УДК 004.7

# ВОПРОСЫ ПОСТРОЕНИЯ РАСПИСАНИЙ И МАРШРУТИЗАЦИИ В БЕСПРОВОДНОЙ MESH-СЕТИ ММ-ДИАПАЗОНА С ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ СХЕМ STDMA И FDD

**Р.Е. Иванов**

*Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН*

Россия, 117997, Москва, Профсоюзная ул., 65

E-mail: iromcorp@gmail.ru

**Ключевые слова:** беспроводная mesh-сеть, мм-диапазон радиоволн, остовный двудольный подграф, реберная раскраска, зависимый от времени кратчайший путь.

**Аннотация:** В работе рассматривается беспроводная mesh-сеть мм-диапазона радиоволн с частотными дуплексными каналами, использующую схему множественного доступа STDMA. Авторы анализируют задачи назначения частотных ресурсов, построения расписания и маршрутизации в беспроводной mesh-сети и сводят их к задачам поиска остовного двудольного подграфа, реберной раскраски и поиска зависимого от времени кратчайшего пути.

## 1. Введение

Одним из перспективных направлений развития технологий беспроводной связи являются беспроводные mesh-сети, работающие в миллиметровом диапазоне радиоволн (мм-диапазон). Такие сети могут использоваться, например, для подключения станций сотовых сетей , точек доступа уличного WiFi. Mesh-сети мм-диапазона позволяет обеспечить скорость передачи данных порядка 20 Гбит/с, высокую надежность и отказоустойчивость при низких операционных затратах. Вместе с тем, иная природа распространения сигнала в мм-диапазоне делает невозможным прямое использование технологий и методов см-диапазонов.

Разрабатываемая mesh-сеть формируется базовыми станциями, каждая из которых оснащается двумя радиомодулями, работающими на разных частотах, что позволяет организовать полнодуплексную связь между станциями. Доступ к каналу осуществляется на основе схемы Spatial TDMA (STDMA) [1]: станции получают право на передачу по каждому из своих соединений в соответствии с расписанием, которое препятствует возникновению интерференции в сети. Подробно предлагаемая структура суперкадра и архитектура сети рассматривается в более ранних работах авторов [2, 3].

Для создания mesh-сети необходимо решение ряда сложных математических задач. Во-первых, каждой станции сети требуется назначить пару частот для приема и передачи. Как будет показано далее, математически эта задача описывается как поиск остовного двудольного подграфа, обладающего определенными ограничениями на связность и степени вершин. Во-вторых, необходимо построить расписаний для равномерного доступа к каналу, что сводится к задаче поиска реберной раскраски графа. В-третьих, задачу построения маршрутов с минимальной задержкой при использовании схемы STDMA не удается решить, используя стандартный алгоритм Дейкстры, поскольку задержка между последовательными передачами оказывается зависимой от времени; данная зависимость определяется построенным ранее расписанием. В настоящей работе все три задачи сформулированы в графовых терминах.

# 2. Назначение частотных полос

Рассмотрим множество всех доступных станций $S = \{s_i\}$. Для формализации входных данных построим сетевой граф $G\,(V, E)$. В этом графе поставим в соответствие вершине $v_i \in V$ станцию $s_i \in S$, а если станция $s_i$ может установить соединения со станцией $s_j$, то проведем ребро $(v_i, v_j) \in E$. При этом будем полагать граф $G$ без петель, то есть не будем рассматривать возможность отправлять себе сообщения. Заметим, что при этом граф $G$ является направленным, что впоследствии будет полезно при использовании некоторых алгоритмов (в частности, для поиска кратчайшего пути), однако в данной работе исключаются асимметричные ребра, то есть если ребро $(v_i, v_j) \in E$, то и $(v_j, v_i) \in E$. Заметим, что в ряде случаев эту пару рёбер можно принимать за одно.

