

**Физические поля корабля, океана и атмосферы**

Научная статья

УДК 519.725

<http://doi.org/10.24866/2227-6858/2022-2/69-80>

П.П. Унру, Л.Г. Стаценко, А.Ю. Родионов

УНРУ ПЕТР ПЕТРОВИЧ – старший преподаватель, unrupp@gmail.com✉

СТАЦЕНКО ЛЮБОВЬ ГРИГОРЬЕВНА – д.ф.-м.н., профессор, statsenko.lg@dvfu.ru

Департамент электроники, телекоммуникации и приборостроения

Политехнический институт

*Дальневосточный федеральный университет*

РОДИОНОВ АЛЕКСАНДР ЮРЬЕВИЧ – к.ф.-м.н., зав. лабораторией

гидроакустических навигационных систем, deodar\_1618@yandex.ru

Институт проблем морских технологий

*Дальневосточное отделение Российской академии наук*

Владивосток, Россия

**Адаптивный подход к помехоустойчивому кодированию с малой плотностью проверок на четность в гидроакустических системах связи**

**Аннотация.** Процессы распространения сигналов в гидроакустическом канале связи во многом зависят от распределения скорости звука, а также от формы и акустических свойств поверхности и дна моря. Однако эти параметры морской среды не стационарны и подвержены формированию локальных и непредсказуемых неоднородностей, что приводит к высокой вариативности канальной битовой вероятности ошибки и затрудняет выбор оптимальных параметров различных подсистем гидроакустических систем связи, в том числе и помехоустойчивого кодера. В работе представлен метод адаптации скорости кодирования кода с малой плотностью проверок на четность, который не предполагает двусторонней оценки канала и базируется только на оценке полученных фрагментов кодового слова на приемнике. Описываются метод формирования матрицы четности и генерирующей матрицы, метод формирования кодового слова и подход к его оценке и декодированию. Приводятся результаты моделирования восстанавливающей способности разработанного метода кодирования и его влияния на эффективную скорость передачи данных, которая определяется как результат отношения количества переданных бит полезной информации к временному промежутку между началом передачи служебного пакета и получением подтверждения об успешном прохождении сигнала и получении информации.

**Ключевые слова:** гидроакустическая связь, помехоустойчивое кодирование, коды с малой плотностью проверок на четность

**Для цитирования:** Унру П.П., Стаценко Л.Г., Родионов А.Ю. Адаптивный подход к помехоустойчивому кодированию с малой плотностью проверок на четность в гидроакустических системах связи // Вестник Инженерной школы Дальневосточного федерального университета. 2022. № 2(51). С. 69–80.

**Введение**

В гидроакустических системах связи (ГАСС) используются различные методы помехоустойчивого кодирования. Свое применение находят как блочные, так и сверточные методы и их гибридные реализации. К наиболее часто используемым решениям относятся коды с малой плотностью проверок на четность (LDPC – Low-Density Parity-Check).

Коды с малой плотностью проверок на четность были предложены в 1963 г. Робертом Галлагером [7]. Данный класс кодов отличается высокой эффективностью (близкой к пределу

Шэннона), а также простотой разработки и внедрения в любые системы связи. Было доказано, что по общей эффективности LDPC коды превосходят сверточные коды в случае большой длины пакета [5], а по сравнению с турбо-кодами обладают меньшей задержкой на декодирование и не требуют обязательного использования перемежения. Коды с малой плотностью относятся к линейным кодам и могут быть легко скомбинированы с различными типами модуляции [9] и отлично подходят для использования в OFDM системах связи [6]. В гидроакустической связи LDPC используется и в MIMO-OFDM системах [10]. Исследования в области LDPC кодов в основном посвящены разработке новых типов проверочных матриц и способов их формирования, а также алгоритмов декодирования.

Адаптация кодов LDPC под условия канала, в том числе и гидроакустического, а точнее адаптация скорости кодирования, возможна с помощью нескольких подходов. Первый заключается в использовании выкалывания [3, 16] или усечения [2, 14] бит четности для адаптации скорости кодирования под условия канала по оценке отношения сигнал-шум, выполненной по сигналам протокола и пилот-сигналам [4]. Практическое применение такого подхода осложнено нестационарностью параметров канала (шумом, доплеровским сдвигом и частотно-селективными замираниями). Как уже было показано, частотно-временное распределение ошибок в ГА канале снижает актуальность любой оценки до величины когерентности канала, которая при передаче данных на дистанции более одного километра в условиях шельфовой акватории всегда меньше времени распространения сигнала [11]. Другим подходом к адаптации скорости кодирования является гибридный автоматический запрос на повторную передачу (HARQ – Hybrid Automatic Repeat Request). При его использовании происходит запрос на повторную передачу фрагмента кодового слова, принятого с большим количеством ошибок, или на доотправку дополнительных бит четности [8]. Разработанный для внедрения в системах радиосвязи подход нашел ограниченное применение в ГАСС ввиду малой скорости распространения сигнала, так как запрос на повторную отправку должен быть отправлен приемником по факту выявления недостаточности принятых бит четности.

