Распределение времени присоединения устройств к беспроводной персональной сети с распределенным управлением

А. И. Ляхов, А. А. Сафонов, Е. М. Хоров

Институт проблем передачи информации РАН, 127994, Москва, Россия
Московский физико–технический институт (государственный университет), 141700, Москва, Россия

Исследуется эффективность механизмов синхронизации в беспроводных персональных сетях с распределенным управлением. Показано, что эти механизмы обеспечивают согласованное принятие решений при начальной инициализации сети или смене сетью частотного канала в случае объединения двух ранее изолированных друг от друга сетей и в ряде других случаев и что такие перестроения приводят к одновременному присоединению к сети нескольких устройств. Установлено, что при присоединении устройства выбирают временные слоты для передачи своих синхрокадров (биконов) случайным образом, поэтому возможны коллизии, причем их вероятность растет при увеличении числа устройств. Устройство успешно присоединяется к сети, когда ему удается послать свой бикон без коллизии с биконами других устройств. Построены аналитические модели для оценки эффективности механизмов синхронизации, позволяющие найти распределение времени присоединения устройств к сети. На основе результатов моделирования разработаны рекомендации по совершенствованию механизмов синхронизации, в частности по сокращению перерывов в работе сети, обусловленных ее перестроением, что имеет большое значение для приложений реального времени.

Ключевые слова: беспроводные сети, механизм синхронизации, обеспечение QoS, технология УСМА-368.

In this paper, we study beaconing efficiency in wireless personal networks with distributed control. Beaconing mechanism provides coordinated decision making for network initialization, in the case of network channel switching or merging of initially isolated networks, etc. Such network re-arrangements trigger multiple devices joining at the same time. To join a network, devices choose time slots for their beacon frames randomly, so collisions may occur, and collision probability increases with the number of devices in the network. A device joins a network successfully if its beacon is not involved in collisions with other devices' beacons. In this paper, we develop analytical models for beaconing mechanism performance evaluation, which allows us to find the distribution of time which devices need for joining the network. Based on modeling results, we develop beaconing mechanisms improvements aimed at minimizing the pauses in network operation caused by network re-arrangements, which is very important for real-time applications.

Введение. Спецификация ECMA-368 [1] (также известная как WiMedia – по названию альянса разработчиков технологии) является эффективным решением для построения высокоскоростных персональных беспроводных сетей, которые могут применяться, например, для соединения компьютера с монитором, принтером, клавиатурой, домашнего кинотеатра с аудиосистемой.

ECMA-368 относится к классу сетей с распределенным управлением на MAC-уровне. Это означает, что координатора сети не существует и каждое устройство формирует свое видение топологии сети, загруженности каналов, конфликтов между устройствами, интерференции с другими устройствами и т. д. Для создания полной картины устройства обмениваются этой информацией друг с другом, используя специальные кадры – биконы (от англ. beacon – маячок).

Время работы сети делится на равные суперкадры (англ. superframe), составляющие примерно 1/16 секунды. Упрощенная структура суперкадра показана на рис. 1. Суперкадр начинается с бикон-периода, который делится на слоты − промежутки, равные 85 мкс. Устройства посылают свои биконы каждый суперкадр в один из слотов. Длина бикон-периода варьируется в зависимости от числа устройств в сети и не может превышать значения MaxBP (англ.: maximum beacon period – максимальный бикон-период), определяемого в спецификации WiMedia (в текущей версии – 94 слота без учета сигнальных, не рассматриваемых в данной работе).

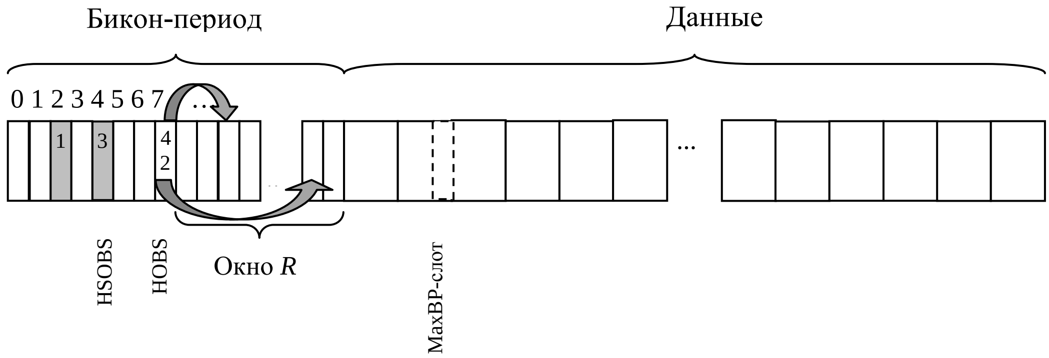

Рис. 1. Структура суперкадра и схема разрешения коллизий:
заштрихованные области – слоты с биконами успешно присоединившихся устройств

Возможны ситуации, когда в одном слоте будут размещаться два или более устройств. В таком случае будем говорить о коллизии биконов в этом слоте, а сам слот будем называть коллизионным.

Самый старший слот, в котором находится бикон хотя бы одного устройства, будем обозначать HOBS (англ. high occupied beacon slot – старший занятый слот), самый старший слот, в котором находится бикон одного устройства, будем обозначать HSOBS (англ. high successfully occupied beacon slot – старший успешно занятый слот). Очевидно, что HSOBS $\le$ HOBS.

Для того чтобы максимально быстро обнаружить и разрешить коллизию, устройства обмениваются информацией о содержимом слотов: помимо прочей информации каждое устройство помещает в свой бикон некую маску, поля которой отражают состояние каждого слота с точки зрения устройства, включившего маску в свой бикон. Однако беспроводной канал связи не является надежным, и возможно, что вследствие случайных помех в радиоканале одно устройство не сумело декодировать бикон от другого устройства и, следовательно, ошибочно просигнализироло о коллизии в слоте. Для снижения вероятности ложной тревоги устройство должно получить подряд от одного и того же соседнего устройства U биконов, сигнализирующих о коллизии, чтобы принять окончательное решение о выборе нового слота.

Таким образом, если в течение U суперкадров подряд устройство получает сигналы о бикон-коллизии, оно выбирает новый слот случайным образом в определяемом стандартном окне размером R начиная от текущего значения HOBS (см. рис. 1). Аналогичным образом слот выбирается и при присоединении нового устройства. Устройство, обнаружившее свой идентификатор в биконе других устройств, считает себя успешно присоединившимся (см. рис. 1).

Случайный алгоритм выбора слота приводит к тому, что занятые слоты чередуются со свободными. Это увеличивает длину бикон-периода и снижает долю суперкадра, предназначенную для передачи данных, поэтому эффективным является размещение биконов, при котором они заполняют слоты подряд без пропусков. При таком размещении (назовем его плотным) длина бикон-периода минимальна. Для реализации плотного размещения применяется процедура сжатия бикон-периода (англ. contraction), которая заключается в том, что устройство, занимающее неколлизионный слот HOBS на протяжении последних $U + 1$ суперкадров, должно в суперкадре $U + 2$ переместить свой бикон в младший свободный слот, если он оставался таковым на протяжении последних $U + 1$ суперкадров. Также возможна ситуация, когда $\mathrm{HSOBS} = \mathrm{MaxBP} - 1$ и существуют неприсоединившиеся устройства, которые будут одновременно пытаться занять последний слот и в результате постоянных коллизий друг с другом не смогут присоединиться к сети, при этом сжатия бикон-периода не будет. Таким образом, описанный выше стандартный механизм присоединения устройств приводит к тупикам (англ. deadlock), поэтому рассматривается его модификация, предложенная в работе [2]. Суть данной модификации заключается в том, что после получения подтверждения коллизии устройство в течение U суперкадров покидает сеть на W суперкадров (для одношаговых сетей достаточно $W \ge U + 2$); за это время происходит сжатие, которое уменьшит HOBS и тем самым высвободит слоты.

