

# МАТЕМАТИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ И ОПТИМАЛЬНОЕ УПРАВЛЕНИЕ

УДК 004.057.4

## МОДЕЛИРОВАНИЕ АЛГОРИТМА МАРШРУТИЗАЦИИ ПЕРЕДАВАЕМЫХ ДАННЫХ В БЕСПРОВОДНЫХ СЕТЯХ СО СМЕШАННЫМИ ТИПАМИ КОММУТАЦИИ

© 2008 г.

*А.Г. Гайнулин*

Нижегородский государственный технический университет

gaynulin@inbox.ru

*Поступила в редакцию 24.01.2008*

Рассматривается протокол маршрутизации передаваемых данных в сетях со смешанными типами коммутации. Дается описание алгоритмов и подходов, используемых для повышения эффективности использования пропускной способности сети, приводятся результаты сравнительного моделирования эффективности предложенного и существующих протоколов.

*Ключевые слова:* маршрутизация, сеть, типы коммутации.

### Введение

На протяжении всей истории человеческого общества обмен информацией был одной из важнейших потребностей и движущих сил развития социума. Существование современного общества невозможно представить без непрерывного информационного обмена. Современные цифровые сети связи стали использоваться для передачи разнородной информации со своими уникальными характеристиками и требованиями к каналу передачи данных, возросли требования к интеллектуальности сети. Наиболее остро проблема встала перед производителями оборудования для беспроводных высокоскоростных сетей связи, являющихся альтернативой для «последней мили» и локальных и персональных сетей. Существующие протоколы управления сетями оказались неэффективными для смешанных видов трафика с различными способами организации каналов передачи данных. Указанное обстоятельство обуславливает актуальность, научную новизну и практическую значимость исследований, посвященных разработке новых моделей, алгоритмов и комплексов программ, позволяющих решить данную задачу и предложить новые эффективные способы маршрутизации и передачи данных в высокоскоростных интегрированных беспроводных сетях.

### Модель беспроводной сети

Структуру беспроводной сети передачи данных принято описывать с помощью графа, вершины которого соответствуют узлам сети, а ребра – пролетам, на которых возможна радиосвязь между узлами. В общем случае ребра такого графа являются направленными (поскольку не всегда связь между узлами является симметричной), однако с учетом того, что подавляющее большинство беспроводных сетей использует механизм подтверждений при передаче данных, то можно считать, что радиосвязь возможна лишь в том случае, если связь между узлами является двунаправленной. Поэтому при построении графа, описывающего беспроводную сеть, будем использовать ненаправленные ребра, соединяющие узлы.

Такая особенность представления беспроводных сетей вынуждает отказаться от классической формулировки понятия пропускной способности на соединение (ребро графа) и перейти к оценке величин пропускной способности на узел или на кластер (под кластером будем понимать совокупность данного узла и всех его соседей, с которыми данный узел может установить соединение). Ресурсы пропускной способности канала связи в общем случае могут быть представлены как множество каналов связи на прием и на передачу, каждый из которых характеризуется па-

рой значений: пропускная способность и флаг занятости, показывающий может ли данный канал быть использован для приема или передачи данных. Кроме вышеперечисленных значений каждый из каналов характеризуется параметром способ доступа, который может принимать одно из следующих значений:

- выделенный канал – данный тип каналов связи используется для однонаправленной передачи данных между парой узлов, при этом доступ к ресурсам данного канала всем остальным узлам сети запрещен;
- разделяемый канал – такой типа каналов связи является аналогом общей шины и предназначен для всенаправленного обмена данными между двумя и более узлами сети;
- канал общего типа – может быть использован и как выделенный, и как разделяемый канал.

Рассмотрим, как осуществляется процесс обмена данными в такой сети. Сначала рассмотрим ситуацию однопролетной передачи данных. Пусть некоторый узел  $i$  собирает передать своему соседу  $j$  некоторое сообщение. В этом случае узел  $i$  должен выбрать для передачи данных один из каналов  $k$ , удовлетворяющих условию

$$k \in T_i \cap R_j, \quad (1)$$

где  $T_i$  – множество логических каналов, доступных узлу  $i$  для передачи данных,  $R_j$  – множество логических каналов, доступных узлу  $j$  для приема данных.

