

# EMATMM: ЭФФЕКТИВНЫЙ МЕТОД ПЛАНИРОВАНИЯ ТРАФИКА ДЛЯ МЕХАНИЗМА МУЛЬТИ-ОПРОСА В ВЫСОКОПЛОТНЫХ WLAN

## EMATMM: EFFECTIVE METHOD TO ASSIGN TXOP FOR MULTIPOLLING MECHANISM IN HIGH-DENSITY WLAN

T. Le  
O. Simonina

*Summary.* An effective method to assign TXOP for the multipolling mechanism (EMATMM) in high-density WLAN is proposed by changing the TXOP and SI values in IEEE802.11e. In the method, the TXOP values are assigned based on Queue Size (QS) values in the QoS frames to send to the access point the actual resource requirement. At the same time, it was possible to overcome the limitations that were proposed in other methods based on estimating the number of incoming packets. If EMATMM is used, the multipolling mechanism can provide QoS support for both the CBR and VBR traffics.

*Keywords:* WLAN, QoS, 802.11e, scheduling method, multipolling.

Ле Чан Дык

Аспирант, Санкт-Петербургский государственный  
университет телекоммуникаций им. проф.

М. А. Бонч-Бруевича

letranduc.telecom@gmail.com

Симонина Ольга Александровна

К.т.н., доцент, Санкт-Петербургский  
государственный университет телекоммуникаций  
им. проф. М. А. Бонч-Бруевича

simonina@bk.ru

*Аннотация.* Предлагается эффективный метод планирования трафика для механизма мультиопроса в высокоплотных WLAN путем изменения TXOP и SI значений в IEEE802.11e (EMATMM). В методе значения TXOP назначаются исходя из значений поля размера очереди (Queue Size — QS) в QoS-кадрах для передачи точке доступа данных о фактической потребности в ресурсах. При этом удалось преодолеть ограничения, которые были предложены в методах, основанных на оценке количества поступающих пакетов. В случае использования EMATMM механизм мультиопроса может обеспечить поддержку QoS как для трафика CBR, так и VBR.

*Ключевые слова:* WLAN, QoS, 802.11e, метод планирования, мульти-опрос

## 1. Введение

На сегодняшний день стандарт *IEEE802.11* [1] считается доминирующей технологией для беспроводных локальных сетей (*WLANs*). Однако одним из основных недостатков оригинального 802.11 для эффективной поддержки мультимедийного трафика является отсутствие повышения обеспечения качества обслуживания (*QoS*) на уровне управления доступом к среде (*MAC*). Для устранения этих недостатков и соответствии бизнес-требованиям для мультимедиа услуг в *WLAN*, *IEEE* предложила ряд поправок *QoS*-ориентированных спецификаций, упоминаемых как *IEEE802.11e* [2], которые улучшают существующий протокол *MAC* и облегчают предоставление *QoS* мультимедиа.

В *IEEE802.11e* используются режим на основе конкуренции *EDCA* (*Enhanced Distributed Coordination Access*) и режим на основе опроса *HCCA* (*HCF Controlled Channel Access*) для обеспечения расширенного *QoS*-доступа к беспроводной среде. Основной концепцией в *802.11e* предусмотрено *TXOP* (*Transmission Opportunity*) — значение, которое определяется как интервал времени, когда станция (*STA*) получает разрешение для передачи по общему беспроводному каналу. *TXOP* характеризуется временем запуска и максимальной продолжительностью. Значения

*TXOP* определяются посредством конкуренции в режиме *EDCA* или предоставляются точкой доступа в режиме *HCCA*. Эти значения *TXOP* должны удовлетворять согласованным характеристикам трафика и *QoS* всех потоков трафика (*TS* — *Traffic Stream*). Эти характеристики выражаются параметрами *TSPEC* (*Traffic Specification*) [1]:

- ◆ максимально допустимая задержка (*Delay Bound* —  $D, \mu s$ );
- ◆ номинальный размер *MSDU* (*Nominal MSDU size* —  $L_{payload}, \text{octet}$ );
- ◆ максимальный размер *MSDU* (*Maximum MSDU size* —  $M, \text{octet}$ );
- ◆ минимальная физическая скорость (*Minimum Physical Rate* —  $R, \text{bits per second}$ );
- ◆ средняя скорость передачи данных (*Mean data rate* —  $\rho, \text{bits per second}$ );
- ◆ максимальный размер пачки (*Maximum Burst Size* —  $MBS, \text{octet}$ );
- ◆ минимальный интервал обслуживания (*Minimum Service Interval* —  $mSI, \mu s$ ): минимальное время между началом последовательных *TXOP*, выделенных станции. Учитывая интервал обслуживания для каждого *TSPEC* (рассчитываемого как  $TSPEC = L/\rho$ ), *MSI* равен наименьшему интервалу обслуживания для любого *TSPEC*, принадлежащего этой станции;

Таблица 1. HCCA методы планирования: переменные TXOP и SI

Метод	TXOP	SI	Метод	TXOP	SI
FHCF [8]	x		Ju2013 [15]	x	
FBDS [9]	x		Hayajneh2014 [16]	x	x
ETA-EQN [10]	x	x	Saheb2012 [17]	x	x
SETT-EDD [5]	x		WCBS [18]	x	x
Overboost [11]	x		Larcheri2006 [19]	x	
Al-Maqri2013 [12]	x		LoCigno2007 [20]	x	
RTH [13]		x	UTSS [21]	x	
ARROW [4]	x	x	DTH [22]	x	
Inanc2006 [14]	x	x	Fan2005 [23]		x

- ♦ максимальный интервал обслуживания (*Maximum Service Interval — MSI,  $\mu s$* ): максимальное время между началом последовательных TXOP, назначенных станции. Хотя никаких конкретных рекомендаций для вычисления MSI не предусмотрено, существует верхний предел [5], позволяющий MSDU, генерируемым сразу после назначения TXOP, быть передан в следующей TXOP:

$$MSI_i \leq D_i - MTD_i, \quad (1)$$

где  $D_i$  определяется как минимальное значение границы задержки для всех TSs станции  $STA_i$ . Этот верхний предел гарантирует, что последовательные значения TXOP будут назначены достаточно близко, чтобы сохранить ограничения задержки [5];

