

О фальсификации научных результатов в статье “Обзор проблем полярных кодов с позиции технологий Оптимизационной Теории помехоустойчивого кодирования”

П.В. Трифонов, В.Д. Милославская

17 мая 2021 г.

Аннотация

Показано, что в статье “Обзор проблем...” допущены многочисленные факты фальсификаций опубликованных научных результатов. В статье представлены в искаженном виде результаты не только современных исследователей, но и К. Шеннона, основоположника современных информационно-коммуникационных технологий. Показано, что позиция авторов статьи противоречит строго доказанному теоретическим и легко проверяемым экспериментальным результатам теории кодирования. Продemonстрировано, что предлагаемые авторами статьи методы значительно уступают низкоплотным кодам, предусмотренным стандартом космической связи CCSDS. В то же время, полярные коды превосходят коды из стандарта CCSDS и предлагаемые в статье решения по сложности и простоте декодирования, хотя авторы статьи заявляют об обратном.

Ключевые слова: лженаука, оптимизационная теория помехоустойчивого кодирования, оптимальные декодеры Золотарева

*Ошибки не есть ещё лженаука. Лженаука — это непризнание ошибок.
П.Л. Капица. «Эксперимент, Теория, Практика». М.: Наука, 1974, с. 80*

1 Введение

Данный документ посвящен анализу статьи

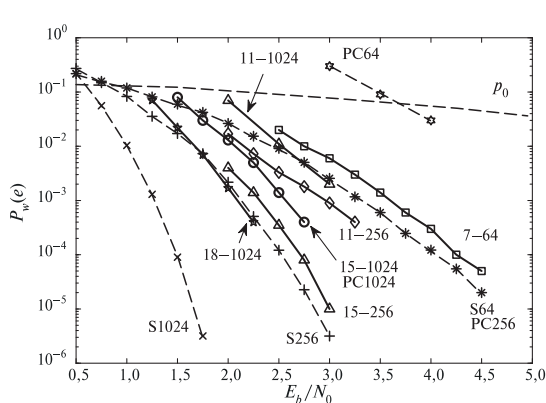
Н.А. Кузнецов, В.В. Золотарев, Г.В. Овечкин, Р.Р. Назиров, Д.Ж. Сатыбалдина, Е.Д. Омирбаев. “Обзор проблем полярных кодов с позиции технологий Оптимизационной Теории помехоустойчивого кодирования”. //Современные проблемы дистанционного зондирования Земли из космоса. 2020. Т. 17. № 4. С. 9–26.

30.11.2020 и 18.12.2020 в редакцию вышеуказанного журнала нами были направлены обращения с указанием на многочисленные факты фальсификации научных результатов, допущенные авторами статьи. 25.02.2021 редакция открыла на сайте журнала дискуссию¹ по поднятым нами вопросам и опубликовала ответ авторов от 16.12.2020, оставленный ими без изменений 20.02.2021. 17.03.2021 нами был направлен в редакцию дополнительный комментарий, в котором была показана несостоятельность возражений авторов и указаны некоторые вновь выявленные факты фальсификации.

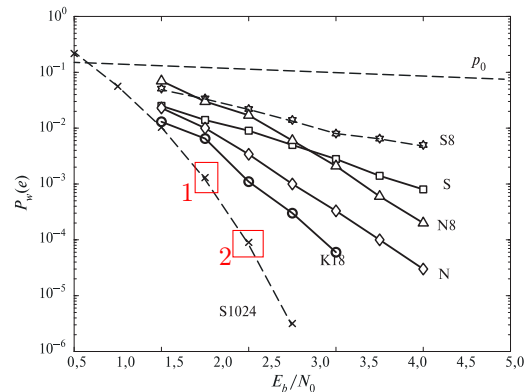
Так как по состоянию на 16.05.2021 на странице дискуссии не было опубликовано никакого дальнейшего ответа авторов статьи, мы считаем, что они уклонились от участия в дискуссии.

Ниже представлена сводка наших замечаний и ответов авторов от 16.12.2020, а также наш анализ этих ответов.

¹См. <http://jr.rse.cosmos.ru/default.aspx?id=104>. Редакция предложила всем желающим принять участие в дискуссии направлять комментарии по адресу editors@jr.rse.cosmos.ru.



(а) Рис. 1 обсуждаемой статьи



(б) Рис. 3 обсуждаемой статьи (красные метки добавлены нами)

Рис. 1: Несогласованность представления авторами статьи границы S1024

2 Фальсификация границы Шеннона

Авторы проводят сопоставление своих результатов с нижней границей вероятности ошибки декодирования, известной как граница сферической упаковки. Опубликованы два варианта этой границы, принадлежащие Шеннону [24] и Шеннону-Галлагеру-Берлекэмп [25]. К сожалению, авторы не конкретизировали, какую из них они используют. Как было показано в [34], для кодов со скоростью $1/2$ на длинах до 10000 более точной является первая, называемая SP59². Поэтому в дальнейшем мы будем исходить из того, что авторы использовали именно ее.

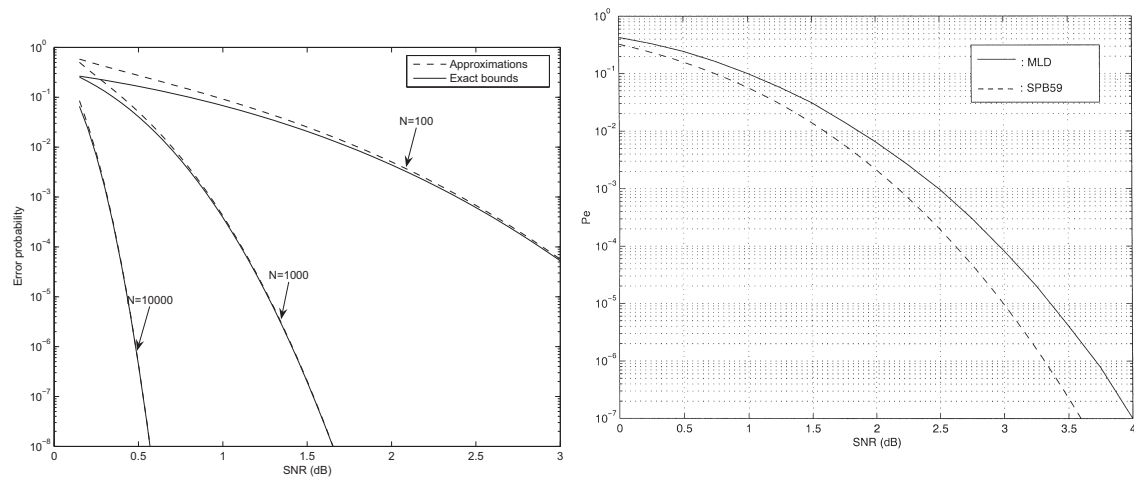
На графиках в статье кривые для кодов со скоростью $R = 1/2$, заявляемые авторами как граница сферической упаковки, обозначены как S_n , где n — длина кода. К сожалению, одна и та же зависимость S1024 на разных графиках в статье представлена совершенно по-разному, как показано на рис. 1. Расположение меток на оси абсцисс рис. 1b заставляет предположить, что он подвергся манипуляциям в графическом редакторе. Это существенно подрывает доверие к результатам статьи. Подробнее этот вопрос рассмотрен в Приложении С.

Удивляет также то, что на рис. 1b кривые, соответствующие результатам моделирования различных кодов, демонстрируют тенденцию к пересечению кривой S1024, что было бы невозможно, если бы она действительно соответствовала нижней границе Шеннона. На рис. 2 приведены кривые границы Шеннона SP59, представленные в литературе. Можно заметить, что оба варианта кривой S1024 лежат существенно выше истинной границы Шеннона для $n = 1000$, хотя в реальности ситуация должна была бы быть противоположной, т.к. с увеличением длины кода (с 1000 до 1024) вероятность ошибки уменьшается. Можно также заметить, что кривая S256 из обсуждаемой статьи близка к границе Шеннона для кодов длины 128, хотя при увеличении длины кода со 128 до 256 следовало бы ожидать радикального уменьшения вероятности ошибки.

В приложении В описана схема вычислительного эксперимента, с помощью которого можно легко убедиться в существовании кода (256, 128), обеспечивающего меньшую вероятность ошибки по сравнению с кривой S256. В частности, показано, что на $E_b/N_0 = 2.5$ дБ достигается вероятность ошибки на кодовое слово $6 \cdot 10^{-5}$, в то время как авторы заявляют о принципиальной невозможности получить вероятность ошибки меньше 10^{-4} на данном отношении сигнал/шум. Эти результаты приведены также на рис. 3

Кроме того, в [15, Рис. 9] показано, что расширенный код БЧХ (256, 131, 38) на $E_b/N_0 = 2$

²Границу SP59 можно вычислить на сайте <https://www.pretty-good-codes.org/codingbounds>. Необходимо учитывать, что длина кода там указывается в числе комплекснозначных символов.



(a) Сравнение приближенного и точного выражений для границы SP59 [22]

(b) SP59 для кодов (128, 64) и вероятность ошибки декодирования на кодовое слово по максимуму правдоподобия для (128, 64, 22) расширенного кода БЧХ в канале с АБГШ/2-ФМ [34]

Рис. 2: Опубликованные кривые границы Шеннона

дБ достигает вероятности ошибки 10^{-3} , хотя представленная авторами “нижняя граница” S256 гласит, что никакой код длины 256 со скоростью $1/2$ не может обеспечить вероятность ошибки меньше $2 \cdot 10^{-3}$. Тем более это не мог бы обеспечить код со скоростью $131/256 \approx 0.51 > 0.5$, если бы кривая S256 действительно была нижней границей достижимой вероятности ошибки.

Истинные кривые границы Шеннона для рассматриваемых длин, полученные путем численного интегрирования, приведены на рис. 3. Видно, что они весьма далеки от того, что авторы в статье выдают за границу Шеннона. Таким образом, приходится констатировать, что **в статье фальсифицирована граница Шеннона**. Тезис авторов “При этом декодеры МПД всех типов ... достигают решений ОД (оптимального декодирования) при уровнях шума, весьма близких к границе Шеннона” опирается на грубую фальсификацию этой границы. Следовательно, заявление авторов о том, что “развитие ОТ как новой «квантовой механики» в теории информации ... позволило решить великую проблему Шеннона” **несостоятельно**.

Авторы статьи никак не прокомментировали данное замечание.