В случае использования классического для гидроакустических систем передачи данных протокола доступа к среде на основе подтверждений путем обмена пакетами RTS/CTS алгоритм передачи закодированной двоичной последовательности будет иметь следующий вид:

- 1) подготовка данных (кодирование, модуляция) происходит на передающей стороне;
- 2) сеанс связи начинается с отправки передающим устройством типового пакета RTS в ГА канал связи. Данный пакет предназначен для уведомления приемного устройства и остальных узлов сети о намерении передать информацию, а также содержит основные параметры предполагаемой передачи (адресат, объем, важность, требования по допустимой битовой вероятности ошибки и т.д.);
- 3) в случае, если канал свободен, а приемное устройство не ожидает передачи, то в ответ на пакет RTS отправляется пакет CTS, уведомляя передающее устройство о готовности принять данные;
- 4) по получению пакета CTS передающее устройство начинает передачу данных;
- 5) по получению данных приемное устройство выполняет анализ данных на целостность и отвечает пакетом ACK (данные приняты верно) или NACK (данные приняты неверно). Во втором случае приемное устройство в пакете NACK передает информацию о фрагментах данных, принятых с недопустимо большим количеством ошибок;
- 6а) при получении пакета ACK передающее устройство считает данные переданными верно, а сеанс связи завершенным;
- 6б) при получении пакета NACK передающее устройство повторно передает запрошенные данные. Происходит повтор шагов 4–6 до тех пор, пока все данные не будут переданы успешно или не будет превышен временной лимит сеанса связи. Во втором случае передающее устройство будет ожидать заранее определенное время для улучшения условий в канале и повторного сеанса связи (рис. 1).



**Рис. 1. Графическое представление алгоритма передачи данных, закодированных с фиксированной скоростью**

Проблема подходов к помехоустойчивому кодированию с фиксированной скоростью кодирования заключается в сложности выбора оптимальной скорости кодирования под текущие условия канала связи вследствие его стохастичности. Неверный выбор фиксированной скорости кодирования может приводить к двум негативным сценариям, когда скорость кодирования избыточна (передаются ненужные биты четности) или недостаточна (необходим запрос дополнительных бит по процедуре HARQ, что гораздо сильнее сказывается на эффективной скорости передачи. Сама по себе повторная передача может занимать немного времени, но для запроса на повторную передачу необходимо отправить пакет NACK. Скорость распространения акустических волн в морской среде обычно составляет около 1500 м/с, то есть сам факт запроса повторной передачи увеличит итоговую продолжительность сеанса связи как минимум на  $2d/c$  (где  $d$  – расстояние между передающим и приемным устройством,  $c$  – скорость звука), то есть примерно на 4 с для канала связи протяженностью 3 км.

### Описание предлагаемого метода помехоустойчивого кодирования LDPC

Для устранения данной проблемы предложен метод помехоустойчивого кодирования LDPC с нефиксированной скоростью кодирования. Сам процесс кодирования ничем не отличается от такового в стандартном кодировании LDPC, но алгоритм формирования проверочной и порождающей матриц имеет свои отличия. Давно известные и хорошо себя зарекомендовавшие проверочные матрицы, используемые в стандартах радиосвязи DVB-T2, LTE и др., не могут быть использованы в гидроакустических системах связи в основном потому, что они предусматривают длину информационного слова не менее 32 400 бит. Использование столь длинных информационных слов нерационально в гидроакустических системах связи ввиду гораздо более низкой скорости передачи данных и меньших объемов передаваемых данных.

На первом этапе необходимо определить основные требования к проверочной матрице. Введем следующие обозначения:

$u$  – информационное слово (информационный вектор) длиной  $m$ ;

$c$  – кодовое слово (кодовый вектор) длиной  $n$ ;

$H$  – проверочная матрица (матрица проверок на четность) размерностью  $(n-m, n)$ , задаваемая в поле Галуа второго порядка ( $GF(2)$ );

$G$  – порождающая (генерирующая) матрица размерностью  $(n, m)$ :

$$G = [I_m, A^T \cdot (B^T)^{-1}], \quad (1)$$

где  $I_m$  – единичная матрица размером  $(m, m)$ ;  $A$  и  $B$  – матрицы, равные первым  $m$  и последним  $n-m$  столбцам проверочной матрицы  $H$  соответственно. Причем матрица  $A$  является разреженной матрицей со случайным расположением ненулевых элементов, а матрица  $B$  должна быть обратима по полям Галуа второго порядка  $GF(2)$ .

Учитывая требования, процесс формирования проверочной матрицы  $H$  можно разделить на две задачи: формирование матрицы  $A$  и формирование матрицы  $B$ .

Матрицу  $B$  предлагается формировать по принципу, используемому для матриц стандарта DVB-T2. Она представляет собой квадратную матрицу, в которой ненулевые элементы располагаются на главной диагонали и диагонали ниже главной (рис. 2).

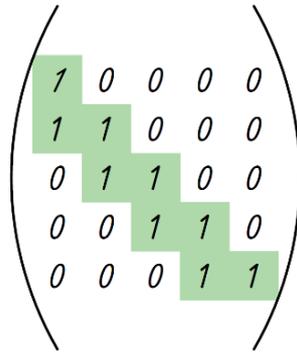


Рис. 2. Пример структуры матрицы  $B$  матрицы четности  $H$

Формирование матрицы  $A$  при данном подходе отличается гораздо большей сложностью. Реализация кодирования LDPC с нефиксированной скоростью предполагает, что по мере приема кодового вектора, начиная с некоторой длины вектора  $l > t$ , приемное устройство инициализирует оценку принятого кодового слова для формирования решения о достаточности/недостаточности полученной части кодового слова для успешного декодирования. Данный алгоритм декодирования кодового слова требует соблюдения ряда условий.

В соответствии с принятой практикой матрица четности для каждой скорости кодирования и длины информационного слова должна быть разделена на две части: с более плотным наполнением значимыми элементами и более разреженную. Соотношение частей варьирует от 1:9 для низких скоростей кодирования до 1:3 для высоких скоростей кодирования соответственно. Также обязательным условием является отсутствие нулевых столбцов в следующих частях матрицы  $H$ :  $(0:m_{min}/R_{min} - m_{min}, 0:m_{min}/10)$  и  $(0:m_{min}/R_{min} - m_{min}, m_{max}/10 + 1:m_{max}/10 + 9m_{min}/10)$ , где  $m_{min}$  и  $m_{max}$  – минимально и максимально допустимые длины информационных слов,  $R_{min}$  и  $R_{max}$  – минимальная и максимальная допустимые скорости кодирования. Нами было исследовано множество конфигураций плотности распределения значимых элементов по столбцам в матрице. Оптимальным с точки зрения стабильности восстанавливающей способности и вносимой избыточности для длин информационного слова в пределах между 400 и 10 000 символами был признан вариант, представленный на рис. 3. Общим условием для всей матрицы является отсутствие циклов длиной менее 6 включительно (рис. 4).