В общем случае пара устройств может находиться достаточно далеко друг от друга и передача кадра возможна лишь через промежуточные устройства. Однако в данной работе рассматриваются только сети, в которых передача кадра между любыми двумя устройствами возможна непосредственно.

1. Постановка задачи. Производительность сети и качество обслуживания (QoS – quality of service) в значительной степени зависят от эффективности механизмов синхронизации, которые обеспечивают согласованную работу и особенно важны, когда в сети происходят изменения, например присоединение новых устройств, отключение устройств от сети, смена рабочей частоты, изменение топологии, а также при возникновении помех, интерференции нескольких сетей и т. д.

Для персональных сетей большое значение имеет возможность быстрой адаптации к изменениям, порожденным, например, перемещением устройств и эффектом открывания (закрывания) двери. Данный эффект наблюдается в ситуации, когда две сети (например, находящиеся в соседних комнатах) периодически появляются в области слышимости друг друга и исчезают из нее. В результате необходимо часто принимать решения о переходе одной из сетей на другую частоту или об объединении двух сетей в одну. Заметим, что, поскольку для переключения частоты устройства отсоединяются от существующей сети, а затем вновь объединяются в сеть, описанные выше случаи сводятся к одновременному присоединению нескольких устройств к сети.

Механизм передачи биконов в сети WiMedia впервые исследован в работе [3], в которой построена аналитическая модель процесса сжатия бикон-периода без учета способа разрешения коллизий. В работах [2, 4] построены аналитические модели присоединения устройств к сети, не учитывающие сжатия бикон-периода, но при этом позволяющие оценить среднее время смены канала устройствами сети с учетом возможных коллизий.

Однако при использовании приложений, передающих чувствительные к задержкам данные (например, голосовой или видеотрафик), большой интерес представляет не столько среднее время присоединения устройств, сколько его распределение [5]. Действительно, главные роли играют время, за которое устройства сменят канал (или присоединятся к сети), а также вероятности, что сеть не будет построена (или перестроена) за определенное время. Область допустимых значений задержки присоединения зависит от требований к качеству обслуживания, предъявляемых приложениями, выполняемыми на устройствах сети: одни приложения требуют практически бесперебойной работы (задержка не превышает 5 суперкадров), а для других приложений допустимы достаточно длительные (до 20 суперкадров) паузы в работе. В настоящей работе рассматриваются модели, которые позволяют определить распределение времени присоединения устройств к сети.

Рассмотрим сценарий, когда некое устройство A сформировало сеть, заняв первый слот в бикон-периоде, и остальные k_0 устройств начинают одновременное присоединение к созданной сети. Время присоединения зависит от определяемого коллизиями количества попыток присоединения, число коллизий, в свою очередь, зависит от выбора размера окна *R*. Естественно предположить, что адаптивный механизм выбора размера окна повысит эффективность работы сети, при этом выбор размера окна *R* может зависеть от числа $M = \text{MaxBP-HOBS}$ слотов, пригодных для размещения биконов еще не присоединившихся устройств.

Задача состоит в построении аналитических моделей, позволяющих при заданной функции размера окна $R(M)$ найти распределения времени присоединения всех k_0 устройств (задача А) и времени присоединения произвольного заранее выбранного устройства *X* (задача Б), а также определить, каким образом функция $R(M)$ влияет на гарантию выполнения требований качества обслуживания при различных ограничениях на время присоединения.

2. Процедура отыскания распределения. Присоединение устройств к сети удобно описать с использованием процесса вида $J = \{S(t)\}$, где S – состояние, набор параметров которого зависит от конкретной модели, t – дискретное время, измеряемое в модельных единицах переменной длины, называемых шагами. Каждому шагу соответствует промежуток времени, начинающийся с очередного разыгрывания слотов (в рассматриваемом сценарии все неприсоединившиеся устройства разыгрывают слоты одновременно) и продолжающийся до следующего разыгрывания либо до завершения процесса (перехода в поглощающее состояние). Заметим, что согласно этому определению сжатие является частью шага, поэтому в общем случае шаг имеет переменную длину (в секундах или в суперкадрах). Поглощающему состоянию S^{absorb} соответствует ситуация, в которой присоединены все устройства (задача А) или присоединено устройство X (задача Б) и переход в это состояние (последний шаг) длится 1 суперкадр, так как уже в начале следующего суперкадра устройство получит подтверждение о своем успешном присоединении.

Поскольку в рассматриваемых задачах поиск распределения сводится к вычислению вероятности успеха (перехода процесса в поглощающее состояние) за заданное время, следует от модельного времени t (в шагах) перейти к времени τ, выраженному в естественных единицах времени, т. е. в суперкадрах.

Пусть $\{List[\tau]\}$ – упорядоченное множество списков пар $< S, r_{S,\tau} >$, где S – состояние, $r_{S,\tau}$ – вероятность его реализации в суперкадре τ, τ принадлежит достаточно большому интервалу времени ($\tau = \overline{0,...,T_{\max}}$), по истечении которого процесс присоединения завершится с вероятностью, близкой к единице. По построению список $List[\tau]$ содержит только те состояния, в которых в суперкадре τ происходит разыгрывание слотов.

Прежде чем изложить алгоритм нахождения искомого распределения, введем следующую процедуру добавления пары $< S, r_S >$ в список $List[\tau]$:

Добавить $< S, r_S >$ *в* $List[\tau]$:

1) Если в $List[\tau]$ имеется $< \hat{S}, r_{\hat{S},\tau} >$, такая что $\hat{S} = S$, то заменить ее на $< S, r_{\hat{S},\tau} + r_S >$;

2) Иначе поместить $< S, r_S >$ в $List[\tau]$.

Пусть $All(S)$ – множество всех возможных одношаговых переходов из состояния S в непоглощающие состояния, а $\varphi(S)$ – вероятность перехода из состояния S в поглощающее состояние S^{absorb}. Одношаговый переход из состояния S в непоглощающее состояние определяется некоторым $< условием >$, представляющим собой совокупность параметров, однозначно определяющую конечное состояние $S` = S`(S \,|< условие >)$ и длительность перехода $T(S \,|< условие >)$, выраженную в суперкадрах. Заметим, что изменение состояния от S к $S`$ не определяет однозначно $< условие >$. Пусть $\pi(S \,|< условие >)$ – вероятность перехода, определяемого $< условием >$, $p[\tau]$ – искомое распределение времени присоединения устройств, $P(\tau)$ – его функция распределения, $Q(\tau) = 1 - P(\tau) = 1 - \sum_{\tau^*=1}^{\tau} p(\tau^*)$ – вероятность неприсоединения к моменту времени τ. Тогда алгоритм нахождения распределения имеет следующий вид:

1. Сначала все списки $List[\tau]$ – пустые;
2. $p[0] = 0$;
3. добавить в список $List[0]$ начальное состояние S_0 и его вероятность, равную 1;
4. в цикле для τ последовательно от 0 до $T_{\max}$ выполнить {
   5. $p[\tau+1] = 0$;
   6. в цикле для всех $S \in List[\tau]$ выполнить {
      7. увеличить $p[\tau+1]$ на $\varphi(S)$;
      8. в цикле для всех переходов, таких что $< условие > \in All(S)$ выполнить {
         9. $S` = S`(S \,|< условие >)$;
         10. $r_{S`} = r_S \cdot \pi(S \,|< условие >)$;
         11. *добавить* $< S`, r_{S`} >$ *в* $List[\tau + T(S \,|< условие >)]$;
      12. }
   13. }
14. }

Таким образом, если точке τ временной оси соответствует $n = n(\tau)$ состояний: $S_{\tau,1}, \ldots, S_{\tau,n}$ с соответствующими вероятностями $r_{\tau,1}, \ldots, r_{\tau,n}$, то при присоединении устройств в момент времени $\tau` = \tau + 1$

вероятность успеха равна $\sum_{i=1}^{n}\varphi(S_{\tau,i})r_{\tau,i}$, и искомая функция распределения времени присоединения принимает вид $p(\tau)= p(\tau-1)+\sum_{i=1}^{n(\tau-1)}\varphi(S_{\tau-1,i})r_{\tau-1,i}=\sum_{\hat{\tau}=0}^{\tau-1}\sum_{i=1}^{n(\hat{\tau})}\varphi(S_{\hat{\tau},i})r_{\hat{\tau},i}$.

