

# Надежная многоадресная рассылка в беспроводной меш-сети.

Цыганова Анна  
ИППИ РАН  
tsyganova@iitp.ru

## Аннотация

В данной работе рассматривается задача многоадресной надежной передачи данных в беспроводной многошаговой меш-сети. Данная задача, формальная постановка которой приводится в данной статье, разбивается на две части. Во-первых, это разработка эффективного алгоритма маршрутизации, позволяющего строить дерево минимальной стоимости, покрывающее всех получателей. В качестве возможного решения этой подзадачи предлагается применять алгоритм Руиса, который позволяет уменьшить количество ретрансляций пакетов и одновременно использовать преимущества широковежательного характера среды. Во-вторых, необходимо обеспечить надежность многоадресной передачи. С учетом особенностей механизма обеспечения надежности предлагается использовать новую метрику маршрутизации. В качестве механизма обеспечения надежности такой передачи, в работе используется алгоритм ELBP [1], позволяющий обеспечить заданную степень надежности доставки пакетов на каждом шаге передачи. Для многоадресной передачи данных в многошаговой меш-сети в работе оценивается вероятность успешной доставки пакетов от источника до каждого конечного получателя.

## 1. Введение

Трансляция мультимедийного трафика, а также данных нескольким получателям используется в различных приложениях и является популярной услугой. Большинство протоколов, реализующих групповую или многоадресную рассылку, работают на верхних уровнях модели OSI. Такой метод хорошо подходит для проводных сетей, где коллизии и потеря пакетов являются редкими событиями (и нижележащие уровни обеспечивают надежность доставки). При переходе от использования тра-

диционной проводной среды передачи данных к беспроводным каналам связи возникает ряд особенностей, влияющих на эффективность передачи данных. Беспроводная среда является ненадежной, что приводит к большим потерям пакетов, что недопустимо для приложений, использующих групповую рассылку. Большинство протоколов многоадресной рассылки, работающих на верхних уровнях, чаще всего не имеют встроенных механизмов обеспечения надежности доставки данных, но и при наличии таких механизмов реакция на потерю пакета занимает длительное время, что приводит к задержкам, что также недопустимо. Соответственно требуются дополнительные механизмы обеспечения надежности, работающие на нижних уровнях модели OSI. Кроме того, в беспроводных сетях многоадресная передача данных осуществляется так же как и передача низкоприоритетного трафика без учета требований к передаче мультимедийных данных на низких уровнях модели OSI, так как стандарт IEEE 802.11-2007 [4] не предусматривает для них методов поддержки качества обслуживания.

Введем несколько формальных определений для характеристики различных способов одношаговой (неопосредованной) (англ. one-hop) передачи. Пусть  $Y$  – множество всех соседей станции  $x$ .

**Определение 1** Одношаговая передача пакета станцией  $x$  называется индивидуальной (англ. *individual*, соответствует передаче *individual frame* в терминах IEEE 802.11-2007 [4]), если множество станций-приемников состоит из единственной станции  $y \in Y$ . Индивидуальная передача, как правило, ведется с подтверждениями, что обеспечивает надежность передачи.

**Определение 2** Одношаговая передача пакета станцией  $x$  называется широковежательной (англ. *groupcast*, соответствует передаче *groupcast frame* в терминах IEEE 802.11-2007), если множество станций-приемников  $Y' \subseteq Y$  и в адресной части пакета указывается специ-

альный адрес, подменяющий адреса  $Y'$ . Широковещательная передача, как правило, ведется без подтверждений и поэтому может быть ненадежной.

