УДК 004.728
DOI: 10.17586/0021-3454-2024-67-9-759-766

АНАЛИЗ СКОРОСТИ АЛГОРИТМА СЛУЧАЙНОГО ДОСТУПА С РАЗНОЙ ДЛИТЕЛЬНОСТЬЮ СЛОТОВ НА ОСНОВЕ АЛГОРИТМА АЛОХА

И. А. Пастушок*, А. М. Тюрликов

Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, Санкт-Петербург, Россия,

** pastushokirina22@mail.ru*

Аннотация. Для многоабонентных систем рассматривается способ организации случайного множественного доступа к общему каналу связи, использующий алгоритмы разрешения конфликтов, построенные на основе алгоритма АЛОХА. В таких системах время в общем канале разделено на слоты, равные длительности времени передачи сообщения, и абоненты случайным образом выбирают слот для передачи. В некоторых системах слоты имеют разную длительность, что при определенных условиях позволит повысить скорость алгоритма. Для определения этих условий рассмотрены варианты влияния длительности слотов на скорость алгоритма. Показано, что скорость алгоритмов, построенных на основе алгоритма АЛОХА, возможно увеличить, если относительная длительность пустого слота отлична от единицы. Предложен алгоритм, обеспечивающий при выполнении этого условия максимальную скорость. Сформулирована и решена оптимизационная задача по выбору оптимального значения параметра, при котором скорость предложенного алгоритма максимальна. Аналогичное решение показано и для случая, когда относительная длительность пустого слота намного больше единицы.

Ключевые слова: *сотовые сети, алгоритм ALOHA, случайный множественный доступ, телекоммуникационные сети, системы радиочастотной идентификации*

Благодарность: работа выполнена при поддержке Российского научного фонда, проект № 22-19-00305: „Пространственно-временные стохастические модели беспроводных сетей с большим числом абонентов“.

Ссылка для цитирования: *Пастушок И. А., Тюрликов А. М.* Анализ скорости алгоритма случайного доступа с разной длительностью слотов на основе алгоритма АЛОХА // Изв. вузов. Приборостроение. 2024. Т. 67, № 9. С. 759–766. DOI: 10.17586/0021-3454-2024-67-9-759-766.

SPEED ANALYSIS OF ALOHA-BASED RANDOM-ACCESS ALGORITHM WITH VARIOUS SLOT DURATION

I. A. Pastushok*, A. M. Turlikov

St. Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, St. Petersburg, Russia

** pastushokirina22@mail.ru*

Abstract: For multi-user systems of random multiple access to a common communication channel, built on the basis of the ALOHA algorithm, a method for organizing conflict resolution algorithms is considered. In such systems, the time in the common channel is divided into slots equal to the duration of the message transmission time, and subscribers randomly select a slot for transmission. In some systems, the slots have different durations, which under certain conditions can increase the speed of the algorithm. To determine these conditions, options for the influence of the slot duration on the speed of the algorithm are considered. It is shown that the speed of algorithms built on the basis of the ALOHA algorithm can be increased if the relative duration of the empty slot is different from one. An algorithm is proposed that provides the maximum speed when this condition is met. An optimization problem is formulated and solved for choosing the optimal value of the parameter at which the speed of the proposed algorithm is maximum. Similar results are demonstrated for the case when the relative duration of the empty slot is much greater than one.

Keywords: cellular networks, ALOHA algorithm, random multiple access, telecommunication networks, Radio Frequency Identification (RFID) systems

Acknowledgements: the work was supported by the Russian Science Foundation, project No. 22-19-00305: “Space-time stochastic models of wireless networks with a large number of subscribers”.

For citation: Pastushok I. A., Turlikov A. M. Speed analysis of ALOHA-based random-access algorithm with various slot duration. *Journal of Instrument Engineering*. 2024. Vol. 67, N 9. P. 759–766 (in Russian). DOI: 10.17586/0021-3454-2024-67-9-759-766.