Для реализации схемы частотного дуплекса требуется определить пару частотных полос $BW_1$ и $BW_2$, и для каждой станции указать, какую она будет использовать для передачи, а какую для приёма. При этом все станции сети разделятся на два класса: одни будут использовать полосу $BW_1$ для приёма, а $BW_2$ для передачи, вторые, наоборот, для приёма будут использовать $BW_2$, я для передачи $BW_1$. Обозначим множество вершин, соответствующих первому классу, как $V_1$, а второму – $V_2$. При этом соединения между станциями возможно установить только если они относятся к различным классам. Рёбра графа $G$, соединяющие вершины одного класса, из графа удаляются. Таким образом, из исходного графа $G$ необходимо выделить подграф $B$, содержащий все вершины из $V$ и часть рёбер из $E$. Получившийся подграф по определению является остовным двудольным.

Частотный дуплекс даёт возможность паре станций вести одновременный приём и передачу, поэтому нет необходимости выделять направления передачи, а значит достаточно рассмотреть ненаправленный граф.

Если распределить вершины по классом случайным образом, то граф $B$ может оказаться несвязным; также может быть потеряно слишком большое количество соединений. Для того, чтобы отличить различные двудольные подграфы друг от друга, определим функцию «несовершенства» графа $\mu : \mathfrak{B}_G \to \mathbb{R}$, где $\mathfrak{B}_G$ – множество всех подграфов графа $G$. Сформулируем задачу:

**Задача 1** (Оптимальный двудольный подграф). *Для ненаправленного графа $G\,(V, E)$ найти остовный двудольный подграф $B^*\,(V, E')$, $E' \subseteq E$ с минимальной функцией несовершенства $\mu$, то есть*

$$B^* = \operatorname*{argmin}_{B \in \mathfrak{B}_K} \mu(B)$$

# 3. Построение расписания в сети

Для применения схемы STDMA все временное пространство делятся на интервалы, называемые *суперкадрами* (*superframe*). Каждый суперкадра начинатеся со служебного интервала *beacon interval* (*BI*), длительностью $T_B$. Оставшееся время используется для передачи полезной информации и делится на временные слоты (*time slots*) длительностью $T_s$. Обозначим число слотов в суперкадре $N_s$. Таким образом, общая длительность суперкадра составляет $T_F = T_B + T_s \cdot N_s$. При выборе числа слотов в суперкадре будем исходить из того, что каждому соединению необходимо дать возможность для приема-передачи в пределах одного суперкадра.

Узкая направленность передачи позволяет использовать квазипроводную модель распространения сигналов. В рамках данной модели корреляцией между различными соединения можно пренебречь. Каждая станция может использовать для приёма или передачи ограниченное количество единовременно устанавливаемых соединений. В данной работе предполагается, что число таких соединений не превосходит одного.

Таким образом, появляется задача построения расписания, то есть назначения каждой паре соседних станций $s_i, s_j$ номера слота в суперкадре – целого числа из интервала $1..N_s$. Соседними будем называть станции, способные принимать и передавать сообщения напрямую, без посредников, то есть такие станции $s_i, s_j$, для которых соответствующие вершины $v_i, v_j$ образуют ребро $(v_i, v_j)$ в графе сети $B\,(V, E)$. Каждое индивидуальное расписание можно описать в виде функции $R : S_N \to \{1, \ldots, N_s\}$, где $S_N \subseteq S \times S$ – множество пар соседних станций.

В силу описанного ранее ограничения на количество единовременно устанавливаемых соединений, для любых двух пар соседних вершин $(s_i, s_j), (s_j, s_k) \in S_N$, имеющих общую вершину $s_j$, $R(s_i, s_j) = R(s_j, s_k) \Leftrightarrow s_i = s_k$. Слишком большое число слотов приведет как к большим задержкам передачи, так и понизит ее эффективность, так как часть слотов будет использоваться нерационально малым количеством соединений. Поэтому потребуем дополнительно, чтобы число слотов $N_s$ было минимально возможным, и сформулируем теперь задачу в терминах теории графов:

**Задача 2** (Построение расписания)**.** *Для двудольного графа $B\,(V, E)$ найти такую функцию $c : E \to \{1, \ldots N_s\}$, что для любых двух ребер $\forall\, e_i, e_j \in E, e_i \neq e_j$, имеющих общую вершину, выполняется условие $c(e_i) \neq c(e_j)$, и число $N_s$ минимально.*

Данная задача является в точности задачей поиска минимальной рёберной раскраски в двудольном графе.