Дождавшись освобождения одного из доступных каналов  $k$ , узел  $i$  занимает его для передачи данных. При этом данный канал не может быть использован для передачи данных ни одним из узлов  $j$ -го кластера и не может быть использован для приема данных ни одним из узлов  $i$ -го кластера в течение всего времени передачи данных от узла  $i$  к узлу  $j$ .

В случае многопролетной передачи данных вышеописанная последовательность повторяется несколько раз, что, естественно, приводит к увеличению объема трафика, реально обслуженного сетью, в  $N+1$  раз, где  $N$  – количество промежуточных узлов ретрансляторов в маршруте передачи сообщения.

С учетом всего вышесказанного можно ввести еще один параметр узла как элемента реальной сетевой топологии – интенсивность обслуженного трафика. Данный параметр складывается из интенсивности трафика, созданного узлом, и интенсивности ретранслированного трафика.

Для беспроводных сетей с коммутацией пакетов одним из важнейших параметров является

средняя задержка при передаче данных. Этот параметр может быть вычислен следующим образом:

$$t_{cp} = \sum_{i \in Route} (t_i + T), \quad (2)$$

где  $T$  – время, необходимое для передачи пакета между двумя соседними узлами (включает в себя время на передачу пакета, защитные интервалы, передачу запросов и подтверждений и т.п.),  $t_i$  – время нахождения пакета в очереди на передачу на  $i$ -ом узле маршрута,  $Route$  – множество узлов, входящих в маршрут, кроме узла получателя.

Для сети, состоящей из одинаковых устройств, параметр  $T$  является постоянным для всех узлов и зависит, в основном, от длины пакета и пропускной способности канала связи. Параметр  $t_i$  зависит от интенсивности обслуженного каждого  $i$ -го трафика, поэтому для каждого узла имеет смысл вести еще один дополнительный параметр – интенсивность обслуженного трафика для кластера данного узла, или коэффициент использования разделяемого ресурса (ресурсов, в случае, если их несколько). Этот параметр позволяет провести оценку средней задержки передачи данных на маршруте, вызванную ожиданием в очереди с использованием аппарата теории систем массового обслуживания.

### Оценка пропускной способности беспроводной сети

Для передачи пакетного трафика такая оценка в простейшем случае может быть получена с использованием модели М/М/1. Однако следует учитывать, что в беспроводных сетях вне зависимости от типа протокола, используемого для конкурентного доступа к ресурсам разделяемого канала, всегда возможно возникновение коллизий, которые приводят к необходимости повторно передавать пакеты с данными и тем самым увеличивают фактическую величину поступившей нагрузки. В работе [1] были получены теоретические оценки использования пропускной способности канала связи для различных видов CSMA протоколов от суммарной нагрузки, обслуживаемой в сети. Однако для наших оценок такая зависимость является не слишком удобной, т. к. предсказание величины вносимой задержки базируется на использовании в расчетах интенсивности поступающей нагрузки, а не на интенсивности реально обслуженной нагрузки.

Поэтому для того, чтобы перейти от используемой в работе [1] интенсивности обслуженной нагрузки с учетом повторных передач воспользуемся соотношением, полученным в [2]:

$$\lambda = \lambda' \cdot e^{-\lambda' t}, \quad (3)$$

где  $t$  – время прослушивания эфира, необходимое для обнаружения коллизии.

После подстановки (3) в выражение (28) из [1] получаем:

$$S(\lambda') = \frac{\lambda' \cdot e^{-\lambda'} (1 + \lambda')}{\lambda' + e^{-\lambda'}}. \quad (4)$$

Однако как уже было сказано ранее, такое соотношение не позволяет оценить, какой объем поступившей нагрузки является для такой сети эффективно обслуживаемым (т.е. суммарная скорость поступившей нагрузки не превышает доли реально используемой скорости передачи данных в канале связи).

Эта зависимость позволяет получить одну из наиболее важных характеристик сети – диапазон поступившей нагрузки, при котором использование пропускной способности канала связи является эффективным.

Физический смысл полученного соотношения таков: полученная величина показывает, какая доля из поступившего в течение интервала времени  $T$  трафика реально обслуживается в течение этого времени  $T$ . То есть при значениях, меньших 1, задействованная пропускная способность канала связи используется неэффективно, поскольку часть ее тратится на передачу повторных сообщений и возникающие коллизии. С другой стороны, следует понимать, что значения больше единицы для данной величины означают лишь, что потенциал канала используется не полностью: потенциально достижимая пропускная способность при таком уровне нагрузки может быть больше, чем сам уровень нагрузки.