- ♦ минимальная продолжительность TXOP (*Minimum TXOP duration — mTD*): минимальная длительность TXOP, которая может быть назначена  $STA_i$  и равна максимальному времени, необходимому для передачи пакета максимального размера для любого TS станции  $STA_i$ . Таким образом,  $mTD_i$  станции  $STA_i$  рассчитывается как:

$$mTD_i = \max\left(\frac{M_{ij}}{R_{ij}}\right), j \in [1, n_j], \quad (2)$$

где  $n_i$  — количество активных TS для каждой  $STA_i$ ,  $M_{ij}$  и  $R_{ij}$  — максимальный размер MSDU и минимальная физическая скорость для  $TS_{ij}$  соответственно;

- ♦ максимальная продолжительность TXOP (*Maximum TXOP duration — MTD*): максимальная длительность TXOP, которая может быть назначена  $STA_i$ . Она должна быть меньше или равна времени передачи для совокупного максимального размера пачки (*AMBS — Aggregate Maximum Burst Size*) станции  $STA_i$ . AMBS является суммой максимальных размеров пачки

(MBS) всех TS  $STA_i$ . Таким образом, для  $STA_i$  выполняется:

$$AMBS_i = \sum_{j=1}^{n_i} MBS_{ij}, \quad (3)$$

$$MTD_i \leq \frac{AMBS_i}{R_i}, \quad R_i = \min(R_{ij}), j \in [1, n_i]. \quad (4)$$

Очевидно, что HCCA требует метод планирования для управления порядком передачи кадров, TXOP и SI, поэтому в стандарте IEEE802.11e предлагается простой планировщик.

Простой планировщик удовлетворяет минимальным требованиям к сервисам и хорошо работает для трафика с постоянной скоростью передачи (*CBR — Constant Bit Rate*). Однако для трафика с переменной скоростью передачи (*VBR — Variable Bit Rate*) задержка может увеличиться, и справедливость распределения ресурсов не может быть достигнута, поскольку метод использует простой механизм циклического опроса и только фиксированные значения TXOP, SI [4]. Кроме того, при расчете TXOP не принимаются во внимание пакеты, которые поступают между двумя последовательными TXOP одного потока трафика [6]. Таким образом, для обеспечения VBR-трафика необходима разработка новых решений расчета TXOP.

## 2. Связанные работы

В недавних исследованиях для решения проблемы обслуживания трафика VBR авторы предложили три подхода: изменить TXOP, изменить SI и изменить оба SI, TXOP в соответствии с характеристиками VBR трафика. В работе [7] A. L. Ruscilli и др. сделали обзор этих исследований (табл. 1).

Из таблицы 1 видно, что большинство решений сосредоточены на изменении продолжительности TXOP, но некоторые имеют возможность использовать переменный SI. Приведем анализ базовых методов, определивших дальнейшие исследования.

В работе [5] авторы предложили метод планирования, позволяющий *HC* опросить каждую *STA* с переменными интервалами, назначая переменную длину значению *TXOP*. Метод называется *SETT-EDD* (*Estimated Transmission Times — Earliest Due Date*), указывающий, что присвоение *TXOP* основано на политике «*Earliest-Deadline-First*» для уменьшения задержки передачи и потери пакетов из-за истечения срока действия. *SETT-EDD* является гибким и динамическим планировщиком, но ему не хватает эффективного механизма для вычисления точной требуемой длительности *TXOP* для каждой передачи станции *STA*. Длительность *TXOP* рассчитывается на основе оценок, полученных из средней скорости передачи данных каждого потока трафика и временного интервала между двумя последовательными передачами. Этот метод может быть очень неэффективным для пульсирующего трафика.

Основная идея метода *FHCF* (*Fair Hybrid Coordination Function*) в [8], состоит в том, чтобы планировать *TXOP* так же, как и в случае с простым планировщиком, но посредством оценки длины очереди для настройки распределения времени. Цель *FHCF* — минимизировать задержки очередей, вычисляя точную длительность *TXOP*, необходимую для освобождения очереди передачи потока трафика. *FHCF* расширяет функциональность и возможность простого планировщика, но он основан на оценках и требует значительного количества информации о состоянии.

Для решения проблемы сметных требований в [4] предложен планировщик, называемый *ARROW* (*Adaptive Resource Reservation Over WLANs*). *ARROW* использует поле размера очереди (*Queue Size — QS*) в *QoS*-кадрах данных [2] для сбора требований от станций в реальном времени. *QoS*-кадры данных предлагаются в *802.11e* и включают специальные поля, такие как размер очереди или поле *QoS*-управления (*QoS Control*), которые обеспечивают средства для обеспечения *QoS* для каждого потока трафика. Поле размера очереди может использоваться станцией для указания количества буферизованного трафика для своих потоков трафика, то есть требований к передаче. Назначение *TXOP* выполняется на основе политики «*Earliest-Deadline-First*», чтобы сохранить ограничения задержки.

### 3. Механизм мультиопроса для WLAN сети с многими APs

В работе [3] предложено решение проблемы мультиопроса для *WLAN* сети с многими точками доступа с целью уменьшения расхода опроса и задержку, вызванную интерференцией в сети. Хотя при использовании этого механизма расход опроса, задержка, количество

отброшенных пакетов значительно снижаются, но пропускная способность сети используется неоптимально. Причина заключается в том, что не было предложено подходящего решения назначения *TXOP*, что приводит к снижению использования пропускной способности. Метод *EMATMM* (*Effective Method to Assign TXOP for Multipolling Mechanism*) является дополнением механизма мультиопроса [3], поэтому необходимо кратко изложить его суть.

