

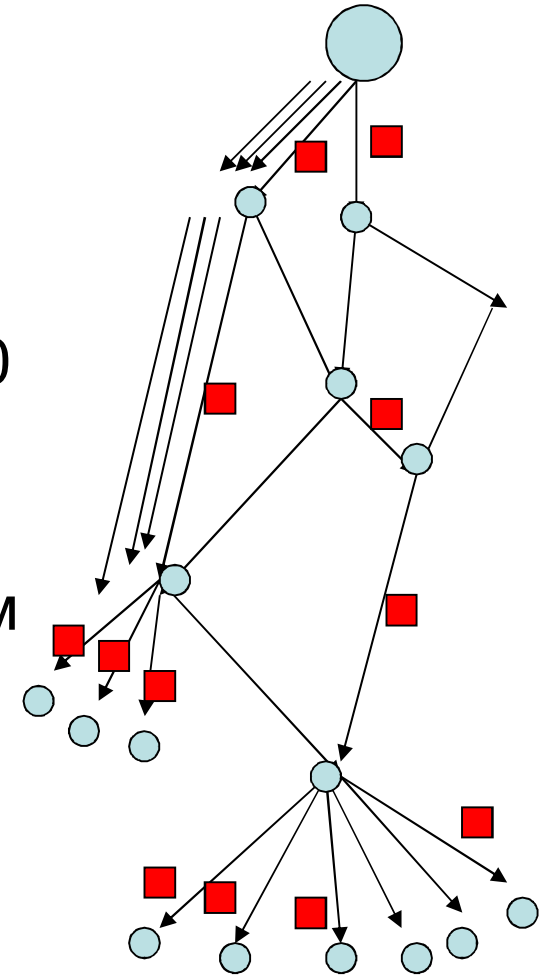
Групповая рассылка дейтаграмм (мультикастинг)

- *Мультикастингом (multicasting)* называется рассылка дейтаграмм группе получателей. Для идентификации групп используются специальные адреса получателя; эти адреса назначаются из класса D в диапазоне 224.0.0.0 – 239.255.255.255. Дейтаграмма, направленная на групповой адрес, должна быть доставлена всем участникам группы. В дальнейшем в этой главе такие дейтаграммы мы будем называть *групповыми*.

- Некоторые из групповых адресов зарезервированы для специальных групп (см. RFC-1700 или <http://www.isi.edu/innotes/iana/assignments/multicast-addresses>). Например:
- 224.0.0.1 – все узлы в данной сети;
- 224.0.0.2 – все маршрутизаторы в данной сети;
- 224.0.0.5 – все OSPF-маршрутизаторы;
- 224.0.0.6 – выделенные OSPF-маршрутизаторы;
- 224.0.0.9 – маршрутизаторы RIP-2;
- 224.0.0.10 – IGRP-маршрутизаторы;
- 224.0.1.1 – получатели информации по протоколу точного времени NTP; и так далее.
- Все адреса в диапазоне 224.0.0.0 – 238.255.255.255 предназначены для использования в масштабе Интернет. Адреса вида 239.X.X.X зарезервированы для внутреннего использования в частных сетях.

- Приложения групповой рассылки дейтаграмм достаточно очевидны и перспективны: это рассылка новостей, трансляция радио- или видеопрограмм, дистанционное обучение, и т.п. Мультикастинг активно используется также и для передачи служебного трафика (маршрутной информации, сообщений службы точного времени и др.).

- Групповая рассылка, по сравнению с индивидуальной, уменьшает нагрузку на сеть. Предположим, дейтаграмму следует отправить 500 получателям. Используя индивидуальную рассылку, отправитель должен сгенерировать 500 дейтаграмм, каждая из которых будет отправлена одному узлу. При мультикастинге отправитель создает одну дейтаграмму с групповым адресом назначения; по мере продвижения через сеть дейтаграмма будет дублироваться только на "развилках" маршрутов от отправителя к получателям. В лучшем случае – если таких развилок не будет, то есть, например, все получатели находятся в одной сети Ethernet, – экономия трафика будет 500-кратной. При этом сохраняются также вычислительные ресурсы промежуточных узлов.



- Получателей дейтаграмм с определенным групповым адресом называют членами данной группы. Отправитель групповой дейтаграммы не обязан знать индивидуальные IP-адреса получателей и не обязан быть членом группы.
- Недостатком групповой рассылки является очевидная невозможность использования на транспортном уровне протокола TCP. Использование же протокола UDP влечет за собой все его недостатки: ненадежность доставки, отсутствие средств реагирования на заторы в сети и т.д. Кроме того, в отдельных случаях при изменении маршрутов рассылки групповые дейтаграммы могут не только теряться, но и дублироваться, и это должно учитываться приложениями.
- Для организации IP-сети с поддержкой мультикастинга необходимо следующее (RFC-1112):
- поддержка мультикастинга в стеке TCP/IP расположенных в сети хостов;
- поддержка групповой или широковещательной рассылки на уровне доступа к сети.