Таким образом, диапазон поступившей нагрузки, при котором использование пропускной способности канала связи является эффективным, соответствует диапазону значений посту-

пившей нагрузки, при котором предыдущее соотношение будет больше либо равно единице. Выход за пределы этого диапазона приводит к снижению эффективности использования разделяемого ресурса и уменьшению скорости передачи данных.

Можно ввести понятие оптимальной нагрузки на кластер как максимальную величину поступившей нагрузки, при которой значение полученного соотношения все еще больше, либо равно единице. Отсюда критерий оптимального использования пропускной способности сети можно сформулировать следующим образом: суммарная пропускная способность сети будет использоваться наиболее эффективно в том случае, если в любом кластере сети интенсивность поступающей нагрузки оптимальна.

### Маршрутизация данных в беспроводных сетях

Задачу маршрутизации данных в сети можно разбить на несколько этапов. Первый этап – определение требований к маршруту передачи данных. При этом критериями могут выступать пропускная способность канала, величина результирующей задержки при передаче данных или степень неоднородности этой задержки (джиттер), надежность выбранного маршрута и т.д. Второй этап – отыскание одного или нескольких маршрутов от источника передачи данных к их получателю, удовлетворяющих этим требованиям, или установление невозможности найти такой маршрут. Третий этап – выбор из множества найденных маршрутов одного, являющегося оптимальным по заданному набору критериев.

Первый этап обычно выполняется протоколами более высокого уровня на основании информации, к какому типу относится передаваемый трафик. В задачи алгоритма маршрутиза-

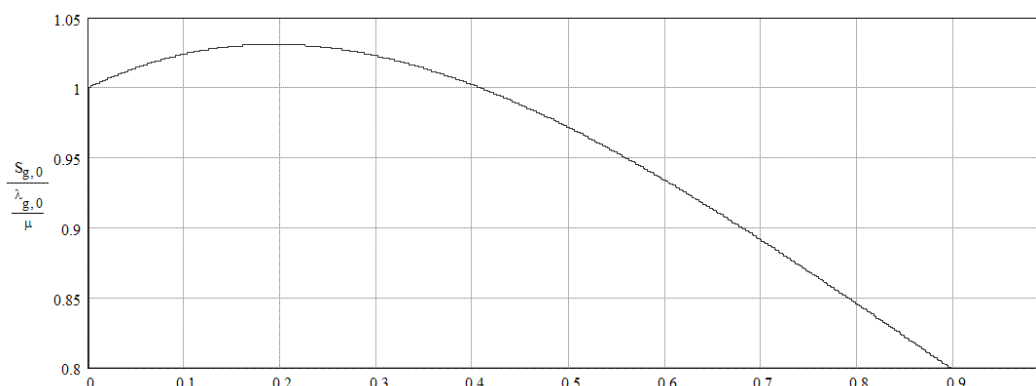


Рис. 1. Зависимость отношения коэффициента использования пропускной способности канала связи к нормированной интенсивности поступившей нагрузки от интенсивности поступившей нагрузки

ции входит выполнение второго и третьего этапа. В настоящее время существует множество алгоритмов, которые обеспечивают отыскание маршрутов передачи данных в беспроводных сетях. Все эти алгоритмы делятся на проактивные, реактивные, гибридные, иерархические и географические. Стоит отметить, что подавляющее большинство из вышеупомянутых алгоритмов выполняют поиск маршрутов передачи данных без учета требований, предъявляемых к каналам типом передаваемого трафика. Кроме того, все существующие алгоритмы маршрутизации предполагают использование только одного типа коммутации (либо пакетов, либо каналов) в беспроводной сети и оказываются неэффективными или даже неприменимыми для задач маршрутизации данных в сетях со смешанными схемами доступа к ресурсу передачи данных. Наибольшее распространение получили 3 группы протоколов: проактивные, реактивные и гибридные. Проактивные протоколы (известные также как протоколы маршрутизации с использованием таблиц) применяются для поиска маршрута непосредственно на стороне узла-источника. К таким протоколам относятся DSDV и WRP [3]. Реактивные протоколы, или протоколы маршрутизации по запросу, не хранят таблицу маршрутизации в памяти узла. Вместо этого они для каждого ранее неизвестного получателя выполняют рассылку пакетов поиска маршрута и по получению ответа начинают процесс установления соединения и передачи. Пример реактивного протокола – AODV [3]. Гибридные протоколы, такие как ZRP и HSLs [3], используют смешанный подход, когда для маршрутизации до определенного множества узлов «ближней зоны» используется проактивный протокол, а до узлов «дальней зоны» – реактивный протокол (например, для ZRP это протоколы IARP и IERP [3]). У каждого из подходов есть свои достоинства и недостатки. Так например, проактивные протоколы обеспечивают самую высокую скорость маршрутизации, но генерируют при этом значительный объем служебных пакетов. Реактивные протоколы, хотя и оказывают минимальное влияние на пропускную способность сети, предоставляют маршрутную информацию со значительной задержкой. Гибридные протоколы, сочетающие в себе достоинства проактивных и реактивных протоколов (хотя и не лишены недостатков) в целом являются более эффективными. Однако как было отмечено ранее, в настоящее время не существует протоколов маршрутизации, которые были бы эффективны в сетях со смешанными типами коммутации ре-

