

## Обзор методов случайного множественного доступа к общему каналу для сценариев массовой межмашинной связи

Н. В. Матвеев<sup>а</sup>, старший преподаватель, [orcid.org/0000-0002-9746-4746](https://orcid.org/0000-0002-9746-4746), [n.matveev@k36.org](mailto:n.matveev@k36.org)

А. М. Тюрликов<sup>а</sup>, доктор техн. наук, профессор, [orcid.org/0000-0001-7132-094X](https://orcid.org/0000-0001-7132-094X), [turlikov@k36.org](mailto:turlikov@k36.org)

<sup>а</sup>Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения,  
Б. Морская ул., 67, Санкт-Петербург, 190000, РФ

**Постановка проблемы:** наличие большого числа устройств в крупномасштабных системах межмашинной связи (Massive Machine Type Communication) приводит к необходимости применять методы случайного множественного доступа к общему каналу связи. Во многих работах предлагается для повышения эффективности использования канала применять методы помехоустойчивого кодирования при разрешении конфликтов (Coded Random Access). Разнообразие вариантов их систем связи привело к невозможности сравнивать алгоритмы, реализующие этот подход, что является проблемой, сдерживающей развитие как теории, так и практики использования методов помехоустойчивого кодирования при разрешении конфликтов. **Цель исследования:** разработка единого подхода к описанию алгоритмов случайного множественного доступа; выполнение на базе этого подхода обзора и сравнительного анализа алгоритмов, в которых методы помехоустойчивого кодирования используются при разрешении конфликтов. **Результаты:** сформулирована модель системы случайного множественного доступа в виде набора допущений, отражающих особенности как различных вариантов сценария крупномасштабных систем межмашинной связи, так и алгоритмов случайного множественного доступа, в том числе и подходов Coded Random Access. Проведена классификация моделей систем по следующим признакам: 1) конечное и бесконечное число абонентов; 2) стабильные, нестабильные и метастабильные системы; 3) системы с повторными передачами и без повторных передач; 4) системы с потерями и без потерь данных. Для систем с потерями определены основные характеристики: доля успешно доставленных сообщений (Throughput) и вероятность потери сообщения (Packet Loss Rate). Для системы без потерь также определены основные характеристики – скорость алгоритма и средняя задержка. Проведены систематизированный обзор и сравнительный анализ алгоритмов Coded Random Access. Результат сравнительного анализа представлен в табличной форме. **Практическая значимость:** предложенная модель системы случайного множественного доступа может быть использована как методическая основа для исследования и разработки алгоритмов случайного множественного доступа существующих и новых вариантов сценариев для крупномасштабных систем межмашинной связи. Систематизированные результаты обзора позволяют определить перспективные направления исследований в области систем передачи данных для интернета вещей.

**Ключевые слова** – уровень доступа к среде, слотовый ALOHA, крупномасштабные системы межмашинной связи, последовательное погашение интерференции, случайный кодовый доступ, 5G, алгоритм слотовый ALOHA с нерегулярным числом копий.

**Для цитирования:** Матвеев Н. В., Тюрликов А. М. Обзор методов случайного множественного доступа к общему каналу для сценариев массовой межмашинной связи. *Информационно-управляющие системы*, 2019, № 6, с. 54–67. doi:10.31799/1684-8853-2019-6-54-67

**For citation:** Matveev N. V., Turlikov A. M. Review of random multiple access methods for massive machine type communication. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2019, no. 6, pp. 54–67 (In Russian). doi:10.31799/1684-8853-2019-6-54-67

### Введение

В настоящее время получает бурное развитие так называемый интернет вещей. В данной работе мы не будем рассматривать концепцию интернета вещей в целом, а ограничимся рассмотрением различных вариантов организации передачи данных от большого числа устройств по общему каналу связи в системах интернета вещей, которые объединяются под общим названием крупномасштабные системы межмашинной связи (Massive Machine Type Communication — mMTC) [1, 2]. Сценарий mMTC не предусматривает высокую мобильность устройств, не накладывает жестких ограничений на время доставки сообщений. Ключевая особенность данного сценария —

это наличие очень большого числа устройств, у которых в случайные моменты времени возникают сообщения, которые должны быть переданы по общему каналу на базовую станцию (БС). Следует отметить, что данная задача встала задолго до появления концепции интернета вещей. Для ее решения используется метод случайного множественного доступа (СМД). Исследование и разработка алгоритмов, реализующих этот метод, ведется более сорока лет. На практике алгоритмы СМД позволяют обеспечить достаточно небольшую задержку, но при этом канал используется неэффективно. В последнее десятилетие появилось большое число работ, в которых предлагается для повышения эффективности разделения канала применять методы помехоустойчи-

вого кодирования при разрешении конфликтов. В англоязычной литературе такие подходы получили название Coded Random Access (CRA) [3, 4].

Разнообразие вариантов использования подхода CRA привело к невозможности сравнения в одинаковых условиях алгоритмов, реализующих этот подход. Это является проблемой, сдерживающей развитие теории СМД в сочетании с методами помехоустойчивого кодирования.

В настоящей работе предложен единый подход к описанию алгоритмов СМД, на базе которого выполнены обзор и сравнительный анализ алгоритмов СМД, реализующих подход CRA.

### Классическая модель случайного множественного доступа

Рассмотрим систему с одной БС и множеством абонентов, у которых появляются короткие сообщения для передачи. Каждый абонент по восходящему каналу связи отправляет свое сообщение на БС.

Для такой системы можно использовать модель СМД, которая была предложена в конце 70-х годов в работах Б. С. Цыбакова [5, 6] и Дж. Капетанакиса [7]. Так как эта модель послужила основой для всех дальнейших работ в области СМД, в статье эту модель мы будем называть *классической моделью СМД*.

Классическая модель СМД [5–7] строится на следующей системе допущений.

*Допущение 1:* Все время в системе разделено на слоты — равные промежутки времени. Время передачи одного сообщения равно одному слоту. Есть синхронизация по слотам, абоненты и БС знают начало и конец слотов.

*Допущение 2:* Поскольку рассматривается случай с суммирующим каналом без шума, то в зависимости от числа сообщений, которые передавались в одном слоте, возможно одно из трех событий:

- 1) успех, когда в слоте передавалось одно сообщение;
- 2) пусто, когда в слоте не передавалось ни одного сообщения;
- 3) конфликт, когда передавалось два и более сообщений.

*Допущение 3:* В конце слота все абоненты и БС достоверно узнают, какое событие произошло в канале.

*Допущение 4:* Число сообщений, поступающих в систему в каждом окне, случайно и распределено по закону Пуассона с параметром  $\lambda$ . Относительно числа абонентов в данной работе мы будем использовать два варианта допущений:

4.1) число абонентов зафиксировано и равно некоторому конечному значению, которое да-

лее будем обозначать  $m < \infty$ . У каждого абонента есть буфер на бесконечное число сообщений, это условно обозначим  $b = \infty$ . Каждое поступающее в систему сообщение равновероятно помещается в буфер одного из абонентов. Это эквивалентно тому, что на вход каждого абонента поступает пуассоновский поток сообщений интенсивностью  $\lambda/m$ . Такой вариант допущения впервые был введен в работе [6];

4.2) абонент и сообщение тождественны, т. е. в каждом окне в систему поступает случайное число абонентов и у каждого абонента буфер на одно сообщение ( $b = 1$ ). Такое допущение было введено в работах [5, 7], при этом предполагалось, что абонент остается в системе до тех пор, пока его сообщение не будет успешно доставлено на БС. Следует отметить, что допущение 4.2 может быть получено из допущения 4.1 путем предельного перехода  $m \rightarrow \infty$  при фиксированном значении  $\lambda$ , потому допущение 4.2 часто условно обозначают  $m = \infty$  и говорят, что в системе имеется бесконечное число абонентов.

*Алгоритмом случайного множественного доступа* называется правило, в соответствии с которым каждый абонент, имеющий готовое к передаче сообщение, в начале каждого слота решает, передавать сообщение или нет [5, 6].

В классической модели рассматривается алгоритм доступа с повторными передачами. Если абоненту не удалось успешно передать сообщение, то он снова пытается его передать. Одной из основных характеристик алгоритма для системы с повторными передачами является средняя задержка передачи сообщения. Для некоторого алгоритма доступа  $A$  под задержкой  $\delta_A^t(\lambda)$  понимается интервал времени от момента  $t$  — генерации сообщения абонентом — до момента его успешной передачи. Средней задержкой называется величина  $D_A(\lambda) = \limsup_{t \rightarrow \infty} E[\delta_A^t(\lambda)]$ .

Следующей характеристикой алгоритмов СМД является их скорость. Под скоростью некоторого алгоритма  $A$  понимается верхняя грань интенсивности входного потока, при котором алгоритм обеспечивает конечную среднюю задержку передачи сообщения  $R_A = \sup\{\lambda: D_A(\lambda) < \infty\}$ .

