

РАЗРАБОТКА АЛГОРИТМА МАРШРУТИЗАЦИИ С ОБЕСПЕЧЕНИЕМ QoS ДЛЯ ИЕРАРХИЧЕСКИХ ТЕРРИТОРИАЛЬНО-РАСПРЕДЕЛЁННЫХ СЕТЕЙ СВЯЗИ

А.Ю. Гребешков, greb@infosfera.ru,
НПЦ «Инфосфера», г. Самара, Россия
Д.В. Хмельницкий, denis.khmelnitsky@alcatel.ru
ЗАО «Алкатель», г. Самара, Россия

На современных сетях связи качество услуг (QoS) существенно зависит от используемых способов маршрутизации и методов резервирования необходимых сетевых ресурсов. Задача маршрутизации, зависящей от требований по QoS, заключается в выборе маршрута, имеющего необходимые сетевые ресурсы для обеспечения заданных наперёд параметров качества услуги. Задача резервирования, которая решается одновременно с выбором маршрута, заключается в подготовке необходимых ресурсов на выбранном маршруте. Маршрутизация с обеспечением QoS возникает прежде всего на сетевом уровне стандартной модели ВОС. Эта задача актуальна, например, при оказании телематических услуг (видеоконференц-связь, IP-телефония, мобильный Интернет). Одним из примеров алгоритмов маршрутизации, зависящей от требований по QoS, является алгоритм Чена-Нарштедт [8, 9].

В настоящей статье рассматривается развитие алгоритма Чена-Нарштедт для применения на иерархических, территориально-распределённых сетях связи.

Алгоритм Чена-Нарштедт использует метод волновой маршрутизации, а именно: поиск требуемого маршрута осуществляется в две стадии: зондирования (probing phase) и подтверждения (acknowledgement phase). Каждый узел обрабатывает информацию о локальном состоянии всех смежных с ним узлов сети. При этом используется распределенное вычисление маршрута на основе постоянно обновляемой информации о локальном состоянии сети на каждом из узлов. Механизм предоставления сквозного QoS в данном случае описывается следующим образом: когда узлу s необходимо передать данные с определенным требованием по QoS другому узлу t , то s выдает запрос на соединение, отвечающее этому требованию. Запрос на соединение представляется как набор взаимозависимых параметров (Qos, s, t, cid) , где Qos - требование к качеству услуг связи, s - исходящий узел, t - узел назначения и cid - уникальный идентификатор всей системы. Параметр cid может содержать, к примеру, IP-адрес исходящего узла и номер порта. Требование к качеству услуг связи (Qos), как правило, состоит из набора ограничений характеристик маршрута [1]. Если Qos содержит по крайней мере два ограничения характеристик маршрута, то задача маршрутизации в рассматриваемом случае является NP-

полной [4]. Это утверждение основано на использовании в данном случае NP-полной задачи РАЗБИЕНИЕ (Partition), доказательство NP-полноты которой приведено в [7].

Алгоритм Чена-Нарштедт завершает работу при установлении соединения, когда исходящий узел принимает сообщение-«подтверждение» с успешным резервированием ресурсов. Если в течение максимально допустимого периода ожидания, определяемого временной сложностью алгоритма, исходящий узел не получает «подтверждение», то предполагается отказ в соединении [1]. Более подробная информация о принципах построения алгоритма Чена-Нарштедт приведена в [5, 6].

Анализ алгоритма Чена-Нарштедт [2] показывает, что он по своей структуре предназначен для одноуровневых неиерархических сетей. Но задачи маршрутизации и резервирования актуальны прежде всего для крупных сетей связи с иерархической территориально-распределённой структурой, с выделением локального (местного, регионального) уровня и магистрального (национального, международного) уровня. Показательно, что сеть Интернет также имеет иерархическую структуру на уровне обмена трафиком, как это показано в [15]. В частности, узлы передачи, например точки обмена трафиком IXP или точки сетевого доступа NAP, относятся к верхнему уровню Интернет. Узлы доступа, а именно точки присутствия, (POP) и пограничные узлы относятся к нижнему уровню. Усложнение схемы сети требует модификации алгоритма Чена-Нарштедт. В связи с этим далее в качестве базовой рассматривается сеть связи с двухуровневой структурой; нижний уровень обозначен как уровень 2, верхний уровень – как уровень 1.