Есть два основных подхода к формированию данных матриц:

- 1) случайное заполнение матрицы значащими элементами с последующим алгоритмическим устранением неизбежно возникающих циклов [12, 15];
- 2) формирование матриц без циклов с использованием различных алгоритмов [13].

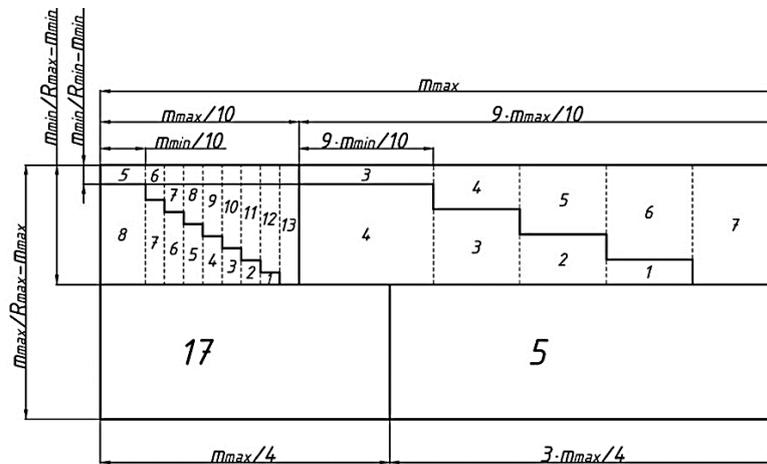


Рис. 3. Оптимальная структура распределения количества ненулевых значений по столбцам матрицы  $A$  для кода LDPC с нефиксированной скоростью кодирования и свободной длиной информационного слова

Поскольку вопросы формирования матриц для помехоустойчивого кодирования не входят в перечень вопросов, детально рассматриваемых в данной работе, было принято решение создавать матрицы путем заполнения пустой матрицы представленными структурами (см. рис. 4 б), но с длиной циклов от 10 до 16 с последующим удалением значимых элементов в столбцах и строках, в которых лимит на их количество превышен. Лимиты выбирались исходя из структуры, представленной на рис. 2. После этого выполняется формирование проверочной матрицы  $H = [A, B]$  и генерирующей матрицы  $G$  по формуле (1).

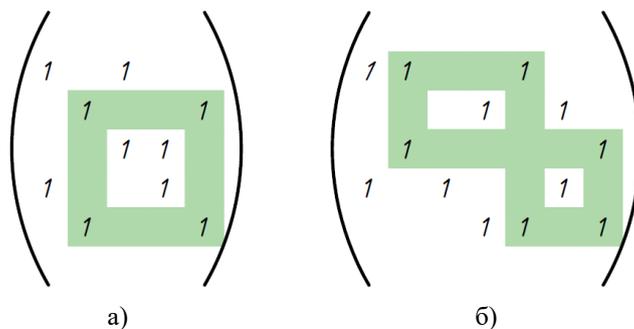


Рис. 4. Примеры циклов в проверочных матрицах длины 4 (а) и 6 (б)

Сформированная матрица четности имеет размерность  $(m_{max}/R_{max}-m_{max}, m_{max}/R_{max})$  и предназначена для кодирования информационных слов, длина которых лежит в пределах  $m_{min} \leq m \leq m_{max}$ , которые задаются в процессе формирования матрицы четности. Данная матрица целиком используется для кодирования слов максимальной длины. Для кодирования слов меньшей длины необходимо сформировать частичную матрицу четности по следующему выражению (рис. 5):

$$H^* = \begin{cases} H, & \text{if } m = m_{max} \\ [A(1:H_{rows}, 1:H_{cols1}), A(1:H_{rows}, H_{cols2}:H_{cols3}), B(1:H_{rows}, 1:H_{rows})], & \text{if } m < m_{max} \end{cases} \quad (2)$$

где  $H_{rows} = \frac{m}{R_{max}} - m$ ,  $H_{cols1} = \frac{m}{10}$ ,  $H_{cols2} = \frac{9m_{max}}{10} + 1$ ,  $H_{cols3} = H_{cols2} + \frac{9m_{min}}{10} - 1$ .

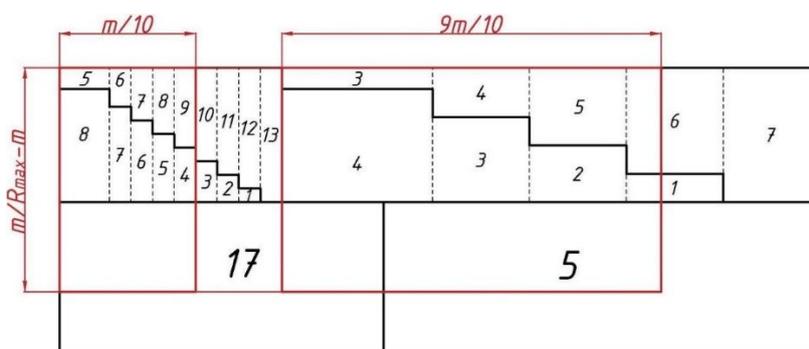


Рис. 5. Пример формирования проверочных матриц для информационных слов длиной меньше максимальной

По выражению (1) из матрицы  $H^*$  рассчитывается порождающая матрица  $G^*$ . Как и в случае стандартного кодирования с малой плотностью проверок на четность, кодовое слово  $c$  получается путем умножения информационного слова  $u$  длиной  $m$  на порождающую матрицу  $G$  размерностью  $(m, n)$  по  $GF(2)$  следующим образом:

$$c = u \cdot G. \quad (3)$$

Таким образом, получившееся кодовое слово имеет длину  $n$ . Стоит отметить также, что в предлагаемом методе кодовое слово изначально кодируется исходя из некой максимальной скорости кодирования, например  $R = 1/15$ . При необходимости можно проверить корректность сформированного кодового слова, используя выражение

$$S = H^* \cdot c^T, \tag{4}$$

где  $S$  – синдром ошибки. В случае, если кодовое слово не содержит ошибок, синдром ошибки равен нулевому вектору длиной  $(n-k)$ .