3. Оптимистическая модель (M, k). Пусть в момент времени t система находится в таком состоянии S, что $\mathrm{HOBS}+R(M)<\mathrm{MaxBP}$. Тогда для того чтобы определить состояния, в которые система может перейти на следующем шаге, не требуется знать точное расположение биконов в занятой области, достаточно знать размер M свободной области бикон-периода и число устройств k, не присоединившихся к сети к моменту времени *t*. В момент времени *t* число неприсоединившихся устройств k тождественно равно числу *c* устройств, вошедших в коллизию во время предыдущего разыгрывания слотов, т. е. в момент времени $t-1$. Таким образом, состояние S можно описать с помощью двух компонент – M и k, причем начальное состояние $S_0=(M_0,k_0)$.

Задавая состояние системы в виде $S=(M,k)$, можно точно описать поведение этой системы, когда $\mathrm{HOBS}+R(M)<\mathrm{MaxBP}$, однако, если хотя бы одно устройство помещает свой бикон в последний слот, то происходит сжатие. Определить состояние системы после сжатия данная модель не позволяет, поэтому, как и в работе [2], вводится оптимистическое предположение, что по окончании процесса сжатия все не присоединившиеся к данному моменту устройства присоединятся без коллизий и процесс *J* завершится. Это допущение является достаточно справедливым, так как после сжатия произойдет сжатие, и число слотов M, доступных для присоединения устройств, увеличится (здесь и далее будем полагать, что $k_0<M_0$). Иными словами, после сжатия система перейдет в некоторое состояние $\tilde{S}$, такое что по определению $\varphi(\tilde{S})=1$.

Для дальнейшего изложения введем следующие обозначения и функции:

– $V(v,c)$ – число вариантов размещения c биконов в v слотах, так чтобы в каждом слоте находилось по крайней мере два устройства. Согласно [4] при $v>\frac{c}{2}$ $V(v,c)=0$, в противном случае

$$V(v,c)=v^{c}-\sum_{y=1}^{v\text{-}1}C_{y}^{v}V(y,c)-\sum_{u=1}^{v\text{-}1}C_{u}^{v}A_{u}^{c}\sum_{y=1}^{v\text{-}u}C_{y}^{v\text{-}u}V(y,c-u),\text{ где } C_{u}^{v}=\frac{v!}{(v-u)!u!};$$

– $F(z,c)=\sum_{v=1}^{\min\left\{floor\left(\frac{c}{2}\right),z\right\}}C_{v}^{z}V(v,c)$, где $floor(x)=\max\limits_{a\in Z,a\le x}(a)$ (максимальное целое, не превышающее x) – число вариантов размещения c биконов по z слотам, так чтобы все биконы попали в коллизии, т. е. в каждом слоте биконы либо отсутствуют, либо их число больше 2.

– $G(z,c)=\sum_{v=1}^{\min\left\{floor\left(\frac{c}{2}\right),z\right\}}C_{v-1}^{z-1}V(v,c)$ – число вариантов размещения c биконов по z слотам таким образом, чтобы все биконы попали в коллизии и при этом был занят последний слот.

Далее для всех функций, определенных для задачи А, будем использовать нижний индекс "А", для функций для задачи Б – индекс "Б". Если формула относится к обеим задачам, то индекс указывать не будем.

Пусть система находится в состоянии $S=(M,k)$ и переходит в состояние $S`=(M`,k`)$ (штрих обозначает все параметры нового состояния). Тогда возможны следующие типы переходов.

Тип О1. Система переходит в поглощающее состояние S^{absorb} (длительность шага − 1 суперкадр). Значение вероятности перехода $\varphi(S)$ определяется следующими формулами:

− в задаче А: если $R\equiv R(M)<k$, то $\varphi_{\text{А}}(S)=0$, иначе

$$\varphi_{\text{А}}(S) = \frac{A_k^R}{R^k}, \tag{1}$$

так как число размещений всех k биконов по R слотам без коллизий (т. е. таким образом, чтобы в каждом слоте находилось не более одного бикона) равно $A_k^R = \frac{R!}{(R-k)!}$ (R^k – число всех возможных вариантов размещения);

– в задаче Б:

$$\varphi_{\text{Б}}(S) = \frac{R(R-1)^{k-1}}{R^k} = \left(\frac{R-1}{R}\right)^{k-1}, \tag{2}$$

так как число способов разместить устройство X равно R, а число способов разместить оставшиеся устройства равно $(R-1)^{k-1}$.

Тип О2. С вероятностью $\pi(S \mid z,c)$ система перейдет в состояние $S`=(M`,k`)$, такое что $\text{HOBS}` = \text{HOBS} + z < \text{MaxBP}$, где z – старший занятый (возможно, коллизионный) слот, отсчитываемый от HOBS, а c – число устройств, оказавшихся в коллизиях, $c \le k$ (длительность такого перехода $T(S \mid z,c) = U+1$). Новое состояние $S`$ определяют следующие значения: $M` = M - z$; $k` = c$. Найдем вероятность такого перехода. Если $c = k$, то

$$\pi(S \mid z,c) = \frac{G(z,c)}{R^k}. \tag{3}$$

В противном случае

– в задаче А

$$\pi_{\text{А}}(S \mid z,c) = \frac{C_c^k \left(A_{k-c}^{z-1} G(z-k+c,c) + (k-c) A_{k-c-1}^{z-1} F(z-k+c,c)\right)}{R^k}; \tag{4}$$

– в задаче Б

$$\pi_{\text{Б}}(S \mid z,c) = \frac{C_{c-1}^{k-1} \left(A_{k-c}^{z-1} G(z-k+c,c) + (k-c) A_{k-c-1}^{z-1} F(z-k+c,c)\right)}{R^k}. \tag{5}$$

Действительно, число способов выбрать устройства, вошедшие в коллизию, равно C_c^k в задаче А и $C_{c\text{-}1}^{k\text{-}1}$ в задаче Б, так как в задаче Б одно конкретное устройство уже выбрано (устройство X вошло в коллизию). В числителе первое слагаемое в скобках отвечает за число вариантов размещения устройств (при заданном разделении их на успешно и неудачно присоединившиеся), в случае когда в последнем слоте – коллизия: $(k-c)$ успешно присоединенных устройств занимают произвольные различные слоты до слота $(z-1)$; в оставшихся $(z-k-c)$ слотах возможны коллизии. Второе слагаемое соответствует случаю, когда в последнем слоте коллизия отсутствует. При этом для данного слота существует $(k-c)$ вариантов выбора устройства. Остальные $(k-c-1)$ устройства, не вошедшие в коллизию, размещаются в $(z-1)$ слотах, а устройства, вошедшие в коллизию c – в $(z-k-c)$ слотах.