В этом механизме реализованы два последовательных и взаимных процесса: *DCF\_out* и *PCF\_in*. Процесс *DCF\_out* — это процесс, в котором точки доступа с тем же каналом, и влияют друг на друга, будут конкурировать друг с другом на основе списка опроса. Этот список опроса создается *PLU*-кадром (*Polling List Update*) и *PLUR*-кадрами (*Polling List Update Response*) в *PLU*-процессе предыдущего *PCF\_in* периода. В этом списке есть четыре группы приоритета  $m$  ( $m = 1, 2, 3, 4$ ). Весь трафик разделен на эти группы, и каждому типу сопоставлены значения задержки. В предлагаемом механизме конкуренция происходит между точками доступа, а не между станциями. После конкуренции одна точка доступа получит право управления средой и начнет процесс *downlink*-передачи. После окончания *downlink*-передачи, воспользовавшись тем, что данная точка доступа контролирует окружающую среду в текущий момент, она будет продолжать осуществлять процесс *PCF\_in*.

*PCF\_in* — это процесс, в котором точка доступа в случае необходимости будет выполнять процесс *PLU* для обновления списка опроса для *DCF\_out* нового периода и использовать *MPP*-кадр в *MPP*-периоде (*Multipolling Period*), чтобы опросить все *STA* ( $k$  станций), принадлежащие текущей приоритетной группе  $m$ . После *PCF\_in* снова выполняется *DCF\_out*, и так далее. Для использования в *EMATMM*, предлагается несколько изменений в формате *PLUR*-кадра (рис. 1), который используется для обновления информации, необходимой для правильного назначения *TXOP* и *SI* точкой доступа. Кроме того, мы будем использовать кадр *ACK-G*, который определяется в [3] как *BlockACK* [1], чтобы уменьшить расходы подтверждения.

### 4. EMATMM

Новизна метода *EMATMM* заключается в распределении доступной пропускной способности на основе фактического количества данных, ожидающих передачу в каждой *STA* в списке опроса. Этот метод был разработан на основе подхода *ARROW* [4], но он не только может преодолеть ограничения предыдущих предложений, выполняющих распределение доступной пропускной способности на основе оценки буферизованных данных в каждой *STA*, но и снизить нежелательные задержки

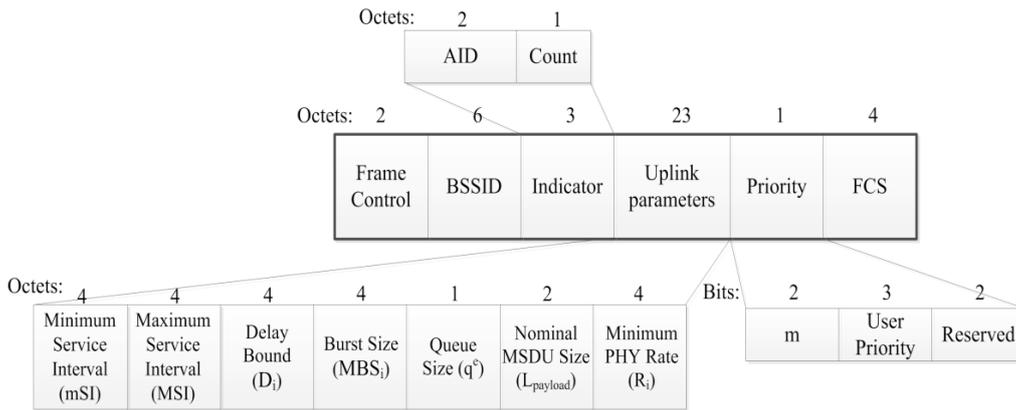


Рис. 1. Формат *PLUR* для *EMATMM*

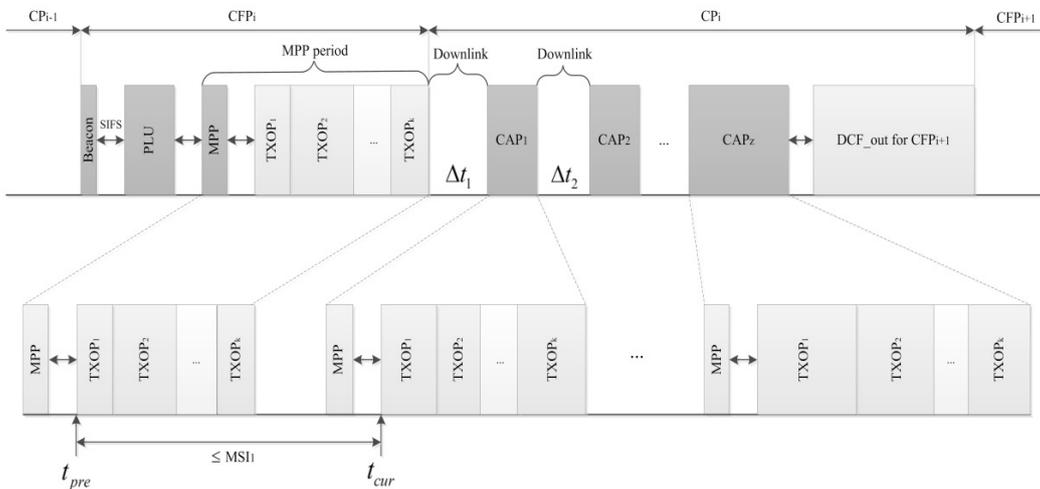


Рис. 2. Обобщенная временная диаграмма работы *EMATMM*

из-за размера очереди. Также предлагается контроль допуска (*admission control*) для обеспечения точности, надежности и стабильности *WLAN* сети.

Предположим, что у каждой *STA* в каждом периоде только один *TS* — поток трафика. После окончания процесса *DCF\_outi-1* начнется процесс *PCF\_ini*. В зависимости от каждого конкретного случая, может понадобиться обновить список опроса *PLU*-периодом. Затем для опроса *AP* будет отправлять *MPP*-кадр всем *STAs* в списке опроса текущей группы *m*. Количество опрошенных станций зависит от оставшегося времени *CFP*-длительности и рассчитывается в разделе *d*.