### Описание процесса декодирования

Рассмотрим вопрос внедрения разработанного метода кодирования в ГАСС, основанную на технологии OFDM. Для дальнейшего описания процесса необходимо задать следующие параметры:  $t_b$  – длина блока OFDM,  $N_i$  – количество информационных поднесущих OFDM,  $N_{rec}$  – количество принятых символов OFDM.

После формирования кодовое слово направляется в блок цифровой обработки сигнала, где преобразуется в форму, пригодную для передачи через канал связи. В данном случае кодовое слово последовательно распределяется между  $N$  OFDM символами, каждый из которых несет  $N_i \cdot \log_2(M)$  бит кодового слова, где  $M$  – ранг модуляции.

Сеанс связи начинается с отправки приемному устройству типового пакета RTS. В случае, если канал свободен, то приемное устройство в ответ на пакет RTS отправляет пакет CTS, уведомляя отправителя о готовности принять данные. По получению пакета CTS передающее устройство начинает передачу всего кодового слова, разбитого на  $N$  OFDM символов. Как только длина принятого кодового слова достигает некоторой величины  $l = N_i \cdot N_{rec}$ , такой, что  $l > m$ , приемное устройство начинает анализировать его целостность путем транспонирования с последующим умножением на определенные фрагменты/фрагмент транспонированной матрицы четности  $H^*$ , причем  $M = l - m$ ,  $N = l$  по аналогии с выражением (4):

$$S = H^*(1: M, 1: N) \cdot c(1: l)^T. \tag{5}$$

После получения синдрома ошибки выполняется сложение синдрома ошибки (подсчет ненулевых значений). В случае, если сумма синдрома ошибки не превышает заранее установленный лимит, то кодовое слово считается принятым успешно и передающему устройству отправляется служебный сигнал ACK. В противном случае приемное устройство продолжает прием фрагментов кодового слова до достижения нужного синдрома ошибки. Если все кодовое слово длиной  $n$  принято, но сумма синдрома ошибки все еще выше установленного предела, тогда приемник отправляет пакет NACK, свидетельствующий о крайне неблагоприятных условиях канала передачи данных (рис. 6).

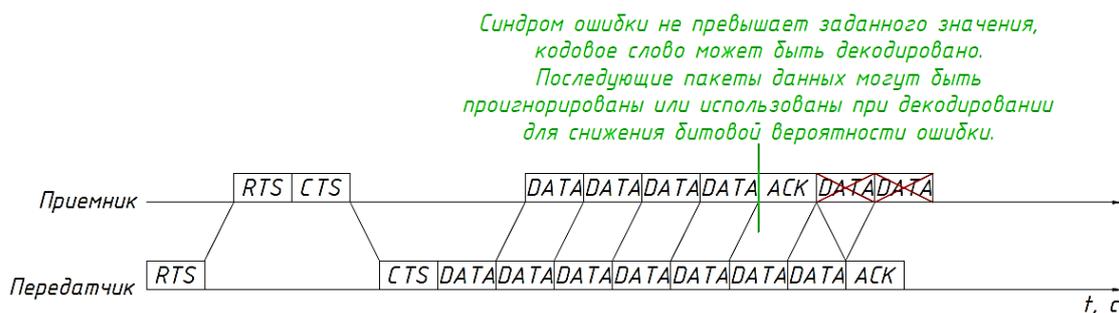


Рис. 6. Процесс передачи данных

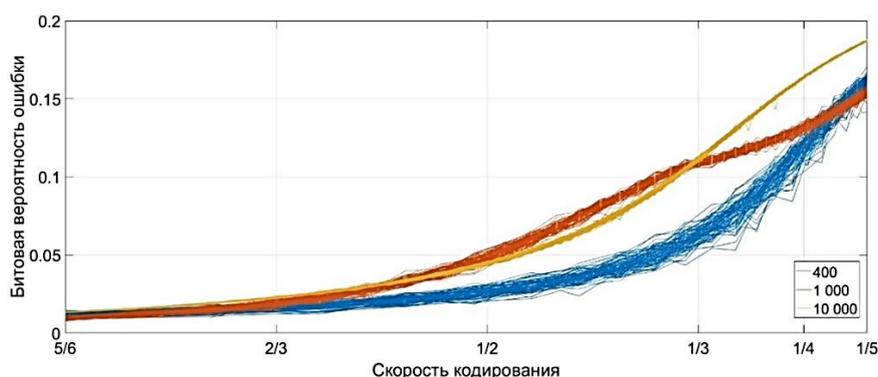
Пределы суммы синдрома ошибки зависят от максимально допустимой битовой вероятности ошибки, установленной передающим устройством в пакете RTS в зависимости от важности передаваемых данных и длины принятого кодового слова, и хранятся в каждом приемопередающем устройстве.

По достижению допустимого количества ненулевых значений синдрома ошибки и отправки пакета ACK приемник приступает к декодированию принятого кодового слова. Предложенный метод кодирования не предъявляет никаких особых требований к процессу декодирования. В данной работе был использован алгоритм на основе «распространения уверенности» [1]. Единственным изменением стало адаптивное формирование частичной матрицы четности из имеющейся в памяти устройства по выражению (2).