Тип О3. При разыгрывании слотов последний оказался занятым, процесс не перешел в поглощающее состояние и c устройств попали в коллизии, после чего должно произойти сжатие. Вероятность такого перехода $\pi(S \mid z=M,c)$ может быть вычислена по формулам (3)–(5), а длительность шага складывается из времени обнаружения коллизии $U+1$ и времени ожидания перед повторным присоединением W: $T(S \mid z=M,c) = U+W+1$; согласно оптимистическому предположению после сжатия система перейдет в состояние $\tilde{S}$, такое что $\varphi(\tilde{S}) = 1$.

4. Точная модель $(M,k,\vec{L})$**.** В п. **3** показано, что в случае, если произошло сжатие бикон-периода, оптимистическая модель не описывает состояние системы. Построить модель, полностью соответствующую описанному выше алгоритму присоединения, можно, введя в описание состояния системы дополнительную компоненту. Необходимо добавить информацию, определяющую состояние системы после сжатия, а именно число слотов, которые освободятся в результате сжатия. Для этого введем вектор $\mathbf{L}$ переменной длины (ограниченной числом присоединившихся устройств), тогда состояние в данной модели принимает вид $S=(M,k,\mathbf{L})$.

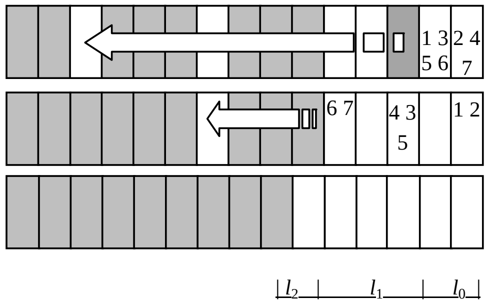

Рис. 2. Сжатие в точной модели

Координаты вектора $\mathbf{L}$ имеют следующие значения: l_0 – число слотов от HSOBS до HOBS, т. е. число слотов, освобождающихся в результате того, что устройства, вошедшие в коллизию, покидают сеть; l_j – число слотов, которые освободятся за счет перехода бикона в младший слот во время j-го сжатия, если в течение этих *j* сжатий число неприсоединившихся устройств оставалось неизменным. Таким образом, $\sum_{j=0}^{i} l_j$ – суммарное число слотов, которые освободятся в результате *i* сжатий без успешных присоединений устройств. Для состояния системы, приведенного на рис. 2, $l_0=2$, $l_1=3$, $l_2=1$.

Для того чтобы пересчитать компоненты вектора $\mathbf{L}$ после очередного присоединения устройств, необходимо знать, каким именно образом в текущем окне распределены биконы успешно присоединившихся устройств. С этой целью ограничим окно слотом HOBS, пронумеруем успешные слоты (т. е. слоты с одним биконом) в окне в "обратном порядке", начиная с единицы, и введем вектор $\mathbf{D}$, координаты которого d_i = *количество слотов ограниченного окна старше успешного слота* $(i+1)$, где $i=0,1,2,\ldots$ Число компонент вектора $\mathbf{D}$ лимитировано сверху числом успешно занятых слотов на рассматриваемом промежутке. Зная $\mathbf{L}$, $\mathbf{D}$, можно найти значение компонент вектора $\mathbf{L}$\` в следующий момент модельного времени (рис. 3).

Рассмотренная модель точно описывает реальный процесс присоединения, однако вследствие большой размерности пространства $(M,k,\mathbf{L})$ неприменима для практических вычислений. Поэтому, не останавливаясь подробно на правилах пересчета вектора $\mathbf{L}$ в общем виде, рассмотрим более простую консервативную модель.

5. Консервативная модель (M,k,l_0,l_1)**.** Ограничим вектор $\mathbf{L}$ двумя первыми компонентами и заметим, что эта упрощенная модель точно описывает распределение времени присоединения устройств, в случае если между двумя последовательными сжатиями происходит присоединение хотя бы одного устройства. Если же ни одно устройство не присоединилось и произошло сжатие, то после него $k(t+1)=k(t)$ устройств выбирают слоты среди $M(t+1)=l_0(t)+l_1(t)$ слотов, причем $l_0(t+1)=0$, а неизвестное значение $l_1(t+1)$ можно оценить следующим образом:

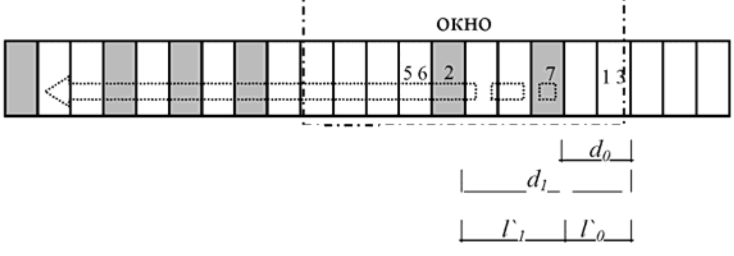

Рис. 3. Вектор $\mathbf{D}$

– если все биконы "плотно" расположены в младших слотах (т. е. $M_0 - M(t+1) = k_0 - k(t+1)$, где M_0, k_0 – параметры начального состояния S_0), то $l_1(t+1) = 0$;

– если имеется только один свободный слот младше $HOBS(t+1)$ (т. е. $M_0 - M(T+1) = k_0 - k(t+1) + 1$), то $l_1(t+1) = 1$;

– в остальных случаях ($M_0 - M(t+1) > k_0 - k(t+1) + 1$) положим $l_1(t+1) = 1$, рассматривая худший вариант (на самом деле $l_1(t+1) \geq 1$) и таким образом уменьшая вероятность присоединения устройства (поэтому модель называется консервативной в противовес описанной ранее оптимистической модели).

Аналогично ограничиваем младшими координатами вектор $\mathbf{D}$.

Конечное состояние $S\grave{} = (S \mid$ <*условие*>$)$ и длительность $T(S \mid$ <*условие*>$)$ перехода из состояния $S = (M, k, l_0, l_1)$ однозначно определяются условием перехода. Обозначим вероятность перехода из состояния S, определяемого некоторым условием, как $\pi(S \mid$ <*условие*>$)$ В зависимости от условия перехода его длительность равна:

– $T\,(S \mid$ *переход в поглощающее состояние*$) = 1$ при переходе в поглощающее состояние процесса J;

– $T\,(S \mid$ <*условие*>$)\ U + W + 1$, если сеть оказывается заблокированной, т. е. $z = M$ и при этом $c > 0$ (задача А) или устройство X находится в коллизии (задача Б);

– $T\,(S \mid$ <*условие*>$)\ U + 1$ в остальных случаях.

5.1. *Переход в поглощающее состояние*. Рассмотрим переход в поглощающее состояние.

Тип К1. Все устройства присоединились успешно (задача А) или устройство X присоединилось успешно (задача Б), т. е. процесс J завершился. Это возможно при $z \geq k$ (задача А) или при $z \geq 2$ (задача Б). Аналогично оптимистической модели этот переход осуществляется с вероятностью $\varphi(S)$, причем функция $\varphi(S)$ определяется выражениями (1), (2).

5.2. *Переходы между состояниями в отсутствие сжатия*. Для таких типов переходов выполняется условие $z \leq R(M) \wedge z < M$. Параметр $M\grave{}$ конечного состояния определяется по формуле $M\grave{} = M + z$, оставшееся число неприсоединенных устройств $k\grave{} \equiv c$, что далее для краткости будем опускать.

Тип К2. Все устройства попали в коллизию (условие: $c = k \geq 2$, $z \geq 1$). Поскольку устройства не присоединились, то в новом состоянии $k\grave{} = k$, $l\grave{}_1 = l_1$ и $l\grave{}_0 = l_0 + z$. Вероятность данного перехода $\pi(S \mid z, c = k)$ определяется выражением (3).