Уровень 1 содержит транзитные узлы связи (серверы), обладающие более высокой пропускной способностью и вычислительной мощностью, чем узлы второго уровня. Все узлы уровня 2 объединяются в группы по территориальному или функциональному признаку. Каждой группе уровня 2 назначается узел уровня 1, с которым связаны все узлы данной группы уровня 2. Узлы уровня 1 в идеале связаны между собой каналами связи по принципу «каждый с каждым», узлы уровня 2 соединены по неполносвязной схеме. Физически местоположение узла уровня 1 может совпадать с местоположением одного из узлов уровня 2 (рис. 1).

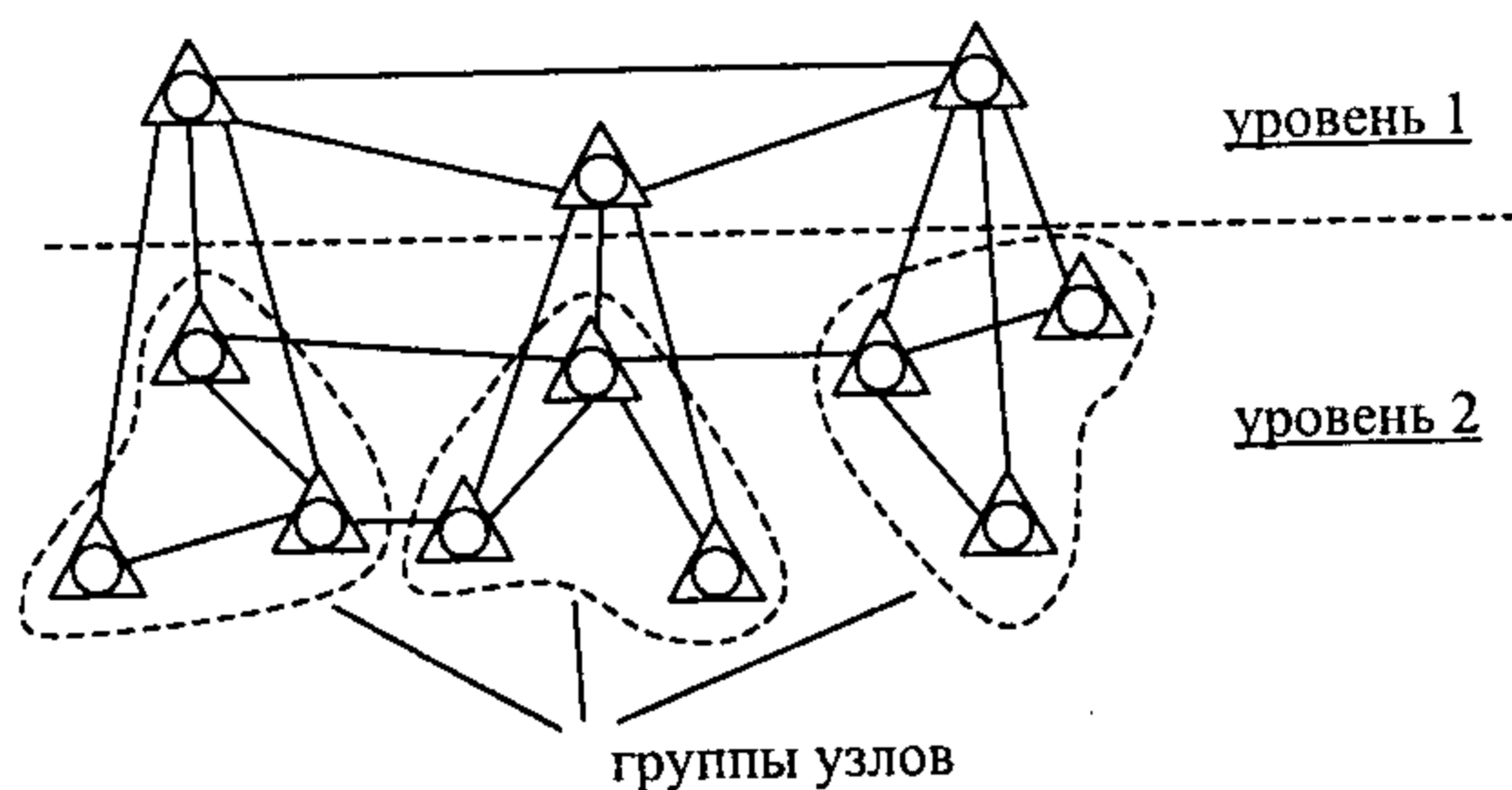


Рис. 1. Общая схема сети с иерархической структурой

Узлы уровня 1 выполняют следующие функции:

- формирование и обновление таблиц маршрутизации в масштабе всей сети;
 - рассылка данных таблиц маршрутизации по запросам узлов уровня 2.
- В частности, взаимодействие узлов уровня 2 с уровнем 1 может осуществляться по известному протоколу определения следующего узла NHRP (Next Hop Resolution Protocol) [14];
- функция межсетевого шлюза при пропуске магистральной нагрузки между группами узлов уровня 2 (функции IXP);
 - функция альтернативного транзитного узла для пропуска нагрузки между узлами разных групп уровня 2;

Узлы уровня 2 реализуют следующие функции:

- формирование исходящей и оконечной нагрузки (функции POP),
- формирование запросов таблиц маршрутизации к узлам уровня 1,
- транзитного узла внутри группы узлов и между группами узлов при условии отсутствия сетевых ресурсов, отвечающих ведущему условию между узлами данной группы уровня 2 и узлом уровня 1.

Исследования построения современных сетей связи, например стандарта построения многопротокольных сетей на основе ATM (MultiProtocol Over ATM, MPOA) [10 - 13], показали, что передача функций управления таблицами маршрутизации серверам маршрутизации (т.е. узлам уровня 1) в совокупности с распределенной маршрутизацией для оптимизации коротких и длинных передач должна повысить быстродействие узлов второго уровня, а также ускорить реакцию сети на неожиданные события, как-то: полный или частичный отказ узла, разрыв канала связи. Это происходит за счёт повышения скорости обмена маршрутной информацией.

Интенсивность служебной нагрузки также снижается из-за переноса на каналы, связывающие узлы второго и первого уровней. Перенос магистральной и межсетевой нагрузки на первый уровень также должен разгрузить узлы второго уровня и повысить доступность узлов. Это решение является следствием общей тенденции телекоммуникационных компаний к строительству высокоскоростных трансконтинентальных магистралей со скоростями передачи информации до 40 Гбит/с.

Предлагаемая модификация алгоритма Чена-Нарштедт заключается в следующем. В структуру «зонда» $[k, Qos, s, t, cid]$ добавляется еще один параметр m , который представляет собой переменную, принимающую значения 0 или 1. Этот параметр представляет собой идентификатор нагрузки уровней 2 и 1. «Зонд» с $m=1$ распространяется по маршрутам на сети уровня 1, при $m=0$ «зонд» распространяется по маршрутам на сети уровня 2 внутри группы или между группами при отсутствии сетевых ресурсов между узлами уровней 1 и 2. И в первом и во втором случае при этом продолжает действовать правило: на смежный узел направляется только «зонд», прибывший первым и отвечающий ведущему условию, все последующие «зонды» далее не используются (отбрасываются).

Узлы обоих уровней осуществляют распространение «зондов» выборочно, в том числе и в направлении узлов другого уровня. «Зонды», направленные на другой уровень, отбрасываются узлами этого уровня, за исключением определенных условий (рассматриваемых ниже), при которых производится смена значения m и передача «зонда» на другой уровень. Смена значений m производится только узлами уровня 1, поскольку узел уровня 1 содержит информацию обо всех узлах группы, связанной с данным узлом, а также список всех узлов уровня 1 рассматриваемой сети (рис. 2).