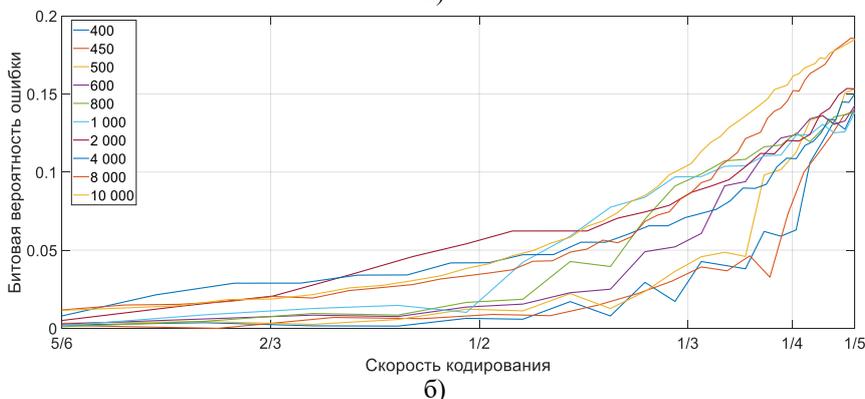
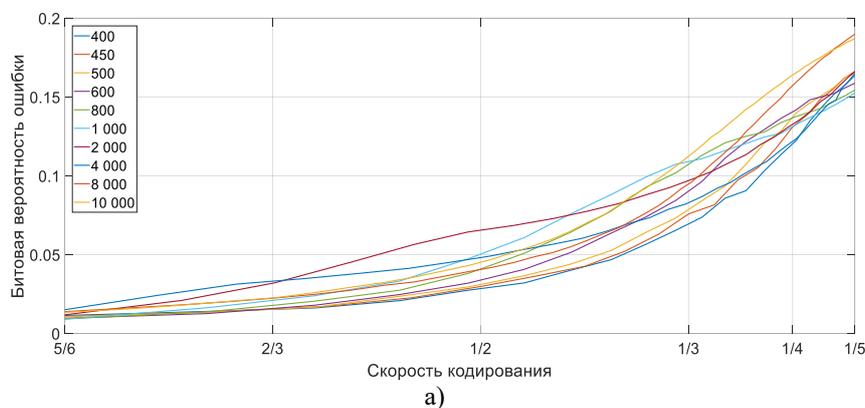
### Оценка восстанавливающей способности разработанных кодов

Для первоначальной проверки гипотезы об эффективности предлагаемого метода помехоустойчивого кодирования было проведено моделирование в среде Matlab. Прежде всего было необходимо сформировать матрицы четности с максимально высокими восстанавливающими способностями. Поскольку матрицы имеют случайную структуру, было принято решение сформировать 1000 матриц в соответствии с ранее описанным алгоритмом и проверить их восстанавливающую способность в разработанной модели.

По результатам проверки восстанавливающей способности получен трехмерный массив данных, содержащий данные о предельной канальной битовой вероятности ошибки, которую тот или иной код из рассматриваемых 1000 может свести к минимально допустимой заданной информационной битовой вероятности ошибки (0%, 1%, 3%). В качестве примера полученных закономерностей приведены зависимости предельной канальной битовой вероятности ошибки от скорости кодирования, которая может быть сведена к нулевой информационной вероятности ошибки (рис. 7).



**Рис. 7. Восстанавливающая способность матриц для различных длин информационного слова в зависимости от избыточности кода**



**Рис. 8. Средняя (а) и минимальная (б) восстанавливающие способности разработанного кода с малой плотностью проверок на четность для различных длин информационного слова, зафиксированные по результатам численного моделирования**

По результатам статистического анализа полученных зависимостей была выбрана матрица, обладающая лучшими восстанавливающими способностями. При прочих равных приоритет отдавался матрице, продемонстрировавшей лучшие свойства по результатам моделирования ситуации полного устранения канальных ошибок. Средние и минимальные показатели восстанавливающих свойств матрицы по всем итерациям представлены на рис. 8.

По схожему алгоритму сформирован банк проверочных матриц для стандартных блочных кодов с малой плотностью проверок на четность со следующими скоростями кодирования: 5/6, 2/3, 1/2, 1/3, 1/4, 1/5. Данные матрицы были использованы для сравнения эффективности предложенного метода кодирования со стандартным аналогом.

### Оценка эффективности разработанного метода кодирования

Целью моделирования являлось получение зависимости эффективной скорости передачи случайных двоичных векторов данных длиной 400 и 1000 символов от средней канальной битовой вероятности ошибки для разработанного кода и его аналогов с фиксированной скоростью кодирования при передаче данных на 1 и 2 км. Параметры модели среды передачи и ГАСС:

скорость звука	– $c = 1500$ м/с;
протяженность канала связи	– $l_{ch} = а) 1$ км, б) 2 км;
время распространения сигнала	– $t_{prop} = l_{ch}/c$ сек;
длительность символа OFDM и преамбулы	– $t_{OFDM} = t_{pr} = 0,1$ сек;
количество поднесущих	– $n_{subc} = \begin{cases} 76, & \text{если } m = 400 \\ 190, & \text{если } m = 1000 \end{cases}$ ;
длительность защитного интервала	– $t_g = 0,05$ с;
длительность пакетов RTS, CTS, ACK, NACK	– $t_{RTS} = t_{CTS} = t_{ACK} = t_{NACK} = 0,1$ с.

