрублены», что негативно скажется на работе рассматриваемого в работе метода.

Исследование о получении мягких оценок на основе логарифма отношения правдоподобия в достаточном объеме представлено, например, в монографиях [18, 22].

Пусть на вход кодера сверточного кода поступает последовательность информационных бит b_n , $n = 0, 1, 2, \dots$. Тогда на выходе получим кодовую последовательность c_n , $n = 0, 1, 2, \dots$, элементы которой определяются следующим образом:

$$\begin{cases} c_{2n} = \sum_{l=0}^{L-1} p_l^0 b_{n-l} \\ c_{2n+1} = \sum_{l=0}^{L-1} p_l^1 b_{n-l} \end{cases}, \quad (4)$$

где p_l^0, p_l^1 – коэффициенты полиномов сверточного кода (здесь верхний индекс – номер полинома, нижний – номер коэффициента полинома); L – длина или количество элементов полиномов.

Суммирование в (4) и далее полагаем по модулю 2. Также отметим, что здесь и далее для отрицательных значений индексов $b_n = 0$, $n < 0$.

В качестве примера рассмотрим сверточный код (6, 3, 5), задаваемый полиномами (5, 7) (полиномы здесь и далее записаны в восьмеричной форме). Для любого сегмента $k = 0, 2, 4, \dots$ длиной 6 кодированных бит можно записать:

$$\begin{cases} c_k = b_k \oplus b_{k-2} \\ c_{k+1} = b_k \oplus b_{k-1} \oplus b_{k-2} \\ c_{k+2} = b_{k+1} \oplus b_{k-1} \\ c_{k+3} = b_{k+1} \oplus b_k \oplus b_{k-1} \\ c_{k+4} = b_{k+2} \oplus b_k \\ c_{k+5} = b_{k+2} \oplus b_{k+1} \oplus b_k \end{cases} \quad (5)$$

где $\oplus$ – означает суммирование по модулю 2.

Можно заметить, что следующая сумма кодированных бит всегда будет равна нулю:

$$c_k \oplus c_{k+1} \oplus c_{k+2} \oplus c_{k+4} \oplus c_{k+5} = 0. \quad (6)$$

Можно обобщить, заметив, что (6) выполняется для любого четного значения k . Из тождества (6) следует, что любой кодированный бит из сегмента $[k; k+5]$, $k = 0, 2, 4, \dots$ длиной 6, кроме c_{k+3} , может быть представлен линейной комбинацией прочих бит данного сегмента, например:

$$c_{k+4} = c_k \oplus c_{k+1} \oplus c_{k+2} \oplus c_{k+5}. \quad (7)$$

Следовательно, если допустить, что указанный бит был выколотым, то он может быть восстановлен, при условии, что остальные 4 бита были приняты верно. Т. е. применительно к данному примеру была использована маска перфорации [1,1,1,1,0,1]. Однако с учетом того, что гарантировать безошибочность бит, указанных в правой части выражения (7), нельзя, то по отношению к выколотому биту применяют термин «реконструкция». Далее этот бит будем обозначать $\hat{c}_{k+4}$.

Рассмотрим надежность реконструируемого бита. Обозначим оценки вероятностей/надежностей принятых кодированных бит P_n , $n = 0, 1, 2, \dots$. Тогда вероятность реконструируемого бита (7) определяется из выражения:

$$\hat{P}_{k+4} = P_k \cdot P_{k+1} \cdot P_{k+2} \cdot P_{k+5}. \quad (8)$$

Для маски $[1,1,1,1,0,1]$ из рассматриваемого примера дополним возможные альтернативные комбинации для оценки бита c_{k+4} . В результате, в дополнение к (7) запишем:

$$\hat{c}_{k+4} = c_{k+2} \oplus c_{k+3} \oplus c_{k+6} \oplus c_{k+7}, \quad (9)$$

$$\hat{c}_{k+4} = c_{k+5} \oplus c_{k+6} \oplus c_{k+8} \oplus c_{k+9}. \quad (10)$$

Соответствующие оценки вероятности, аналогично (8), определяются следующим образом:

$$\hat{P}_{k+4} = P_{k+2} \cdot P_{k+3} \cdot P_{k+6} \cdot P_{k+7}, \quad (11)$$

$$\hat{P}_{k+4} = P_{k+5} \cdot P_{k+6} \cdot P_{k+8} \cdot P_{k+9}. \quad (12)$$