Применительно к системам СМД часто используют понятия стабильности и метастабильности [8, 9]. Систему СМД называют стабильной, если на неограниченном интервале времени средняя задержка конечна. При использовании большинства алгоритмов СМД процесс функционирования системы можно описать марковской цепью со счетным числом состояний. В этом случае понятие стабильности соответствует понятию эргодичности данной цепи [5]. Система СМД при использовании некоторого алгоритма  $A$  является стабильной, если интенсивность входного потока

$\lambda$  меньше скорости алгоритма  $R_A$ . Далее для краткости изложения, характеризуя стабильность работы системы при использовании некоторого алгоритма СМД, будем говорить, что алгоритм СМД является стабильным. Алгоритм СМД называют нестабильным, если только на ограниченном интервале времени средняя задержка конечна, но с увеличением времени работы системы задержка начинает неограниченно возрастать. Нестабильный алгоритм называют метастабильным в том случае, если этот интервал времени имеет достаточно большую длительность. Следует отметить, что многие алгоритмы СМД, которые используются на практике, являются метастабильными. Один из самых распространенных на практике алгоритмов СМД — алгоритм АЛОHA (в котором предполагается, что абонент передает сообщение с постоянной вероятностью) — является стабильным или нестабильным в зависимости от того, какое из допущений, 4.1 или 4.2, справедливо. При выполнении 4.1 алгоритм стабилен до интенсивности входного потока  $e^{-1}$ . При выполнении условия 4.2 алгоритм нестабилен при любой интенсивности входного потока, отличной от нуля, но метастабильен до интенсивности входного потока, равной  $e^{-1}$ .

Применительно к классической модели в работах [5, 7] были предложены так называемые древовидные алгоритмы. В работе [10] описана взаимосвязь различных вариантов древовидных алгоритмов и показано, что алгоритмы из работ [5, 7] имеют скорость, приблизительно равную  $(3/2\ln(2) + 1/2)^{-1} \approx 0,375$ . Так называемый алгоритм дробления [11] является развитием идеи древовидных алгоритмов и имеет скорость порядка 0,487. Хотя с момента появления работы [11] прошло почти 40 лет, алгоритм, который имеет большую скорость применительно к классической модели СМД, не был найден. При этом следует отметить, что в работе [12] формулируется гипотеза о возможности существования такого алгоритма.

В работе [13] предлагается расширить возможности БС по сравнению с классической моделью. Это расширение может быть сформулировано в виде дополнительного допущения для классической модели.

*Допущение 5:* Базовая станция запоминает сумму сигналов, принятых от нескольких абонентов в тех окнах, где произошел конфликт. При успехе БС может вычестить успешно принятый сигнал из ранее запомненной суммы.

В ряде работ [3, 4, 13–17], описывая допущение 5, говорят, что на БС реализована процедура последовательного погашения интерференции (Successive Interference Cancellation).

В работе [13] предложена модификация древовидного алгоритма, которая при выполнении до-

пущения 5 обеспечивает скорость, равную  $\ln(2)$ . В реальных системах из-за различных факторов (шумов в канале, ограничений сложности алгоритмов и т. п.) допущение 5 может не всегда выполняться, при этом алгоритм из [13] не может быть реализован. Обобщение идеи [13] было сделано в статье [14] для случая, когда в канале есть шум.

В последующих разделах классическая модель системы СМД рассматривается как методическая основа для описания различных направлений исследований и разработок алгоритмов, в которых методы помехоустойчивого кодирования используются для разрешения конфликтов.

### Использование CRA при передаче данных на базовую станцию

Как отмечалось во введении, в последнее десятилетие появились новые подходы к реализации метода СМД, получившие название Coded Random Access. Эти методы можно рассматривать как дальнейшее развитие идеи Гианакиса [13] в сочетании с использованием методов помехоустойчивого кодирования для разрешения конфликтов. При рассмотрении этих методов мы будем прибегать к ранее рассмотренной системе из пяти допущений. При описании модели из работ [3, 4, 15–17] оставим допущения 2, 4, 5 без изменений и изменим допущения 1 и 3.

*Допущение 1:* Все время разделено на фреймы, а фреймы в свою очередь разделены на слоты. В одном фрейме  $n$  слотов. В системе есть синхронизация по фреймам и слотам.

*Допущение 3:* В конце фрейма БС отправляет сообщение по широкополосному каналу со списком абонентов, которые успешно передали свое сообщение.

С учетом введения фрейма изменим и работу алгоритма СМД:

Абонент решает, передавать или нет сообщение, в начале фрейма. Если абонент принял решение передавать, он определяет число копий и номера слотов, в которых передаются копии. Каждая копия содержит данные о том, в каких слотах передавалось сообщение от данного абонента.

Число копий может быть постоянной величиной, как в алгоритме Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA (CDRSA) [17] (например, каждый абонент всегда передает 2 копии), или случайной величиной, как в алгоритме Irregular Repetition Slotted ALOHA (IRSA) [15, 16]. В [15] каждый абонент независимо от других формирует эту случайную величину по следующему правилу.

Каждый абонент, независимо от других абонентов, с вероятностью 0,5 передает 2 копии, с вероятностью 0,28 передает 3 копии и с вероятностью

0,22 передает 8 копий. Кратко это правило работы записывается в виде следующего полинома:

$$\lambda_1(x) = 0,5x^2 + 0,28x^3 + 0,22x^8.$$

Базовая станция запоминает все дискретные отчеты сигналов за время фрейма. При успешном декодировании сообщения в каком-то слоте БС вычитает сигнал из слотов, в которых передавались копии этого сообщения.

Для иллюстрации работы БС на рис. 1 приведен пример фрейма с  $n = 5$  слотами, где  $m = 4$  абонентов пытаются выполнить передачу.

Абоненты 1, 2 и 4 передают 2 копии сообщения, в то время как пакет абонента 3 повторяется три раза. Полученный фрейм на БС содержит только один слот с успешно принятым сообщением. На первой итерации декодирования пакет абонента 3 декодируется во втором слоте. Копии его сообщения вычитаются из слотов 1 и 4 (рис. 2, а).

	Слот 1	Слот 2	Слот 3	Слот 4	Слот 5
Абонент 1	■				■
Абонент 2			■		■
Абонент 3	■	■		■	
Абонент 4			■	■	

■ **Рис. 1.** Передача сообщений в одном фрейме от четырех абонентов

■ **Fig. 1.** Messaging in one frame from four users

В начале второй итерации присутствуют два слота с успехами, которые обозначены зеленым цветом (рис. 2, б). Сообщение абонента 1 декодируется в слоте 1, и сообщение абонента 4 декодируется в слоте 4. Копии сообщения от абонента 1 вычитаются из слота 5, а копии от абонента 4 удаляются из слота 3. На третьей и последней итерации (рис. 2, в) пакет пользователя 2 декодируется (обращаем внимание, что в этом случае обе копии доступны без помех). В этот момент больше нет пакетов для декодирования (рис. 2, г).

Общий алгоритм работы БС выглядит следующим образом.

1. Базовая станция принимает сигналы за все время фрейма.

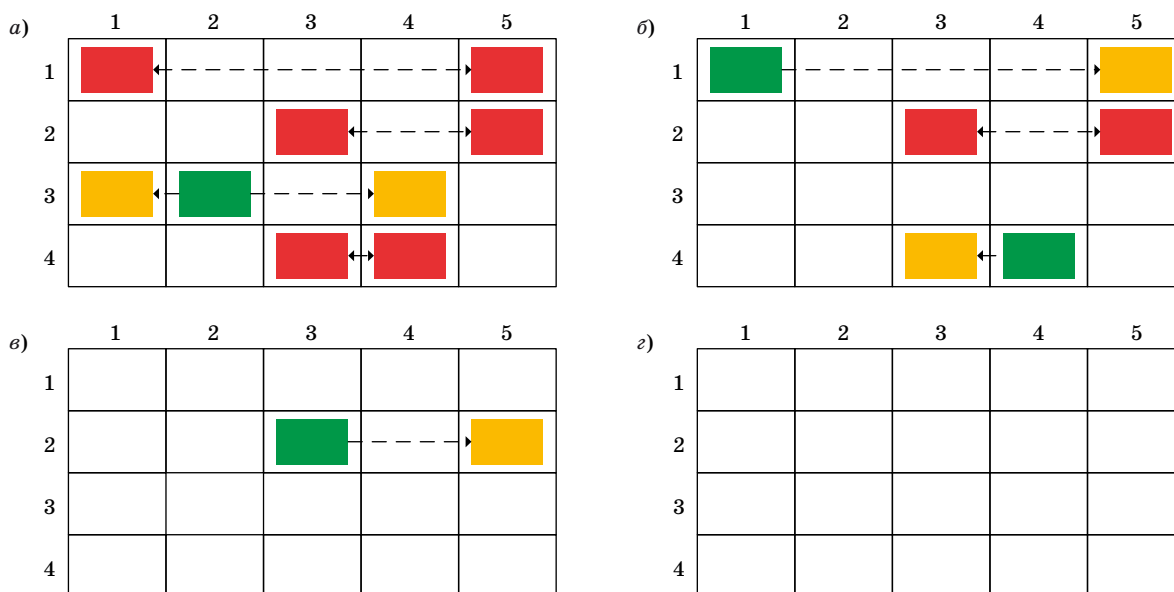
2. Если в фрейме есть слот, в котором передавал один абонент, и число работы итераций не превысило некоторого значения  $I_{\max}$ , выполняется шаг 3, иначе шаг 5.