Пусть все станции *k* текущей группы *m* будут выполнять передачу данных (рис. 2). После передачи от последней станции *AP* закончит текущий *CFP* и перейдет на *CP*-период. В *CP*-периоде *CAP* (*Controlled Access Phase*) [1] будут использоваться для передачи новых приходящих пакетов. В каждой *CAP* может быть один

*MPP*-кадр. Следует отметить, что *MPP*-кадр может измениться в зависимости от количества опрашиваемых *STA* [3].

Поскольку опрос *STA* должен соответствовать требованиям *mSI* и *MSI*, чтобы не вызвать конфликт между станциями и обеспечить задержку передачи не больше предельной, между *CAP* задаются «окна»  $\Delta t$  (рис. 2). Использование  $\Delta t$  для *downlink*-передачи позволяет сократить задержку из-за ожидания после *downlink*-передачи предыдущего *CP*-периода. Значения  $\Delta t$  и доступное количество *CAP* рассчитываются ниже.

а. Метод назначения *TXOP* в *EMATMM*

Целью метода является назначение необходимых значений *TXOP* в соответствии с фактическими требованиями несмотря на временные зависимости трафика. Сначала *TXOP<sub>i,j</sub>* будет использоваться для передачи пакетов, информация которых была сообщена точке досту-

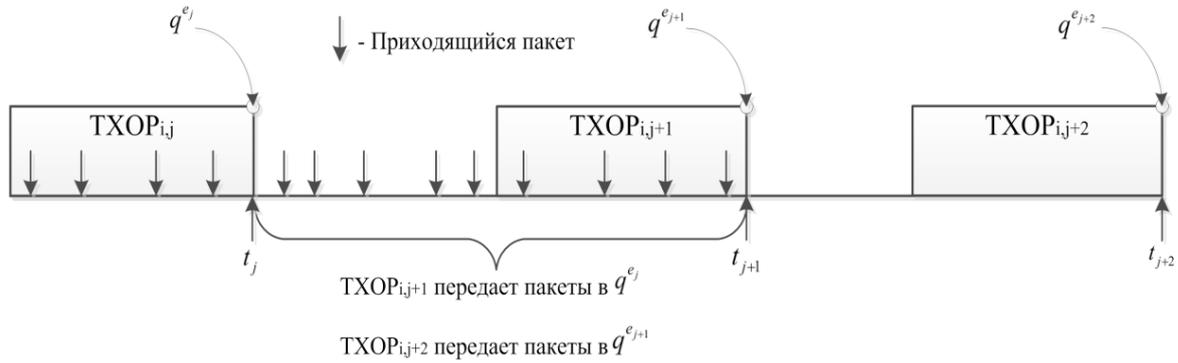


Рис. 3. Назначение TXOP

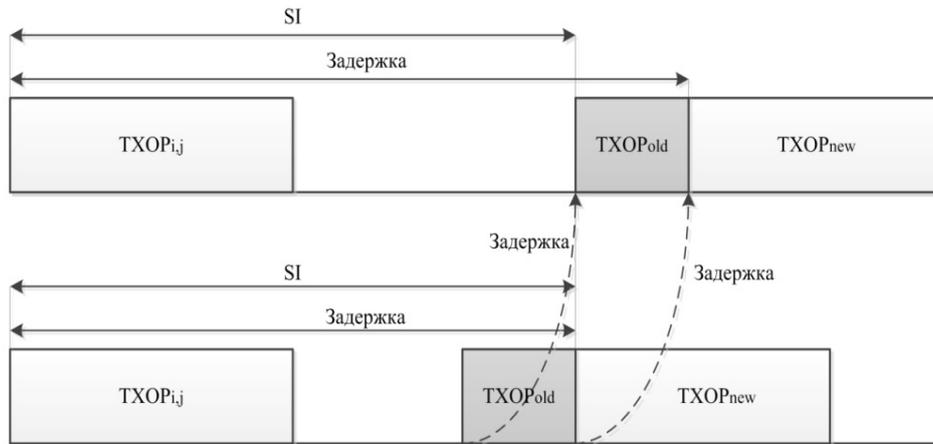


Рис. 4. Изменение  $mSI$  для EMATMM

па в  $PLU$  (рис. 3). Затем, в момент времени  $t_j$  информация о размере очереди  $q^{e_j}$  будет уведомлена точке доступа с помощью  $QS$  поля. Эта информация указывает количество новых пакетов в течение  $TXOP_{i,j}$  и количество пакетов, которые не были переданы успешно в  $TXOP_{i,j}$ . Затем,  $AP$  будет рассчитывать и назначать  $TXOP_{i,j+1}$  станции  $STA_i$  для передачи пакетов в  $q^{e_j}$ . В момент  $t_{j+1}$  информация в  $q^{e_{j+1}}$  указывает количество новых пакетов, приходящих в течение интервала  $[t_j, t_{j+1}]$  и количество пакетов, которые не были переданы успешно в  $TXOP_{i,j+1}$ .  $AP$  тогда будет рассчитывать и назначать  $TXOP_{i,j+2}$  станции  $STA_i$  для передачи пакеты в  $q^{e_{j+1}}$  и так далее.  $TXOPs$  значения рассчитываются по следующей формуле:

$$TXOP = \frac{L_{payload} \times q^e}{R_i} + O \quad (5)$$

Таким образом, предлагаемый метод позволяет получить точную информацию об изменяющихся во времени свойствах каждого  $TS$  и способен соответствующим образом адаптировать длительность  $TXOP$ . Это является существенным моментом, особенно в случае пульсирующего и  $VBR$ -трафика, когда требования к передаче имеют большие временные вариации.