Обозначим гипотезы реконструируемого бита, получаемые из выражений (7), (9), (10) соответственно $\hat{c}_{k+4}^{(0)}$, $\hat{c}_{k+4}^{(1)}$, $\hat{c}_{k+4}^{(2)}$, а оценки вероятностей из выражений (8), (11), (12) – $\hat{P}_{k+4}^{(0)}$, $\hat{P}_{k+4}^{(1)}$, $\hat{P}_{k+4}^{(2)}$. Очевидно, что при наличии ошибок биты $\hat{c}_{k+4}^{(0)}$, $\hat{c}_{k+4}^{(1)}$, $\hat{c}_{k+4}^{(2)}$ могут быть не равны. Однако можно выбрать «номер» наиболее вероятной гипотезы:

$$I = \arg \left\{ \max_{i=0,1,2} \hat{P}_{k+4}^{(i)} \right\}. \quad (13)$$

4. Обобщение метода оценки выколотых бит

Из выражений (4) можно получить формулу для связи бит, аналогичную (6), для любой произвольной пары полиномов:

$$\sum_{l=0}^{L-1} p_{L-l-1}^1 c_{k+2l} + \sum_{l=0}^{L-1} p_{L-l-1}^0 c_{k+2l+1} = 0. \quad (14)$$

Соответствующие биты далее будем называть «связанными». Оценка некоторого бита с номером $k^* = k + z^*$, $z^* \in [0; 2L - 1] = [Z]$ может быть получена из выражения:

$$\begin{aligned} \hat{c}_{k^*} = \sum_{\substack{z \in [Z], \\ z \neq z^*}} c_{k+z} = \sum_{\substack{l=0, \\ 2l \neq z^*}}^{L-1} p_{L-l-1}^1 c_{k+2l} + \\ + \sum_{\substack{l=0, \\ 2l+1 \neq z^*}}^{L-1} p_{L-l-1}^0 c_{k+2l+1}, \end{aligned} \quad (15)$$

где $[Z]$ – множество номеров, соответствующих связанным битам из выражения (14).

Тогда оценка вероятности / надежности реконструированного бита $\hat{c}_{k^*}$ может быть получена из выражения:

$$\begin{aligned} \hat{P}_{k^*} = \prod_{\substack{z \in [Z], \\ z \neq z^*}} P_{k+z} = \prod_{\substack{l=0, \\ 2l \neq z^*}}^{L-1} p_{L-l-1}^1 P_{k+2l} \times \\ \times \prod_{\substack{l=0, \\ 2l+1 \neq z^*}}^{L-1} p_{L-l-1}^0 P_{k+2l+1}. \end{aligned} \quad (16)$$

Представленный подход позволяет реконструировать выколотый бит кодированной последовательности, а также получить оценку вероятности / надежности реконструированного бита для любой пары полиномов.

5. Вероятности ошибок

В данном разделе рассмотрим вероятности ошибок связанных бит (14).

Здесь заметим, что в качестве модели канала в рамках данной работы ограничимся моделью канала с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ). Подобное ограничение можно полагать допустимым в силу следующих доводов. При использовании сверточных кодов практически всегда применяют перемежители и деперемежители [11, 17] – устройства, осуществляющие перемеживание и восстановление потока бит с целью устранения пакетов ошибок, которые могут возникать в замирающих каналах связи. В результате их использования получаемую на входе декодера кодовую последовательность бит можно полагать как последовательность, полученную из канала АБГШ, с учетом уточнений: во-первых, надежность отдельно взятых бит может быть несколько ниже, чем характерные значения для текущего среднего значения ОСШ; и, во-вторых, интервал корреляции канала в несколько раз меньше длины перемежителя. Вместе с тем применение перфорации предполагает, что текущее состояние канала является «хорошим», т. е. ОСШ и глубина замираний «достаточно», чтобы использовать текущий код с определенной маской перфорации и соответствующей скоростью кода R_p [17].

Канала АБГШ можно рассматривать как в виде непрерывной модели, так и в виде дискретной, что позволяет однозначно перейти от заданного значения ОСШ к вероятности ошибки на бит, которую обозначим P_{ch} . Отметим отличие между P_{ch} и P_n , $n = 0, 1, 2, \dots$: P_{ch} характеризует теоретическую вероятность ошибки каждого бита в канале, в то время как вероятности P_n характеризуют надежность соответствующего принятого бита.