3 Противоречие верхней границе Полтырева

В своей статье авторы называют коды БЧХ “очень слабыми”. Вероятно, авторы не знают, что расширенные примитивные коды БЧХ в узком смысле, как и коды Рида-Маллера, достигают предела Шеннона как минимум в случае двоичного стирающего канала [20]. Кроме того, изучив таблицу лучших известных кодов <http://codetables.de/>, они могли бы заметить, что на длинах по крайней мере до 256 коды БЧХ относятся к числу оптимальных в смысле минимального расстояния (для тех комбинаций параметров, где они существуют). Таким образом, **авторы продемонстрировали свое незнание характеристик классических кодов БЧХ**.

Декодирование этих кодов по максимуму правдоподобия может быть выполнено, например, с помощью методов [36, 30]. Кроме того, можно воспользоваться субоптимальными методами [32, 31], основанными на использовании алгоритмов, предложенных первоначально для полярных кодов. Следует отметить, что в [36, 30, 32, 31] приведено число арифметических операций, требуемых такими алгоритмами. Такая оценка сложности, в отличие от произво-

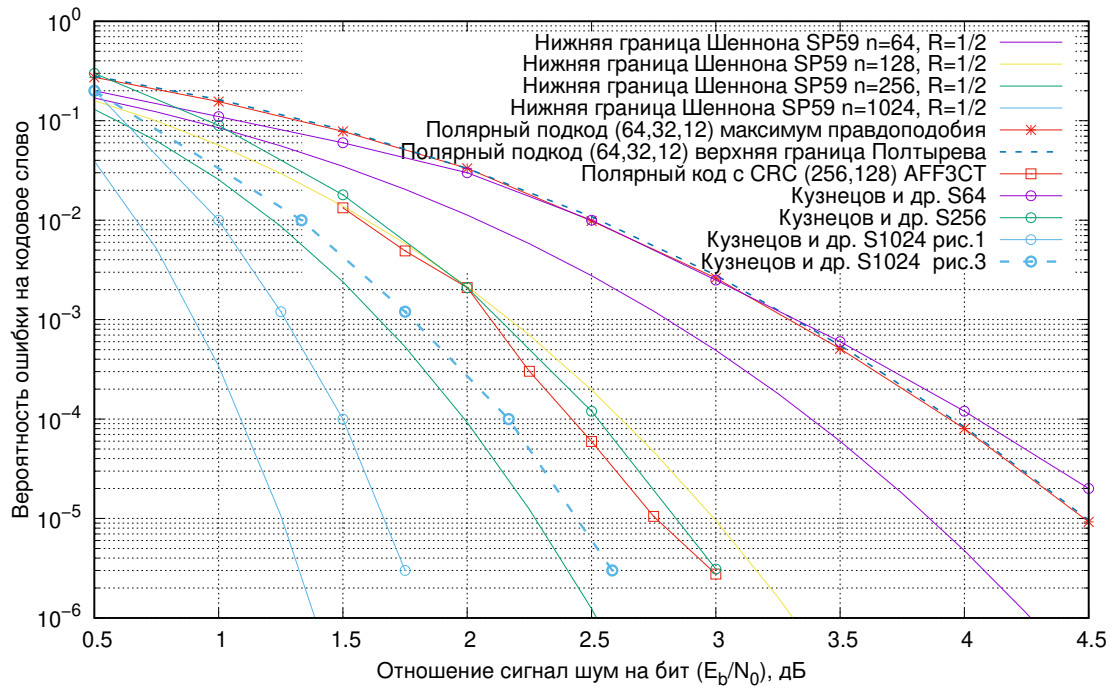


Рис. 3: Сравнение границ вероятности ошибки

дительности программ, не зависит от особенностей аппаратной платформы, квалификации программистов и иных непредсказуемых факторов. Коды БЧХ могут быть взяты за основу при построении полярных подкодов, допускающих крайне простое декодирование [32].

На рис. 3 представлены кривые границы сферической упаковки для кодов различных длин, а также вероятность ошибки декодирования по максимуму правдоподобия кода (64, 32, 12), представленного в приложении А. Данный код представляет собой подкод расширенного примитивного кода БЧХ в узком смысле (64, 36, 12). Декодирование этого кода может быть выполнено с помощью методов, представленных в [30, 32, 31, 36]. Кроме того, приведена касательная сферическая граница Полтырева [19, 21], представляющая собой оценку сверху для вероятности ошибки декодирования по максимуму правдоподобия. Вычисление этой границы требует знания весового спектра кода, который также приведен в приложении А, и может быть выполнено с помощью программы, представленной в учебнике [4]. Как видно из графика, граница Полтырева позволяет исключительно точно оценить вероятность ошибки декодирования по максимуму правдоподобия. Из этого следует, что заявление авторов о том, что *“вероятности ошибки никаких алгоритмов декодирования нигде и никогда не могут быть получены аналитически для областей шума каналов вблизи их пропускной способности”* далеко от истины. Граница Полтырева обеспечивает приемлемую точность оценки вероятности ошибки декодирования по максимуму правдоподобия для большинства практически значимых случаев.

Как уже отмечалось, кривая S64, выдаваемая авторами за нижнюю границу сферической упаковки, на самом деле весьма далека от нее.

Авторы пишут, что *“граница S64, как известно, недостижима”*, т.е. никакой код длины 64 со скоростью 0.5 не может обеспечить вероятность ошибки меньше, чем S64. В то же время, строго доказанная граница Полтырева гласит, что вероятность ошибки декодирования

по максимуму правдоподобия приведенного в приложении А кода длины 64 со скоростью 0.5 при $E_b/N_0 > 3.25$ дБ должна быть заметно меньше, чем S64. Это подтверждается приведенными результатами статистического моделирования для декодера по максимуму правдоподобия этого кода. Таким образом, мы продемонстрировали, что **занимаемая авторами статьи позиция противоречит строго доказанному результату теории кодирования — границе Полтырева, а также легко воспроизводимым экспериментальным результатам.**

Авторы статьи никак не прокомментировали данное замечание.

4 Актуальность исследований полярных кодов

- 4.1. В статье авторы заявляют: *“Выполнено сопоставление ... и имеющихся крайне ограниченных материалов для ПК.”*

Результаты поиска публикаций на веб-сайте института инженеров электротехники и электроники (IEEE) ieeexplore.ieee.org по ключевому словосочетанию “polar codes”: Journals (462), Conferences (997), Early Access Articles (22), Magazines (10), Books (4). Заметим, что поиск осуществлялся по словосочетанию, что гарантируется наличием кавычек. Если искать “polar codes” на веб-сайте Google www.google.com, то число результатов составляет 245000. Таким образом, ieeexplore.ieee.org содержит 462 журнальные статьи по ПК и 997 трудов в сборниках материалов конференций. **Такое многообразие материалов по ПК не соответствует характеристике “крайне ограниченные”.**

Авторы статьи не ответили на данное замечание.

- 4.2. В статье авторы заявляют: *“Однако про ПК стало быстро ясно, что и они никак не способствуют прогрессу прикладной теории кодирования, т. е. разработке простых и, главное (!), технологичных декодеров вблизи границы Шеннона.”*

Полярные коды были включены в спецификацию протокола физического уровня систем мобильной связи 5G³, что стало возможным благодаря созданию высокопроизводительных декодеров [17]. Уже сейчас можно купить мобильные телефоны, содержащие кодер и декодер полярных кодов. Таким образом, полярные коды за 10 лет прошли путь от своего изобретения до всемирного практического применения, за что Э.Арикану и была вручена премия Шеннона. **Таким образом, авторы пытаются скрыть общеизвестные достижения современной теории кодирования.**

Ответ авторов. *Крайне неудачное замечание комментатора. Ссылка доктора наук на пользу мобильных телефонов удивительна по наивности. Мы уже выше написали, что корпорации живут по иным законам, чем наука. А больше ничего из достижений комментатора тут нет.*

Согласно ГОСТ 14.205-83, под технологичностью конструкции изделия следует понимать совокупность свойств конструкции изделия, определяющих ее приспособленность к достижению оптимальных затрат при производстве, техническом обслуживании и ремонте для заданных показателей качества, объема выпуска и условий выполнения работ. Было бы наивно и абсурдно предполагать, что производственные корпорации могут обеспечить технологичность конструкции своих декодеров без использования последних достижений науки, в т.ч. современной теории кодирования. **Авторы пытаются уйти от ответственности, ложно приписывая П.В. Трифонову ссылку на “пользу от мобильных телефонов”.**

³ETSI TS 138.212. Technical specification group radio access network; NR; multiplexing and channel coding. V15.2.0 https://www.etsi.org/deliver/etsi_ts/138200_138299/138212/15.02.00_60/ts_138212v150200p.pdf

5 Реализация декодеров полярных кодов и их сложность

- 5.1. В статье авторы заявляют: *“Но за последние десятилетия ни одна научная группа не представила реального эффективного алгоритма с детальным описанием и полноценной программой моделирования, который можно было бы полностью проверить по стандартному комплексному критерию «достоверность — помехоустойчивость — сложность», хотя некоторые авторы декларируют использование языка программирования C++ при моделировании, не сообщая никаких сведений о быстродействии реализованных алгоритмов (см., например, работу (Милославская, 2015)”*

Имеется огромное число программных реализаций с открытым исходным кодом различных методов помехоустойчивого кодирования. Примером такой является библиотека «A Fast Forward Error Correction Toolbox», доступная по адресу <https://aff3ct.github.io/index.html>. Необходимо также отметить, что в диссертации Милославской [5] в таблицах 3.2, 4.2 и 4.3 приведены сведения о производительности программной реализации рассматриваемых алгоритмов декодирования.

Таким образом, авторы сознательно игнорируют общедоступную информацию.

Ответ авторов. *В своих работах диссертанты (да и просто авторы статей о новых алгоритмах) должны показать реальную сложность именно своих достижений и сравнить их с известными ранее декодерами... в исследованиях по ТК не следует ссылаться на результаты деятельности производственных корпораций, разрабатывающих системы связи и кодирования...*

Но наше несогласие с предложенным изложением материала (Таб.3.2.), который мог бы стать полезным, состоит в том, что не ясно вообще, о чём идёт речь. Данные в соседних строках таблицы близки, но оставлены без содержательного текстового сопровождения. Таб.4.2 также «висит» сама по себе. Да и сравнений с чем-то иным, чем собственные результаты, тоже нет...Последняя таб.4.3 столь же неполна собственными параметрами и какими-либо сравнениями.