- Мультикастинг поддерживается в реализациях TCP/IP всех современных операционных систем.
- В Ethernet существует специальный диапазон адресов для групповой рассылки IP-дейтаграмм: 01:00:5e:X:Y:Z, где XYZ – младшие 23 бита IP-адреса. То есть, групповому IP-адресу 224.255.0.1 на уровне Ethernet будет соответствовать MAC-адрес 01:00:5e:7f:00:01. Необходимо отметить, что это соответствие не является однозначным: в тот же MAC-адрес будут преобразованы IP-адреса 225.255.0.1, ..., 239.255.0.1, 225.127.0.1, ..., 239.127.0.1.

- Построение системы сетей с поддержкой мультикастинга является гораздо более сложной задачей, чем организация групповой рассылки в пределах одной IP-сети. Для продвижения групповых дейтаграмм от отправителя к получателям через систему сетей необходимо осуществлять маршрутизацию дейтаграмм. Однако по групповой дейтаграмме нельзя определить индивидуальные IP-адреса ее получателей, следовательно, использование обычной IP-маршрутизации и даже ее принципов не имеет смысла. Поэтому для маршрутизации групповых дейтаграмм были разработаны специальные методы и протоколы

- Основным предположением, при работе групповых маршрутизаторов, является то, что маршрутизатор знает, члены каких групп находятся в непосредственно подсоединенных к нему сетях. Механизмом регистрации членов групп на маршрутизаторе, к которому подключена их сеть служит, например, протокол IGMP.

Протокол IGMP

- Протокол *IGMP* (*Internet Group Membership Protocol*) предназначен для регистрации на маршрутизаторе членов групп, находящихся в непосредственно присоединенных к нему сетях. Имея эту информацию, маршрутизатор может сообщать другим маршрутизаторам (с помощью протоколов групповой маршрутизации) о необходимости пересылки ему дейтаграмм для тех или иных групп. Современная версия протокола IGMP – версия 2 – документирована в RFC-2236.
- IGMP работает непосредственно поверх протокола IP, и идентифицируется значением 2 в поле "Protocol" заголовка IP-дейтаграммы. За IP-заголовком в дейтаграмме следует сообщение IGMP.

Сообщение IGMP

- Значения полей:
- **Type** (8 бит) – тип сообщения.
- **Max Response Time** (8 бит) – максимальное время отклика, задействовано только в сообщениях типа *Membership Query*.
- **Checksum** (16 бит) – контрольная сумма.
- **Group Address** (32 бита) – групповой IP-адрес.

0	7	15	23	31
Type	Max Response Time	Checksum		
Group Address				

- Существуют следующие типы сообщений:
- *Membership Query (Type=17)* – запрос о наличии в сети членов групп (отправляется маршрутизатором). Запросы обо всех имеющихся группах – *общие* запросы – отправляются по адресу 224.0.0.1 ("всем узлам"); запросы о наличии членов определенной группы – *частные* запросы – отправляются по адресу этой группы.
- *Membership Report (Type=22)* – уведомление о наличии в сети члена группы (отправляется хостом – членом группы по адресу группы).
- *Leave Group (Type=23)* – уведомление об отсоединении хоста от группы (отправляется отсоединившимся хостом по адресу 224.0.0.2 – "всем маршрутизаторам").

- Маршрутизатор при своем включении и далее периодически рассылает по адресу 224.0.0.1 общий запрос *Membership Query*, при этом поле "Group Address" обнулено. Период этих рассылок может меняться администратором; значение по умолчанию – 125 с. Приняв такой запрос, каждый получатель групповых дейтаграмм выжидает случайное время. Если за это время кто-то другой уже ответил сообщением *Membership Report*, то данный хост не отвечает, иначе он сам посылает такое сообщение. Значение поля "Max Response Time" в *Membership Query* указывает максимальное время, на которое хост может задержать *Membership Report* (обычно 10 с). Описанный подход используется, чтобы избежать посылки многочисленных ответов с адресом одной и той же группы: маршрутизатору не нужно знать, сколько именно членов данной группы есть у него в сети, ему требуется лишь сам факт их наличия.

- Сообщение *Membership Report* посылается по адресу группы, и этот же адрес помещается в поле "Group Address". Следует отметить, что маршрутизатор является членом всех групп, то есть получает сообщения, направленные на любой групповой адрес.
- Если хост является членом нескольких групп, то вышеописанная процедура с выжиданием и отправкой ответа выполняется независимо для каждой группы.
- При подключении хоста к новой группе он самостоятельно отправляет сообщение типа *Membership Report*, не дожидаясь очередного запроса от маршрутизатора.