Легче всего обеспечить надежность с помощью индивидуальной передачи пакетов всем станциям, которые должны получать групповую рассылку, однако при этом среда передачи будет занята на время передачи пакета как минимум столько раз, сколько получателей рассылки. Для минимизации времени занятия среды логично было бы использовать широковещательную рассылку, когда для передачи пакета всем получателям он посылается один раз. К сожалению, в современных беспроводных протоколах, как правило, отсутствуют подтверждения доставки широковещательных пакетов, что не позволяет обеспечить надежность. К счастью, в последнее время появились механизмы обеспечения надежности [8, 10, 9, 6, 1] такого способа рассылки. Таким образом, появляется новый тип одношаговой многоадресной широковещательной передачи пакета:

**Определение 3** *Одношаговая передача пакета станцией  $x$  называется списочной (англ. reliable multicast/broadcast), если множество станций-приемников  $Y' \subseteq Y$ , и передача ведется с подтверждениями, т.е. считается надежной.*

В настоящее время одним из наиболее приоритетных направлений в беспроводных сетях стало развитие меш-сетей, описываемых стандартом IEEE 802.11s [3]. Помимо предлагаемых преимуществ в плане высокой отказоустойчивости, легкости развертывания, а также простоты наращивания сети, есть и ряд особенностей по сравнению с классическими беспроводными сетями стандарта 802.11, требующих отдельного внимания. С учетом этих особенностей, задача групповой маршрутизации разбивается на *две подзадачи*.

В силу большой степени интерференции в меш-сети снижается пропускная способность и возникает необходимость экономно расходовать ресурсы сети. Соответственно, передача должна затрагивать минимальное количество узлов сети и оказывать минимальное влияние на окружающие узлы, так как любое передаваемое сообщение может стать причиной коллизий и, как следствие, уменьшить пропускную способность сети в целом. Поэтому *первая подзадача* – разработка эффективных алгоритмов групповой маршрутизации, основанных на построении дерева рассылки с учетом широковещательного характера среды, а также влия-

ния на остальные узлы сети. При этом надежность передачи должна обеспечиваться из конца в конец по маршруту передачи от источника к получателям. Поэтому *вторая подзадача* – создание новых метрик, отражающих надежность групповой рассылки и учитывающих специфику механизмов многоадресной передачи с подтверждениями на каждом шаге передачи.

Целью данной работы является постановка задачи маршрутизации для надежной групповой рассылки, предложение вида метрики, отражающей специфику списочной передачи данных, а так же аналитическая оценка надежности доставки при одном из возможных решений (ELBP [1])

## 2. Построение дерева передачи

Пусть множество узлов меш-сети  $X = \{x_1, x_2, \dots\}$ , связи между ними обозначим  $E = \{e_1, e_2, \dots\}$ , тогда поставим в соответствие реальной сети граф  $G(X, E)$ . Обозначим узлы, входящие в группу рассылки как  $V = \{v_1, v_2, \dots\}$ . В общем случае дерево групповой рассылки не обязательно состоит только из узлов-получателей рассылки. Обозначим  $F = \{f_1, f_2, \dots\}$  множество узлов, использующихся для передачи групповых сообщений, которыми могут быть узлы-получатели рассылки и источник сообщений  $s$ . Наиболее простым и очевидным методом решения задачи построения дерева групповой рассылки является склейка одноадресных маршрутов. Однако так же очевидно, что такое дерево не будет являться оптимальным в плане использования ресурсов меш-сети. При передаче пакетов индивидуальным способом решением задачи будет построение дерева минимального веса, которая известна также как Задача Штейнера. Карп [5] продемонстрировал, что задача NP-сложна даже в случае, когда все соединения имеют одинаковый вес, в то время как в беспроводных сетях цена занимаемых ресурсов при передаче данных разным соседям различна. С другой стороны, при большой плотности узлов в области покрытия одной станции находится большое количество соседей. При пересылке кадра они все его получат. Очевидно при этом широковещательная передача может быть выгоднее чем одноадресная, в силу того что меньше времени тратится на передачу пакетов, поскольку в узлах ветвления при  $n$  ветвях используется 1, а не  $n$  передач, см. Рис.1. Соответственно процедура вычисления веса дерева меняется, и нужны новые эвристические алгоритмы построения дерева.

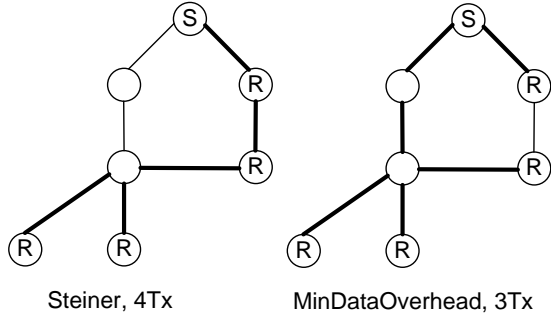


Рис. 1.

