

ГЛАВА 2

МАРШРУТИЗАЦИЯ В САМООРГАНИЗУЮЩИХСЯ РАДИОСЕТЯХ

2.1. Анализ методов маршрутизации

2.1.1. Анализ методов маршрутизации в стационарных сетях

Под методом маршрутизации (ММ) будем понимать совокупность правил (процедур), определяющих образование, поддержание маршрутов передачи между отправителем и адресатом в сетях связи и обеспечивающих эффективное использование сетевых ресурсов при заданном качестве обслуживания пользователей. Эта последовательность действий может учитывать достижимость отдельных узлов (элементов сети), частоту ошибок при передаче данных, длины очередей пакетов к выходящим каналам, оценки задержек пакетов на различных маршрутах и т.д. Соответствующие решения могут приниматься во время установления каждого логического соединения между отправителем и адресатом данных (режим виртуальных каналов) или независимо для каждого пакета (дейтаграммный режим).

Целью маршрутизации является нахождение такого пути (или совокупности путей) между источником и адресатом, который обеспечит эффективное использование сетевых ресурсов и заданное качество обслуживания пользователей. Все многообразие методов маршрутизации можно разделить по следующим признакам [1–12]: использование маршрутных таблиц; частота принятия решения; способ принятия решения; место использования метода в сети; необходимая информация для принятия решений.

Рассмотрим более подробно данную классификацию и кратко охарактеризуем методы маршрутизации, используемые в настоящее время в стационарных сетях передачи данных (рис. 2.1).

1. Прежде всего, необходимо отметить, что большинство методов маршрутизации используют маршрутные таблицы для хранения информации о всех изменениях конфигурации сети. Но существуют и такие способы продвижения пакетов в сети, которые не требуют наличия таблиц маршрутизации в сети, т.е. никаких попыток запоминать маршрут не предпринимается. Вместо этого узлы отслеживают лишь сам факт прохождения через них отдельных пакетов и принимают решение о том, следует ли передавать их дальше (обычно на основании того, проходил ли ранее пакет или нет).

ких методах решения по выбору маршрутов вообще не изменяются, маршрут каждого сообщения известен заранее до его входа в сеть и определяется вручную администратором сети. В каждом узле имеется список каналов, по которым может быть передан пакет с данным адресом. Список составляется с учетом предпочтения каналов. Узлы не обмениваются информацией, способствующей выбору и изменению маршрутов, и не производятся соответствующие измерения в отдельных узлах. Другими словами, не учитываются изменения условий работы сети. Преимуществом таких методов является простота их реализации. Однако при существенных изменениях состояния сети администратору необходимо срочно ввести изменения в маршрутные таблицы, иначе сеть перестанет работать корректно.

В *квазистатических* методах совокупность локальных маршрутных таблиц не фиксирована раз и навсегда (как в статических методах), а меняется при изменении интенсивностей входных потоков (хотя и довольно медленно).

В *адаптивных* (динамических) методах маршрут заранее не известен, а на каждом узле направление дальнейшей передачи выбирается исходя из текущей информации. При адаптивной маршрутизации в узлах сети анализируются изменения условий передачи пакетов и обрабатывается статистика использования различных маршрутов. На основании этого производится выбор маршрута. Кроме дополнительного расхода ресурсов сети, связанных с анализом ситуаций в сети, передачей маршрутной информации и корректированием маршрутных таблиц, адаптивная маршрутизация может вызвать нежелательные колебания нагрузки в каналах и закливание пакетов на маршрутах.

Стратегия принятия решений включает в себя формулу маршрутизации [6, 12] для количественного выражения стоимости пути и построения маршрутных таблиц, а также частоту корректировки маршрутных таблиц. Стоимость пути есть сумма стоимостей составляющих его каналов. Если все каналы одинаковы, то в качестве стоимости пути используется число переприемов. В других сетях стоимость каналов может изменяться в зависимости от измеренной частоты ошибок, перегрузок в канале, его пропускной способности, измеренной задержки пакета в очереди на передачу и т.д. Когда говорят о кратчайшем пути, то имеют в виду путь минимальной стоимости.

3. Адаптивные протоколы маршрутизации, применяемые в стационарных сетях, делятся на две группы:

1) дистанционно-векторные алгоритмы DVA (Distance Vector Algorithms) – каждый маршрутизатор периодически и широковещательно рассылает соседним маршрутизаторам вектор, компонентами которого являются расстояния от данного маршрутизатора до всех известных ему маршрутизаторов (сетей). Эти алгоритмы хорошо работают только в небольших сетях. В больших сетях они заполняют сеть интенсивным служебным трафиком, к тому же изменения конфигурации не всегда корректно могут обрабатываться алгоритмом этого типа, так как маршрутизаторы не имеют точного представления о топологии связей в сети, а располагают только

обобщенной информацией — вектором дистанций, например RIP (Routing Information Protocol);

2) алгоритмы состояния связей LSA (Link State Algorithms), которые обеспечивают каждый маршрутизатор информацией, достаточной для построения точного графа связей сети, путем обмена короткими HELLO-пакетами со своими ближайшими соседями (методом лавинной рассылки). В отличие от протоколов DVA объявления о состоянии связей протоколов LSA не повторяются периодически, а передаются только в том случае, когда с помощью сообщений HELLO было установлено изменение состояния какой-либо связи (сетевой топологии). В результате объемы служебного трафика при использовании протоколов LSA (например, OSPF (Open Shortest Path First)) гораздо меньше, чем при использовании протоколов DVA.

4. В зависимости от способа принятия решений адаптивные ММ можно классифицировать как централизованные, распределенные и иерархические. При *централизованных* адаптивных методах все указания об изменении маршрутов разрабатываются центром управления сетью (ЦУС), находящемуся в некотором узле сети (отдельном маршрутизаторе), куда передается информация о состоянии сети. Затем этот узел рассылает маршрутные таблицы по сети, чтобы каждый маршрутизатор получил собственную таблицу и в дальнейшем самостоятельно принимал решение по поиску маршрутов для передачи информации.

При *распределенных* адаптивных методах выбор маршрута в каждом узле производится самостоятельно на основании данных, получаемых по протоколу маршрутизации от остальных маршрутизаторов сети.

Иерархические адаптивные методы разрабатываются в основном для крупномасштабных сетей с большим количеством узлов. При этом сеть делится на регионы, в каждом из которых имеется центр измерений и управления. Центр собирает информацию о состоянии своего региона и обменивается этой информацией со всеми региональными центрами, которые вырабатывают указания об изменении маршрутов и передают их в узлы своих регионов.

Опыт показал, что централизованные методы более эффективны в глобальном смысле, так как выбор маршрутов в каждом узле последовательно основывается на состоянии всей сети. Методы распределенной маршрутизации эффективны в основном в локальных участках; решения, принимаемые в отдельных узлах, часто оказываются несогласованными, возникает закливание пакетов. С другой стороны, эти методы быстро реагируют на изменение потоков данных и ресурсов в локальных участках сети.

5. Сеть Интернет, кроме организационной структуры, определяющей деление глобальной сети на сети различных поставщиков услуг, состоит также из автономных систем — это совокупность сетей под единым административным управлением, обеспечивающим общую для всех маршрутизаторов (относящихся к некоторой автономной системе) политику маршрутизации. Автономные системы связываются при помощи внешних шлюзов (маршрутизаторов), использующих некоторый про-

токол маршрутизации, причем только один – в отличие от маршрутизаторов внутри автономной системы. Поэтому в зависимости от места работы протоколов маршрутизации в сети различают внешние и внутренние шлюзовые протоколы маршрутизации.

Внешние шлюзовые протоколы отвечают за выбор маршрута между автономными системами. В качестве адреса следующего маршрутизатора указывается адрес точки входа в соседнюю автономную систему.

Основным внешним шлюзовым протоколом в сети Интернет на сегодняшний день является BGPv4 (Border Gateway Protocol), который пришел на смену протоколу EGP (Exterior Gateway Protocol) с целью устранения эффекта заикливания маршрутов. Преимущество протокола BGPv4 заключается в успешной работе при любой топологии связей между автономными системами, что соответствует нынешнему состоянию Интернета. Однако для взаимодействия маршрутизаторов по протоколу BGPv4 необходимо их конфигурирование администратором в ручном режиме.

Протокол ICMP (Internet Control Message Protocol) используется в сети Интернет как вспомогательный для оповещения отправителя о “несчастных случаях”, происшедших с его пакетом в процессе передачи, а также для мониторинга сети (утилиты *ping* и *tracert*).

Внутренние шлюзовые протоколы отвечают за маршрут внутри автономной системы. В случае транзитной автономной системы эти протоколы указывают точную последовательность маршрутизаторов от точки входа в автономную систему до точки выхода из нее.

Протокол RIP (Route Information Protocol) является внутренним протоколом маршрутизации дистанционно-векторного типа, использующий для поиска кратчайшего пути алгоритм Беллмана–Форда. Для измерения расстояния до сети стандарты протокола RIP допускают различные виды метрик: значение пропускной способности, время задержки, надежность сетей, количество ретрансляций, а также комбинации этих метрик. Преимущество протокола RIP заключается в его простоте, но это приводит к осложнениям в работе протокола в случае потери какого-либо маршрута. Это связано с тем, что в формате сообщения протокола RIP нет поля, указывающего, что пути к данной сети больше не существует. Еще один недостаток протокола RIP – заикливание маршрутов.

Протокол OSPF (Open Shortest Path First) построен на базе алгоритма состояния связей и работает в два этапа. На первом этапе каждый маршрутизатор строит граф связей сети, в котором вершинами графа являются маршрутизаторы, а ребрами – интерфейсы маршрутизаторов. Второй этап состоит в нахождении оптимальных маршрутов с помощью полученного графа (с помощью алгоритма Дейкстры). Основным недостатком протокола OSPF является значительное возрастание вычислительной сложности с увеличением размерности сети.

6. В зависимости от информации, используемой для принятия решения, адаптивные методы маршрутизации делятся на *изолированные* и *кооперированные*. *Изоли-*

рованные методы действуют в каждом узле независимо и используют лишь информацию о состоянии своего собственного узла и его выходных каналов. При *кооперированных* методах узлы обмениваются служебной информацией для выбора маршрутов передачи данных. Они обеспечивают быструю адаптацию, надежность и гибкость маршрутизации, но требуют передачи служебной информации между узлами сети и памяти для ее запоминания, т.е. используют часть ресурса сети. С увеличением размерности сети затраты ее ресурсов значительно возрастают.

Существуют различные варианты обмена служебной информацией при кооперированной маршрутизации. Например, узлы могут сообщать о длинах очередей пакетов на выходящие каналы векторами оцененных минимальных задержек пакетов ко всем узлам сети. Такой обмен может быть периодическим или аperiodическим. При любой кооперированной маршрутизации выполняются следующие четыре функции:

- состояние каждого отдельного узла сообщается соседним узлам или центру маршрутизации сети;
- на основании этих сообщений формируется общее состояние сети;
- производится выбор оптимальных маршрутов с учетом общего состояния сети;
- корректируются маршрутные таблицы в узлах сети.

В целом адаптивные ММ являются приближением, часто довольно грубым, к оптимальной маршрутизации по критерию минимального среднего времени доставки пакетов в сети. Причина этого в том, что не учитывается влияние текущих действий на состояние сети в будущем. Как правило, перегружается основной (наиболее предпочтительный маршрут) и недостаточно используются альтернативные (обходные) маршруты.

При построении методов маршрутизации обычно стремятся выполнить следующие основные требования [4–8]: минимальное среднее время доставки пакета в сети, адаптация к возможным изменениям нагрузки в сети на маршрутах от отправителя к адресату, быстрая реакция на изменения топологии сети, препятствование закликиванию пакетов, достаточная простота, минимальные аппаратные и программные затраты для своей реализации.

Теоретически идеальным является метод динамической маршрутизации, основанный на глобальном учете состояния сети. Однако возрастание скорости адаптации метода приводит к увеличению загруженности каналов передачи служебной информацией. Поэтому на практике в сетях передачи данных используют адаптивные методы маршрутизации. Адаптивная маршрутизация должна удовлетворять требованиям адаптации к колебаниям нагрузки и изменениям структуры сети, обеспечивать отсутствие циклов в маршруте и осуществление обходов вокруг зон перегрузки сети. Она включает в себя следующие функции (рис. 2.2): контроль состояния сети; сбор служебной информации о состоянии сети в месте принятия решения; хранение маршрутов; вычисление маршрутов; ретрансляцию пакетов [6, 8, 12].



Рис. 2.2. Функции адаптивных методов маршрутизации

1°. Контроль состояния сети. Переменными, отражающими состояние сети и используемыми для вычисления маршрутов, являются: топологическая связность, структура трафика, задержка, качество каналов. Будем различать локальное, глобальное и частичное состояния. Чтобы определить локальную связность, каждый узел должен контролировать состояние смежных каналов и (или) узлов, отслеживая трафик в канале или (при отсутствии трафика) периодически опрашивать соседей. Нагрузка локального трафика контролируется с помощью измерения соответствующих параметров, называемых *метриками*. Метрикой может быть либо пропускная способность канала, его загрузка на текущий момент (средняя или мгновенная длина очередей), либо задержка информации при ее прохождении по этому каналу и т.д.

Многие протоколы маршрутизации (например, IGRP) предусматривают широкий диапазон значений метрик, что позволяет проводить их точную настройку в больших сетях с меняющейся производительностью и топологией. Вместо простой метрики маршрута между узлами i и j эти протоколы используют обобщенную метрику c_{ij} , которая служит для более точной оценки маршрута:

$$c_{ij} = r((k_1/B_e) + (k_2t_s)),$$

где r – надежность (процент информации, успешно переданной следующему узлу); k_1, k_2 – константы, которые по сути являются весовыми коэффициентами пропускной способности и задержки; B_e – эффективная пропускная способность, которая определяется как произведение полосы пропускания на загруженность канала; t_s – время задержки.

Маршрут, имеющий меньшую обобщенную метрику, будет наиболее предпочтительным. Если к одному получателю есть несколько маршрутов, в протоколе IGRP реализована возможность передачи трафика по всем или нескольким маршрутам (многомаршрутная передача). Например, если один маршрут имеет обобщенную метрику 1, а другой – 3, то через маршрут с метрикой 1 будет передано в

три раза больше данных. Однако используются только те маршруты, обобщенные метрики которых находятся в определенном диапазоне.

Глобальное состояние, определяющееся информацией о связности и структуре трафика всей сети, может быть оценено с помощью сбора и сопоставления локальной информации, поступающей из всех узлов сети. Частичное состояние (по отношению к заданному узлу) находится на некотором промежуточном уровне между глобальным и локальным состояниями. Оно является состоянием сети с "точки зрения данного узла" и включает все элементы, необходимые для принятия маршрутных решений в этом узле.

Существует тесная связь между методами определения состояния сети и классами методов маршрутизации. Так, изолированная стратегия маршрутизации основана на локальной информации о состоянии сети, и распределена на частичной информации о состоянии сети, а централизованная требует определения локальной информации во всех узлах и глобальной информации о состоянии сети в ЦУС. На основе качественного анализа методов маршрутизации можно утверждать, что глобальная информация запаздывает больше (или менее актуальна по отношению к реальной ситуации на сети) и создает больший дополнительный служебный трафик. Однако эта информация имеет большую глобальность с точки зрения реального состояния сети в целом. Поэтому вероятность образования "петель" сводится к минимуму, и методы, использующие глобальную информацию о состоянии сети, обладают хорошей приспособляемостью (реакцией) к перегрузкам сети и стохастическому изменению структуры сети.

2°. Сбор информации о состоянии сети (рассылка маршрутной информации). Результаты измерений состояния сети могут либо обрабатываться локально, либо передаваться на собирающий центр для дальнейшей обработки. В случае централизованной маршрутизации результаты локальных измерений периодически сообщаются в ЦУС и обобщаются для получения глобальной информации о состоянии сети. При распределенной маршрутизации результаты локальных измерений комбинируются с информацией, полученной из соседних узлов, и используются для корректировки частичной информации о состоянии сети (для данного узла); далее частичная информация передается соседним узлам. Эта информация может передаваться узлам синхронно или асинхронно, периодически или только в случае ее изменения (рассылка по событиям). В случае изолированной стратегии маршрутизации результаты измерений обрабатываются и используются локально (между узлами нет обмена информацией о состоянии).

3°. Хранение маршрутов. Существуют несколько возможностей хранения маршрутной информации в узлах. Наиболее общее решение состоит в том, чтобы в узле i ($i = 1, \dots, N$) хранить матрицу размерности $N \times N_i$ (где N — общее число узлов; N_i — число соседей узла i), записи которой являются долями направляемого данному адресату суммарного трафика, который должен быть распределен по различным соседним узлам (многопутевая маршрутизация).

Еще один способ хранения маршрутной информации в узлах состоит в том, что узел i ($i = 1, \dots, N$) хранит всю матрицу связей между узлами, но это требует $O(N^2)$ памяти. Зато при использовании такой матрицы можно вычислить и кратчайшие пути, а не только их длины.

Маршрутные таблицы либо вычисляются локально (распределенная маршрутизация), либо управляются централизованно (централизованная маршрутизация).

4°. **Вычисление маршрутов.** Как правило, выбор маршрута выполняется по критерию пути минимальной стоимости (кратчайшего пути) следования к адресату на основе информации о состоянии сети, доступной данному узлу. При использовании изолированной стратегии каждый узел содержит сведения о состоянии своих собственных очередей. Он также хранит предварительно вычисленный список предпочтительных для данного адресата выходных линий (упорядоченных по приоритету). Стратегия состоит в маршрутизации пакетов по наиболее приоритетному каналу до тех пор, пока длина очереди не превысит заданного порогового значения. Далее используется канал второго приоритета и т.д. В распределенной стратегии узлы выбирают кратчайшие пути до каждого адресата на основе имеющейся в них информации:

- каждый узел сети располагает частичной информацией о состоянии сети. В этом случае каждый узел хранит для каждого из N узлов сети число, которое представляет собой значение цены известных кратчайших путей к этому узлу. Обмен этой информацией позволяет узлам итеративно вычислять пути минимальной цены ко всем узлам сети, используя метод Беллмана—Форда (в сети Интернет протоколы маршрутизации RIP, IGRP [1–3]);

- каждый узел сети располагает глобальной информацией о состоянии сети. В этом случае каждый узел передает всем другим узлам сети список имеющихся у него линий и их стоимость. Используя эту информацию, каждый узел может выполнить любой централизованный метод поиска кратчайшего пути. Так, например, работает сеть Интернет (протокол маршрутизации OSPF [1, 3]), в котором кратчайший путь вычисляется по методу Дейкстры.

При централизованной стратегии ЦУС владеет глобальной информацией о состоянии сети и периодически вычисляет наилучшие маршруты между всеми парами узлов. При этом в узлах не требуется никаких вычислений.

5°. **Ретрансляция пакетов.** Ретрансляция пакетов — это процесс, происходящий в каждом промежуточном узле и включающий в себя анализ заголовка каждого входящего пакета, опрос маршрутной таблицы, помещение пакета в соответствующую очередь и его передача. Будем различать механизмы передачи для виртуальных каналов и дейтаграмм. В режиме виртуального канала отправитель и адресат устанавливают виртуальный канал и маршрут между ними фиксируется на время сеанса. Все пакеты используют этот путь. Решение об изменении маршрута между данной парой отправитель—получатель может приниматься только до начала сеанса связи.

В дейтаграммном режиме передача пакетов по маршруту может осуществляться следующими способами:

- “последовательная” маршрутизация, при которой в заголовке передается только идентификатор узла-адресата и следующий транзитный участок определяется с помощью маршрутной таблицы. Каждый узел в пути от источника к адресату выполняет эту процедуру;

- маршрутизация отправителем, при которой сведения обо всем пути (т.е. идентификаторы промежуточных узлов) предварительно проставляются в маршрутной части заголовка каждого пакета в узле источника. При топологических изменениях, заставляющих изменять маршрут от источника к адресату, любой промежуточный узел, обнаружив отсутствие связности, может: 1) пересчитать новый маршрут к месту назначения или 2) “забыть” о маршруте источника и отправить пакет, используя “последовательную маршрутизацию”;

- широковещательная передача, которая предполагает передачу пакета всем узлам;

- многопутевая передача, предусматривающая распределение трафика по нескольким маршрутам.

Таким образом, можно отметить, что ключевыми вопросами при разработке новых методов маршрутизации являются: “какую информацию собирать о состоянии сети?”, “как часто?”, “каким образом?”, “в каком виде ее хранить?” и “как использовать?”. Кроме того, методы маршрутизации должны отвечать ряду важных требований. Во-первых, ММ должны обеспечивать построение рациональных маршрутов для передачи трафика с заданным качеством; во-вторых, ММ должны быть достаточно простыми (не требовать слишком большого объема вычислений и передачи значительного количества служебного трафика); в-третьих, ММ должны обладать свойством сходимости (всегда приводить к согласованному построению маршрутных таблиц за приемлемое время).

2.1.2. Схема системного анализа и синтеза методов маршрутизации в СРС

Начало работ по исследованию методов маршрутизации в СРС положил в 70–80-е годы проект DARPA PRNET (Defense Advanced Research Project Agency Packet Radio Networks) [13]. В настоящее время многочисленные методы разработаны рабочей исследовательской группой IETF (Internet Engineering Task Force) [14] для сетей MANET. Целью данной рабочей группы является стандартизация методов маршрутизации, которые, используя традиционные IP-сервисы, обеспечивали эффективную маршрутизацию в мобильных радиосетях с динамичной топологией. Внедрение протокола IPv6 позволит создать в Интернет гибкую и масштабируемую структуру маршрутизации за счет иерархической адресации [15]. Однако до конца не решенной остается проблема создания эффективных методов маршрутизации IP-пакетов мобильных хостов в сетях Интернет, так как существующие методы (включая IP, Netware IPX, ISO CLNP, AppleTalk) не поддерживают мобильные хосты.

Все методы маршрутизации, предложенные для применения в СРС, можно классифицировать по следующим признакам (рис. 2.3) [16]:

- способу построения и поддержания маршрутов – таблично-ориентированные (далее табличные), зондовые и гибридные;
- количеству получателей – однопользовательские, групповые и “волновые”;
- количеству и типу параметров в метрике выбора маршрута – однопараметрические и многопараметрические, энергосберегающие, с заданным качеством обслуживания и др.
- количеству маршрутов – однопутевые и многопутевые;
- типу маршрутов – симметричные и асимметричные;
- наличию оборудования позиционирования – координатные и некоординатные;
- организации сети – иерархические и неиерархические (одноуровневые);
- принятию решений по маршрутизации – пассивные и активные (интеллектуальные).



Рис. 2.3. Классификация методов маршрутизации в СРС

Задачей метода маршрутизации является создание, хранение и поддержание маршрута(ов) передачи между отправителем и адресатом заданного качества (обычно кратчайшего). Кратчайший маршрут определяется как функция минимальной стоимости маршрута, определяемая как сумма стоимостей всех каналов маршрута.

Табличные методы маршрутизации предполагают построение и поддержание маршрута в узлах сети на основе ведения ними маршрутных таблиц и обмена маршрутными сообщениями между узлами. При этом различают два основных класса, определяемых используемым алгоритмом поиска кратчайшего пути (Дijkstra или Беллмана–Форда).

С помощью *зондовых* методов маршрутизации строят и обновляют маршруты на основе зондирования сети специальными служебными пакетами (зондами).

При необходимости передачи в сети информации от одного абонента к нескольким (всем) получателям возникает необходимость *групповой (волновой)* маршрутизации.

В зависимости от параметров, учитываемых при выборе маршрута, различают *одно- или многопараметрические* методы маршрутизации.

Если необходимо строить и поддерживать несколько маршрутов передачи (например, требование по безопасности передачи), то говорят о *многопутевой* маршрутизации.

В зависимости от типа радиоканалов (из-за неоднородной мощности передачи узлов) возможно применение *асимметричной* маршрутизации между парами отправитель—адресат.

При росте размерности сети до сотни и тысячи абонентов возникает задача введения иерархии управления сетью и, соответственно, *иерархической* маршрутизации.

Если принятие решения по маршрутизации реализовано на основе использования базы знаний, то говорят об *активной* или *интеллектуальной* маршрутизации.

При наличии в узлах сети системы позиционирования возможно применение методов *координатной* или географической маршрутизации.

Задачей метода маршрутизации является создание, хранение и поддержание маршрута(ов) передачи между отправителем и адресатом заданного качества (обычно кратчайшего). Кратчайший маршрут определяется как функция минимальной стоимости маршрута, которая состоит из стоимостей всех каналов маршрута. При этом методы маршрутизации должны [17]:

- соответствовать особенностям СРС;
- удовлетворять ряду обязательных (опционных) требований $\{TR_q\}$, $q = \overline{1, Q}$, например, TR_1 – децентрализованное функционирование (обязательно); TR_2 – быстрая сходимость и отсутствие заикливания маршрутов (обязательно); TR_3 – минимальная загрузка сети служебной информацией (может выступать целевой функцией); TR_4 – получение маршрута по мере необходимости (режим „молчания” сети); TR_5 – обеспечение нескольких маршрутов доставки информации к адресату; TR_6 – обеспечение маршрутов заданного качества (по производительности, задержке и др.); TR_7 – поддержка однонаправленных каналов; TR_8 – минимизация расходуемой мощности узлов, оснащенных батареями; TR_9 – безопасность процессов маршрутизации и др.

Синтез ρ -го метода маршрутизации в СРС $U_\rho = \{U_\rho^c, U_\rho^x, U_\rho^b, U_\rho^p\}$, $\rho = \overline{1, P}$ должен включать синтез следующих основных функций и алгоритмов их реализации (рис. 2.4) [17]:

- U_ρ^c – сбор и рассылка маршрутной информации по: охвату сети (глобальный – о состоянии всей сети или локальный – в пределах определенного количества ретрансляционных участков); типу (по мере необходимости, периодический или по событиям; пассивный и активный); объему (формату) маршрутных сообщений (зондов) – определяет количество контролируемых параметров сети; способу рас-

сылки (волновой, зондовый, табличный, гибридный); процедуре обработки маршрутной информации в узлах сети и т.д.;

- U_p^x – хранение маршрутной информации (количество, состав маршрутных таблиц, место их хранения) может осуществляться автономно или распределенно (несколькими узлами);

- U_p^b – вычисление маршрутов, может осуществляться на основе использования: алгоритмов вычисления кратчайших путей (Беллмана–Форда или Дейкстры), зондирования сети, информации о координатах узлов;

- U_p^p – ретрансляция (передача) пакета: последовательная (любой промежуточный узел маршрута имеет право на его изменение), “источником” (отправитель фиксирует маршрут передачи), многопутевая (по нескольким маршрутам), групповая (по групповому маршруту), волновая.



Рис. 2.4. Синтезируемые функции методов маршрутизации в СРС

Кроме того, каждый класс методов маршрутизации требует разработки дополнительных алгоритмов. Например, иерархические методы требуют решения задач кластеризации и адресации, методы групповой маршрутизации – разработки алгоритмов построения и поддержания групповых маршрутов передачи информации, методы координатной маршрутизации – алгоритмов оперативного управления топологией [18] и т. д.

Синтез единого метода маршрутизации, осуществляющего пользовательскую и системную оптимизацию, удовлетворяющего всем условиям функционирования СРС и, соответственно, всем требованиям $\{TR_q\}$, $q = \overline{1, Q}$, не представляется возможным. Поэтому решение проблемы маршрутизации декомпозируется на задачи, т.е. разработку новых методов маршрутизации необходимо производить по классам, каждый из которых удовлетворяет определенному виду трафика, имеющемуся оборудованию в узлах или условиям функционирования СРС (рис. 2.5).

Методика оценки эффективности методов маршрутизации в автоматизированных сетях радиосвязи с динамической топологией предназначена для оценки эффективности методов маршрутизации, применяемых в сетях с динамической топологией.

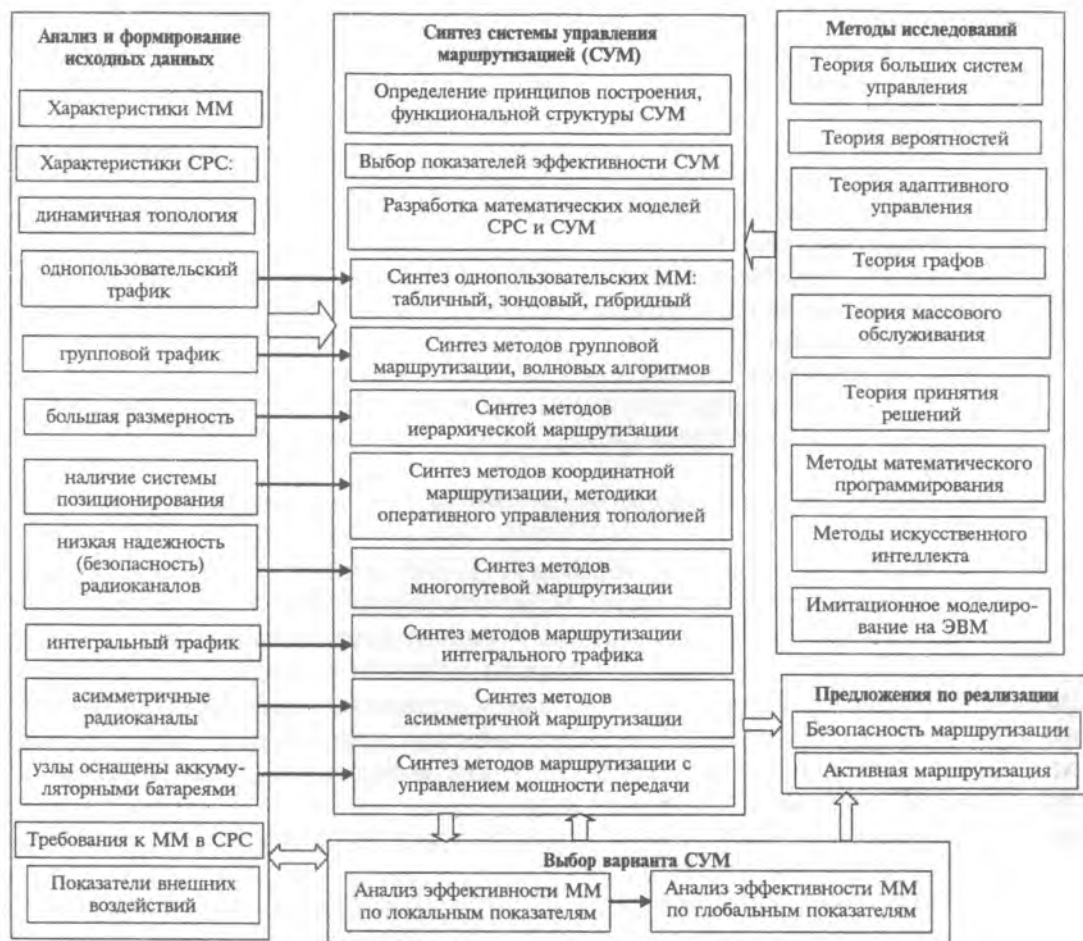


Рис. 2.5. Схема системного анализа и синтеза методов маршрутизации в СРС

Постановка задачи. *Заданы:*

- параметры СРС;
- множество ММ $\{U_\rho\}$, $\rho = \overline{1, P}$ предлагаемых для реализации в данной СРС;
- требования к методам маршрутизации в СРС $\{TR_q\}$, $q = \overline{1, Q}$.