Авторы **признали** существование результатов о быстродействии реализованных алгоритмов в диссертации Милославской [5], т.е. **ложное утверждение в своей статье**. При этом они игнорируют тот факт, что в таблице 3.2 производится сопоставление трех различных методов, а в таблице 4.2 — сравнение с классическим итеративным интерполяционным алгоритмом. Заявление авторов о близости значений, приведенных в соседних строках этой таблицы, в то время как эти значения отличаются в 27–28 раз, **расцениваем как крайне недобросовестное**.

Как видно из таблицы 1, подавляющее большинство разработчиков библиотеки AFF3CT представляют университеты. Ссылку авторов на “производственные корпорации” расцениваем как попытку уйти от ответственности.

- 5.2. В статье авторы ставят под сомнение существование декодеров полярных кодов: *“Даже если программа для ПК хотя бы при $n = 64$ будет написана”, “если среди ПК будут выявлены коды и алгоритмы с конкретной предъявленной и убедительно доказанной сложностью декодирования. Однако этой ситуации можно и не дожидаться, поскольку адепты ПК за последние 10 лет не удосужились предъявить ни одного такого декодера”, “способом определения сложности конкретных алгоритмов декодирования, в минимальной степени подверженным ошибкам, искажениям и прямому обману, является предъявление редакциям журналов, рецензентам и оппонентам по диссертациям работающей проверяемой программы моделирования в гауссовском или ином канале с указанием типа процессора, его тактовой частоты и, главное, числа декодируемых символов в секунду при реализации алгоритмов, например на языке C++.”*

Таблица 1: Список разработчиков библиотеки AFF3CT
(по данным <https://aff3ct.github.io/contributors.html>)

Основные разработчики		Лица, внесшие вклад	
Фамилия, имя	Организация	Фамилия, имя	Организация
Adrien Cassagne (Ph.D. student)	Inria, IMS lab., Univ. of Bordeaux, France	Bertrand Le Gal (Professor)	IMS lab., Univ. of Bordeaux, France
Mathieu Léonardon (Ph.D.)	IMS lab., Univ. of Bordeaux, France and Polytechnique Montréal, Canada	Olivier Aumage (Research associate)	Inria Bordeaux, France
Olivier Hartmann (Engineer)	BeTomorrow, Bordeaux, France	Denis Barthou (Full professor)	Bordeaux INP/Inria, France
Camille Leroux (Professor)	IMS lab., Univ. of Bordeaux, France	Christophe Jégo (Full professor)	IMS lab., Univ. of Bordeaux, France
Romain Tajan (Professor)	IMS lab., Univ. of Bordeaux, France	Tarik Benaddi (Professor)	TELECOM Bretagne, Toulouse
Thibaud Tonnellier (Ph.D.)	ISIP lab., McGill Univ., Montréal, Canada	Charly Poulliat (Full professor)	INP Toulouse, France
Vincent Pignoly (Ph.D. student)	IMS lab., Univ. of Bordeaux, France and Airbus, Toulouse	Peter Trifonov (Professor)	Polytechnique Saint Petersburg, Russia
Kun He (Ph.D.)	Inria Bordeaux, France	Robert Morelos-Zaragoza (Full professor)	San José State University, United States
Mehdi Naciri (Master student)	Inria, ENSEIRB-MATMECA, Bordeaux, France	Elie Janin (Engineer)	Thales Communications Security, Gennevilliers, France
		Alireza Ghaffari (Ph.D. student)	Polytechnique Montréal, Canada
		Guillaume Delbergue (Ph.D.)	IMS lab., Univ. of Bordeaux, France and Greensocs, France
		Valentin Giraud (Engineer)	IMS lab., Univ. of Bordeaux, France
		Baptiste Petit (Engineer)	ZMP Inc., Tokyo, Japan
		Chen Shuang	Tsinghua University, Beijing

В статье Тала и Варди [28], на которую ссылаются авторы, имеется исчерпывающее описание алгоритма списочного декодирования полярных кодов. Практика показывает, что средний студент 3 курса технического ВУЗа способен по этому описанию запрограммировать декодер. Авторы могут также воспользоваться упомянутой выше библиотекой «A Fast Forward Error Correction Toolbox» для ознакомления с предметом.

Ответ авторов. *Ссылка на умных студентов тут неуместна. Свои важные результаты соискатели сами должны предъявлять в удобном виде оппонентам и всем читателям.*

Диссертации И. Тала [26] и А. Варди [35] были защищены задолго до выхода статьи [28] и не имеют отношения к полярным кодам. **Попытку авторов сослаться на неких соискателей расцениваем как крайне недобросовестную.** Представление алгоритмов в виде псевдокода, использованное в [28, 7, 5] является общепринятым. Нам неизвестны случаи публикации в ведущих мировых журналах по теории кодирования IEEE Transactions on Information Theory, IEEE Transactions on Communications и др. алгоритмов декодирования в виде программ на языке C++. Как показано в таблице 1, П.В. Трифонов принимал участие в разработке библиотеки с открытым исходным кодом «A Fast Forward Error Correction Toolbox».

- 5.3. В статье авторы многократно повторяют **ложную** информацию об отсутствии сведений о сложности и быстродействии декодеров полярных кодов: “Наконец, вновь укажем, что мы ни в одной из просмотренных нами публикаций не нашли каких-либо данных о реальной сложности декодеров ПК”, “Разумеется, при появлении хотя бы предварительных конкретных и понятных данных по реальной эффективности и сложности ПК мы получим возможность публикации и более точных результатов сопоставления методов ОТ и ПК.”, “Поскольку данных о реальной сложности ПК (увы, повторим это) нет”, “Вынужденно повторим, что никаких данных о реальной сложности таких декодеров ПК, например о числе операций или скорости декодирования, нет”, “И здесь никаких конкретных данных по реальной доказуемой сложности декодирования конкретных ПК найти не удалось”.

В статье Тала и Варди [28], на которую ссылаются авторы, приведена сложность алгоритма декодирования $O(Ln \log n)$. Сведения о быстродействии предложенных алгоритмов декодирования, реализованных на языке программирования C++, приведены в Таблицах 3.2, 4.1 и 4.2 диссертации В. Д. Милославской [5].

В диссертации Трифонова [7], на которую ссылаются авторы, приведены таблица 4.1 и рис. 4.5, из которых видно, что на отношении сигнал/шум 2 дБ декодирование полярного (под)кода (1024,512) может быть выполнено со средней сложностью 20800 операций сложения и сравнения.

Из рис. 4.7б в диссертации Трифонова [7], видно, что однопоточная программная реализация предложенного декодера обеспечивает производительность около 55 Мб/с. Подробности о высокопроизводительных декодерах ПК могут быть найдены в [17, 12, 14]. Таким образом, статья “Обзор проблем полярных кодов . . .” **содержит ложные сведения.**

Ответ авторов. Мы настаиваем, что сложность $(n \cdot \ln n)$ неоправданно велика. Наши алгоритмы МПД сходятся к оптимальному решению с линейной сложностью: $N \sim n$.

Авторы не смогли опровергнуть наше обвинение в ложности их утверждения об отсутствии сведений о сложности декодеров полярных кодов.

Существуют два подхода к анализу сложности алгоритмов: асимптотический, при котором число операций, выполняемых алгоритмом, оценивается как $N(n) = O(f(n))$, и точный, состоящий в указании конкретного числа операций, выполняемого при решении задачи конкретной размерности n . Из курса математического анализа известно, что $N(n) = O(f(n))$, если существует положительное число M , такое что для достаточно больших n справедливо $|N(n)| \leq Mf(n)$. Величина M может быть весьма велика, что делает такой подход практически бесполезным при сравнительной оценке сложности алгоритмов решения задач относительно небольшой размерности. Судя по записи $N \sim n$, авторы используют именно асимптотическую нотацию.

Сравнение между собой различных асимптотических выражений для конкретных значений n является некорректным ввиду неопределенности констант, скрытых в асимптотической нотации.

Явное указание числа арифметических операций намного более полезно для оценки производительности алгоритмов и энергопотребления соответствующей аппаратуры. Именно такой подход принят при анализе сложности алгоритмов декодирования полярных кодов, предлагаемых в [5, 7]. Стоит также отметить, что сложность min-sum версии алгоритма последовательного исключения, предназначенного для декодирования полярных кодов, в точности равна $n \log_2 n$ операций сложения и сравнения.

Ответ авторов (продолжение). А таб. 4.1 опять бесполезна для сравнения с какими либо прочими методами...

Авторы скрывают, что в таблице 4.1 диссертации Трифонова [7] приведено сравнение сложности последовательного алгоритма декодирования с методом из статьи [18], использующим иную весовую функцию. **Ответ авторов расцениваем как крайне недобросовестный.**

Мы, однако, благодарим авторов за идею провести сравнение с их методами. На рис. 4 приведены результаты для полярного подкода (1024, 512, 28) и последовательного алгоритма декодирования, представленные на рис. 4.4 и в табл. 4.1 диссертации Трифонова [7], (первоначально опубликованы в [31]), а также полярного подкода (1024, 512, 24) и блочного⁴ последовательного алгоритма декодирования [7, Рис. 4.7] . Для сравнения приведены кривые 18 – 1024 и K18 с рисунков 1 (рис. 1а данного документа) и 3 (рис. 1б данного документа) статьи. Отметим, что кривая K18 представляется ненадежной ввиду того, что рис. 3 статьи подвергся очевидным манипуляциям в графическом редакторе, как было отмечено в разделе 2.

⁴ Данный алгоритм представляет собой упрощенную версию последовательного алгоритма декодирования.