Тип К3. Только одно устройство поместило свой бикон в слот без коллизии, причем этот слот определяется параметром d_0 (см. п. **5**). Такой переход имеет место при условии $c = k - 1$, $z \geq 2$, $k \geq 3$, $d_0 \in [0, z-1]$. В этом случае новое значение $l\grave{}_0 = d_0$. Если в состоянии S имеется хотя бы один пустой слот младше HOBS (т. е. $M_0 - M > k_0 - k$), то $l_1 = z - d_0 + l_0$, в противном случае $l_1 = z - d_0 + l_0 - 1$.

Обозначим через $Y(z,k)|_{d_0}$ функцию, при $d_0 = 0$ тождественно равную $F(z,k)$, иначе – $G(z,k)$. Тогда вероятность перехода К3 $\pi(S \mid z, c = k-1,\ d_0)$ вычисляется по следующим формулам:

– в задаче А –

$$\pi_{\text{А}}(S \mid z, k-1, d_0) = \frac{k * Y(z-1, k-1)|_{d_0}}{R^k}; \tag{6}$$

– в задаче Б –

$$\pi_{\text{Б}}(S \mid z, k-1, d_0) = \frac{(k-1) * Y(z-1, k-1)|_{d_0}}{R^k}. \tag{7}$$

Действительно, существует k способов (в задаче А) или $k-1$способ (в задаче Б) выбрать устройство, не вошедшее в коллизию. Оно занимает позицию, определяемую значением d_0. Число способов размещения остальных устройств определяется $Y()$.

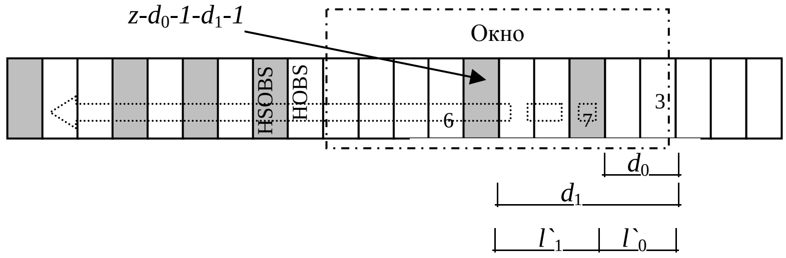

Рис. 4. Присоединение нескольких устройств при отсутствии последующего сжатия

Тип К4. Присоединилось более одного устройства. Условие перехода имеет вид $z \geq 3$, $c \in [\max\{2, k-z+1\}, k-2]$, $d_0 \in [0, z-k+c]$, $d_1 \in [d_0+1, z-k+c+1]$. Ограничение на c получается следующим образом: во-первых, два устройства не вошли в коллизию (верхняя граница: $k-2$); во-вторых, число устройств, вошедших в коллизии, составляет не менее двух; в-третьих, при фиксированном z минимальное число устройств в коллизиях соответствует случаю, когда в $z-1$ слотах находится по одному бикону, а оставшиеся устройства занимают один коллизионный слот. В новом состоянии $l`_0 = d_0$. В случае если пустых слотов младше слота с номером $\text{HOBS} + z - d_1$ (т.е. $M_0 - M + z - d_1 = k_0 - c - 1$) не существует, новое значение $l`_1 = d_1 - d_0 - 1$. В случае если существует хотя бы один пустой слот (т. е. $M_0 - M + z - d_1 > k_0 - c - 1$), то $l`_1 = d_1 - d_0$. Вероятность этого перехода $\pi(S \mid z, c, d_0, d_1)$ определяется в зависимости от задач:

− в задаче А −

$$\pi_A\left(S \mid z, c, d_0, d_1\right) = \frac{C_c^k A_2^{k\text{-}c} A_{k\text{-}c\text{-}2}^{z\text{-}d_1\text{-}1} Y\left(z-k+c, c\right)|_{d_0}}{R^k}; \tag{8}$$

− в задаче Б −

$$\pi_Б\left(S \mid z, c, d_0, d_1\right) = \frac{C_{c\text{-}1}^{k\text{-}1} A_2^{k\text{-}c} A_{k\text{-}c\text{-}2}^{z\text{-}d_1\text{-}1} Y\left(z-k+c, c\right)|_{d_0}}{R^k}. \tag{9}$$

Для задачи А число способов выбора устройств, не вошедших в коллизию, равно $C_{k-c}^k = C_c^k$; в задаче Б − $C_{c\text{-}1}^{k\text{-}1}$. Для каждого набора существует A_2^{k-c} вариантов размещения устройств, занявших слоты, определяемые параметрами d_0, d_1. Остальные $(k-c-2)$ устройств могут занимать любые слоты младше слота $(z-d_1-1)$, откуда получаем $A_{k\text{-}c\text{-}2}^{z\text{-}d_1\text{-}1}$ вариантов. Последний множитель отвечает за варианты размещения устройств, вошедших в коллизию.

5.3. *Переходы между состояниями при наличии сжатия*. Если сжатие произошло (выполняется условие $z = M$), то параметр конечного состояния $l`_0 = 0$. Далее при записи условия перехода условие $< z = M >$ будем опускать.

Рассмотрим четыре типа переходов:

− ни одно устройство не присоединилось успешно;

− успешно присоединилось одно устройство;

− успешно присоединились два устройства;

− успешно присоединилось более двух устройств,

которые представим в аналогичном предыдущим случаям виде.

Тип К5. Ни одно устройство не присоединилось успешно (условие: $c = k$, $k \ge 2$). В соответствии с правилами, изложенными выше, в конечном состоянии $l`_1 = 0$ или $l`_1 = 1$, $M` = M + l_0 + l_1$. Для вероятности перехода $\pi(S \mid z, c)$ верно выражение (3).

Тип К6. Одно устройство присоединилось, при этом слот с биконом успешно присоединившегося устройства определяется параметром d_0 (условие перехода: $c = k - 1$, $z > 1$, $d_0 \in [0, M - 1]$). После сжатия $M` = M + l_0$, если $l_1 > 0$ (тогда при сжатии бикон из старшего успешно занятого слота в окне сможет перейти в слот младше HSOBS); при $l_1 = 0$ $M` = M + l_0 - 1$. В случае если свободные слоты младше предыдущего HSOBS ($M_0 - M - l_0 - l_1 - (k_0 - k) = 0$) отсутствуют, то $l`_1 = \max(l_1 - 1, 0)$, иначе ($M_0 - M - l_0 - l_1 - (k_0 - k) > 0$) $l`_1 = l_1$. Вероятность перехода $\pi(S \mid z = M, c = k - 1, d_0)$ определяется выражениями (6), (7).

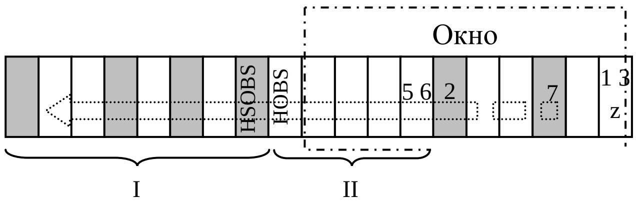

Рис. 5. Присоединение двух устройств:
I – зона слотов от начала бикон-периода до третьего успешно присоединившегося устройства;
II – зона слотов между вторым и третьим успешно присоединившимися устройствами

Пусть $2 \le c < k - 1$. Тогда параметры c, d_0 и d_1 могут принять следующие значения:

$$c \equiv k` \in \left[\max\left(2, k - M + 1\right),\ k - 2\right] \text{ (см. К4)},\ d_0 \in \left[0,\ M - k + c\right],\ d_1 \in \left[d_0 + 1, M - k + c + 1\right]. \quad (10)$$

Тип К7. Присоединилось два устройства (условие перехода: $c = k - 2, z > 2$), d_0 и d_1 определяются выражением (10). Вероятность перехода $\pi(S \mid z = M, c = k - 2, d_0,\ d_1)$ определяется формулами (8), (9).