Необходимо: оценить эффективность предложенных методов маршрутизации и дать рекомендации по их применению в самоорганизующихся радиосетях.

Методика оценки эффективности ММ в СРС с динамичной топологией включает следующие этапы.

1. Анализ функционирования СРС и задание исходных данных: параметров СРС; параметров множества исследуемых ММ; требований к методам маршрутизации.

2. Выбор показателей эффективности функционирования ММ.

3. Оценка локальных показателей эффективности ММ (временная, связанная и вычислительная сложность метода) по классам и выбор наиболее эффективного в своем классе (формирование допустимого множества ММ).

4. Построение модели функционирования СРС, моделей функционирования методов маршрутизации и проведение экспериментов.

5. Получение зависимостей показателей эффективности ММ от различных условий функционирования СРС.

6. Оценка эффективности ММ по глобальным показателям (пропускной способности, среднему времени задержки сообщений, соотношению объема служебной и полезной информации).

Рассмотрим подробнее содержание каждого из этапов.

В результате анализа предполагаемого применения сети и характеристик ее элементов должны быть получены следующие исходные данные.

1. *Параметры СРС:*

- размерность сети: N – число узлов сети, d – ее диаметр и площадь размещения;

- характеристики узлов сети, описанные на различных уровнях представления: физическом (частота f_i , вид модуляции, мощность передатчика p_i , параметры антенн и т. д.), канальном (тип протокола доступа к каналу; метод организации радиоканала – частотный, временной, кодовый; скорость передачи в канале v_k и т.д.); сетевом (исследуемый метод маршрутизации U_p , метод управления нагрузкой), транспортном; аппаратурном (объем буферов, характеристики процессора и т.п.); оперативном (соотношение количества узлов по величине мобильности, количество узлов и время их работы в режиме “молчания” и др.);

- характеристики радиоканалов: скорость передачи, соотношение симметричных и асимметричных каналов и др.;

- исходные варианты топологии СРС (исходные координаты размещения на местности – x_i, y_i , средняя степень связности узла сети – \bar{c}_i) и сценарии ее поведения: v – величина топологических изменений сети (скорость v_i и направления γ_i перемещения узлов, интенсивность отказов радиоканалов и узлов вследствие огневого или радиоэлектронного воздействия противника);

2. *Параметры информационного обмена в сети:*

- требования к качеству информационного обмена: $t_{\text{здоп}}$ – предельное значение времени задержки передачи сообщений ξ -го типа; $p_{\text{ош}}$ – вероятность ошибки в передаваемом сообщении;

– $\|g_{ij}^{\xi}(t)\|$ – значение входящей нагрузки между i -м и j -м абонентами ξ -го типа.

3. *Параметры исследуемого множества ММ:* $\{U_p\}$, $p = \overline{1, P}$.

Показатели эффективности методов маршрутизации целесообразно разбить на три группы: глобальные, локальные и эксплуатационно-финансовые.

Глобальные показатели. Маршрутизация выступает в роли подсистемы системы управления СРС и поэтому, очевидно, необходимо оценивать ее эффективность по показателям функционирования самой сети:

- пропускная способность $S = V_{\text{дис}}/V_{\text{гис}}$, где $V_{\text{дис}}$ – объем (выраженный в битах) доставленных адресатам с заданным качеством $N_{\text{дис}}$ информационных сообщений, $V_{\text{гис}}$ ($N_{\text{гис}}$) – объем (количество) сгенерированных отправителями информационных сообщений или для сообщений, имеющих одинаковый объем $S = N_{\text{дис}}/N_{\text{гис}}$;

- среднее время задержки передачи сообщений $\bar{t}_z = \sum_{i=1}^{N_{\text{дис}}} t_{\text{дис}i} / N_{\text{дис}}$, где $t_{\text{дис}i}$ – время доставки i -го информационного сообщения;

- эффективность использования служебных сообщений будем оценивать по соотношению $\delta = V_{\text{сс}}/V_{\text{дис}}$ ($N_{\text{сс}}/N_{\text{дис}}$), где $V_{\text{сс}}$ ($N_{\text{сс}}$) – объем (количество) служебных сообщений, переданных в сети (подсчитывается при каждой ретрансляции). Заметим, что к служебной информации относится не только служебные пакеты (маршрутные сообщения, зонды, квитанции, hello-сообщения, пакеты присутствия), а также информация в заголовках пакетов;

- оптимальность маршрута $m_o = \sum_{N_{\text{дис}}} (l_{\text{дис}} - l_{\text{кр}}) / N_{\text{дис}}$, где $l_{\text{дис}}$ – длина маршрута

для доставленных адресату $N_{\text{дис}}$ информационных сообщений; $l_{\text{кр}}$ – кратчайший маршрут, полученный с помощью алгоритма Дейкстры.

Локальные показатели. Методы маршрутизации требуют дополнительных временных затрат и ресурсов сети для передачи служебной информации, а также ресурсов хранения и вычисления маршрутов. Поэтому для сравнения ММ можно использовать следующие локальные показатели:

- $t_{\text{пм}}$ – время, необходимое для построения маршрута (временная сложность метода); данный параметр особенно важен для зондовых методов маршрутизации.

- $V_{\text{сс}}$ – количество (объем) служебных сообщений, используемых для построения маршрута (связная сложность метода);

- $V_{\text{мт}}$ – размеры маршрутных таблиц и алгоритм вычисления маршрутов (вычислительная сложность метода).

К третьей группе следует отнести *экономические и эксплуатационные показатели*. Они характеризуют финансовые затраты на разработку программного обеспечения маршрутизаторов, их развертывание и эксплуатацию.

Для оценки эффективности ММ по локальным показателям необходимо: провести оценку i -го ММ по j -му ресурсу сети $R_i^j = \{R_i^1, R_i^2, R_i^3\}$, расходуемому на получение маршрутного решения при структурном изменении в сети, где $R_i^1 = t_{\text{пм}}$, $R_i^2 = V_{\text{сс}}$, $R_i^3 = V_{\text{мт}}$.

Модель сети: сеть представляется ненаправленным графом $G = (N, L)$, где N – число узлов; L – число каналов; d – ее диаметр. Допущения: каждый ММ принимает одинаковые маршрутные решения после произошедшего топологического изменения в сети, служебные сообщения передаются без ошибок, корректировка маршрутных таблиц происходит “синхронно”. Оценка эффективности ММ по локальным показателям проводится в следующей последовательности:

1) вычисление (доказательство) значений локальных показателей i -го ММ при топологическом изменении в сети – $R_i^1 = O(p(x))$, $R_i^2 = O(p(x))$, определение объемов маршрутных таблиц – $R_i^3 = O(p(x))$, где $p(x)$ – многочлен и $x = (N, L, d)$;

2) сравнение методов маршрутизации. Упорядочим локальные характеристики по приоритету $R^2 > R^1 > R^3$, который отражает отношения преимущества показателей, т.е. показатель R^1 важнее показателя R^2 . Критерием эффективности является следующее соотношение: если $R_i^j < R_k^j$ при одинаковых маршрутных решениях, то i -й ММ эффективнее k -го по j -му показателю.

Анализ локальных показателей, особенности реализации функций ММ позволяют обосновать преимущества того или иного ММ, выбрать ММ, удовлетворяющие требованиям, и тем самым сузить пространство поиска.

Для оценки эффективности ММ по глобальным показателям необходимо получить значения S , t_3 , δ , m_0 при различных условиях функционирования сети, которые могут задаваться варьируемыми значениями: N , v , g , \bar{c} . Получить аналитически данные зависимости не представляется возможным из-за нестационарности происходящих процессов и значительной размерности задачи. Поэтому следует прибегнуть к имитационному моделированию.

Выбор эффективного (оптимального) ММ осуществляется по следующим критериям: $\max S$, $\min \bar{t}_3$, $\min V_{\text{сс}}/V_{\text{дис}}$, $\min m_0$ на различных интервалах изменения v и g .

2.2. Методы однопользовательской маршрутизации информационных потоков в сетях с динамической топологией

Анализу и синтезу методов маршрутизации в сетях связи посвящено большое количество работ [1–12]. Однако большинство разработанных методов маршрутизации ориентировано на достижение оптимального использования сетевых ресурсов при квазистатических условиях работы сети, т.е. таких условиях, при которых сетевая топология и трафик изменяются медленно.

Задачей метода маршрутизации является создание, поддержание маршрутов передачи между каждой (передающей и принимающей) парой узлов по кратчайшим путям, где кратчайший путь определяется как функция минимальной стоимости пути, т.е. суммарной стоимостью всех каналов пути.

Все методы маршрутизации, применяемые в СРС, по способу построения и поддержания маршрутов можно разделить на три группы: таблично-ориентированные, зондовые и гибридные (рис. 2.6) [16].



Рис. 2.6. Основные классы методов маршрутизации в СРС

2.2.1. Таблично-ориентированные методы маршрутизации

Для таблично-ориентированных методов маршрутизации известны два подхода для вычисления кратчайшего пути в сети в зависимости от того, какой информацией располагает узел о состоянии сети.

1. Каждый узел сети располагает полной информацией о состоянии сети. В этом случае каждый узел может выполнить любой централизованный алгоритм поиска кратчайшего пути. Так работает, например, сеть Интернет, в которой кратчайший путь вычисляется по алгоритму Дейкстры (протокол OSPF) [1, 2, 8]. Для СРС предложен метод OLSR (Optimized Link State Routing) [19], который является модификацией OSPF. Его основное отличие – учет ширококвещательной природы радиоканала для сокращения числа передач в алгоритме рассылки маршрутной информации.

2. Каждый узел сети располагает локальной информацией о состоянии сети. Данный класс методов реализован на основе распределенной версии алгоритма Беллмана-Форда [1, 2, 8] (метод вектора-расстояний DVA (Distance Vector Algorithms)), который изначально был реализован в сети ARPANET, а сегодня используется в Интернет в протоколах RIP и IGRP. Представителями данного класса методов в мобильных радиосетях являются DARPA PRNET (Packet Radio Networks) [13], DSDV (Destination Sequenced Distance Vector) [20], WRP (Wireless Routing Protocol) [21], ADV (Adaptive Distance Vector Routing) и др.

Данные методы предполагают ведение каждым узлом одной или нескольких таблиц, хранящих информацию о маршрутах доставки информации по всем адресатам сети. Всегда присутствует основная таблица – маршрутная. Рассмотрим ее содержание на примере метода маршрутизации сети DARPA PRNET [13]. Каждый маршрут хранится в виде отдельного входа: адресат (j), соседний узел (N_j) в кратчайшем маршруте передачи к адресату и стоимость маршрута (C_j) (рис. 2.7). Стоимость маршрута предполагает сумму метрик каждого канала. В качестве метрики обычно используется число ретрансляционных участков, но могут использоваться также задержка доставки пакетов, качество канала и др.

Каждый узел периодически информирует (рассылает маршрутные сообщения, содержащие измененные входы маршрутных таблиц) своих соседей о своих маршрутах к адресату. Приняв маршрутное сообщение, узел i модифицирует свои входы маршрутных таблиц, используя принцип оптимальности динамического программирования [8]:

$$C^{(p)}(i, j) = \min_k [c(i, k) + C^{(p-1)}(k, j)],$$

где $C^{(p)}(i, j)$ – стоимость кратчайшего пути от узла i к адресату j на p -й итерации; $c(i, k)$ – стоимость передачи по каналу (i, k) , $k \in N_i$. После корректировки маршрутных таблиц узел рассылает маршрутные сообщения своим соседям.

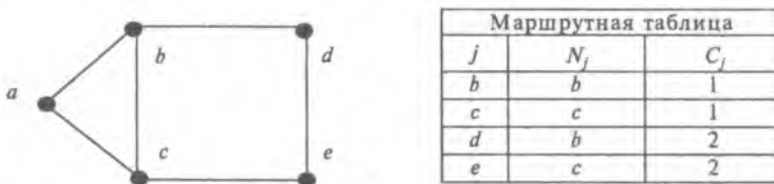


Рис. 2.7. Пример маршрутной таблицы для узла a (метод DARPA PRNET)

Недостатком данного метода является необходимость решения так называемой проблемы “конечного счета”. Алгоритм требует большего количества итераций для завершения работы (в худшем случае N итераций, где N – число узлов сети), вызывает заикливание маршрутов, в некоторых ситуациях генерирует большее количество маршрутных сообщений.

Метод DSDV [20] является таблично-ориентированным, основан на алгоритме Беллмана–Форда и улучшил его за счет исключения заикливания маршрутов. Каждый мобильный узел поддерживает маршрутную таблицу ко всем возможным адресатам сети. Каждый ее вход помечается порядковым номером, определенным адресатом (рис. 2.8). Порядковый номер маршрута n_m позволяет узлам различать “старый” маршрут и “новый” для избежания формирования маршрутных циклов [22]. Маршрутные таблицы периодически корректируются. Для уменьшения объема слу-

жебного трафика маршрутные сообщения бывают двух типов. Первый тип содержит полную маршрутную информацию узла и передается редко, второй — только измененную маршрутную информацию и может включаться в пакет канального доступа. При отказе канала маршруту, проходящему через него, назначается бесконечная метрика и корректируется его порядковый номер.

Идентификатор адресата j	Следующий узел на пути к адресату N_j	Число переприемов C_j	Порядковый номер маршрута n_m
----------------------------	---	-------------------------	---------------------------------

Рис. 2.8. Структура маршрутной таблицы (метод DSDV)

Все маршрутные сообщения нумеруются. Нумерация позволяет различать новую и старую информацию и гарантирует, что каждое маршрутное сообщение будет передаваться каждым узлом своим соседям не более одного раза.

Преимущество метода — отсутствие закливания маршрутов. Недостатки: трудность определения оптимального значения максимального “времени установки маршрута” для отдельного адресата, что приводит к колебаниям маршрута и дополнительной рассылке маршрутных сообщений; использование обоих способов рассылки маршрутных сообщений (периодического и событийного), что вызывает дополнительный служебный трафик; ожидание узлом для корректировки входа маршрутной таблицы к определенному адресату маршрутного сообщения от этого адресата; неподдержание групповой маршрутизации.

К сожалению, ни один из перечисленных подходов не отвечает сформулированным требованиям к методам маршрутизации в СРС с динамичной топологией. Подход с полной информацией для вычисления кратчайшего пути в сети требует большого количества информации о состоянии сети, которая надежно доставлялась бы каждому узлу от всех других узлов сети. Эта информация должна посылаться при каждом изменении сетевой топологии или стоимости канала. Задержка в доставке такой информации, особенно в СРС, а также дополнительная нагрузка на сеть служебными сообщениями значительны.

Алгоритм Беллмана—Форда требует решения проблемы “конечного счета”, вызывает закливание маршрутов в течение его выполнения (эта проблема решена в методе DSDV за счет введения нумерации маршрутов), требует N итераций (где N — число узлов в сети) для сходимости, в случае неправильного приема маршрутной информации приводит к возникновению блокировок. Если вычисляемое расстояние ограничено, то не обнаруживается разделение сети на отдельные подсети.

Поэтому был предложен таблично-ориентированный метод маршрутизации WRP для СРС с изменяющимся числом узлов, который обладает положительными свойствами распределенной версии алгоритма Беллмана—Форда и, кроме того, препятствует закливанию маршрутов, уменьшает время сходимости, обеспечивает несколько маршрутов доставки информации [21, 23].

Метод WRP предполагает, что каждый узел имеет свой идентификационный номер (ИН), каналы радиосвязи двунаправленные, в качестве стоимости пути выбран единственный параметр – число ретрансляций. Алгоритм, реализующий метод, сходится независимо от числа узлов и основан на ведении каждым узлом трех таблиц (U^x): маршрутной таблицы (MT), таблицы расстояний (ТР) и таблицы соседей (ТС).

В маршрутной таблице узла i (MT _{i}) хранится дерево, связывающее узел i со всеми узлами сети по кратчайшим путям. Будем называть его деревом источника T_i . Маршрутная таблица – размерности $N \times 4$, где N – число узлов сети. Элементами таблицы являются (рис. 2.9, в): j – узел адресат; N_j^i – следующий узел в кратчайшем пути от i к j ; A_j^i – промежуточный узел, непосредственно предшествующий j (расстояние до него от узла i равно $D_j^i - 1$); D_j^i – длина кратчайшего пути от узла i к j , выраженная числом ретрансляций; $F_j^i = \{0, 1\}$ – флаг, определяющий увеличение D_j^i ($F_j^i = 1$) со времени передачи i -м узлом последнего маршрутного сообщения.

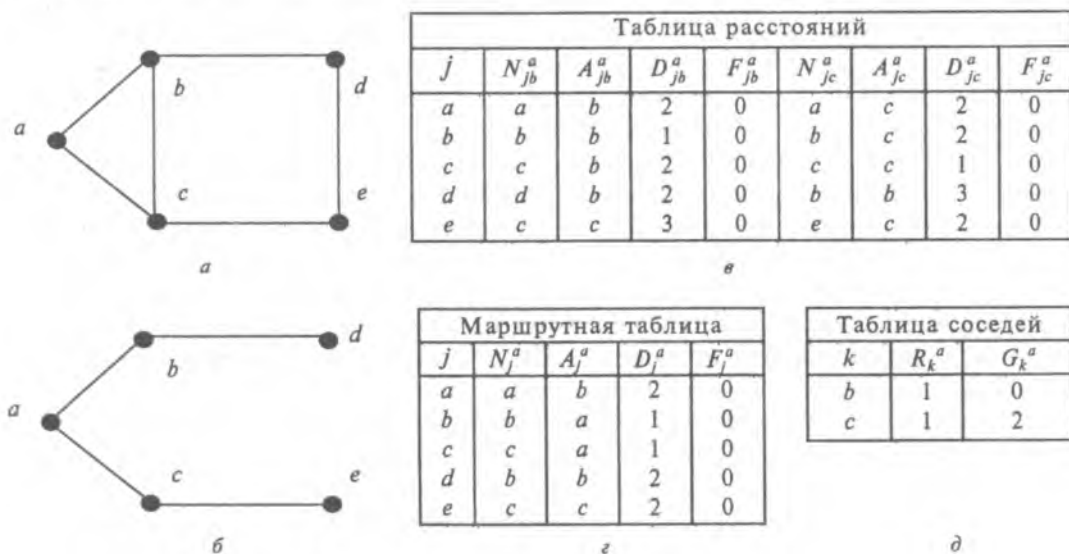


Рис. 2.9. Пример CPC и содержимое таблиц узла a

При инициализации маршрутная таблица узла i (рис. 2.9, з) содержит следующие значения: $A_i^i = N_i^i = i, D_i^i = 0, F_i^i = 0$.

Таблица расстояний узла i (рис. 2.9, в) содержит деревья источника, определяемые своими соседями. Ее размерность $|N| \times 4 |N_i|$, где N_i – множество соседей

узла i . Элементы таблицы показаны на рис. 2.9, *в*: j — адресат; k — узел — сосед узла i ; N_{jk}^i — следующий узел в кратчайшем пути от k к j ; A_{jk}^i — узел, непосредственно предшествующий узлу j ; D_{jk}^i — кратчайшее расстояние от i к j через узел k ; $F_{jk}^i = \{0, 1\}$ — флаг, показывающий увеличение D_{jk}^i ($F_{jk}^i = 1$) с последним полученным маршрутным сообщением от узла k .

Маршрутные сообщения посылаются периодически (но асинхронно) каждым узлом через $t_{\text{пр}}$ единиц времени (период рассылки). Формат маршрутного сообщения i -го узла (MC_i): $\text{ИН}_j, A_j^i, N_j^i, D_j^i$ для всех j в маршрутной таблице i -го узла.

Таблица соседей размерности $|N_i| \times 2$ (рис. 2.9, *д*) содержит такие элементы: k — соседний узел; $R_k^i = \{0, 1\}$ — флаг приема MC_k ($R_k^i = 0$) после передачи ему MC_i ; G_k^i — указатель качества связи с соседом, равный числу периодов рассылки маршрутного сообщения i -м узлом без подтверждения его приема k -м узлом.

На рис. 2.9, *а* показана СРС с пятью узлами. Предполагается, что все узлы связаны со своими соседями, узел a передал свое последнее маршрутное сообщение и не принял маршрутное сообщение от узла c . На рис. 2.9, *б* показано T_a .

Узлы СРС могут обнаруживать два типа топологических изменений: отсутствие радиосвязи со “старым” соседом и установление радиосвязи с “новым” соседом.

Отсутствие связи со своими соседями обнаруживается двумя способами: отсутствием информационного трафика данного соседа и маршрутного сообщения после периода обнаружения связности $t_{\text{пос}}$, равного нескольким $t_{\text{пр}}$ (для метода маршрутизации DARPA PRNET $t_{\text{пос}} = 4t_{\text{пр}} = 45$ с [13]); отсутствием квитанции на переданное сообщение в течение времени ее ожидания.

Узел устанавливает радиосвязность с новым узлом после приема его маршрутного сообщения. Передача информационных пакетов может осуществляться следующими способами (U^P).

1. *Последовательная маршрутизация.* Узел-отправитель ищет в маршрутной таблице следующий узел на пути к адресату и передает ему пакет; каждый узел в пути от источника к месту назначения выполняет аналогичные действия.

2. *Маршрутизация отправителем.* Узел-отправитель фиксирует в заголовке пакета ИН ретрансляторов маршрута “отправитель → адресат”. Преимущество данного способа: отсутствие заикливания при наличии радиосвязности между узлами, указанными в заголовке. При топологических изменениях, заставляющих изменить маршрут от источника к месту назначения, любой ретранслятор может определить новый маршрут к месту назначения или отправить пакет, используя последовательную маршрутизацию.

3. *Широковещательная передача или многопутевая маршрутизация.* Предполагается передача пакета всем или нескольким узлам сети.

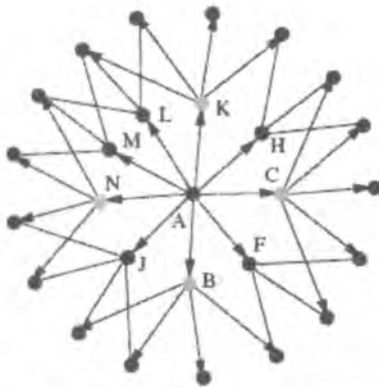


Рис. 2.10. Пример рассылки маршрутной информации для OLSR

Отличительной особенностью метода OLSR от применяемого в Интернете протокола OSPF (оба используют для поиска кратчайшего пути алгоритм Дейкстры) является уменьшение размеров и количества маршрутных сообщений, рассылаемых в сети. Для этого при проведении корректировки маршрутов каждый узел назначает определенное множество соседних узлов MPR-узлов (Multipoint Relays), ответственных за ретрансляцию служебных пакетов. Узел, не входящий в данное множество, не ретранслирует пакет. Для реализации данной процедуры каждый узел периодически передает соседям hello-сообщения, содержащие списки всех соседей. Из этого списка каждый узел выбирает подмножество соседей, покрывающих все узлы, находящиеся на расстоянии двух ретрансляций. Для примера на рис. 2.10 узел *A* может выбрать в качестве ретрансляторов маршрутной информации (в качестве MPR-узлов) узлы *B*, *C*, *K* и *N* (эти узлы покрывают все узлы, находящиеся от *A* на расстоянии двух ретрансляционных участков). Каждый узел вычисляет кратчайшие маршруты по критерию минимума ретрансляций на основании двух таблиц (топологической и таблицы соседей).

Преимущество данного метода: поддержание маршрутов в актуальном состоянии, меньший служебный трафик по сравнению с OSPF. Недостатком является все-таки значительный служебный трафик, который в общем случае может быть сопоставим с волновой рассылкой.

2.2.2. Оценка эффективности таблично-ориентированных методов маршрутизации

В табл. 2.1 показаны особенности построения, функционирования и потенциальные возможности каждого из рассматриваемых методов маршрутизации. В табл. 2.2 представлена сравнительная оценка таблично-ориентированных методов маршрутизации по локальным показателям. Анализ данной таблицы позволяет сделать следующие выводы.

Основным недостатком метода QLSR, основанного на алгоритме Дейкстры [8], является передача значительных объемов служебной информации $O(N)^*$ всем узлам сети при любом изменении топологии (стоимости канала) сети и значительная вычислительная сложность при увеличении размерности сети $O(N \times N)$.

Таблица 2.1

Особенности построения и потенциальные возможности ММ	OLSR	DARPA PRNET	DSDV	WRP
Алгоритм вычисления кратчайшего пути	Дийкстры	Беллмана–Форда		
Маршрутная метрика	Ретрансляционный участок			
Частота рассылки маршрутных сообщений	Периодическая и по событиям			
Глубина рассылки маршрутных сообщений	Всеm	Только соседним узлам		
Порядковая нумерация маршрутов	Нет	Нет	Да	Нет
Применение в МТ информации об узле, предшествующем адресату	Нет	Нет	Нет	Да
Применение hello-пакетов	Да	Да	Да	Да
Возможность групповой маршрутизации	Нет	Нет	Нет	Да
Возможность иерархической маршрутизации	Да	Да	Нет	Да
Возможность многопутевой маршрутизации	Нет	Нет	Нет	Да
Возможность QoS-маршрутизации	Да	Нет	Да	Да
Возможность асимметричной маршрутизации	Нет	Да	Да	Да

Таблица 2.2

Метод маршрутизации Параметры	OLSR	DARPA PRNET	DSDV	WRP
Временная сложность $t_{\text{пм}}$ (отказ/появление канала)	$O(d)^*$	$O(d)$	$O(d)$	$O(h)$
Связная сложность $V_{\text{св}}$ (отказ/появление канала)	$O(N)^*$	$O(x = N)$	$O(x = N)$	$O(x = N)$
Число и размеры таблиц $V_{\text{мт}}$	1, $O(N \times N)$	2, $O(N \times N_i)$	2, $O(N \times N_i)$	3, $O(N \times N_i)$

Обозначения: N – число узлов сети, d – ее диаметр, h – вес маршрутного дерева, x – число узлов, на которых воздействует изменение топологии, N_i – число соседних узлов; * – при каждом топологическом изменении.

Таблично-ориентированные методы DARPA PRNET, DSDV, WRP являются представителями одного класса (Беллмана–Форда), и поэтому их временная и связная сложность одинакова для наихудшего случая – $O(d)$. WRP обладает лучшей временной сложностью $O(h) \leq O(d)$.

Метод WRP решает проблему сходимости за счет использования в маршрутных таблицах дополнительной информации об узле, предшествующем адресату. Однако он требует ведения трех маршрутных таблиц, хранение которых увеличивает объем памяти маршрутизаторов при увеличении размерности сети (что не критично в условиях современного развития уровня интегральных микросхем памяти). Таким образом, лучшие параметры среди таблично-ориентированных ММ имеет WRP.

Характерным недостатком названных таблично-ориентированных ММ является использование hello-пакетов, что приводит к увеличению служебной нагрузки и не позволяет обеспечить режим “молчания”.

2.2.3. Зондовые методы маршрутизации

Основное отличие зондовых методов маршрутизации от таблично-ориентированных методов в том, что узлы формируют маршрут передачи информации по мере необходимости путем рассылки по сети служебных пакетов малого объема (зондов-запросов) и сбора зондов-ответов, содержащих информацию о возможных маршрутах передачи информации. Поэтому зондовая маршрутизация предполагает два основных этапа функционирования: создание маршрута и его поддержание в актуальном состоянии. Представителями зондовых методов маршрутизации являются DSR (Dynamic Source Routing), AODV (Ad Hoc On-Demand Distance Vector), TORA (Temporally Ordered Routing Algorithm), ABR (Associativity-Based Routing), SSR (Signal Stability Routing) [24–27] и др. Для зондовых методов маршрутизации характерны значительный служебный трафик и определенная инерционность в построении маршрутов.

Рассмотрим реализацию зондовых методов маршрутизации на примерах DSR и AODV, предложенных к стандартизации исследовательской группой IETF [14].

Метод DSR [24] предусматривает два этапа функционирования: создание и поддержание маршрута.

Создание маршрута. Отправитель (узел 1), не имея маршрута и желая передать пакет адресату (узлу 8), передает соседним узлам зонд-запрос, содержащий идентификатор адресата (рис. 2.11). Узел, приняв зонд-запрос, может поступить следующим образом. Если он не знает маршрута к адресату, то он добавляет свой идентификатор в зонд-запрос и передает его далее своим соседям (это позволит получить обратный путь передачи и избежать заикливания маршрута). В противном случае (или при достижении зондом-запросом адресата) отправителю посылается зонд-ответ с указанием маршрута. Узел-отправитель, получив зонд-ответ, помещает маршрут в свой кеш. Промежуточные узлы, передающие зонды-ответы, также сохраняют полученные маршруты к адресату и отправителю.

Поддержание маршрута. Поддержание маршрута может осуществляться двумя способами: активным и пассивным. В первом случае, если промежуточный узел k обнаружил отказ канала (который является составной частью маршрута для i -го узла), узел k посылает зонд-отказ маршрута узлу i . Во втором случае любой узел может прослушивать наличие ретрансляций соседа и осуществлять пассивный контроль наличия маршрута на расстоянии одного ретрансляционного участка. При получении отправителем зонда-отказа он инициирует процесс создания нового маршрута.