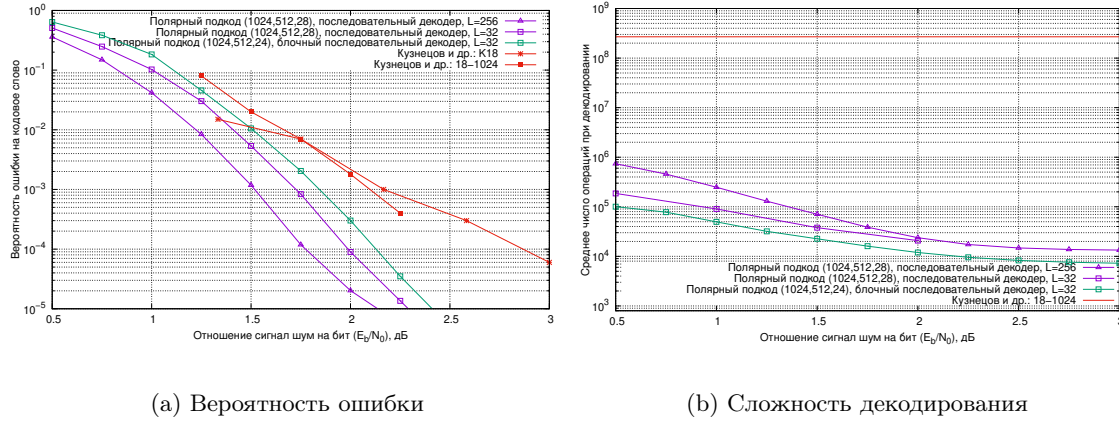


Рис. 4: Сравнение кодов (1024, 512) и методов их декодирования

Судя по тому, что авторы пишут “...при $K = 18$ БАВ гораздо лучше. Сложен ли такой БАВ? Он всего лишь в ~ 8 раз более медленный, чем при $K = 15$ ”, сложность их алгоритма декодирования БАВ растет экспоненциально с увеличением K . Авторы неоднократно подчеркивают, что сложность их алгоритмов растет линейно с увеличением длины кода n . Таким образом, сложность их алгоритмов пропорциональна $2^K n$, т.е. $N(n) = O(2^K n)$. Точный коэффициент пропорциональности нам неизвестен, поэтому, руководствуясь методикой авторов, будем считать, что он равен 1. Представляется, что эта оценка крайне занижена. На рис. 4b приведена кривая 18-1024, которая соответствует полученной оценке $N \approx 2^{18} \cdot 1024$. Отметим, что сложность последовательного декодирования сходится к $n \log_2 n$, сложности декодера последовательного исключения. Как видно, сложность предлагаемого авторами статьи метода более чем в 26000 раз превосходит сложность последовательного декодирования рассмотренного полярного (под)кода.

Этот результат согласуется с соотношением производительности программ. Как показано на рис. 4.7 в [7], блочный последовательный алгоритм декодирования для близкого по параметрам кода (1024, 512, 24) при $L = 32$ обеспечивает производительность 12–55 Мб/с на ПК, оснащенный процессором Intel Core i7-2600K с тактовой частотой 3.4 ГГц. Авторы получили производительность своего декодера 100 б/с на ПК с тактовой частотой 3 ГГц, т.е. не менее чем в 120000 раз медленнее по сравнению с (блочным) последовательным декодером полярного подкода, что свидетельствует о недооценке нами сложности их метода. При этом вероятность ошибки их метода значительно превосходит таковую для полярного подкода.

Причина такого несоответствия заявлений авторов и реального соотношения сложности состоит в следующем. Как видно из кривых нижней границы Шеннона, приведенной на рис. 3, при фиксированных скорости кода и отношении сигнал/шум снижение вероятности ошибки может быть достигнуто только путем увеличения его длины n . Однако при этом увеличивается и число ошибок, которые должен исправлять код. Это требует наращивания минимального расстояния. Для рассматриваемых авторами сверточных кодов и их аналогов увеличение минимального расстояния требует наращивания длины кодового ограничения K (степени порождающих многочленов). Авторы осознают эту проблему. Действительно, для длины $n = 64$ они рассматривают $K = 7$, в то время как для $n = 1024$ они уже предлагают $K = 18$. Таким образом, K на самом деле является функцией $K(n)$ от длины кода n , и асимптотическая сложность их декодеров задается выражением $N(n) = O(2^{K(n)} n)$. Такая зависимость уже никак не может считаться линейной от n . Настаивая на линейной сложности своих методов, авторы демонстрируют крайне недобросовестный подход к использованию асимп-

тотической нотации. С учетом ограничений на практически реализуемую сложность декодирования, они были вынуждены ограничиться значением $K = 18$, которое не обеспечивает корректирующую способность, сопоставимую с рассмотренными выше полярным подкодами.

Ответ авторов (продолжение). *И, кроме того, тут присутствует списочное декодирование, которое сильно разрушает традиционные понятия о корректирующей способности...*

Авторы невнимательно читали работу [28], где явно указано, что в качестве результата декодирования должно быть выбрано единственное наиболее вероятное кодовое слово из полученного списка (строки 17–25 в алгоритме 12). В работах Милославской и Трифонова предложены методы декодирования, в которых также всегда формируется единственное кодовое слово [18, 31]. Таким образом, замечание авторов несостоятельно.

Ответ авторов (продолжение). *Рис.4.5 производит ещё худшее впечатление. ... Если кто-то принял кодовый блок с 1000 информационных символов, то как его вообще можно где-то использовать, если в качестве решения декодера «числятся» 500 его вариантов?*

В легенде к рис. 4.5 диссертации Трифонова [7] явно указано, что рассматривается последовательное (sequential) декодирование, т.е. **авторы подменяют понятия**. Для сравнения там приведены результаты адаптивного списочного алгоритма [16]. Все эти алгоритмы всегда возвращают не более чем одно кодовое слово. Таким образом, **претензии авторов являются вымышленными**.

Ответ авторов (продолжение). *Наконец, рис.4.7б также относится к списочным алгоритмам и не требует наших повторных аналогичных оценок. Однако мы согласны, что тут некоторые варианты декодирования имеют высокую производительность... Да, возможно, что именно некоторые алгоритмы, представленные на этом рисунке, можно было бы доработать до удовлетворительного уровня.*

Рисунок 4.7 в [7] называется “Корректирующая способность и сложность блочного последовательного алгоритма декодирования”. **Попытки авторов приписать этому методу мнимые недостатки списочного декодирования расцениваем как крайне недобросовестные.** На этом рисунке, в частности, показано, что однопоточная программная реализация предложенного декодера кода (1024,512) обеспечивает производительность 12–55 Мб/с. Судя по статье, авторы считают удовлетворительной производительность 140 Кб/с и даже 100 б/с. Следовательно, предложенная авторами доработка “до удовлетворительного уровня” могла бы заключаться в снижении производительности декодера. Сообщаем о своей незаинтересованности в замедлении работы наших программ. **Ответ авторов абсурден.**

- 5.4. В статье авторы заявляют: “Алгоритмы для ПК сразу должны были работать в области действительных чисел”. В многочисленных публикациях по вопросам аппаратной реализации декодеров полярных кодов указывается, что вычисления можно производить с использованием арифметики с неподвижной точкой с разрядностью 5-6 бит [12].

Ответ авторов. *Комментатор прав: очень многое можно. Но насколько переход к целочисленным переменным снижает результат – этого он нигде не пишет.*

Авторы признали ложность своего утверждения о необходимости использования действительных чисел в декодерах полярных кодов. При этом они игнорируют тот факт, что в [12] явно указано, что использование целочисленной арифметики “has a negligible impact on the error-correction performance, compared to floating-point for all

considered decoding algorithms”. В [10] показано, что величина энергетического проигрыша при этом не превосходит 0.1 дБ. Попытки авторов обвинить исследователей, вообще на занимавшихся вопросами реализации декодеров в целочисленной арифметике, в отсутствии результатов по данной теме **расцениваем как крайне недобросовестные.**

- 5.5. В статье авторы заявляют: *“Приходится добавить, что очень проблемным вопросом ПК навсегда, видимо, останется и точность квантования действительных чисел (Трифонов, 2018; Seidl, Huber, 2013).”*

В диссертации Трифонова [7] квантование упоминается в контексте обзора статьи [27], в которой речь идет не о квантовании действительных чисел, а о квантовании выходных алфавитов некоторых синтетических каналов, которые имеют весьма опосредованное отношение к действительным числам. В любом случае, это квантование возникает только на этапе построения полярных кодов. Существуют методы, которые позволяют его избежать.

Ответ авторов. По данному пункту мы принимаем замечание комментатора.

- 5.6. В статье авторы заявляют: *“Более того, и сами оценки сложности N для этих кодов на самом деле очень таинственны, так как за единицу такой сложности там обычно принимаются не простейшие операции типа сложений и сравнений, а циклы процедур (Милославская, 2015)”*

В кандидатской диссертации В. Д. Милославской [5] предлагается несколько методов построения ПК и последовательный алгоритм декодирования полярных кодов. Среднее число арифметических операций над вещественными числами для последовательного алгоритма декодирования ПК указано в Таблице 3.1 (первоначально опубликовано в [18]), а также указано, что этот алгоритм требует выполнения только операций сложения и сравнения над вещественными числами. Среднее число итераций приведено в диссертации В. Д. Милославской, поскольку его принято указывать в случае декодеров ПК. В докторской диссертации П.В. Трифонова [7], на которую ссылаются авторы, приведены таблица 4.1 и рис. 4.5, из которых видно, что на отношении сигнал/шум 2 дБ декодирование полярного (под)кода (1024,512) может быть выполнено со средней сложностью 20800 операций сложения и сравнения (первоначально опубликовано в [31]). Следовательно, данные о числе операций сравнения и сложения **являются общедоступными, но по некой таинственной причине были проигнорированы авторами статьи.**

Авторы не ответили на данное замечание.

- 5.7. В статье авторы заявляют: *“хотя в работе (Милославская, 2015) отмечается экспоненциальный рост размеров списков ($L \gg 1000$), необходимость вычислений с действительными числами и в некоторых случаях большое число итераций ($I > 10^4$)»* В работе Милославской не рассматривалась задача аппаратной реализации и, в частности, вопросы представления промежуточных значений алгоритмов в ЭВМ. В работах других исследователей показано, что декодирование может быть выполнено с использованием арифметики с неподвижной точкой [12]. Таким образом, утверждение авторов о **необходимости** вычислений с действительными числами при декодировании полярных кодов **не соответствует действительности.**

Ответ авторов. Комментатор считает, что его аспирантка не занималась аппаратной реализацией. Пусть. Это не существенно для нашего Обзора. Но заявить, что именно это обстоятельство – основание считать, что в тех кодах не требуются вычисления с действительными числами, - такой пассаж смотрится крайне странно

Признав ранее возможность декодирования полярных кодов с использованием целочисленной арифметики (см. п. 5.4), авторы продолжают приписывать В.Д. Милославской

ложное утверждение о необходимости использования вычислений с действительными числами. Ответ авторов расцениваем как крайне недобросовестный.

Ответ авторов (продолжение). Иначе говоря, предложенный с задержкой на многие десятилетия «новый» алгоритм для кодов PC, например, при вполне реальной длине кода $n \sim 255$ будет в $\sim n^2 \log_2(n) \sim 500000$ раз сложнее крайне простого метода из справочника.

На недопустимость сравнения различных асимптотических выражений для конкретных числовых значений их параметров мы указали на стр. 8.