#### б. Метод назначения SI

В соответствии с вышеуказанным методом, пакеты, которые не были успешно переданы в предыдущем  $TXOP$  (обозначим как  $TXOP_{i,j}$ ), будут переданы в текущей  $TXOP$  (обозначим как  $TXOP_{i,j+1}$ ). Однако это приведет к увеличению задержки данных, приходящих в предыдущем  $SI$ -интервале (рис. 4). Это связано с тем, что  $mSI$ , в котором  $STA$  имеет право передавать, является фиксированным. Однако, как видно на рисунке 4, если  $mSI$  уменьшается настолько, насколько и значение  $TXOP_{old}$ , необходимое для передачи ранее поставленных в очередь пакетов, то можно избежать задержки путем изменения времени начала  $mSI$ . С применением результата исследования [24] рассчитаем новый  $mSI$ :

$$mSI_i^{new} = mSI_i - TXOP_{old} \quad (6)$$

где  $TXOP_{i,j+1} = TXOP_{old} + TXOP_{new}$ ;  $TXOP_{old} - TXOP$  для пакетов, которые не были переданы успешно в  $TXOP_{i,j}$ ;  $TXOP_{new} - TXOP$  для новых пакетов.

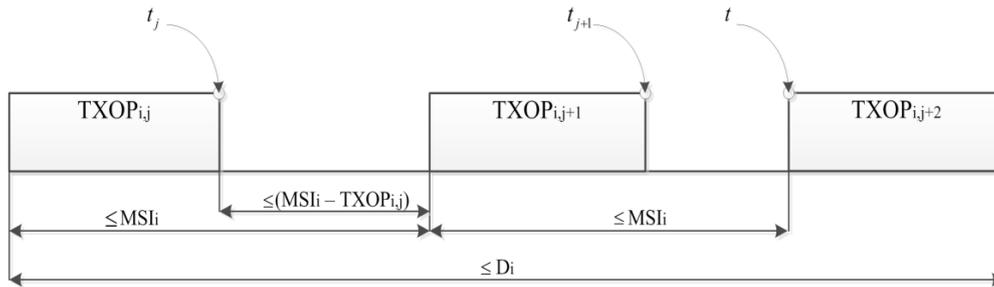


Рис. 5. Обеспечение *Delay Bound* в EMATMM

с. Обеспечение максимально допустимой задержки

Как видно из рисунка 5, для каждой  $STAi$  данные, поступающие в интервале  $[t_j, t_{j+1}]$ , могут передаваться не ранее  $TXOP_{i,j+2}$  начиная с  $t$ . Поэтому, чтобы не превышать верхнюю границу задержки  $MSDU_s$  пакетов (*Delay Bound*), рассмотрим наихудший случай, когда интервалы обслуживания равны  $MSI_i$  и  $TXOP_{i,j+2}$  равна  $MTD_i$ .

Тогда:

$$(MSI_i - TXOP_{i,j}) + MSI_i \leq D_i - MTD_i, \quad (7)$$

следовательно,

$$MSI_i \leq \frac{D_i + TXOP_{i,j} - MTD_i}{2}. \quad (8)$$

Следует отметить, что  $TXOP_{i,j}$  здесь является первой  $TXOP$  в  $MPP$  периоде.

Если планировщик должен учитывать возможную повторную передачу (скажем,  $r$  раз,  $r = 0, 1, 2, 3 \dots$ ), то соотношение (8) можно выразить как:

$$MSI_i \leq \frac{D_i + TXOP_{i,j} - MTD_i}{2+r}. \quad (9)$$

Вышеприведенные уравнения показывают, что  $MSI_s$ , используемые в предлагаемом методе, должны быть менее  $MSI_i$  простого планировщика (1). Следствие из этого: предлагаемый метод должен планировать  $TXOPs$  ближе друг к другу по сравнению с такими планировщиками, как простой и *SETT-EDD*. Это приводит к увеличению количества  $TXOPs$ , которые должны быть назначены для размещения одинакового объема трафика, что приводит к увеличению расхода. Однако за счет использования механизма мультипроса и *BlockACK* негативный эффект будет значительно уменьшаться.

Кроме того, в соответствии с *SETT-EDD* механизмом  $STAi$  должна быть опрошена без нарушения  $mSI$ , что означает:

$$t_i + mSI_i^{new} \leq t \quad (10)$$

где  $t_i$  — время последнего раза опроса станции  $STAi$ ;  $t$  — время текущего опроса станции  $STAi$ .

Таким образом, следующее отношение должно быть сохранено для обеспечения максимально допустимой задержки:

$$t_i + mSI_i^{new} \leq t \leq t_i + MSI_i \leq t_i + \frac{D_i + TXOP_{i,j} - MTD_i}{2+r}. \quad (11)$$

d. Контроль допуска

**Для  $MPP$ -периода в  $CFP$ .** Количество опрошенных  $STAs$  в  $MPP$ -периоде в  $CFP$  зависит от количества оставшегося времени после завершения необходимых процессов. Пусть  $v$  — количество опрошенных  $STAs$  в  $CFP$ , тогда следующие связи должны быть сохранены:

Условие 1 — при существовании  $PLU$  процесса:

$$T_{MPP} + SIFS + \sum_i TXOP_i \leq T_{CFP} - (T_{beacon\_frame} + T_{PLU} + 2SIFS) \quad (12)$$

Условие 2 — при отсутствии  $PLU$  процесса:

$$T_{MPP} + SIFS + \sum_i TXOP_i \leq T_{CFP} - (T_{beacon\_frame} + SIFS), \quad (13)$$

где  $T_{MPP}$  — время для передачи  $MPP$  кадра;  $T_{PLU}$  — время для выполнения  $PLU$  процесса;  $T_{CFP}$  — длительность  $CFP$ ;  $T_{beacon\_frame}$  — время для передачи кадр маяка.

**Для  $MPP$ -периода в  $CP$ .** Из-за ограниченной длительности  $CP$ , которая определяется соотношением с длительностью *Beacon* и длительностью  $CFP$ :

$$T_{beacon} = T_{CFP} + T_{CP}$$

где  $T_{beacon}$  — длительность *Beacon*;  $T_{CP}$  — длительность *CP*, необходим контроль допуска для *CP* для обеспечения правильной работы планировщика.

Поскольку основной задачей *CP*-периода в механизме мультиопроса в [3] является выполнение *DCF\_out* для обеспечения конкуренции с другими точками доступа в сети, время выполнения *DCF\_out* должно быть гарантировано. При этом *downlink*-передача сразу после *DCF\_out* будет рассчитываться в зависимости от остаточной продолжительности.