сурсов, поэтому требуется разработать новый протокол, который мог справляться с данной задачей.

### Алгоритм маршрутизации для трафика смешанного типа

В задачи алгоритма маршрутизации входит отыскание всех возможных ациклических путей от источника к получателю (надежность соединения в беспроводных сетях во много раз ниже, чем в проводных, и наличие уже проложенного резервного маршрута позволяет быстро восстановить разорванное соединение после сбоя) и последующий выбор одного из них, наиболее эффективного по заданному критерию.

Для поиска маршрутов в «ближней зоне» в основе разработанного алгоритма лежат модифицированный волновой алгоритм Ли, используемый для отыскания всех ациклических маршрутов от узла-источника к узлу-потребителю, и принцип минимальности занятых каналов. Принцип состоит в следующем: из двух зависимых маршрутов более эффективным считается тот маршрут, длина которого меньше. Данное ограничение основывается на следующем:

1) меньшая длина маршрута обеспечивает меньшую задержку при передаче данных;

2) маршруты по определению являются зависимыми, следовательно, всегда как минимум для одной пары узлов одного маршрута, найдется соответствующая пара узлов множества другого маршрута, между которыми будет находиться по меньшей мере один узел, не входящий в состав первого маршрута. При этом, очевидно, что поскольку эта пара узлов находится в зоне прямой видимости, то им потребовалось бы занять ровно  $n$  логических каналов для передачи  $n$  каналов трафика. При наличии между ними одного или нескольких промежуточных узлов получается, что им потребуется занять как минимум  $2n$  логических каналов:  $n$  на передачу данных от первого из пары узла к начальному узлу возникшего «рукава», и  $n$  на передачу данных от конечного узла возникшего «рукава» ко второму из пары узлу.

Теперь рассмотрим сам алгоритм маршрутизации. Он состоит в следующем:

1. Узел-источник присваивает себе нулевое расстояние, индекс волны равен 0.

2. Узел-источник распространяет на всех своих соседей волну и их расстояние по сравнению с ним увеличивается на 1 (расстояние до них составляет 1 пролет). Узел-источник строит у себя список маршрутов, каждому маршруту присваивается свой уникальный номер, и этот

номер вместе с расстоянием от узла-источника ассоциируется с соответствующим узлом соседом. Индекс волны увеличивается на 1.

3. Если среди соседей узла-источника оказался узел-потребитель, то работа алгоритма маршрутизации на этом заканчивается (очевидно, что любой другой путь, ведущий из источника к потребителю, будет менее эффективным по сравнению с уже найденным).

4. Если среди соседей узла-источника не оказалось узла-потребителя, то каждый из узлов, длина маршрута до которого равна индексу волны, пытается распространить волну на своих соседей.

5. Если сосед узла, распространяющего волну, до этого момента не был включен ни в один из маршрутов (то есть, ему не был присвоен никакой индекс) и удовлетворяет требованиям по обеспечению заданной пропускной способности, то ему присваивается индекс равный индексу волны +1. Длина маршрута, в который был включен узел, распространивший волну, увеличивается на 1 и номер этого маршрута сохраняется вновь помеченным узлом.