3. Декодирование сообщения в слоте с номером  $i$ . После декодирования БС узнает, в каких слотах содержатся копии сообщения. Сигнал с сообщением вычитается из слотов, в которых передавались копии.

4. Поиск нового слота с успехом. Если номер слота  $j$  с успехом  $j \leq n$  и  $j > i$  — переход на шаг 3, если обошли все слоты и итерация закончена — переход на шаг 2.

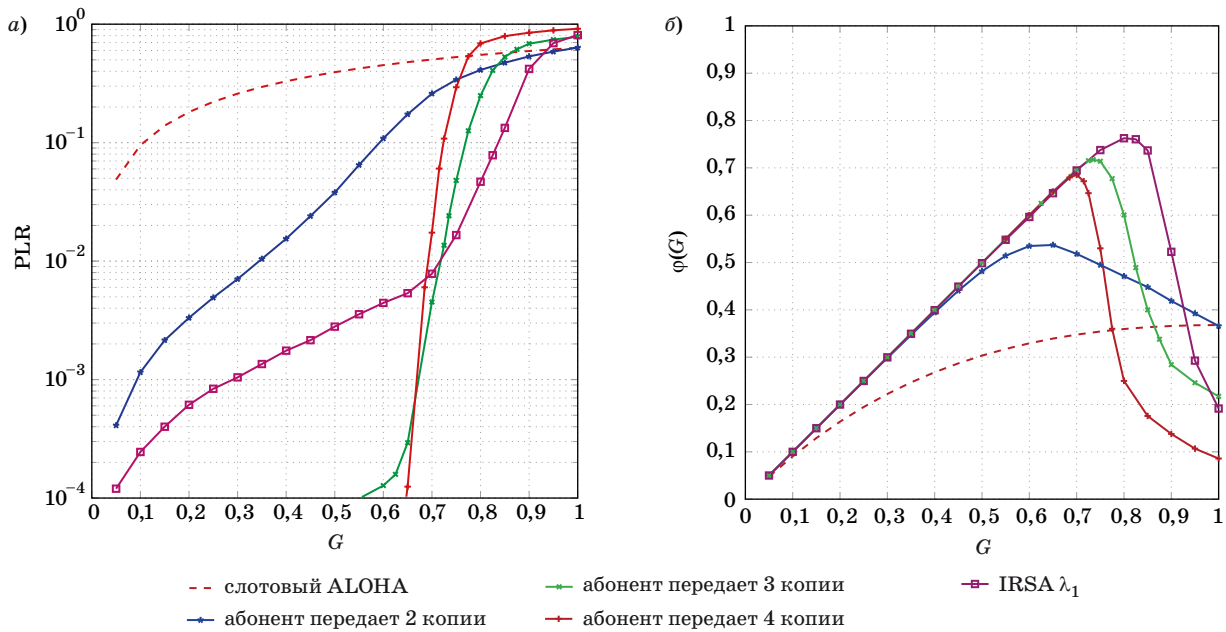
5. Завершение декодирования текущего фрейма.

В работах, посвященных исследованию алгоритмов CRA [4, 15–17], рассматривают модель входного потока, которая фактически соответствует допущению 4.1. Его можно сформулировать



■ **Рис. 2.** Этапы работы приемника на БС: первая (а), вторая (б), третья (в) итерации декодирования; все сообщения декодированы (г)

■ **Fig. 2.** The example of the operation of the receiver on the BS: first (a), second (б), third (в) decoding iterations; all messages are decoded (г)



■ **Рис. 3.** Доля ошибочно переданных (а) и доля успешно принятых (б) пакетов от загрузки системы  $G$  [16]  
 ■ **Fig. 3.** PLR (а) and Throughput (б) from loading system [16]

следующим образом: в системе  $m$  абонентов с  $b = \infty$  рассмотрен случай с насыщенной системой, когда интенсивность входного потока сообщений у каждого абонента  $\lambda_i \rightarrow \infty$ , где  $i = 1, 2, \dots, m$ . По-другому такую модель называют в англоязычных источниках полный буфер (full buffer), у абонента всегда есть сообщение для передачи. Также особенностью этих работ является то, что абонент в начале фрейма передает сообщение из буфера и не ждет подтверждения об успешной доставке сообщения, а в новом фрейме, даже если сообщение не доставлено, передает новое сообщение из буфера.

Такая система является системой с потерями, и вопрос стабильности в такой системе не ставится. Однако из-за потерь одной из ключевых характеристик такой системы является доля ошибочно переданных пакетов (Packet Loss Rate — PLR). PLR вычисляется как отношение числа  $w$  — не продекодированных пакетов на момент конца фрейма, к общему числу абонентов  $m$ . PLR зависит от такого параметра, как нагрузка на систему  $G = m/n$ :

$$PLR(G) = \frac{w}{m}.$$

Также для оценки систем введем характеристику доля успешно принятых пакетов (Throughput)

$$\varphi(G) = \frac{E[M_t | m]}{n},$$

где  $M_t$  — число успешно принятых сообщений.

Если посмотреть на графики из работы [16], то можно обратить внимание, что по сравнению с классическим алгоритмом слотовый ALOHA (передается одна копия) появляется выигрыш по PLR (рис. 3, а) при определенной нагрузке системы и повышается максимальное значение среднего числа успешно переданных сообщений  $\varphi(G)$  (рис. 3, б).

### Использование CRA при широкополосной передаче

Рассмотрим систему с множеством абонентов; у каждого абонента появляется короткое сообщение для передачи; каждый абонент передает свое сообщение по общему широкополосному каналу всем абонентам в системе. Такая модель предложена в работах [18, 19] для сценария связи между автомобилями Vehicle-to-Vehicle (V2V). Каждый автомобиль по широкополосному каналу отправляет данные о дорожной обстановке, что сможет повысить безопасность на дороге.

Для такой модели необходимо видоизменить систему допущений. Исключим допущение 3, оставив все остальные допущения для системы CRA из предыдущего раздела, и добавим новое.

**Допущение 6:** Каждый абонент по общему каналу множественного доступа передает сообщения всем абонентам, а также слушает канал и принимает сообщения от других абонентов. Абонент не может одновременно передавать и

принимать сигнал, поэтому в момент передачи копий своего сообщения абонент не может принять сообщения от других пользователей.

Алгоритм СМД оставим как для системы CRA.

Пример фрейма взят из предыдущего раздела, однако на схеме (рис. 4) появились новые серые линии, указывающие временные интервалы, в которые выбранный пользователь Z не может получить сообщение, так как в это время он сам передает копии своего сообщения. Полученный фрейм у абонента Z содержит только один слот с успешно принятым сообщением. На первой итерации декодирования сообщение абонента 3 декодируется во втором слоте. Копии его сообщения вычитаются из слота 4 (рис. 5, а). На второй итерации присутствует один слот с успехом, обозначенный зеленым цветом (рис. 5, б). Сообщение от абонента 4 декодируется в слоте 4. Копии от

абонента 4 удаляются из слота 3. На третьей и последней итерации (рис. 5, в) пакет пользователя 2 декодируется. В этот момент больше не может наблюдаться пакетов для декодирования (рис. 5, г). Если аналогично расписать декодирование сообщений у абонента 3, то окажется, что абонент 3 не принял ни одного сообщения от других абонентов.

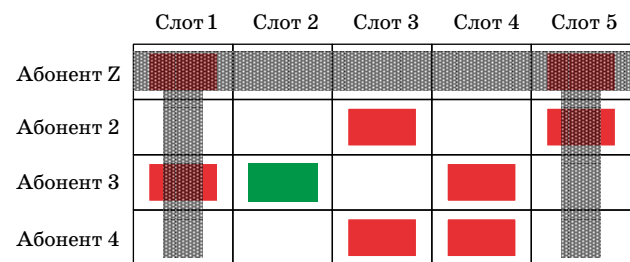
Для случая ширококвещательной передачи необходимо изменить долю потерянных пакетов:

$$PLR(G) = \frac{w}{m-1}.$$

При определенной нагрузке  $G$  (рис. 6) алгоритм IRSA с ширококвещательной передачей (Broadcast-IRSA) дает выигрыш по PLR по сравнению с алгоритмом, который используется в стандарте 802.11p, на графике он обозначен CSMA-CA [18].