Время, необходимое для обеспечения конкуренции точки доступа (при следующей *m*-группе) рассчитывается следующим образом:

$$\min_{DCF\_out} = m_{next} + \max_{backoff} \quad (14)$$

где  $m_{next}$  — время ожидания, соответствующее значению следующей *m*-группы приоритета в списке опроса, рассчитанное как значение *ODIFS(m)* в [3, 25]:

$$ODIFS(m) = m_{min} \times slot\_time; \quad (15)$$

$\max_{backoff}$  — максимальное время обратного отсчета (*backoff\_time*), которое рассчитывается в соответствии с  $m_{next}$ :

$$\begin{aligned} Backoff\_Time(k) &= \\ &= Random() \times slot\_time \end{aligned} \quad (16)$$

Следует отметить, что формулы (15) и (16) получены в [25] и представленные ниже результаты непосредственно связаны с ними.

Пусть заранее известно значение  $q$  — количество значений *Random()* в  $[x, y]$  и  $P_n$  — вероятность того, что  $n$  точек доступа *APs* (имеют одно и то же  $m$ ) выбирают одно и то же значение *Random()* в  $[x, y]$ . Эти значения определяются в зависимости от конкретной сети, чтобы поддержать *QoS*. В этой статье примем  $q = 32$  и  $P_n = 10^{-3}$ . Допустим, *AP* знает номер следующей *m*-группы и количество станций в ней, т.е. значение  $k$  [25].

Исходя из двух приведенных выше фактов, *AP* легко рассчитает наибольшее возможное значение *Backoff\_Time(k)* или  $\max_{backoff}$ , следовательно,  $\min_{DCF\_out}$  по формуле (14).

Таким образом, в *CP*-периоде оставшееся время, которое планировщик может использовать для выполнения таких действий как *downlink*-передачи в «окнах», *CAPs* для значений *TXOP*, расходов (*SIFS*, *ACK*)

и *downlink*-передачи после *DCF\_out* процесса, вычисляется по следующей формуле:

$$T_{rem} = T_{CP} - \min_{DCF\_out}. \quad (17)$$

**Для *CAP*.** Другой контроль допуска заключается в том, что *CAP* также имеет ограниченную продолжительность, которая определяется как *dot11CAPmax* [1]. Таким образом, количество *TXOPs*, присвоенных станциям *STAs* в каждом *CAP*, должно быть связано следующим соотношением:

$$\begin{aligned} T_{MPP} + SIFS + \sum_{i=1}^p TXOP_i &\leq \\ &\leq dot11CAPmax, \end{aligned} \quad (18)$$

где  $p$  — максимальное количество станций в *CAP*, которым будут назначены *TXOP*. *TXOPs*, которые не были переданы в данном *CAP*, будут переданы в следующем периоде с более высоким приоритетом.

Таким образом, если:

$$T_{used} = \sum \Delta t_i + \sum CAP + SIFS, \quad (19)$$

то, чтобы *CP* произошел правильно, *AP* следует поддерживать:

$$T_{used} \leq T_{rem}, \quad (20)$$

и  $\Delta T = T_{rem} - T_{used}$  — это продолжительность для *downlink*-передачи после *DCF\_out* процесса.

## 5. Оценка предложенного метода

Мы оцениваем эффективность предложенного механизма мультиопроса и метода *EMATMM* с точки зрения задержки, количества попыток повторной передачи и пропускной способности. Параметр задержка выбран, потому что показывает преимущество приоритизации в предложенном механизме мультиопроса. Количество попыток повторной передачи выбрано, чтобы доказать, что предложенный механизм мультиопроса может уменьшить проблемы коллизии и решить проблемы скрытого узла. Пропускная способность используется для оценки преимуществ метода *EMATMM* по сравнению с вариантом метода назначения *TXOP*.

Моделирование было выполнено с помощью пакета моделирования *OPNET 14.5* [26]. Было создано 4 сценария с 2, 3, 5, 8 точками доступа соответственно. К каждой точке доступа подключено 4 *STAs*. Пять разных приложений были сконфигурированы с помощью *Application config* и *Profile config* моделей: *Voice (IP telephone, PCM Quality Speech)*, *Video (Video Conferencing with high*

Таблица 2. Общие параметры для моделирования

Параметр	Значение
Интервал маяка	500 мс
Единица времени ( <i>TU</i> )	1024 мкс
CFP	90 <i>TU</i>
dot11CAPmax	8000 мкс
$R_i$	54 Мб/с
SIFS	10 мкс
MSDU <sub>max</sub>	2304 байта
Канал	1
Версия 802.11	g
Seed	Случайно (128, 150, 256, 500...)

Таблица 3. Пример конфигурации сети (2 *APs*, 8 *STAs*)

STA1	STA2	STA3	STA4	STA5	STA6	STA7	STA8
vo1	vo2	h1	e1	vo3	vi1	h2	f1
132	115	442	223	137	100	328	489
e2	vi2	vo4	vi3	vi4	vo5	vo6	vo7
236	118	129	121	107	126	105	101
vo8	e3	f2	f3	f4	f5	e4	h3
133	207	468	495	482	491	212	392

*resolution*, *VCR quality video*), *HTTP (Heavy browsing, Image browsing)*, *FTP (Heavy and medium load)*, *Email (Heavy and medium load)* с разными параметрами, которые были заданы случайным образом. Каналы устройств перекрываются.

Мы установили, что каждая *STA* всегда имеет трафик для передачи, а количество процессов обновления списка опроса равно 3 — это означает, что список опроса будет обновляться 3 раза. Следует отметить, что, поскольку интерес исследования лежит в области сравнения предложенного механизма со сценариями, в которых предложенный механизм не используется, то для отображения результатов моделирования представлены нормализованные графики.