Моделирование осуществлялось в соответствии с процессами передачи данных, описанных ранее, по следующему алгоритму:

- 1) формирование случайных двоичных последовательностей длиной 400 и 1000 символов для передачи;
- 2) формирование кодовых слов путем кодирования информационных слов с использованием матриц, сформированных для стандартного кодирования с малой плотностью проверок на четность и для разработанного кода без фиксированной скорости кодирования;
- 3) пошаговое внесение ошибок в кодовые слова. На каждом шаге изменялось количество ошибок  $N_{err} = BER \cdot n$ , где  $n$  – длина кодового слова, BER – канальная битовая вероятность ошибок, задаваемая в пределах от 0 до 0,25 с шагом 0,005;
- 4) определение минимальной избыточности, необходимой для успешной передачи данных для кода с нефиксированной скоростью кодирования, и количества итераций передачи для кодов с фиксированными скоростями кодирования. Расчет количества символов OFDM, необходимых для передачи нужного объема данных;
- 5) расчет времени, необходимого для успешной передачи данных, по формуле, описывающей процесс передачи данных:

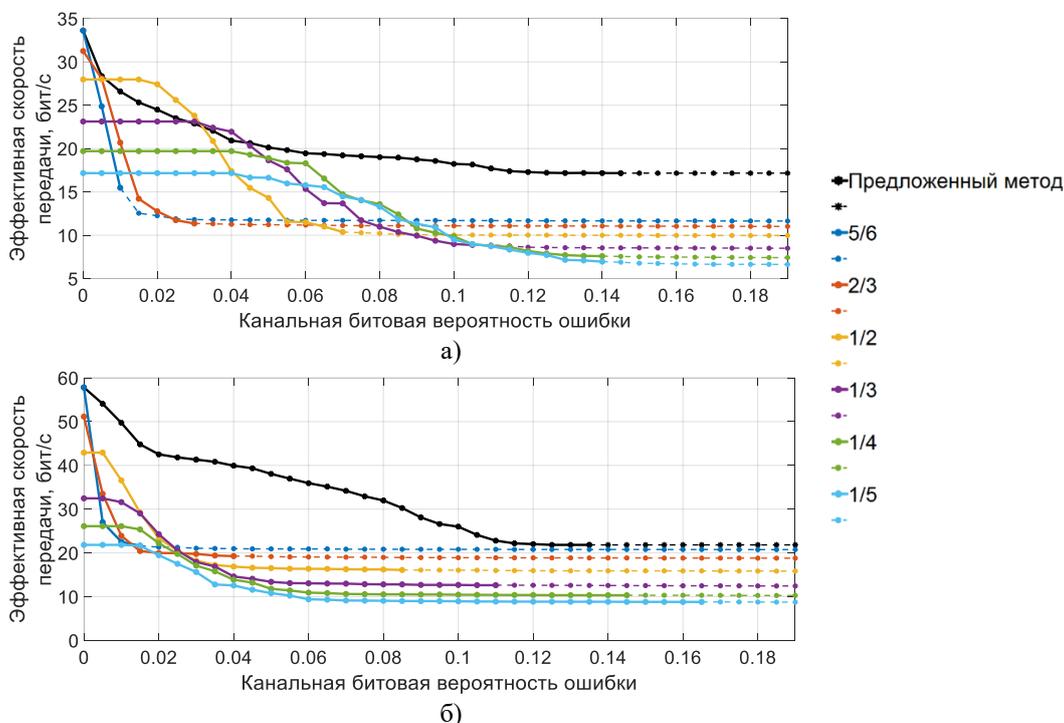
$$t = t_{RTS} + t_{CTS} + (n_{OFDM} + 1) \cdot (t_{OFDM} + t_g) + 3t_{prop} + n_{NACK} \cdot (t_{NACK} + 2t_{prop}) + t_{ACK},$$

где  $n_{OFDM}$  – количество символов OFDM, которое необходимо передать для успешного декодирования данных,  $n_{NACK}$  – количество переданных пакетов NACK в случае перезапроса пакетов для кодов с фиксированной скоростью кодирования. Для кодов с нефиксированной скоростью  $n_{NACK}=0$ ;

б) для расчета эффективной скорости передачи длина передаваемого информационного слова делится на рассчитанное время передачи  $t$ ;

7) шаги 1–7 повторяются 1000 раз для набора статистики, после чего для каждого случая рассчитывается средняя эффективная скорость в зависимости от канального уровня битовых ошибок.

Моделирование выполнялось для двух длин информационного слова (400 и 1000 бит) и двух протяженностей канала связи (1 и 2 км). Здесь представлены результаты моделирования для протяженности канала 2 км (рис. 9). Зависимости, полученные для дистанции 1 км, принципиально не отличаются от таковых для дистанции 2 км. Фрагменты зависимостей, выполненные сплошной линией, показывают случаи успешной передачи с отсутствием ошибок после декодирования. Пунктирная линия соответствует случаям, при которых декодирование без ошибок невозможно.



**Рис. 9. Результаты численного моделирования эффективности разработанного метода для протяженности канала связи 2 км (пунктирная линия соответствует случаям, при которых декодирование без ошибок невозможно):**  
**а) длина информационного слова 400 символов;**  
**б) длина информационного слова 1000 символов**

По полученным закономерностям можно сделать несколько выводов. Во-первых, применение предложенного метода кодирования с малой плотностью проверок на четность позволило существенно увеличить эффективную скорость передачи данных в гидроакустическом канале связи. Сниженная эффективность наблюдается только для низкого уровня канальной ошибки при кодировании информационных слов малой длины. Таким образом, увеличение длины кодируемого информационного слова приводит к повышению эффективности предлагаемого метода. Во-вторых, увеличение протяженности канала не оказывает влияния на эффективность метода по сравнению с аналогами с фиксированной скоростью кодирования. Также стоит отметить, что и в условиях канала связи с низким отношением сигнал-шум кодирование с фиксированной скоростью может обладать несколько большей эффективной скоростью, обеспечивая безошибочную передачу данных при  $BER > 0,15$  в отличие от предлагаемого метода. Но данный недостаток может быть решен посредством использования кодов большей размерности, что не удалось выполнить в рамках работы ввиду ограниченных вычислительных мощностей.