Введение. В современных сотовых сетях для подключения абонента к базовой станции используются алгоритмы случайного множественного доступа (СМД) [1–4]. Такие алгоритмы могут использоваться также в компьютерных системах для их восстановления после возникновения различного рода ошибок [5–8]. Большинство алгоритмов СМД базируются на алгоритме АЛОХА. Основная идея алгоритма АЛОХА и его модификаций заключается в том, что абонент принимает решение о передаче сообщения некоторым случайным образом. В работе [9] предлагается рассматривать системы с потенциально неограниченным числом абонентов. Каждый абонент имеет единственное сообщение для передачи, и время передачи сообщения по каналу принимается за единицу времени. Процесс появления абонентов в системе описывается пуассоновским потоком с интенсивностью λ. Абонент, передав сообщение, покидает систему. В [9] доказывается, что для любого алгоритма существует такое значение R, называемое в [9] скоростью алгоритма, что при любом $\lambda < R$ система работает устойчиво, т. е. абоненты не накапливаются в системе, иначе с течением времени число абонентов неограниченно возрастает. (Следует отметить, что в англоязычных работах для определения скорости алгоритма используется термин „throughput“ — пропускная способность).

В работе [10] предложена в некотором смысле оптимальная стратегия выбора способа решения о передаче. Множество абонентов разделено на два подмножества: $\{A\}$ — активные, $\{B\}$ — неактивные. Активные абоненты — это те, кто имеет готовое для передачи сообщение в текущий момент времени. Принимается допущение, что всем абонентам системы известна мощность множества $\{A\}$, но какие именно абоненты входят в данное множество, неизвестно. С учетом этого допущения предлагается следующий алгоритм передачи: всем активным абонентам передавать сообщения с вероятностью $p = 1/|A|$, где $|A|$ — мощность множества активных абонентов. В работе [10] фактически формулируются и доказываются два взаимосвязанных утверждения. Первое утверждение: скорость алгоритма АЛОХА и его модификаций, которая характеризует эффективность использования общего канала, равна $R = e^{-1}$ и не существует других алгоритмов, которые имеют бóльшую скорость. Второе утверждение: при любой интенсивности входного потока λ, не превышающей e^{-1}, алгоритм обеспечивает наименьшую среднюю задержку по сравнению с любым алгоритмом, построенным на основе алгоритма АЛОХА. Различные модификации алгоритма отличаются способом принятия решения о передаче сообщения.

Однако используемое в [10] допущение, что всем абонентам известно число активных абонентов, для большинства реальных систем несправедливо. В работах [11, 12] предложен подход, обобщающий алгоритм из [10] для случая, когда число активных абонентов неизвестно. Такой подход отражает основные особенности алгоритмов случайного множественного доступа и в настоящее время имеется большое число исследований различных вариантов реализаций этого подхода с учетом специфики современных систем передачи данных [13–16].

Как для алгоритма АЛОХА, так и для его адаптивной версии вследствие случайного характера передачи в канале могут произойти три события: „пусто“, „успех“ и „конфликт“. В [10] и в других работах предполагается, что время, затрачиваемое каналом на обработку всех трех событий, одинаково. Следует отметить, что во многих современных системах передачи данных это время может существенно различаться, однако число исследований по влиянию этого фактора на эффективность работы различных модификаций алгоритма АЛОХА достаточно мало. Только частично этот вопрос обсуждается при анализе систем радиочастотной идентификации [17, 18] и при описании характеристик стандарта IEEE 802.11 [19].

Цель настоящей статьи — показать, как результаты современных исследований, и в частности работ [10–12], посвященных адаптивному алгоритму АЛОХА, могут быть обобщены для случая, когда модель системы учитывает, что время, затрачиваемое каналом на обработку всех трех событий, разное. Также представлен способ вычисления скорости алгоритма в зависимости от параметров модели.

Модель системы и модификация базового алгоритма. Рассмотрим систему с потенциально неограниченным числом абонентов и одной базовой станцией. Интервалы между появле-

ниями абонентов в системе распределены по экспоненциальному закону со средним значением $1/\lambda$. Примем следующие допущения.

Допущение 1. В системе время в канале связи разделено на слоты.

Допущение 2. В течение слота может произойти одно из трех событий (ситуаций): „успех“ — один абонент передал одно сообщение, „пусто“ — никто из абонентов не передавал пакет, „конфликт“ — несколько абонентов приняли решение передавать сообщение в текущем слоте.