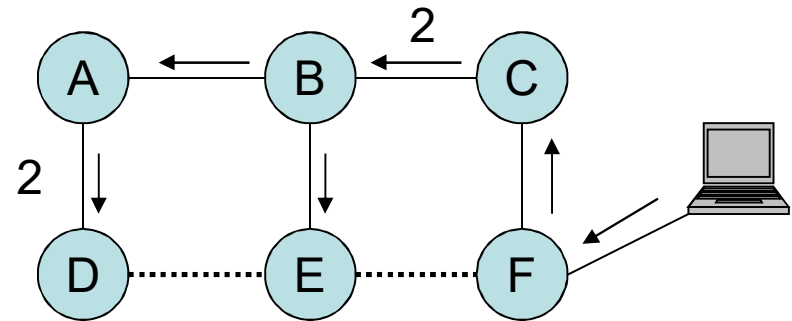
- Для каждой группы, члены которой обнаружились в сети, маршрутизатор ведет отсчет времени неактивности. Если ни одного *Membership Report* для этой группы не было получено за определенный период (по умолчанию – 260 с), то маршрутизатор считает, что членов этой группы в сети больше нет.
- Когда хост отсоединяется от группы, он может послать сообщение *Leave Group* по групповому адресу 224.0.0.2 ("всем маршрутизаторам"); адрес группы содержится в поле "Group Address". Хосту *следует* сделать это, если на последний запрос *Membership Query* от имени данной группы отвечал именно этот хост. Получив сообщение *Leave Group*, маршрутизатор генерирует частный запрос *Membership Query* для членов только этой группы. Если за время, указанное в поле "Max Response Time" запроса (по умолчанию – 1 с), маршрутизатор не получил ни одного ответа *Membership Report*, он считает, что членов данной группы в сети больше нет. Для надежности запрос посылается 2 раза.

- Если к одной сети подключены несколько маршрутизаторов, поддерживающих протокол IGMP, то запросы рассылает только маршрутизатор с наименьшим IP-адресом (то есть, если маршрутизатор получил из сети *Membership Query* с IP-адресом отправителя меньшим, чем его собственный адрес, он должен перестать посылать запросы и перейти в режим прослушивания обмена IGMP-сообщениями).
- Для обратной совместимости с первой версией протокола IGMP предусмотрено сообщение *Membership Report version 1* (Type=18), а также некоторые специальные действия при работе протокола. Документ RFC-2236.

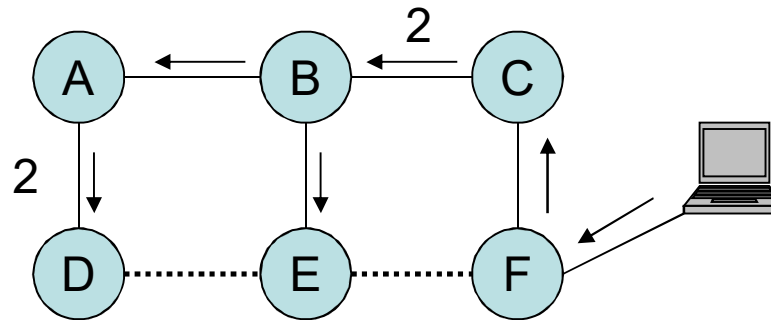
Маршрутизация групповых дейтаграмм

- **Веерная рассылка (Flooding)**
- Дейтаграмма рассылается во все сети системы независимо от наличия в той или иной сети членов группы. При поступлении групповой дейтаграммы маршрутизатор проверяет, впервые ли он получает эту дейтаграмму. Если да, то маршрутизатор рассылает дейтаграмму через все свои интерфейсы, кроме того, с которого она была получена. Иначе дейтаграмма игнорируется.
- Маршрутизатор должен хранить в памяти список всех "недавно" полученных групповых дейтаграмм от каждого источника для каждой группы и производить поиск в этом списке при получении каждой дейтаграммы. При интенсивном групповом трафике это потребует больших затрат памяти и мощности процессора.
- Другим существенным недостатком этого метода является то, что групповая дейтаграмма рассылается от источника всеми возможными путями: в некоторые сети дейтаграмма может быть передана несколько раз (разными маршрутизаторами). При этом наличие или отсутствие получателей не принимается в расчет.
- Плюсы веерной рассылки: простота реализации, надежность (за счет избыточности), независимость от маршрутных таблиц и протоколов маршрутизации.

Остовые деревья (Spanning Trees)