### Выводы

В работе был представлен метод помехоустойчивого кодирования LDPC с нефиксированной скоростью кодирования и длиной информационного слова. Нефиксированная скорость кодирования позволила реализовать подход с увеличиваемой избыточностью без автоматического

запроса на повторение. Нефиксированная длина информационного слова, в свою очередь, позволяет избежать передачи лишних бит для заполнения невостребованных позиций информационных бит кодового слова и экономить место на хранилище приемо-передающего устройства ввиду того, что для работы необходимо хранить только одну матрицу четности вместо набора для различных длин информационного слова. По результатам численного моделирования предлагаемый метод показал высокую эффективность в большинстве условий моделирования. Единственным недостатком стала сниженная эффективность в области низкой битовой вероятности ошибки в канале для информационных слов малой длины.

Заявленный вклад авторов: Унру П.П. – разработка описанного метода помехоустойчивого кодирования, Стаценко Л.Г. – формализация подхода к кодированию и декодированию, Родионов А.Ю. – разработка модели, моделирование и обработка результатов.

Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

## СПИСОК ИСТОЧНИКОВ

1. Кирьянов И.А. Моделирование работы LDPC-декодера по алгоритму с распространением доверия по надежностям // Информационные технологии в проектировании и производстве. 2012. № 4. С. 57–60. URL: <https://www.elibrary.ru/item.asp?id=18227271>
2. Кондратьев А.П. Совместимые по скорости LDPC коды на основе протографов // Современные технологии в науке и образовании: сборник трудов. 2021. С. 34–39. URL: <https://www.elibrary.ru/item.-asp?id=46222261>
3. Ле В.Ш. Исследование метода выкалывания информационных бит для совместимых по скорости кодирования кодов с низкой плотностью проверок на чётность // Вопросы продуктивного взаимодействия в процессе обмена знаниями: сборник научных трудов. 2021. С. 309–310. URL: <https://www.elibrary.ru/item.asp?id=45787009>
4. Прянишников Н.А., Диязитдинов Р.Р. Оценка каналов с помощью пилотного символа для систем OFDM // Проблемы техники и технологий телекоммуникаций ПТиТТ-2020: материалы XXII междунар. науч.-практ. конф., г. Самара, 17–20 ноября 2020 г. Самара: ПГУТИ, 2020. С. 116–117. URL: <https://www.elibrary.ru/item.asp?id=44632316>
5. Chiani M., Conti A., Ventura A. Evaluation of low-density parity-check codes over block fading channels. *2000 IEEE International Conference on Communications. New Orleans, June 18–22, 2000.* 2000;3:1183–1187. doi: 10.1109/ICC.2000.853686
6. Futaki H., Ohtsuki T. Low-density parity-check (LDPC) coded OFDM systems. *IEEE 54th Vehicular Technology Conference. VTC Fall 2001. Proceedings (Cat. No. 01CH37211).* 2001;(1):82–86. doi: 10.1109/VTC.2001.956560
7. Gallager R. Low-density parity-check codes. *IRE Transactions on information theory.* 1962;8(1):21–28. doi: 10.1109/TIT.1962.1057683
8. Goutham V., Harigovindan V.P. Stochastic modelling and performance analysis of cooperative HARQ in multi-cluster underwater acoustic sensor networks. *Sāadhanā.* 2021;46(1):1–5. URL: <https://doi.-org/10.1007/s12046-020-01534-8>
9. Hamkins J. Performance of low-density parity-check coded modulation. *2010 IEEE Aerospace Conference.* 2010:1–14. doi: 10.1109/AERO.2010.5446927
10. Li B. et al. MIMO-OFDM for high-rate underwater acoustic communications. *IEEE J. of Oceanic Engineering.* 2009;34(4):634–644. doi: 10.1109/JOE.2009.2032005
11. Mobasser B.G., Lynch R.S., Chakilam N. Watermarking sonar waveforms using knowledge of channel coherence. *OCEANS 2010 MTS/IEEE SEATTLE.* 2010:1–8. doi: 10.1109/OCEANS.2010.5664333
12. Ping L., Leung W. K., Phamdo N. Low density parity check codes with semi-random parity check matrix. *Electronics Letters.* 1999;35(1):38–39. doi: 10.1049/el:19990065
13. Tasdighi A., Banihashemi A.H., Sadeghi M.R. Symmetrical constructions for regular girth-8 QC-LDPC codes. *IEEE Transactions on Communications.* 2016;65(1):14–22. doi: 10.1109/TCOMM.2016.2617335
14. Wongsriwor A., Imtawil V., Suttisopapan P. Design of rate-compatible LDPC codes based on uniform shortening distribution. *Engineering and Applied Science Research.* 2018;45(2):140–146. URL: <https://ph01.tci-thaijo.org/index.php/easr/article/view/85663>

15. Yuan L., Pan J., Deng K. A modified design of Raptor codes for small message length. *Wireless Networks*. 2019;25(5):2437–2447. doi: 10.1007/s11276-018-1674-7
16. Zhao H., Huang J., Zhang H. Design of Rate-Compatible Punctured Algorithm for Irregular LDPC Codes. *International Conference in Communications, Signal Processing, and Systems*. Springer, Singapore, 2018:224-231. doi: 10.1007/978-981-13-6264-4\_27

FEFU: SCHOOL of ENGINEERING BULLETIN. 2022. N 2/51

*Physical Fields of Ship, Ocean and Atmosphere*[www.dvfu.ru/en/vestnikis](http://www.dvfu.ru/en/vestnikis)

Original article

<http://doi.org/10.24866/2227-6858/2022-2/69-80>

Unru P., Statsenko L., Rodionov A.