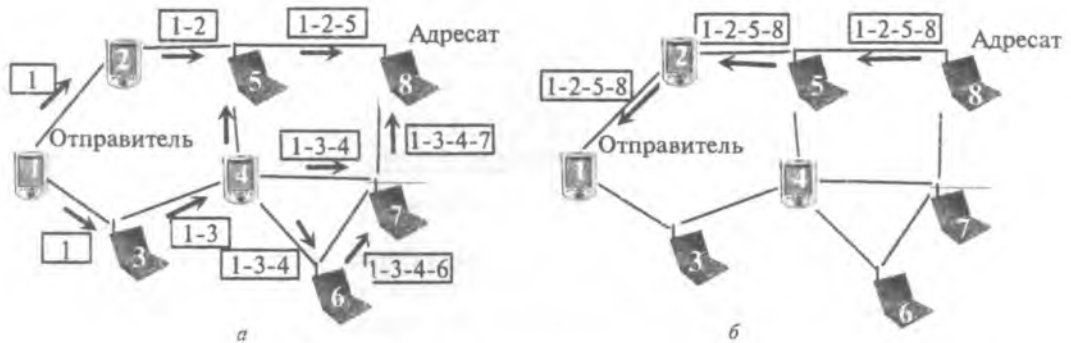


Рис. 2.11. Этап создания маршрута (метод DSR):
 а – рассылка зондов-запросов; б – передача зонда-ответа

Преимущества метода: быстрая адаптация к изменению топологии сети; отсутствие периодической передачи служебной информации. Недостаток: значительный объем служебной информации при увеличении размерности сети.

Метод AODV [25] представляет собой комбинацию методов DSR и DSDV. Построение и поддержание маршрутов осуществляется зондированием сети. Для поддержания информации о “новых” маршрутах используется порядковая нумерация маршрутов. Метод использует четыре типа сообщений: зонд-запрос, зонд-ответ, зонд-корректировку и hello-сообщение. Формат зондов показан на рис. 2.12 и 2.13 (в квадратных скобках указано число отведенных бит).

Тип сообщения [8]	Резервное поле [11]	Число ретрансляций [8]
Идентификатор широковещательной передачи [32]		
IP адресата [32]		
Порядковый номер адресата [32]		
IP отправителя [32]		
Порядковый номер отправителя [32]		

Рис. 2.12. Формат зонда-запроса (метод AODV)

Формат hello-пакета аналогичен формату зонда-ответа при изменении содержимого его полей: $L = 0$, “число ретрансляций” имеет значение нуля, в полях “IP адресата и его номер” записан свой собственный IP-адрес и номер и, кроме того, содержится список соседних узлов. Зонд-корректировка имеет поля, аналогичные зонду-ответу, кроме поля “число ретрансляций”, которое установлено в “бесконечность” и значение поля “порядковый номер адресата” увеличено на единицу.

Маршрутная таблица каждого узла содержит следующую информацию: IP адресата и его порядковый номер, число ретрансляций до адресата, следующий узел в пути к адресату, время функционирования маршрута, список активных соседей.

Тип сообщения [8]	$L = 1$	Резервное поле [11]	Число ретрансляций
IP адресата [32]			
Порядковый номер адресата [32]			
Время принятия зонда-запроса [32]			

Рис. 2.13. Формат зонда-ответа (метод AODV)

Функционирование метода происходит следующим образом. При необходимости передачи пакета узел обращается к маршрутной таблице за маршрутом. В случае его отсутствия передается зонд-запрос всем соседним узлам. Промежуточные узлы, приняв зонд-запрос и не имея маршрута к адресату, ретранслируют его далее. Адресат, получивший зонд-запрос, формирует зонд-ответ и посылает его отправителю. Отправитель, получив зонд-ответ, корректирует свою маршрутную таблицу.

Преимущества метода: обеспечение отсутствия заикливания маршрутов, решение проблемы “конечного счета”, гарантирование получения новых маршрутов, поддержание групповой маршрутизации. Недостаток: использование hello-сообщений.

Метод TORA основан на преобразованиях направленных графов [28]. Суть метода заключается в построении (с помощью рассылки отправителем зондов-запросов и сбора зондов-ответов) и поддержании (обмен зондами-корректировки) правильной маршрутной сети (весавого направленного ациклического графа G_{o-a} с корнем в узле-отправителе и конечной вершиной в узле-адресате):

$$G_{o-a} = (H_i, K_{ij}), H_o > \dots > H_i > \dots > H_a,$$

где $K_{ij} = \downarrow$ ($K_{ij} = \uparrow$) – направление канала от узла i к узлу j “вниз” (“вверх”), определяемое соотношением весов соседних узлов ($j \in N_i$); H_o, H_i, H_a – веса узлов отправителя, i -го узла, адресата, соответственно.

За счет наличия нескольких маршрутов доставки сообщений отказ одного из них не приводит к необходимости перестройки всей маршрутной сети и тем самым значительно уменьшает объем служебного трафика. Метод выполняется узлом по мере необходимости и гарантирует отсутствие заикливания маршрутов.

Хранение маршрутной информации $\{U^x\}$. В предлагаемом методе узел хранит “направление” передачи (следующий ретранслятор) для данного адресата (рис. 2.14). Каждый i -й узел сети относительно конкретного адресата имеет вес $H_i = (t_i, \beta_i, r_i, d_i, i)$, где t_i – время отказа канала; β_i – идентификатор узла, создающий относительный уровень в общей иерархии узлов; r_i – бит, разделяющий уровень на два подуровня и используемый для обнаружения разделения сети на отдельные подсети; d_i – целое число, используемое для упорядочивания узлов в общем уровне и служащее для распространения нового относительного уровня; i – уникальный идентификатор узла. Все идентификаторы узлов упорядочены с целью установле-

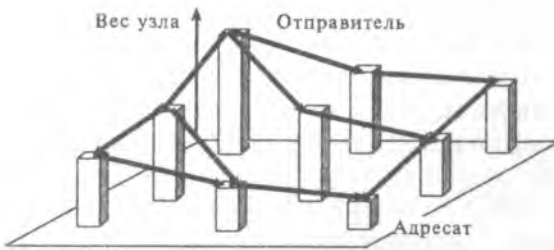


Рис. 2.14. Концептуальная иллюстрация весовой маршрутной сети

ния приоритета и исключения конфликтной ситуации ($a < b < c < \dots < z$ или $1 < 2 < 3 < \dots < 100$). Первые три значения t_i, β_i, r_i определяют новый относительный уровень узла.

Изначально вес каждого узла сети не определен: $H_i = (-, -, -, i)$. В дальнейшем вес узлов будут модифицироваться. Вес адресата, например F , сначала равен

нулю — $H_F = (0, 0, 0, 0, F)$. Кроме того, каждый узел хранит вес своих соседних узлов $j \in N_i$ ($HN_{ij} = (-, -, -, j)$ для каждого j) и состояния каналов. Каждый канал $K_{ij} \in L$ может находиться в одном из трех состояний:

- не направлен ($K_{ij} = -$), если вес узла j не определен;
- направлен от узла i к узлу j (если $(H_i > H_j)$ или H_i — определен, а H_j — не определен) — канал “вниз” ($K_{ij} = \downarrow$) относительно узла i ,
- направлен от узла j к узлу i ($(H_i < H_j)$) — канал “вверх” ($K_{ij} = \uparrow$) относительно узла i .

Функционирование TORA включает три основных этапа: создание маршрута передачи информации, его поддержание (оптимизация) и уничтожение.

Метод ABR в качестве метрики выбора маршрутов использует стабильность радиоканала, определяемую числом принятых за определенное время сигналов “присутствия” соседей. Преимущества: выбор более стабильных маршрутов приводит к меньшему числу перестроений маршрутов. Недостатки: выбранные маршруты не являются кратчайшими, необходимость постоянной передачи сигнала “присутствия”.

Метод SSR выбирает маршрут, используя временной и энергетический параметры: продолжительность существования канала и мощность сигнала. Каждый узел содержит сигнальную и маршрутную таблицы. Преимущество: выбирает более стабильные маршруты; недостатки: промежуточные узлы не могут сообщить отправителю об имеющемся маршруте к адресату, что приводит к значительной задержке при построении маршрута; не всегда выбираются кратчайшие маршруты.

2.2.4. Оценка эффективности зондовых методов маршрутизации

В табл. 2.3 показаны особенности построения, функционирования и потенциальные возможности зондовых методов маршрутизации.

Основные характеристики зондовых методов маршрутизации представлены в табл. 2.4. Временная и связная сложность зондовых ММ: на этапе инициализации

одинакова для всех методов; на этапе отказа – лучшие параметры TORA. Методы маршрутизации AODV и DSR схожи, хотя у них есть существенные различия. Наибольшее отличие – в формате зондов, передаваемых при построении маршрутов. Если в методе DSR зонд несет полную информацию о маршруте (с ростом размера сети увеличивается объем служебной информации), то в методе AODV информацию дает только идентификатор адресата и отправителя. Метод DSR хранит полную информацию о маршрутах, а метод AODV – только о ближайших ретрансляторах. Метод AODV не может использовать асимметричные каналы, а метод DSR может функционировать в этих условиях.

Таблица 2.3

Метод	AODV	DSR	SSR	ABR	TORA
Характеристика					
Маршрутная метрика	Кратчайший и “новый” маршрут	Кратчайший маршрут	Стабильный и качественный маршрут	Стабильный и кратчайший маршрут	Кратчайший маршрут
Способы поддержания маршрутов	Стирание маршрута, извещение отправителя			Локализация зондов-запросов	Изменение направлений каналов
Пакеты “присутствия”	Да	Нет	Да	Да	Нет
Групповая маршрутизация	Да	Нет	Нет	Нет	Да
Многопутевая маршрутизация	Нет	Да	Нет	Нет	Да
Иерархическая маршрутизация	Нет	Нет	Нет	Нет	Нет
Асимметричная маршрутизация	Нет	Да	Нет	Нет	Да
QoS-маршрутизация	Нет	Да	Нет	Нет	Да

Метод DSR предназначен для использования в сетях малой размерности и незначительной скоростью перемещения узлов. Его преимущества – отсутствие сигналов присутствия (следовательно, дополнительная служебная информация не вносится), наличие и хранение маршрутов к адресату в кеше. Однако в отличие от других зондовых методов в DSR фактически отсутствует этап поддержания маршрута (в случае отказа канала в первичном маршруте снова начинается этап построения маршрута).

В методе ABR выбирается маршрут с наибольшим временем существования (подсчет сигналов присутствия). Недостатки метода: каждый узел должен передавать сигнал присутствия, выбираются не кратчайшие маршруты.

Метод маршрутизации SSR представляет собой разновидность ABR. Он выбирает наиболее стабильные и качественные (по уровню сигнала) каналы. Недостатки

метода аналогичны недостаткам ABR. Кроме того, время задержки при построении маршрута значительно.

Таблица 2.4

Характеристика \ Метод	AODV	DSR	ABR	SSR	TORA
Временная сложность: $t_{пр}$ – построение маршрута, его поддержание (отказ канала)	$O(2d)$ $O(2d)$	$O(2d)$ $O(2d)$	$O(d+z)$ $O(l+z)$	$O(d+z)$ $O(l+z)$	$O(2d)$ $O(2d)$
Связная сложность N_{cc} : построение маршрута, его поддержание (отказ канала)	$O(2N)$ $O(2N)$	$O(2N)$ $O(2N)$	$O(N+y)$ $O(x+y)$	$O(N+y)$ $O(x+y)$	$O(2N)$ $O(2x)$
Число и объем МТ: V_{MT}	1, $O(N \times N)$	$O(N \times d)$ кеш	1, $O(N \times N)$	2, $O(N \times N)$	1, $O(N \times N)$
Защипливание маршрутов	Нет	Нет	Нет	Нет	Нет

Обозначения: l – диаметр фрагмента сети, участвующего в построении маршрута; y – общее число узлов в направленном пути при передаче зонда-запроса; z – диаметр направленного пути при передаче зонда-запроса; x – число узлов, на которых воздействует изменение топологии.

Преимущества TORA: получение нескольких маршрутов к адресату, обеспечение режима “молчания”, минимизация реакции на топологические изменения в сети.

Однако зондовые методы обладают инерционностью в построении маршрута, вызывают значительный служебный трафик при увеличении числа пар отправитель–адресат. Для минимизации объема служебного трафика, уменьшения времени построения маршрута зондовыми методами предложены следующие способы [29]:

- локальное зондирование (ограничение зоны рассылки зондов предельной величиной);
- селективный выбор узлов для ретрансляции зондов за счет применения волновых методов передачи;
- двухэтапное построение адресатом маршрута заданного качества;
- упреждающее построение нового маршрута;
- обучение маршрутам и их оптимизация;
- построение маршрутов (зондирование) адресатом.

К настоящему времени для стандартизации группой IETF (Internet Engineering Task Force) предложены методы OLSR, DSR, AODV [14].

Общая сравнительная характеристика зондовых и табличных методов представлена в табл. 2.5.

Некоторые результаты имитационного моделирования методов маршрутизации (WRP, TORA, AODV, DSR, волнового) представлены на рис. 2.15–2.17 [30–34].

На рис 2.15 представлены зависимости пропускной способности, среднего времени задержки передачи сообщений и отношения $N_{cc}/N_{дис}$ от величины мобильно-

сти узлов сети при фиксированной входной нагрузке $g = 10$ п/с. Увеличение уровня мобильности узлов приводит к уменьшению пропускной способности сети, увеличению времени доставки сообщений и увеличению объема служебного трафика $V_{ст}$.

При небольшой величине мобильности узлов большую пропускную способность имеет табличный метод (отсутствует задержка в построении маршрута). С возрастанием величины изменений топологии сети табличный метод быстрее увеличивает $V_{ст}$ по сравнению с зондовым, поэтому при $v > v_H$ пропускная способность $S_{ЗММ}$ больше $S_{ТОММ}$. Максимальное значение S при высокой динамике топологии имеет TORA (наличие нескольких маршрутов передачи, минимизация зоны рассылки зондов). При достижении значения v_b объем служебной информации становится значительным, и при $v > v_b$ эффективен волновой метод маршрутизации.

Таблица 2.5

Методы маршрутизации	Зондовые	Таблично-ориентированные
Характеристика		
Построение маршрутов	К определенным узлам по мере необходимости на основе зондирования сети. Задержка в получении маршрута (-), построение по мере необходимости (+)	Постоянно, каждым узлом ко всем узлам на основе обмена маршрутными таблицами и вычисления маршрута. Маршрут выбирается без задержки (+), постоянный служебный трафик (-)
Объем служебного трафика: высокая динамика топологии низкая динамика топологии	Меньше (+) Больше (-)	Больше (-) Меньше (+)

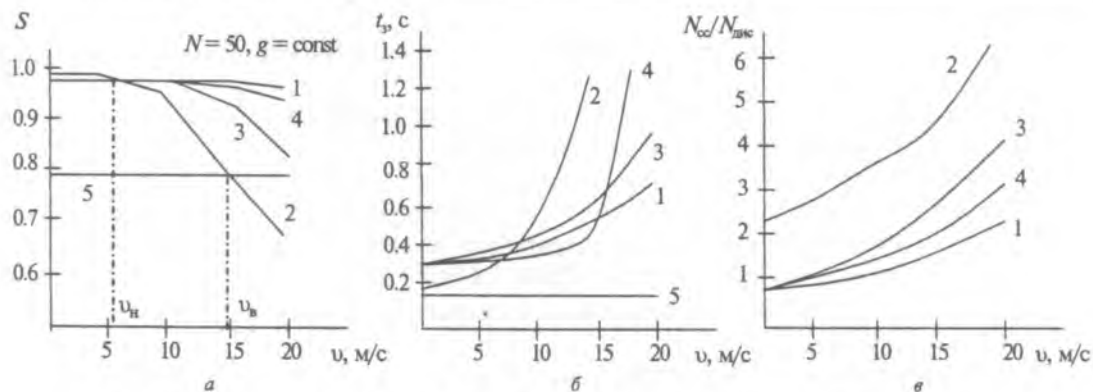


Рис. 2.15. Зависимости S , t_3 , $N_{сc}/N_{дис}$ от величины мобильности узлов для методов: 1 – TORA, 2 – WRP, 3 – AODV, 4 – DSR, 5 – волновой

При незначительной мобильности узлов задержка передачи сообщений меньше для WRP (постоянно поддерживает маршруты передачи), большее значение у зондовых методов маршрутизации (рис. 2.15, б), так как они обладают начальной инерционностью получения маршрута вследствие реализации процесса рассылки зондов-запросов и сбора зондов-ответов. С ростом мобильности узлов большее значение t_3 у WRP, среди зондовых методов – у AODV.

Объем служебной информации с ростом мобильности увеличивается для всех методов (рис. 2.15, в). При малом уровне мобильности табличный метод генерирует значительно больший служебный трафик по сравнению с зондовыми методами из-за периодического и событийного обмена маршрутными сообщениями. С ростом динамики топологии среди зондовых методов сильнее увеличивает служебный трафик метод AODV (из-за увеличения hello-сообщений), меньше – DSR (из-за обучения маршрутам).

На рис. 2.16 представлены зависимости S , t_3 , $N_{cc}/N_{диск}$ от изменения входной нагрузки на узел при фиксированной скорости перемещения узлов сети $v = 10$ м/с. Наибольшую зависимость от роста нагрузки в сети демонстрируют зондовые методы маршрутизации. При увеличении нагрузки в сети до $g_{гр}$ зондовые методы обладают большей пропускной способностью, табличные – меньшим временем задержки передачи сообщений по сравнению с зондовыми ММ вследствие рассылки меньшего объема служебной информации и постоянного наличия маршрутов передачи информации. При $g > g_{гр}$ предпочтителен табличный метод.

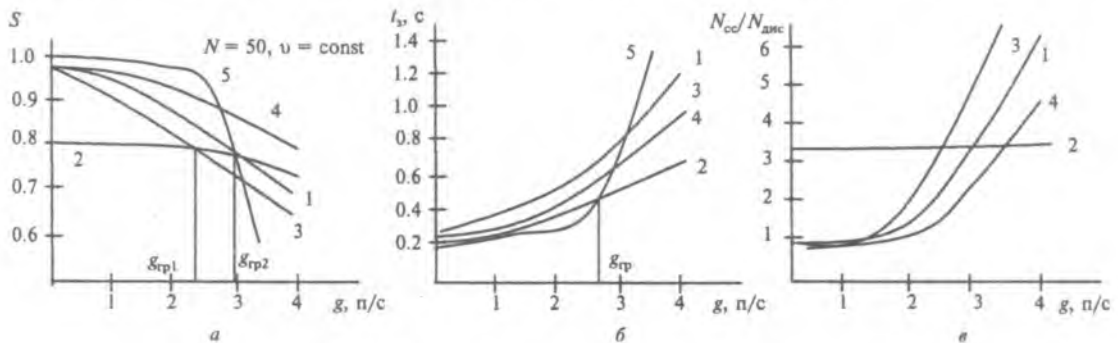


Рис. 2.16. Зависимости S , t_3 , $N_{cc}/N_{диск}$ от входящей нагрузки для методов: 1 – TORA, 2 – WRP, 3 – AODV, 4 – DSR, 5 – волновой

Оптимальность длин m_0 получаемых маршрутов исследуемых ММ изображена на рис. 2.17. Значение m_0 не превышает единицы, т.е. все методы маршрутизации строят маршруты, близкие к кратчайшим (оптимальным). С ростом мобильности узлов оптимальность маршрутов для каждого метода остается практически неизменной. Маршруты большей длины строит метод TORA, наименьшей – WRP

(вследствие специфики построения маршрутов). С ростом входной нагрузки в сети зондовые методы значительно увеличивают служебный трафик и из-за возникающих перегрузок значение m_0 наихудшее у AODV (TORA имеет несколько маршрутов передачи и менее склонен к перегрузкам в сети), наилучшее – у табличного метода.

Из зависимостей, представленных на рис. 2.15–2.17, можно сделать вывод, что для достижения максимальной пропускной способности сети необходимо применять совокупность методов маршрутизации:

- при малых изменениях топологии сети $v(N) < v_H(N)$ (где N – число узлов сети, $v_H(N)$ – нижняя граница применения зондового метода) лучше табличные методы маршрутизации;
- при значительных изменениях топологии сети ($v_H(N) < v(N) < v_B(N)$, $v_B(N)$ – верхняя граница применения зондовых ММ) предпочтительны зондовые методы;
- при высокой степени динамики топологии $v(N) > v_B(N)$ необходимо использовать волновой метод маршрутизации;
- с увеличением нагрузки в сети (числа пар отправитель–адресат) необходимо применять таблично-ориентированные ММ.

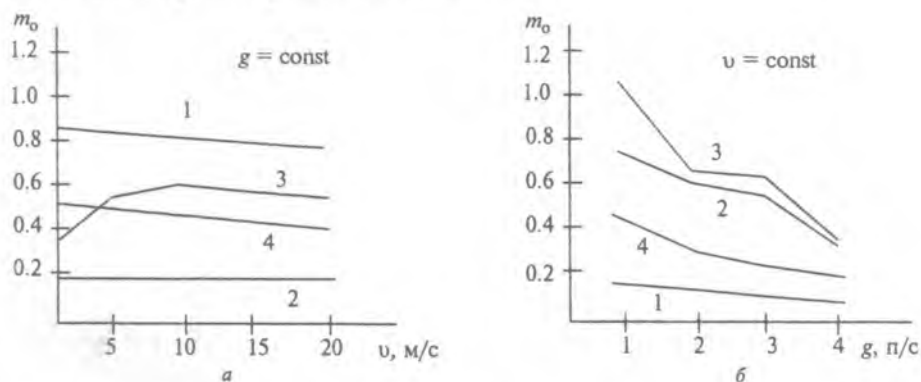


Рис. 2.17. Зависимость m_0 от изменения мобильности узлов и уровня входящей нагрузки для методов: 1 – TORA, 2 – WRP, 3 – AODV, 4 – DSR, 5 – волновой

2.2.5. Гибридный метод маршрутизации

Проведенные исследования показали [30–34], что таблично-ориентированные методы маршрутизации эффективны при незначительной динамике сетевой топологии, зондовые – при среднем и высоком значениях изменения топологии ($v_H < v < v_B$, где v_H , v_B – верхняя и нижняя границы применения зондовых методов маршрутизации), волновые – при очень высокой динамике, т.е. ситуации, при которой невозможно отследить изменения топологии сети (рис. 2.18).

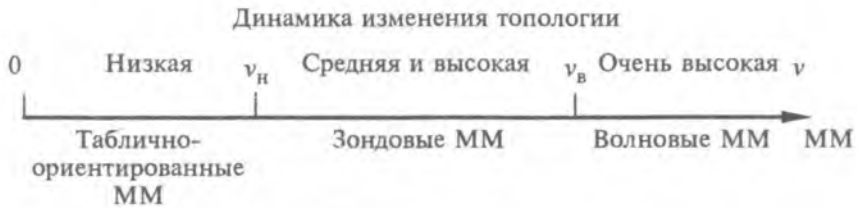


Рис. 2.18. Границы эффективного применения различных методов маршрутизации

Для достижения эффективного функционирования СРС в зависимости от динамики сетевой топологии предложен гибридный метод маршрутизации ZRP (Zone Routing Protocol) [35]. Он позволяет осуществить адаптацию к динамике изменения топологии сети, т.е. осуществлять переход от таблично-ориентированных методов к зондовым, и наоборот.

Суть метода ZRP. Каждый i -й узел сети хранит маршрутную информацию о соседних узлах на расстоянии R -ретрансляционных участков (так называемой маршрутной зоны R_{M3}) согласно правилам функционирования табличных методов маршрутизации. Более точно, маршрутная зона узла $M_{3i}(R) = \{j | d(i, j) \leq R\}$ — это множество узлов j , находящихся от i на расстоянии $d(i, j)$, выраженном числом ретрансляционных участков, меньшем или равном R .

Иллюстрация маршрутных зон для узлов 10 и 23 со значением $R_{M3} = 2$ представлена на рис. 2.19. Узлы 3, 5, 12, 14, 16, 19 являются периферийными для узла 10, а узлы 6, 19, 22 — для узла 23.

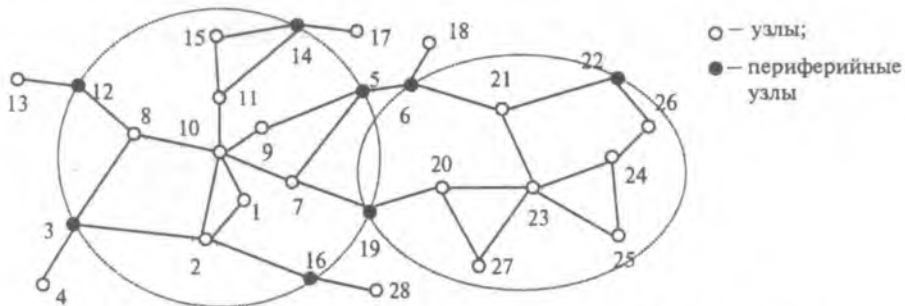


Рис. 2.19. Маршрутные зоны для узлов 10 и 23 ($R_{M3} = 2$)

Построение и поддержание маршрутов к адресатам, находящимся внутри зоны, осуществляется таблично-ориентированным ММ (периодическая корректировка маршрутных таблиц), за пределами — зондовым методом (рассылка зондов-запросов и сбор зондов-ответов). Для уменьшения служебного трафика в предлагаемом методе (в отличие от волнового характера распространения зондов при зондовой маршрутизации) реализована локальная рассылка зондов-запросов по так называемому

зональному дереву (корень в данном узле, а конечными вершинами являются периферийные узлы). Архитектура гибридного метода маршрутизации представлена на рис. 2.20.



Рис. 2.20. Архитектура гибридного метода маршрутизации

Маршрутная зона $R_{МЗ} = f(v, N)$ адаптируется к динамике сетевой топологии (больше v – меньше значение $R_{МЗ}$, и наоборот). При значении $R_{МЗ} = 0$ предложенный метод будет функционировать как зондовый метод маршрутизации, при $R_{МЗ} = d$ (где d – диаметр сети) – как таблично-ориентированный. Общий служебный трафик $V_{СТ}$ будет складываться из внутризонового $V_{ВТ}$ (рассылка маршрутных сообщений) и межзонового $V_{МТ}$ (процесс рассылки зондов-запросов и сбора зондов-ответов) трафиков.

В процессе функционирования сети каждый узел может оценить соотношение объемов внутризонового и межзонового трафика $V_{ВТ}/V_{МТ}$ и осуществить адаптацию в виде изменения зоны (рис. 2.21, а).

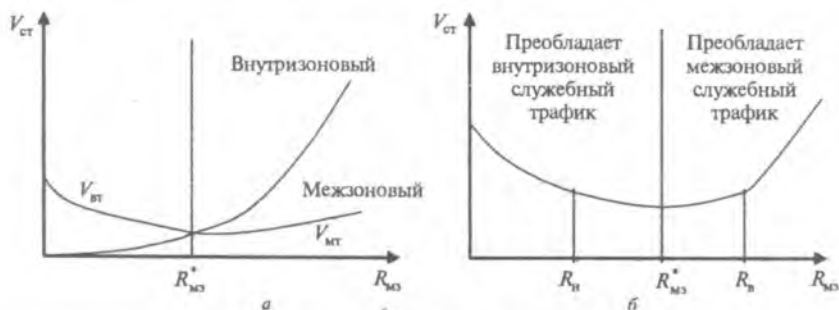


Рис. 2.21. Оптимизация радиуса маршрутной зоны

Первоначальное значение размеров зоны каждого узла может устанавливаться центром управления сетью на этапе планирования сети с учетом прогнозируемого характера ее функционирования. В дальнейшем каждый узел будет стремиться ми-

минимизировать служебный трафик, т.е. оптимизировать значение размера зоны $R_{мз}^*$, используя следующие основные стратегии (рис. 2.21, б):

- при увеличении (уменьшении) доли внутризонального трафика $V_{вт}$ ($V_{вт} = \text{const}$) узел стремится уменьшить размеры зоны $R_{мз} = R_{мз} - 1$ ($R_{мз} = R_{мз} + 1$);
- при увеличении (уменьшении) доли межзонального трафика $V_{вт}$ ($V_{вт} = \text{const}$) узел стремится увеличить (уменьшить) размеры зоны $R_{мз} = R_{мз} + 1$ ($R_{мз} = R_{мз} - 1$).

Внутризональная маршрутизация. Процесс построения зоны базируется на знании узлом своих соседей. Узел устанавливает радиосвязность со своим соседним узлом путем обмена с ним hello-сообщениями, используя один из протоколов канального уровня. Процесс сбора, корректировки маршрутной информации в $R_{мз}$ может осуществляться согласно таблично-ориентированному методу маршрутизации. Отличительными особенностями предложенного метода являются ограничение глубины рассылки маршрутных сообщений (ограниченное значение $h_p = R - 1$) и выделение периферийных узлов зоны. Рассылка маршрутных сообщений (периодическая и событийная) позволяет каждому узлу сформировать маршрутные таблицы, хранящие информацию об узлах своей маршрутной зоны с выделенными периферийными узлами. Так как корректировка маршрутных таблиц осуществляется локально (в пределах $R_{мз}$), то объем внутризонального служебного трафика $V_{вт} = f(R_{мз}, v_{мз})$ зависит от размера зоны и интенсивности изменения топологии внутри зоны и не зависит от размерности сети.

Межзональная маршрутизация. Процесс построения маршрутов за пределами $R_{мз}$ осуществляется согласно правилам функционирования зондовых методов маршрутизации. При распространении зондов-запросов возможно возникновение трех ситуаций: завершение рассылки зондов-запросов при достижении границы сети или его возвращении к отправителю и маршрут найден.

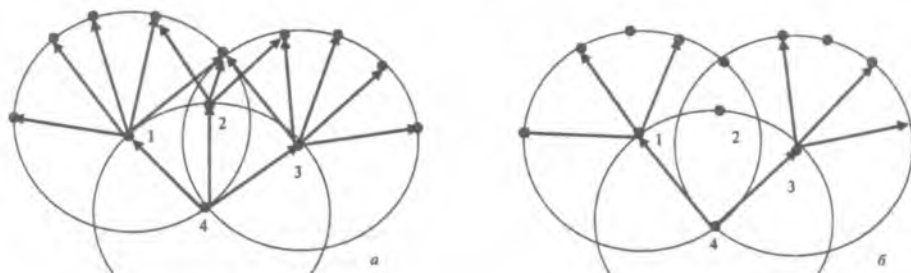


Рис. 2.22. Процесс рассылки зондов-запросов:
 а – полная рассылка зондов-запросов; б – селективная рассылка зондов-запросов

Для сокращения служебного трафика при рассылке зондов-запросов предлагаются следующие правила.

1. Рассылка зондов-запросов осуществляется только по зонному дереву (узел рассылает зонд-запрос через периферийные узлы).
2. Пассивный анализ передач зондов-запросов выполняется узлами зоны не принадлежащими зонному дереву рассылки.
3. Селективный выбор периферийных узлов осуществляется для организации необходимого "направления передачи" зондов-запросов. Концептуально данный механизм представлен на рис. 2.22. Узел 4 посылает зонды-запросы периферийным узлам 1 и 3.