6. Если сосед узла, распространяющего волну, уже имеет индекс, то проводится проверка на независимость маршрутов, в которые входит соседний узел, и маршрута узла, распространяющего волну. Если маршруты оказались независимыми, то узел-сосед дополнительно помечается индексом, равным индексу волны +1. Длина маршрута, в который был включен узел, распространивший волну, увеличивается на 1 и

номер этого маршрута сохраняется вновь помеченным узлом.

7. Если узел-сосед оказался узлом-получателем, то полученный маршрут помечается, как законченный.

8. После того, как все узлы с индексом, равным индексу волны, распространили волну, индекс волны увеличивается на 1 и все повторяется с пункта 4.

Работа алгоритма маршрутизации завершается 3 возможными способами:

- узел-получатель оказывается соседом узла-источника;
- после очередного увеличения индекса волны оказывается, что нет ни одного узла с таким индексом;
- узел-источник ограничивает максимальный индекс волны определенным значением, по достижении которого поиск прекращается.

Проиллюстрируем работу алгоритма на примере.

После завершения работы алгоритма поиска, протокол маршрутизации должен осуществить выбор одного из этих маршрутов, оптимального по определенному критерию. Набор критериев зависит от типа передаваемых данных и политики управления ресурсами сети. Для потокового трафика (который использует коммутацию каналов) необходима дополнительная проверка на наличие достаточного количества доступных выделенных каналов для организации сквозного соединения на всем маршруте от источника до

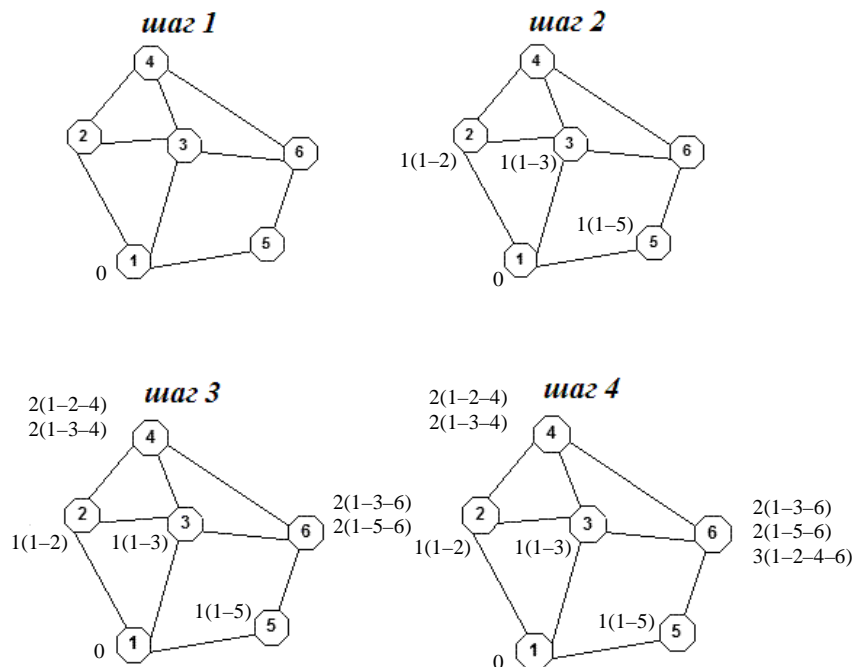


Рис. 2. Пример отыскания маршрута от узла-источника (1) до узла-получателя (6)