Рассмотрим две зоны слотов, показанных на рис. 5. Зона I – это группа слотов от начала бикон-периода до третьего (включительно) успешно присоединившегося устройства, отсчитываемого с конца окна, зона II – это группа слотов между вторым и третьим успешно присоединившимися устройствами. Пусть $\chi = z - d_1 - 1 + l_0$ – число слотов в зоне II. Если перед сжатием бикон-периода в зонах I, II существует хотя бы один пустой слот (т. е. $M - d_1 - 1 > k_0 - k$), то $M` = d_1$, в противном случае $M` = d_1 - 1$. Если в зоне I имеется более одного свободного слота (т. е. $M_0 - M - l_0 - 1 > k_0 - k$), то $l`_1 = \chi + 1$. Если в зоне I есть ровно один свободный слот (т. е. $M_0 - M - l_0 - 1 = k_0 - k$), то $l`_1 = \chi$. Если свободные слоты имеются в зоне II, но отсутствуют в зоне I (т. е. $M_0 - M - l_0 = k_0 - k$ и $\chi > 0$), то после сжатия число слотов в зоне II уменьшится на единицу. В этом случае $l`_1 = \chi - 1$. Если в зоне I и в зоне II свободных слотов не существует (т .е. $M_0 - M - l_0 = k_0 - k$ и $\chi = 0$), то $l`_1 = 0$.

Тип К8. Присоединилось более двух устройств (условие перехода: $c < k - 2$, d_0 и d_1 определяются выражением (10), $d_2 \in [d_1 + 1, M + c - k + 2]$, $z > 3$). Вероятность перехода $\pi\left(S \mid z = M, c = k, d_0, d_1, d_2\right)$ определяется по формулам:

– в задаче А –

$$\pi_{\text{A}}\left(S \mid z, c, d_0, d_1, d_2\right) = \frac{C_c^k A_3^{k-c} A_{k-c-3}^{z-d_2-1} Y\left(z - k + c, c\right)|_{d_0}}{R\left(M\right)^k},$$

– в задаче Б –

$$\pi_Б\left(S \mid z,c,d_0,d_1,d_2\right)=\frac{C_{c-1}^{k-1}A_3^{k-c}A_{k-c-3}^{z-d_2-1}Y\left(z-k+c,c\right)|_{d_0}}{R\left(M\right)^k},$$

полученным аналогично формулам (8), (9).

Если в зонах I, II существует хотя бы один пустой слот (т. е. $M_0-d_1>k_0-c-1$), то $M`=d_1$, в противном случае $M`=d_1-1$. Если в зоне I имеется более одного свободного слота (т. е. $M_0-d_2-1>k_0-c-2$), то $l`_1=\chi+1$. Если в зоне I есть ровно один свободный слот (т. е. $M_0-d_2-1=k_0-c-2$), то $l`_1=\chi$. Если свободные слоты имеются в зоне II, но отсутствуют в зоне I (т. е. $M_0-d_2=k_0-c-2$ и $\chi>0$), то после сжатия число слотов в зоне II уменьшится на единицу. В этом случае $l`_1=\chi-1$. Если в зоне I и в зоне II свободных слотов не существует (т. е. $M_0-d_2=k_0-c-2$ и $\chi=0$), то $l`_1=0$.

5.4. *Особенности использования консервативной модели.* По построению консервативная модель позволяет не только оценить сверху вероятность неприсоединения за заданное время, но и решить обратную задачу: для заданной вероятности неприсоединения Q_{req} найти время, за которое процесс присоединения завершится с вероятностью не менее $1-Q_{req}$. Иными словами, для нее выполняется свойство обратимости: для любого сколь угодно малого значения вероятности неприсоединения Q_{req} можно найти $\tau=\tau(Q_{req})$, такое что для соответствующего алгоритму значения $Q^{\text{консерв}}(\tau)$ верно неравенство $Q^{\text{точ}}(\tau)<Q^{\text{консерв}}(\tau)<Q_{req}$, где $Q^{\text{точ}}(\tau)$ – точная вероятность неприсоединения, а $Q^{\text{консерв}}(\tau)$ – вероятность, найденная по консервативной модели. Имеем

$$\lim_{\tau\to\infty}Q^{\text{консерв}}\to 0 \text{ и } Q^{\text{консерв}}(\tau)\geq Q^{\text{точ}}(\tau). \tag{11}$$

Несмотря на то что консервативная модель является значительным упрощением точной модели, число состояний, порождаемых на каждой итерации внешнего цикла алгоритма из п. 2, велико. Однако суммарная вероятность переходов из большей части этих состояний в непоглощающие состояния ($\Psi=\sum_S r_S\left(1-\varphi(S)\right)$) очень мала, поэтому, задав некоторую погрешность моделирования, целесообразно исключить состояния с наименьшей вероятностью. Однако при этом возникают две проблемы, первая из которых связана с возможным пропаданием свойства (11) при отбрасывании части состояний ($\exists Q_{\text{отбр}}>0$, равное суммарной вероятности исключенных состояний, такое что $\forall\tau$ выполняется $Q^{\text{консерв}}(\tau)>Q_{\text{отбр}}$), вторая – с выбором состояний, которые надо исключить. Чтобы решить первую проблему, для каждого момента τ выполним объединение состояний: сгруппируем состояния с малыми вероятностями по значениям M и k, а затем заменим каждую группу состояний на "худшее" возможное состояние при заданных M и k, т. е. на состояние $\widehat{S}=(M,k,0,l_1)$, где $l_1=0$ или $l_1=1$ согласно определенному выше правилу (вероятность такого состояния равна суммарной вероятности группы). Поскольку суммарная вероятность всех состояний системы в момент τ не изменилась (равна единице) и замена состояний произведена согласно консервативному подходу, свойство (11) будет выполняться.

Оценим погрешность, вносимую объединением состояний. Замена группы состояний на $\widehat{S}$ сводится к последовательной замене каждого состояния на $\widehat{S}$ с суммированием вероятностей ($r_{\widehat{S}}=\sum r_S$); соответственно ошибка на следующем переходе не превышает величины $r_{\widehat{S}}\left(1-\varphi(\widehat{S})\right)=\sum r_S\left(1-\varphi(S)\right)$, поскольку вероятность перехода в поглощающее состояние не меняется ($\varphi(S)=\varphi(\widehat{S})$). Для того чтобы контролировать ошибку, зададим параметры, определяющие погрешность моделирования (δQ_{Σ} – суммарная ошибка ($\delta Q_{\Sigma} << 1$); $0 < \gamma < 1$) – расходуемая доля ошибки на каждой итерации) и дополним алгоритм из п. **2** между строками 4, 5 следующими действиями:

4.1 если $\tau = 0$, то оставшийся резерв ошибки $\delta Q_{\text{ост}} = \delta Q_{\Sigma}$;

4.2 создать пустой список пар $< S, r_S > \ \Lambda$;

4.3 пока $\Psi_{\Lambda} \equiv \sum\limits_{S \in \Lambda} r_S \left(1 - \varphi(S)\right) < \gamma \delta Q_{\text{ост}}$ и $List[\tau]$ – не пустой, повторять: {;

4.4 выбрать состояние $\tilde{S}$ с наименьшей вероятностью из $List[\tau]$;