Обозначим количество связанных бит из (14) Q . Для упрощения выкладок положим один бит из Q выколотым. Тогда из принятых $Q_1 = Q - 1$ бит вероятность $q \in [0; Q_1]$ ошибочных бит определяется из выражения:

$$P_e(P_{ch}|q) = \binom{q}{Q_1} P_{ch}^q (1 - P_{ch})^{Q_1 - q}. \quad (17)$$

Если заменить выколотые биты нулевыми, то соответствующие вероятности, что они верны или, напротив, ошибочны и будут равны 0,5. Тогда вероятность $q' \in [0; Q]$ ошибочных бит из всех Q связанных бит есть:

$$P'_e(P_{ch}|q') = 0,5 \cdot P_e(P_{ch}|q' - 1) + 0,5 \times \\ \times P_e(P_{ch}|q') = 0,5(P_e(P_{ch}|q' - 1) + P_e(P_{ch}|q')), \quad (18)$$

где $P_e(P_{ch}| - 1) = 0$ и $P_e(P_{ch}|Q) = 0$.

При реконструкции выколотого бита в соответствии с выражением (15) можно заметить, что нечетное число ошибок в Q_1 битах приведет к ошибке реконструированного бита, и, соответственно, количество ошибок из Q связанных бит будет четным. Напротив – если число ошибок в Q_1 битах четно, то реконструированный бит будет верным и в Q связанных битах не появится новых ошибок. Как следствие при реконструкции предложенным методом возможно лишь четное число ошибок среди Q связанных бит, а их вероятности определяются следующим образом:

$$P''_e(P_{ch}|q'') = P_e(P_{ch}|q'' - 1) + P_e(P_{ch}|q''), \quad (19)$$

где $q'' \in 2 \cdot [0; \lfloor \frac{Q}{2} \rfloor]$, если $\lfloor \cdot \rfloor$ – операция округления в меньшую сторону.

В результате значения $q'' = 0, 2, 4, \dots, Q''$, где Q'' четное из $\{Q - 1; Q\}$.

На рисунке 1 приведены зависимости вероятностей $P_e(P_{ch}|q)$, $P'_e(P_{ch}|q')$ и $P''_e(P_{ch}|q'')$ для различного числа ошибок q, q', q'' от вероятности ошибки на бит в канале P_{ch} . Зависимости представлены для сверточного кода (6, 3, 5), задаваемого полиномами (5, 7) и маски перфорации [1, 1, 1, 0, 1].

Из представленных зависимостей можно отметить следующее. Во-первых, вероятность, что среди связанных бит (14) не будет ошибок при реконструкции (15), в 2 раза больше, чем вставка нулевых бит. Во-вторых, однако, вероятности появления q'' ошибок при реконструкции (15) превосходят вероятности появления такого же количества ошибок q' при вставке нулевых бит. Последнее приводит к выводу, что метод реконструкции перфорированных бит «сам по себе» приведет к большим вероятностям ошибки на бит и, соответственно, пакетной ошибке на выходе декодера в случае жестких решений. Здесь же заметим, что продемонстрированные зависимости были получены на основе вероятности ошибки на бит в канале P_{ch} , что не в полной мере характеризует представленный в разделах 3–4 метод, использующий оценки P_n , $n = 0, 1, 2, \dots$.

Ключевым результатом представленного метода реконструкции (15) является возможность получения оценки надежности выколотого бита в виде (16), в отличие от вставки нулей с минимальным весом. При этом надо отметить, что оценки надежности ошибочных бит «как правило» будут малы, а надежность реконструированного бита не превзойдет минимальной из связанных бит (при этом рассматривая надежность бит в виде вероятностей минимальное значение будет

равно 0,5). Одним из вариантов решения указанной проблемы может быть установление фиксированного значения вероятностей оцениваемых реконструированных бит на уровне 0,55–0,6. Также отметим возможность применения ранжирования надежностей бит, с присвоением соответствующих значений, что приведет к более высоким оценкам для верно реконструируемых выколотых битам. При этом наличие надежностей верно реконструированных выколотых бит выше минимально возможной (выше 0,5), очевидно и приводит к выбору корректного пути при декодировании, в отличие от вставки нулевых бит с вероятностью 0,5.