### 3. Использование широковещательного характера среды

Широковещательный характер среды передачи данных позволяет осуществлять передачу пакетов сразу нескольким получателям в пределах зоны уверенного приема. Однако в то же время занятие среды одним из узлов ведет к невозможности передачи другими узлами. Для оценки оптимальности выбора маршрута при широковещательном способе передачи необходимо задать метрику маршрута.

При вычислении одноадресных маршрутов стандарт IEEE 802.11s [3] определяет метрику звена следующего вида:

$$c_a = \left[ O + \frac{B}{r} \right] \frac{1}{1-p}, \quad (1)$$

где  $O$  – константа, определяемая физическим уровнем и отражающая накладные расходы на передачу данных,  $B$  – размер стандартного пакета,  $r$  – скорость текущей передачи,  $p$  – вероятность ошибки передачи пакета  $B$  на скорости  $r$ . Такая метрика имеет физический смысл времени занятия среды при передаче стандартного пакета. В случае индивидуальной рассылки и построения дерева Штейнера  $T$ , метрика маршрута будет вычисляться по формуле:

$$L_{route} = \sum_{t \in T} L_t, \quad (2)$$

где  $L_t$  – метрика звена  $t$ .

Будем считать, что в случае широковещательного метода передачи пакетов для обеспечения надежности на каждом шаге в общем случае его должны подтверждать некоторое количество получателей, то есть используется списочная передача пакета. При этом на каждом шаге  $i$ , характеризуемым передатчиком  $f$ , множеством получателей на данном шаге  $\mathcal{N}$ , множеством узлов, которые должны подтвердить получение  $\mathcal{J}$  на данном шаге  $i$ :  $(f_i, \mathcal{N}_i, \mathcal{J}_i)$  для успешного приема всеми получателями на каждом шаге рассылка пакета должна вестись

на скорости, используемой при определении метрики (1), минимальной среди получателей  $\mathcal{N}$ . Метрика вершины, т.е. количество канального времени, затраченного на передачу пакета из этой вершины, будет при этом зависеть от количества узлов-приемников сообщения на каждом шаге, количества узлов, которые должны подтверждать получение сообщения и от выбранной в зависимости от этих двух множеств скорости передачи. Считая, аналогично (1), что при каждой попытке передачи затрачивается  $[O + \frac{B}{r_i}]$  времени, получим общий вид метрики вершины на одном шаге передачи:

$$L_{f_i} = \sum_{k=1}^K \varphi_k(i) k \left[ O + \frac{B}{r_i} \right], \quad (3)$$

где  $K$  – предельное количество попыток передачи сообщения,  $\varphi_k(i)$  – вероятность того, что потребуется  $k$  попыток передачи сообщения на шаге  $i$ , а  $r_i = \min\{r_1, r_2, \dots, r_N\}$  – минимальная скорость среди  $N$  узлов-получателей на данном шаге из скоростей, используемых при подсчете метрики (1). Теперь общим решением задачи будет дерево с минимальным весом, определяемым по следующей формуле:

$$L = \sum_{i: f_i \in F} L_{f_i}. \quad (4)$$

Выбор множества  $F$ , определяющего дерево рассылки, является «Задачей о вершинном покрытии», которая, как известно, является NP-полной и не может быть точно решена за полиномиальное время [5]. Будем считать, что широковещание ведется на минимальной скорости, и найдем в этом предположении субоптимальное решение задачи. Существует хороший эмпирический подход [7], ставший классикой, использующий особенности широковещательного характера среды и позволяющий найти приближенное решение задачи о минимальном вершинном покрытии.