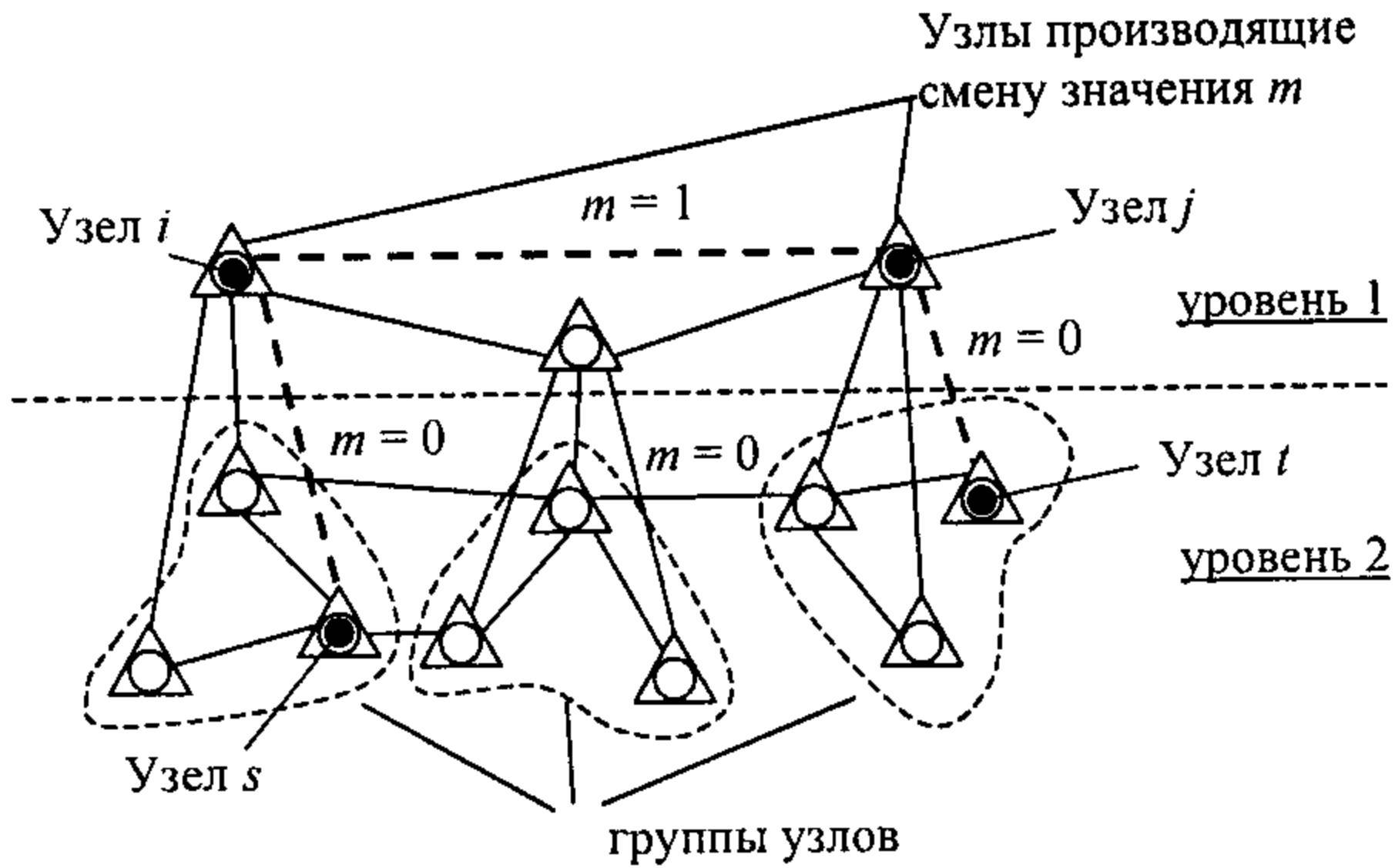


Рис. 2. Сетевое соединение между узлами разных групп

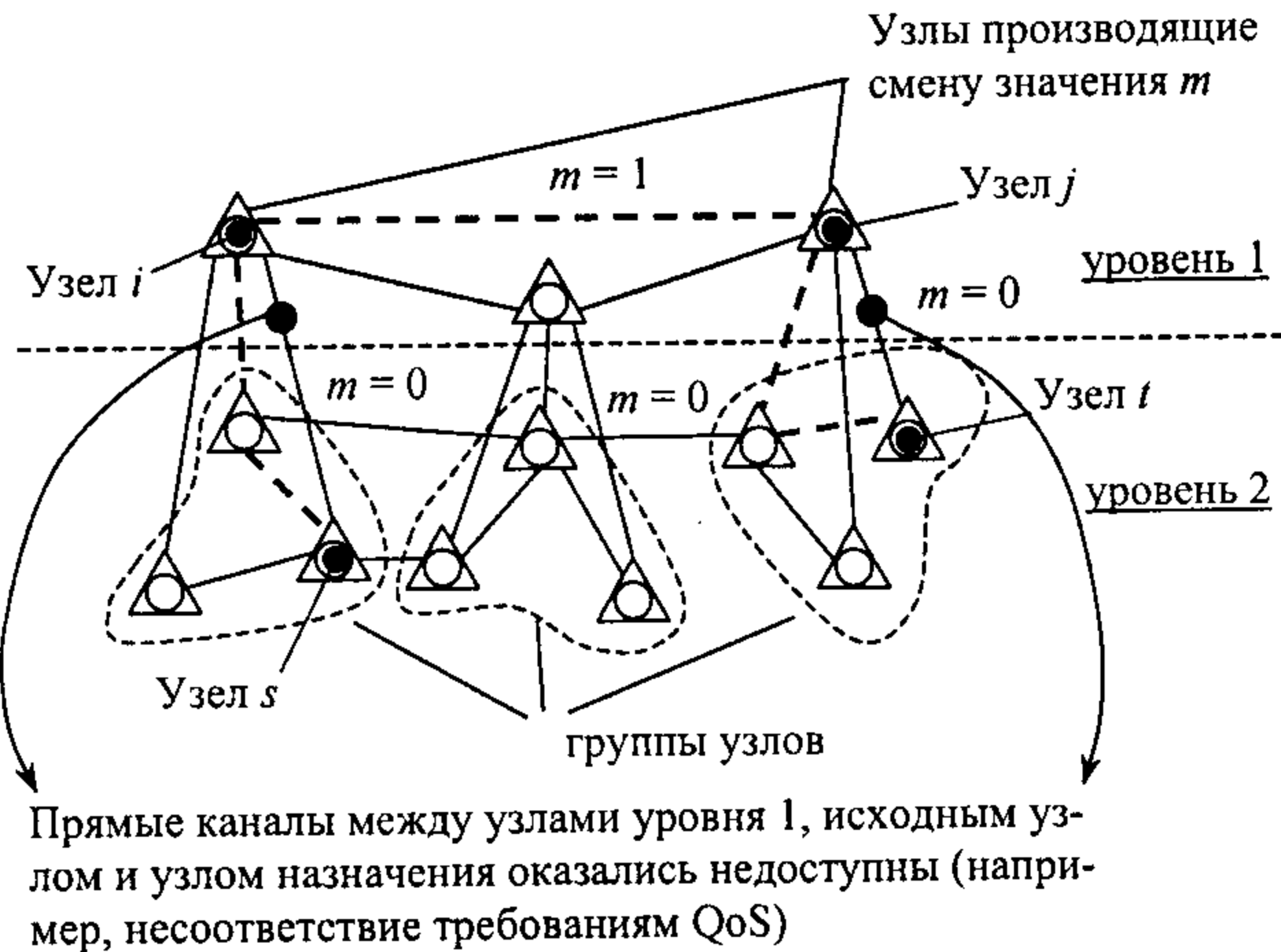


Рис. 3. Соединение узлов разных групп сети (прямые каналы между узлами уровней 1 и 2 недоступны)

Рассмотрим случаи, приведенные на рис. 2 и 3. Узел s уровня 2 инициирует поиск маршрута для соединения с узлом другой группы, «зонд» с параметром $m=0$ помимо соседних узлов второго уровня прибывает также на узел i уровня 1 (рис. 2). Узел i уровня 1, обнаружив, что узел назначения t в его

группе отсутствует, изменяет с $m=0$ на $m=1$ и действует по алгоритму Чена-Нарштедт применительно к узлам уровня 1. Если сетевые ресурсы на канале связи между исходящим узлом s и узлом i уровня 1, который обслуживает группу узла s , не отвечают требованию ведущего условия, то «зонд», получив отказ, продолжает распространяться по сети уровня 2 (рис. 3). При этом каждый последующий узел уровня 2 также пытается отправить «зонд» к узлу уровня 1 своей группы. Если сетевые ресурсы между узлами уровней 1 и 2, удовлетворяющие ведущему условию, отсутствуют на всем маршруте следования «зонда», то данный маршрут будет полностью состоять из узлов уровня 2. Данный случай рассматривается как резервный, например в случае сбоя/отказа нескольких узлов уровня 1. Каждый узел уровня 1 проверяет наличие узла назначения t в списке узлов его группы; если требуемый узел отсутствует, то «зонд» продолжает дальнейший поиск по уровню 1 согласно схеме распространения.

Пусть узел назначения t присутствует в списке узла уровня 1. Тогда этот узел осуществляет смену значения параметра m с 1 на 0 и направляет «зонд» к узлам уровня 2 (рис. 2 и 3). В том случае, если канал связи между узлом j уровня 1 и узлом назначения t уровня 2 не отвечает ведущему условию, «зонд», получив отказ, направляется по другим каналам к узлам второго уровня (рис. 3). Распространение «зондов» на втором уровне происходит по алгоритму Чена-Нарштедт [1 - 3].