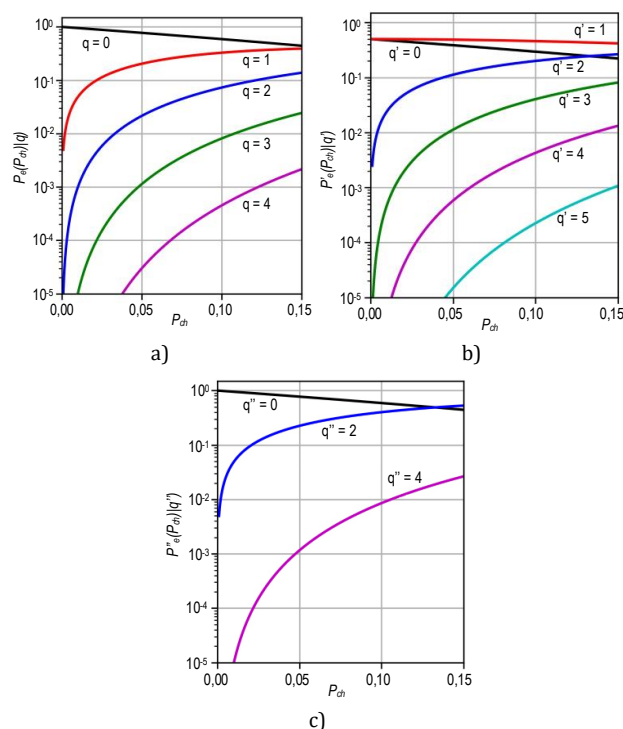


Рис. 1. Зависимости вероятностей $P_e(P_{ch}|q)$ (a), $P'_e(P_{ch}|q')$ (b) и $P''_e(P_{ch}|q'')$ (c) для различного числа битовых ошибок от вероятности ошибки на бит в канале

Fig. 1. Probability Dependencies $P_e(P_{ch}|q)$ (a), $P'_e(P_{ch}|q')$ (b) and $P''_e(P_{ch}|q'')$ (c) for Different Numbers of bit Errors on the Bit-Error-Rate in Channel

Кроме того отметим, что для некоторых масок и пар полиномов определенные выколотые биты могут быть реконструированы несколькими альтернативными выражениями. В частности, для примера из раздела 3. Это позволит получить несколько независимых оценок с последующим выбором более надежной и с большей вероятностью верной в случае их отличия друг от друга.

6. Результаты

В данном разделе представлены результаты моделирования предложенного метода мягкой оценки перфорированных бит, а также приведено сравнение со «стандартным» методом простой

вставки нулевых бит с присвоением им минимальной надежности.

В качестве модели канала, как отмечалось в разделе 5, использована модель канала АБГШ. При моделировании будем полагать пакетную передачу данных, при этом пакет состоит из сообщений длиной 200 байт. Каждое сообщение закрыто контрольной суммой CRC длиной 32 бита, что практически сводит к нулю ложное обнаружение ошибочного сообщения в качестве верно декодированного. При моделировании был использован сверточный код с порождающими полиномами (133, 171), используемый в ряде известных стандартов систем связи [11, 14]. В качестве масок при моделировании будут рассмотрены [1,1,1,1,1,1,1,0,1,1,1,0,1,1,1] и [1,1,1,0,0,1], позволяющие обеспечить скорости 9/16 и 3/4, соответственно. При декодировании применялся декодер Витерби с мягкими решениями. Для получения мягких оценок предполагается вычисление значений LLR для каждого бита, на основе которых могут быть получены соответствующие оценки вероятностей (см. подробнее [18, 22]).

На рисунке 2 показаны результаты моделирования – кривые BER и PER на выходе декодера в зависимости от ОСШ (SNR, аббр. от англ. Signal-to-Noise-Ratio) для различных масок перфорации, где 1 – замена нулями; 2 – оценка методом реконструкции.

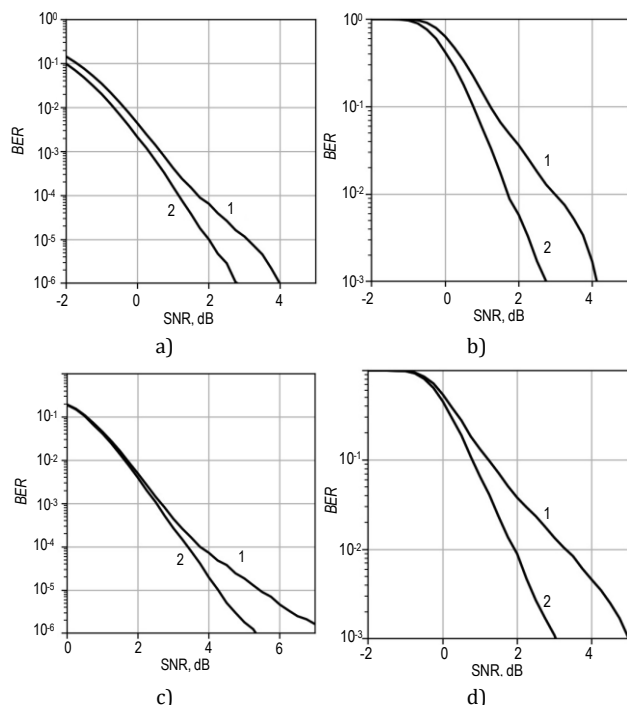


Рис. 2. Вероятностные характеристики на выходе декодера для масок перфорации: [1,1,1,1,1,1,1,0,1,1,1,0,1,1,1] – BER (a), PER (b) и [1,1,1,0,0,1] – BER (c), PER (d)