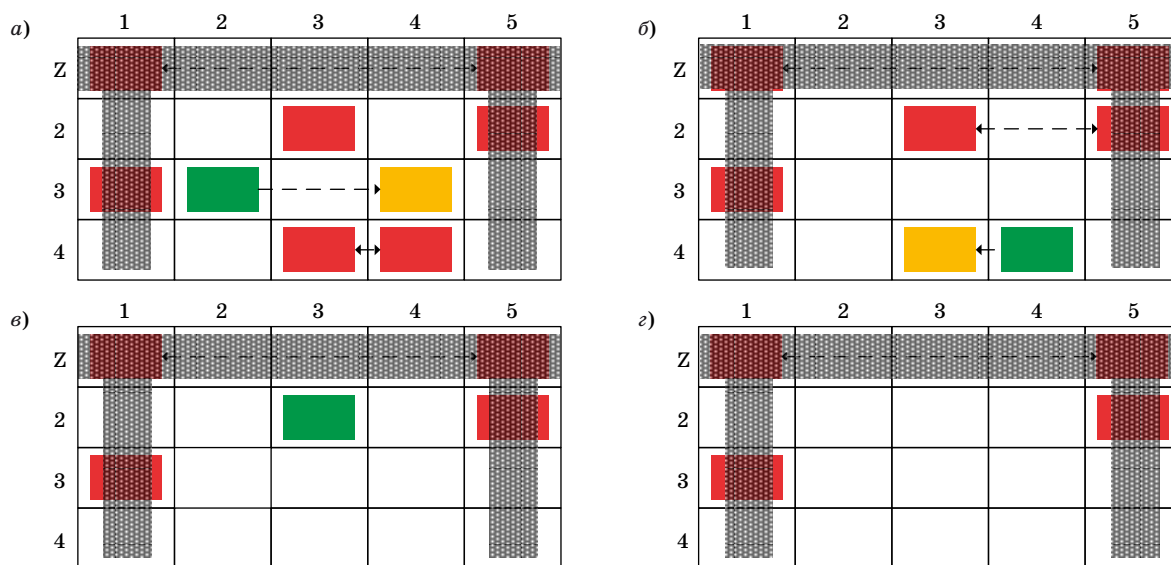
### Использование CRA для оперативной доставки сообщений

Рассмотрим модель системы [20, 21], в которой модифицируется допущение 1. Абоненты не синхронизированы по фреймам, у каждого абонента фрейм начинается со следующего слота после прихода сообщения. В остальном в системе применяются все допущения CRA. В статьях используется допущение 4.2 из классической модели. Количество абонентов в слоте распределено по закону Пуассона.



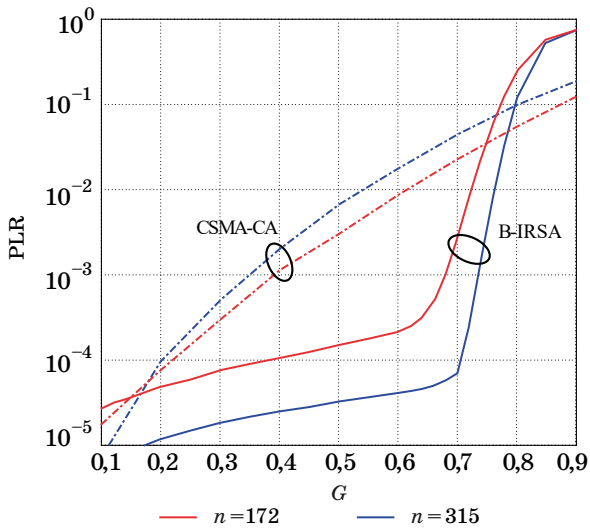
■ **Рис. 4.** Пример передачи сообщений в системе с ширококвещательной передачей в пределах одного фрейма

■ **Fig. 4.** An example of the transmission of messages in a system with broadcast transmission within one frame



■ **Рис. 5.** Этапы декодирования сообщений абонента Z от других абонентов: первая (а), вторая (б), третья (в) итерации декодирования; все сообщения декодированы (г)

■ **Fig. 5.** The example of decoding user Z messages from other users: first (a), second (б), third (в) decoding iterations; all messages are decoded (г)



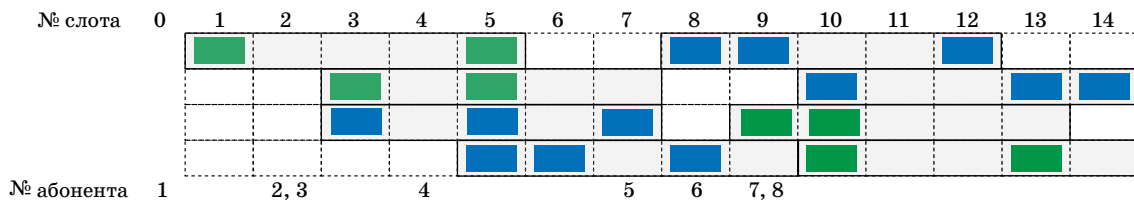
■ **Рис. 6.** Зависимость доли ошибочно переданных пакетов от нагрузки на систему [18]

■ **Fig. 6.** Dependence of PLR on the load on the system [18]

При получении сообщения абонент выбирает, сколько копий одного сообщения передавать. Первую копию абонент передает в первом слоте, после появления сообщения, оставшиеся копии передаются в случайных слотах внутри фрейма, у каждого абонента фрейм начинается после прихода сообщения.

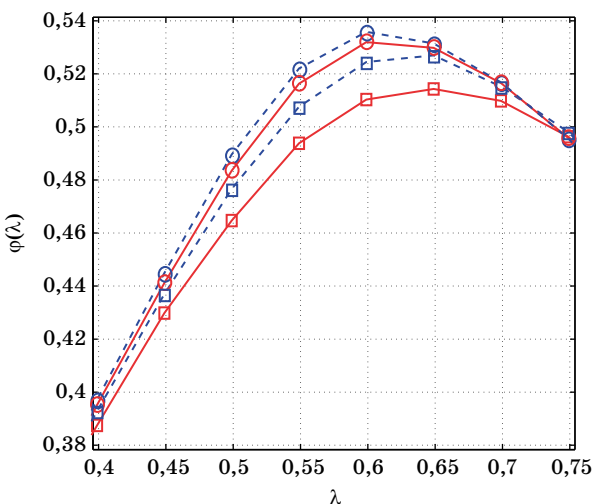
Для иллюстрации работы абонента на рис. 7 приведен пример из 14 слотов, у каждого абонента фрейм с  $n = 5$  слотами, за 14 слотов в системе появилось 8 абонентов. Фреймы у абонентов на рис. 7 показаны серыми прямоугольниками, у абонента 1 фрейм с 1-го по 5-й слот, у абонентов 2 и 3 фреймы с 3-го по 7-й слот, у абонента 4 фрейм с 5-го по 9-й слот. Время прихода абонента обозначено в последней строке. Каждый абонент передает первую копию сообщения в следующем слоте после прихода сообщения, остальные копии он передает в своем слоте.

В такой системе БС хранит историю слотов с начала запуска системы. Работа БС не отличается от



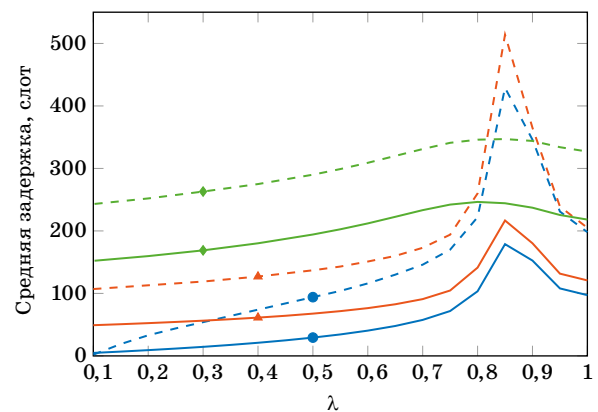
■ **Рис. 7.** Пример передачи сообщений для системы без синхронизации по фреймам

■ **Fig. 7.** Example of message passing for a system without frame synchronization



■ **Рис. 8.** Зависимость доли успешно принятых пакетов от среднего числа абонентов в фрейме [21]

■ **Fig. 8.** Dependence of Throughput on the average number of users in a frame [21]



■ **Рис. 9.** Зависимость средней задержки от среднего числа абонентов в слоте [20]: ---- средняя задержка; — 90-й процентиль задержки

■ **Fig. 9.** Dependence of the average delay on the average number of users in the slot [20]: ---- the average delay; — the 90th percentile of the delay



работы синхронной CRA, только для разрешения коллизий используются сохраненные слоты. На практике хранить бесконечное число слотов невозможно. В работе [21] показано, что если взять память БС больше  $n_{RX} = 5n$ , прироста эффективности не будет.

График на рис. 8 показывает, что применение одних и тех же алгоритмов CRA без синхронизации по фреймам позволяет повысить среднее значение доли успешно принятых пакетов и значительно снизить задержку для успешно переданных сообщений.

В статье [20] рассматривается задержка для успешно отправленных пакетов (рис. 9) (не учитываются пакеты, отправленные с ошибками). Алгоритм без синхронизации по фрейму, в котором первая копия отправляется в первом слоте фрейма, остальные — в случайных слотах, позволяет значительно снизить задержку для успешно переданных сообщений.

### Учет влияния шумов в канале на работу алгоритмов CRA

Все модели систем, представленные выше, предполагают бесшумный канал. В работах [22–24] рассмотрена модель системы с белым гауссовым шумом. Для такой системы введена следующая система допущений.