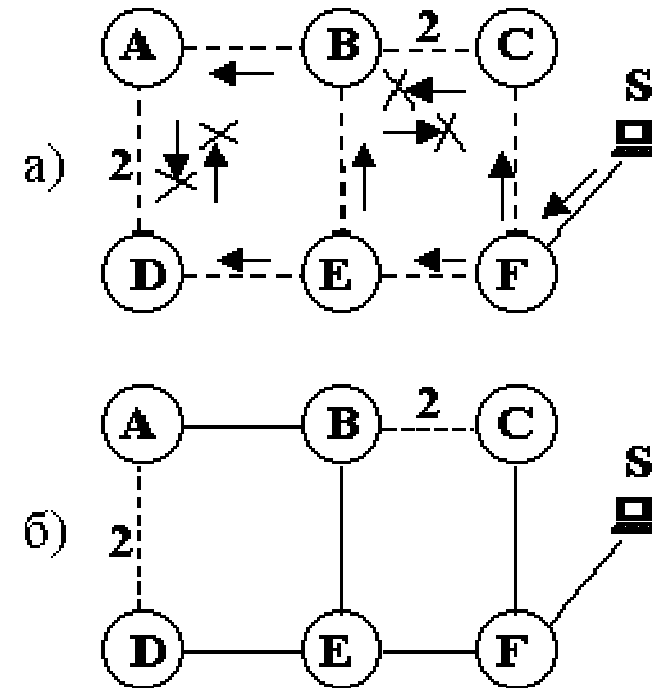
- В системе сетей выбирается корневой маршрутизатор, после этого из графа системы выделяется подграф-дерево, соединяющий корневой маршрутизатор со всеми остальными маршрутизаторами системы ("остовое дерево"). Эта процедура производится на этапе инициализации системы – в процессе работы дерево не изменяется.
- После построения остового дерева каждый маршрутизатор должен хранить для каждого из своих интерфейсов только флаг "этот интерфейс принадлежит/не принадлежит дереву". Групповая дейтаграмма от любого узла распространяется следующим образом: полученная маршрутизатором дейтаграмма ретранслируется через все интерфейсы, принадлежащие остовому дереву, кроме того интерфейса, с которого она была получена.



- Метод остовых деревьев несколько лучше веерной рассылки – в том смысле, что теперь дейтаграммы распространяются по строго определенным маршрутам и в каждую сеть попадает только один экземпляр дейтаграммы. Также существенно уменьшена нагрузка на маршрутизаторы, которым больше не требуется хранить "исторические" таблицы дейтаграмм.
- Однако групповые дейтаграммы по-прежнему рассылаются во все сети независимо от наличия в них получателей, кроме того:
- требуется реализация механизма (протокола) выбора корневого узла и построения дерева;
- весь групповой трафик ложится на одни и те же связи (сети), составляющие, возможно, небольшое подмножество всей системы сетей;
- для некоторых пар отправитель-получатель путь по установленному дереву будет неоптимальным (например для источника S и получателей, подсоединенных к маршрутизатору E

RPF

- Метод *RPF (Reverse Path Forwarding)* состоит в следующем.
- Маршрутизатор получил через интерфейс I групповую дейтаграмму от источника S. Если через I лежит кратчайший маршрут от данного маршрутизатора до узла S, то ретранслировать дейтаграмму через все интерфейсы кроме того, с которого она получена. Иначе дейтаграмму игнорировать.
- Например маршрутизатор B проигнорирует дейтаграмму, полученную от узла C, но примет дейтаграмму от узла E и ретранслирует ее через все остальные интерфейсы.



- В результате каждый маршрутизатор принимает для ретрансляции только те групповые дейтаграммы, которые следуют от источника к маршрутизатору по кратчайшему пути. Дейтаграммы распространяются от источника ко всем маршрутизаторам системы по оптимальному остовому дереву с корнем в источнике. Для каждого источника такое дерево возникает автоматически по мере продвижения дейтаграммы.
- Однако поскольку ретрансляция групповой дейтаграммы производится маршрутизатором через все интерфейсы, кроме входного, некоторые экземпляры дейтаграммы являются лишними и засоряют сеть. Речь идет о тех дейтаграммах, которые будут отброшены соседними маршрутизаторами на основании того, что они прибыли с "неоптимальных" интерфейсов, то есть распространялись не по ветвям дерева (например, дейтаграмма, посланная узлом С к узлу В). Избежать ретрансляции дейтаграммы через связи, не принадлежащие дереву, можно с помощью следующей модификации алгоритма: "Полученная групповая дейтаграмма передается только в те сети, где находятся маршрутизаторы, кратчайший маршрут к которым от узла S проходит через данный маршрутизатор." Следуя этому правилу, узел С не отправит дейтаграмму в В, поскольку кратчайший путь от источника до узла В проходит не через С.

- Важно отметить, что для реализации метода RPF необходимо иметь доступ к таблице маршрутов. Более того, для реализации модифицированного алгоритма требуется доступ к внутренним данным протокола внутренней маршрутизации (например, к базе данных состояния связей OSPF) – иначе нельзя сделать вывод о маршрутах, используемых другими узлами системы (источниками групповых дейтаграмм).