6 Корректирующая способность полярных кодов

- 6.1. В статье авторы заявляют: “гарантированная вероятность ошибки декодирования уменьшалась с длиной кодов n крайне медленно, лишь как $n^{-0.25}$ (Arikan, 2009). А ведь это, например, значит, что даже для типичной небольшой вероятности ошибки $P_w(e) \approx 10^{-5}$ в блоке для канала типа ДСК (двоичный симметричный канал) размер блока ПК должен быть $n \approx 10^{20}$!

Вероятно, авторы не знакомы со статьей [9], в которой показано, что вероятность ошибки декодирования полярных кодов удовлетворяет $P \leq 2^{-n^\beta}$ для любого $\beta < 0.5$. В упомянутом выше стандарте 5G использование полярных кодов рекомендовано на длинах не более 1024.

Ответ авторов. мы, как сотни других специалистов пишем, что полярные коды слабы, из-за чего рассматривают только их короткие варианты!

Авторы противоречат сами себе. В статье они указывают, что длина полярных кодов должна быть слишком большой для обеспечения приемлемой вероятности ошибки. В своем ответе они утверждают, что в действительности специалисты рассматривают только короткие коды. **Это свидетельствует о крайне слабом понимании авторами предметной области.** См. также следующее замечание.

- 6.2. В статье авторы заявляют: “Безусловно, это никак не воодушевляет. И очевидно, что даже только по этой причине данная идея была уже изначально чрезвычайно сомнительной. От такой безысходности апологеты этого направления указывали, как мы цитировали в работе (Золотарёв, Овечкин, 2016), на весьма ограниченные возможности ПК, особенно при малых длинах кодов n .”

С помощью Matlab 5G Toolbox, авторы статьи могут удостовериться в том, что эти коды достигают вероятностей ошибки меньше 10^{-5} . Простые и понятные примеры моделирования ПК для восходящей и нисходящей линий связи с помощью Matlab 5G Toolbox приведены на веб-сайте <https://au.mathworks.com/help/5g/gs/polar-coding.html>. Кроме того, Рис. 2.2 диссертации В.Д. Милославской демонстрирует ПК длины 1024, достигающий вероятность ошибки 10^{-6} . Следовательно, приведенное выше утверждение авторов о том, что размер блока ПК должен быть $n \approx 10^{20}$ **противоречит общедоступным сведениям.**

Авторы никак не прокомментировали это замечание.

- 6.3. В статье авторы заявляют: “Полярные коды конечной длины уступают по эффективности и LDPC-кодам (Ammar, 2018; Tal, Vardy, 2015).”

В статье Тала и Варди [28], на которую ссылаются авторы, показано, что, с учетом предлагаемых улучшений, рассмотренный полярный код превосходит по корректирующей способности LDPC код.

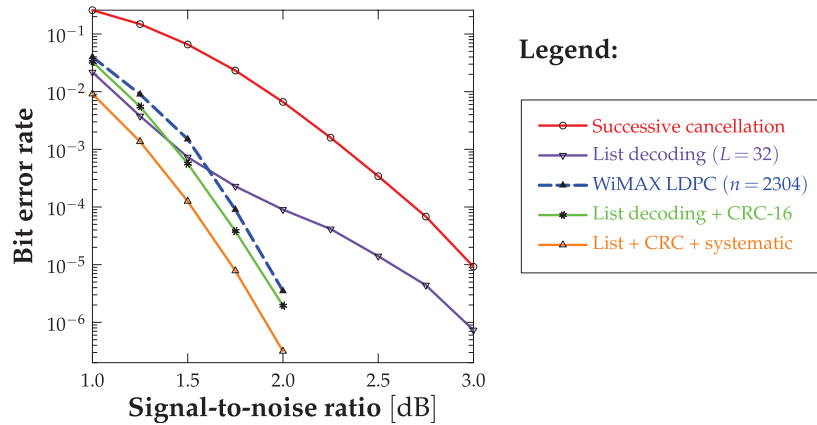


Рис. 5: Корректирующая способность полярных кодов с CRC [28]

Ответ авторов. В статье Tal, Vardy, 2015, на которую указывает комментатор, написано «Unfortunately, even under maximum-likelihood decoding, the performance of polar codes falls short in comparison to LDPC and turbo codes of comparable length.», т.е. никакого противоречия с данными, представленными в обзоре, нет. Конечно, в статье далее предлагаются некоторые улучшения, но они связаны с применением списочного декодирования и, самое главное, добавлением к полярным кодам CRC, т.е. фактически авторы неявно переходят к каскадной кодовой конструкции, естественно обладающей совершенно новыми свойствами по сравнению с исходными полярными кодами. А это только усложняет понимание и без этого очень непростых результатов.

Решающим аргументом за включение полярных кодов в стандарт 5G стала исключительная простота их конструкции, алгоритмов кодирования и декодирования. Контрольная сумма CRC используется для обнаружения ошибок в абсолютном большинстве современных протоколов физического уровня в сочетании с различными типами корректирующих кодов. Таким образом, применение CRC совместно с полярными кодами не сопряжено ни с какими дополнительными затратами. В статье Тала и Варди [28], на которую ссылаются авторы, написано, что при использовании CRC, как показано на рис. 5, “the resulting BER⁵ is lower than the BER achieved with the LDPC code currently used in the WiMAX standard”.

Таким образом, авторы игнорируют сведения, противоречащие их концепции.

В диссертации В.Д. Милославской также демонстрируется код, превосходящий LDPC по корректирующей способности (см. Рис. 3.6 в [5]) и по вычислительной сложности декодирования (см. Таблицу 3.1 в [5]). Эти результаты были первоначально опубликованы в [18]. Таким образом, авторы сознательно искажают научные результаты, опубликованные другими исследователями.

- 6.4. В статье на рис. 1 (см. рис. 1a) авторы приводят кривую PC64, которая “показывает для полярных кодов длины $n = 64$ нижние оценки в работах (Милославская, 2015; Трифонов, 2018) для декодеров нескольких ПК при обычном декодировании, т. е. когда размер списка решений L равен 1. Остальные результаты (около 10) на тех же рисунках из этих диссертаций соответствуют различным размерам списка решений вплоть до $L = 256$. Все они близки к графику (7-64) для БАР или существенно выше него, так как граница S64, как известно, недостижима.”

На рис. 2.2. в диссертации Трифонова, который был первоначально опубликован в [32],

⁵BER — bit error rate, вероятность ошибки на бит.

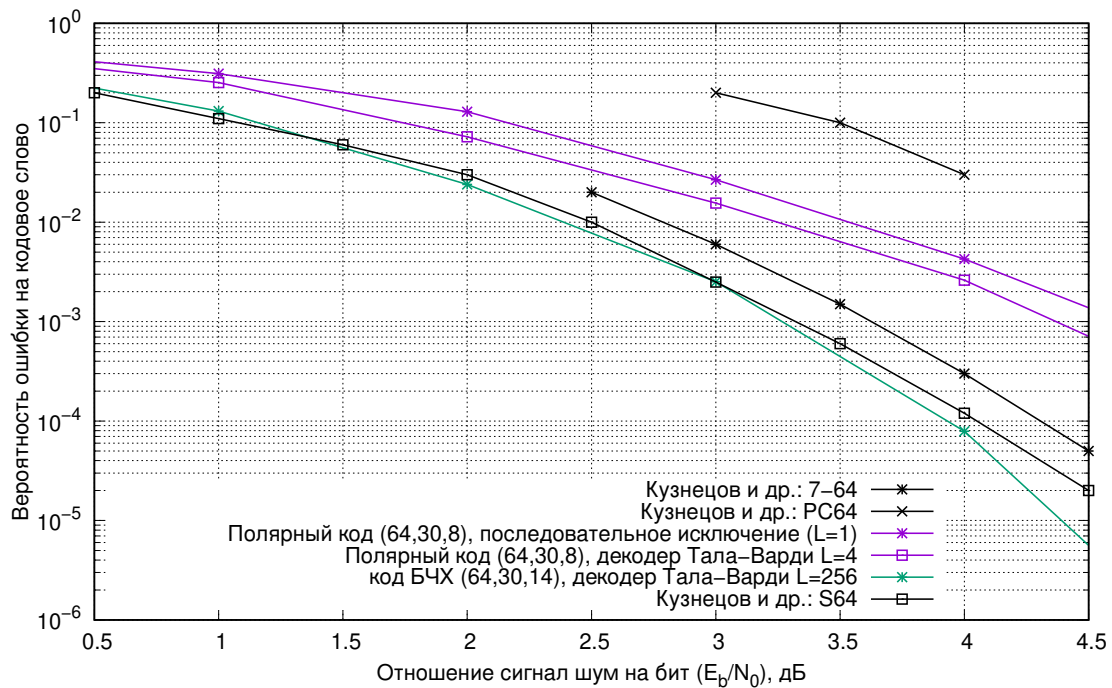


Рис. 6: Вероятность ошибки декодирования кодов длины 64

приведена не нижняя оценка, а реальная вероятность ошибки декодирования полярного кода (64, 30, 8) методом последовательного исключения с размером списка 1, которая существенно меньше чем то, что приводят авторы в своей статье. Аналогичный график приведен и в диссертации Милославской для другой версии декодера последовательного исключения. **Таким образом, авторы осуществляют прямую подмену фактов.**

Ответ авторов. Для краткости отметим, что и тут лучшие результаты показал опять именно алгоритм Витерби (AB), открытый уже более 50 лет назад и никак к нашей научной группе даже не относящийся. Он, как известно, является оптимальным по вероятности ошибки декодирования. Для этих условий моделирования его нельзя превзойти на базе полярных кодов даже и сейчас, через 50 лет.