Допущение 3. Слоты с разными ситуациями имеют разную длительность: $T_к$ — длительность слота с ситуацией „конфликт“, $T_у$ — длительность слота с ситуацией „успех“, $T_п$ — длительность слота с ситуацией „пусто“.

Допущение 4. К концу слота абоненты достоверно узнают о событии, которое произошло в канале.

Допущение 5. В начале каждого слота известно количество активных абонентов.

С учетом введенных допущений опишем алгоритм работы абонентов. Обозначим через M_t число активных абонентов к началу слота с номером t. Каждый абонент с вероятностью $p_t = \min(1, G/M_t)$, где G — параметр алгоритма, характеризующий вероятность выбора способа передачи, независимо от других абонентов принимает решение, передавать сообщение в слоте с номером t или нет. Если такое решение принял один абонент, то в слоте происходит ситуация „успех“. Это означает, что его сообщение успешно доставлено до базовой станции и этот абонент покидает систему.

Текущая модель системы отличается от описанной в [10] тем, что в этой работе все слоты имеют равную длительность, а $G = 1$.

Выведем формулу для расчета скорости алгоритма с учетом новых параметров. Последовательность случайных величин M_t является марковской цепью со счетным числом состояний, и задача определения скорости алгоритма сводится к задаче определения условия эргодичности данной марковской цепи. В результате решения этой задачи выражение для скорости алгоритма имеет следующий вид:

$$R(T_у, T_п, T_к, G) = \frac{Ge^{-G}}{Ge^{-G}T_у + e^{-G}T_п + (1 - Ge^{-G} - e^{-G})T_к}. \quad (1)$$

При фиксированных значениях $T_у$, $T_п$, $T_к$ функция $R(T_у, T_п, T_к, G)$ является унимодальной. Таким образом, для определения оптимального значения $G_{опт}$, при котором скорость алгоритма максимальна, следует взять производную данной функции по G и приравнять ее к нулю. В результате вычислений получим

$$e^{-2}G(T_п - T_к) + T_к e^{-G}(1 - G_{опт}) = 0. \quad (2)$$

Заметим, что решение уравнения (2) зависит только от отношения длительности слота „пусто“ к длительности слота „конфликт“: $T_п/T_к$. Использовав функцию Ламберта, получим решение уравнения (2) в следующем виде:

$$G_{опт}(\alpha) = 1 + W(e^{-1}(\alpha - 1)), \quad (3)$$

где $\alpha = T_п/T_к$, $W(\cdot)$ — функция Ламберта.

Зависимость $G_{опт}(\alpha)$ показана на рис. 1: с увеличением параметра α увеличивается значение $G_{опт}$.

Далее будем исследовать диапазон отношения $T_п/T_к$: $0{,}01 \le \alpha \le 100$, именно такой диапазон значений используется в современных системах.

Значение $G_{опт}(\alpha)$ не зависит от длительности слотов, а зависит только от их соотношения, тогда как само значение скорости R зависит от длительности слотов. Для исследования влияния длительности слотов на скорость алгоритма примем, что $T_у = 1$, а сумма $T_к + T_п$ равна некоему абсолютному значению β. Теперь исследуем влияние величин α и β на скорость алгоритма R.

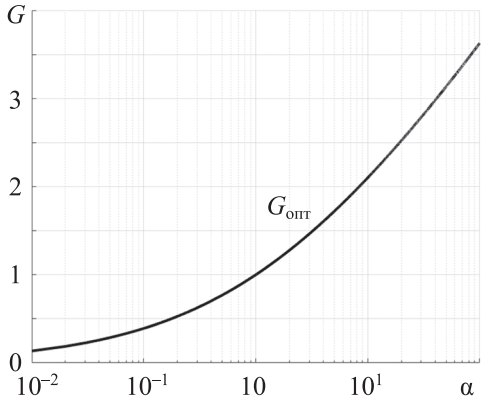

Рис. 1

Примем β = 2, так как при этом значении и α = 1 все слоты имеют одинаковую длительность, равную единице, что соответствует модели из работы [10]. Также рассмотрим случай, когда β = 1 и α << 1, отражающий основные особенности модели из работы [18].