Усечение деревьев

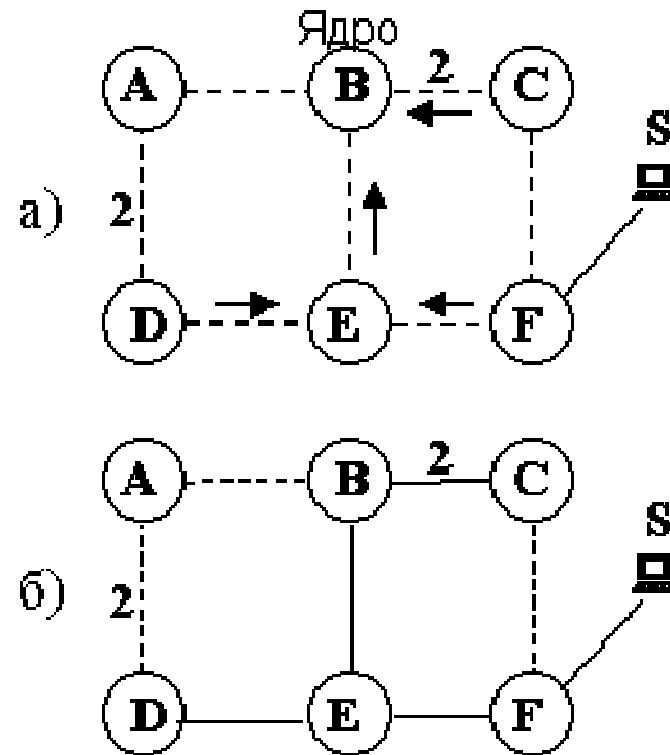
- Следующая модификация RPF призвана учесть наличие или отсутствие получателей групповой дейтаграммы в сетях системы с тем, чтобы дейтаграммы рассылались только в те сети, где есть члены данной группы. Применяемый для этого метод называется *prunes* – усечение (от английского *prune* – "обрезать ветви дерева").
- Первая групповая дейтаграмма распространяется обычным образом по алгоритму RPF и достигает всех маршрутизаторов системы. Если к какому-то "конечному" маршрутизатору не присоединены члены данной группы (это устанавливается с помощью протокола IGMP), он посылает через тот интерфейс, откуда получил групповую дейтаграмму, специальное сообщение *Prune* (по адресу данной группы). Это сообщение, принятое маршрутизатором, находящемся в вышестоящем узле дерева, означает "не посылать больше через этот интерфейс дейтаграммы от данного источника для данной группы". Вышестоящий маршрутизатор помечает этот интерфейс как *pruned* (усеченный) на определенный срок. По истечении этого срока процесс повторяется сначала. Однако имеется сообщение *Graft* (от английского "прививать растение"), позволяющее быстро подсоединиться к существующему дереву (то есть отменить ранее посланное *Prune*), не дожидаясь очередной рассылки "пробной" дейтаграммы.
- Если *Prune* получено от всех нижележащих маршрутизаторов, маршрутизатор отправляет *Prune* еще более вышестоящему маршрутизатору – таким образом можно усекать целые поддеревья.

- Метод RPF (с усечением) обладает следующими чрезвычайно существенными достоинствами:
- групповые дейтаграммы от каждого источника рассылаются по оптимальным путям – и эти пути определяются динамически в момент рассылки;
- при этом учитывается членство в группах – дейтаграммы в сети, где нет получателей, не рассылаются;
- групповой трафик распределяется по различным сегментам системы сетей, а не концентрируется в определенном подмножестве связей.

- Недостатки рассматриваемого метода:
- Каждый маршрутизатор должен хранить таблицу, в которой отслеживается получение сообщений *Prune*, и производить поиск в ней при получении каждой дейтаграммы. Размер этой таблицы равен произведению числа интерфейсов, числа групп и числа источников, дейтаграммы от которых проходили через маршрутизатор. (Отметим, что источники нужно запоминать тоже, так как для каждого источника создается свое дерево рассылки.) Безусловно, эта таблица не так велика, как при использовании веерной рассылки, но при интенсивном групповом трафике ее поддержка может отнять существенные ресурсы.
- Первая групповая дейтаграмма и, периодически, последующие "пробные" распространяются по всей системе сетей. При этом если в группе мало членов, а система велика (например, Интернет), возникает избыточный трафик, состоящий как из ретранслируемых экземпляров дейтаграммы, так и из потока *Prune*-сообщений, которые к тому же требуется обработать и внести в таблицу.
- Необходимость наличия интерфейса к структурам данных модуля маршрутизации (или необходимость создания "сопровождающего" протокола маршрутизации) увеличивает сложность реализации RPF.
- Несмотря на описанные недостатки, именно метод RPF лежит в основе многих протоколов групповой маршрутизации.