# 4. Поиск кратчайших путей в сети

Для маршрутизации в описываемой mesh-сети необходимо найти кратчайший путь от станций $s \in S$ до станции $d \in S$. Задачу затрудняет тот факт, что данный путь оказывается зависимым от времени. Рассмотрим это задачу подробнее.

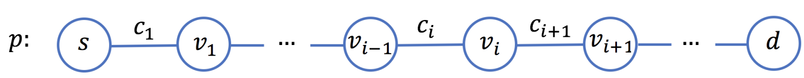


Рис. 1. Оценка задержки на пути из $s$ в $d$

Пусть $p = v_0\, v_1\, v_2 \dots v_l$, $v_0 = s, v_l = d$ – произвольный путь из $s$ в $d$, где $l$ – длина пути. Рассмотрим три произвольные последовательные вершины $v_{i-1}, v_i$ и $v_{i+1}$ на этом пути. Положим цвет рёбер $(v_{i-1}, v_i)$ и $(v_i, v_{i+1})$ равным $c_i$ и $c_{i+1}$ соответственно. Рассмотрим задержку, которую испытает пакет при прохождении вдоль пути $p$ вершину $v_i$, считая для простоты, что все пакеты передаются в начале слота. При $c_i < c_{i+1}$ станция $v_i$ получит сообщение в $c_i$-ый временной слот и передаёт вершине $v_{i+1}$ в начале $c_{i+1}$-ого. Если $c_i > c_{i+1}$, то для дальнейшего продвижения вдоль пути $p$ пакету придется дождаться окончания текущего суперкадра, интервал BI и начала $c_{i+1}$-ого слота в следующем кадре. Отметим, что условие $c_i = c_{i+1}$ невозможно, так как, согласно определению рёберной раскраски. Объединяя результаты, получаем задержку на $v_i$-ой вершине для $i = \overline{1, l}$:

$$(1)\qquad w(v_i) = \begin{cases} (c_{i+1} - c_i) \cdot T_s, & \text{если } c_i < c_{i+1} \\ (N_s - c_{i+1} + c_i) \cdot T_s + T_B, & \text{если } c_i > c_{i+1} \end{cases}$$

Задержку на стартовой вершине положим равной нулю: $w(v_0) = 0$. Полная задержка при передаче по пути $p$ равна

$$(2)\qquad w(p) = w(v_1, \dots, v_l) = \sum_{i=0}^{l} w(v_i).$$

Однако для поиска кратчайшего пути требуется иной подход. В отличии от классической задачи, в которой вес является постоянной величиной, в этом случае длительность передачи пакета определяется временем ожидания возможности передачи, которое зависит от времени появления пакета в буфере. Таким образом, вес соединения (ребра) приобретает зависимость от времени. Для его определения рассмотрим произвольную вершину $v$ графа $B$ с заданной рёберной раскраской $c_e = c\,(e)$. Пусть степень вершины $v$ равна $\deg v$; обозначим всех её соседей как $u_i$ для $i = \overline{1, \deg v}$ и выберем среди них произвольную вершину $u$. Примем начало отсчета времени за начало первого слота. Если пакет приходит до начала $c_{(v,u)}$-ого слота (назовем это время активным), то время его ожидания составит $T_s\, c_{(v,u)} - t$, где $t$ – время прибытия пакета; если пакет приходит в активное время, то задержка равно 0 и его сразу же можно отправлять; если пакет приходит после окончания слота в текущем суперкадре, то необходимо дождаться окончания суперкадра и начала нового слота – время $(T_s N_s - t) + (T_B + T_s c_{(v,u)})$. Отсюда вес ребра на время длительности суперкадра выражается кусочно линейной функцией:

$$(3)\qquad w^{(BI)}_{(v,u)}(t) = \begin{cases} T_s\, c_{(v,u)} - t, & \text{если } t \leqslant T_s\, c_{(v,u)} \\ T_s\,(N_s + c_{(v,u)}) + T_B - t, & \text{если } T_s\,(c_{(v,u)} + 1) \leqslant t \leqslant T_s\, N_s + T_B \\ 0, & \text{иначе.} \end{cases}$$