Цель алгоритма, приводимого в работе [7] – уменьшить количество передающих узлов в дереве, увеличивая количество листьев. Для описания алгоритма введем несколько обозначений. Пусть  $Cov(x)$  – узлы покрываемые  $x$  при широковещательной передаче сообщения. Так же используется несколько списков: список всех узлов сети, который при инициализации определяется как  $X = X - s$ ,  $F$  – список узлов, передающих групповые пакеты, независимо от того, являются ли они участниками группы рассылки или нет, список  $aux$ , который в начальный момент имеет вид  $aux = V - Cov(s) + s$ .

Предполагается, что информация о топологии сети в каком-либо виде может быть получена единственным узлом, вычисляющим дерево. В первый момент список передающих узлов

$F$  пуст. После инициализации алгоритм строит дерево начиная с узла  $x$ , который покрывает наибольшее количество узлов в текущем наборе  $aux$ . После этого  $x$  добавляется к списку  $F$  и становится частью набора узлов, передающих групповые сообщения и исключается из набора  $X$ . При этом узел  $x$  может быть выбран как передающий, только если он передает данные двум или более нижележащим узлам. В дополнение, получатели групповой рассылки, покрываемые узлом  $x$  ( $Cov(x)$ ) удаляются из списка  $aux$  узлов, которые необходимо покрыть деревом, а узел  $x$  добавляется в  $aux$ . Этот процесс повторяется, пока все узлы не будут покрыты или пока не останется больше узлов, позволяющих, будучи выбранными в качестве передающих, обеспечить выигрыш в смысле количества передач. В последнем случае различные поддерева соединяются деревом Штейнера. Для этого может применяться любая эвристика для построения дерева Штейнера. Построенное таким образом дерево в подавляющем большинстве случаев будет иметь такой же либо меньший вес в смысле накладных расходов, чем дерево, построенное с помощью алгоритма Штейнера.

#### 4. Надежная многоадресная доставка сообщений в беспроводной меш-сети

Нужно отметить, что алгоритм [7] не предполагает какого-либо обеспечения надежности передачи пакетов. При этом большая потеря пакетов на любом из звеньев передачи на втором уровне модели OSI окажется причиной плохой работы приложений на более высоких уровнях. Соответственно требуется применение одного из известных механизмов обеспечения надежной передачи на одном шаге при списочной передаче пакетов по дереву (из конца в конец), построенному с помощью алгоритма [7].

Очевидно, что многоадресный кадр не может подтверждаться стандартным способом с помощью ACK-кадра, посылаемого каждым из получателей, в силу неизбежности коллизий из-за одновременной посылки кадров-подтверждений станциями, получающими многоадресную рассылку. Существует несколько алгоритмов, позволяющих реализовать надежную доставку сообщений с помощью оптимизационных приемов, учитывающих особенности беспроводной передачи данных. Некоторые из этих алгоритмов, такие как BSMA (Broadcast Support Multiple Access) [9] использует нестандартный для протокола IEEE 802.11 метод ARQ, основанный на отправке кадра нега-

тивного подтверждения при неверно принятом кадре данных. Протоколы BMW (Broadcast Medium Window) [10] и BMM (Batch Mode Multicast MAC) [8] одноадресно опрашивают станции-получатели на предмет успешного получения сообщения, используя либо модифицированные кадры RTS, либо специальные кадры RAK. Отправитель повторяет посылку кадра данных, пока не получит кадр подтверждения успешной доставки (ACK) от каждого получателя. Протокол BMM, в отличие от протокола BMW, не использует процедуру конкурентного доступа между каждым обменом запросом-подтверждением в цепочке, что сокращает время передачи пакетов.

Такие протоколы обеспечивают хорошую надежность передачи данных, однако платой за это является большая избыточность: накладные расходы при этом, например, в случае BMM могут превысить полезную нагрузку. Поэтому для повышения производительности предлагаются подходы, частично жертвующие надежностью передачи данных в пользу производительности. Например, протокол LBP (Leader-Based Protocol) [6] выбирает среди всех получателей одного лидера, который от имени всей группы получателей отвечает за посылку кадра CTS в ответ на RTS и кадра подтверждения ACK в ответ на кадр с данными (так же может посылать и негативные кадры NCTS и NAK как отказ от приема и негативное подтверждение соответственно). При этом лидер выбирается случайно и равновероятно среди всех получателей (см. [2]), что является малоэффективным в плане достижения надежности, так как условия работы станций неодинаковы (разные вероятность коллизий, уровень шума, удаленность от станции, посылающей многоадресный кадр). Развитием этого подхода является использование предложенный в работе [1] были предложены механизмы обеспечения надежной доставки сообщений с помощью механизма многоадресной передачи с мультилидерным подходом ELBP (Enhanced Leader-Based Protocol), который позволяет достигнуть необходимого уровня надежности в балансе с производительностью.