На рис. 6 приведены кривые вероятности ошибки декодирования для кодов длины 64. Результаты для полярных кодов и кода БЧХ взяты из [7, рис. 2.2]. Авторы не смогли объяснить происхождение кривой PC64. Из рисунка также видно, что код БЧХ, декодируемый алгоритмом Тала-Варди, предложенным первоначально для декодирования полярных кодов, обеспечивает намного меньшую вероятность ошибки по сравнению с кривой 7-64 из статьи авторов, хотя они в статье и своем ответе утверждают обратное. Стоит особо отметить, что **будучи уличены в подмене фактов, авторы в своем ответе повторили свое ложное утверждение.**

Видно также, что код БЧХ (64,30,14) обеспечивает меньшую вероятность ошибки по сравнению с “границей” S64, которая недостижима по мнению авторов. Они владели этой информацией на момент подготовки статьи, что, однако, не помешало им представить заведомо ложные результаты. **Ответ авторов расцениваем как крайне недобросовестный.**

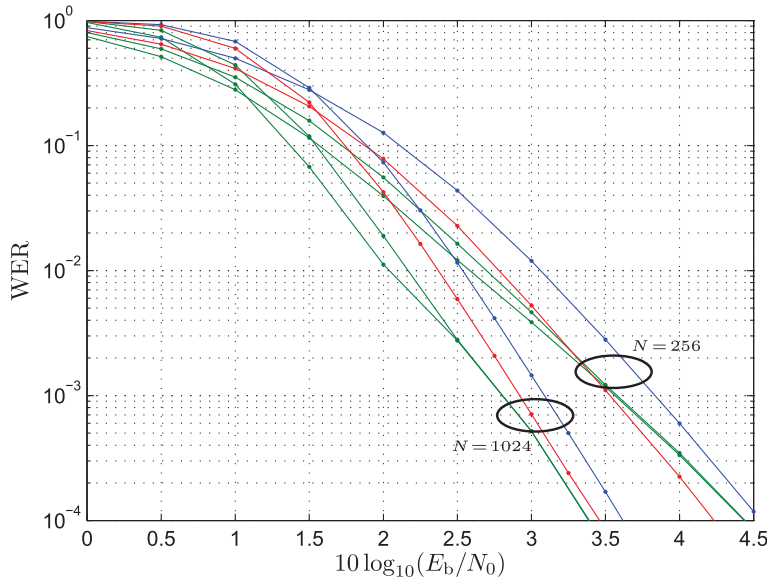


Рис. 7: Результаты моделирования (WER — word error rate, вероятность ошибки на кодовое слово): канал АБГШ-2ФМ, длина блока полярных кодов $N = 256, 1024$, скорость $R = 1/2$. Голубые: декодирование методом последовательного исключения. Зеленые: списочный декодер последовательного исключения (размер списка $L = 2, 4$). Красные: каскадная схема [23]

Стоит отметить, что авторы смешивают понятия алгоритма декодирования и корректирующего кода, сравнивая между собой алгоритм Витерби и полярные коды. Один и тот же код может быть декодирован с помощью различных алгоритмов декодирования, которые могут давать существенно различную вероятность ошибки. С другой стороны, один и тот же алгоритм декодирования может быть использован для декодирования разных кодов, обеспечивая при этом разную эффективность. **Заявление авторов свидетельствует об их слабом понимании основ теории кодирования.**

- 6.5. В статье авторы заявляют: “Рассмотрим данные о ПК длины $n = 1024$. Нижняя оценка для группы таких кодов из статьи (Seidl, Huber, 2013), использующих разные «улучшения», в том числе и каскадирование, помеченная как PC1024, практически совпадает с кривой (15-1024).”

Необходимо отметить, что в статье [23] приведена не нижняя граница, а результаты статистического моделирования для конкретного полярного кода (1024, 512) и списочного декодера с $L = 4$ (см. рис. 7). Таким образом, **авторы осуществляют прямую подмену фактов.**

Ответ авторов. Здесь снова неизбежные у полярных кодов списочные методы, которые совершенно не относятся к традиционной классической постановке задачи декодирования.

На стр. 10 нами было отмечено, что списочный декодер Тала-Варди для полярных кодов всегда возвращает одно кодовое слово, что в полной мере соответствует классической постановке задачи декодирования. **Авторы не смогли опровергнуть обвинение в подмене фактов и продолжили распространять дезинформацию.**

- 6.6. В статье авторы заявляют: “И наконец, для группы ПК длины $n = 2048$ представлены графики нижних оценок G2048 из работы (Giard et al., 2014). Соответствующая иллюстрация из рассматриваемой статьи приведена на рис. 8 данного документа. Следует

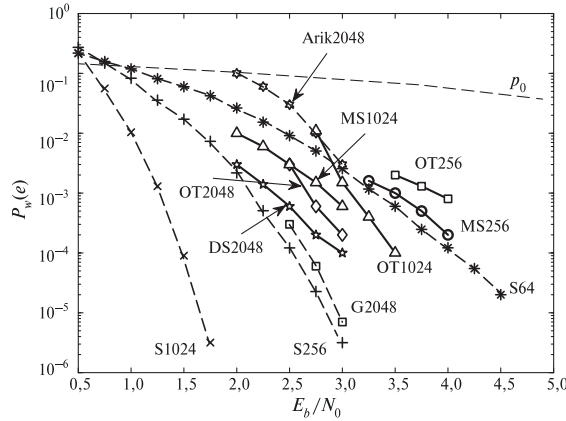


Рис. 8: Характеристики МПД и ПК для кодов $R = 1/2$ в канале с АБГШ (Рис.2 рассматриваемой статьи)

отметить, что в статье [13] отсутствуют графики нижних границ вероятности ошибки декодирования. Вместо этого там приведены результаты моделирования (вероятность ошибки на бит) полярного кода (2048,1024) с субоптимальным декодером последовательного исключения. Эти результаты авторы выдают за нижнюю границу вероятности ошибки на кодовое слово. **Таким образом, авторы представили фальсифицированные результаты.**

Ответ авторов. Мы согласны, что в одной из ссылок указаны результаты моделирования. Но это опять не результаты комментатора, на трудности интерпретации которых указывалось и в официальных отзывах на его диссертацию

Авторы признали фальсификацию в своей статье. Фальсификация результатов является неприемлемой научной практикой независимо от того, чьи результаты фальсифицируются.

7 Сравнение характеристик

- 7.1. На рис. 2 (рис. 8 в данном документе) авторы представили свой лучший результат для кода (2048,1024) (кривая OT2048). Видно, что он обеспечивает вероятность ошибки на кодовое слово 10^{-4} на $E_b/N_0 = 3$ дБ. В то же время в диссертации Трифонова [7], на которую ссылаются авторы, на рис. 3.12б показано, что полярный (под)код достигает той же вероятности ошибки на $E_b/N_0 = 1,5$ дБ. Там же на рис. 3.14 приведено среднее число арифметических операций, при котором обеспечивается такая корректирующая способность.

Ответ авторов. В этом пункте указаны декодеры со списками до 500, некоторые при очень высокой сложности и при длине информационной части всего лишь $k \sim 1024$, что, конечно, очень сильно изменяет постановку задачи (при значительном росте допустимой сложности алгоритмов) и не позволяет провести корректное сравнение. Диссертант не обеспечил хоть как-то понятное сравнение методов. Можно было бы привлечь опять АВ или другие методы. Сопоставление только своих методов абсолютно не показательно. Нельзя излагать свои результаты так, как будто до этого никаких работ по кодам вообще не было.

Прежде всего отметим, что в диссертации Трифонова [7] на рис. 3.12 (первоисточник [33]) приведено сравнение предлагаемых рандомизированных полярных подкодов с полярными кодами с CRC, LDPC кодами из стандарта космической связи CCSDS “Low

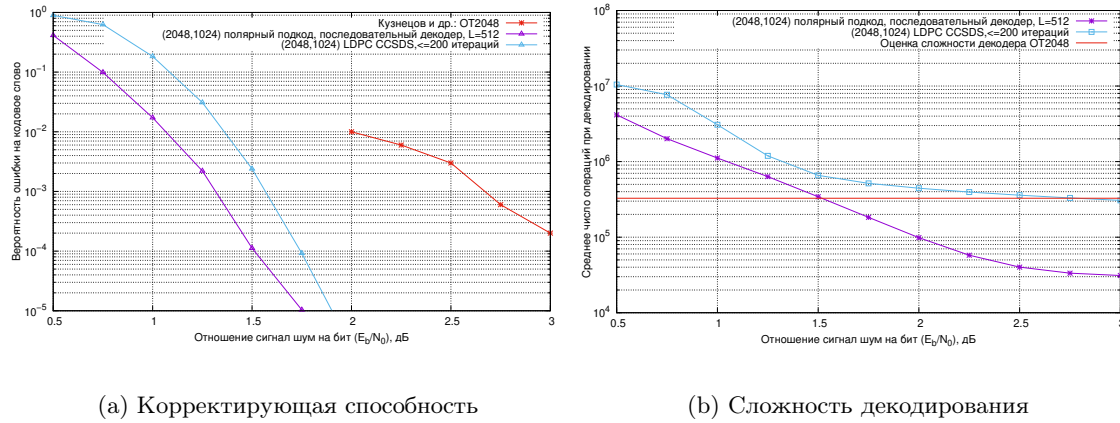


Рис. 9: Сравнение кодов (2048,1024)

Density Parity Check Codes For Use In Near-Earth And Deep Space Applications” [29]. и турбо-кодом. **Авторы в своем ответе пытаются приписать Трифонову авторство этих трех конструкций**, к которым он не имеет отношения.

В пояснении к рисунку и его легенде ясно указано, что результаты для полярного подкода получены с использованием последовательного алгоритма декодирования, который всегда возвращает единственное кодовое слово. Попытки авторов приписать этому алгоритму наличие списков, которые якобы изменяют постановку задачи, **расцениваем как крайне недобросовестные**.

На рис. 9а представлено сравнение различных кодов длиной 2048. Результаты для полярного подкода и LDPC кода⁶ взяты с рис. 3.12 диссертации Трифонова. На рисунке также приведена кривая ОТ2048 из рассматриваемой статьи.

Видно, что результаты авторов значительно уступают не только современным конструкциям на основе полярных кодов, но даже методам, предусмотренным стандартом космической связи CCSDS 131.1-O-2, принятым в 2007 году. Сопоставляя голубую и красную кривые, можно заметить, что вероятность ошибки декодирования 10^{-4} достигается кодом из стандарта на $E_b/N_0 = 1.7$ дБ, в то время как предлагаемый авторами метод требует для этого $E_b/N_0 = 3$ дБ. На $E_b/N_0 = 1.7$ дБ их метод дал бы вероятность ошибки более 10^{-2} . Таким образом, энергетический проигрыш по сравнению с LDPC кодом из стандарта CCSDS достигает 1.3 дБ. Известный американский специалист, автор классических книг по теории кодирования Э. Берлекэмп, на которого авторы ссылаются в своих публикациях, утверждает, что каждый децибел снижения энергетики спутникового канала связи оценивается в миллион долларов [11]. Таким образом, следование рекомендациям авторов чревато значительным экономическим ущербом.