Далее эта функция циклически повторяется и для произвольного $t > 0$ имеет вид

$$(4)\qquad w_{(v,u)}(t) = \sum_{i=0}^{\infty} w^{(BI)}_{(v,u)}(t - i \cdot T_F).$$

Пусть $W = \{w_e(t) \mid \forall e \in E\}$ – множество весовых функций, заданных для каждого ребра. Если веса рёбер заданы в виде функции времени, то кратчайший путь будет зависеть от времени начала передачи. Задача поиска кратчайшего пути следующая:

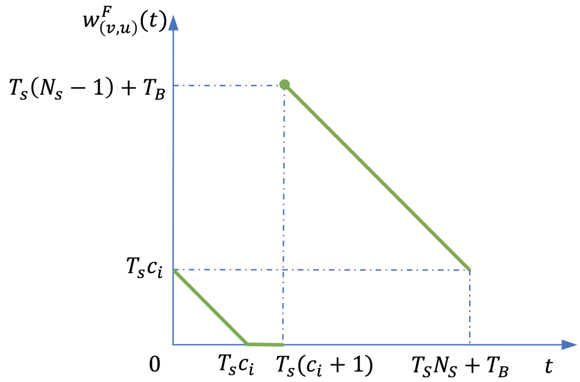


Рис. 2. Оценка веса $w^{(F)}_{(v,u)}(t)$ ребра $(v,u)$, $\delta v = \deg v$

**Задача 3** (Поиск кратчайшего пути)**.** *Пусть дан граф $G\,(V,E)$ и для ребра $e \in E$ задана функция задержки $w_e(t)$. Для заданной тройки $(s,d,t_0)$ найти кратчайший путь $p(t_0)$ из $s$ в $d$ в графе $G$ при стартовом времени $t_0$.*

# 5. Заключение

В работе рассмотрена беспроводная mesh-сеть мм-диапазона радиоволн. Описаны три задачи: задача назначения частот, вытекающая из использования схемы FDD, зача построения расписания, необходимое для реализации схемы STDMA, и задача маршрутизации. Показано, что данные задачи можно свести к хорошо известным задачам поиска остовного двудольного подграфа, реберной раскраски и поиска зависимого от времени кратчайшего пути. Последние две задачи имеют полиномиальное решение, однако первая является NP-трудной (частный случай этой задачи – обнаружение регулярного двудольного подграфа – рассматривается в работе [4]), и, в общем случае, для ее решения необходимо применять эвристику.

Работа выполнена при финансовой поддержке Российского фонда фундаментальных исследований, грант №18-57-00002.

# Список литературы

1. Nelson, R., Kleinrock, L. Spatial TDMA: A Collision-Free Multihop Channel Access Protocol // IEEE Transactions on Communications. 1985. Vol. 33, No. 9, P. 934-–944.
2. Vishnevsky, V., Larionov, A., Frolov, S. Design and Scheduling in 5G Stationary and Mobile Communication Systems Based on Wireless Millimeter-Wave Mesh Networks // Proceedings of Distributed Computer and Communication Networks. Communications in Computer and Information Science. Moscow, Russia, 2014. Cham: Spring. Vol. 279. P. 11–27.
3. Vishnevsky, V.M., Larionov, A.A., Ivanov, R.E., et al. Applying Graph-Theoretic Approach for Time-Frequency Resource Allocation in 5G MmWave Backhaul Network. Proceedgings of Advances in Wireless and Optical Communications (RTUWO). Riga, Latvia, 2016. IEEE. P. 221-224.
4. F. Cheah, D.G. Corneil. The Complexity of Regular Subgraph Recognition // Discrete Applied Mathematics. 1990. Vol. 27, No. 12. P. 59-68.