2.3. Методы групповой маршрутизации

Все существующие методы маршрутизации по количеству получателей информации можно классифицировать как однопользовательские, групповые и волновые. Однако условия функционирования СРС могут предполагать рассылку информации определенной группе пользователей (например, командир—подчиненные). В качестве многоадресной информации могут выступать групповые аудио/видеоконференции, совместная работа групповых приложений, распространение различной информации (боевых приказов, телеметрия и т.д.). Групповая маршрутизация (построение и поддержание маршрутов передачи информации типа "один-ко-многим" и "многие-ко-многим") играет важную роль в информационном обмене, и разработка данных методов маршрутизации является актуальной задачей. Поэтому для эффективного использования сетевых ресурсов необходимо решить задачу групповой маршрутизации (multicasting), предполагающую построение и поддержание маршрутов передачи информации типа "один-ко-многим" или "многие-ко-многим".

2.3.1. Анализ методов групповой маршрутизации

К методам групповой маршрутизации предъявляются следующие основные требования $\{TR_q^r\}$: минимальная загрузка сети служебной информацией, надежность построения и поддержания маршрутов (желательно наличие нескольких маршрутов доставки информации), обеспечение своевременного обновления маршрутов передачи, совместимость с однопользовательской маршрутизацией.

Методы групповой маршрутизации, используемые в сети Интернет: DVMRP (Distance Vector Multicast Routing Protocol), MOSPF (Multicast Open Shortest Path First), СBT (Core Based Trees), PIM (Protocol Independent Multicast) [1, 3] — не могут быть применены в СРС вследствие высокой динамики ее топологии (необходимо осуществлять частое реформирование групповых маршрутов). Кроме того, для построения групповых маршрутов (ГМ) передачи данные методы предполагают знание глобальной информации о состоянии сети, что в условиях СРС приведет к значительному служебному трафику.

В последние несколько лет предложен ряд методов групповой маршрутизации (МГМ), предназначенных для использования в мобильных радиосетях [3]: AMRIS

(Ad-hoc Multicast Routing Protocol) [37], MAODV (Multicast Ad-hoc On-demand Distance Vector Routing) [38], AMRoute (Ad-hoc Multicast Routing) [39], ODMRP (On-Demand Multicast Routing Protocol) [40], CAMP (Core-Assisted Mesh Protocol) [41], NSMP (Neighbor Supporting Ad Hoc Multicast Routing Protocol) [42] и др. Данные МГМ можно классифицировать по следующим признакам (рис. 2.23): критерию выбора маршрута, структуре ГМ, способам их построения и поддержания, степени зависимости от однопользовательской маршрутизации.

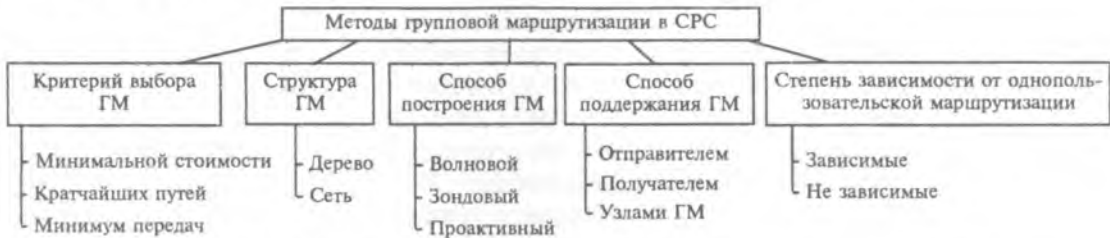


Рис. 2.23. Классификация методов групповой маршрутизации в СРС

Математическая постановка задачи. Сеть представляется в виде графа $G = (V, E)$, где V – множество узлов, E – множество каналов, известны “стоимости” передачи информации по каналам $c: e \rightarrow R^+, e \in \overline{1, E}$.

Необходимо найти связный подграф $G^r = (V^r, E^r)$, $V^r \subseteq V$, $E^r \subseteq E$, $V^r = \{s, r, f\}$ – множество отправителей $\{s\}$ и получателей $\{r\}$ одной группы, множество узлов $\{f\}$, ответственных за распространение групповой информации; E^r – множество каналов или групповых маршрутов удовлетворяющий одному из следующих условий.

1. Минимальная стоимость G^r , определяемая как $C(G^r) = \min_{e \in E^r} \sum c(e)$. В теории графов данная задача интерпретируется как задача нахождения

дерева Штейнера [43]. Эта задача относится к классу NP -полных и к настоящему времени не известны эффективные алгоритмы ее решения. Кроме того, она требует знания всей информации о состоянии сети (что проблематично в СРС) и поэтому не может использоваться в СРС в реальном масштабе времени для нахождения маршрутов.

2. Нахождение дерева кратчайших маршрутов (что эквивалентно минимизации задержки в передаче сообщений – $\min t_d$). Обозначим $m(v_1, v_k)$ – путь от узла v_1 к узлу v_k , представляющий последовательность узлов v_1, v_2, \dots, v_k , таких, что $(v_i, v_{i+1}) \in E^r$ для $1 \leq i \leq k-1$. Стоимость маршрута определяется суммой стоимостей каналов:

$$C(m(v_1, v_k)) = \sum_{e \in m(v_1, v_k)} c(e).$$

Тогда дерево кратчайших маршрутов должно удовлетворять следующему условию: $C(G^r) = \min \sum_{m=1}^M C(m(v_p, v_j))$, где $i \in s, j \in r, m \in M$ – множество возможных маршрутов. Большинство МГМ используют данный критерий при выборе маршрутов.

3. Минимизация множества передающих узлов $\{f\}$: $C(G^r) = \min |f|$. Данный критерий выбора ГМ характерен при волновой рассылке информации с целью минимизации числа передач узлов.

Структура групповых маршрутов может быть в виде *дерева* или *сети*. Так как в сети может быть несколько источников информации для определенной группы пользователей, то конструирование группового дерева (ГД) возможно двумя способами. При первом способе каждый источник групповой информации инициирует построение оптимального ГД с каждым получателем (МГМ DVMPR, MOSPF для сети Интернет). Данный способ неприемлем для СРС вследствие возможного быстрого перемещения узла-источника. Поэтому применяется второй способ, согласно которому генерируется единственное ГД (рис. 2.24, а) между множествами отправителей и получателей групповой информации (методы СВТ, PIM – в Интернете, методы AMRoute, AMRIS, MAODV – в мобильных радиосетях).

Групповые методы маршрутизации, генерирующие маршрутные деревья, более эффективны с точки зрения минимизации задержки в передаче сообщений. Однако отсутствие альтернативных маршрутов передачи приводит к частым перестройкам деревьев в условиях высокой динамики топологии сети. Кроме того, весь групповой трафик направляется по одному и тому же пути, что может привести к перегрузке ГМ.

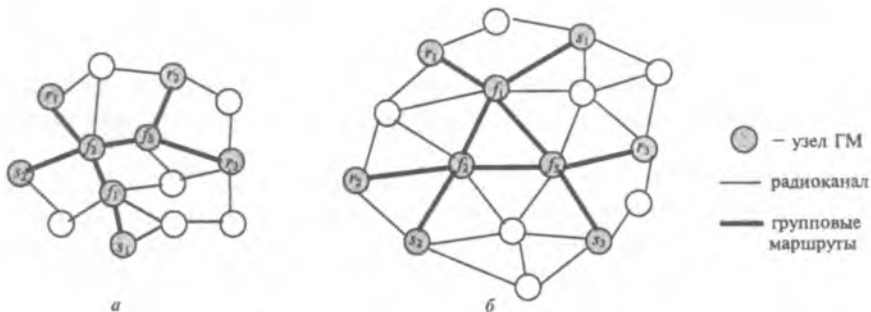


Рис. 2.24. Структура групповых маршрутов: а – дерево; б – сеть

Методы ODMRP и CAMP основаны на построении сетевой структуры групповых маршрутов передачи, соединяющей группу пользователей. Пример ГМ в виде сети изображен на рис. 2.24, б. Узлы $s = \{s_1, s_2, s_3\}$ являются узлами-отправителями, а узлы $r = \{r_1, r_2, r_3\}$ – получателями информации. Узлы $f = \{f_1, f_2, f_3\}$ поддерживают кратчайшие маршруты между любой парой в виде подсети. Отказ одного из группо-

вых маршрутов не приводит к необходимости перестройки всей подсети, что значительно снижает служебный трафик по сравнению с групповой маршрутизацией на основе дерева-источника. Так, например, при отказе канала f_1-f_2 доставка информации может осуществляться по маршруту $f_1-f_3-f_2$.

Недостаток сетевой структуры ГМ: увеличение (в сравнении с ГМ в виде дерева) служебного трафика и, как следствие, рост вероятности столкновений пакетов и увеличение задержки передачи сообщений.

По способу построения групповых маршрутов МГМ могут быть классифицированы на волновые, зондовые и таблично-ориентированные (проактивные).

Волновой способ передачи групповой информации является самым простым и предполагает рассылку пакетов всем узлам сети. При получении группового пакета узел проверяет, принимал ли он его ранее. Если принимал, то пакет стирается, иначе — узел рассылает пакет всем своим соседям. Волновой способ передачи приводит к значительному росту трафика в сети, поэтому для минимизации общего числа передач в п. 2.4 рассмотрен ряд волновых алгоритмов.

Построение групповых маршрутов передачи информации заключается в назначении в сети множества узлов $\{f\}$, которые отвечают за распространение групповой информации от множества узлов-отправителей $\{s\}$ множеству узлов-получателей $\{r\}$. Большинство МГМ реализуют зондовый способ построения ГМ (ODMRP, AMRIS, AMRoute, MAODV). Данный способ заключается в широковещательной рассылке в сети групповых зондов-запросов (ГЗЗ) и сбора групповых зондов-ответов (ГЗО) (рис. 2.25). При необходимости узлу-отправителю s передать информацию группе узлов $\{r\}$ (и не имея уже сформированного ГМ) он широковещательно передает соседним узлам ГЗЗ (метод ODMRP).

При приеме узлом i ГЗЗ его обработка осуществляется следующим образом.

1. Если данный зонд был принят ранее, то он стирается, иначе — узел заносит информацию о нем в кеш и корректирует входы однопользовательской маршрутной таблицы.

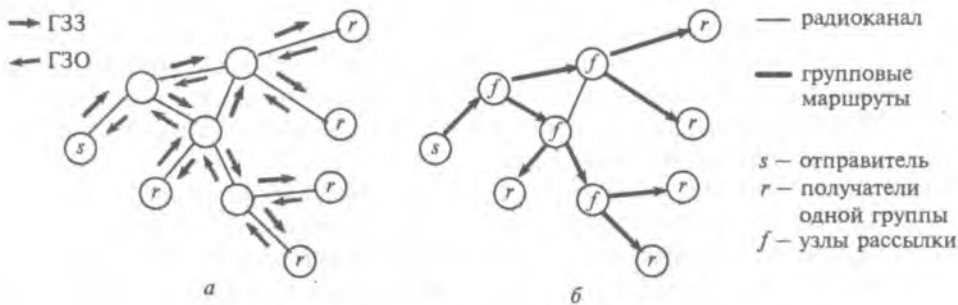


Рис. 2.25. Процесс формирования ГМ зондовым методом:
а — зондирование сети; б — сформированные ГМ

2. Если $i \notin r$, то зонд широковещательно передается далее.

3. Если $i \in r$, то зонд формирует групповую маршрутную таблицу, групповой зонд-ответ и передает его соседним узлам. ГЗО распространяется до тех пор, пока не достигнет узлов-отправителей. В процессе обработки ГЗО будет сформировано множество $\{f\}$ узлов, отвечающих за распространение информации по групповым маршрутам.

Построение ГМ-передачи методом AMRIS также осуществляется зондированием. Данный метод не требует функционирования однопользовательской маршрутизации и формирует ГД в виде весового направленного ациклического графа с помощью назначения идентификационных номеров групповой передачи (*msd-id*) каждой группе пользователей. Корень ГД имеет наименьший номер. Узел, желающий передать групповую информацию, передает пакет New-Session, включающий *msd-id* и время поддержания группы. Соседние узлы, приняв пакет, по специальному алгоритму рассчитывают увеличенное значение *msd-id* (вес узла зависит от веса соседних узлов и расстояния до корня дерева) и передают его далее. Каждый узел сети поддерживает таблицу соседей, содержащую их *msd-id*, число ретрансляций от корня ГД, текущий статус (член или не член группы) и время членства. Каждый узел периодически передает “пакеты присутствия” (beacon), содержащие информацию о себе и своих соседях вида: идентификационный номер, *msd-id*, статус. Пакеты присутствия позволяют узлу корректировать таблицу соседей, а также обнаруживать отсутствие радиосвязности при их отсутствии определенное время.

Метод AMRoute расширяет применение метода СВТ для мобильных радиосетей. Он строит ГД зондовым способом, используя однопользовательское туннелирование (групповой пакет инкапсулируется в пакет индивидуальной адресации) для обеспечения связности между членами группы. Метод предполагает, что для каждой группы назначается главный узел, называемый ядром, — он будет корнем ГД. Все маршрутизаторы, к которым могут быть подключены потенциальные члены группы, знают адрес ядра. Основное отличие от СВТ — это динамическое назначение ядра группы, которое используется только для рассылки зондов (а не групповой информации).

Метод MAODV является групповой версией метода маршрутизации AODV [25]. Данный метод зондовым способом строит ГМ в виде дерева, в котором выделяет главный узел. Главный узел предназначен для поддержания групповой связности путем периодической рассылки GHM (Group Hello Messages) сообщений.

Метод CAMP осуществляет построение ГМ проактивно. Данный метод расширяет СВТ для построения ГМ в виде сети.

Поддержание ГМ может осуществляться *отправителем* или *получателем* групповой информации. В первом случае (метод ODMRP) процесс поддержания заключается в периодическом повторении процесса построения ГМ. При этом важную роль играет период регенерации групповых маршрутов передачи, который должен быть адаптирован к реальной ситуации на сети (типу трафика, объему входящей нагрузки, скорости и направлению перемещения узлов и др.).

Поддержание маршрутов, ориентированное на получателя (MAODV, AMRIS, CAMP), должно реализовать следующие ситуации:

- 1) выбор и активацию новых маршрутов при появлении новых членов группы;
- 2) “подрезание” (pruning) ветви ГД при выходе узла из состава группы;
- 3) восстановление ГД при выходе узла из его состава.

Рассмотрим поддержание маршрутов на примере метода MAODV (рис. 2.26). Узел s , желающий установить групповой маршрут, широковещательно рассылает ГЗЗ. Узел группового дерева, получивший ГЗЗ, по обратному пути сообщает ему ГЗО. Получив несколько ГЗО, узел s выбирает ближайший узел ГД (по критерию минимума числа ретрансляций) и посылает ему специальный пакет МАСТ (Multicast Activation) с флагом $J = 1$ (join).

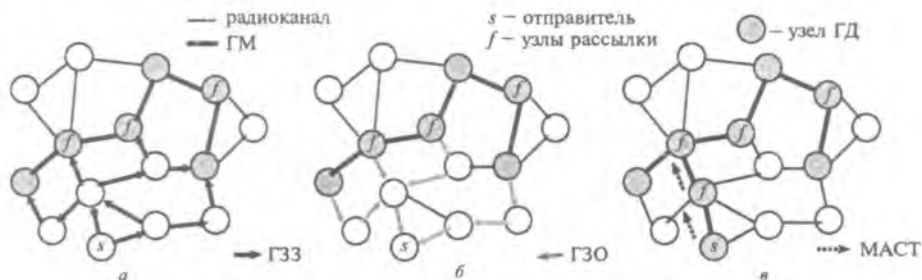


Рис. 2.26. Процесс формирования групповых маршрутов зондовым методом:
 а – рассылка ГЗЗ; б – передача ГЗО; в – передача МАСТ с $J = 1$

Выход узла a из состава группы (“подрезание” ветви ГД) осуществляется посылкой пакета МАСТ (рис. 2.27) с флагом $P = 1$ (prune) главному узлу ГД, который затем с помощью пакета GHM проинформирует об этом всех членов группы.

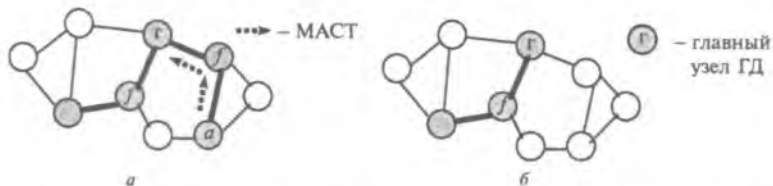


Рис. 2.27. Выход узла из состава группы: а – посылка МАСТ с $P = 1$; б – новое ГД



Рис. 2.28. Восстановление ГД: а – отказ канала ГД; б – восстановление связности ГД

Восстановление ГД осуществляется локальным зондированием (процесс рассылки и сбора зондов с ограниченным значением TTL) и показано на рис. 2.28.

Особенности NSMP. Построение групповых маршрутов передачи информации $G^r = \{s, f, r\}$ от множества узлов-отправителей $\{s\}$ к множеству узлов-получателей $\{r\}$ заключается в назначении в сети множества узлов $\{f\}$, ответственных за распространение групповой информации, и множества $\{N_{Gr}\}$ – соседей G^r , предназначенных для поддержания ГМ. Данный этап осуществляется путем периодической рассылки в сети групповых зондов-запросов (ГЗЗ) и сбора групповых зондов-ответов (ГЗО).

Зондирование всей сети осуществляется только на этапе построения ГМ и при обнаружении разделения сети на отдельные подсети; поддерживается ГМ локальным зондированием по G^r ; выделяется главный узел в ГМ при наличии нескольких отправителей; оптимизация периода регенерации группового маршрута происходит при $\Delta t_p = \min(TM_{r1}, \dots, TM_{rI})$, где TM_i – время переформирования маршрута.

Процесс функционирования метода NSMP показан на рис. 2.29.

Узел $s = \{4\}$ является узлом-отправителем групповой информации, а узлы $r = \{6, 13\}$ – получателями информации. Узлы $f = \{5, 9\}$ поддерживают кратчайшие маршруты. Совместно с узлами $N_{Gr} = \{1, 2, 3, 7, 8, 10, 12, 17\}$ образуют ГМ в виде сети. Отказ одного из групповых маршрутов не приводит к необходимости перестройки всей подсети, что значительно снижает служебный трафик по сравнению с групповой маршрутизацией на основе дерева источника. Так, при отказе канала (9–13) доставка информации может осуществляться по маршруту 4–8–12–13.

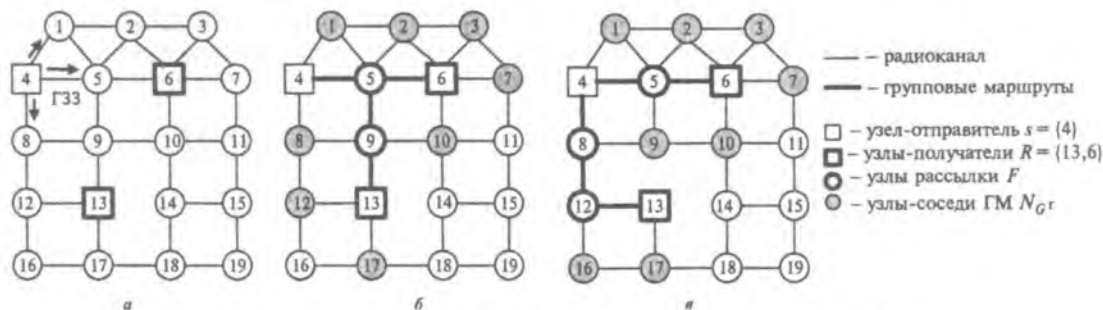


Рис. 2.29. Функционирование метода групповой маршрутизации NSMP:
а – рассылка ГЗЗ; б – построение G^r ; в – поддержание G^r

2.3.2. Оценка эффективности методов групповой маршрутизации

Рассмотрим основные преимущества и недостатки МГМ.

Преимуществами волновой рассылки групповой информации являются: простота реализации, надежность в доставке, независимость от маршрутных таблиц и

протоколов. Недостатки метода: значительная загрузка сети, маршрутизатор узла должен хранить в памяти все “недавно” полученные групповые пакеты от каждого источника для каждой группы и проводить поиск в этом списке при получении каждого пакета. При интенсивном групповом трафике это потребует больших затрат памяти и мощности процессора.

Метод AMRoute. Преимуществами метода являются: использование виртуальных каналов для построения ГД (нет необходимости поддерживать ГД в условиях его изменения), эффективное использование пропускной способности сети, поскольку не требуется периодической передачи пакетов с групповыми адресами, независимости от конкретного метода однопользовательской маршрутизации. Недостатки: возможно временное заикливание маршрутов, неоптимальное ГД и, как следствие, увеличение задержки в передаче сообщений.

Метод AMRIS. Преимущество: быстрота перестроения ГД, недостаток: наличие пакетов присутствия.

Метод MAODV. Преимущество: кратчайшие маршруты в ГД; недостатки: зависимость от протокола AODV, дополнительный служебный трафик главных узлов.

Метод ODMRP. Преимущества: малый объем групповых таблиц, получение кратчайших маршрутов, сетевая структура ГМ, быстрая реакция на изменение топологии сети, совместимость с однопользовательской маршрутизацией. Недостаток: сложность в расчете времени регенерации ГМ.

Метод CAMP. Преимущества: не требует зондовой рассылки, структура ГМ – сетевая, критерий выбора ГМ – кратчайшие маршруты. Недостатки; зависимость от протокола WRP, инерционность в обновлении маршрутов.

Общая характеристика МГМ представлена в табл. 2.6.

Таблица 2.6

Метод МГМ, характеристика	AMRoute	ODMRP	AMRIS	CAMP	MAODV	NSMP	Вол- новой
Структура ГМ	Дерево	Сеть	Дерево	Сеть	Дерево	Сеть	Дерево
Заикливание ГМ	Да	Нет	Нет	Нет	Нет	Нет	Нет
Зависимость от однопользовательской маршрутизации	Да	Нет	Нет	Да	Да	Нет	Нет
Построение ГМ	З	З	З	Т	З	З	Волна
Поддержание ГМ	Т, Г, П	З, О	З, Г, О	Т, Г, П	З, Г, П	З, О, П, Г	–

Обозначения: З, Т – процесс построения (поддержания) ГМ осуществляется зондированием или таблично-ориентированным методами; Г – наличие главного узла в ГД; П, О – поддержание маршрута ориентировано на получателя или отправителя.

Имитационное моделирование основных МГМ проведено в работах [42, 43]. Исходными данными для моделирования были: число узлов $N = 50$, расположение

узлов – случайное на площади $1 \text{ км} \times 1 \text{ км}$, дальность радиосвязи – $r_{\text{п}} = 250 \text{ м}$, наличие модели радиоканала (затухание обратно пропорционально квадрату расстояния между узлами), скорость передачи в канале – $v_{\text{к}} = 2 \text{ Мб/с}$, средняя степень связности – $\bar{c} = 6,82$, входящая нагрузка – $g = 5 \text{ пакетов/с}$, размер пакета – $l_{\text{п}} = 512 \text{ байт}$, модель перемещения узлов – случайная, $v = 0-20 \text{ м/с}$, протокол доступа к каналу – IEEE 802.11, число узлов-получателей многоадресной информации – $|r| = 1-20$.

Сравнение существующих МГМ проводилось по следующим показателям:

- S – пропускной способности сети;
- $V_{\text{пис}}/V_{\text{дис}}$ ($N_{\text{пис}}/N_{\text{дис}}$) – соотношению объема (количества) информационных сообщений, переданных в сети (подсчитывается при каждой ретрансляции, т.е. для одного сообщения $V_{\text{пис}} = V_{\text{дис}} l$, где l – число его ретрансляций), к объему (количеству) сообщений, доставленных адресатам (заметим, что при однопользовательской маршрутизации $V_{\text{пис}}/V_{\text{дис}} \geq 1$, а при групповой – это соотношение может быть меньше единицы);

- $\delta = V_{\text{сс}}/V_{\text{дис}}$ ($N_{\text{сс}}/N_{\text{дис}}$) – соотношению объема (количества) переданной служебной информации к объему (количеству) полученной полезной информации – определяет эффективность использования служебных пакетов.

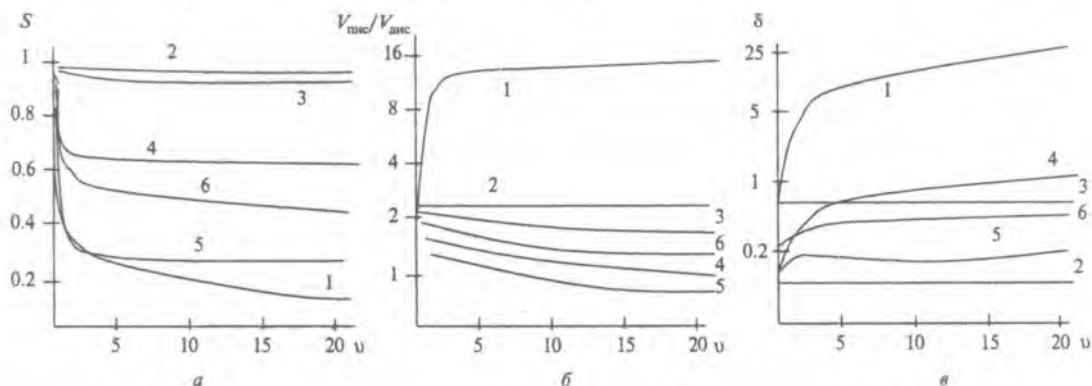


Рис. 2.30. Зависимости характеристик МГМ от скорости перемещения узлов и методов: 1 – AMRoute, 2 – волновой, 3 – ODMRP, 4 – CAMP, 5 – AMRIS, 6 – MAODV

На рис. 2.30 представлены зависимости S (а), $V_{\text{пис}}/V_{\text{дис}}$ (б), δ (в) от скорости перемещения узлов. Кроме того, исследовались зависимости данных показателей от изменения размеров группы и величины входного трафика. Наименьшее значение пропускной способности сети в условиях мобильности узлов из-за неоптимальности ГМ продемонстрировал метод AMRoute. Метод AMRIS эффективен при малом входном трафике, но чувствителен к его росту и увеличению мобильности узлов. Показатели метода MAODV резко ухудшаются при значительном групповом трафике и увеличении размеров группы. Метод CAMP показал лучшие характеристики в

сравнении с характеристиками МГМ, ориентированными на построение ГД (особенно при увеличении размеров группы). Однако данный метод при высокой мобильности узлов вызывает значительный рост служебного трафика. Метод ODMRP показал наивысшую пропускную способность при очень высокой мобильности узлов, однако в этих условиях функционирования сети целесообразнее использовать волновой метод. Кроме того, при увеличении размерности группы ODMRP значительно увеличивает свой служебный трафик.

Таким образом, в условиях мобильности узлов лучшими характеристиками обладают МГМ, основанные на сетевом построении ГМ. Приведем сравнение NSMP с методами, показавшими наилучшие характеристики: MAODV и ODMRP в предположении отсутствия системы позиционирования.

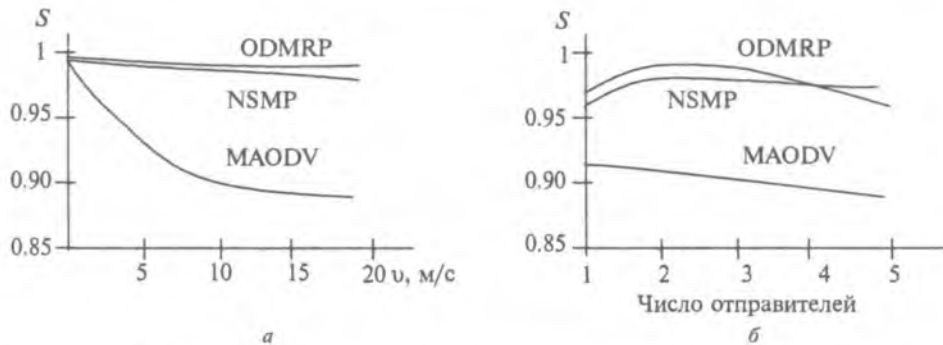


Рис. 2.31. Зависимости S от мобильности узлов (а) и числа отправителей (б)

На рис. 2.31 показаны зависимости S от мобильности узлов и количества отправителей. В стационарной сети пропускная способность для всех методов одинакова. С ростом динамики топологии характеристики MAODV (строит групповые маршруты в виде дерева) ухудшаются значительно быстрее в сравнении с NSMP и ODMRP (сетевая структура ГМ). Различие S для последних методов не более одного процента. Отличие связано с рассылкой NSMP локальных ГЗЗ, тогда как ODMRP осуществляет только глобальную рассылку ГЗЗ.

С ростом числа отправителей в группе от одного до двух пропускная способность NSMP и ODMRP увеличивается. Однако при дальнейшем увеличении числа отправителей S снижается с увеличением общего трафика в сети. Но поскольку NSMP уменьшает число передач как служебной, так и полезной информации, то S у него выше.

На рис. 2.32, а показана зависимость соотношения $N_{\text{пис}}/N_{\text{дис}}$ числа информационных сообщений, переданных в сети, к числу доставленных адресатам информационных сообщений от мобильности узлов сети. Лучшими характеристиками обладает MAODV (построение ГД). Метод ODMRP передает зонды на 20–30 % чаще

по сравнению с NSMP и MAODV. Параметры NSMP, строящего ГМ в виде подсети, близки к параметрам MAODV.

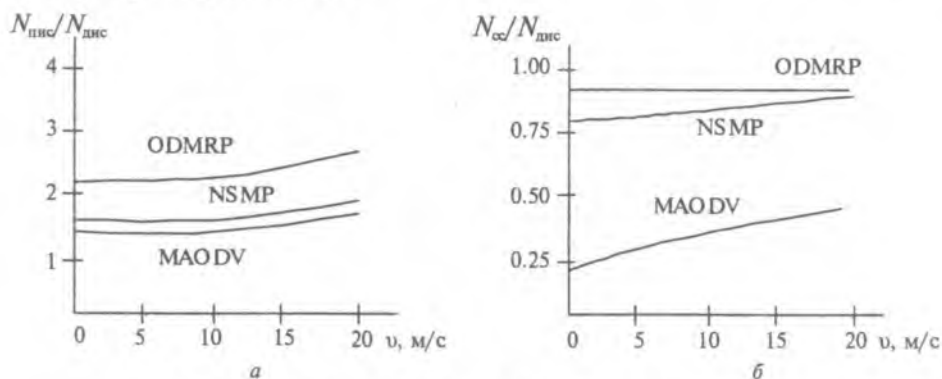


Рис. 2.32. Зависимости $N_{\text{пмс}}/N_{\text{дис}}$ и $N_{\text{сс}}/N_{\text{дис}}$ от мобильности узлов

На рис. 2.32, б показана зависимость соотношения числа служебных сообщений, переданных в сети, к числу доставленных адресатам информационных сообщений от мобильности узлов сети. Метод NSMP уменьшает объем служебного трафика на 5–15 % по сравнению с ODMRP.