Исследуем выигрыш системы. Под выигрышем будем понимать отношение скорости алгоритма R при использовании оптимального значения $G_{опт}(\alpha)$ к скорости алгоритма при использовании параметра $G = 1$ согласно [10]. Выигрыш вычисляется по следующей формуле:

$$\eta(\alpha, \beta) = \frac{R\left(1, \frac{\alpha\beta}{\alpha+1}, \frac{\beta}{\alpha+1}, G_{опт}(\alpha)\right)}{R\left(1, \frac{\alpha\beta}{\alpha+1}, \frac{\beta}{\alpha+1}, 1\right)}. \qquad (4)$$

На рис. 2 представлены зависимости выигрыша η по скорости R от α при β = 2 и β = 1. Можно сделать вывод, что наибольший выигрыш достигается как при малых, так и при больших значениях α. Также заметим, что при β = 1 наибольший выигрыш достигается, когда величина α существенно отличается от единицы, тогда как при β = 2 выигрыш в 50 % достигается значительно раньше.

Асимптотика скорости алгоритма. Результаты, приведенные на рис. 2, показывают, что при изменении α и β в диапазонах $0{,}01 \le \alpha \le 100$ и $1 \le \beta \le 2$ выигрыш при использовании параметра $G_{опт}(\alpha)$ зависит от α и β. Для определения наибольшего выигрыша в скорости алгоритма исследуем асимптотику выражения (1) при стремлении параметра α к нулю и бесконечности. Рассмотрим асимптотику, которая показывает максимальную скорость алгоритма. Для этого сначала воспользуемся асимптотикой функции Ламберта при аргументе, стремящемся к $-e^{-1}$, подставив полученное выражение (3), имеем

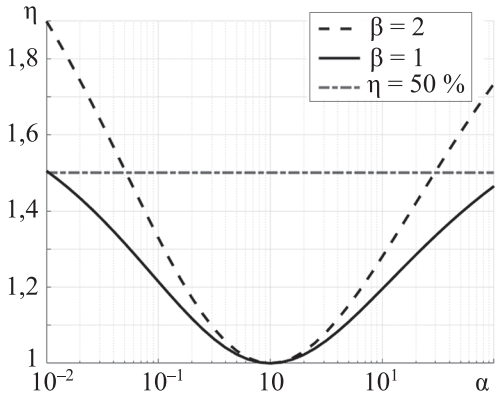

Рис. 2

$$G_{опт}(\alpha)|_{\alpha\to 0} = \sqrt{2\alpha}. \qquad (5)$$

Использовав выражение (5), вычислим предел скорости алгоритма R при $\alpha \to 0$:

$$\lim_{\alpha\to 0} R\left(1, \frac{\alpha\beta}{\alpha+1}, \frac{\beta}{\alpha+1}, G_{опт}(\alpha)\right) =$$

$$= \lim_{\alpha\to 0} \frac{\sqrt{2\alpha}\cdot e^{-\sqrt{2\alpha}}}{\sqrt{2\alpha}\cdot e^{-\sqrt{2\alpha}} + e^{-\sqrt{2\alpha}}\frac{\alpha\beta}{\alpha+1} + \frac{\beta}{\alpha+1}\left(1 - \sqrt{2\alpha}\cdot e^{-\sqrt{2\alpha}} - e^{-\sqrt{2\alpha}}\right)T_к} = 1. \qquad (6)$$

Далее исследуем скорость алгоритма R при $\alpha \to \infty$. Также воспользуемся сначала асимптотикой функции Ламберта при аргументе, который стремится к бесконечности, и получим результат

$$G_{опт}(\alpha)|_{\alpha\to 0} = 1 + \ln(e^{-1}(\alpha - 1)) - \ln(\ln(e^{-1}(\alpha - 1))), \qquad (7)$$

на основе которого вычислим предел скорости алгоритма R при $\alpha \to \infty$:

$$\lim_{\alpha\to 0} R\left(1, \frac{\alpha\beta}{\alpha+1}, \frac{\beta}{\alpha+1}, G_{\text{опт}}(\alpha)\right) =$$

$$= \lim_{\alpha\to 0} \frac{\alpha e^{-1}}{\alpha e^{-1} + e^{-(1+\ln(e^{-1}(\alpha-1))-\ln(\ln(e^{-1}(\alpha-1))))}\dfrac{\alpha\beta}{\alpha+1} + \dfrac{\beta}{\alpha+1}\left(1 - \alpha e^{-1} + e^{-(1+\ln(e^{-1}(\alpha-1))-\ln(\ln(e^{-1}(\alpha-1))))}\right)} = 1. \qquad (8)$$

Из выражений (6) и (8) следует, что максимальная скорость в асимптотике равна единице и не зависит от суммы длительностей слотов „пусто“ и „конфликт“. Это наглядно демонстрирует график зависимости скорости алгоритма от параметра , приведенный на рис. 3. Также заметим, что в точке, где $\alpha = 1$, максимальная скорость R достигается при $G_{\text{опт}}(\alpha) = 1$, что и было показано в работе [10].