Всего в системе  $K_{tot} \gg 1$  абонентов, из которых в каждый момент времени только  $K$  активных, т. е. тех, у которых есть сообщение для передачи. У каждого активного пользователя есть  $k$  бит для передачи в течение фрейма.

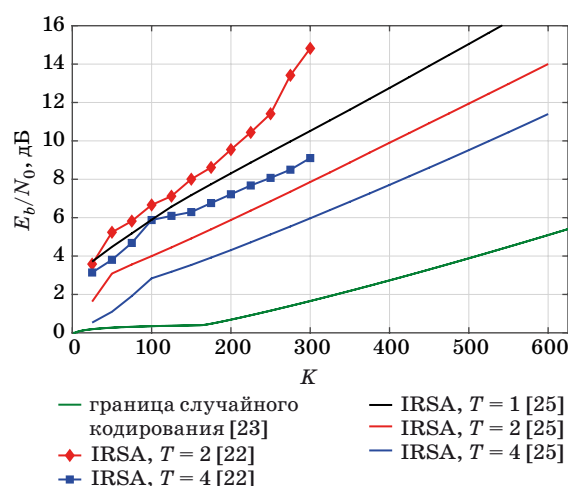
Изменение допущения 2: опишем модель канала

$$y = \sum_{i=1}^{K_{tot}} s_i x_i + z,$$

где  $s_i$  — индикатор активности для  $i$ -го пользователя, т. е.  $s_i = 1$ , если  $i$ -й пользователь активен, и  $s_i = 0$  в противном случае;  $x_i \in \mathbb{R}^n$  — кодовое слово (сообщение), переданное  $i$ -м пользователем;  $z \sim (0; \Gamma)$  — аддитивный белый гауссов шум.

Все пользователи используют один и тот же набор сообщений [23]  $[M] = \{1, \dots, M\}$  и ту же кодовую книгу размера  $M$ . Обозначим через  $\omega_i$  сообщение  $i$ -го пользователя. Для передачи сообщения  $\omega_i$  пользователь будет использовать кодовое слово  $x_i = x(\omega_i)$ .

Декодирование осуществляется до перестановки сообщений. Требуется, чтобы декодер вывел набор  $(y) = (\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_K) \in [M]^K$ . Таким образом, в соответствии с [23] разделяют проблему идентификации пользователя и проблему передачи данных. Вероятность ошибки (на пользователя) определяется следующим образом (см. [24]):



■ **Рис. 10.** Граница достижимости для  $E_b/N_0$  для алгоритмов IRSA при разрешении конфликта разной кратности [25]

■ **Fig. 10.** Achievability bounds for  $E_b/N_0$  for algorithms IRSA with conflict resolution of different multiplicities [25]

$$p_e = \max_{(s_1, s_2, \dots, s_{K_{tot}}) = K} \frac{1}{K} \sum_{i=1}^{K_{tot}} s_i \Pr(W_i \notin L(y)).$$

Понятно, что вероятность зависит только от сообщений, которые были. Таким образом, мы можем рассчитать вероятность ошибки следующим образом:

$$p_e = \frac{1}{K} \sum_{i=1}^K \Pr(W_i \notin L(y)),$$

где  $W_i$  — сообщение с номером  $i$ .

Вероятность ошибки устанавливается равной 1, если количество одновременных передач в некотором интервале превышает пороговое значение ( $T \in \{1, 2, 4\}$ ). Если кратность конфликта меньше или равна  $T$ , то вероятность ошибки рассчитывается независимо для каждого передаваемого сообщения.

В статье [25] предложен алгоритм подбора распределения числа копий сообщения для минимизации  $E_b/N_0$  при фиксации числа абонентов. В статье [25] для такой модели найдены границы достижимости по  $E_b/N_0$  (рис. 10). В работе также представлены таблицы с полиномами для разных  $T$ .

### Исследования стабильности систем с CRA

Рассмотрим систему с гарантированной доставкой сообщения. В конце фрейма БС по обратному каналу посылает широкополосный па-



кет, в котором содержатся ID абонентов, которые успешно передали свое сообщение. Все абоненты принимают этот пакет, и если абонента в списке нет, то он в следующем фрейме пытается передать то же сообщение. После успешной передачи сообщения он пытается передать новое, если оно у него есть в буфере. Попытки передачи неуспешно переданных сообщений — главное отличие в поведении абонента от алгоритмов, рассмотренных выше, для которых характерно, что абонент даже при неуспешной передаче сообщения в следующем фрейме передает новое сообщение (система с потерями).

Есть ряд работ, посвященных стабильности [26, 27] для CRA, в них использована модель системы из раздела «Использование CRA при передаче данных на базовую станцию». Однако изменен алгоритм доступа:

Каждый абонент в начале фрейма с некоторой вероятностью решает, передавать сообщение или нет. С вероятностью  $p_0$ , если сообщение передается в первый раз, и с вероятностью  $p_r$  в остальных попытках. Если абонент успешно передал сообщение, он пытается передать новое сообщение и отправляет его с вероятностью  $p_0$ .

В системе нет ограничения на число попыток передачи одного сообщения. В остальном алгоритм доступа остается таким же, как и в работах [4, 16]. Для такой модели можно получить вероятности передачи  $p_0$  и  $p_r$ , при которых система будет работать стабильно, алгоритм поиска  $p_0$  и  $p_r$  описан в статьях [26, 27]. Можно отметить, что если не найти оптимальные значения вероятности первой и повторных передач, например, равные единице ( $p_0 = p_r = 1$ ), тогда система будет нестабильна, т. е. в такой системе будет неограниченно возрастать задержка.

Модель системы с допущением 4.2 рассмотрена в работах [28–30]. В этом допущении число поступающих в систему сообщений распределено по закону Пуассона, в работе [28, 29] доказано, что для такой системы алгоритмы CRA нестабильны при любой интенсивности входного потока.

Для стабилизации таких алгоритмов до  $R_A$  в работах [28, 29] предложен механизм управления передачей. Абонент передает свое сообщение с некоторой вероятностью. Зная число абонентов в начале фрейма, БС отправляет вероятность передачи всем абонентам. Вероятность передачи сообщения абонента в фрейме для фиксированных параметров  $g, m, n$  определяется следующим образом:

$$p(g, m, n) = \begin{cases} 1, & \text{если } m/n < g; \\ g \frac{n}{m} & \text{иначе,} \end{cases}$$

где  $g$  — параметр стабилизации, подробно его поиск описан в статье [29];  $m$  — число абонентов

в фрейме;  $n$  — число слотов в фрейме. С такой вероятностью каждый абонент пытается передать сообщение. Параметр  $g$  и  $R_A$  можно найти с помощью метода Монте-Карло при фиксированных  $m, n$  и конкретном алгоритме CRA.

Для случая, когда число абонентов в фрейме неизвестно, найдено решение в статье [31], тогда в формулу вероятности вместо  $m$  подставляется следующая величина:

$$S_{t+1} = \max(1, S_t + aN_t^{empty} + bN_t^{success} + cN_t^{collision}),$$

где  $S_t$  — некое значение, которое зависит от значений в предыдущем фрейме,  $t$  — номер фрейма;  $a, b, c$  — коэффициенты, которые влияют на работу алгоритма и являются константами. Для вычисления  $S_t$  БС вычисляет число успехов  $N^{success}$ , число пусто  $N^{empty}$  и число конфликтов  $N^{collision}$  до начала процедуры погашения интерференции. В статье [31] взят подход из публикаций [32, 33] и применен для нескольких алгоритмов IRSA.

### Систематизация результатов исследований алгоритмов CRA

Для возможности сравнения и систематизации результатов различных исследований итоги обзора представлены в наглядной табличной форме (таблица).

Столбцы в таблице обозначают сценарии. Строки объединены в две группы, которые соответствуют двум вариантам допущения 4 из классической модели: 4.1 — зафиксированное число абонентов и 4.2 — число абонентов распределено по закону Пуассона. Также каждый вариант из допущения 4 разделен на три случая: алгоритм работы абонента не предусматривает повторной передачи (без подтверждения доставки), и алгоритм предусматривает повторные передачи, в котором возможно два случая — метастабильный алгоритм и стабильный. В большинстве работ используется синхронизация по фреймам и слотам (см. допущение 1 из раздела «Использование CRA при передаче данных на базовую станцию»), работы, в которых отсутствует синхронизация по фреймам (см. допущение 1 из раздела «Использование CRA для оперативной доставки сообщений»), отмечены символом звездочка. Следует подчеркнуть, что в статье не были рассмотрены системы, в которых отсутствует синхронизация по слотам, так как для них не справедливо как допущение 1, так и введенные в статью модификации этого допущения. Соответственно, работы, относящиеся к данному вопросу, не представлены в таблице. Основные особенности работы алгоритмов CRA для асинхронной по фреймам системы рассмотрены в четвертом разделе статьи [16] и разделе 17.3.2

- Сравнение сценариев и алгоритмов доступа
- Comparison of scenarios and access algorithms

Число абонентов	Алгоритм	Система	
		Одна БС принимает сообщение от множества абонентов	Абоненты являются и приемниками, и передатчиками (широковещательная передача)
Фиксированное (допущение 4.1)	Без подтверждения доставки	IRSA [4, 16, 27] CDRSA [4, 16, 17]	B-IRSA [18, 19]
	Метастабильный	IRSA [4, 16, 27] CDRSA [4, 16, 17]	—
	Стабильный	CDRSA [26, 27]	—
Случайное (допущение 4.2)	Без подтверждения доставки	IRSA[20*, 21*]	B-IRSA
	Метастабильный	IRSA [28] CDRSA [28]	—
	Стабильный	IRSA [28, 31]	—

статьи [34], исследованию конкретного алгоритма посвящена работа [35].