Fig. 2. Probabilistic Characteristics at the Decoder Output for the Perforation Masks: [1,1,1,1,1,1,1,0,1,1,1,0,1,1,1] – BER (a), PER (b) and [1,1,1,0,0,1] – BER (c), PER (d)

Как видно, представленный метод мягкой реконструкции перфорированных бит позволяет существенно уменьшить вероятности ошибки на бит и вероятности потери пакета при декодировании пакетов кодированных сверточных кодом с применением перфорации. Также отметим, что в обоих случаях использовался один и тот же декодер. Таким образом, незначительное увеличение вычислительной сложности предложенного метода заключается исключительно в процедуре получения оценок реконструируемых бит и их надежностей.

7. Заключение

В работе рассмотрен вопрос улучшения вероятностных характеристик системы связи, в случае использования перфорированных сверточных кодов в адаптивных системах передачи данных. Механизм перфорации является инструментом гибкого управления скоростью кода и, соответственно, обеспечиваемых вероятностных характеристик, позволяя обеспечивать наиболее оптимальные соотношения характеристик кода с учетом текущего состояния канала связи. При этом возникают ситуации «ухудшения» состояния канала связи, относительно прогнозируемой оценки, что, в частности, характеризуется уменьшением ОСШ, и «несоответствием» выбранной сигнально-кодовой конструкции текущему реальному состоянию канала.

В таких условиях для улучшения вероятностных характеристик может быть использован метод реконструкции перфорированных бит – оценки соответствующих значений перфорированных бит, а также оценки их надежности / вероятности. Авторами проработаны теоретическая и практическая составляющие метода реконструкции перфорированных бит: получены теоретические зависимости вероятностей появления определенного количества ошибочных бит, а также – выражения для определения связанных бит для любых полиномов сверточного кода, на основе которых могут быть получены оценки, как битовых значений, так и оценки их надежности.

Представленное моделирование демонстрирует потенциальные возможности метода реконструкции при использовании различных масок перфорации. В качестве продолжения работы авторами предполагается рассмотрение и анализ эффективности применения предложенного метода оценки перфорированных бит при декодировании сверточных кодов в случае каналов с замираниями.

Дополнительно отметим, что реализация некоторых турбокодов основана на базе сверточных кодов, для которых также применяют перфорацию бит [4-6], однако рассмотрение данного вопроса выходит за рамки данной статьи.