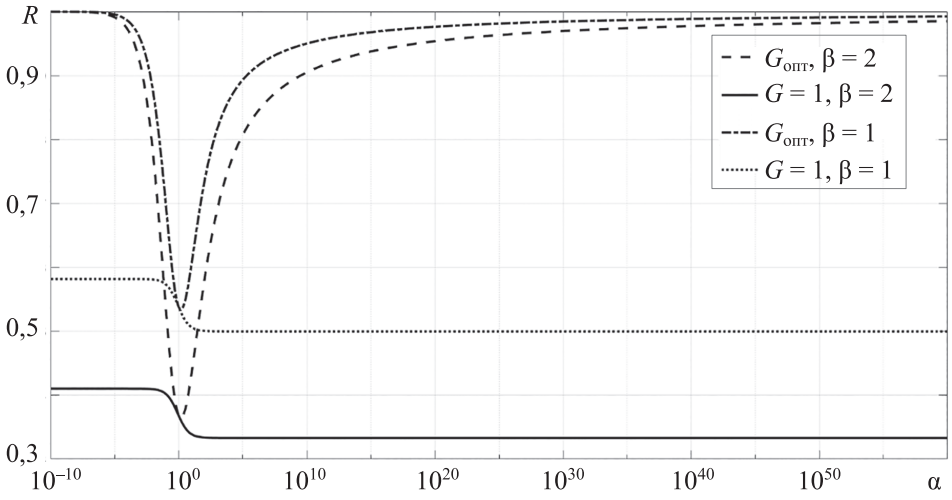

Рис. 3

Исследование средней задержки системы. Отметим следующий факт: даже для частного случая алгоритма, рассматриваемого в работе, когда все слоты имеют одинаковую длительность и параметр $G = 1$, на сегодняшний день неизвестно явное выражение зависимости средней задержки $\overline{D}$ от интенсивности входного потока, и эта зависимость может быть получена только численно или с помощью имитационного моделирования. С учетом отмеченного факта, а также допущения 3 исследуем с помощью имитационного моделирования зависимость средней задержки $\overline{D}$ от интенсивности λ, параметра алгоритма G, длительности слотов $T_{\text{п}}$, $T_{\text{к}}$ и при фиксированном значении $T_{\text{у}} = 1$ (единицу времени будем оценивать как некую относительную величину).

Ограничимся рассмотрением одного примера, когда $T_{\text{п}} = 0{,}1$, $T_{\text{к}} = 1$, $T_{\text{у}} = 1$. В этом случае $\alpha = 0{,}1$ и согласно формуле (3) $G_{\text{опт}}(\alpha) = 0{,}4$. Скорость алгоритма R при $G = G_{\text{опт}}$ достигает максимального значения, равного 0,676. Выберем два значения λ, меньшие, чем скорость алгоритма, и построим при этих значениях зависимость средней задержки системы от параметра G. Зависимость $\overline{D}(G)$ при $\lambda = 0{,}2$ и $\lambda = 0{,}4$ показана на рис. 4, *а*, *б*, соответственно.

Как следует из приведенных зависимостей, значение параметра $G = G_{\text{опт}}(\alpha)$, максимизирующее скорость алгоритма, не минимизирует среднюю задержку. При этом значение G, которое обеспечивает минимальную задержку, зависит от входной интенсивности λ. В рассматриваемом примере минимальная задержка при $\lambda = 0{,}2$ обеспечивается при $G = 1$, а при $\lambda = 0{,}4$ параметр $G = 0{,}6$. Для иллюстрации этого примера на рис. 5 приведена зависимость $\overline{D}(\lambda)$ при значениях параметра G, равных 0,4, 0,6 и 1.