В таблице 2 представлено несколько общих параметров моделирования. В таблице 3 приведен пример конфигурации сети для случая 2 *APs* и 8 *STAs* (в том числе типа приложения, время начала (сек) в профиле приложения. Эти значения были выбраны случайно) и приняты следующие обозначения: число — случайная длительность приложения; тип приложения: *vo* — *voice*, *vi* — *video*, *h* — *HTTP*, *f* — *FTP*, *e* — *Email*. Цифра после символа дифференцирует профиль данного приложения в каждом сценарии и указывает порядок соответствующей *STA* по сравнению с другой *STA*, использующей такое же приложение.

На рисунках 6, 7 и 8 представлены результаты моделирования. Механизм мультиопроса хорошо обеспечивает качество обслуживания в сети с многими точками доступа с точки зрения задержки, количества попыток повторной передачи. Однако, если мы не используем метод *EMATMM* для назначения *SI* и *TXOP*, пропускная способность уменьшается. Это объясняется тем, что постоянные значения *TXOP* не соответствуют параметрам пользовательского трафика, что приводит к бесполезной трате пропускной способности. При использовании метода *EMATMM* значения *TXOP* рассчитываются точно, поэтому пропускная способность сети увеличивается.

#### ВЫВОД

В статье предложен метод *EMATMM*, который планирует трафик для механизма мультиопроса с изменением значений *TXOP* и *SI*. Этот метод использует поле размера очереди (*Queue Size* — *QS*) в *QoS* кадрах данных, чтобы сообщить фактическую потребность точке доступа. При этом можно преодолеть ограничения, которые были предложены в методах, основанных на оценке количества поступающих пакетов, таких как *ARROW*. Введено изменение значение *mSI* для уменьшения задержки пакетов, которые не были переданы успешно в предыдущем периоде, также переопределяется *MSI*. Это позволяет обеспечить эффективную передачу не только трафика *CBR*, но и *VBR*. При этом средняя пропускная способность улучшена на 15% и 30%

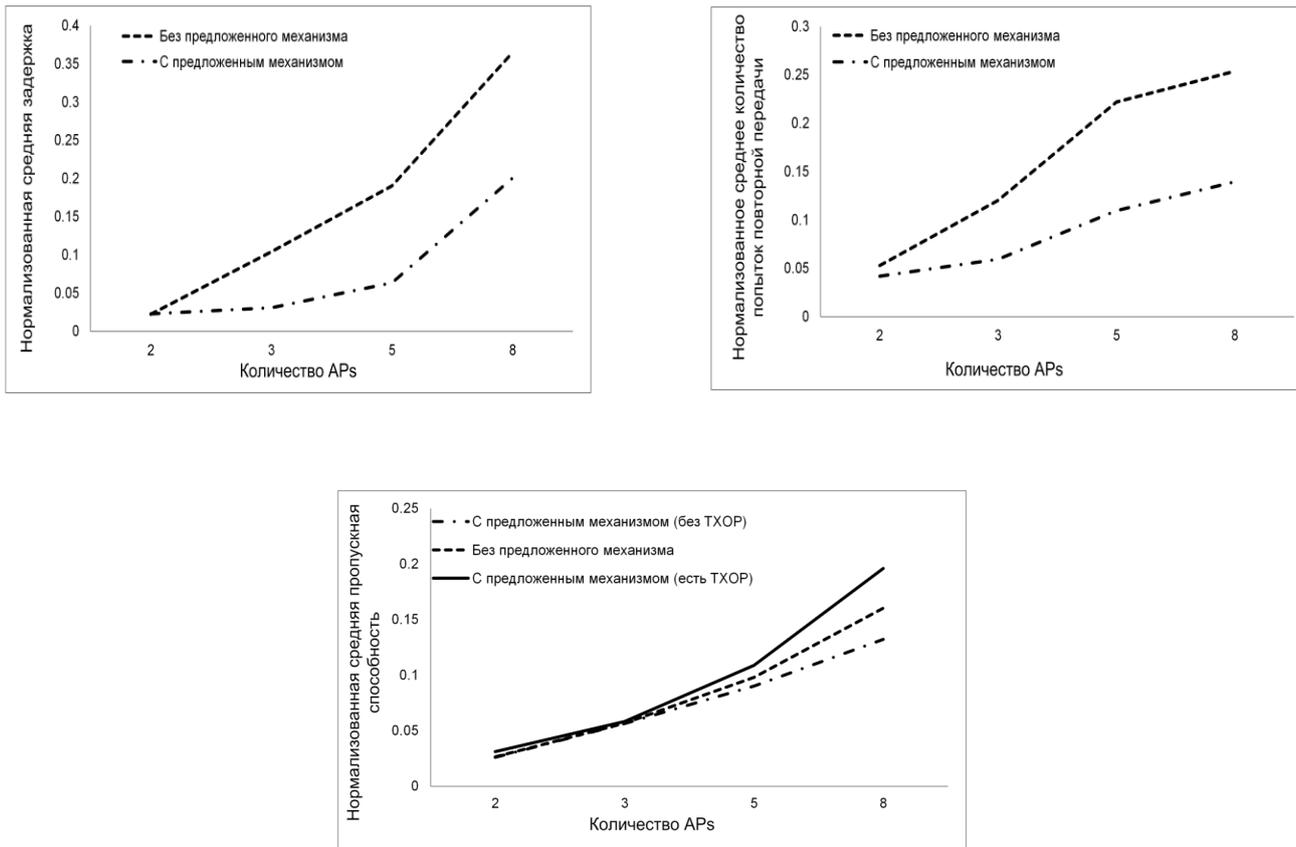


Рис. 8. Нормализованная средняя пропускная способность

по сравнению со случаем без предложенного механизма мульти-опроса и со случаем с предложенным механизмом мульти-опроса (без *TXOP*) соответственно. Таким

образом, поддержка *QoS* для *WLAN* сети с многими точками доступа реализована эффективней, чем в ранее предложенных механизмах.