СВТ

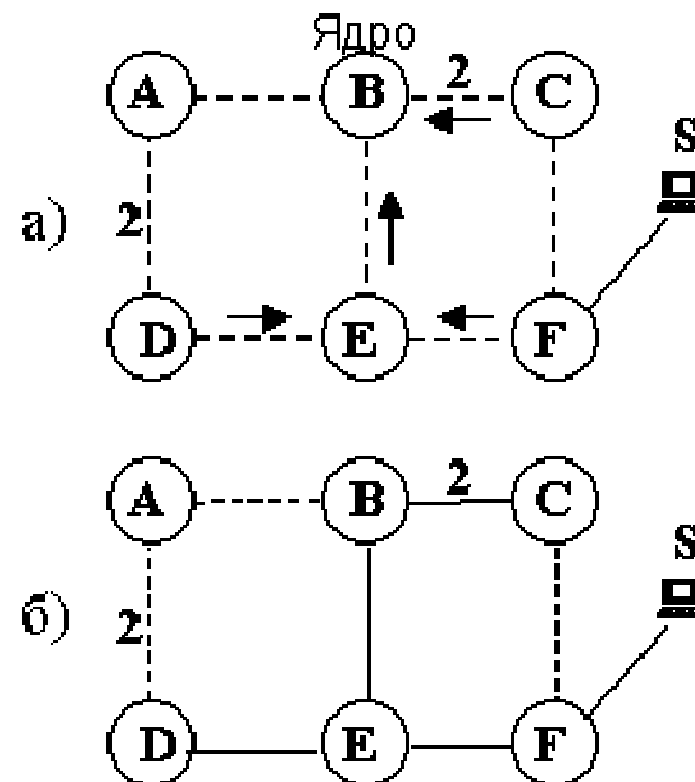
- Метод СВТ (*Core Based Trees, Деревья с фиксированным ядром*) основан на том, что для каждой группы назначается главный маршрутизатор, называемый *ядром*, – он будет корнем дерева рассылки (узел В). Все маршрутизаторы к которым могут быть подключены потенциальные члены группы, знают адрес ядра. После того, как член группы зарегистрировался на маршрутизаторе с помощью протокола IGMP, маршрутизатор посылает в сторону ядра сообщение *Join* для присоединения к дереву рассылки. Промежуточные маршрутизаторы, пересылая это сообщение в сторону ядра, одновременно помечают интерфейсы, через которые получены сообщения *Join*, как принадлежащие дереву рассылки для данной группы. Сообщение следует до ядра или до первого маршрутизатора, уже присоединенного к дереву рассылки.



- Состояние принадлежности к дереву имеет определенный срок годности, поэтому периодически требуется посылка подтверждений. Отметим, что каждый маршрутизатор посылает подтверждение вышестоящему (следующему по пути к ядру) маршрутизатору. Неподтвержденные в течение некоторого времени ветви дерева усекаются.
- Рассылка же самих групповых дейтаграмм маршрутизаторами происходит аналогично методу остовых деревьев: дейтаграмма рассылается через все интерфейсы, принадлежащие дереву рассылки, кроме того, с которого дейтаграмма была получена. Если источник дейтаграммы не является членом группы, то его маршрутизатор сначала инкапсулирует групповую дейтаграмму в обычную, адресованную ядру, а ядро уже иницирует групповую рассылку по дереву.

- Достоинства этого метода:
- все групповые дейтаграммы рассылаются только участникам группы (в отличие от RPF нет "пробных" дейтаграмм);
- размер таблицы принадлежности интерфейсов к деревьям рассылки, которую требуется хранить на маршрутизаторе, меньше чем при использовании метода RPF (произведение числа групп на число интерфейсов; для всех источников одной группы используется одно дерево);
- не требуется доступ к маршрутным таблицам.

- Недостатки СВТ аналогичны недостаткам метода остовых деревьев:
- весь групповой трафик ложится на одни и те же связи (сети), составляющие, возможно, небольшое подмножество всей системы сетей; узким местом является ядро;
- для некоторых пар отправитель-получатель путь по установленному дереву будет неоптимальным (например, для источника S и получателей, подсоединенных к маршрутизатору C)



Протоколы маршрутизации групповых дейтаграмм

- Протокол DVMRP (*Distance Vector Multicast Routing Protocol*, RFC-1075) – самый старый протокол групповой маршрутизации, он используется в ядре экспериментальной сети MBONE. Протокол работает по технологии RPF с усечением, но для построения деревьев используется собственный дистанционно-векторный протокол, аналогичный протоколу RIP.
- Протокол DVRMP прост в реализации и весьма эффективен, но он подходит только для небольших сетей с высокой плотностью получателей. К недостаткам метода RPF, описанным в предыдущем пункте (относительно большой размер хранимой таблицы и необходимость рассылки "пробных" дейтаграмм по всей системе сетей), добавляется ограничение на размер системы сетей, унаследованное от протокола RIP (в DVMRP значение бесконечности равно 32).