4.5 если $\Psi_{\Lambda \cup \tilde{S}} \equiv \sum\limits_{S \in \Lambda \cup \tilde{S}} r_S \left(1 - \varphi(S)\right) \le \gamma \delta Q_{\text{ост}}$, то переместить $< \tilde{S}, r_{\tilde{S}} >$ из $List[\tau]$ в Λ;

4.6 };

4.7 объединить состояния в Λ (удалив старые) со значением параметров *M* и *k*;

4.8 переместить все пары $< \hat{S}, r_{\hat{S}} >$ из Λ в $List[\tau]$;

4.9 $\delta Q_{\text{ост}} = \delta Q_{\text{ост}} - \Psi_{\Lambda}$

6. Численное моделирование. Используем полученные методы для исследования распределения времени присоединения устройств к сети, ограничившись двумя классами функций $R(M)$:

– $R(M) = \min\left\{D, M\right\}$ – фиксированное окно, используемое в стандарте [1];

– $R(M) = ceil(\alpha M)$, где $ceil(x) = \min\limits_{a \in Z, a \le x}(a)$ – пропорциональное окно [2],

при начальных параметрах системы, предлагаемых в стандарте ($M_0 = 94 - 1 = 93$), так как из 94 слотов первый занят устройством, создавшим сеть, $U = 3$, $W = U + 2 = 5$ (см. работу [2]).

Для проверки точности аналитических моделей использовалось сравнение с результатами имитационного моделирования в среде GPSS World [6]. Результаты решения задачи A с использованием оптимистической (M, k), консервативной (M, k, l_0, l_1) и имитационной (GPSS2) моделей при $k = 12$, $R(M) = ceil(0{,}8M)$ приведены на рис. 6. Видно, что существует значение τ_W, такое что при $\tau < \tau_W$ результаты решения с использованием всех трех моделей практически совпадают. Это объясняется тем, что при $\tau < \tau_W$ вероятность выполнения условий $\text{HOBS}(\tau_w) = \text{MaxBP}$ и $k(\tau_w) > 0$ равна нулю и, следовательно, сжатия не происходит. Поэтому оптимистическая модель (M, k) позволяет получить точное распределение $Q(\tau)$ (под точным значением будем понимать значение, полученное в соответствии с описанным во введении алгоритмом присоединения, т. е. без учета помех, интерференции и т. п.). Нетрудно показать, что при $R(M) = \min\left\{D, M\right\}$ $\tau_w = (U+1) ceil\left(\dfrac{M_0}{D}\right) + W + 1$, а для пропорционального окна значение τ_w определяется рекурсивно.

При $\tau \ge \tau_W$ оптимистическая модель, очевидно, неприменима и следует использовать консервативную модель, поскольку найденное с ее помощью значение вероятности неприсоединения за заданное время не ниже точного значения.

На рис. 7 приведены результаты применения предложенных моделей для решения задачи A при стандартном окне $R(M) = \min\left\{8, M\right\}$ и различном количестве устройств. На рис. 7 видно, что использование предложенного в спецификации [1] размера окна приводит к низкой вероятности присоединения всех устройств за короткое время. Даже для малого (до 5) числа устройств вероятность их присоединения к сети приближается к 99 % только за период времени, равный 13 суперкадрам (примерно 0,8 с). При большом числе устройств вероятность их присоединения за одну секунду очень мала. Вероятность того, что произвольно выбранное устройство присоединится к сети за одну секунду, близка к 99 % лишь в случае если число устройств меньше десяти.

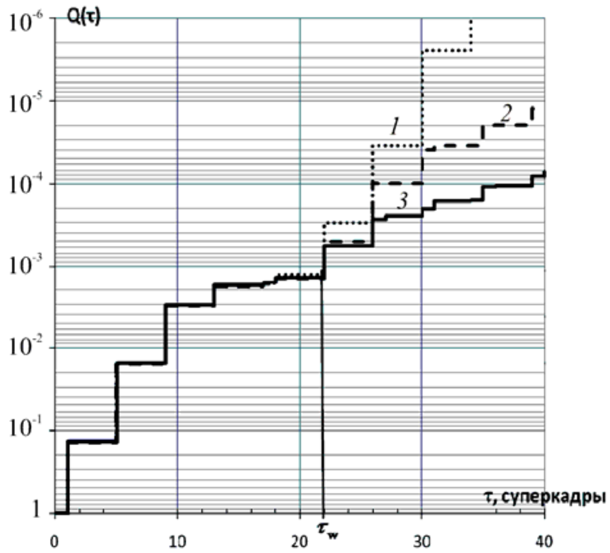

Рис. 6. Результаты решения задачи А при α =0,8, k=12 с использованием различных моделей: *1 – M, k, l*; *2 –* GPSS2; *3 – M, k*

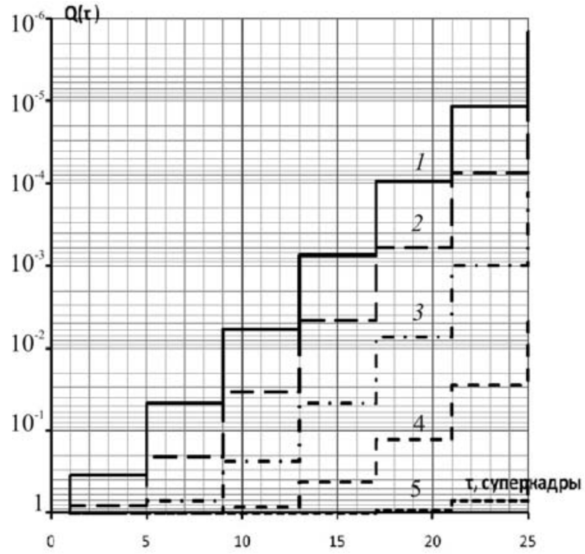

Рис. 7. Результаты решения задачи А при стандартном окне и различном числе устройств: *1 –* k=3, *2 –* k=5, 3 – k=8, *4 –* k=12, *5 –* k=18

Исследуем влияние на распределение времени присоединения других функций размера окна. Сначала рассмотрим схему с пропорциональным окном ($R(M) = ceil(\alpha M)$) и определим влияние параметра α на вероятность присоединения (рис. 8).

При малых $\tau(\tau \le 5)$ высокую вероятность присоединения обеспечивают значения $\alpha \in [0,6; 0,8]$, причем в данном интервале значения вероятности практически совпадают. При $\tau \in [6; 12]$ и при $\tau \in [13; 20]$ высокие вероятности присоединения обеспечивают соответственно $\alpha \in [0,5; 0,7]$ и $\alpha \in [0,3; 0,6]$. Таким образом, значение $\alpha = 0,6$ можно считать квазиоптимальным в широком диапазоне требований к качеству обслуживания. Этот вывод проверен для различного числа устройств в сети $k_0 \in [3; 30]$. Результаты, полученные для задачи Б (рис. 9) дают то же квазиоптимальное значение параметра α .