2.4. Волновые алгоритмы передачи информации

Фундаментальным сервисом СРС является волновой способ передачи (ВСП) информации вследствие ширококвотельной природы радиоканала. ВСП применяется при передаче однопользовательской и групповой информации в условиях высокой динамики топологии сети, а также на этапах построения и поддержания маршрутов при использовании зондовой маршрутизации. Волновой способ передачи информации предполагает рассылку пакетов всем узлам сети: узел-отправитель ширококвотельно передает пакет своим соседям; каждый соседний узел, приняв пакет впервые, ретранслирует его. Для исключения повторной ретрансляции пакета каждый узел хранит (определенное время) информацию о нем в виде номера пакета и идентификатора узла-отправителя. Если узел принимал пакет ранее, то он стирает его, иначе – ретранслирует. Процесс продолжается до тех пор, пока все узлы сети не получают данный пакет. Преимущества ВСП: простота реализации, распределенность выполнения, отсутствие необходимости сбора служебной информации о состоянии сети, высокая надежность доставки информации. Однако основным недостатком ВСП является резкий рост трафика, приводящий к увеличению столкновений пакетов и значительному снижению пропускной способности сети.

В настоящее время предложено большое количество волновых алгоритмов (ВА), позволяющих значительно уменьшить число ретрансляций пакетов при ВСП [44–48]. Рассмотрим математическую постановку задачи.

Модель сети представляется ненаправленным графом $G = (N, E)$, где $|N|$ – множество узлов, а $|E|$ – множество двунаправленных каналов. Каждый узел имеет идентификационный номер. Все передаваемые узлы имеют одинаковую мощность. Применяется один из протоколов канального уровня (например, IEEE 802.11).

Необходимо: разработать волновые алгоритмы передачи информации U_ρ^B , $\rho = \overline{1, P}$, обеспечивающие доставку пакетов в СРС при минимизации числа ретрансляций $U_\rho^{B*} = \arg \min_{U_\rho^B \in U^B} |F|, F \subset G$.

С точки зрения теории графов данная задача интерпретируется следующим образом [49]: вычислить наименьшее связное доминирующее множество (НСДМ) узлов сети для ретрансляции сообщений. Для ее решения необходимо знание информации о связности всей сети, что для СРС невозможно (ВА должен быть распределенным). Так как данная задача относится к классу NP -полных [45, 46], то получение точного решения за приемлемое время возможно лишь при ограниченной размерности сети. Для ее решения предложен ряд приближенных волновых алгоритмов, которые по способу выбора ретрансляторов можно классифицировать на две группы: случайный выбор ретранслятора и детерминированный (рис. 2.33).

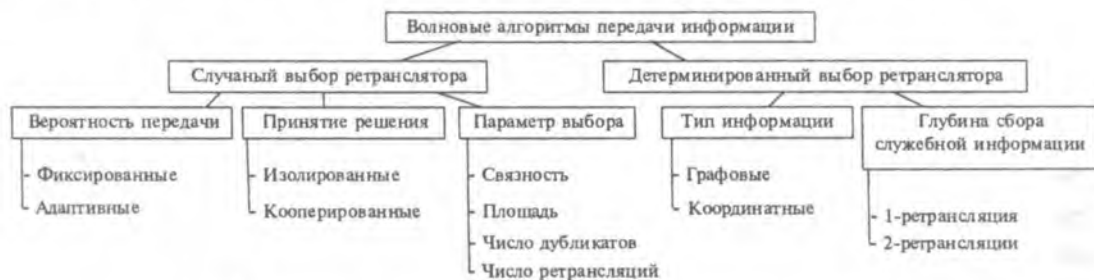


Рис. 2.33. Классификация волновых алгоритмов передачи информации

1. Случайный выбор ретранслятора. При случайном способе каждый узел ретранслирует пакет с вероятностью p и стирает его с вероятностью $1 - p$. Данное решение может приниматься путем обмена служебной информацией с соседними узлами (кооперировано) или на основании содержимого принимаемых сообщений (изолировано). Значение p может быть фиксированным (не изменяется в процессе передачи пакета) или адаптивным (изменяется при каждой передаче пакета в зависимости от условий функционирования узла и состояния локальной зоны сети).

Исследования двух ВА с фиксированной вероятностью передачи при различных параметрах сети (размерность, степень связности узла и др.) проведены в [46]:

- ВА₁(p, k) осуществляет k -ретрансляций согласно ВСП ($p = 1$), а далее пакет передается с вероятностью p ;

- $BA_2(p_1, k, p_2, C)$ осуществляет k -ретрансляций пакет передается с вероятностью p_1 , а далее – с вероятностью p_1 при $c_i < C$ и p_2 при $c_i > C$, где c_i – текущая степень связности i -го узла; C – пороговое значение степени связности.

Результаты моделирования ВА с фиксированной вероятностью передачи ($p = 0,65-0,85$, $k = 2, 3, 4$) продемонстрировали сокращение служебного трафика до 35 % при следующих параметрах функционирования сети: размерность – сети $N = 150$, ее диаметр – $d = 15$, средняя степень связности $\bar{c} = 8$. Однако фиксированная вероятность передачи пакета определяется отправителем и не позволяет учесть конкретные условия функционирования узла или участка сети. Поэтому целесообразней осуществлять адаптацию p при каждой ретрансляции пакета. Например, передача пакета узлом i может определяться случайной задержкой передачи z_i , значение которой может рассчитываться по следующим параметрам [46]:

- количеству принятых копий пакета (алгоритм BA_3). Первоначально при приеме пакета узел i разыгрывает значение задержки передачи в интервале $z_i = [0 - z_{\max}]$. При приеме дубликата пакета значение z увеличивается на единицу;

- количеству прошедших ретрансляций пакета (алгоритм BA_4) – $z_i = b(h-1) + a$, где b – константа; h – число ретрансляций пакета; a – случайное число в интервале $0-1$. Этот алгоритм позволяет реализовывать стратегию “передача адресату с минимальным числом ретрансляций” (узлы, находящиеся на большем расстоянии от отправителя, быстрее передают пакет);

- относительной степени связности i -го узла (алгоритм BA_5): $z_i = (\max c_j) / c_i$, где $\max c_j$ – максимальная степень связности среди соседних узлов $j \in N_i, j \neq i$; c_i – степень связности i -го узла.

При превышении задержкой определенного порога $z_i > Z$ или при прослушивании передач всеми соседними узлами N_i узел i не ретранслирует пакет.

В алгоритме BA_6 в качестве параметра принятия решения о ретрансляции применяется площадь покрытия. Узел может отказаться от передачи пакета при незначительном расстоянии от передающего узла. Смысл данного правила: если узел находится вблизи передающего узла, то он незначительно увеличит площадь покрытия. Оценку близости узлов можно проводить измерением уровня принимаемого сигнала (при знании мощности передачи) или используя систему позиционирования. В последнем случае при ретрансляции каждый узел добавляет в пакет свои координаты. При приеме таких сообщений от соседних узлов $j \in N$ узел i вычисляет разность в площади покрытия $\Delta s_i = s_j - s_i$. При превышении определенного порога ($\Delta s_i > S$) пакет передается далее, иначе – стирается, причем данный порог варьируется в зависимости от степени связности узла $S = \psi(c)$: слабо связный участок сети – значение S меньше (пакет передается чаще), и наоборот.

Можно отметить, что BA_3 и BA_4 принимают решение о передаче изолированно, а BA_5 и BA_6 кооперировано, так как требуют информации о связности (координатах) своих соседей.

2. Детерминированный (селективный) выбор ретрансляторов. Детерминированные ВА по типу имеющейся информации о состоянии локальной зоны сети делятся на графовые (узел владеет информацией о связности) и координатные (используется система позиционирования), при этом ограничение зоны рассылки пакетов будет осуществляться способами, используемыми при координатной маршрутизации: ограничением расстояния и применением правил направленного зондирования [47, 48].

Рассмотрим некординатные ВА. Предполагается, что каждый узел сети путем обмена hello-сообщениями поддерживает информацию о связности со своими соседями, находящимися на расстоянии одного или двух ретрансляционных участков. Данное условие является довольно распространенным при использовании большинства методов маршрутизации. Рассмотрим два основных детерминированных ВА:

1) каждый узел путем обмена hello-сообщениями поддерживает информацию о связности со своими соседями. Здесь используется алгоритм BA_7 ; при передаче широковещательного пакета узел i включает в заголовок список своих соседних узлов N_i . Узел j , приняв пакет, вычисляет $F = N_j - N_i - j$ и принимает решение о дальнейшей его ретрансляции. Если $F \neq \emptyset$, то j передает пакет, иначе — стирает;

2) каждый узел поддерживает информацию о связности с соседними узлами на расстоянии двух ретрансляционных участков.

Дано: узел j — отправитель пакета, ему известно множество соседей, находящихся на расстоянии одного N_j и двух ретрансляционных участков $N(N_j)$, и информация об их связности. *Необходимо найти* подмножество $F \subseteq N_j$, покрывающее все множество $U = N(N_j)$. Нахождение наименьшего множества F является NP -полной задачей. Для ее приближенного решения относительно узла j может быть предложен следующий алгоритм.

1. Пусть $F = \emptyset$, $Z = \emptyset$ — множества покрытых узлов, $K = \{P_1, P_2, \dots, P_m\}$, где $P_k = N_k \cap U (1 \leq k \leq m)$, $k \in N_j$.

2. Найти множество P_k , имеющее максимальный размер в множестве K .

3. $F = F \cup \{k\}$, $Z \cup \{P_k\}$, $K = K - \{P_k\}$, $P_l = P_l - P_k \quad \forall P_l \in K$.

4. Если $Z = U$, то алгоритм закончить, иначе — перейти к шагу 2.

Для уменьшения числа передач предлагается использовать BA_8 , позволяющий учесть предыдущую передачу узла, т.е. множество $U = N(N_j) - N_i - N_j$ (рис. 2.34).

Узел j , приняв пакет от узла i , определяет множество передающих узлов $F = \{f_1, f_2, \dots, f_m\} \subseteq B_{i,j}$, где $B_{i,j} = N_j - N_i$, таких, чтобы $\bigcup_{f_j \in F} (N_{f_j} \cap U) = U$.

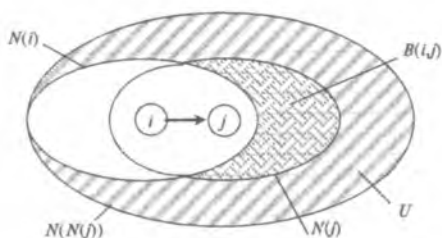
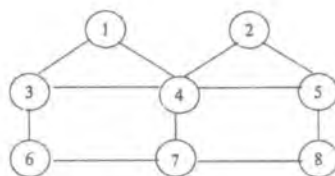
Рис. 2.34. Иллюстрация применения ВА₈

Рис. 2.35. Пример сети

Пример использования ВА₇ и ВА₈ рассмотрим для сети, представленной на рис. 2.35. Допустим, что узел 4 является отправителем. При применении ВА₇ узлы 1 и 2 не будут передавать пакет и общее число передающих узлов $|F|$ равно 6. При применении ВА₈ узел 4 определит множество узлов, которым осталось доставить пакет: $U = N(N_4) - N_4 = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8\} - \{1, 2, 3, 4, 5, 7\} = \{6, 8\}$. Тогда оптимальное множество передающих узлов равно $\{7\}$. Следовательно, для получения пакетов всеми узлами сети необходимы передачи только двух узлов — 4 и 7, т.е. $|F| = 2$.

Оценка эффективности основных ВА (ВСП, ВА₃, ВА₅, ВА₆, ВА₈) проводилась с помощью имитационного моделирования по следующим характеристикам: вероятности доставки пакетов P_d и числу ретрансляций $N_{\text{рет}}$ при различных условиях ее функционирования (количество узлов сети — N , интенсивность входящего трафика — λ , скорость узлов — ν). Проведенный анализ различных ВА позволяет сделать следующие выводы. Лучшими характеристиками в своей области при различных условиях функционирования сети обладают ВА₈ и ВА₅: ВА₈ целесообразней использовать в статичной и малодинамичной сети, а также при ее перегрузке, а во всех других случаях — применять ВА₅.

2.5. Методы иерархической маршрутизации в радиосетях большой размерности

Одной из основных проблем оперативного управления СРС является маршрутизация информационных сообщений. Методы маршрутизации в существующих сотовых сетях мобильной связи (IS-41, GSM, IS-95A [50–52]), основанные на ведении центром коммутации двух баз данных: положения — HLR (Home Location Register) и перемещения — VLR (Visitor Location Register), являются централизованными и поэтому не могут быть использованы в СРС. Методы маршрутизации, применяемые в СРС малой размерности (десятки узлов) [13], не могут быть использованы в сетях с большим количеством узлов (сотни, тысячи). Исследования СРС большой размерности [53] показали, что даже незначительное повышение ди-

динамики топологии сети приводит к значительному росту служебного трафика. Интенсивность служебного трафика возрастает квадратично: $N^2\nu$, где N – множество узлов сети и ν – интенсивность топологических изменений. Теоретические исследования, проведенные в [53], показали, что в случайной СРС пропускная способность узла s_y ограничена величиной $\Theta(W/\sqrt{N \log N})$, где W – скорость передачи узла (бит/с). При значительном увеличении размерности сети имеем $s_y \rightarrow 0$. Очевидно, что для решения этой проблемы необходимо ввести иерархическое управление сетью – провести разбиение СРС на отдельные зоны (кластеры) с выделением главных узлов зоны (ГУЗ), узлов-шлюзов и внутренних узлов (рис. 2.36) [54, 55]. Множество ГУЗ и выделенные узлы-шлюзы образует в сети виртуальную магистраль, которая может использоваться как для распространения маршрутной информации, так и для передачи информационных сообщений. В качестве ГУЗ могут выступать выделенные узлы (например, МБС или энергонезависимые узлы) или любой МА.

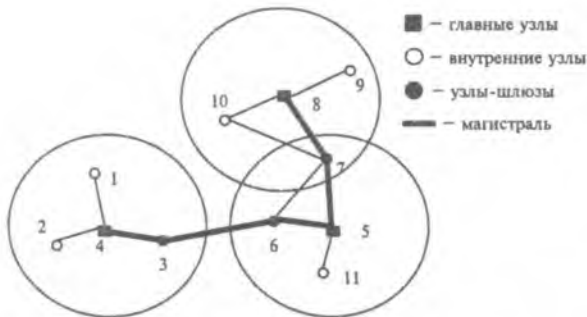


Рис. 2.36. Иерархическая организация СРС

Варианты построения методов иерархической маршрутизации (МИМ) представлены на рис. 2.37. С ростом количества узлов (несколько тысяч) СРС может быть организована в m -уровневой иерархии [55]. Однако это значительно усложняет процесс управления сетью. Поэтому на практике чаще используют двух- или трехуровневую организацию сети.

Размер зоны r_z измеряется минимальным числом ретрансляционных участков от ГУЗ до узла-шлюза

за или ее диаметром d_z . На рис. 2.37 показаны зоны с $r_z = 1$ и $d_z = 2$. Зоны могут перекрываться и тогда они имеют общие узлы-шлюзы (узел 7) или не перекрываться (узлы-шлюзы 3, 6). Параметрами формирования зон могут выступать идентификационный номер, связность узла или его “вес”.

Сбор информации о состоянии сети и вычисление маршрутов могут быть осуществлены с использованием алгоритмов Дijkstra, Беллмана–Форда и др.

Очевидно, что иерархическая организация СРС позволит:

- увеличить стабильность сетевой топологии (динамика изменения зоны сети значительно ниже динамики изменения связности для отдельных узлов сети);
- многократно использовать частотный (кодовый) радиоресурс за счет его пространственного разнесения;
- повысить эффективность управления сетью (главный узел зоны может эффективней управлять ресурсами своей зоны по сравнению с центром управления сетью).

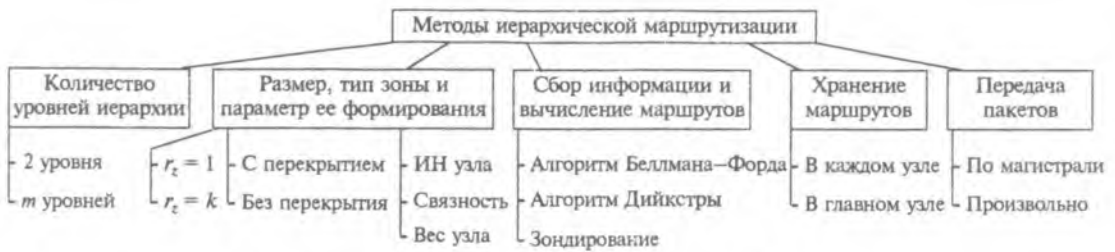


Рис. 2.37. Варианты построения методов иерархической маршрутизации

Однако иерархическая организация сети усложняет процесс управления сетью и предполагает решения следующих задач [55]: динамическое создание и поддержание зон сети; динамическая адресация абонентов; внутрizonная и межzонавая маршрутизация пакетов; восстановление управления зоной вследствие отказа (уничтожения) ГУЗ.

2.5.1. Алгоритмы динамического создания и поддержания зон сети

Разделение сети на зоны (кластеризация) может преследовать различные цели управления сетью: сосредоточение основного трафика внутри зон сети, минимизирование служебного трафика, минимизирование размеров маршрутных таблиц. Данные цели могут быть достигнуты за счет ограничения количества зон в сети, минимизации межzоновых связей, ограничения числа узлов в зоне или ее размера. С точки зрения маршрутизации такая постановка задачи будет определять: объем служебного трафика, который зависит от размера маршрутных таблиц, числа и размера маршрутных сообщений; изменение длины строящихся маршрутов.

Математическая постановка задачи. Сеть представлена в виде ненаправленного весового графа $G = (V, E)$, где V – множество узлов, E – множество каналов; известны: “стоимости” передачи информации по каналам $c - e \rightarrow R^+$, $e = \overline{1, E}$, максимальная стоимость передач в зоне – C_z^{\max} и максимальное число узлов в зоне – N_z^{\max} (максимальный размер зоны r_z^{\max}).

Необходимо провести разбиение V на k множеств $V_1, \dots, V_i, \dots, V_k$ так, чтобы связный подграф $G_i = (V_i, E_i) \subseteq G$ удовлетворял следующим условиям:

$$1) \sum_{e \in G_i} c(e) \leq C_z^{\max} - \text{суммарная стоимость передач в зоне не должна превышать}$$

максимального значения;

$$2) |V_i| \leq N_z^{\max} \text{ (или } r_z \leq r_z^{\max} \text{)} \forall i \in \{1, 2, \dots, k\} - \text{ограничение числа узлов в зоне (размеров зоны);}$$

3) $\min \sum_e c(e)$, $e \in E$, $e \notin E_i$, $i \in \{1, 2, \dots, k\}$ $\forall k \in \{1, 2, \dots, |V|\}$ – минимальное число межзоновых связей.

ло межзоновых связей.

Данная задача относится к классу *NP*-полных [56]. Для произвольного графа к настоящему времени не известны эффективные алгоритмы ее решения, удовлетворяющие всем перечисленным требованиям. Кроме того, она требует знания всей информации о состоянии сети (что проблематично в СРС) и поэтому для построения зон используют эвристики. Данные эвристики должны удовлетворять следующим требованиям: асинхронному функционированию, генерации ограниченного числа сообщений, выполнению условия математической постановки задачи.

Для формирования иерархической организации сети рассмотрим два распределенных алгоритма разделения сети на зоны с одновременным формированием главных узлов, внутренних узлов и шлюзов [55]. Предполагается, что каждый узел в сети имеет идентификационный номер (ИН), поддерживает связность со своими соседями путем периодической передачи hello-сообщений, все сообщения передает правильно, мощность передач узлов одинакова, сетевая топология во время выполнения алгоритма не изменяется. Данные алгоритмы отличаются критерием выбора главного узла в зоне: минимальным ИН или максимальной степенью связности (число соседних узлов – N_i). Формальное описание базового алгоритма:

- каждый узел периодически широковещательно передает hello-сообщения, содержащие список “соседних узлов” (включая себя);
- узел, имеющий наименьший ИН (максимальную степень связности среди соседних узлов), становится главным узлом и передает это решение своим соседям (рис. 2.38, *a* и *b*);
- главный узел, принявший сообщение от узла с минимальным ИН (максимальной N_i), передает ему функции главного узла;
- узел, принявший сообщение от двух и более главных узлов, становится шлюзом;
- в остальных случаях – он является внутренним узлом.

Доказано, что за конечное время сеть будет разделена на зоны (с диаметром $d = 2$) и два главных узла никогда не будут связаны непосредственно между собой [55]. Временная сложность алгоритма равна $O(N)$, где N – число узлов СРС.

В качестве примера на рис. 2.38 показан результат функционирования алгоритмов динамического разбиения сети на зоны. Каждая зона содержит главный узел, внутренние узлы и узлы-шлюзы. Главные узлы в зонах: 1, 2, 4 (5, 7, 8); внутренние узлы: 3, 5, 6, 7, 10 (1, 4, 6); узлы-шлюзы: 8, 9 (2, 3, 9, 10) при различных критериях выбора ГУЗ.

На рис. 2.39 показана трехуровневая зонавая организация сети. Для 1-го уровня используется один из алгоритмов кластеризации для создания и поддержания главных узлов, внутренних узлов и узлов-шлюзов. Для данного примера сеть разбита на восемь зон 1-го уровня: главные узлы в зонах – 1, 2, 3, 4, 21, 22, 23, 24; внут-

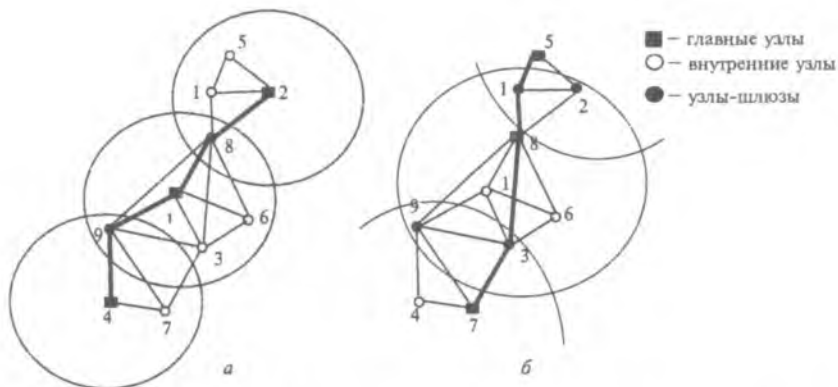


Рис. 2.38. Результат функционирования алгоритмов кластеризации: *a* – с минимальным значением ИН; *b* – с максимальным значением связности

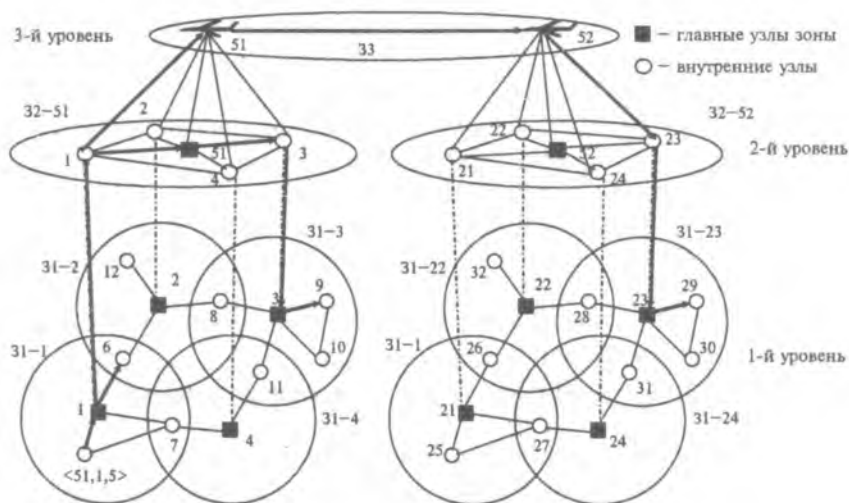


Рис. 2.39. Трехуровневая зонавая организация СРС

ренные узлы – 5, 9, 10, 12, 25, 29, 30, 32; узлы-шлюзы – 6, 7, 8, 11, 26, 27, 28, 31. На главный узел возлагаются функции распределения ресурсов между зонами (частотное, временное или кодовое разделение каналов) и распространения маршрутной информации. Каждый узел в зоне располагает информацией об узлах своей зоны. 2-й уровень состоит из всех главных узлов 1-го уровня. На рис. 2.39 представлены две зоны 2-го уровня. Главные узлы зон 2-го уровня выступают как домашние агенты – 51, 52 (в данной ситуации их роль выполняют ретрансляторы на БЛА), главные узлы 1-го уровня – как внутренние агенты.

Однако рассмотренные алгоритмы самоорганизации сети имеют ряд недостатков: формирование зон происходит в условиях статичной сети, главные узлы в сети распределяются ими неоднородно. Преимуществом алгоритма разделения сети на зоны по критерию максимальной N_i по сравнению с критерием минимального ИН является уменьшение числа формируемых зон, а недостатком — уменьшение стабильности зоны при увеличении динамики топологии. Поэтому для увеличения стабильности зоны в качестве критерия выбора зоны целесообразно использовать величину мобильности узла.

Кроме мобильности и степени связности, каждый узел может характеризоваться рядом параметров, влияющих на процесс иерархической организации сети: мощностью передачи узла, оставшейся энергией батареи, нагрузкой и т.п. Например, оптимизация количества зон и ее размеров может осуществляться путем изменения мощностей передач узлов (уменьшение мощностей передач приводит к уменьшению внутрисистемных помех, повышению разведзащищенности, увеличению пропускной способности сети, но в то же время ведет к возрастанию числа зон и, следовательно, к увеличению нестабильности сети в целом). Поэтому в качестве метрики выбора ГУЗ (веса w_x узла x) предлагается использовать аддитивную свертку параметров его функционирования:

$$w_x = w_1 M_x + w_2 P_x + w_3 E_x + w_4 N_x + w_5 \text{ИН}_x,$$

где $M_x, P_x, E_x, N_x, \text{ИН}_x = 0, \dots, 1$ — нормализованные значения мобильности, мощности передачи узла, оставшегося энергоресурса батарей, степени связности и идентификационного номера; w_1, w_2, w_3, w_4, w_5 — коэффициенты, учитывающие значения этих факторов ($w_1 + w_2 + w_3 + w_4 + w_5 = 1$). Критерием выбора ГУЗ является минимальное значение его веса — $\min w_x$.

Предложенный алгоритм выбора ГУЗ адаптируется к условиям функционирования сети на основе весов параметров сети и содержит следующие шаги.

1. Каждому узлу i сети определить множество соседних узлов N_i , т.е. свое значение степени связности $c_i = |N_i| = \sum_{j \in N_i} (d_{ij} < r)$, где r — радиус (мощность) передачи

узла; d_{ij} — расстояние между узлами i и j .

2. Каждому узлу вычислить относительную степень связности $\Delta c_i = |c_i - c_{\max}|$.

3. Вычислить сумму расстояний со своими соседями $D_i = \sum_{j \in N_i} d_{ij}$.

4. Найти среднюю мобильность (скорость) узла в интервале T

$$M_i = \frac{1}{T} \sum_{t=1}^T \sqrt{(x_t - x_{t-1})^2 + (y_t - y_{t-1})^2},$$

где (x_t, y_t) и (x_{t-1}, y_{t-1}) — координаты узла i в моменты времени t и $t-1$ соответственно.

5. Вычислить время t , в течение которого данный узел выполняет функции главного узла с учетом оставшейся энергии батарей.

6. Определить вес каждого узла $w_x = w_1 M_x + w_2 P_x + w_3 E_x + w_4 N_x + w_5 ИН_x$.

7. Выбрать в качестве ГУЗ узлы, имеющие наименьший вес.

8. Повторить шаги от 2 до 7 для оставшихся узлов для назначения главных узлов зон.

Поддержание зоны может осуществляться повторением процесса формирования зоны, что довольно неэффективно. Поэтому стабильность зоны может поддерживаться регулированием мощностей передач узлов в зоне, а также реализацией следующих “правил поведения” узлов:

- при перемещении внутреннего узла из одной зоны в другую главные узлы в зонах не изменяются;
- в случае перемещения внутреннего узла за пределы существующих зон он формирует новую зону;
- при перемещении главного узла i в зону главного узла j один из них остается главным узлом, а другой становится внутренним (путем изменения его веса).

2.5.2. Динамическая адресация абонентов сети

В существующих иерархических методах маршрутизации [52, 56] каждый узел сети содержит информацию о том, как достичь любого узла своей зоны и как достичь другой зоны. Адрес узла включает имя зоны сети. Например, если узел i должен послать сообщение узлу j , находящемуся в другой зоне, то он сначала должен найти адрес узла в зоне x и только тогда может использовать маршрутную таблицу для отправки сообщения. Таким образом, необходимо поддерживать адресную базу данных, состоящую из имен каждого узла сети и его адреса (т.е. принадлежность к зоне), и зонную базу данных — список имен узлов каждой зоны и имя граничного узла, используемого для ее достижения. Существование адресной и зонной баз данных требует дополнительных ресурсов сети для корректировки адресной информации, возникающей при изменении принадлежности узла к зоне.

Для избежания зонной и адресной баз данных иерархический адрес может содержать узловую принадлежность к зоне. Например, если узел i зоны Z будет иметь адрес “ $Z.i$ ”, то это позволит каждому узлу знать, что узел i принадлежит зоне Z . Однако такой подход статичен и не в состоянии отслеживать топологические изменения. Таким образом, необходим динамический механизм установления соответствия узлов зонам — суперзонам при топологических изменениях.