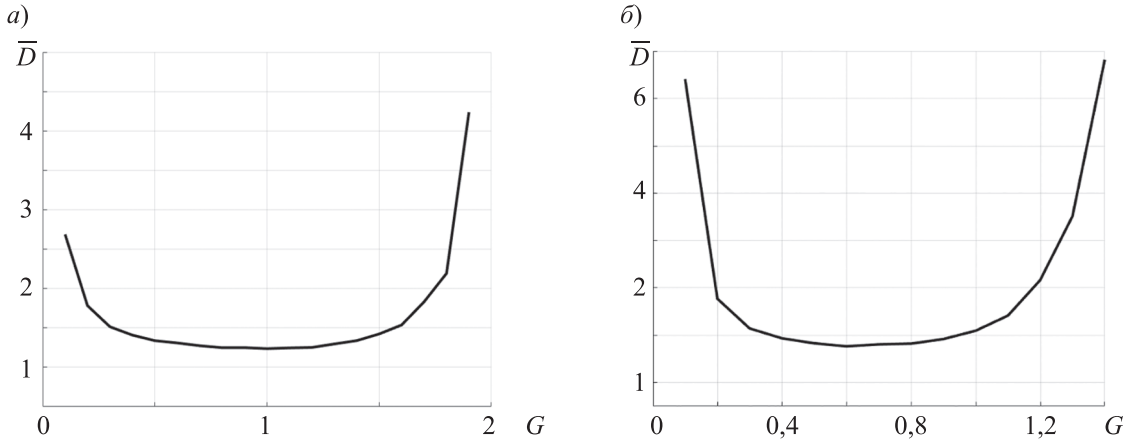

Рис. 4

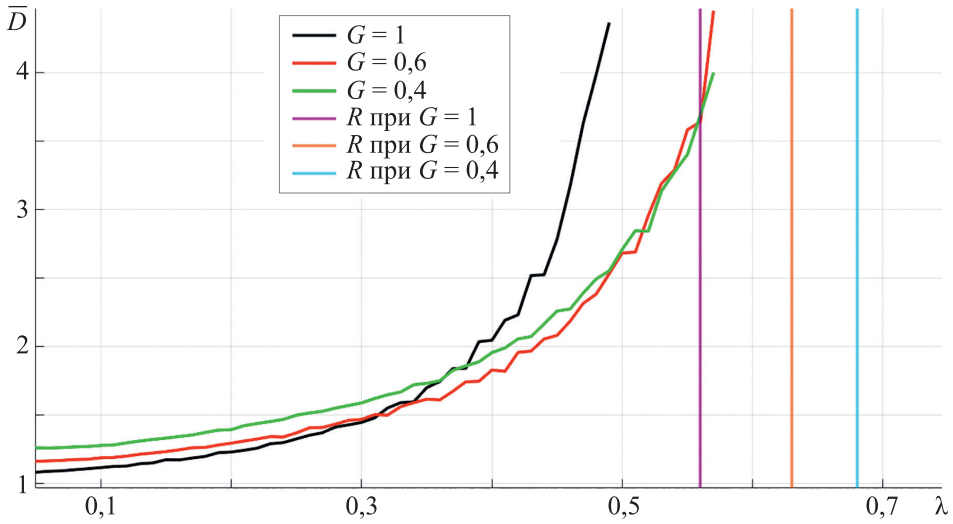

Рис. 5

Можно высказать две гипотезы, которые заключаются в следующем.

Первая гипотеза: при $\alpha = T_п/T_к < 1$ значения параметра G, которые минимизируют задержку, уменьшаются с ростом интенсивности входного потока λ; если $\lambda \to 0$, то $G \to 1$, если $\lambda \to R(1, T_п, T_к, G_{опт}(\alpha))$, то $G \to G_{опт}(\alpha) < 1$.

Вторая гипотеза: при $\alpha = T_п/T_к > 1$ значения параметра G, минимизирующие задержку, увеличиваются с ростом интенсивности входного потока λ; если $\lambda \to 0$, то $G \to 1$, если $\lambda \to R(1, T_п, T_к, G_{опт}(\alpha))$, то $G \to G_{опт}(\alpha) > 1$.