## ЛИТЕРАТУРА

1. IEEE Std 802.11™-2012. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications., 2012.
2. IEEE Std 802.11e/D13.0, «Draft supplement to standard for telecommunications and information exchange between systems-LAN/MAN specific requirements. Part 11: Wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: Medium access control (MAC) enhancements for quality of service (QoS),» Apr. 2005.
3. Ле Ч. Д. Механизм мультиопроса в высокоплотных сетях IEEE802.11 / Ле Ч. Д., Симонина О. А. // Технологии и средства связи. 2017. — № 1. — с. 39–41.
4. Skyrianoglou D. ARROW: an efficient traffic scheduling algorithm for IEEE802.11 e HCCA / Skyrianoglou D., Nikos P., Apostolis K. S. // IEEE Transactions on Wireless Communications 5. 2006. — № 12.
5. Grilo A. A scheduling algorithm for QoS support in IEEE802.11 / Grilo A., Mario M., Mario N. // IEEE wireless communications 10. 2003. — № 3. — с. 36–43.
6. Piro G. QoS in wireless LAN: a comparison between feedback-based and earliest due-date Approaches / Piro G., Luigi A. G., Gennaro B., Pietro C. // Computer Communications 35. 2012. — № 3. — с. 298–308.
7. Ruscilli A. L. Improving the QoS of IEEE802.11 e networks through imprecise computation / Ruscilli A. L., Gabriele C. // International Journal of Ad Hoc and Ubiquitous Computing 23. 2016. — № 3–4. — с. 152–167.
8. Ansel P. FHCF: a simple and efficient scheduling scheme for IEEE802.11e wireless LAN / Ansel P., Qiang N., Thierry T. // Mobile Networks and Applications 11. 2006. — № 3. — с. 391–403.
9. Boggia G. Feedback-based control for providing real-time services with the 802.11 e MAC / Boggia G., Pietro C., Luigi A. G., Saverio M. // IEEE ACM transactions on networking 15. 2007. — № 2. — с. 323–333.
10. Lee K. Y. Efficient QoS scheduling algorithm for multimedia services in IEEE802.11 e WLAN / Lee K. Y., Kee S. C., Won R. // In Vehicular Technology Conference (VTC Fall) IEEE. 2011. — с. 1–6.

11. Ruscelli A. L. Enhancement of QoS support of HCCA schedulers using EDCA function in IEEE802.11 e networks / Ruscelli A. L., Gabriele C., Angelo A., Giuseppe L. // *Ad Hoc Networks* 10. 2012. — № 2. — с. 147–161.
12. Al-Maqri M. A. Adaptive TXOP assignment for QoS support of video traffic in IEEE802.11 e networks / Al-Maqri M. A., Mohamed O., Borhanuddin M. A., Zurina M. H. // *In RF and Microwave Conference (RFM), IEEE International*. 2013. — с. 144–149.
13. Cicconetti C. Design and performance analysis of the Real-Time HCCA scheduler for IEEE802.11 e WLANs / Cicconetti C., Luciano L., Enzo M., Giovanni S. // *Computer Networks* 51. 2007. — № 9. — с. 2311–2325.
14. Inan I. An adaptive multimedia QoS scheduler for 802.11 e wireless LANs / Inan I., Feyza K., Ender A. // *In Communications ICC'06. IEEE International Conference on*. 2006. — vol. 11. — с. 5263–5270.
15. Ju K. Dynamic TXOP allocation for multimedia QoS providing over wireless networks / Ju K., Kwangsue C. // *In Information Networking (ICOIN), International Conference on*. 2013. — с. 397–401.
16. Hayajneh T. Multimedia traffic over WLANs: QoS support and performance evaluation / Hayajneh T., Ghada A. M. // *In Information and Communication Systems (ICICS), 5th International Conference on*. 2014. — с. 1–6.
17. Saheb S. M. Enhanced hybrid coordination function controlled channel access-based adaptive scheduler for delay sensitive traffic in IEEE802.11 e networks / Saheb S. M., Bhattacharjee A. K., Dharmasa P., Rajib K. // *IET networks* 1. 2012. — № 4. — с. 281–288.
18. Cecchetti G. Performance evaluation of real-time schedulers for HCCA function in IEEE802.11 e wireless networks / Cecchetti G., Ruscelli A. L. // *In Proceedings of the 4th ACM symposium on QoS and security for wireless and mobile networks*. 2008. — с. 1–8.
19. Larcheri P. Scheduling in 802.11 e: Open-loop or closed-loop / Larcheri P., Renato L. C. // *Proc. of IFIP WONS*. 2006. — с. 18–20.
20. Cigno R. L. Analysis of different scheduling strategies in 802.11 e networks with multi-class traffic / Cigno R. L., Luigi P., Alessio C. // *In Local Computer Networks, 32nd IEEE Conference on*. 2007. — с. 455–462.
21. Ruscelli A. L. A IEEE802.11 e HCCA scheduler with a reclaiming mechanism for multimedia Applications / Ruscelli A. L., Cecchetti G. // *Advances in multimedia*. 2014.
22. Cecchetti G. Providing variable TXOP for IEEE802.11 e HCCA real-time networks / Cecchetti G., Ruscelli A. L., Mastropaolo A., Giuseppe L. // *In Wireless communications and networking conference (WCNC)*. 2012. — с. 1508–1513.
23. Fan Y. Real-Time traffic scheduling algorithm in WLAN / Fan Y., Huang C. // *Proc. 4GMF*. 2005.
24. Lee D. Y. An enhanced EDD QoS scheduler for IEEE802.11 e WLAN / Lee D. Y., Kim S. R., Lee C. W. // *In Advances in computational science and engineering, Springer Berlin Heidelberg*. 2009. — с. 45–59.
25. Ле Ч. Д. Механизм приоритезации для обеспечения минимизации задержки в условиях конкурентной среды в сетях Wi-Fi с плотным распределением устройств / Ле Ч. Д., Симонина О. А. // *Информационные системы и технологии*. 2016. — № 3. — с. 99–106.
26. Opnet Simulator. — [Электронный ресурс]. — <http://www.opnet.com>.

© Ле Чан Дык (letranduc.telecom@gmail.com), Симонина Ольга Александровна (simonina@bk.ru).

Журнал «Современная наука: актуальные проблемы теории и практики»



Санкт-Петербургский государственный университет телекоммуникаций им. проф. М. А. Бонч-Бруевича