Для организации адресации абонентов предлагается применить динамическую иерархическую адресацию [55, 56]. Каждый узел сети имеет свой идентификационный номер, определяющий его физический (MAC — Media Access Control) адрес (на рис. 2.39 показаны MAC-адреса). Иерархический адрес (ИА) получается конкатенацией адресов иерархий зон. Например, ИА узла 5 равен $\langle 1, 1, 5 \rangle$ (см. рис. 2.39). Иерархический адрес позволяет, используя таблицы маршрутизации, направлять

пакеты к адресату. Так, передача пакета от узла 5 с ИА $\langle 1, 1, 5 \rangle$ к узлу 10 с ИА $\langle 1, 3, 9 \rangle$ осуществляется по следующему маршруту: 5–1–3–9.

Преимущество иерархической адресации – децентрализованная корректировка ИА и минимизация размеров маршрутных таблиц. При неиерархической маршрутизации размеры маршрутных таблиц оцениваются величиной $O(N \times N)$ при применении предложенного метода $O(N_z \times q)$, где N – число узлов в сети; N_z – среднее число узлов в зоне; q – число главных узлов. Основной недостаток МИМ – это необходимость корректировки (поддержания) ГУЗ и ИА адресов из-за перемещения узлов.

Логическая организация предполагает назначение в дополнение к MAC-адресам узлов логических адресов, состоящие из двух полей (ИН подсети, ИН узла). Логический адрес схож с IP-адресом и может рассматриваться как адрес доступа в сеть. Каждая IP-подсеть является виртуальной, определяет группу пользователей (танковый батальон, взвод солдат и т.п.), охватывает несколько физических зон и имеет одного домашнего агента НА (Home Agent) [15], хранящего информацию об адресе того или иного узла. Роль домашнего агента (ДА) может выполнять любой главный узел. При изменении своего местоположения узел информирует узел-ДА о новом иерархическом адресе (на рис. 2.39 показано пунктирной линией). Передача пакета от узла s к узлу d может осуществляться следующим образом:

- посылка запроса домашнему агенту об иерархическом адресе d ($s \rightarrow \text{ДА}_d$), получение его адреса ($\text{ДА}_d \rightarrow s$), непосредственная пересылка пакета адресату ($s \rightarrow d$) (рис. 2.40, а);
- пересылка пакета домашнему агенту ($s \rightarrow \text{ДА}_d$), далее адресату ($\text{ДА}_d \rightarrow d$) (рис. 2.40, б).

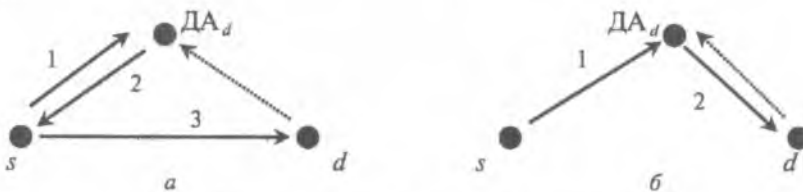


Рис. 2.40. Процесс передачи пакета с использованием узлов-ДА

Преимуществом логической организации является отделение от физической иерархии процесса управления мобильностью узлов (в отличие от существующих методов иерархического управления, требующих значительного обмена служебной информацией при изменении физических зон сети). Предложенный МИМ решает эту проблему введением домашнего агента для каждой подсети для изменения (поддержания) ИА ее членов. Данный подход схожий с использованием службы DNS (Domain Name Service), применяемой в сети Интернет [5]. Служба DNS обеспечивает соответствие между символьным именем и сетевым адресом, который по-

зволяет, используя таблицы маршрутизации, передавать пакеты непосредственно адресату. В беспроводных сетях Mobile IP пакет передается домашнему агенту, который и передает пакет мобильному пользователю [15]. Однако в СРС отсутствует фиксированный домашний агент. Поэтому в СРС необходима регистрация и поддержание ИА.

Все домашние агенты зарегистрированы в маршрутных таблицах верхнего уровня и распространяются всем узлам вместе с маршрутными таблицами. Регистрация ИА представляет собой процесс корректировки базы данных иерархических адресов локальной подсети у своего домашнего агента. Каждый мобильный узел ассоциируется с двумя адресами: логическим (используется для идентификации получения пакета транспортным уровнем) и иерархическим (используется для маршрутизации в МИМ). Для регистрации в логической подсети каждый ее член посылает домашнему агенту регистрационное сообщение, содержащее два поля: свой ИН и текущий ИА. Приняв регистрационное сообщение, узел-ДА создает новую запись в своей базе данных или корректирует старую. Регистрация осуществляется двумя способами: периодически и по событиям (при перемещении узла в новую зону). При отсутствии регистрационного сообщения от произвольного узла определенный промежуток времени учетная запись о нем стирается. Перемещение узлов одной подсети (например, танкового батальона) носит групповой характер, и поэтому трафик регистрации имеет незначительную величину.

2.5.3. Маршрутизация пакетов

Маршрутизация пакетов предполагает выполнение следующих функций (см. рис. 2.39) [54]: сбор информации о состоянии сети и вычисление маршрутов (могут использоваться различные методы маршрутизации: таблично-ориентированные, зондовые и волновые); хранение маршрутов (состав маршрутных таблиц ГУЗ, внутренних узлов и шлюзов); пересылка пакета (внутри и за пределами зоны).

Главные узлы поддерживают зондовую таблицу (обо всех узлах своей зоны) и таблицу главных узлов сети такого формата: ИН; следующий узел (шлюз) на пути к адресату; расстояние, выраженное числом ретрансляционных участков; последовательный номер маршрута, предназначенный для исключения зацикливания маршрутов. Каждый внутренний узел поддерживает только зондовую таблицу. Узлы-шлюзы содержат информацию об узлах смежных зон.

Транспортный уровень обеспечивает доставку пакетов в сети на основе IP-адресов. Поэтому необходимо обеспечить преобразование IP-адресов в MAC-адреса. Когда отправитель желает послать пакет адресату (зная его IP-адрес), он определяет из своей маршрутной таблицы ИА соответствующего домашнего агента (или получает его от главного узла, так как все ДА хранятся на верхнем уровне иерархии) и посылает ему пакет. Домашний агент находит в своей таблице ИА адресата и передает ему пакет. Адресат сообщает отправителю свой ИА. Таким образом, отправитель и адресат будут знать ИА друг друга и обмен информацией (в ближайшее время) будет осуществляться непосредственно между ними.

В зависимости от ситуации передача пакетов может происходить различными путями (см. рис. 2.39).

1. Узлы находятся в одной зоне (отправитель узел 5 – адресат узел 6). Узел 5 передает пакет узлу 1, узел 1 определяет в своей таблице принадлежность узла 6 к своей зоне и пересылает ему пакет.

2. Узлы находятся в разных зонах (отправитель узел 5 – адресат узел 9). Маршрут передачи: 5–1 (находит адрес ДА, т.е. узел 51)–51 (определяет, что узел 9 находится в зоне узла 3)–3–9. Узел 3 сообщает узлу 1 свой ИА.

3. Узлы находятся в разных зонах обслуживания ретрансляторами на БЛА (отправитель узел 5 – адресат узел 29). Маршрут передачи: 5–1 (узел 1 не находит узел 29 в своей зоне, находит адрес ДА, т.е. узел 51)–51 (находит адресат в зоне узла 52)–52–23–29.

В зависимости от загрузки и производительности магистрали передача пакетов может осуществляться по магистрали или без нее (произвольным образом). Для уменьшения загрузки ГУЗ (и магистрали в целом) каждый узел может передавать пакет непосредственно узлу-шлюзу (при условии предварительного обращения внутреннего узла к своему ГУЗ за маршрутом передачи к шлюзу).

2.5.4. Оценка эффективности методов иерархической маршрутизации

Оценку иерархического и неиерархических методов маршрутизации проведем на основе алгоритмического подхода. Каждый метод маршрутизации реализуется совокупностью алгоритмов, которые характеризуются временной, связной и вычислительной сложностью. Для облегчения анализа рассмотрим двухуровневую организацию сети в предположении “синхронности” выполнения каждого алгоритма маршрутизации, т.е. все узлы сети выполняют один шаг алгоритма одновременно. На каждом шаге узел принимает и обрабатывает все маршрутные сообщения, переданные ему в течение предыдущего шага, и посылает им свое маршрутное сообщение.

Будем рассматривать два типа топологических изменений: внутреннее – изменение маршрутной таблицы, касающееся узлов одной зоны (например, отказ внутреннего узла); внешнее – изменение маршрутной таблицы, относящееся ко всем узлам сети (например, отказ ГУЗ или разделение сети на отдельные подсети).

Сравнительная характеристика иерархических и неиерархических ММ представлена в табл. 2.7. Анализ данной таблицы показывает, что применение МИМ позволяет значительно уменьшить служебный трафик в сети (особенно внутризонавый). Для уменьшения межзонавого служебного трафика маршрутизацию пакетов целесообразно осуществлять гибридными методами: между зонами – зондовыми, а внутри зоны – таблично-ориентированными.

Доказано, что если для m -уровневой сети все зоны 1-го уровня имеют диаметр, меньше или равный d_z . Тогда $h = L_{\text{мин}} / L_{\text{кр}} \leq 2^{k-2}(2 + d_z) - 1$ для $2 \leq k \leq m$, где $L_{\text{мин}}$ – длина пути между различными узлами в k -зонах ($k \leq m$) и $L_{\text{кр}}$ – кратчайшая длина пути между этими узлами.

Таблица 2.7

Методы маршрутизации		Наихудший случай		V_{MT}
		V_{CC}	t_{PM}	
Неиерархические				
Класс Дейкстры		$O(N)^*$	$O(d)^*$	$O(N^2)$
Класс Беллмана—Форда		$O(N^2)$	$O(N)$	$O(N \cdot C)$
Зондовые		$O(N)$	$O(2d)$	$O(N \cdot C)$
Иерархические				
Класс Дейкстры	Внутреннее изменение Внешнее изменение	$O(N_z \cdot C)^*$ $O(Z \cdot C \cdot l) +$ $O(N_z \cdot C \cdot Z)^*$	$O(d_z)^*$ $O(d_b \cdot l) + O(d)^*$	$O(Z^2 + N_z^2)$
Класс Беллмана—Форда	Внутреннее изменение Внешнее изменение	$O(N_z^2)$ $O(N^2)$	$O(N_z)$ $O(N)$	$O[(N_z + Z) \cdot C]$
Гибридный	Внутреннее (Беллмана—Форда) Внешнее (зондирование)	$O(N_z^2)$ $O(N)$	$O(N_z)$ $O(2d)$	$O[(N_z + Z) \cdot C]$

Обозначения: * — при каждом топологическом изменении; N — число узлов сети; N_z — среднее число узлов в зоне; C — средняя связность узла; Z — число зон в сети; d — диаметр сети; d_z — средний диаметр зоны; d_b — диаметр магистрали; l — средняя длина кратчайшего пути между узлами одной зоны.

Последняя задача иерархического управления — это обеспечение живучести данной сети. В случае отказа ГУЗ необходимо назначить новый главный узел и восстановить в нем маршрутные таблицы. Возможным решением может быть следующее: каждый главный узел содержит копии маршрутных таблиц (баз данных) соседних главных узлов. В случае отказа одного из ГУЗ алгоритм формирования зон выбирает новый ГУЗ, затем соседние ГУЗ передают ему сохраненные копии маршрутных таблиц.

2.6. Многопутевая маршрутизация

Многопутевая маршрутизация позволяет увеличить надежность доставки информации (при отказе используется альтернативный маршрут), сократить объем служебной информации (реже осуществляется перестроение маршрута) и уменьшить время доставки информации (при распределении входящей нагрузки по нескольким независимым маршрутам передачи).

Идея построения нескольких маршрутов между парой узлов сети не нова. Так, например, в Интернете функционирует протокол OSPF, позволяющий выбирать несколько маршрутов одинаковой стоимости к адресату [5]. Однако применение данного протокола в СРС не представляется возможным вследствие значительного служебного трафика в условиях динамики топологии. К тому же, протоколы OSPF и RIP относятся к классу таблично-ориентированных ММ, которые предполагают постоянный обмен маршрутной информацией для построения маршрутных таблиц

(что не всегда представляется возможным – например, при выполнении требования скрытности). Только два представителя данного класса – TORA [28] и DSR [30] – потенциально предусматривают возможность построения нескольких маршрутов передачи информации. Данные методы используют дополнительные пути при отказе от первичного маршрута. Однако они не предусматривают построение полностью независимых путей передачи. Рассмотрим критерии выбора независимых путей.

1. Независимость путей по узлам, что позволяет разделить входящий трафик и тем самым равномерней загрузить сеть, уменьшить задержку в передаче сообщения.

2. Минимальная разница длины альтернативного пути по сравнению с первичным (кратчайшим).

3. Минимальное значение параметра корреляции κ – число взаимных каналов между независимыми путями. Два полностью независимых пути, но имеющие связность друг с другом, будут создавать взаимные помехи из-за широкополосной природы радиоканала. На рис. 2.41 представлены значения κ для двух путей P_1 и P_2 при различных структурах сети. При $\kappa = 0$ пути полностью независимы. В зависимости от количества используемых каналов в сети данный параметр может принимать различное значение: в многоканальной сети κ может быть ограничен некоторой константой, в случае одноканальной сети желательно, чтобы $\kappa = 0$.

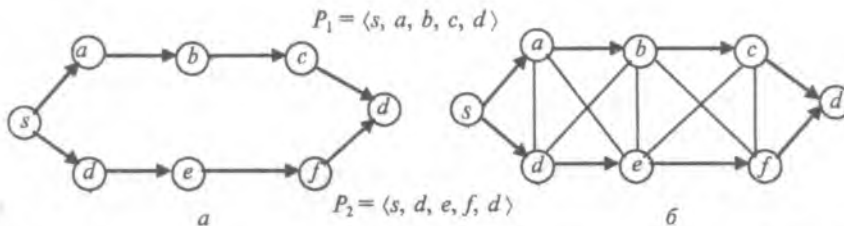


Рис. 2.41. Значения параметра корреляции при различных структурах сети: а – $\kappa = 0$; б – $\kappa = 7$

На сегодня предложены многопутевые версии для ряда рассмотренных ранее методов маршрутизации [57, 58]. Например, MDSR (Multipath DSR) предполагает, что адресат ожидает приема множества зондов-запросов, выделяет альтернативные пути (если такие имеются) и направляет по ним адресату зонды-ответы. Однако MDSR не предусматривает механизмов построения независимых путей передачи.

Метод SMR (Split Multipath Routing) стремится получить хотя бы два независимых пути передачи за счет многократной (в отличие от DSR) передачи промежуточными узлами сети зонда-запроса, пришедшего различными путями (дубликаты зонда-запроса не уничтожаются, а посылаются по исходящим каналам при условии, что длина полученного маршрута меньше, чем принятых ранее). Основным недостатком SMR – это значительный рост служебного трафика.

Рассмотрим *метод многопутевой маршрутизации* [57, 58]. Представим сеть ненаправленным графом $G = (V, E)$, где $|V|$ – множество узлов, а $|E|$ – множество

двухнаправленных каналов. Каждый узел имеет идентификационный номер. Рассмотрим решение задачи многопутевой маршрутизации на примере метода DSR. Введем следующие обозначения. Путь P_i между узлами v_1 и v_n представляет собой возрастающую последовательность узлов $\langle v_1, \dots, v_i, \dots, v_n \rangle$, таких, что каждый канал $(v_{i-1}, v_i) \in E$. Узел v_i называется промежуточным узлом, если $1 < i < n$. Узлы v_1 и v_n находятся в отдельных подсетях, если между ними не существует пути.

Ориентированным (корневым) деревом назовем ориентированный граф $G' \subseteq G$, в котором дерево с корнем в узле-источнике (узел s) содержит все узлы V . Ориентированное дерево имеет одно из свойств: для каждого узла существует единственный путь, ведущий в этот узел из корня. Подграф графа G' , порожденный множеством, состоящим из узла u и всех его потомков, будем называть поддеревом с корнем в u .

Предварительно используем две теоремы, решающие правила которых будут использоваться для построения независимых маршрутов.

Теорема 2.1. В сети используется зондовый метод маршрутизации DSR. Если после приема и обработки зондов-запросов адресатом d от отправителя s получено два пути $P_1 = \langle s, v_1, \dots, v_n, d \rangle$ и $P_2 = \langle s, u_1, \dots, u_m, d \rangle$ с общими k -узлами ($k < m$ и $k < n$), то тогда будем иметь $v_1 = u_1, v_2 = u_2, \dots, v_k = u_k$.

Из данной теоремы следует, что если адресат принял зонды-запросы с отсутствием независимых маршрутов по узлам, то это означает, что данные маршруты имеют общие узлы в начале маршрута. Поэтому объединение всех маршрутов, принятых адресатом, будет частью ориентированного дерева с корнем в отправителе (если не считать последней ретрансляции). Заметим, что теорема верна для любого узла, который достигим, от отправителя.

Теорема 2.2. Если для ориентированного дерева с корнем в узле s узлы v и u принадлежат различным поддеревьям и существует направленный канал между ними, то, по крайней мере, два независимых пути по узлам существуют между узлом v (или u) и узлом s .

Для реализации метода многопутевой маршрутизации (МММ) используем правила, полученные из приведенных теорем (рис. 2.42).

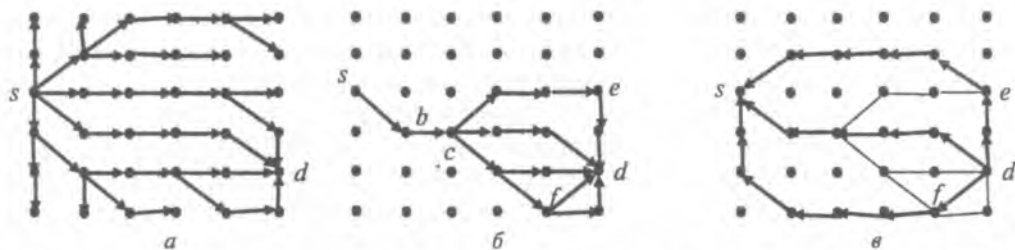


Рис. 2.42. Иллюстрация этапа построения маршрута: а – последовательность приема первого ЗЗ; б – полученное адресатом поддерево маршрутов; в – перенаправление ЗО адресатом и узлами маршрутного поддерева

Этап построения маршрутов.

1. Отправитель s (при необходимости построения α -независимых маршрутов передачи с узлом-адресатом d) широковещательно передает зонд-запрос с признаком многопутевой маршрутизации ($F=1$) и значениями α и Δh .

2. Промежуточный узел i , приняв в первый раз зонд-запрос (33) со значением $F=1$, осуществляет прием всех последующих 33 и их обработку (а не уничтожает их, как в DSR), т.е. записывает в свой кеш все полученные маршруты в направлении отправителя.

3. Адресат d после приема первого 33 посылает отправителю зонд-ответ (30). Затем осуществляет прием (определенное время) остальных 33 и производит их анализ. Если получены маршруты, удовлетворяющие условиям, то узел передает зонды-ответы по обратному маршруту прохождения соответствующих зондов-запросов; иначе – адресат анализирует маршруты, имеющие $1, \dots, k$ общих узлов. При их наличии узел направляет 30 k -узлам с флагом $P=1$ (перенаправить зонд);

4. Промежуточный узел k , получив 30 с флагом $P=1$, анализирует содержимое своего кеша и осуществляет поиск независимых путей. При их наличии 30 направляется адресату. Для построения отправителем независимых маршрутов передачи каждый промежуточный узел включает в 30 список соседних узлов.

5. Узел-отправитель s принимает 30 и формирует многопутевые маршруты в два этапа: формирует области компромиссов (области оптимальных решений) – m маршрутов и находит оптимальный (рациональный) вариант в этой области в соответствии с обобщенным показателем $\Xi C_{\eta}(m) = \sum_{\eta=1}^n w_{\eta}^{\xi} c_{\eta}$ (например, $\Xi C_{\eta}(m) = w_1^{\xi} m +$

$+ w_2^{\xi} k + w_3^{\xi} t_c + w_4^{\xi} \Delta h$), где w_i^{ξ} – весовые коэффициенты, определяемые требованиями по передаче ξ -типа информации.

Этап передачи информации по нескольким путям. Отправитель формирует множество допустимых путей доставки $m \in M$, распределяет сообщение $D - D_j$ на блоки d_{ij} в соответствии с требованиями и передает их по маршрутам. Если весь объем информации передан, то этап закончить, иначе – $j = j + 1$, повторить этап построения маршрутов и передачи информации.

Связная сложность предложенного метода равна $O(V + Mh_{\max})$, где $|V|$ – общее число узлов сети; M – число независимых маршрутов ($M \leq N_s$ – число соседей отправителя); h_{\max} – максимально допустимая длина пути. Временная сложность – $O(2h_{\max})$.

Таким образом, рассмотренный метод многопутевой маршрутизации позволяет строить несколько маршрутов передачи информации по заданным требованиям: числу независимых путей передачи, длине маршрута, числу взаимных каналов. Применение данного метода позволит повысить надежность доставки информации, равномернее загрузить узлы сети, уменьшить среднее время задержки передачи сообщений и объем служебной информации на 15–20 % по сравнению с однопутевой маршрутизацией.

2.7. Маршрутизация интегрального трафика

Рассмотренные ранее методы маршрутизации [15] не предполагают построение маршрутов с заданным качеством обслуживания (QoS — quality of service) [1–3], хотя существующий трафик неоднородный и требует заранее определенных параметров маршрута. Например, компьютерный трафик может быть вызван приложениями реального времени, он характеризуется высоким коэффициентом пульсаций (отношение максимальной мгновенной интенсивности трафика к его средней интенсивности), чувствителен к потерям. Мультимедийный трафик (речь, изображение, видеоконференция) требует значительной полосы частот, характеризуется низким коэффициентом пульсаций и низкой чувствительностью к потерям данным. Термин QoS возник в сети ATM (Asynchronous Transfer Mode) и обычно подразумевает набор параметров (пропускная способность, задержка доставки пакетов, вероятность его потери, буферное пространство и др.) для определенного потока данных. Наиболее важными параметрами являются первые два, и они используются для построения маршрутов с заданной пропускной способностью или задержкой. Поэтому возникает задача маршрутизации различных видов трафика с заданным качеством обслуживания [59].

Рассмотрим *метод маршрутизации интегрального трафика*. Возьмем реализацию QoS-маршрутизации для зондовых методов маршрутизации. Функционирование зондовых методов маршрутизации включает два основных этапа: построение и поддержание маршрута. Пропускная способность канала в терминах TDMA означает число необходимых слотов передачи. Математическая постановка задачи нахождения маршрута p заданной пропускной способности W_0 может быть определена следующим образом.

Математическая постановка задачи. Сеть представляется графом $G = (V, E)$, где V — множество узлов; E — множество каналов. Протокол доступа к каналу — TDMA/CDMA. Используется дуплексная передача с временным разделением каналов (TDD). Пропускная способность разделена на множество слотов $S = \{s_1, s_2, \dots, s_M\}$, составляющих фрейм. Предполагается, что каждый узел знает свободные слоты своих соседей. Возможность резервирования множества слотов $\{RS_i\}$ на передачу определяется множеством свободных слотов $\{SS_i\}$ ($RS_i \subseteq SS_i$). Необходимая пропускная способность маршрута $p = (v_1, \dots, v_i, \dots, v_n)$, $i = \overline{1, n}$, $(v_i, v_{i+1}) \in E$, может быть определена как $W_0 = |RS_i|$. В зависимости от способа принятия решения о резервировании слотов при построении маршрута целевая функция примет следующий вид:

первый способ — резервирование слотов промежуточным узлом при каждой ретрансляции зонда-запроса:

$$W_0 \geq \min_{i \in p} (SS_i, SS_{i+1}), RS_i \cap RS_{i+1} = \emptyset, i = \overline{1, n-1};$$

второй способ – резервирование адресатом:

$$W_0 \geq \min_{i \in p} (SS_i, SS_{i+1}, SS_{i+2}), RS_i \cap RS_{i+1} = \emptyset \wedge RS_{i+1} \cap RS_{i+2} = \emptyset, i = \overline{1, n-2}.$$

Каждый из способов имеет свои преимущества и недостатки. Преимуществом первого способа является быстрое получение решения; недостатком – негарантирование построения маршрута даже при его наличии. Второй способ устраняет недостаток первого, однако увеличивает размер зондов и требует большей производительности процессора. Рассмотрим примеры резервирования маршрута с двумя слотами для передачи при первом и втором способах (рис. 2.43).

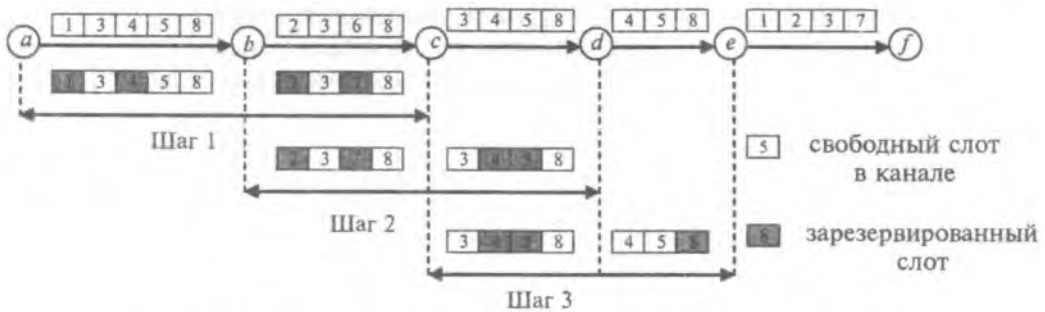


Рис. 2.43. Пример резервирования слотов при каждой ретрансляции

На первом шаге узел *a* резервирует слоты {1,4} и {2,7} и передает 33 узлу *b*; на втором – узел *b* резервирует слоты {4,5}. Однако на третьем шаге узлу *d* остается для резервирования только один слот {8} и узел *d* стирает 33. Таким образом, выделение двух слотов на маршруте (*a, b, c, d, e, f*) данным способом невозможно.

Однако решение этой задачи возможно при втором способе резервирования (рис. 2.44). Поэтому предлагается в дальнейшем использовать данный способ.

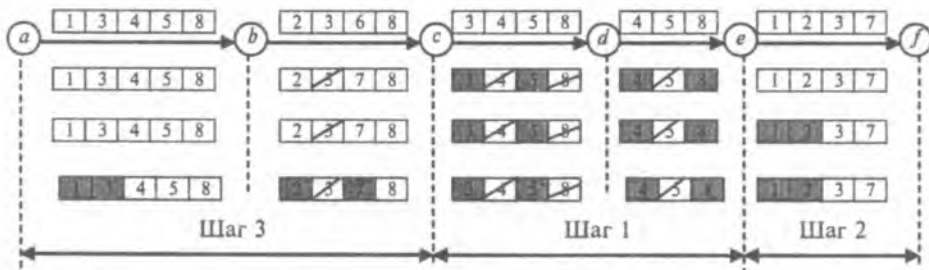


Рис. 2.44. Пример поиска решения по резервированию слотов адресатом

Таким образом, рассмотренный метод маршрутизации позволяет осуществлять построение и поддержание маршрута заданного качества (пропускной способности). Суть метода заключается в резервировании ресурсов узлов в процессе зондового

построения нескольких маршрутов доставки информации. Предложенный метод маршрутизации интегрального трафика имеет высокую эффективность по сравнению с известными QoS-методами маршрутизации.

2.8. Асимметричная маршрутизация

Рассмотренные выше методы маршрутизации для СРС предусматривают функционирование только по двунаправленным каналам. Однако СРС неоднородна (транспортное средство – отдельный мобильный абонент), и узлы сети имеют различную потенциальную мощность передачи. Поэтому в сети будет существовать определенное количество однонаправленных (асимметричных) каналов. Решением задачи маршрутизации в этих условиях может быть отказ от использования однонаправленных каналов и использование только двунаправленных каналов. При этом решении возможны следующие ситуации.

1. Значительное увеличение длины маршрута. Например, для сети, представленной на рис. 2.45, *а*, длина пути от узла *i* к *j* (выраженная числом ретрансляционных участков) при использовании только симметричных каналов равна семи и единице – при асимметричной маршрутизации.

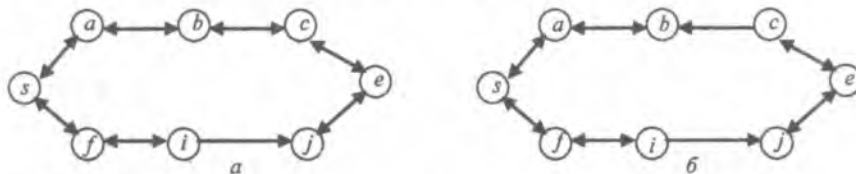


Рис. 2.45. Примеры сетей с асимметричными каналами

2. Отсутствие маршрута в случае наличия в сети значительного количества однонаправленных каналов (см. рис. 2.41, *б*). Решение задачи синтеза метода асимметричной маршрутизации предполагает следующие этапы [60, 61]:

- 1) обнаружение узлом однонаправленных каналов;
- 2) построение альтернативного маршрута, позволяющего замкнуть цикл между узлами в однонаправленном канале;
- 3) туннелирование квитанции и маршрутной информации.

Обнаружение однонаправленных каналов может осуществляться на сетевом уровне. Каждый узел периодически ширококовещательно передает hello-сообщения своим соседям. Данное сообщение содержит список соседних узлов и статус каналов с ними (изначально hello-сообщение содержит только идентификатор узла). Если узел *j* принимает hello-сообщение от узла *i*, не содержащего *j*, то он делает вывод, что канал *i*–*j* является асимметричным и направлен от узла *i* к *j*. Процесс обмена и обработки hello-сообщений позволяет каждому узлу сформировать таблицу соседей с информацией о статусе каналов (двунаправленный или однонаправлен-

ный). Однако о существовании канала $i-j$ не знает узел i . Для информирования его об этом необходимо найти к нему альтернативный маршрут. В простейшем случае обмен hello-сообщениями позволяет построить (при его наличии) альтернативный маршрут длиной в два ретрансляционных участка.

В общем случае построение альтернативного пути зависит от принятого способа построения маршрута: таблично-ориентированного, зондового или гибридного [16]. Рассмотрим возможные решения данной задачи для каждого из способов [61].