Из таблицы видно, что для сценария, в котором абоненты являются и приемниками, и передатчиками, отсутствуют работы, в которых рассматриваются повторные передачи. Это связано с тем, что в настоящее время этот сценарий предлагается использовать для передачи данных от одного участника движения ко всем другим участникам (V2V). В этом случае данные быстро устаревают, и лучше передавать новую, более актуальную информацию.

Алгоритмы из статей про IRSA [4, 16, 27], CDRSA [4, 16, 17] попали в две строки из-за того, что если ввести повторные передачи, система точно будет метастабильна. В работах [24, 25] предложен подход стабилизации алгоритмов CDRSA.

Основной эффект, который достигается при использовании методов помехоустойчивого кодирования при разрешении конфликта, это повышение коэффициента использования канала. В работах [36–39] показано, что можно получить значение коэффициента, сколь угодно близкое к единице, однако это может быть достигнуто только при бесконечной задержке. Большинство исследований посвящено поиску алгоритмов, которые обеспечивают достаточно высокий коэффициент использования канала при конечной задержке. В подавляющем числе работ рассмотрен бесшумный канал связи, есть небольшое число работ, в которых исследуется влияние шумов в канале на работу алгоритмов CRA. В работах [24, 25] рассматривается простейшая модель канала с аддитивным гауссовым шумом. Более сложная модель квазистационарного канала с замираниями рассмотрена в работе [40].

Вопросу стабильности алгоритмов CRA посвящено существенно меньше работ. При этом следует отметить, что проблема стабильности важна для крупномасштабных систем межмашинной

связи. Авторам не известны работы, в которых проблема стабильности алгоритмов CRA исследуется применительно к модели системы без синхронизации по фреймам и к моделям, в которых рассматривается канал с шумом.

### Заключение

В статье рассмотрены два основных варианта сценария крупномасштабных систем межмашинной связи (mMTC):

- множество абонентов передают данные на одну БС;
- каждый абонент в ширококвещательном режиме передает данные всем другим абонентам.

Проведены систематизированный обзор и сравнительный анализ алгоритмов CRA, которые были разработаны в последнее десятилетие и используют методы помехоустойчивого кодирования и процедуру последовательного погашения интерференции для разрешения конфликтов в общем канале со случайным множественным доступом. Для проведения обзора и сравнительного анализа была введена модель системы СМД в виде набора допущений, отражающих особенности различных вариантов сценария крупномасштабных систем межмашинной связи и алгоритмов случайного множественного доступа, в том числе и подходов CRA.

По результатам обзора и сравнительного анализа определены следующие направления работ:

- исследование систем с потенциально неограниченным числом абонентов (модель с пуассоновским входным потоком абонентов), в которых для обеспечения оперативной доставки сообщений отсутствует синхронизация по фреймам, и разработка алгоритмов, обеспечивающих устойчивую работу таких систем;

— разработка моделей, которые описывают влияние изменений характеристик канала во времени на работу механизма последовательного погашения интерференции и повторение ранее проведенных исследований с использованием этих моделей.

## Литература

1. Recommendation ITU-R M.2083-0 (09/2015). IMT Vision Framework and Overall Objectives of the Future Development of IMT for 2020 and Beyond. [https://www.itu.int/dms\\_pubrec/itu-r/rec/m/R-REC-M.2083-0-201509-I!!PDF-E.pdf](https://www.itu.int/dms_pubrec/itu-r/rec/m/R-REC-M.2083-0-201509-I!!PDF-E.pdf) (дата обращения: 16.11.2019).
2. ICT-317669-METIS/D2.4. Proposed Solutions for New Radio Access. [https://www.metis2020.com/wp-content/uploads/deliverables/METIS\\_D2.4\\_v1.pdf](https://www.metis2020.com/wp-content/uploads/deliverables/METIS_D2.4_v1.pdf) (дата обращения: 16.11.2019).
3. Clazzer F., Munari A., Liva G., Lazaro F., Stefanovic C., Popovski P. From 5G to 6G: Has the time for modern random access come? arXiv preprint arXiv:1903.03063. 2019.
4. Liva G. Graph-based analysis and optimization of contention resolution diversity slotted ALOHA. *IEEE Transactions on Communications*, 2011, no. 59, pp. 477–487. doi:10.1109/TCOMM.2010.120710.100054
5. Цыбаков Б. С., Михайлов В. А. Свободный синхронный доступ пакетов в широкополосный канал с обратной связью. *Проблемы передачи информации*, 1978, т. 14, № 4, с. 32–59.
6. Цыбаков Б. С., Михайлов В. А. Эргодичность синхронной системы АЛОХА. *Проблемы передачи информации*, 1979, т. 15, № 4, с. 73–87.
7. Capetanakis J. I. Tree algorithms for packet broadcast channels. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1979, vol. 25, pp. 505–515. doi:10.1109/TIT.1979.1056093
8. Alammouri A., Andrews J. G., Vaccelli F. Stability and metastability of traffic dynamics in uplink random access networks. arXiv preprint arXiv:1906.04683, 2019.
9. Введенская Н. Д., Сухов Ю. М. Система множественного доступа с многими пользователями: стабильность и метастабильность. *Проблемы передачи информации*, 2007, т. 43, № 3, с. 105–111.
10. Евсеев Г. С., Тюрликов А. М. Взаимосвязь характеристик блокированных стек-алгоритмов случайного множественного доступа. *Проблемы передачи информации*, 2007, т. 43, № 4, с. 83–92.
11. Цыбаков Б. С., Михайлов В. А. Случайный множественный доступ пакетов. Алгоритм дробления. *Проблемы передачи информации*, 1980, т. 16, № 4, с. 65–79.
12. Введенская Н. Д., Пинскер М. С. Оценка пропускной способности алгоритмов множественного доступа класса FCFS. *Проблемы передачи информации*, 1990, т. 26, № 1, с. 58–67.
13. Yingqun Y., Giannakis G. B. High-throughput random access using successive interference cancellation in a tree algorithm. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2007, vol. 53, no. 12, pp. 4628–4639. doi:10.1109/TIT.2007.909080
14. Андреев С. Д., Пустовалов Е. В., Тюрликов А. М. Древовидный алгоритм разрешения конфликта, устойчивый к неполному погашению интерференции. *Автоматика и телемеханика*, 2009, № 3, с. 78–96.
15. Paolini E., Stefanovic C., Liva G., Popovski P. Coded random access: applying codes on graphs to design random access protocols. *IEEE Communications Magazine*, 2015, no. 53, pp. 144–150. doi:10.1109/MCOM.2015.7120031
16. Berlioli M., Cocco G., Liva G., Munari A. Modern random access protocols. *Foundations and Trends in Networking*, 2016, vol. 10, no. 4, pp. 317–446. doi:10.1561/13000000047
17. Casini E., De Gaudenzi R., Herrero O. D. R. Contention resolution diversity slotted ALOHA (CRDSA): An enhanced random access scheme for satellite access packet networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, vol. 6, no. 4, pp. 1408–1419. doi:10.1109/TWC.2007.348337
18. Ivanov M., Brännström F., i Amat A. G., Popovski P. All-to-all broadcast for vehicular networks based on coded slotted ALOHA. *2015 IEEE International Conference on Communication Workshop (ICCW)*, London, 2015, pp. 2046–2050. doi:10.1109/ICCW.2015.7247482
19. Ivanov M., Brännström F., i Amat A. G., Popovski P. Broadcast coded slotted ALOHA: A finite frame length analysis. *IEEE Transactions on Communications*, 2016, vol. 65, no. 2, pp. 651–662. doi:10.1109/TCOMM.2016.2625253
20. Sandgren E., i Amat A. G., Brännström F. On frame asynchronous coded slotted ALOHA: Asymptotic, finite length, and delay analysis. *IEEE Transactions on Communications*, 2016, vol. 65, no. 2, pp. 691–704. doi:10.1109/TCOMM.2016.2633468
21. Meloni A., Murrone M., Kissling C., Berlioli M. Sliding window-based contention resolution diversity slotted ALOHA. *2012 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, Anaheim, 2012, pp. 3305–3310. doi:10.1109/GLOCOM.2012.6503624
22. Vem A., Narayanan K. R., Cheng J., Chamberland J. F. A user-independent serial interference cancellation based coding scheme for the unsourced random access Gaussian channel. *2017 IEEE Information Theory Workshop (ITW)*, Kaohsiung, 2017, pp. 121–125. doi:10.1109/ITW.2017.8278023

## Финансовая поддержка

8.8540.2017/БЧ «Разработка алгоритмов передачи данных в системах IoT с учетом ограничений на сложность устройств».