получателя. В случае, когда длина маршрута больше одного пролета должна производиться ретрансляция данных. При этом возможно повторное использование каналов. Определим количество пролетов, через которое возможно повторное использование канального ресурса. Для простоты анализа рассмотрим сеть, вытянутую в линию, когда каждый из узлов имеет ровно двух соседей. Пронумеруем все узлы сети последовательно от 1 до  $N$ . Рассмотрим маршрут передачи данных от некоторого узла с номером  $m$  до узла с номером  $k$ , будем предполагать, что  $(k-m) \gg 1$ . Пусть некоторый узел  $i$  принадлежит маршруту. Узел  $i$  использует для приема канал  $R_i$ , а для передачи канал  $T_i$ . Узел  $(i+1)$  не может использовать для передачи каналы  $R_i$  и  $T_i$ , т.к. в этом случае он будет мешать своему приемнику и приемнику узла  $i$ . Поэтому узел  $i+1$  будет использовать для приема канал  $R_{i+1} = T_i$ , а для передачи канал  $T_{i+1} \neq T_i \neq R_i$ . Соответственно,  $(i+2)$ -ой узел не может использовать для передачи каналы  $R_{i+1}$  и  $T_{i+1}$ , т.к. в этом случае он будет мешать своему приемнику и приемнику узла  $(i+1)$ . То есть,  $T_{i+2} \neq T_{i+1} \neq R_{i+1}$ , при этом, как было показано ранее,  $R_{i+1} = T_i$ , следовательно,  $T_{i+2} \neq T_{i+1} \neq T_i$ . Для узла с номером  $(i+3)$  также выполняется условие  $T_{i+3} \neq T_{i+2} \neq R_{i+2}$ , и, следовательно,  $T_{i+3} \neq T_{i+2} \neq T_{i+1}$ . Но, при этом узел  $(i+3)$  может использовать канал  $T_i$ . Таким образом, получается, что повторное использование ресурса возможно, если один узел удален от другого не менее чем на 3 пролета в пределах маршрута. На основании данных рассуждений можно сформулировать условие согласования, описывающее применимость данного маршрута для передачи запрошенного объема трафика: для каждой последовательно расположенной в направлении передачи данных четверки узлов маршрута выполняется:

$$\left\{ \begin{array}{l} |T_i \cap R_{i+1}| \geq N \\ |T_{i+1} \cap R_{i+2}| \geq N \\ |T_{i+2} \cap R_{i+3}| \geq N \\ |[T_i \cap R_{i+1}] \cup [T_{i+1} \cap R_{i+2}] \cup [T_{i+2} \cap R_{i+3}] \geq 3 \cdot N \end{array} \right. \quad (5)$$

$i \in [0, \text{длина маршрута} - 3]$ ,

где  $N$  – количество выделенных каналов, требуемое для обеспечения заданной пропускной способности маршрута.

Очевидно, что для маршрутов, длина которых менее 3 пролетов, необходимо исключить из условия множества, содержащие отсутствующие узлы и пропорционально уменьшить значение множителя в последнем условии.

Среди маршрутов, удовлетворяющих условию (5), выбирается один, который и будет ис-

пользован для передачи данных. При этом критерием выбора маршрута является максимально эффективное использование ресурсов пропускной способности сети. Для оценки затрат сети на передачу трафика, использующего заданное число выделенных каналов из узла «А» в узел «Б», введем параметр «вес маршрута». Вес маршрута – характеристика маршрута, равная сумме весов узлов – элементов сети, входящих в данный маршрут, включая начальный и конечный узлы маршрута. Для понимания этого параметра рассмотрим, что такое вес узла. Под весом узла мы понимаем число соседей узла. Теперь представим, что у некоторого узла «А» есть  $N$  соседей (вес узла «А» равен  $N$ ), среди которых есть и узел «Б». Все каналы передачи данных у каждого из узлов не заняты и доступны как для приема, так и для передачи. Узел «А» планирует начать передачу данных узлу «Б», для этого потребуются занять  $n$  логических каналов. После того, как соединение установлено, на все время его существования какие-то  $n$  каналов (для определенности положим, что первые  $n$  каналов), окажутся у узлов «А» и «Б» занятыми для передачи. Однако, т.к. все соседи узла «Б» оказываются в зоне его радиосвязи, то они не могут ни начать передачу на любом из занятых каналов (поскольку при этом их сигнал будет мешающим на приемнике узла «Б»). Соседи узла «А» не смогут принимать данные на любом из занятых каналов (так как при этом сигнал, излучаемый узлом «А», будет оказывать мешающее воздействие на их прием). Получается, что все  $n$  каналов оказываются недоступными не только для узлов, непосредственно участвующих в передаче и приеме данных, но и для их узлов-соседей. Очевидно, что чем больше соседей у узла, осуществляющего прием или передачу, тем значительнее его вклад в использование потенциальной пропускной способности сети. Следовательно, оптимальным с точки зрения использования пропускной способности сети является тот маршрут, вес которого меньше.