1. При таблично-ориентированном методе маршрутизации каждый узел хранит полную или частичную информацию о состоянии сети. Для построения альтернативного маршрута предлагаются ММ с полной информацией о состоянии сети (расширение протокола OSPF, используемого в сети Интернет, для работы по однонаправленным каналам). При данном методе каждый узел хранит граф сети, т.е. размерность маршрутной таблицы $O(N \times N)$, где N — число узлов сети. Соответственно, верхняя граница размеров маршрутных сообщений также ограничена величиной $O(N \times N)$. Обмен содержимым маршрутных таблиц позволяет каждому узлу построить маршруты ко всем остальным узлам сети на основе алгоритма Дейкстры, т.е. есть каждый узел может вычислить кратчайший альтернативный путь. Отличием в протоколах является способ рассылки маршрутной информации (рис. 4.6, а). Недостатком данного подхода является: необходимость распространения состояния каждого канала каждому узлу сети (что изначально предполагает бесконечную длину альтернативного пути). Это приводит к волновой рассылке маршрутной информации. В случае роста размерности сети и динамики топологии данные методы приводят к значительному росту служебного трафика, что неприемлемо для сети с ограниченной пропускной способностью каналов. Кроме того, альтернативный путь ограничен предельной величиной, что может привести к отсутствию маршрута. Таким образом, данные протоколы не приемлемы для СРС с динамичной топологией.

2. Функционирование зондовых методов маршрутизации включает два этапа: построение и поддержание маршрута. Для функционирования зондового асимметричного ММ необходимо внести изменения в алгоритм пересылки и обработки зондов. При передаче ЗЗ по однонаправленному каналу данный факт отмечается в зонде единичным значением выделенного бита. Необходимо отметить, что по однонаправленным каналам зонды распространяются быстрее, так как данные каналы образуют узлы с большей мощностью передачи. Поэтому для предотвращения генерации значительного количества маршрутов с однонаправленными каналами узел, принявший зонд по однонаправленному каналу, осуществляет большую задержку до его ретрансляции по сравнению с узлом, получившим зонд по двунаправленному каналу. Адресат, приняв часть зондов-запросов (фактически маршрутов) с информацией о наличии однонаправленных каналов, поступает следующим образом:

а) если $\min h_d < \min h_o$ или $\min h_d - \min h_o < \Delta h$, то используются двунаправленные маршруты, где h_d (h_o) — длина маршрута с двунаправленными (однаправленными)

ленными) каналами. Величина Δh зависит от размерности сети, длины кратчайшего маршрута и вида передаваемой информации;

б) если $\min h_d - \min h_o \geq \Delta h$, то принимается решение об использовании однонаправленного маршрута. Кратчайший из маршрутов, состоящий из двунаправленных каналов, выбирается в качестве альтернативного. По нему отправителю сообщается первичный маршрут. Для сокращения длины альтернативного маршрута узлы в первичном пути, имеющие однонаправленные входящие каналы, должны использовать локальное зондирование;

в) если все полученные маршруты содержат однонаправленные каналы, то адресат генерирует рассылку ответных зондов-ответов (пытается найти маршрут с однонаправленными каналами по отношению к отправителю). Зонд-ответ содержит информацию о кратчайшем однонаправленном маршруте к адресату и передается аналогично ЗЗ.

3. Гибридный ММ предусматривает разделение сети на множество пересекающихся R -зон. Каждый узел создает зону R_{M3} (состоит из соседних узлов, расстояние до которых не более R -ретрансляций) и выделяет периферийные узлы своей зоны. Внутри R_{M3} используется табличный метод маршрутизации, за пределами зоны — зондовый. Периферийный узел расположен на расстоянии R от узла, организующего зону, и связан с узлами, находящимися за пределами зоны. Распространение зондов до границы зоны осуществляется не широковещательно, а селективно (по направлению: узел — выбранные периферийные узлы).

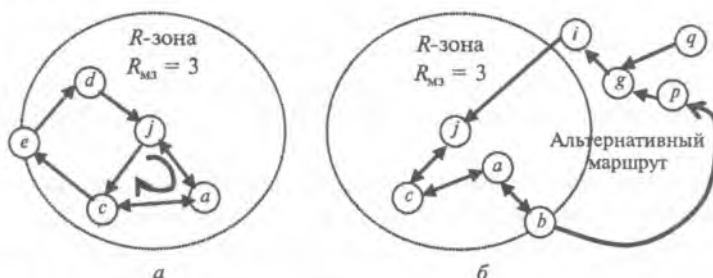


Рис. 2.46. Построение альтернативного маршрута при гибридной маршрутизации

Для реализации асимметричной маршрутизации гибридным методом необходимо рассмотреть варианты построения альтернативных маршрутов. Если однонаправленные каналы образуют цикл внутри зоны или альтернативный маршрут находится внутри зоны, то его обнаружение возможно применяемым табличным ММ. При другой ситуации альтернативный маршрут может находиться за пределами R_{M3} . Например, узел i не может быть в зоне узла j (рис. 2.46, б), так как он не достижим при R ретрансляциях, хотя узел j может знать о существовании i и узлах его зоны — p, g, q . Тогда при необходимости передачи информации от узла j к узлу i узел i по-

сылает через периферийный узел b расширенный зонд-запрос. Формат расширенного зонда-запроса, кроме узла j , содержит адресаты p, g, q . Это позволяет учесть особенности зоновой организации и быстрее найти альтернативный маршрут.

Обнаружение однонаправленных каналов и их использование предполагает совместную работу протоколов канального и сетевого уровней. Существующие протоколы канального доступа (например, протокол IEEE 802.11) предусматривают механизм квитирования, что в условиях асимметричного канала не представляется возможным. В условиях сильно связной сети (что характерно для СРС) существует высокая вероятность наличия альтернативного маршрута. По нему узлу i необходимо сообщить о наличии связности с j (рис. 2.47).



Рис. 2.47. Процесс туннелирования пакетов

Для этой цели предлагается использовать туннелирование пакетов. Туннелирование — это процесс инкапсуляции (внедрения) пакетов протокола канального (нижестоящего) уровня в протокол сетевого (более высокого) уровня. Для уменьшения служебного трафика предлагается туннелировать не все пакеты от адресата к отправителю, а только квитанцию и маршрутные сообщения. На рис. 2.47 узел i посылает пакет узлу j по однонаправленному каналу. Затем узел j строит альтернативный маршрут одним из описанных выше способов. Квитанция и маршрутная информация туннелируются в пакет, передаваемый по альтернативному маршруту от узла j к узлу i . Узел i , приняв пакет (квитанцию), снова передает информацию.

Результаты исследований методов асимметричной маршрутизации показали, что использование асимметричной маршрутизации позволяет в среднем на 10–15 % повысить пропускную способность сети и уменьшить задержку в передаче сообщений. Кроме того, применение методов асимметричной маршрутизации при некоторых топологиях сети является единственно возможным решением для получения маршрута передачи информации.

2.9. Безопасность маршрутизации

Обеспечение безопасности процесса маршрутизации предполагает идентификацию потенциальных атак противника, оценку их угроз и уязвимости используе-

мых протоколов маршрутизации. Уязвимость маршрутизации в СРС определена особенностями данной сети.

Атаки, направленные на протоколы маршрутизации, можно классифицировать как: внешние и внутренние, пассивные и активные. Защита от внешних атак включает шифрование передаваемой маршрутной информации и обеспечение различных сервисов безопасности. Возможные способы защиты от внутренних атак (при наличии в сети скомпрометированных узлов) предполагают: разделение информации на части и их передача по независимым маршрутам, обнаружение скомпрометированных узлов и исключение их из процесса маршрутизации за счет применения узлами систем обнаружения вторжения [62].

Пассивные атаки осуществляются путем прослушивания радиозфира и сбора маршрутной информации с целью вскрытия топологии сети и способов ее адресации. Они не нарушают нормальную работу протоколов маршрутизации, однако их почти невозможно обнаружить.

Активные атаки направлены на частичную или полную дезорганизацию работы сети путем ввода в сеть повторной (устаревшей) или ложной (измененной) маршрутной информации (МИ). Например, атака типа "отказ в обслуживании" может быть легко реализована модификацией одного или нескольких полей маршрутного сообщения (зонда): адреса отправителя, числа ретрансляций, номера сообщения и самого маршрута передачи. Результатами активных атак могут быть: перенаправление маршрутов (и, соответственно, трафика), заикливание маршрутов, создание перегрузки в узлах сети, переполнение маршрутных таблиц, имитация разделения сети на отдельные подсети, увеличение времени доставки сообщений и т. д.

Приведем примеры некоторых других активных атак, которые могут быть осуществлены в СРС.

"Черная дыра". В этом случае противник, используя имеющийся протокол маршрутизации, объявляет себя узлом в кратчайшем пути к адресату и переправляет весь трафик на себя.

"Переполнение маршрутной таблицы". Противник стремится создать маршруты к несуществующим узлам. Цель атаки заключается в создании маршрутов, которые бы предотвратили создание новых маршрутов путем переполнения таблицы маршрутизации.

"Испытание бессонницей". Атака характерна для СРС и направлена на скорейший разряд батарей узлов. Противник может нарушить функционирование энергосберегающих протоколов различных уровней ЭМ ВОС. Кроме того, генерируя ложный информационный и/или служебный трафик (например, генерируя зонды-запросы на построение маршрута к несуществующим узлам), неприятель заставляет узлы расходовать свою энергию батарей.

"Обнаружение местоположения". Противник, используя зондовую маршрутизацию, рассылает зонды-запросы. На основе анализа содержимого зондов-ответов он пытается узнать информацию о местоположении узлов или раскрыть структуру сети.

“Отказ в обслуживании”. Атака направлена на насыщение ресурса сети (связного, вычислительного, по памяти) и может быть реализована на любом уровне ЭМ ВОС: физическом (постановка помех), канальном (повторная передача, захват радиоканала), сетевом (перенаправление маршрутов) и др. Она также может быть направлена на протоколы управления ключами.

Защита от активных атак должна предусматривать аутентификацию и целостность маршрутной информации.

Определим основные требования к безопасной маршрутизации в СРС как невозможность противником: фальсифицировать адрес отправителя МИ; внедрять в сеть ложную МИ; изменять МИ в процессе ее ретрансляции; формировать маршрутные циклы; перенаправлять маршрут; определять сетевую топологию из МИ. Неавторизованные узлы должны быть исключены из процесса вычисления и построения маршрутов.

Существующие беспроводные протоколы реализуют централизованные схемы обеспечения безопасности и эквивалентны механизмам безопасности проводных сетей. Однако данные централизованные решения не приемлемы в СРС. Для СРС предложен ряд методов маршрутизации, обеспечивающих некоторые сервисы безопасности [65]: ARAN (Authenticated Routing for ad-hoc Networks), SAR (Security Aware ad-hoc Routing), SAODV (Security AODV), SRP (Security Routing Protocol), SEAD (Security efficient ad-hoc distance vector routing protocol), SPREAD (Security Protocol for REliableAta Delivery) и др.

Защита от внешних атак включает применение криптографических методов: шифрование информации, использование цифровой подписи и др. Так, цифровая подпись позволяет проверить подлинность, целостность сообщения, а также обеспечить его неопровержимость (обеспечивает защиту от атак типа “отказ”, “подмена и модификация передаваемых данных”). Для обнаружения дубликатов пакетов и соблюдения необходимого порядка их поступления целесообразно использовать в формате пакета временные метки и порядковый номер пакета. Однако криптографические методы не могут обеспечить защиту от воздействия противника при наличии скомпрометированных или захваченных узлов. Для защиты от внутренних атак предполагается использовать системы обнаружения атак IDS (Intrusion Detection System).

В целом обеспечение сервисов безопасности является более сложной задачей по сравнению со стационарными сетями связи из-за необходимости построения эффективной распределенной системы управления ключами и децентрализованной системы обнаружения вторжений [62].

2.10. Имитационное моделирование методов маршрутизации

Для СРС предложено использовать множество различных методов маршрутизации. Оценить их эффективность (по критериям $\max S$, $\min \bar{t}_3$, $\min V_{cc}/V_{диск}$ и др.) в условиях высокой динамики изменения топологии сети, случайного характера потоков сообщений, распределенного характера построения маршрутов, многовари-

антности построения самих методов маршрутизации возможно лишь методами имитационного моделирования [63–66]. Эти методы не накладывают никаких ограничений на сложность модели, позволяют учесть в ней любое количество существенных факторов, оказывающих влияние на результат, и решать задачи для любого типа систем без упрощения.

Сущность имитационного моделирования заключается в моделировании процесса маршрутизации при функционировании СРС с помощью вероятностных и детерминированных процедур. Последовательность этих процедур многократно повторяется для статической обработки полученных данных и получения показателей функционирования сети в виде статистических оценок.

Целью разработки имитационной модели (ИМ) является экспериментальное исследование эффективности методов маршрутизации и выбор их оптимальных параметров с точки зрения принятых критериев эффективности. При этом к ИМ предъявляются следующие основные требования: они должны достаточно полно отражать условия функционирования СРС и процесс построения маршрутов в узлах сети на заданном множестве методов маршрутизации (адекватность модели); выходные характеристики, полученные в результате экспериментов, должны обеспечить возможность сравнительной оценки эффективности методов маршрутизации (полезность модели); ИМ должны гарантировать требуемую точность и достоверность результатов моделирования.

Имитационное моделирование включает ряд основных этапов [64].

1. Формулировка проблемы и принятие решения о целесообразности применения метода имитационного моделирования. Определение цели моделирования.

2. Определение релевантных (наиболее существенных) элементов и аспектов функционирования системы и воздействий окружающей среды.

3. Формализация описания ИМ: определяются компоненты модели и соответствующие им переменные и параметры; разрабатывается моделирующий алгоритм, отображающий взаимодействие компонентов между собой и окружающей средой.

4. Программирование имитационной модели на одном из универсальных алгоритмических или специальных имитационных языков. Моделирующий алгоритм оформляется в виде подпрограмм.

5. Планирование эксперимента с целью уменьшения машинного времени, затрачиваемого на получение необходимых данных о поведении ИМ. Оно включает обоснование числа имитационных прогонов и их продолжительности, количества наблюдаемых переменных, последовательности изменения параметров имитационной модели и т.д.

6. Определение начального состояния ИМ, влияющего на достижение моделью равновесия. Это позволяет повысить адекватность функционирования ИМ и исследуемой системы.

7. Подготовка данных о начальных значениях переменных и параметров имитационной модели.

8. Прогон модели на ЭВМ в соответствии с планом имитационного эксперимента.

9. Интерпретация и анализ статистических данных о поведении модели в ходе имитационного эксперимента.

На практике ряд этапов многократно повторяется. Например, в режиме диалога итеративно повторяются этапы 7, 8, 9. В результате модель становится более адекватной исследуемой системе.

В соответствии с постановкой задачи исследований исходными данными имитационной модели выступают параметры СРС и множество методов маршрутизации [16].

Параметрами СРС являются: количество узлов и их характеристики, структура и динамика ее изменений. Каждый узел в сети при его моделировании может быть описан совокупностью параметров, которые разносторонне отражают процесс его функционирования. Входящую нагрузку каждого узла определяют его абоненты. Каждый из них генерирует сообщения различных длин, приоритетов, типов (речь, данные, графика, видео), определяющих различные требования к качеству их обслуживания. В свою очередь узел может быть описан с различных позиций: надежности (интенсивности отказов/восстановления), живучести (интенсивность уничтожения), мобильности (скорость и направление перемещения) и др.

Так, с точки зрения эталонной модели взаимодействия открытых систем узел может моделироваться на физическом, канальном или сетевом уровнях. На физическом уровне параметрами моделирования являются скорость передачи, тип модуляции, выходная мощность передатчика и др. Канальный уровень определяет способ разделения канала (частотный, временной, кодовый), протокол доступа к каналу (случайный, с контролем несущей и т.д.), протокол обмена информацией (число повторных передач, время ожидания квитанции и т.п.). На сетевом уровне определено множество методов управления нагрузкой и методов маршрутизации.

Учесть все перечисленные параметры в модели пока не представляется возможным вследствие недостаточной производительности современных ЭВМ. Поэтому физический уровень узла может быть упрощен (без потери адекватности результатов моделирования) пороговой моделью радиоканала — если расстояние (уровень принимаемого сигнала) между узлами i и j меньше (больше) предельного значения, то существует радиоканал $i-j$ и узлы могут вести информационный обмен.

Модель СРС включает две основные составляющие: модель узла и модель радиоканала. Каждый из них представляется в виде системы массового обслуживания (СМО) [67]. Элементами СМО являются генераторы сообщений, очереди, приборы и многоканальные приборы обслуживания. Один прогон модели заключается в генерировании сообщения (транзакта) в узле-отправителе, его прохождению по сети (элементам СМО) к узлу-адресату в соответствии с протоколами ее функционирования и уничтожению. В это время происходит сбор статистики. Число прогонов определяется необходимой точностью и достоверностью результатов моделирования.

Процесс прохождения пакета от узла i (передающий узел) к узлу j (принимающий узел) показан на рис. 2.48. Каждый узел генерирует сообщения в соответствии со своей входящей нагрузкой. Во входную очередь узла i (длиной $l_{вх}$) поступают сообщения трех типов: информационные (генерируемые абонентом или ретранслируемые), маршрутные (формат, частота генерации определяется конкретным методом маршрутизации) и квитанции. Если входная очередь заполнена, то в соответствии с принятым методом ограничения входной нагрузки сообщение уничтожается ($N_{пис}^{ун}$ — число потерянных информационных сообщений, определяемое принятым методом управления нагрузкой). В приборе ПЦ (процессор узла) осуществляется задержка сообщения на время его обработки $t_{обр}$ (кодирование, шифрование, поиск ретранслятора в маршрутных таблицах и т.п.). Затем сообщение поступает в выходную очередь длиной $l_{вых}$. Прибор ДК, моделирующий протокол доступа к каналу, задерживает сообщение на время ожидания доступа к каналу $t_{дк}$. Далее сообщение занимает передатчик узла i (прибор ПРД — моделирует приемопередатчик), один канал радиосвязи в многоканальном приборе КС (моделирует M -каналов в зоне радиосвязи) и приемник узла j (прибор ПРД) на время передачи $t_{пер}$.

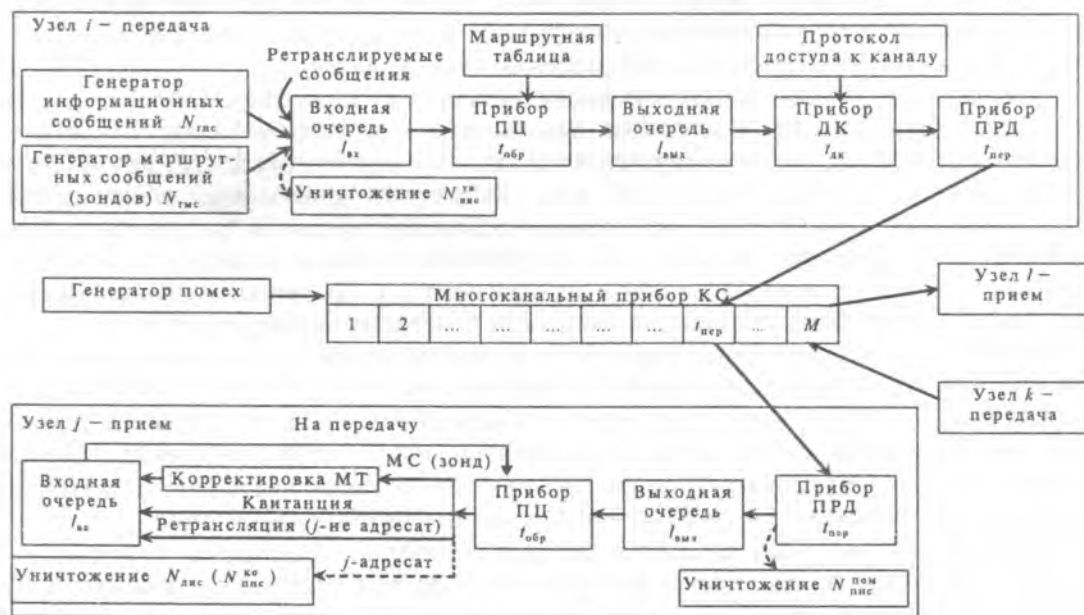


Рис. 2.48. Структура имитационной модели CPC

В процессе передачи по радиоканалу сообщение может быть потеряно (в модели уничтожено) из-за воздействия внутрисистемных помех (влияние протокола доступа к каналу, проблема "скрытого терминала") или помех, создаваемых противни-

ком. Количество потерянных информационных сообщений из-за наличия помех подсчитывается в переменной $N_{\text{пис}}^{\text{пом}}$.

В случае правильного приема сообщения (число ошибок меньше предельной величины) оно поступает в выходную очередь узла j и далее обрабатывается в процессоре (прибор ПЦ). Моделирование процесса маршрутизации включает следующие процедуры: генерацию маршрутных сообщений (зондов), их рассылку, формирование (корректировку) маршрутных таблиц в узлах сети при приеме МС (зондов). Варьируемыми параметрами являются: способ рассылки маршрутных сообщений (зондов) – периодический или событийный; частота генерации маршрутных сообщений (зондов); глубина рассылки маршрутных сообщений (зондов); метрика выбора маршрута (формат маршрутных сообщений, зондов).

Имитационная модель построена по принципу дискретных событий, который, в сравнении с принципом “ Δt ”, позволяет значительно сократить время моделирования, увеличить число прогонов модели и, соответственно, достоверность полученных результатов [66].

В качестве базовых можно выделить следующие события: генерация пакета (информационного, маршрутного) для передачи; занятие и освобождение пакетом процессора узла; занятие и освобождение пакетом приемопередатчика; занятие и освобождение пакетом радиоканала; отказ и восстановление канала радиосвязи; возникновение пика входного трафика и его нормализация и др.

Базовый алгоритм имитационной модели СРС представлен на рис. 2.49. ИМ представляет собой законченный программный продукт, предназначенный для эксплуатации в интерактивном режиме на ПЭВМ под управлением Windows. Пользователю предоставляется возможность визуального наблюдения процесса передачи информации в сети в двух режимах: графическом и текстовом. В графическом режиме отображается положение и перемещение узлов сети, а также процесс обмена информацией между ними. В текстовом режиме предоставляется возможность динамического наблюдения состояния узлов (размеры очередей, содержимое маршрутных таблиц) и каналов радиосвязи.

ИМ разработана на основе системы имитационного моделирования SIMPAS (Simulation of Pascal) [65], которая по своим функциональным возможностям перекрывает систему GPSS [66] и включает набор средств для статистического анализа результатов моделирования. Модель представляет собой совокупность процедур на языке ПАСКАЛЬ. Время моделирования зависит от необходимых значений точности и достоверности результатов. Проведенные эксперименты показали высокую эффективность разработанной модели. Так, например, для сети, состоящей из 30 узлов, время моделирования составило несколько минут при точности моделирования 0,01 с достоверностью 0,95.

К используемым современным системам имитационного моделирования сетей радиосвязи можно отнести OPNET (<http://www.opnet.com/product/modeler/home.html>), GloMoSim, NS-2 (The Networks Simulator <http://www.isi.edu/nsnam/ns>).

В настоящее время наибольшую популярность у исследователей завоевала система NS-2, являющаяся программным обеспечением с открытым кодом. Она включает в себя большое количество готовых программных модулей, реализующих методы маршрутизации, модели нагрузки и мобильности узлов, протоколы канального и физического уровней и других элементов и позволяет оценивать эффективность вновь разрабатываемых методов и алгоритмов управления.

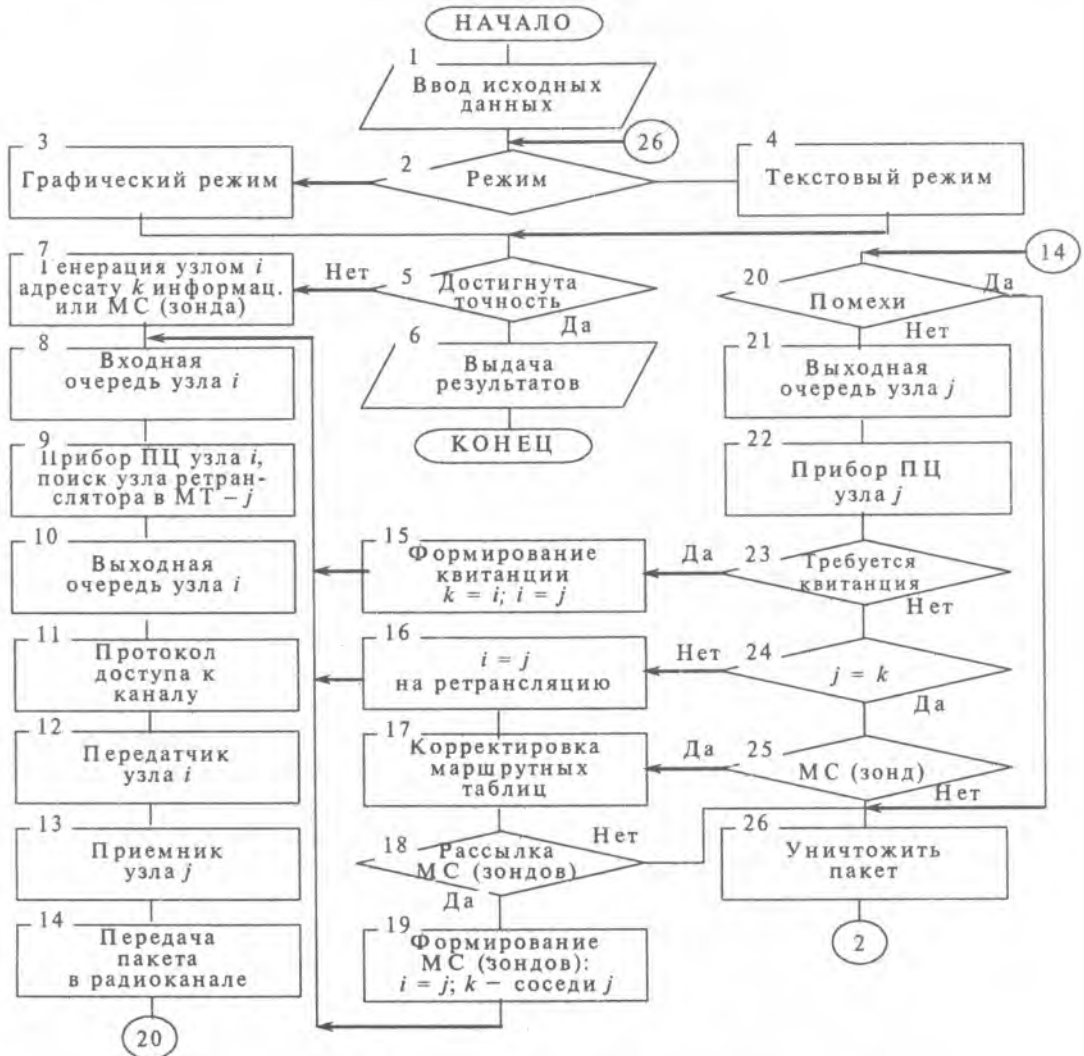


Рис. 2.49. Базовый алгоритм имитационной модели СРС

2.11. Предложения по реализации методов маршрутизации

Для применения в СРС разработано множество методов маршрутизации. Проведенные исследования показали, что каждый из них эффективен (достигается оптимум одного или нескольких показателей эффективности функционирования сети — пропускной способности S , средней задержки передачи сообщения \bar{t}_3 и др.) при определенной ситуации в сети (динамика изменения топологии ν , интенсивность входящего трафика Γ , размерность N и т. д.). Проведенные исследования показали, что при низкой мобильности узлов эффективны таблично-ориентированные методы маршрутизации, при высокой — зондовые методы, при очень высокой — волновой способ передачи. В условиях значительной входной нагрузки предпочтительны табличные методы, низкой — зондовые. В свою очередь, каждый из зондовых методов (DSR, AODV, ABR, SSR и др.) характеризуется своими особенностями построения, поддержания и хранения маршрутов, что и определяет различные диапазоны их эффективного применения [16]. Проведенный анализ методов групповой маршрутизации также продемонстрировал зависимость их эффективности от текущей ситуации в сети: при высокой динамике топологии эффективны групповые маршруты в виде подсети, при низкой динамике — в виде дерева. Таким образом, *единого метода маршрутизации, удовлетворяющего всем перечисленным выше требованиям и обеспечивающего оптимизацию всех показателей эффективности функционирования сети при различных условиях ее работы, не существует.*

Для решения данной проблемы предлагается реализовать так называемую “активную” маршрутизацию, которая предусматривает следующие подходы (в отличие от традиционных методов маршрутизации) [68]:

- 1) функционирование в сети множества (а не одного!) методов маршрутизации;
- 2) динамическое формирование метрик выбора маршрута;
- 3) управление топологией сети как составной частью маршрутизации в СРС;
- 4) интеллектуализацию процессов принятия решения по маршрутизации.

Для реализации перечисленных подходов необходимо создание в каждом узле сети системы оперативного управления маршрутизацией, функции которой можно объединить в следующие относительно независимые группы: сбора информации о состоянии сети, хранения маршрутов, построения маршрутов, поддержания маршрутов, управления топологией, обучения и обеспечения безопасности. Концептуальная модель системы оперативного управления маршрутизацией изображена на рис. 2.50.

Подсистема сбора информации предполагает сбор и хранение информации о сети, зоны сети и каналов согласно принятой модели управления сетью и маршрутизацией в частности.

Подсистема построения маршрута функционирует различными способами. Табличные методы предполагают периодический обмен маршрутными сообщениями между узлами сети и осуществляют построение маршрута. Зондовые методы строят маршрут в три этапа: на первом — волновым способом передаются зонды-

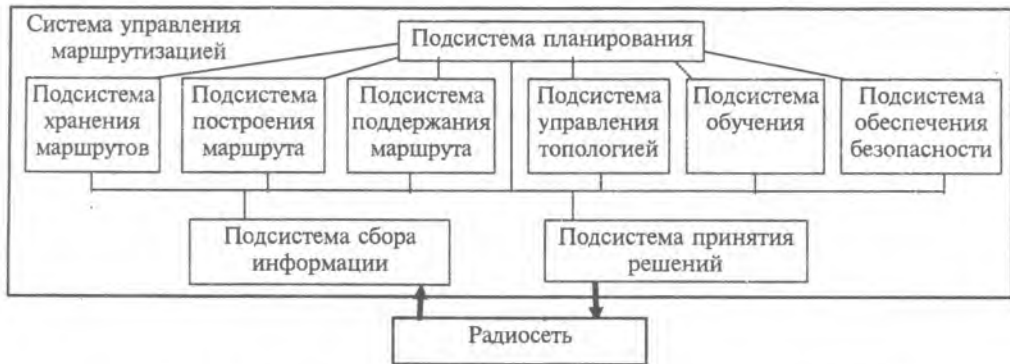


Рис. 2.50. Концептуальная модель системы управления маршрутизацией

запросы, на втором – адресат принимает зонды-запросы и вычисляет маршрут, на третьем – адресат посылает отправителю зонд-ответ с информацией о маршруте. Особенность предлагаемого подхода – формат зонда-запроса (зонда-ответа) и глубина зондирования адаптируются к типу передаваемой информации и условиям функционирования сети (зонд-запрос несет информацию о требованиях к строящемуся маршруту).