Рассмотрим многоадресную передачу пакета на произвольном шаге рассылки по дереву. Протокол ELBP выбирает из общего количества получателей сообщения  $N$  (в нашем случае одношаговых получателей широкоэвентального сообщения) некоторое количество лидеров  $J$ , при том таких, у которых вероятность потери пакета  $p_j$  выше, чем у остальных узлов. После отправки блока из  $M$  пакетов отправитель запрашивает у каждого из лидеров под-

тверждение доставки (стандартный кадр Block Ack Request, BAR), и каждый из лидеров должен ответить кадром (Block Ack), содержащим битовую маску подтверждений на кадры блока. Если хотя бы один из лидеров не подтвердил прием какого-либо кадра из блока, то такой кадр должен быть передан вновь в следующем блоке. При этом лидеры могут быть выбраны как на длительное время, так и перед посылкой каждого блока кадров. Если пакет по какой-либо причине не был доставлен после первой попытки передачи, для его успешной доставки может потребоваться некоторое количество повторных передач, ограниченное параметром  $K$ .

Пусть количество узлов-получателей на очередном шаге  $N$ , номер очередной передачи обозначим  $k = 1, \dots, K$ , тогда вероятность того, что все лидеры ровно после  $k$ -й передачи получили переданное сообщение, будет вычисляться по формуле:

$$\pi_k = \prod_{j=1}^J (1 - p_j^k) - \prod_{j=1}^J (1 - p_j^{k-1}), k \leq K, \quad (5)$$

Вероятность того, что не все лидеры получили кадр данных после  $k$ -й попытки:

$$\tilde{\pi}_k = 1 - \prod_{j=1}^J (1 - p_j^k). \quad (6)$$

В случае использования механизма ELBP вероятность того, что потребуется  $k$  попыток для передачи пакета в (3) будет равна:

$$\varphi_k = \begin{cases} \pi_k, & k < K, \\ \pi_k + \tilde{\pi}_k, & k = K. \end{cases} \quad (7)$$

Слагаемое  $O$ , отражающее в случае ELBP расходы на обеспечение надежности передачи пакета, может быть записано в виде:

$$O_{ELBP} = \frac{(BAR + BlockAck)J}{M} + O. \quad (8)$$

Надежность передачи считается для узлов-получателей на  $i$ -м шаге и зависит от того, является ли получатель лидером:

$$\eta_{ij} = \begin{cases} p_j^K, & 1 \leq j < J, \\ \sum_{k=1}^K (\pi_k p_j^k) + \tilde{\pi}_k p_j^K, & J < j \leq N. \end{cases} \quad (9)$$

Однако в плане использования приложений решающее значение имеет не надежность на каждом конкретном шаге передачи, а общая надежность передачи от источника сообщений до конечных получателей по маршруту а так же надежность доставки ровно до всех получателей рассылки. Обозначим  $Q_{ji}$  вероятность того, что кадр будет успешно передан получателю  $j$  от