Узлы уровня 1 не пропускают «зонды» со значением параметра $m=0$, при условии, если узел назначения t , которому адресован «зонд», и исходящий узел s находятся в одной группе. Узлы уровня 2 в любом случае не пропускают «зонды» со значением параметра $m=1$.

Таким образом, в модифицированном варианте, поиск маршрута внутри сети осуществляется на двух уровнях. Этим достигается более гибкое перераспределение нагрузки, поскольку в зависимости от того, какие требования по качеству услуг связи указаны в ведущем условии, маршруты, указанные, например, на рис. 4, могут в разных случаях иметь преимущество друг перед другом, например по стоимости пропуска нагрузки.

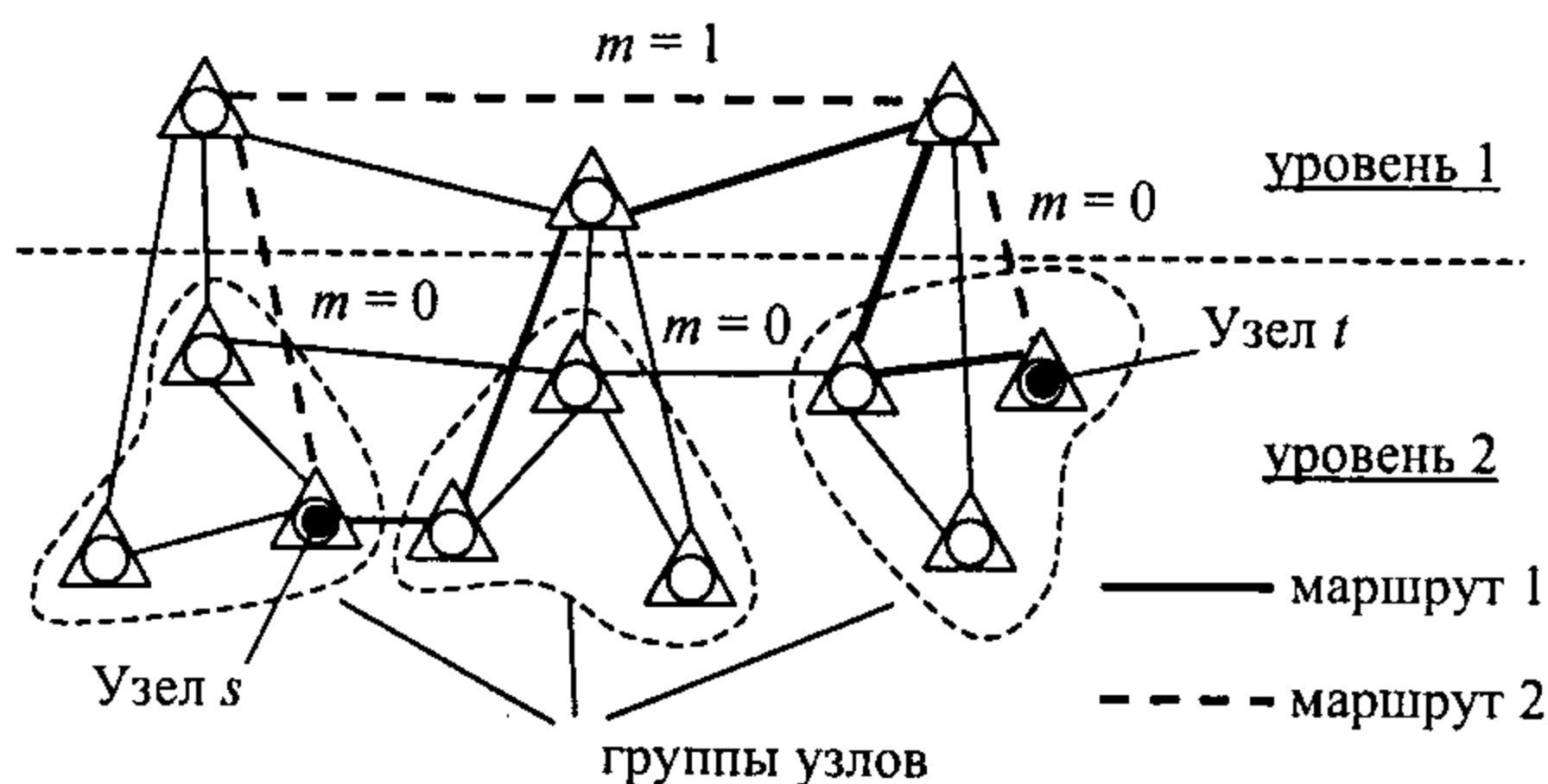


Рис. 4. Варианты прохождения «зонда» при поиске маршрутов соединения внутри сети

В приведенном варианте сети стадия подтверждения выполняется также как и в изначальном применении алгоритма Чена-Нарштедт к одноуровневой сети. При этом маршруты могут быть как на сети второго уровня (соединения внутри сети или внутри/между группами), так и на сети первого уровня (соединения внутри сети или межсетевые соединения).

Следует отметить, что алгоритм Чена-Нарштедт создавался для сетей большого размера, моделирование его проводилось на модели сети из 32 узлов, расположенных на территории площадью 3000×2400 км (примерно равной территории США). Наилучший результат при моделировании получен при использовании итеративного алгоритма [3, 9]. Результат равен 4,2 «зонда» на один запрос соединения при средней загрузке каналов связи от 110 до 145 Мбит/с (максимальная пропускная способность канала по модели – 155 Мбит/с) при минимальной связанности узлов (34 ребра, связывающих 32 вершины графа сети) и требовании по качеству связи к пропускной способности, указанном в ведущем условии. При увеличении числа ребер в 1,5 раза среднее количество «зондов» на один запрос соединения возрастает до 5,2. В настоящее время просматривается тенденция к увеличению размеров сетей и, как следствие, объемов нагрузки, соответственно возрастают требования к надежности сети и сетевых решений, об этом уже говорилось в [9].