Список источников

1. Johannesson R., Zigangirov K.Sh. Fundamentals of Convolutional Coding. New York: Wiley-IEEE Press. 1999. DOI:10.1109/9780470544693
2. Блейхут Р.Э. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки. Пер. с англ. М.: Мир, 1986.
3. Neubauer A., Freudenberger J., Kuhn V. Coding Theory. Algorithms, Architectures and Applications. Chichester: John Wiley & Sons, 2007. DOI:10.1002/9780470519837. EDN:SRHZUR
4. Schlegel C.B., Perez L.C. Trellis and Turbo Coding. New Jersey: John Wiley & Sons, 2004. DOI:10.1002/0471667846
5. Abbasfar A. Turbo-like Codes. Dordrecht: Springer, 2007. DOI:10.1007/978-1-4020-6391-6
6. Johnson S.J. Iterative Error Correction. Turbo, Low-Density Parity-Check and Repeat-Accumulate Codes. Cambridge: Cambridge University Press, 2010. DOI:10.1017/CBO9780511809354. EDN:UQMSHL
7. Moon T.K. Error Correction Coding: Mathematical Methods and Algorithms. New Jersey: John Wiley & Sons, 2005. DOI:10.1002/0471739219. EDN:SSWZQP
8. Franceschini M., Ferrari G., Raheli R. LDPC Coded Modulations. Berlin: Springer, 2009. DOI:10.1007/978-3-540-69457-1
9. Wicker S.B., Bhargava V.K. Reed-Solomon Codes and Their Applications. New Jersey: IEEE Press, 1994.
10. Huffman W.C., Pless V. Fundamentals of Error-Correcting Codes. Cambridge: Cambridge University Press, 2003. DOI:10.1017/CBO9780511807077
11. ARINC Characteristic 635-4. HF Data Link Protocol. Dec. 1, 2003.
12. 3GPP TS 04.04 V8.1.2. Technical Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network; Physical layer on the radio path; General description. 2002.
13. Вишнеvский В.М., Ляхов А.И., Портной С.Л., Шахнович И.В. Широкополосные беспроводные сети передачи информации. М.: Техносфера, 2005. EDN:QMONPT
14. Halonen T., Romero J., Melero J. GSM, GPRS and EDGE Performance: Evolution Towards 3G/UMTS. John Wiley & Sons, 2004.
15. Yang B., Lu J., Chen K., Zhang J., Dai Ch. Puncturing and interleaving analysis of a physical layer link based on IEEE802.11a // Proceedings of the Global Mobile Congress (Shanghai, 17–18 October 2011). IEEE, 2011. DOI:10.1109/GMC.2011.6103922
16. Cavers J.K. Mobile channel characteristics. New York: Kluwer, 2002.
17. Сидоренко А.А. Повышение эффективности комбинированных помехоустойчивых кодов. Дис. ... докт. техн. наук. Владимир: Владимирский государственный университет им. А.Г. и Н.Г. Столетовых, 2024.
18. Карташевский В.Г., Мишин Д.В. Прием кодированных сигналов в каналах с памятью. М.: Радио и связь, 2004. EDN:QMNTCR
19. Bahl L., Cocke J., Jelinek F., Raviv J. Optimal Decoding of Linear Codes for minimizing symbol error rate // IEEE Transactions on Information Theory. 1974. Vol. 20. Iss. 2. PP. 284–287. DOI:10.1109/TIT.1974.1055186
20. Hagenauer J., Hoeher P. A Viterbi algorithm with soft-decision outputs and its applications // Proceedings of the Global Telecommunications Conference and Exhibition 'Communications Technology for the 1990s and Beyond (Dallas, USA, 27–30 November 1989). IEEE, 1989. PP. 1680–1686. DOI:10.1109/GLOCOM.1989.64230
21. Hagenauer J., Offer E., Papke L. Iterative decoding of binary block and convolutional codes // IEEE Transactions on Information Theory. 1996. Vol. 42. Iss. 2. PP. 429–445. DOI:10.1109/18.485714
22. Гладких А.А. Основы теории мягкого декодирования избыточных кодов в стирающем канале связи. Ульяновск: УлГТУ, 2010. EDN:QMVTNX
23. Данг К.Н. Поиск лучших перфорированных сверточных кодов с высокими скоростями // Известия высших учебных заведений России. Радиоэлектроника. 2013. № 4. С. 9–12. EDN:RUXAGD
24. Daneshgaran F., Laddomada M., Mondin M. An extensive search for good punctured rate- $k/(k+1)$ recursive convolutional codes for serially concatenated convolutional codes // IEEE Transactions on Information Theory. 2004. Vol. 50. Iss. 1. PP. 208–217. DOI:10.1109/TIT.2003.821981
25. Chen W., Wu G. Blind Recognition of $(n-1)/n$ Rate Punctured Convolutional Encoders in a Noisy Environment // Journal of Communications. 2015. Vol. 10. Iss. 4. PP. 260–267. DOI:10.12720/jcm.10.4.260-267
26. Muhammad K., Letaief B.K. On the performance of sequential and Viterbi decoders for high-rate punctured convolutional codes // IEEE Transactions on Communications. 1995. Vol. 43. Iss. 11. PP. 2687–2695. DOI:10.1109/26.481219
27. Begin G., Haccoun D. Performance of sequential decoding of high-rate punctured convolutional codes // IEEE Transactions on Communications. 1994. Vol. 2. Iss. 234. PP. 966–978. DOI:10.1109/TCOMM.1994.580205
28. Acikel O.F., Ryan W.E. Punctured high rate SCCCs for BPSK/QPSK channels // Proceedings of the International Conference on Communications (ICC 2000). Proceedings of the Global Convergence Through Communications. Proceedings of the Conference Record. New Orleans, USA, 18–22 June 2000. IEEE, 2000. PP. 434–439. DOI:10.1109/ICC.2000.853356
29. Данг К.Н. Исследование методов поиска оптимальных сверточных и перфорированных сверточных кодов. Дис. ... канд. тех. наук. Санкт-Петербург: С.-Петербургский государственный электротехнический университет (ЛЭТИ), 2014.
30. Cluzeau M., Finiasz M. Reconstruction of punctured convolutional codes // Proceedings of the 2009 IEEE Information Theory Workshop, Taormina, Italy, 11–16 October 2009. IEEE, 2009. PP. 75–79. DOI:10.1109/ITW.2009.5351168
31. Chung H., Jang H., Seong J. An efficient algorithm for the reconstruction of punctured convolutional codes / EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking. 2017. Vol. 2017. P. 86. DOI:10.1186/s13638-017-0869-4
32. Han S.N., Zhang M., Li X.H. A Fast Method for Blind Identification of Punctured Convolutional Codes // Radioengineering. 2018. Vol. 27. Iss. 2. PP. 572–579. DOI:10.13164/re.2018.0572
33. Teimouri M. Blind reconstruction of punctured convolutional codes // Physical Communication. 2021. Vol. 47. P. 101297. DOI:10.1016/j.phycom.2021.101297. EDN:PLUSEZ