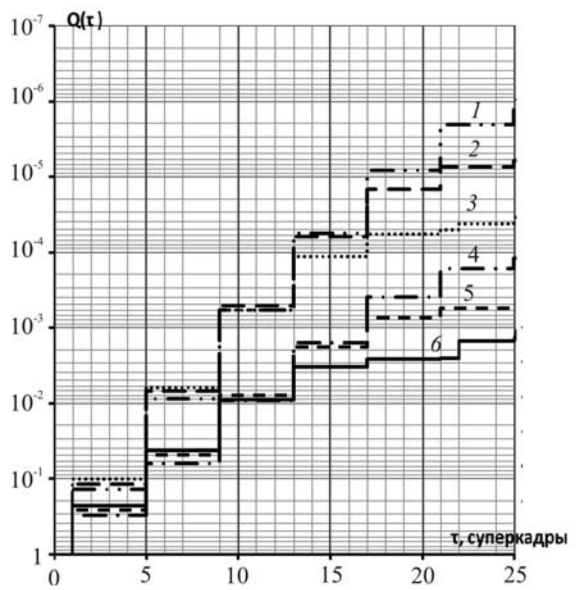

Рис. 8. Результаты решения задачи А при k=12 и различных значениях α: *1 –* α = 0,3, *2 –* α = 0,4, 3 – α = 0,5, *4 –* α = 0,6, *5 –* α = 0,7, *6 –* α = 0,8

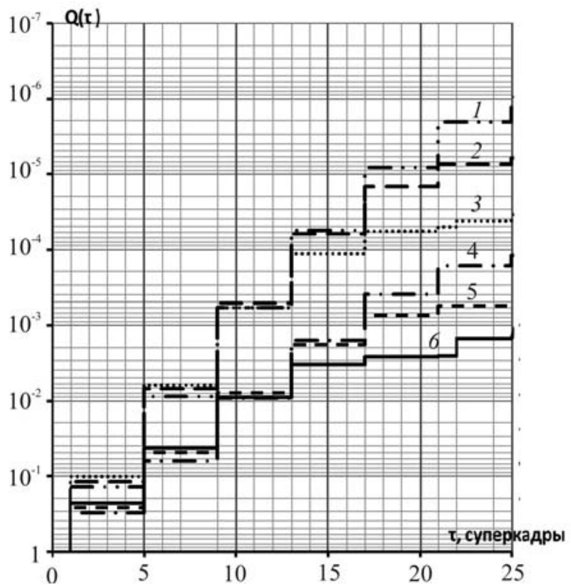

Рис. 9. Результаты решения задачи Б при различных значениях параметров k, α: *1 –* α = 0.5, k=8, *2 –* α = 0,6, k=8, 3 – α = 0,7, k = 8, *4 –* α = 0,5, k = 18, *5 –* α = 0,6, k = 18, *6 –* α = 0,7, k = 18

При использовании схемы с фиксированным окном ($R(M) = \min\{D, M\}$) приемлемое распределение обеспечивает значение $D = 40$ (рис. 10).

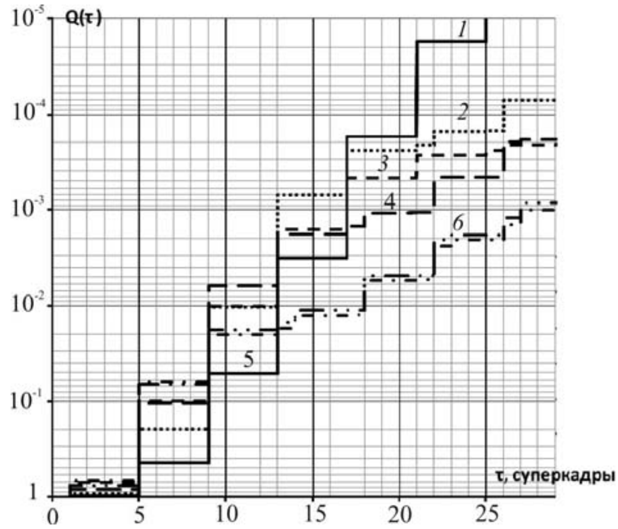

Рис. 10. Результаты решения задачи А при k=12, α=0,6 и различных значениях D: *1* − D = 20, *2* − D = 30, 3 − D = 40, *4* − D = 50, *5* − D = 60

Заключение. Исследована эффективность механизмов синхронизации в беспроводных персональных сетях с распределенным управлением на канальном уровне на примере новой перспективной технологии высокоскоростных сетей ECMA-368 [1].

Технология таких сетей разработана для беспроводного соединения компьютера с периферийным оборудованием и монитором или проектором, а также домашнего кинотеатра с плазменной панелью и служит для высокоскоростной передачи данных и видеоаудиопотоков, чувствительных к задержкам. Однако если, например, в сети происходит смена частотного канала или две ранее изолированные друг от друга сети объединяются в одну, то во время проведения таких операций в работе сети могут возникать перебои. Для того чтобы минимизировать вероятность их возникновения и уменьшить длительность вынужденных пауз в работе сети, механизмы синхронизации устройств на канальном уровне должны быть эффективными, так как именно они отвечают за согласованное принятие решений в сети с распределенным управлением.

В работе показано, что при описанных изменениях в сети несколько устройств пытаются присоединиться к сети одновременно (или почти одновременно) и что на распределение времени присоединения и соответственно на длительность вынужденной паузы в работе сети влияет размер так называемого окна – набора временных слотов для присоединения устройств. Ранее в работах [2, 4] были созданы модели сети для исследования процесса присоединения устройств при произвольной функции размера окна $R(M)$, получено среднее значение времени присоединения устройств к сети в зависимости от вида функции $R(M)$ и определен оптимальный вид этой функции, при котором среднее время присоединения устройства к сети минимизируется.

Однако для того чтобы охарактеризовать уровень качества обслуживания (QoS), поддерживаемый сетью, одного только среднего времени присоединения недостаточно. В частности, передача изохронного трафика налагает ограничения на максимальное значение задержки или на отклонение этой задержки от ее среднего значения, которые могут быть нарушены, например, при смене сетью канала. Без гарантий выполнения этих ограничений невозможно говорить о качестве обслуживания при передаче потоков данных мультимедийных приложений. Поэтому в настоящей работе построены оптимистическая и консервативная модели, которые позволяют найти распределение времени присоединения. Оптимистическая модель является простой и использует допущения, сделанные в работах [2, 4]. Консервативная модель может быть использована для поиска граничных оценок исследуемых распределений, т. е. получения гарантий, что время присоединения устройства к сети не превысит наперед заданного времени с фиксированной вероятностью. Обе модели могут быть использованы для поиска оптимальной функции размера окна $R(M)$.

На основе применения рассмотренных моделей установлено, что фиксированный размер окна, предлагаемый в стандарте ECMA-368, не является оптимальным, и найдены такие функции $R(M)$ размера окна, использование которых позволяет удовлетворить гораздо более высоким требованиям к качеству обслуживания в сети.

Список литературы

1. High Rate Ultra Wideband PHY and MAC Standard, Standard ECMA-368, 2nd ed, Dec 2007.

2. Vishnevsky V. M., Lyakhov A. I., Safonov A. A., et al. Beaconing in distributed control wireless PAN: problems and solutions // Proc. of the IEEE Consumer communications and networking conf. (CCNC-2006), Las Vegas (USA), 2006.

3. Wu Q., Xiong Y., Wu H., et al. Performance evaluation of the beacon period contraction algorithm in UWB MBOA MAC // Proc. of the IEEE Communication letters. 2005. V. 9, N 10. P. 933-935.
4. Vishnevsky V. M., Lyakhov A. I., Safonov A. A., et al. Study of beaconing in multi-hop wireless PAN with distributed control // Proc. of the IEEE Transact. on mobile comput. 2008. V. 7, N 1. P. 113-126.
5. Safonov A., Lyakhov A., Khorov E. Channel switch time distribution in ECMA-368 networks // Proc. of the IEEE Intern. symp. on personal, indoor and mobile radio communications (PIMRC-2008), France, 2008.
6. GPSS World. http://www minutemansoftware.com.
7. Вишневский В. М., Ляхов А. И., Сафонов А. А. Исследование эффективности механизмов синхронизации в беспроводных персональных сетях со сложной структурой // Информационные технологии и вычисл. системы. 2008. № 3. С. 63-77.

Андрей Игоревич Ляхов – д-р техн. наук, зав. лабораторией
Ин-та проблем передачи информации РАН; e-mail: liakhov@iitp ru