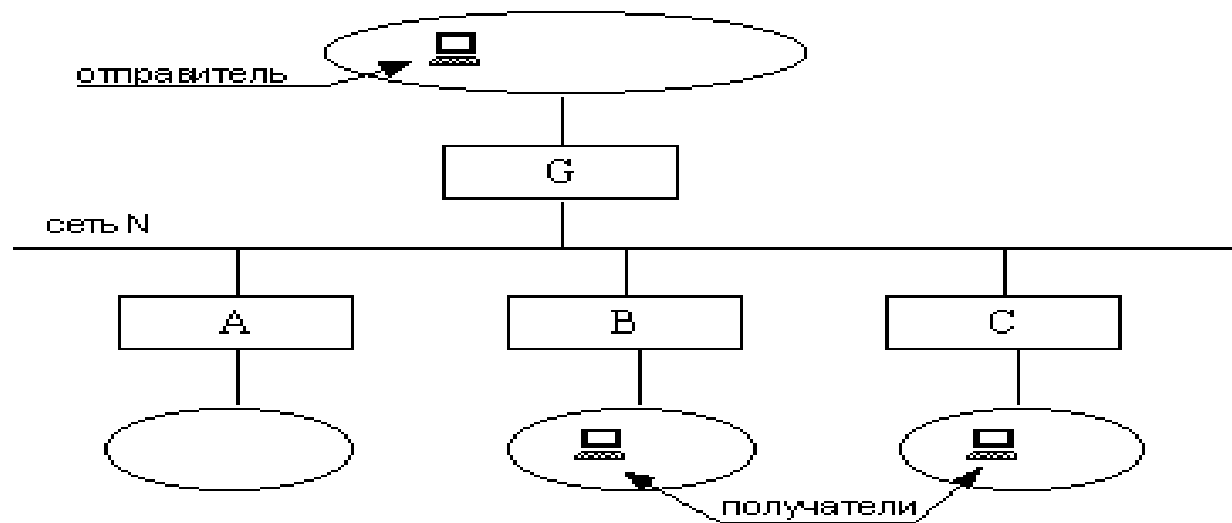
MOSPF

- Протокол *MOSPF* (*Multicast OSPF*, RFC-1584) является расширением протокола OSPF. Маршрутизатор, поддерживающий это расширение, устанавливает бит "М" в поле "Options" сообщения "Hello". В базе данных состояния связей вводится дополнительный тип записи: для указанной сети перечисляются все группы, члены которых есть в этой сети. Эти записи, как и все прочие записи базы данных состояния связей, распространяются по системе сетей с помощью протокола всеобщей рассылки. Для транзитной сети запись вносится в базу данных выделенным маршрутизатором.
- Деревья рассылки групповых дейтаграмм строятся по методу RPF на основе базы данных состояния связей. Отметим, что рассылка "пробных" групповых дейтаграмм и последующее усечение ненужных ветвей дерева в данном случае не производится, так как информация о наличии в сетях членов групп уже содержится в базе данных.

- Протокол MOSPF имеет серьезную проблему, связанную с масштабированием: для каждой пары "источник-группа" проводится отдельный запуск алгоритма SPF для расчета дерева рассылки. При большом числе источников, а также при нестабильной топологии системы сетей, на эти вычисления затрачиваются существенные вычислительные ресурсы маршрутизаторов. Кроме того, следует учесть необходимость веерной рассылки информации о членстве в группах при ее изменении.
- И, наконец, очевидно, что MOSPF требует использования OSPF в качестве протокола маршрутизации, то есть, не является независимым и может применяться только в OSPF-системах.

PIM DM

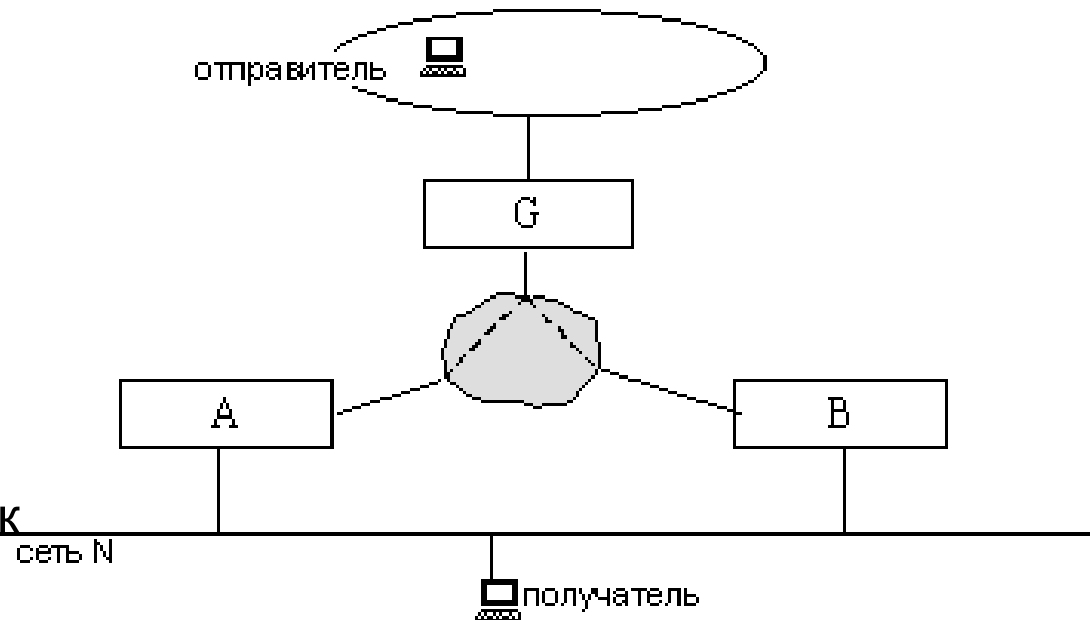
- *PIM (Protocol Independent Multicast)* – два протокола групповой маршрутизации (для плотного и разреженного расположения членов групп, соответственно *dense mode* и *sparse mode*), не зависящие от используемого протокола "обычной" маршрутизации.
- PIM DM (PIM Dense Mode) используется в системах сетей с большой плотностью получателей. Этот протокол реализует метод RPF с усечением (немодифицированный, то есть без доступа к внутренним таблицам протокола маршрутизации, вследствие чего достигается независимость от протокола маршрутизации). Необходимость периодической посылки "пробных" дейтаграмм не является существенным недостатком при плотном расположении получателей. Протокол PIM DM прост в реализации и в настройке; предусмотрено взаимодействие с протоколом DVMRP. В качестве недостатка - необходимость рассылать пробные дейтаграммы каждые 3 минуты, так как за это время истекает срок действия сообщения *Prune*.