На рис. 9b представлена сложность алгоритмов декодирования. Для полярного и LDPC кода результаты взяты из [7, Рис. 3.14]. Истинная сложность предлагаемого авторами декодера в обсуждаемой статье не приведена. Однако там указано, что этот декодер требует $I = 80$ итераций. Из анализа прочих публикаций авторов можно предположить, что на каждой итерации этот декодер тратит по меньшей мере 2 арифметические операции на один символ кодового слова. Тогда сложность всего декодера составляет $2 \cdot 80 \cdot 2048 = 327680$ операций. Впрочем, с учетом ответа авторов на замечание 7.2, эта оценка представляется сильно заниженной. Как видно из рис. 9b, при $E_b/N_0 = 3$ дБ, где предлагаемый авторами метод обеспечивает относительно приемлемую вероят-

⁶Результаты для LDPC кода, предусмотренного стандартом CCSDS, согласуются с эталонными результатами, приведенными на рис. В-2 справочного приложения документа <https://public.ccsds.org/Pubs/131x1o2e2s.pdf>

ность ошибки декодирования $2 \cdot 10^{-4}$, сложность их декодера в 10 раз превышает сложность последовательного декодирования полярного подкода. На этом же отношении сигнал/шум последний, как и декодер распространения доверия LDPC кода, обеспечивает на много порядков меньшую вероятность ошибки декодирования.

Авторы, среди которых есть два высокопоставленных сотрудника Института Космических Исследований РАН, безусловно знакомы со стандартом CCSDS 131.1-O-2 и реальными характеристиками предусмотренных им LDPC кодов, причем не только по материалам диссертации [7], на которую они ссылаются. Действительно, соавтор Р.Р. Назиров, являющийся зам. директора ИКИ РАН, принимал участие в разработке спутника Аист-2Д [6], в котором используется LDPC код из стандарта CCSDS 131.1-O-2. Он же указан в качестве представителя ИКИ РАН при CCSDS⁷.

Кроме того, из отчета CCSDS 130.1-G-3⁸ авторам должно быть известно, что декодеры LDPC кодов могут быть реализованы с использованием арифметики с неподвижной точкой, причем “Hardware implementations typically use fixed-point arithmetic and compute log likelihoods with eight bits of precision (for negligible loss), three to five bits (for loss of a couple of tenths of a dB)”. Это, однако, не мешает авторам писать про LDPC коды, что *“эффективные алгоритмы их декодирования не укладываются в рамки операций с фиксированной точкой, т. е. такие декодеры вынуждены использовать арифметику действительных чисел, что сразу перевело их в разряд не самых простых методов”*.

Авторы также заявляют, что их теория *“является основой для разработок новых систем спутников связи и проектов дистанционного зондирования Земли с параметрами быстрого действия и достоверности, принципиально недоступными для каких-либо иных методов кодирования.”* Как было показано выше, в действительности методы авторов значительно уступают полярным и LDPC кодам по достоверности (корректирующей способности), и имеют значительно худшее быстроедействие (сложность) по сравнению по крайней мере с полярными кодами. Таким образом, **авторы сознательно дезинформируют читателей**. Если их методы действительно внедряются в какие-то реальные космические системы, то такая деятельность **направлена на подрыв эффективности этих систем**.

- 7.2. Как свое достижение, авторы указывают, что производительность программной реализации их декодеров достигает 140 Кб/с. В то же время в статье [13], на которую ссылаются авторы, приведены результаты, свидетельствующие о том, что программная реализация декодера полярных кодов обеспечивает производительность до 226 Мб/с.

Ответ авторов. *мы ... получили возможное число операций декодера где-то в пределах всего лишь 5 — 40 операций на декодированный бит. Ресурса для работы хоть какого-то реального декодера просто нет!*

Алгоритм последовательного исключения, используемый для декодирования (n, k) полярного кода, требует не более $\frac{n}{k} \log_2 n$ операций на бит, что для $(32768, 29462)$ кода, для которого в [13] была продемонстрирована производительность программного декодера 226.9 Мб/с, действительно дает 16.7 операций на бит⁹. Своим заявлением авторы признали, что они не знакомы с простыми алгоритмами декодирования корректирующих кодов, а сложность предлагаемых ими методов крайне велика, что подтверждает приведенные нами выше оценки.

⁷ см. <https://public.ccsds.org/Lists/Contacts/DispForm.aspx?ID=162&ContentTypeId=0x01003460C6925EB60E42867D93A893A7312F>

⁸ см. <https://public.ccsds.org/Pubs/130x1g3.pdf>

⁹ В реальности сложность оказывается еще меньше с учетом различных упрощений, описанных в [13].

8 Разное

Ответ авторов. Оба комментатора не привели в своих основных трудах в списках литературы и в собственных обзорах ни одной из 500 статей или обзоров нашей научной школы ОТ, ни одной из восьми монографий, написанных сторонниками школы ОТ под научной редакцией или с прямым участием академиков и членов-корреспондентов РАН... Полезно напомнить и о том, что наши сетевые порталы читает весь мир, а число их посетителей близко к 100'000 в год.

К сожалению, единственная работа авторов по теории кодирования, опубликованная в профильном издании (журнале “Проблемы передачи информации”), относится к 1986 году [1]. Хотя в ней и был представлен весьма эффективный по меркам того времени подход, она не содержит результатов для случая мягкого декодирования, которое является необходимым для абсолютного большинства современных приложений. В ведущих мировых журналах по теории кодирования IEEE Transactions on Information Theory и IEEE Transactions on Communications отсутствуют как публикации авторов, так и ссылки на них. Полагаем, что содержание данного документа исчерпывающим образом объясняет этот факт.

Ссылки на высокие звания и посещаемость веб-сайтов полагаем неуместными в научной литературе.

Следует также отметить, что результаты, которые авторы фальсифицируют или ставят под сомнение, опубликованы в ведущих мировых изданиях по теории кодирования и телекоммуникациям, а некоторые [8, 28, 32, 31] включены в список IEEE Communications Society Best Readings on Polar Coding.

Ответ авторов. Вынуждены добавить также, что мы уже неоднократно подчеркивали, что в исследованиях по ТК не следует ссылаться на результаты деятельности производственных корпораций, разрабатывающих системы связи и кодирования”.

Авторы непоследовательны. В своих многочисленных публикациях они приводят цитату Э.Р. Берлекэмпа о том, что каждый децибел снижения энергетики канала связи оценивается в миллион долларов [11]. С учетом того, что авторы позиционируют свой подход как прикладной, игнорирование имеющихся достижений промышленности и позиции органов стандартизации выглядит крайне странным. Участники процесса стандартизации заинтересованы в выборе наиболее эффективного решения, которое позволило бы им получить максимальную прибыль. Это и привело к включению полярных кодов в стандарт 5G.

Кроме того, авторы предлагают использовать свой подход в “новых проектах спутниковой и космической связи”, хотя еще 14 лет назад был принят международный стандарт космической связи CCSDS 131.1-O-2 (действующая редакция [29]), в котором предусмотрены намного более эффективные решения, как показано в п. 7.

9 Выводы

Проведенный анализ показал, что:

- В рассматриваемой статье осуществлен подлог результатов, опубликованных не только современными исследователями, но и самим Клодом Шенноном, основоположником современных информационно-коммуникационных технологий.
- Позиция авторов находится в неустранимом противоречии со строго доказанными теоретическими (граница Полтырева, свойства кодов БЧХ) и легко проверяемыми экспериментальными результатами теории кодирования.
- Авторами не было опровергнуто ни одно обвинение в фальсификации опубликованных научных результатов, приведенное в первоначальных обращениях в редакцию. Более того, в своих ответах они продолжили распространение дезинформации.

- Предлагаемые авторами технические решения имеют значительно худшую корректирующую способность по сравнению не только с современными методами, основанными на полярных кодах, но и LDPC кодами, предусмотренными стандартом CCSDS 131.1-O-2, принятым в 2007 году. Следование рекомендациям авторов чревато значительным экономическим ущербом для хозяйствующих субъектов.
- Авторы некорректно используют асимптотическую нотацию, скрывая, что при учете требований к вероятности ошибки декодирования сложность их методов растет намного быстрее, чем линейная функция от длины кода.
- Авторы проигнорировали значительный объем современной литературы и иной общедоступной информации по полярным кодам.
- Нереализуемыми и неработоспособными в статье объявлены решения, которые закреплены в международных стандартах мобильной и космической связи.

Таким образом, вывод авторов *«теория ОТ существенно опережает результаты, полученные для абсолютно всех других известных классов алгоритмов декодирования»* является **заведомо ложным**.

Указанные выше проблемы не могут быть объяснены лишь глубокой неосведомленностью авторов в вопросах теории и практики помехоустойчивого кодирования. В данном документе были приведены многочисленные факты, свидетельствующие о сознательном дезинформировании авторами читателей.

Статья и ответ авторов содержат следующие признаки **лженауки** [2, 3]:

- Игнорирование или искажение известных авторам фактов, противоречащих их теории (не только современные полярные коды, но и достаточно старые LDPC коды из стандарта CCSDS превосходят решения авторов по корректирующей способности и простоте декодирования, хотя авторы пишут, что их методы обладают *«параметрами быстродействия и достоверности, принципиально недоступными для каких-либо иных методов кодирования»*).
- Использование в основе их теоретических построений недостоверных данных и недоказанных положений (Тезис авторов *“При этом декодеры МПД всех типов ... достигают решений ОД (оптимального декодирования) при уровнях шума, весьма близких к границе Шеннона”* опирается на грубую фальсификацию этой границы)
- Апелляция к популярности Интернет-сайтов и высоким званиям при отсутствии публикаций в рецензируемых профильных научных изданиях (*«наши сетевые порталы читает весь мир, а число их посетителей близко к 100'000 в год»*).
- Претензия на «революционный» переворот в науке и технологиях (авторы претендуют на решение проблемы Шеннона, решенной Э. Ариканом и др. задолго до авторов).
- Использование недобросовестных приемов аргументации (фальсификация результатов других исследователей, манипуляции с асимптотической нотацией для сокрытия реальной сложности своих алгоритмов).

Благодарности

Мы благодарим авторов за их подробный ответ на наши первоначальные замечания. Без их подсказок мы бы не смогли в полной мере раскрыть всю многогранную суть обсуждаемой статьи. Мы также признательны редакции журнала “Современные проблемы дистанционного зондирования Земли из космоса” за предоставленную возможность популяризации достижений Оптимизационной Теории помехоустойчивого кодирования.