Подсистема управления топологией осуществляет маршрутизацию пакетов с помощью регулировки мощности передатчика, использованием направленных антенн и селективным выбором ретранслятора.

Подсистема поддержания маршрута может функционировать несколькими способами: пассивным – при отказе канала отправителю посылается сообщение об отказе маршрута; активным – узел прогнозирует состояние существующих каналов в используемых маршрутах и, при необходимости, осуществляет процесс упреждающего построения нового участка маршрута.

Подсистема обучения использует информацию из проходящих через узел пакетов (служебных и информационных) для пополнения (обновления) маршрутной таблицы или кеша.

Подсистема планирования осуществляет координацию действий всех подсистем и прогнозирование поведения маршрутов.

Подсистема обеспечения безопасности предполагает идентификацию атак противника, оценку их угроз и уязвимость используемых протоколов маршрутизации. Она должна обеспечить защиту от: фальсификации адреса отправителя маршрутной информации (МИ); внедрения в сеть ложной МИ; изменения МИ в процессе ее ретрансляции; формирования маршрутных циклов; перенаправления маршрута; определения сетевой топологии из МИ; участия неавторизованных узлов в процессе вычисления и построения маршрутов.

Подсистема принятия решения определяет текущую целевую функцию управления, проверяет достижимость данной цели и осуществляет ее реализацию. Ре-

зультатами работы данной подсистемы являются: выбор конкретного метода маршрутизации, формирование формата зонда-запроса на поиск маршрута, глубина сбора информации о состоянии сети, назначение адреса ретранслятора, выбор мощности передачи, упреждающее построение маршрута, отказ в обслуживании (уничтожение пакета) и т.д. Механизм принятия решения может быть представлен от простейших схем ситуационного управления до применения интеллектуальных систем, основанных как на известных способах представления, накопления и преобразования знаний, так и на методах и алгоритмах представления и обработки нечеткой информации и знаний [69–71].

Раскроем подробнее содержание активной маршрутизации.

1. Параллельное функционирование множества ММ и ситуационное управление их применением. Каждый узел сети реализует множество методов маршрутизации $\{MM\} = \{MM_1, MM_2, \dots, MM_n\}$. В зависимости от конкретной ситуации на сети функционирует один из них – MM_j , который обеспечивает сетевую оптимизацию. Проиллюстрируем данный подход на конкретном примере. Предположим, что программное обеспечение каждого узла обеспечивает функционирование трех методов маршрутизации: двух зондовых – DSR, AODV и волнового. Зависимость их эффективности от мобильности узлов выражается следующими правилами: при низком уровне мобильности узлов эффективен метод DSR, при высоком – AODV, очень высоком – волновой. Применение того или иного ММ предполагает оценку каждым узлом ситуации на сети. Изменение топологии сети он может оценить по соотношению объема служебной и полезной информации, проходящей через узел (δ). Для принятия решения о применении конкретного зондового метода используются правила продукционного типа: “ЕСЛИ условие, ТО действие”. Условие описывает применимость правила в зависимости от текущего состояния сети, действие – описывает решение, направленное на сетевую оптимизацию (например, увеличение пропускной способности сети). Для нашего примера: ЕСЛИ $\delta \leq \delta_n$, ТО применять DSR; ЕСЛИ $\delta_n < \delta < \delta_b$, ТО \rightarrow AODV (δ_n, δ_b – нижняя и верхняя границы эффективного применения AODV); ЕСЛИ $\delta \geq \delta_b$, ТО \rightarrow волновой метод. Пороговые значения δ_n, δ_b для сетей различной размерности могут быть получены с помощью имитационного моделирования на этапе проектирования сети или “обучением” узлов в процессе их функционирования.

Ситуационное управление маршрутизацией может осуществляться по ряду параметров функционирования сети: типу передаваемой информации, изменению топологии, размерности и площади сети, входящему трафику, плотности размещения узлов и их взаимного расположения, принятых протоколов транспортного и канального уровней и т.п.

2. Динамическое формирование метрик выбора маршрута. Данный подход предполагает активный поиск необходимого маршрута: маршрутное сообщение несет в себе требования к маршруту в виде параметров (метрик) выбора маршрута и программу его обработки.

Большинство предложенных методов маршрутизации использует однопараметрическую маршрутизацию, которая при выборе кратчайшего пути учитывает только один параметр. Однако требования передачи пакета могут выражаться следующими основными параметрами: пропускной способностью, задержкой, числом ретрансляций, вероятностью доставки, безопасностью и др. Эти требования будут определять и требования к маршруту передачи, т.е. необходимо говорить об оптимизации данных параметров или о маршруте с заданным качеством обслуживания (QoS-маршрутизация).

3. Маршрутизация с управлением топологией сети. Для повышения эффективности функционирования СРС функции маршрутизации реализуются на двух уровнях: на верхнем – оперативное управление топологией сети U_T (создание потенциальных маршрутов передачи информации); на нижнем – управление построением и поддержанием маршрутов при полученной топологии U_M (реализация конкретного метода маршрутизации из их совокупности). Предполагается, что каждый узел может изменять мощность передачи p_i и/или направленность антенн β_i . Увеличение p_i уменьшает число ретрансляций и, соответственно, снижает t_3 , однако это приводит к увеличению уровня взаимных помех и уменьшению S . Целью управления топологией является системная ($\max S, \min t_3, \max T_{ж}$) или пользовательская оптимизация. Задача управления топологией СРС сводится к задаче ситуационного управления с правилами продукционного типа. Условие описывает применимость правила в зависимости от текущего состояния (параметров) сети или зоны сети, действие – изменение связности сети, направленное на сетевую или пользовательскую оптимизацию. Все правила, независимо от стратегии, определяют одно из возможных действий – увеличение (уменьшение) мощности передачи узлов и/или изменение направленности антенн, что приводит к увеличению (уменьшению) числа узлов, принимающих данную передачу.

4. Интеллектуализация процессов принятия решений. Рассмотрим архитектуру узла, позволяющую реализовать интеллектуальную маршрутизацию. Она содержит следующие основные блоки: базу данных управления; классификатор; планировщик; блок обучения; базу знаний, интерпретатор. Рассмотрим возложенные на них функции (рис. 2.51).

База данных управления МІВ (Management Information Base) поддерживает в актуальном состоянии модель узла (сети) и может быть формализована следующими основными l -группами признаков.

Классификатор на основе поступающей на его вход информации осуществляет классификацию принимаемых сообщений, идентификацию текущей ситуации и определяет необходимость управляющего воздействия.

Реально-временные модели предназначены для расчета времени существования маршрута на основании моделей распространения радиоволн и рельефа местности, получаемого из электронной карты, характеристик зоны сети (например, пропускной способности), прогнозируемых параметров трафика и т. д.

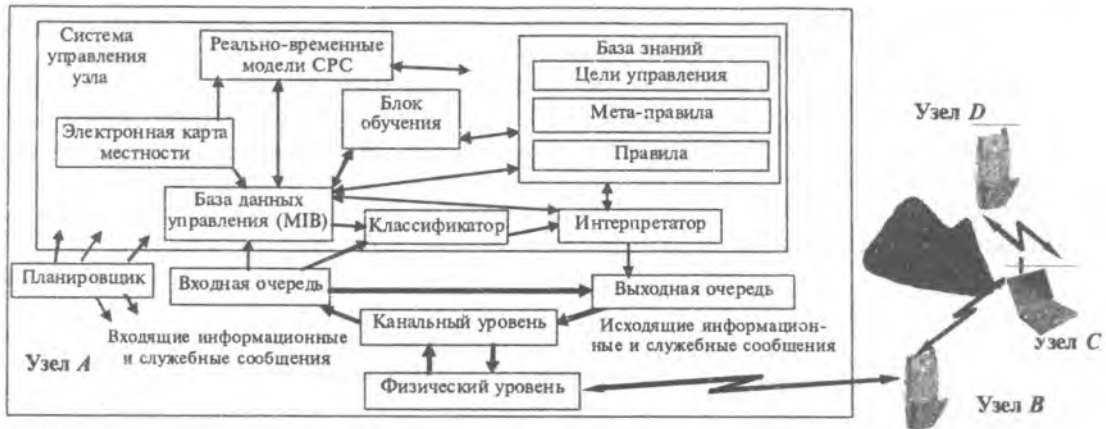


Рис. 2.51. Архитектура интеллектуального узла

База знаний содержит следующую совокупность правил для выработки решений по маршрутизации: определение текущей целевой функции управления, выбор методов и функций маршрутизации, определение формата МИ и др.

Интерпретатор правил выполняет две функции: во-первых, просмотр существующих правил из базы данных и правил из базы знаний и добавление в базу данных новых фактов и, во-вторых, определение порядка просмотра и применения правил. Правила базы знаний работают согласно различным стратегиям. Одни правила обнаруживают перегруженный участок сети и пытаются направить сообщения, минуя его, другие – находят недоиспользованные маршруты и пытаются направить трафик по этим путям, третьи – анализируют топологию сети и пытаются осуществить сетевую оптимизацию. При этом следует различать оптимизацию характеристик сети в целом (зоны сети) или пользовательскую оптимизацию (между парами отправитель–получатель с сохранением некоторого равновесия для всей сети). Поэтому узел может иметь $Z_m^{сет}(t)$, $m = \overline{1, M}$, целей управления сетью (например, $Z_1^{сет}(t)$ – максимизация пропускной способности) и $Z_y^{уз}(t)$, $y = \overline{1, Y}$ целей управления узлом, направленных на пользовательскую оптимизацию. Цели $Z_m^{сет}(t)$ и $Z_y^{уз}(t)$ взаимосвязаны. Выбор той или иной цели управления (постановка цели), как и вывод решения, зависят от ситуации и типа передаваемого сообщения на сети. Иерархия процесса принятия решения по маршрутизации показана на рис. 2.52: анализ состояния узла и сети, определение целевых функций управления, выбор метода маршрутизации, выбор функции маршрутизации, выбор формата маршрутной информации и реализация решения, т.е. процесс вывода решения можно представить в виде взвешенного графа переходов по ситуациям в зависимости от исходной и целевой ситуаций. Фактически предложенная архитектура узла представляет

собой фрагмент гибридной экспертной системы реального времени, реализующей систему управления маршрутизацией узла сети.

Таким образом, в дополнение к традиционным функциям маршрутизации (сбор, хранение маршрутной информации, построение маршрута и передача входящего пакета согласно маршрутным таблицам) активная маршрутизация позволяет осуществлять сетевую и пользовательскую оптимизацию за счет адаптации к текущей ситуации в сети, учета требований к передаче определенных типов, а также повышения уровня обоснованности принимаемых маршрутных решений.

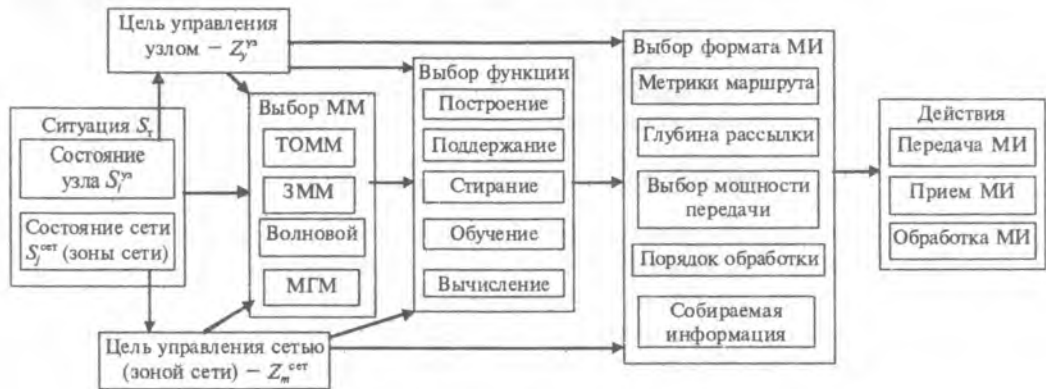


Рис. 2.52. Иерархия принятия решения по маршрутизации

2.12. Выводы

В данной главе выполнен сравнительный анализ методов (протоколов) маршрутизации, предложены методика оценки их эффективности и архитектурное решение сетевого уровня СРС. При этом получены следующие научные и практические результаты.

1. Существующие протоколы маршрутизации, применяемые в стационарных сетях связи (OSPF, RIP, IGRP и др.), не могут быть применены в СРС вследствие низкой адаптации к изменению динамики топологии сети и необходимости передачи значительных объемов служебной информации. Разрабатываемые методы маршрутизации должны соответствовать условиям построения и функционирования конкретных СРС и стремиться удовлетворить обязательные (опционные) требования: распределенное функционирование; минимальная загрузка сети служебной информацией; быстрая сходимость; отсутствие заикливания маршрутов; получение маршрута по мере необходимости; обеспечение нескольких маршрутов доставки информации к адресату; обеспечение маршрутов заданного качества; обеспечение режима "молчания" в случае необходимости; поддержка однонаправленных кана-

лов, минимизация мощности передач узлов при их оснащении аккумуляторными батареями, безопасность процессов маршрутизации.

2. Проведен анализ построения и функционирования таблично-ориентированных, зондовых и гибридных методов маршрутизации в СРС.

Табличные методы требуют решения проблемы сходимости и гарантии отсутствия заикливания маршрутов. Они постоянно строят и поддерживают маршруты к адресату, внося при этом значительный служебный трафик. Данные методы при небольшой мобильности узлов имеют большую пропускную способность (отсутствует задержка в построении маршрута) в сравнении с зондовыми методами.

Зондовыми методами обеспечивается высокая оперативность адаптации к изменению топологии сети, гарантируется отсутствие заикливания маршрутов, обеспечивается получение маршрута по мере необходимости, строятся несколько маршрутов к адресату. При высокой мобильности и незначительной нагрузке эффективнее зондовые методы. Однако зондовые методы обладают инерционностью в построении маршрута, вызывают значительный служебный трафик при увеличении числа пар отправитель—адресат. Нами предложены способы минимизации объема служебного трафика и уменьшения времени построения маршрута.

Гибридный метод минимизирует рассылку служебной информации за счет адаптации каждым узлом сети размеров маршрутной зоны. Внутри маршрутной зоны поддержка маршрутов осуществляется согласно алгоритму функционирования табличного метода маршрутизации, за пределами маршрутной зоны — зондового метода.

3. Предложена методика оценки эффективности функционирования методов маршрутизации в СРС. Показателями эффективности методов маршрутизации являются следующие параметры: локальные (связная, временная и вычислительная сложность метода) и глобальные (пропускная способность сети, среднее время задержки передачи пакетов, соотношение объема переданной служебной информации и объема полезной). Оценку эффективности методов маршрутизации предлагается осуществлять в два этапа: на первом — провести выбор лучших методов по локальным характеристикам из различных классов, а на втором — исследовать методы маршрутизации по глобальным характеристикам и проанализировать их эффективность.

4. Рассмотрена совокупность методов и алгоритмов передачи многоадресной информации — методы групповой маршрутизации и волновые алгоритмы передачи информации в СРС. Методы групповой маршрутизации оптимизируют сетевые характеристики (пропускную способность, среднее время доставки сообщений) при передаче групповой информации в СРС с динамичной топологией.

Результаты проведенного имитационного моделирования групповых методов маршрутизации показали, что для СРС с динамичной топологией необходимо: использовать групповой маршрут в виде дерева, осуществлять локальное зондирование, оптимизировать период рассылки служебных сообщений. Это позволяет

уменьшить служебный трафик на 5–30 % при снижении среднего времени задержки передачи пакетов в среднем на 10 %.

При высокой мобильности узлов или значительном количестве получателей целесообразно применять волновой способ передачи информации. Нами проведен анализ адаптивных волновых алгоритмов. Применение данных волновых алгоритмов позволяет минимизировать число передач пакета при различных условиях функционирования сети.

5. Для СРС большой размерности (сотни и тысячи узлов) рассмотрена иерархическая маршрутизация. Предложены новые критерии и алгоритм кластеризации сети, способы внутрizonовой и межzоновой маршрутизации сообщений, решена проблема адресации за счет введения динамической иерархической адресации мобильных абонентов и логического разделения подсетей по функциональному признаку. Применение иерархической маршрутизации позволяет “стабилизировать” изменения топологии, многократно использовать частотный (кодовый) ресурс и обеспечивать минимизацию служебного трафика в динамичных сетях большой размерности.

6. Для реальных условий функционирования СРС предложена совокупность многопараметрических методов, обеспечивающих пользовательскую оптимизацию.

Метод многопутевой маршрутизации в условиях низкой надежности (безопасности) радиоканалов позволяет строить несколько маршрутов передачи в СРС по заданным параметрам: числу независимых путей передачи, длине маршрута, числу взаимных каналов. Метод повышает надежность доставки информации, уменьшает время доставки информации и объем служебной информации.

Метод маршрутизации интегрального трафика позволяет обеспечить построение и поддержание маршрутов заданного качества для передачи различных типов информации (речь, видео, графика и т.д.) в СРС. Особенностью метода является резервирование ресурсов узлов сети на этапах построения и поддержания нескольких путей передачи информации зондовым способом маршрутизации.

Рассмотрен метод асимметричной маршрутизации, который обеспечивает оптимизацию сетевых характеристик в условиях асимметрии каналов в СРС. Он включает три этапа функционирования: обнаружение однонаправленных каналов, построение альтернативного маршрута, туннелирование квитанции и маршрутной информации.

7. Предложен новый подход (“активная” маршрутизация), предполагающий: функционирование в сети множества методов маршрутизации; динамическое формирование метрик выбора маршрута; управление топологией сети как составной частью маршрутизации; интеллектуализацию процессов принятия решения по маршрутизации. “Активная” маршрутизация позволяет осуществлять сетевую и пользовательскую оптимизацию за счет адаптации к текущей ситуации на сети, типу передаваемой информации и повышения уровня обоснованности принимаемых маршрутных решений.

Список литературы

1. *Олифер В.Г.* Компьютерные сети. — СПб.: Питер, 2000. — 672 с.
2. *Кульгин М.* Технология корпоративных сетей. Энциклопедия. — СПб.: Питер, 2000. — 704 с.
3. *Мельников Д.А.* Информационные процессы в компьютерных сетях. Протоколы, стандарты, интерфейсы, модели. — М.: КУДИЦ-ОБРАЗ, 1999. — 256 с.
4. *Шварц М.* Сети связи: протоколы, проектирование и анализ / Пер. с англ. — М.: Наука, 1992. — 336 с.
5. *Дилип Н.* Стандарты и протоколы Интернета / Пер. с англ. — М.: ТОО "Channel Trading Ltd", 1999. — 384 с.
6. *Мизин И.А., Богатырев В.А., Кулешов А.П.* Сети коммутации пакетов. — М.: Радио и связь, 1986. — 408 с.
7. *Советов Б.Я., Яковлев С.А.* Построение сетей интегрального обслуживания. — Л.: Машиностроение, 1990. — 332 с.
8. *Бертсекас Д., Галлагер Р.* Сети передачи данных / Пер. с англ. — М.: Мир, 1989. — 544 с.
9. *Щербина Л.П.* Основы теории сетей военной связи. — Л.: ВАС, 1989. — 178 с.
10. *Арипов М.Н.* Контроль и управление в сетях передачи данных с коммутацией пакетов / Арипов М.Н., Присяжнюк С.П., Шарипов Р.А. — Ташкент: Фан, 1988. — 160 с.
11. *Шаров А.Н.* Автоматизированные сети радиосвязи / Шаров А.Н. — Л.: ВАС, 1988. — 178 с.
12. *Куо Ф.Ф.* Протоколы и методы управления в сетях передачи данных / Пер. с англ. — М.: Радио и связь, 1985. — 480 с.
13. *Джубин Д., Торноу Д.* Протоколы пакетной радиосети DARPA // ТИИЭР. — 1987. — 75, № 1. — С. 26–41.
14. Офіційний сайт Internet Engineering Task Force (IETF). Mobile Ad Hoc Networks (MANET) Working Group Charter. — Режим доступу: <http://www.ietf.org/html/charters/manet-charter.html>
15. *Шиллер Й.* Мобильные коммуникации / Пер. с англ. — М.: Изд. дом "Вильямс", 2002. — 384 с.
16. *Минович А.И., Романюк В.А.* Маршрутизация в мобильных радиосетях — проблема и пути ее решения // Зв'язок. — 2006. — № 3. — С. 42–50.
17. *Романюк В.А.* Постановка проблеми маршрутизації інформаційних потоків у мережах радіозв'язку з динамічною топологією // Зб. наук. праць ВІТІ НТУУ "КПІ", 2003. — № 1. — С. 112–119.
18. *Минович А.И., Романюк В.А.* Управление топологией в мобильных радиосетях // Зв'язок. — 2003. — № 2.
19. *Qayum A., Viennot L., Laoviti P.* Optimized Link State Routing // Proc. of IEEE INMIC. — 2001. — P. 1120–1125.
20. *Perkins C.E., Bhagwat P.* Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers // Comp. Commun. Rev. — 1994. — N 10. — P. 234–244.

21. Романюк В.А. Управление построением маршрутов для сети с динамической топологией // Управляющие системы и машины. – 1993. – № 2. – С. 81–86.
22. Миночкин А.И., Романюк В.А. Маршрутизация в мобильных радиосетях // Сети и телекоммуникации. – 2002. – № 1. – С. 42–47.
23. Красиловец Л.В., Романюк В.А. Проблемы управления сетями пакетной радиосвязи с промежуточным хранением информации и мобильными абонентами // Кибернетика и системный анализ. – 1996. – № 5.
24. Johnson D.B., Maltz D.A. Dynamic Source Routing in Ad-Hoc Wireless Networks // Mobile Computing. – 1996. – P. 153–181.
25. Perkins C.E., Royer E.M. Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing // Proc. of IEEE WMCSA' 99. – 1999. – P. 90–100.
26. Toh C.-K. A Novel Distributed Routing Protocol To Support Ad-Hoc Mobile Computing // Proc. IEEE Annual Int. Phoenix Conference Computer and Communications. – 1996. – N 3. – P. 480–486.
27. Dube R. Signal Stability Based Adaptive Routing (SSA) for Ad-Hoc Mobile Networks // IEEE Personal Communication. – 1997. – N 2. – P. 36–45.
28. Park V., Corson M.S. A Highly Adaptive Distributed Routing Algorithm for Mobile Wireless Networks // Proc. IEEE INFOCOM' 97. – 1997. – N 4. – P. 451–458.
29. Миночкин А.И., Романюк В.А., Скрыпник Л.В. Способы повышения эффективности функционирования зондовой маршрутизации в мобильных радиосетях // Зв'язок. – 2003. – № 6. – С. 46–49.
30. Міночкін А.І., Романюк В.А. Імітаційне моделювання методів маршрутизації, які застосовуються в автоматизованих мережах радіозв'язку // Зб. наук. праць. – К.: КВІУЗ. – 2001. – № 1. – С. 95–102.
31. Broch J., Maltz D.A., Johnson D.B., Hu Y.-C., Jetcheva J. A Performance Comparison of Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols // Proc. ACM/IEEE MOBICOM. – 1998. – P. 85–97.
32. Perkins C.E., Royer E.M., Das S.M. Performance Comparison of Two On-Demand Routing Protocols for Ad Hoc Networks // IEEE Personal Computer. – 2001. – 8, N 2. – P. 16–28.
33. Lee S., Gerlof M. A Simulation Study of Table-Driven and On-Demand Routing Protocols for Mobile Ad Hoc Networks // IEEE Network. – 1999. – 13, N 4. – P. 48–54.
34. Романюк В.А. R-зонный метод маршрутизации в автоматизованных сетях радиозв'язку // Зб. наук. праць. – 2001, № 3. – С. 182–186.
35. Романюк В.А. Групповая маршрутизация в мобильных радиосетях // Зв'язок. – 2001. – № 6. – С. 36–41.
36. Wu C.M., Tay Y.C. AMRIS: A Multicast Protocol for Ad-hoc Wireless Networks // Proc. of IEEE MILCOM' 99. – 1999. – P. 25–29.
37. Rouer E.M., Perkins C.E. Multicast Operation of the On-Demand Distance Vector Routing Protocol // Proc. of ACM/IEEE MOBICOM. – 1999. – P. 207–218.
38. Botmaiah E., Liu M., McAuley A., Talpade R. AMRoute: Ad-hoc Multicast Routing Protocol // Internet-Draft. – 1998. – P. 459–463.

39. Lee S.-J., Gerla M., Chiang C.-C. On-Demand Multicast Routing Protocol // Proc. of IEEE WCNC' 99. – 1999. – P. 1298–1304.
40. Garcia-Luna-Aceves J.J., Madruna E.L. A Multicast Routing Protocol for Ad-Hoc Networks // IEEE INFOCOM' 99. – 1999. – P. 784–792.
41. Емельянов В.А., Мельников О.И., Сарванов В.И. Лекции по теории графов. – М.: Наука, 1990. – 384 с.
42. Романюк В.А. Активная маршрутизация в мобильных радиосетях // Зв'язок. – № 3. – 2002. – С. 21–25.
43. Lee S.-J., Su W., Gerla M., Bagrodia R. A Performance Comparison Study of Ad-Hoc Wireless Multicast Protocols // Proc. of IEEE INFOCOM. – 2000. – P. 565–574.
44. Романюк В.А. Волновая маршрутизация в мобильных радиосетях // Зв'язок. – 2003. – № 4. – С. 44–46.
45. Ni S.-Y., Tseng Y.-C., Chen Y.-S., Sheu J.-P. The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad Hoc Network // Proc. of ACM/IEEE MOBICOM' 99. – 1999. – P. 151–162.
46. Haas Z., Halpern J.Y., Li L. Gossip-Based Ad Hoc Routing // Proc. of IEEE INFOCOM. – 2002. – P. 785–791.
47. Galinescu G., Mandoiu I., Wan P.-J., Zelikovsky A. Selecting Forwarding Neighbors in Wireless Ad Hoc Networks // Proc. of DIAM. – 2001. – P. 34–43.
48. Sun M.-T., Lai T.-H. Computing Optimal Local Cover Set Broadcast in Ad Hoc Networks // Proc. of IEEE ICC. – 2002. – P. 369–374.
49. Андрианов В.И., Соколов А.В. Средства мобильной связи. – СПб.: BHV, 1998. – 256 с.
50. Громаков Ю.А. Стандарты и системы подвижной связи. – М.: Эко ТрейнзКо, 1997. – 238 с.
51. Невдяев Л.М. Мобильная связь 3-го поколения. – М.: МЦНТИ, 2000. – 208 с.
52. Шахам Н., Уэсткотт Д. Тенденции развития архитектуры и протоколов систем пакетной радиосвязи // ТИИЭР. – 1987. – № 1. – С. 100–119.
53. Gupta P., Kumar P.R. The Capacity of Wireless Networks // IEEE Transactions on Information Theory. – 2000. – IT-46, N 2. – P. 388–404.
54. Романюк В.А. Иерархическая маршрутизация в мобильных радиосетях // Зв'язок. – 2002. – № 1. – С. 38–42.
55. Gerla M., Lin C.R. Adaptive clustering for mobile wireless networks // J. on Selected Areas in Communications. – 1997. – 17, N 7. – P. 1265–1275.
56. Эфремидес Э., Уизелтир Д.Э., Бейкер Д.Д. Вопросы проектирования надежных мобильных радиосетей, использующих методы передачи и приема сигналов с псевдослучайной перестройкой рабочей частоты // ТИИЭР. – 1987. – 75, № 1. – С. 68–90.
57. Миночкин А.И., Романюк В.А. Многопутевая маршрутизация в мобильных радиосетях // Зв'язок. – 2004. – № 6. – С. 23–25.
58. Wang I., Zhang I., Shy Y., Dong S. Adaptive Multipath Source Routing in Ad Hoc Networks // Proc. IEEE ICC. – 2001. – 3. – P. 867–871.

59. Романюк В.А. Маршрутизация интегрального трафика в мобильных радиосетях / Романюк В.А. // Зв'язок. – 2002. – № 2. – С. 24–27.
60. Романюк В.А. Асимметричная маршрутизация в мобильных радиосетях MANET // Там же. – 2003. – № 3. – С. 28–30.
61. Bao L., Garcia-Luna-Aceves J.J. Link-State Routing with Unidirectional Links // Proc. International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN). – 1999. – P. 358–363.
62. Міночкін А.І., Романюк В.А., Шаціло П.В. Виявлення атак в мобільних радіомережах // 36. наук. праць ВІТІ НТУУ “КПІ”. – 2005, № 1. – С. 102–111.
63. Иващенко А.В., Сыпченко Р.П. Основы моделирования сложных систем на ЭВМ. – Л.: ЛВИУС, 1988. – 135 с.
64. Гультяев А.К. MATLAB 5.3. Имитационное моделирование в среде Windows. – СПб.: КОРОНА-принт, 2001. – 400 с.
65. Марков А.А. Моделирование информационно-вычислительных процессов. – М.: МГТУ им. Н.Э. Баумана, 1999. – 360 с.
66. Шрайбер Т.Дж. Моделирование на GPSS / Пер. с англ. – М.: Машиностроение, 1980. – 569 с.
67. Міночкін А.І., Романюк В.А. Імітаційне моделювання та аналіз мобільних радіомереж // 36. наук. праць ВІТІ НТУУ “КПІ”, 2003. – № 3. – С. 28–33.
68. Романюк В.А., Сова О.Я., Жук П.В. Интеллектуальная маршрутизация в мобильных радиосетях // Зв'язок. – 2011. – № 2. – С. 24–31.
69. Герасимов Б.М., Грабовский Г.Г., Рюмишин Н.А. Нечеткие множества в задачах проектирования, управления и обработки информации. – К.: Техника, 2002. – 140 с.
70. Миночкин А.И., Романюк В.А. Методология оперативного управления мобильными радиосетями // Зв'язок. – 2005. – № 2. – С. 53–58.
71. Міночкін А.І., Романюк В.А. Методи прийняття рішень системою управління мобільною радіомережею // 36. наук. праць ВІТІ НТУУ “КПІ”, 2006. – № 1. – С. 66–71.