34. Hasan A.A., Marsland I.D. Low complexity LLR metrics for polar coded QAM // Proceedings of the 30th Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering, Windsor, Canada, 30 April 2017 – 03 May 2017. IEEE, 2017. DOI:10.1109/CCECE.2017.7946778

References

1. Johannesson R, Zigangirov K.Sh. *Fundamentals of Convolutional Coding*. New York: Wiley-IEEE Press. 1999. DOI:10.1109/9780470544693.
2. Blahut R.E. *Theory and Practice of Error Control Codes*. Massachusetts: Addison-Wesley; 1983.
3. Neubauer A., Freudenberger J., Kuhn V. Coding Theory. Algorithms, Architectures and Applications. Chichester: John Wiley & Sons; 2007. DOI:10.1002/9780470519837. EDN:SRHZUR
4. Schlegel C.B., Perez L.C. Trellis and Turbo Coding. New Jersey: John Wiley & Sons; 2004.
5. Abbasfar A. *Turbo-like Codes*. Dordrecht: Springer; 2007. DOI:10.1007/978-1-4020-6391-6
6. Johnson S.J. *Iterative Error Correction. Turbo, Low-Density Parity-Check and Repeat-Accumulate Codes*. Cambridge: Cambridge University Press; 2010. DOI:10.1017/CBO9780511809354. EDN:UQMSHL
7. Moon T.K. *Error Correction Coding: Mathematical Methods and Algorithms*. New Jersey: John Wiley & Sons; 2005. DOI:10.1002/0471739219. EDN:SSWZQP
8. Franceschini M., Ferrari G., Raheli R. *LDPC Coded Modulations*. Berlin: Springer, 2009. DOI:10.1007/978-3-540-69457-1
9. Wicker S.B., Bhargava V.K. *Reed-Solomon Codes and Their Applications*. New Jersey: IEEE Press; 1994.
10. Huffman W.C., Pless V. *Fundamentals of Error-Correcting Codes*. Cambridge: Cambridge University Press; 2003. DOI:10.1017/CBO9780511807077
11. ARINC Characteristic 635-4. *HF Data Link Protocol*. Dec. 1, 2003.
12. 3GPP TS 04.04 V8.1.2. *Technical Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network; Physical layer on the radio path; General description*. 2002.
13. Vishnevsky V.M., Lyakhov A.I., Portnoy S.L., Shakhnovich I.V. *Broadband Wireless Information Transmission Networks*. Moscow: Tekhnosfera Publ.; 2005. (in Russ.) EDN:QMONPT
14. Halonen T., Romero J., Melero J. *GSM, GPRS and EDGE Performance: Evolution Towards 3G/UMTS*. John Wiley & Sons; 2004.
15. Yang B., Lu J., Chen K., Zhang J., Dai Ch. Puncturing and interleaving analysis of a physical layer link based on IEEE802.11a. *Proceedings of the Global Mobile Congress, 17–18 October 2011, Shanghai*. IEEE; 2011. DOI:10.1109/GMC.2011.6103922
16. Cavers J.K. *Mobile channel characteristics*. New York: Kluwer; 2002.
17. Sidorenko A.A. *Improving the Efficiency of Combined Error-Correcting Codes*. D.Sc Thesis. Vladimir: Vladimir State University named after A.G. and N.G. Stoletov Publ.; 2024. (in Russ.)
18. Kartashevskii V.G., Mishin D.V. *Reception of Coded Signals in Channels with Memory*. Moscow: Radio i svyaz' Publ.; 2004. (in Russ.) EDN:QMNTCR
19. Bahl L., Cocke J., Jelinek F., Raviv J. Optimal Decoding of Linear Codes for minimizing symbol error rate. *IEEE Transactions on Information Theory*. 1974;20(2):284–287. DOI:10.1109/TIT.1974.1055186
20. Hagenauer J., Hoehner P. A Viterbi algorithm with soft-decision outputs and its applications. *Proceedings of the Global Telecommunications Conference and Exhibition 'Communications Technology for the 1990s and Beyond, 27–30 November 1989, Dallas, USA*. IEEE; 1989. p.1680–1686. DOI:10.1109/GLOCOM.1989.64230
21. Hagenauer J., Offer E., Papke L. Iterative decoding of binary block and convolutional codes. *IEEE Transactions on Information Theory*. 1996;42(2):429–445. DOI:10.1109/18.485714
22. Gladkih A.A. *Fundamentals of the Theory of Soft Decoding of Redundant Codes in an Erasure Channel*. Ulyanovsk: Ulyanovsk State Technical University Publ.; 2010. (in Russ.) EDN:QMVTNX
23. Dang K.N. Find the Best Punctured Convolutional Codes with High Rates. *Journal of the Russian Universities. Radioelectronics*. 2013;4:9–12. (in Russ.) EDN:RUXAGD
24. Daneshgaran F., Laddomada M., Mondin M. An extensive search for good punctured rate- $k/(k+1)$ recursive convolutional codes for serially concatenated convolutional codes. *IEEE Transactions on Information Theory*. 2004;50(1):208–217. DOI:10.1109/TIT.2003.821981
25. Chen W., Wu G. Blind Recognition of $(n-1)/n$ Rate Punctured Convolutional Encoders in a Noisy Environment. *Journal of Communications*. 2015;10(4):260–267. DOI:10.12720/jcm.10.4.260-267
26. Muhammad K., Letaief B.K. On the performance of sequential and Viterbi decoders for high-rate punctured convolutional codes. *IEEE Transactions on Communications*. 1995;43(11):2687–2695. DOI:10.1109/26.481219
27. Begin G., Haccoun D. Performance of sequential decoding of high-rate punctured convolutional codes. *IEEE Transactions on Communications*. 1994;2(234):966–978. DOI:10.1109/TCOMM.1994.580205
28. Acikel O.F., Ryan W.E. Punctured high rate SCCCs for BPSK/QPSK channels. *Proceedings of the International Conference on Communications (ICC 2000). Proceedings of the Global Convergence Through Communications. Proceedings of the Conference Record. 18–22 June 2000, New Orleans, USA*. IEEE; 2000. p.434–439. DOI:10.1109/ICC.2000.853356
29. Dang K.N. *Research of Methods for Searching for Optimal Convolutional and Punched Convolutional Codes*. Ph.D. Thesis. St. Petersburg: St. Petersburg State Electrotechnical University (LETI) Publ.; 2014. (in Russ.)
30. Cluzeau M., Finiasz M. Reconstruction of punctured convolutional codes. *Proceedings of the 2009 IEEE Information Theory Workshop, 11–16 October 2009, Taormina, Italy*. IEEE; 2009. p.75–79. DOI:10.1109/ITW.2009.5351168
31. Chung H., Jang H., Seong J. An efficient algorithm for the reconstruction of punctured convolutional codes. *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*. 2017;2017:86. DOI:10.1186/s13638-017-0869-4