Обобщая положения работы [10] для случая, когда слоты имеют разную длительность, но $\alpha = T_п/T_к = 1$, можно доказать, что значение параметра G, которое минимизирует задержку, не зависит от входной интенсивности λ и при любом $\lambda < R(1, T_п, T_к, 1)$ $G = 1$.

Заключение. Рассмотрена система случайного множественного доступа, отличительная особенность которой заключается в том, что слоты, характеризующиеся событиями „конфликт“, „пусто“ и „успех“, имеют разную длительность. Описан алгоритм случайного множественного доступа, построенный на базе алгоритма АЛОХА. Основная идея алгоритма состоит в том, что вероятность передачи сообщения зависит от относительной длительности пустого слота. Показано, что если относительная длительность пустого слота намного меньше единицы, то скорость алгоритма будет близка к единице при любых абсолютных значениях длительности слотов „пусто“ и „конфликт“. Аналогичное решение показано и для случая, когда относительная длительность пустого слота намного больше единицы.

Высказаны гипотезы о взаимосвязи значения параметра алгоритма, которое минимизирует задержку, и фиксированной интенсивности входного потока. Доказательство этих гипотез может рассматриваться как направление дальнейших исследований.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Yu Y., Giannakis G.* High-throughput random access using successive interface cancellation in a tree algorithm // IEEE Trans. on Information Theory, 2007. N 12. P. 4628–4639.
2. *Бурков А. А.* Сравнение способов снижения затрат энергии в стабильных системах массовой межмашинной связи // Информационно-управляющие системы. 2023. Вып. 2. С. 39–50.
3. *Jeon S.-W.* Online estimation and adaptation for random access with successive interference cancellation // IEEE Trans. on Mobile Computing. 2022. Vol. 22. P. 5418–5433.
4. *Цыбаков Б. С., Файнгольд В. Б.* Блокированный стек-алгоритм СМД в сети с конечным числом станций // Проблемы передачи информации. 1992. Т. 28, № 1. С. 89–96.
5. *Bogatyrev V. A., Bogatyrev S. V., Bogatyrev A. V.* Model and interaction efficiency of computer nodes based on transfer reservation at multipath routing // Wave Electronics and its Application in Information and Telecommunication. 2019. P. 1–4. DOI: 10.1109/weconf/2019.8840647.
6. *Богатырев В. А.* Надежность и эффективность резервированных компьютерных сетей // Информационные технологии. 2006. № 9. С. 25–30.
7. *Богатырев В. А*. Оценка надежности и оптимальное резервирование кластерных компьютерных систем // Приборы и системы. Управление, контроль, диагностика. 2006. № 10. С. 18–21.
8. *Богатырев В. А., Богатырев А. В.* Надежность функционирования кластерных систем реального времени с фрагментацией и резервированным обслуживанием запросов // Информационные технологии. 2016. Т. 22, № 6. С. 409–416.
9. *Цыбаков Б. С., Михайлов В. А., Лиханов Н. Б.* Границы для скорости передачи пакетов в системе СМД // Проблемы передачи информации. 1983. Т. 19, вып. 1. С. 61–81.
10. *Фалин Г. И*. Оценка эффективности одного класса алгоритмов случайного множественного доступа в радиоканал // Проблемы передачи информации. 1982. Т. 18, вып. 3. С. 85–90.
11. *Михайлов В. А*. Геометрический анализ устойчивости цепей Маркова в Rn + и его приложение к вычислению пропускной способности адаптивного алгоритма случайного множественного доступа // Проблемы передачи информации. 1988. Т. 24, вып. 1. С. 61–73.
12. *Rivest R*. Network control by Bayesian broadcast // IEEE Trans. on Information Theory. 1987. Vol. 33, N 3. P. 323–328.
13. *Wu Y*. Massive access for future wireless communication systems // IEEE Wireless Communications. 2020. Vol. 27, N 4. P. 148–156.
14. *Alhashimi H. F*. A Survey on Resource Management for 6G Heterogeneous Networks: Current Research, Future Trends, and Challenges // Electronics. 2023. Vol. 12, N 3. P. 647.
15. *Burkov A. A., Rachugin R. O., Turlikov A. M.* Analyzing and stabilizing multichannel ALOHA with the use of the preamble-based exploration phase // Информационно-управляющие системы. 2022. Т. 5. С. 49–59.
16. *Burkov A., Shneer S., Turlikov A.* An achievability bound of energy per bit for stabilized massive random access Gaussian channel // IEEE Communications Letters. 2020. Vol. 25, N 1. P. 299—302.
17. *Salah H., Hazem A. A., Joerg R., Heuberger A.* A Time and Capture Probability Aware Closed Form Frame Slotted ALOHA Frame Length Optimization // IEEE Communications Letters. 2015. Vol. 19. N11. P. 2009–2015.
18. *Salah H., Gaydadjiev G.* Toward Optimal RFID Frame Lengths // IEEE Journal of Radio Frequency Identification. 2023. P. 83–90.
19. *Bianchi G*. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function // IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 2000. Vol. 18, N 3. P. 535–547.