• При работе протокола PIM DM могут возникнуть две особые ситуации.

- Несколько маршрутизаторов подключены к одной широковещательной сети N, которая через вышестоящий маршрутизатор G соединяется с системой сетей, в которой находится отправитель. В сетях, подключенных к маршрутизаторам B и C, находятся члены группы, а в сети, подключенной к маршрутизатору A – нет. Вышестоящий маршрутизатор G посылает в сеть N первую групповую дейтаграмму. Маршрутизатор A откликается сообщением *Prune*, однако отсекаеть сеть N от дерева рассылки нельзя, так как есть получатели в сетях B и C. Протокол предлагает следующее решение: маршрутизатор G, получив *Prune*, запускает таймер. Маршрутизаторы B и C, прослушивая сеть, обнаруживают посланное узлом A *Prune*, и тут же один из них отправляет сообщение *Join* (второй, обнаружив в сети *Join*, не предпринимает никаких действий, поскольку одного такого сообщения достаточно). Маршрутизатор G, приняв *Join*, игнорирует предыдущий *Prune*. Если же за определенное время сообщение *Join* не будет принято, сеть N отрезается от дерева рассылки.

Вторая особая ситуация возникает, когда два маршрутизатора А и В подключены к одной и той же клиентской сети N, в которой находится получатель. Оба маршрутизатора будут отправлять групповые дейтаграммы в сеть N, так как им известно, что в ней находится получатель.



- Очевидно, что при этом создается избыточный трафик из лишних экземпляров дейтаграмм. Во избежание этого эффекта маршрутизатор (предположим, А), обнаружив, что в сети N действует "конкурирующий" маршрутизатор В, также рассылающий групповые дейтаграммы от источника S в группу G, посылает сообщение *Assert*, содержащее расстояние от А до S. Конкурирующий узел В, получив это сообщение, сравнивает расстояние от себя до S с указанным в сообщении, и если свое расстояние больше, то соответствующий интерфейс отрезается от дерева с помощью *Prune*. Аналогичным образом посылается и обрабатывается *Assert* из В в А. При равных расстояниях побеждает маршрутизатор с большим IP-адресом.

PIM SM

- Протокол PIM SM (Protocol Independent Multicast, Sparse mode, RFC-2362) применяется для маршрутизации дейтаграмм для малочисленных групп, члены которых находятся далеко друг от друга (в этом случае недостатки метода RPF с усечением становятся существенными).
- Функционирование протокола можно кратко описать как метод CBT, переходящий в RPF. Для группы назначается *точка рандеву* (RP), адрес которой известен всем потенциальным членам группы. Маршрутизатор, в сети которого зарегистрировались члены группы, посылает в RP сообщение *Join*, которое обрабатывается промежуточными маршрутизаторами как в технологии CBT – таким образом формируется первоначальное дерево рассылки.
- Отправитель дейтаграмм (точнее, маршрутизатор отправителя), посылает в RP сообщения *Register*, в которых инкапсулируются групповые дейтаграммы. RP извлекает дейтаграммы из этих сообщений и рассылает их по сформированному дереву рассылки. Если отправитель работает достаточно интенсивно, то RP посылает в его сторону сообщение *Join* – то есть, отправитель становится членом группы и может рассылать групповые дейтаграммы по дереву непосредственно, минуя стадию туннелирования в точку рандеву.

- Распространение групповых дейтаграмм по дереву рассылки осуществляется аналогично методу СВТ: дейтаграмма рассылается через все интерфейсы, принадлежащие дереву, кроме того, с которого она была получена.
- Далее, получая дейтаграммы, адресованные группе, маршрутизатор может заметить, что интенсивность этого потока превышает некоторый установленный лимит. В этом случае маршрутизатор решает оптимизировать дерево рассылки. Он посылает сообщение *Join* к источнику *следующей* полученной им дейтаграммы, адресованной данной группе, а в точку рандеву посылается сообщение *Prune*. Таким образом, дерево, изначально созданное вокруг точки рандеву, оптимизируется для данного источника. (Только "конечные" маршрутизаторы дерева рассылки могут инициировать этот процесс.)
- Следует отметить, что переход к дереву, оптимизированному для источника, приводит к необходимости хранить и обрабатывать на маршрутизаторах большее количество служебной информации, что не всегда приемлемо, поэтому существует возможность отключения такого перехода.
- Предусмотрен также обратный переход к дереву с корнем в точке рандеву. Он производится, если оптимизация дерева оказалась неоправданной.