Список литературы

- [1] Золотарев В. Многопороговое декодирование // Проблемы передачи информации. — 1986. — Vol. 22, no. 1.
- [2] Казаков М. Псевдонаука как превращенная форма научного знания: теоретический анализ // Философия науки и техники. — Vol. 21, no. 2. — P. 130–148.
- [3] Кувакин В. Возможна ли наука о лженауке? // В защиту науки. Бюллетень РАН и Комиссии по борьбе с лженаукой и фальсификацией научных исследований. — 2016. — Vol. 18.
- [4] Кудряшов Б. Основы теории кодирования. — СПб : БХВ, 2016.
- [5] Милославская В. Методы построения и декодирования полярных кодов : дисс. канд. техн. наук / В.Д. Милославская ; Санкт-Петербургский государственный политехнический университет. — 2014.
- [6] Опытнo-технологический малый космический аппарат “Аист-2д”. — Самара : СамНЦ РАН, 2017.
- [7] Трифонов П. Методы построения и декодирования многочленных кодов : дисс. докт. техн. наук / П.В. Трифонов ; Санкт-Петербургский государственный политехнический университет. — 2018.
- [8] Arikan E. Channel polarization: A method for constructing capacity-achieving codes for symmetric binary-input memoryless channels // IEEE Transactions on Information Theory. — 2009. — July. — Vol. 55, no. 7. — P. 3051–3073.
- [9] Arikan E., Telatar I. On the rate of channel polarization // Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory. — 2009. — June. — P. 1493–1495.
- [10] Balatsoukas-Stimming A., Parizi M. B., Burg A. LLR-based successive cancellation list decoding of polar codes // IEEE Transactions On Signal Processing. — 2015. — October. — Vol. 63, no. 19. — P. 5165–5179.
- [11] Berlekamp E. The technology of error-correcting codes // Proceedings of the IEEE. — 1980. — Vol. 68, no. 5.
- [12] Ercan F., Tonnellier T., Gross W. Energy-efficient hardware architectures for fast polar decoders // IEEE Transactions on circuits and systems-I: regular papers. — 2020. — January. — Vol. 67, no. 1.
- [13] Fast software polar decoders / Pascal Giard, Gabi Sarkis, Claude Thibault, W.J. Gross // Proceedings of IEEE International Conference on Acoustics, Speech and Signal Processing. — 2014.
- [14] Gal B. L., Leroux C., Jørgensen C. Multi-gb/s software decoding of polar codes // IEEE Transactions On Signal Processing. — 2015. — January. — Vol. 63, no. 2.
- [15] Jin W., Fosserier M. P. C. Reliability-based soft-decision decoding with multiple biases // IEEE Transactions on Information Theory. — 2007. — Vol. 53, no. 1. — P. 105–120.
- [16] Li B., Shen H., Tse D. An adaptive successive cancellation list decoder for polar codes with cyclic redundancy check // IEEE Communications Letters. — 2012. — December. — Vol. 16, no. 12. — P. 2044–2047.
- [17] A low-latency list successive-cancellation decoding implementation for polar codes / You Zhe Fan, Chen Yang Xia, Ji Chen et al. // IEEE Journal On Selected Areas In Communications. — 2016. — February. — Vol. 34, no. 2.

- [18] Miloslavskaya V., Trifonov P. Sequential decoding of polar codes // IEEE Communications Letters. — 2014. — Vol. 18, no. 7. — P. 1127–1130.
- [19] Poltyrev G. Bounds on the decoding error probability of binary linear codes via their spectra // IEEE Transactions on Information Theory. — 1994. — July. — Vol. 40, no. 4.
- [20] Reed-muller codes achieve capacity on erasure channels / Shrinivas Kudekar, Santhosh Kumar, Marco Mondelli et al. // IEEE Transactions On Information Theory. — 2017. — July. — Vol. 63, no. 7.
- [21] Sason I., Shamai S. Performance analysis of linear codes under maximum-likelihood decoding: A tutorial // Foundations and Trends in Communications and Information Theory. — 2006. — Vol. 3, no. 1–2. — P. 1–222. — Access mode: <http://dx.doi.org/10.1561/01000000009>.
- [22] Sason I., Wiechman G. Log-domain calculation of the 1959 sphere-packing bound with application to m-ary psk block coded modulation // Proceedings of IEEE 24th Convention of Electrical Electronics Engineers in Israel. — 2006. — P. 344–348.
- [23] Seidl M., Huber J. B. An efficient length- and rate-preserving concatenation of polar and repetition codes // Proceedings of International Zurich Seminar. — 2014.
- [24] Shannon C. Probability of error for optimal codes in a gaussian channel // The Bell System technical journal. — 1959. — May. — Vol. 36, no. 3.
- [25] Shannon C., Gallager R., Berlekamp E. Lower bounds to error probability for coding on discrete memoryless channels // Information and Control. — 1967. — Vol. 10.
- [26] Tal I. Coding and Bounds for Two-Dimensional Constraints : Ph.D. thesis / I. Tal ; Technion. — 2009.
- [27] Tal I., Vardy A. How to construct polar codes // IEEE Transactions on Information Theory. — 2013. — October. — Vol. 59, no. 10. — P. 6562–6582.
- [28] Tal I., Vardy A. List decoding of polar codes // IEEE Transactions On Information Theory. — 2015. — May. — Vol. 61, no. 5. — P. 2213–2226.
- [29] Tm synchronization and channel coding. — Recommended Standard CCSDS 131.0-B-2. — 2011. — August.
- [30] A trellis-based recursive maximum-likelihood decoding algorithm for binary linear block codes / Toru Fujiwara, Hirosuke Yamamoto, Tadao Kasami, Shu Lin // IEEE Transactions On Information Theory. — 1998. — March. — Vol. 44, no. 2.
- [31] Trifonov P. A score function for sequential decoding of polar codes // Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory. — Vail, USA, 2018.
- [32] Trifonov P., Miloslavskaya V. Polar subcodes // IEEE Journal on Selected Areas in Communications. — 2016. — February. — Vol. 34, no. 2. — P. 254–266.
- [33] Trifonov P., Trofimiuk G. A randomized construction of polar subcodes // Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory. — Aachen, Germany : IEEE, 2017. — P. 1863–1867.
- [34] Valembois A., Fossorier M. P. Sphere-packing bounds revisited for moderate block lengths // IEEE Transactions On Information Theory. — 2004. — December. — Vol. 50, no. 12.
- [35] Vardy A. Coset-decoding: Structures and Algorithms : Ph.D. thesis / A. Vardy ; Tel Aviv University. — 1991.
- [36] Vardy A., Beery Y. Maximum-likelihood soft decision decoding of BCH codes // IEEE Transactions On Information Theory. — 1994. — March. — Vol. 40, no. 2.

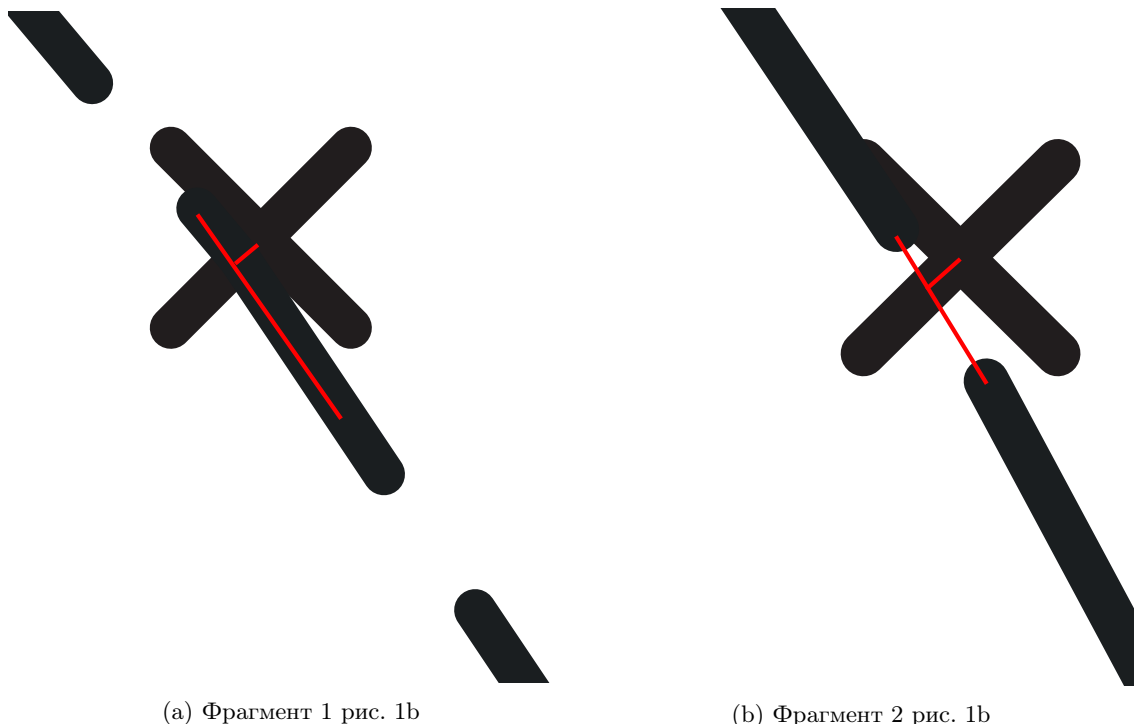


Рис. 10: Следы манипуляций в графическом редакторе над рис. 3 обсуждаемой статьи

Стоит также отметить, что при $FER \leq 10^{-5}$ производительность использованного в этом вычислительном эксперименте свободно распространяемого программного декодера превышает 6 Мб/с, что значительно превосходит лучший результат авторов (140 Кб/с).

Необходимо понимать, что получаемые таким образом коды и используемый в пакете метод декодирования не являются наилучшими. Данный пример демонстрирует то, что авторы статьи не знают или сознательно скрывают от читателей легко доступные результаты и инструменты теории и практики помехоустойчивого кодирования.

Приложение С О графиках в статье

В разделе 2 было указано, что рис. 3 обсуждаемой статьи носит следы манипуляций в графическом редакторе.

Действительно, при увеличении масштаба рисунка становится видно, что маркеры случайным образом смещены относительно кривых. На рис. 10а и 10b это смещение показано красными линиями. Данный эффект наблюдается и на других рисунках статьи. Он не мог возникнуть при использовании современных программных инструментов построения графиков. Применение графического редактора может быть оправдано для нанесения стрелок и прочих пояснений на рисунок, но мы не смогли представить себе рациональный добросовестный сценарий использования графического редактора для построения собственно графиков.