PETR P. UNRU, Senior Lecturer, [unrupp@gmail.com](mailto:unrupp@gmail.com)✉LYUBOV G. STATSENKO, Doctor of Physics and Mathematics, Professor, [statsenko.lg@dvfu.ru](mailto:statsenko.lg@dvfu.ru)

Department of Electronics, Telecommunications and Instrumental Engineering

Polytechnic Institute

*Far Eastern Federal University*

ALEKSANDR YU. RODIONOV, Ph.D. in Physics and Mathematics, Head of the Underwater

Acoustic Navigation Systems Laboratory, [deodar\\_1618@yandex.ru](mailto:deodar_1618@yandex.ru)

Institute of Marine Technology Problems

*Far Eastern Branch of the Russian Academy of Sciences*

Vladivostok, Russia

### Adaptive approach to noise-resistant coding with low-density parity-checks in underwater acoustic communication systems

**Abstract.** The processes of signal propagation in an underwater acoustic communication channel largely depend on the distribution of the speed of sound, as well as the shape and acoustic properties of the sea surface and bottom. However, these parameters of the marine environment are non-stationary and are subject to the formation of local and unpredictable inhomogeneities, which leads to a high variability of the channel bit error probability and makes it difficult to choose the optimal parameters of various subsystems of underwater acoustic communication systems, including the noise-resistant encoder. The paper presents a method for adapting the coding rate of a LDPC code, which does not involve a two-sided channel estimation and relies only on the estimation of the received code word fragments at the receiver. The paper describes the method for generating a parity-check and generator matrixes, the method for generating a code word and an approach to its estimation and decoding. Also, the paper presents the results of modeling the restoring ability of the developed coding method and its influence on the effective data transfer rate, which is defined as the ratio of the number of transmitted bits of useful information to the time interval between the start of transmission of the service packet and receipt of confirmation of the successful transmission.

**Keywords:** underwater acoustic communication, noise-resistant coding, low-density parity-check codes

**For citation:** Unru P., Statsenko L., Rodionov A. Adaptive approach to noise-resistant coding with low-density parity-checks in underwater acoustic communication systems. *FEFU: School of Engineering Bulletin*. 2022;(2):69-80. (In Russ.).

Contribution of the authors: P.P. Unru – development of described method for forward error correction coding; L.G. Statsenko – formalization of the encoding and decoding processes; A.Yu. Rodionov – development of the model, modeling and results processing.

Authors declare no conflicts of interests.

### REFERENCES

1. Kirianov I.A. Modeling of LDPC decoder according belief propagation algorithm. *Information Technologies in Design and Manufacturing*. 2012;(4):57–60. URL: <https://www.elibrary.ru/item.asp?id=18227271>
2. Kondratiev A.P. Compatible LDPC codes using protographs. *Modern Technologies in Science and Education: Proceedings*. 2021:34–39. URL: <https://www.elibrary.ru/item.asp?id=46222261>

3. Le V.Sh. Study of the puncturing method for rate matching of LDPC codes. *Issues of Productive Interactions in Knowledge Exchange: Proceedings*. 2021:309–310. URL: <https://www.elibrary.ru/item.-asp?id=45787009>
4. Pryanishnikov N.A., Diyazitdinov R.R. Channel state estimation using pilot symbols for OFDM systems. *Problems of Communications Equipment and Technologies*. 2020:116–117. URL: <https://www.elibrary.ru/item.asp?id=44632316>
5. Chiani M., Conti A., Ventura A. Evaluation of low-density parity-check codes over block fading channels. *2000 IEEE International Conference on Communications, New Orleans, June 18–22, 2000*. 2000;3:1183–1187. doi: 10.1109/ICC.2000.853686
6. Futaki H., Ohtsuki T. Low-density parity-check (LDPC) coded OFDM systems. *IEEE 54th Vehicular Technology Conference, VTC Fall 2001, Proceedings (Cat. No. 01CH37211)*. 2001;(1):82–86. URL: <https://doi.org/10.1109/VTC.2001.956560>
7. Gallager R. Low-density parity-check codes. *IRE Transactions on information theory*. 1962;8(1):21–28. doi: 10.1109/TIT.1962.1057683
8. Goutham V., Harigovindan V. P. Stochastic modelling and performance analysis of cooperative HARQ in multi-cluster underwater acoustic sensor networks. *Sādhanā*. 2021;46(1):1–5. URL: <https://doi.org/10.1007/s12046-020-01534-8>
9. Hamkins J. Performance of low-density parity-check coded modulation. *2010 IEEE Aerospace Conference*. 2010:1–14. doi: 10.1109/AERO.2010.5446927
10. Li B. et al. MIMO-OFDM for high-rate underwater acoustic communications. *IEEE J. of Oceanic Engineering*. 2009;34(4):634–644. doi: 10.1109/JOE.2009.2032005
11. Mobasser B. G., Lynch R. S., Chakilam N. Watermarking sonar waveforms using knowledge of channel coherence. *OCEANS 2010 MTS/IEEE SEATTLE*. 2010:1–8. doi: 10.1109/OCEANS.2010.5664333
12. Ping L., Leung W. K., Phamdo N. Low density parity check codes with semi-random parity check matrix. *Electronics Letters*. 1999;35(1):38–39. doi: 10.1049/el:19990065
13. Tasdighi A., Banihashemi A H., Sadeghi M.R. Symmetrical constructions for regular girth-8 QC-LDPC codes. *IEEE Transactions on Communications*. 2016;65(1):14–22. doi: 10.1109/TCOMM.2016.2617335
14. Wongsriwor A., Imtawil V., Suttisopapan P. Design of rate-compatible LDPC codes based on uniform shortening distribution. *Engineering and Applied Science Research*. 2018;45(2):140–146. URL: <https://ph01.-tci-thaijo.org/index.php/easr/article/view/85663>
15. Yuan L., Pan J., Deng K. A modified design of Raptor codes for small message length. *Wireless Networks*. 2019;25(5):2437–2447. doi: 10.1007/s11276-018-1674-7
16. Zhao H., Huang J., Zhang H. Design of Rate-Compatible Punctured Algorithm for Irregular LDPC Codes. *International Conference in Communications, Signal Processing, and Systems*. Springer, Singapore, 2018:224–231. doi: 10.1007/978-981-13-6264-4\_27.