Для пакетного трафика, который использует разделяемые каналы для передач данных, поиск маршрутов выполняется по схожим принципам. Но в отличие от передачи данных с коммутацией каналов, выбор маршрута передачи будет осуществляться по иным критериям. Качество обслуживания для пакетного трафика определяется формулой (2), причем параметр  $T$  является константой, в то время как  $t_i$  зависит от интенсивности поступающей нагрузки. Можно ввести несколько критериев выбора оптимального маршрута, так, например, критерий минимальной средней задержки – из двух маршрутов передачи

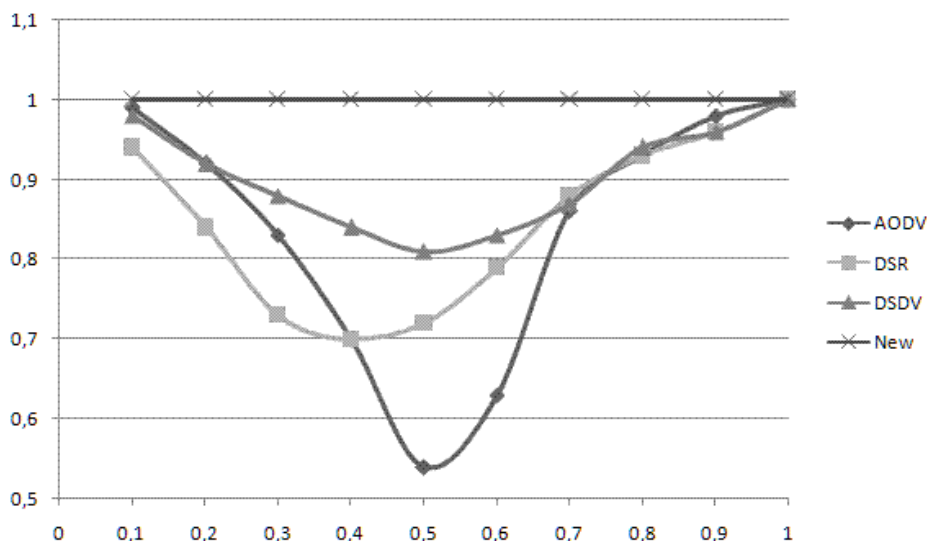


Рис. 3. Оценки достижимой пропускной способности сети для алгоритмов AODV, DSR, DSDV и разработанного алгоритма (New) в зависимости от степени связности сети

следует выбирать тот, который обеспечивает минимальную величину средней задержки при передаче данных. Критерий минимизации объема передаваемого трафика – из двух маршрутов следует выбирать тот, который обеспечивает меньшее число ретрансляций. Критерий минимальной вносимой задержки – из двух маршрутов следует выбирать тот, передача данных по которому увеличит среднее время задержки при передаче других потоков данных на минимальную величину. Критерий предотвращения перегрузок (минимаксный критерий) – из двух маршрутов следует выбирать тот, максимальное значение нагрузки на кластер у которого будет минимально. Каждый из вышеописанных критериев имеет свои достоинства и недостатки. Их использование должно быть обусловлено требованиями, предъявляемыми при передаче трафика.

Для сравнения эффективности работы полученного протокола была построена модель с использованием среды моделирования ns2. На основании этой модели было произведено сравнительное моделирование и получены оценки отношения реально достижимой пропускной

способности сети (количество успешно доставленных пакетов за единицу времени) для протоколов AODV, DSR, DSDV и разработанного алгоритма. Результаты моделирования, нормированные по значениям, полученным для разработанного протокола, приведены на рис. 3.

Полученные результаты позволяют говорить о значительном выигрыше от использования предложенного протокола в слабо- и среднесвязанных сетях, однако в сетях с топологией, близкой к полностью связанной, выигрыша практически не наблюдается.

*Список литературы*

1. Takagi H., Kleinrock L. Throughput Analysis for Persistent CSMA Systems // IEEE Transactions on Communications. 1985. V. 7. P. 627–638.
2. Крылов В.В., Самохвалова С.С. Теория телетрафика и ее приложения. Основы теории систем массового обслуживания для задач телекоммуникаций. СПб.: БХВ, 2005. 288 с.
3. Royer E., Toh C. A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks // IEEE Personal Communications. 1999. V. 4. P. 46–55.

**MODELING OF DATA TRANSMISSION ROUTING ALGORITHM IN MIXED SWITCHING WIRELESS NETWORKS**

*A.G. Gaynulin*

The data transmission routing protocol in mixed switching networks is considered. Algorithms and ways to increase the efficiency of network capacity are described. The results of comparative modeling of the proposed and existing protocols are presented.