23. Polyanskiy Y. A perspective on massive random-access. *2017 IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Aachen, 2017, pp. 2523–2527. doi:10.1109/ISIT.2017.8006984
24. Ordentlich O., Polyanskiy Y. Low complexity schemes for the random access Gaussian channel. *2017 IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Aachen, 2017, pp. 2528–2532. doi:10.1109/ISIT.2017.8006985
25. Glebov A., Matveev N., Andreev K., Frolov A., Turlikov A. Achievability bounds for T-fold irregular repetition slotted ALOHA scheme in the Gaussian MAC. *2019 IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, IEEE, 2019, pp. 1–6. doi:10.1109/WCNC.2019.8885472
26. Meloni A., Murrioni M. CRDSA, CRDSA++ and IRSA: Stability and performance evaluation. *2012 6th Advanced Satellite Multimedia Systems Conference (ASMS) and 12th Signal Processing for Space Communications Workshop (SPSC)*, Baiona, 2012, pp. 220–225. doi:10.1109/ASMS-SPSC.2012.6333080
27. Kissling C. On the stability of contention resolution diversity slotted ALOHA (CRDSA). *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2011)*, Kathmandu, 2011, pp. 1–6. doi:10.1109/GLOCOM.2011.6134329
28. Матвеев Н. В., Тюрликов А. М. Слотовый ALOHA с итерационной процедурой разрешения коллизий. Стабильность и нестабильность. *Информационно-управляющие системы*, 2018, № 3, с. 89–97. doi:10.15217/issn1684-8853.2018.3.89
29. Апанасенко Н. В., Матвеев Н. В., Тюрликов А. М. Метод стабилизации алгоритмов множественного доступа с последовательным погашением интерференции. *Научная сессия ГУАП*, 2017, с. 260–266.
30. Apanasenko N., Matveev N., Turlikov A. Stability and Delay of Algorithms of Random Access with Successive Interference Cancellation. *Internet of Things, Smart Spaces, and Next Generation Networks and Systems: Proceedings of the 17th International Conference on Next Generation Wired/Wireless Advanced Networks and Systems, NEW2AN 2017, the 10th Conference on Internet of Things and Smart Spaces, ruSMART 2017*, Springer, 2017, pp. 510–518. doi:10.1007/978-3-319-67380-6\_47
31. Matveev N. V. The adaptive retransmission management in random multiple-access system with successive interference cancellation. *2018 Wave Electronics and its Application in Information and Telecommunication Systems (WECNF)*, 2018, pp. 1–5. doi:10.1109/WECNF.2018.8604323
32. Михайлов В. А. Геометрический анализ устойчивости цепей Маркова в  $R_+^n$  и его приложение к вычислению пропускной способности адаптивного алгоритма случайного множественного доступа. *Проблемы передачи информации*, 1988, т. 24, вып. 1, с. 61–73.
33. Galinina O., Turlikov A., Andreev S., Koucheryavy Y. Stabilizing multi-channel slotted ALOHA for machine-type communications. *2013 IEEE International Symposium on Information Theory*, Istanbul, 2013, pp. 2119–2123. doi:10.1109/ISIT.2013.6620600
34. *Multiple access techniques for 5G wireless networks and beyond*/ M. Vaezi, Z. Ding, H. V. Poor (Eds.). Springer, 2019. 685 p. doi:10.1007/978-3-319-92090-0
35. Clazzer F., Matuz B., Jayasooriya S., Shirvanimoghaddam M., Johnson S. J. Protograph LDPC code design for asynchronous random access. *Algorithms 2019*, vol. 12, iss. 8, p. 170. doi:10.3390/a12080170
36. Peeters G. T., Van Houdt B. On the capacity of a random access channel with successive interference cancellation. *2015 IEEE International Conference on Communication Workshop (ICCW)*, London, 2015, pp. 2051–2056. doi:10.1109/ICCW.2015.7247483
37. Paolini E., Liva G., Chiani M. Graph-based random access for the collision channel without feedback: Capacity bound. *2011 IEEE Global Telecommunications Conference — GLOBECOM 2011*, Houston, 2011, pp. 1–5. doi:10.1109/GLOCOM.2011.6134205
38. Liva G. A slotted ALOHA scheme based on bipartite graph optimization. *2010 International ITG Conference on Source and Channel Coding (SCC)*, Siegen, 2010, pp. 1–6.
39. Narayanan K. R., Pfister H. D. Iterative collision resolution for slotted ALOHA: An optimal uncoordinated transmission policy. *2012 7th International Symposium on Turbo Codes and Iterative Information Processing (ISTC)*, Gothenburg, 2012, pp. 136–139. doi:10.1109/ISTC.2012.6325203
40. Kowshik S. S., Andreev K., Frolov A., Polyanskiy Y. Energy efficient random access for the quasi-static fading MAC. *2019 IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Paris, pp. 2768–2772. doi:10.1109/ISIT.2019.8849288

UDC 004.728.3.057.4

doi:10.31799/1684-8853-2019-6-54-67

**Review of random multiple access methods for massive machine type communication**N. V. Matveev<sup>a</sup>, Senior Lecturer, orcid.org/0000-0002-9746-4746, n.matveev@k36.orgA. M. Turlikov<sup>a</sup>, Dr. Sc., Tech., Professor, orcid.org/0000-0001-7132-094X, turlikov@k36.org<sup>a</sup>Saint-Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, 67, B. Morskaya St., 190000, Saint-Petersburg, Russian Federation

**Introduction:** Intensive research is currently underway in the field of data transmission systems for the Internet of Things in relation to various scenarios of Massive Machine Type Communication. The presence of a large number of devices in such systems necessitates the use of the methods of random multiple access to a common communication channel. It is proposed in some works to increase the channel utilization efficiency by the use of error correction coding methods for conflict resolution (Coded Random Access). The vast variety of options for using such communication systems has made it impossible to compare algorithms implementing this approach under the same conditions. This is a problem that restrains the development of both the theory and practice of using error correction code methods for conflict resolution. **Purpose:** Developing a unified approach to the description of random multiple access algorithms; performing, on the basis of this approach, a review and comparative analysis of algorithms in which error correction code methods are used for conflict resolution. **Results:** A model of a random multiple access system is formulated in the form of a set of assumptions that reflect both the features of various scenarios of Massive Machine Type Communication and the main features of random multiple access algorithms, including Coded Random Access approaches. The system models are classified by the following features: 1) a finite or infinite number of subscribers; 2) stable, unstable or metastable systems; 3) systems with retransmissions or without them; 4) systems with losses or without them. For a lossy system, the main characteristics are Throughput (the proportion of successfully delivered messages) and Packet Loss Rate (probability of a message loss). For a lossless system, the basic characteristics are the algorithm speed and the average delay. A systematic review and comparative analysis of Coded Random Access algorithms have been carried out. The result of the comparative analysis is presented in a visual tabular form. **Practical relevance:** The proposed model of a random multiple access system can be used as a methodological basis for research and development of random multiple access algorithms for both existing and new scenarios of Massive Machine Type Communication. The systematic results of the review allow us to identify the promising areas of research in the field of data transmission systems for the Internet of Things.

**Keywords** — medium access control, slotted ALOHA, massive machine type communication, successive interference cancellation, coded random access, 5G, irregular repetition slotted ALOHA.

**For citation:** Matveev N. V., Turlikov A. M. Review of random multiple access methods for massive machine type communication. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2019, no. 6, pp. 54–67 (In Russian). doi:10.31799/1684-8853-2019-6-54-67