ретранслятора  $f$ ,  $Q$  – вероятность доставки пакета до всех конечных получателей по дереву,  $Q_v$  – вероятность доставки пакета до конечного получателя  $v$  по маршруту от источника сообщения. Так как вероятность того, что каждый следующий узел дерева получит кадр данных зависит от вероятности его успешного получения на предыдущем шаге. Поэтому в каждом узле дерева необходимо иметь информацию о том, кто является передатчиком для данного узла; введем для этого функцию  $parent(f)$ . Тогда,

$$Q_{fj} = \begin{cases} 1 - \eta_{fj}, & f = s, \\ (1 - \eta_{fj})Q_{parent(f),f}, & f \neq s. \end{cases} \quad (10)$$

$$Q_v = Q_{parent(v)v}, \quad (11)$$

Вероятность того, что пакет был успешно передан всем получателям на  $i$ -м шаге передачи  $Q_i^N$ , будет равна:

$$Q_i^N = \sum_{k=1}^K \pi_{ki} \prod_{j=J_i+1}^{N_i} (1 - p_j^k). \quad (12)$$

Тогда вероятность  $Q$  того, что пакет был успешно передан всем получателям рассылки  $V$ , будет определяться успешностью передачи в всех узлах дерева передающих узлов:

$$Q = \sum_{\forall i: f_i \in F} Q_i^N. \quad (13)$$

## 5. Заключение

В данной работе рассмотрена задача многоадресной рассылки в беспроводной меш-сети с обеспечением надежной передачи. Предложено решать данную задачу с помощью ширококвещательной передачи по дереву маршрутов с использованием подтверждений на каждом шаге. Такой новый тип одношаговой многоадресной ширококвещательной передачи пакета назван *списочной передачей*. При этом дерево рассылки должно быть построено с помощью алгоритма, минимизирующего вес дерева в метрике нового вида (3), отражающей количество канального времени, затрачиваемого на передачу пакета, и использование механизма подтверждений на каждом шаге (многошаговая списочная передача). В предположении, что ширококвещание ведется на минимальной скорости, для построения дерева используется алгоритм [7], минимизирующий количество передающих вершин. Для обеспечения надежности передачи

на каждом шаге используется способ многоадресной передачи с подтверждениями, описываемый математической моделью, предложенной в [1]. В силу того, что алгоритм [7] изначально не рассчитан на использование широковещания с подтверждениями и соответствующей метрики, требуется разработка нового алгоритма групповой маршрутизации, который позволил бы учесть особенности списочной передачи.

vol.2, 2001.

## Список литературы

- [1] Якимов М.Ю., Сафонов А.В. Поддержка надежной многоадресной передачи в беспроводном протоколе ieee 802.11. *Труды конференции "Информационные технологии и системы"(ИТИС-2007)*, pages 54–58, 2007.
- [2] H.-C. Chao, S. W. Chang, and J. L. Chen. Throughput improvements using the random leader technique for the reliable multicast wireless lans. In *ICN '01: Proceedings of the First International Conference on Networking-Part 1*, pages 708–719, London, UK, 2001. Springer-Verlag.
- [3] *IEEE P802.11s/D3.0. Draft STANDARD for Information Technology – Telecommunications and information exchange between systems – Local and metropolitan area networks – Specific requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications Amendment: Mesh Networking [Electronic resource]*, 2009.
- [4] *IEEE Standard for Information technology – Telecommunications and information exchange between systems – Local and metropolitan area networks – Specific requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, 2007.
- [5] Karp, R.-M. Reducibility among combinatorial problems. In *Complexity of computer computations (Plenum Press, New York)*, page 85–103, 1975.
- [6] J. Kuri and S. K. Kasera. Reliable multicast in multi-access wireless lans. *Wirel. Netw.*, 7(4):359–369, 2001.
- [7] P. M. Ruiz and A. F. Gomez-Skarmeta. Approximating optimal multicast trees in wireless multihop networks. In *Computers and Communications, 2005. ISCC 2005. Proceedings. 10th IEEE Symposium on*, pages 686–691, 2005.
- [8] M.-T. Sun, L. Huang, A. Arora, and T.-H. Lai. Reliable mac layer multicast in ieee 802.11 wireless networks. In *ICPP '02: Proceedings of the 2002 International Conference on Parallel Processing*, page 527, Washington, DC, USA, 2002. IEEE Computer Society.
- [9] K. Tang and M. Gerla. Random access mac for efficient broadcast support in ad hoc networks. pages 454–459, 2000.
- [10] K. Tang and M. Gerla. Mac reliable broadcast in ad hoc networks. volume 2, pages 1008–1013