32. Han S.N., Zhang M., Li X.H. A Fast Method for Blind Identification of Punctured Convolutional Codes. *Radioengineering*. 2018;27(2):572–579. DOI:10.13164/re.2018.0572
33. Teimouri M. Blind reconstruction of punctured convolutional codes. *Physical Communication*. 2021;47:101297. DOI:10.1016/j.phycom.2021.101297. EDN:PLUSEZ
34. Hasan A.A., Marsland I.D. Low complexity LLR metrics for polar coded QAM. *Proceedings of the 30th Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering, 30 April 2017 – 03 May 2017, Windsor, Canada*. IEEE; 2017. DOI:10.1109/CCECE.2017.7946778

Статья поступила в редакцию 20.01.2026; одобрена после рецензирования 08.04.2026; принята к публикации 14.04.2026

The article was submitted 20.01.2026; approved after reviewing 08.04.2026; accepted for publication 14.04.2026

Информация об авторах:

МАСЛАКОВ
Михаил Леонидович

кандидат технических наук, старший научный сотрудник отдела РМ ВЧ ООО «Специальный технологический центр», доцент кафедры инфокоммуникационных технологий и систем связи Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения
 <https://orcid.org/0000-0002-8989-8122>

МАРЮШКИН
Кирилл Витальевич

техник-программист отдела РМ ВЧ ООО «Специальный технологический центр», техник кафедры инфокоммуникационных технологий и систем связи Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения
 <https://orcid.org/0009-0009-6624-1900>

Авторы сообщают об отсутствии конфликтов интересов.

The authors declare no conflicts of interests.