СВЕДЕНИЯ ОБ АВТОРАХ

Ирина Анатольевна Пастушок — студентка; Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, кафедра информационной безопасности; E-mail: pastushokirina22@mail.ru

Андрей Михайлович Тюрликов — д-р техн. наук, профессор; Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, кафедра инфокоммуникационных технологий и систем связи; заведующий кафедрой; E-mail: turlikov@k36.org

Поступила в редакцию 03.04.2024; одобрена после рецензирования 09.04.2024; принята к публикации 23.07.2024.

REFERENCES

1. Yu Y., Giannakis G. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2007, no. 12(53), pp. 4628–4639.
2. Burkov A.A. *Information and Control Systems*, 2023, no. 2, pp. 39–50. (in Russ.)
3. Jeon S.-W. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2022, vol. 22, pp. 5418–5433.
4. Tsybakov B.S., Faingol'd V.B. *Problems of Information Transmission*, 1992, no. 1(28), pp. 79–86.
5. Bogatyrev V.A., Bogatyrev S.V., Bogatyrev A.V. *2019 Wave Electronics and its Application in Information and Telecommunication*, 2019, art. no. 8840647.
6. Bogatyrev V.A. *Information Technologies*, 2006, no. 9, pp. 25–30. (in Russ.)
7. Bogatyrev V.A. *Instruments and Systems: Monitoring, Control, and Diagnostics*, 2006, no. 10, pp. 18–21. (in Russ.)
8. Bogatyrev V.A., Bogatyrev A.V. *Information Technologies*, 2016, no. 6(22), pp. 409–416. (in Russ.)
9. Tsybakov B.S., Mikhailov V.A., Likhanov N.B. *Problems of Information Transmission*, 1983, no. 1(19), pp. 50–68.
10. Falin G.I. *Problemy Peredachi Informatsii*, 1982, no. 3(18), pp. 85–90. (in Russ.)
11. Mikhailov V.A. *Problems of Information Transmission*, 1988, no. 1(24), pp. 47–56.
12. Rivest R. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1987, no. 3(33), pp. 323–328.
13. Wu Y. *IEEE Wireless Communications*, 2020, no. 4(27), pp. 148–156.
14. Alhashimi H.F. *Electronics*, 2023, no. 3(12), pp. 647.
15. Burkov A.A., Rachugin R.O., Turlikov A.M. *Information and Control Systems*, 2022, no. 5, pp. 49–59, https://doi.org/10.31799/1684-8853-2022-5-49-59.
16. Burkov A., Shneer S., Turlikov A. *IEEE Communications Letters*, 2020, no. 1(25), pp. 299–302.
17. Salah H., Hazem A.A., Joerg R., Heuberger A. *IEEE Communications Letters*, 2015, no. 11(19), pp. 2009–2015.
18. Salah H., Gaydadjiev G. *IEEE Journal of Radio Frequency Identification*, 2023, pp. 83–90.
19. Bianchi G. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000, no. 3(18), pp. 535–547.

DATA ON AUTHORS

Irina A. Pastushok — Student; St. Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, Department of Information Security; E-mail: pastushokirina22@mail.ru

Andrey M. Turlikov — Dr. Sci., Professor; St. Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, Department of Infocommunication Technologies and Communication Systems; Head of the Department; E-mail: turlikov@guap.ru

Received 03.04.2024; approved after reviewing 09.04.2024; accepted for publication 23.07.2024.