**References**

1. Recommendation ITU-R M.2083-0 (09/2015). *IMT Vision Framework and Overall Objectives of the Future Development of IMT for 2020 and Beyond*. Available at: [https://www.itu.int/dms\\_pubrec/itu-r/rec/m/R-REC-M.2083-0-201509-1!!PDF-E.pdf](https://www.itu.int/dms_pubrec/itu-r/rec/m/R-REC-M.2083-0-201509-1!!PDF-E.pdf) (accessed 16 November 2019).
2. *ICT-317669-METIS/D2.4. Proposed Solutions for New Radio Access*. Available at: [https://www.metis2020.com/wp-content/uploads/deliverables/METIS\\_D2.4\\_v1.pdf](https://www.metis2020.com/wp-content/uploads/deliverables/METIS_D2.4_v1.pdf) (accessed 16 November 2019).
3. Clazzer F., Munari A., Liva G., Lazaro F., Stefanovic C., Popovski P. From 5G to 6G: Has the time for modern random access come? arXiv preprint arXiv:1903.03063. 2019.
4. Liva G. Graph-based analysis and optimization of contention resolution diversity Slotted ALOHA. *IEEE Transactions on Communications*, 2011, no. 59, pp. 477–487. doi:10.1109/TCOMM.2010.120710.100054
5. Tsybakov B. S., Mikhailov V. A. Free synchronous packet access in a broadcast channel with feedback. *Problems of Information Transmission*, 1978, vol. 14, iss. 4, pp. 32–59 (In Russian).
6. Tsybakov B. S., Mikhailov V. A. Ergodicity of a slotted ALOHA system. *Problems of Information Transmission*, 1979, vol. 15, iss. 4, pp. 73–87 (In Russian).
7. Capetanakis J. I. Tree algorithms for packet broadcast channels. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1979, vol. 25, pp. 505–515. doi:10.1109/TIT.1979.1056093
8. AlAmmouri A., Andrews J. G., Baccelli F. Stability and metastability of traffic dynamics in uplink random access networks. arXiv preprint arXiv:1906.04683, 2019.
9. Vvedenskaya N. D., Suhov Yu. M. Multi-access system with many users: Stability and metastability. *Problems of Information Transmission*, 2007, vol. 43, iss. 3, pp. 263–269. doi:10.1134/S0032946007030088
10. Evseev G. S., Tyurlikov A. M. Interrelation of characteristics of blocked random multiple access stack algorithms. *Problems of Information Transmission*, 2007, vol. 43, iss. 4, pp. 83–92. doi:10.1134/S0032946007040072
11. Tsybakov B. S., Mikhailov V. A. Random multiple packet access: Part-and-try algorithm. *Problems of Information Transmission*, 1980, vol. 16, iss. 4, pp. 65–79 (In Russian).
12. Vvedenskaya N. D., Pinsker M. S. Bounds on the capacity of FCFS multiple-access algorithms. *Problems of Information Transmission*, 1990, vol. 26, iss. 1, pp. 58–67 (In Russian).
13. Yingqun Y., Giannakis G. B. High-throughput random access using successive interference cancellation in a tree algorithm. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2007, vol. 53, no. 12, pp. 4628–4639. doi:10.1109/TIT.2007.909080
14. Andreev S. D., Pustovalov E. M., Tyurlikov A. M. Conflict-resolving tree algorithm stable to incomplete interference damping. *Automation and Remote Control*, 2009, vol. 70, iss. 3, pp. 417–433. doi:10.1134/S0005117909030084
15. Paolini E., Stefanovic C., Liva G., Popovski P. Coded random access: Applying codes on graphs to design random access protocols. *IEEE Communications Magazine*, 2015, no. 53, pp. 144–150. doi:10.1109/MCOM.2015.7120031
16. Berioli M., Cocco G., Liva G., Munari A. Modern random access protocols. *Foundations and Trends in Networking*, 2016, vol. 10, no. 4, pp. 317–446. doi:10.1561/13000000047
17. Casini E., De Gaudenzi R., Herrero O. D. R. Contention resolution diversity slotted ALOHA (CRDSA): An enhanced random access scheme for satellite access packet networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, vol. 6, no. 4, pp. 1408–1419. doi:10.1109/TWC.2007.348337
18. Ivanov M., Brännström F., i Amat A. G., Popovski P. All-to-all broadcast for vehicular networks based on coded slotted ALOHA. *2015 IEEE International Conference on Communication Workshop (ICCW)*, London, 2015, pp. 2046–2050. doi:10.1109/ICCW.2015.7247482
19. Ivanov M., Brännström F., i Amat A. G., Popovski P. Broadcast coded slotted ALOHA: A finite frame length analysis. *IEEE Transactions on Communications*, 2016, vol. 65, no. 2, pp. 651–662. doi:10.1109/TCOMM.2016.2625253
20. Sandgren E., i Amat A. G., Brännström F. On frame asynchronous coded slotted ALOHA: Asymptotic, finite length, and delay analysis. *IEEE Transactions on Communications*, 2016, vol. 65, no. 2, pp. 691–704. doi:10.1109/TCOMM.2016.2633468
21. Meloni A., Murrioni M., Kissling C., Berioli M. Sliding window-based contention resolution diversity slotted ALOHA. *2012 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*.

- Anaheim, 2012, pp. 3305–3310. doi:10.1109/GLOCOM.2012.6503624
22. Vem A., Narayanan K. R., Cheng J., Chamberland J. F. A user-independent serial interference cancellation based coding scheme for the unsourced random access Gaussian channel. *2017 IEEE Information Theory Workshop (ITW)*, Kaohsiung, 2017, pp. 121–125. doi:10.1109/ITW.2017.8278023
  23. Polyanskiy Y. A perspective on massive random-access. *2017 IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Aachen, 2017, pp. 2523–2527. doi:10.1109/ISIT.2017.8006984
  24. Ordentlich O., Polyanskiy Y. Low complexity schemes for the random access Gaussian channel. *2017 IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Aachen, 2017, pp. 2528–2532. doi:10.1109/ISIT.2017.8006985
  25. Glebov A., Matveev N., Andreev K., Frolov A., Turlikov A. Achievability bounds for T-fold irregular repetition slotted ALOHA scheme in the Gaussian MAC. *2019 IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, IEEE, 2019, pp. 1–6. doi:10.1109/WCNC.2019.8885472
  26. Meloni A., Murrioni M. CRDSA, CRDSA++ and IRSA: Stability and performance evaluation. *2012 6th Advanced Satellite Multimedia Systems Conference (ASMS) and 12th Signal Processing for Space Communications Workshop (SPSC)*, Baiona, 2012, pp. 220–225. doi:10.1109/ASMS-SP-SC.2012.6333080
  27. Kissling C. On the stability of contention resolution diversity slotted ALOHA (CRDSA). *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2011)*, Kathmandu, 2011, pp. 1–6. doi:10.1109/GLOCOM.2011.6134329
  28. Turlikov A. M., Matveev N. V. Slotted ALOHA with iterative procedure for resolving collisions. stability and non-stability. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2018, no. 3, pp. 89–97 (In Russian). doi:10.15217/issn1684-8853.2018.3.89
  29. Apanasenko N. V., Matveev N. V., Turlikov A. M. Method of stabilization of random access algorithms with successive interference cancellation. *Sbornik dokladov Nauchnoi sessii GUAP* [Collection of reports of the scientific session of SUA], 2017, pp. 260–266 (In Russian).
  30. Apanasenko N., Matveev N., Turlikov A. Stability and delay of algorithms of random access with successive interference cancellation. *Internet of Things, Smart Spaces, and Next Generation Networks and Systems: Proceedings of the 17th International Conference on Next Generation Wired/Wireless Advanced Networks and Systems, NEW2AN 2017, the 10th Conference on Internet of Things and Smart Spaces, ruSMART 2017*, Springer, 2017, pp. 510–518. doi:10.1007/978-3-319-67380-6\_47
  31. Matveev N. V. The adaptive retransmission management in random multiple-access system with successive interference cancellation. *2018 Wave Electronics and its Application in Information and Telecommunication Systems (WECONF)*, 2018, pp. 1–5. doi:10.1109/WECONF.2018.8604323
  32. Mikhailov V. A. Geometrical analysis of the stability of Markov chains in and its application to throughput evaluation of the adaptive random multiple access algorithm. *Problems of Information Transmission*, 1988, vol. 24, iss. 1, pp. 47–56 (In Russian).
  33. Galinina O., Turlikov A., Andreev S., Koucheryavy Y. Stabilizing multi-channel slotted ALOHA for machine-type communications. *2013 IEEE International Symposium on Information Theory, Istanbul*, 2013, pp. 2119–2123. doi:10.1109/ISIT.2013.6620600
  34. *Multiple access techniques for 5G wireless networks and beyond*. M. Vaezi, Z. Ding, H. V. Poor (Eds.). Springer, 2019. 685 p. doi:10.1007/978-3-319-92090-0
  35. Clazzer F., Matuz B., Jayasooriya S., Shirvanimoghaddam M., Johnson S. J. Protograph LDPC code design for asynchronous random access. *Algorithms 2019*, vol. 12, iss. 8, p. 170. doi:10.3390/a12080170
  36. Peeters G. T., Van Houdt B. On the capacity of a random access channel with successive interference cancellation. *2015 IEEE International Conference on Communication Workshop (ICCW)*, London, 2015, pp. 2051–2056. doi:10.1109/ICCW.2015.7247483
  37. Paolini E., Liva G., Chiani M. Graph-based random access for the collision channel without feedback: Capacity bound. *2011 IEEE Global Telecommunications Conference — GLOBECOM 2011*, Houston, 2011, pp. 1–5. doi:10.1109/GLOCOM.2011.6134205
  38. Liva G. A slotted ALOHA scheme based on bipartite graph optimization. *2010 International ITG Conference on Source and Channel Coding (SCC)*, Siegen, 2010, pp. 1–6.
  39. Narayanan K. R., Pfister H. D. Iterative collision resolution for slotted ALOHA: An optimal uncoordinated transmission policy. *2012 7th International Symposium on Turbo Codes and Iterative Information Processing (ISTC)*, Gothenburg, 2012, pp. 136–139. doi:10.1109/ISTC.2012.6325203
  40. Kowshik S. S., Andreev K., Frolov A., Polyanskiy Y. Energy efficient random access for the quasi-static fading MAC. *2019 IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Paris, pp. 2768–2772. doi:10.1109/ISIT.2019.8849288