Очевидно, что с расширением сети, увеличением ее связанности среднее число «зондов» будет возрастать. Цель модификации алгоритма Чена-Нарштедт заключается в возможности применения его на нескольких крупных сетях или одной очень большой сети с сохранением или снижением вышеупомянутых результатов, а так же в адаптации данного алгоритма к иерархическим территориально-распределенным сетям.

В алгоритме Чена-Нарштедт предприняты успешные попытки уменьшения потока сообщений, в частности при введении итераций в алгоритм среднее число «зондов» на сети, граф которой состоит из 51 ребра и 32 вершин, снизилось с 17,1 до 5,1. Но все же для сетей с большей размерностью предпринятые меры могут оказаться недостаточными. Предполагается, что рассмотренная модификация алгоритма Чена-Нарштедт с помощью введения дополнительного идентификатора m должна снизить величину потока служебных сообщений. Данная модификация повышает QoS для иерархических сетей большой размерности.

Дальнейшая работа заключается в более четком формировании структуры модифицированного алгоритма, оценке его временной сложности, реализации алгоритма на средствах вычислительной техники.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Chen S., Nahrstedt K. An Overview of Quality-of-Service Routing for the Next Generation High-Speed Networks: Problems and Solutions.* Режим доступа: <http://www-csgso.cs.uiuc.edu/~s-chen5/> [05.08.2001]
2. *Chen S., Nahrstedt K. Distributed QoS Routing* Режим доступа: <http://cairo.cs.uiuc.edu/> [03.05.2001]

3. *Chen S.* Routing Support for Providing Guaranteed End-To-End Quality-Of-Service. Режим доступа: <http://cairo.cs.uiuc.edu/> [03.05.2001]
4. *Wang Z., Crowcroft J.* (1996) Quality-of-Service Routing for Supporting Multimedia Applications. Режим доступа: <http://www.cs.ucl.ac.uk/staff/jon/> [01.10.2001]
5. *Кормен Т., Лейзерсон Ч., Ривест Р.* Алгоритмы: построение и анализ / Пер. с англ. М.: МЦНМО, 2001.
6. *Ахо А. В., Хопкрофт Д. Э., Ульман Д. Д.* Структуры данных и алгоритмы / Пер. с англ. М.: Вильямс, 2000.
7. *Гэри М. Р., Джонсон Д. С.* Вычислительные машины и трудноразрешимые задачи / Пер. с англ. М.: Мир, 1982.
8. *Гребешков А. Ю., Карташевский В. Г., Хмельницкий Д. В.* Анализ методов и алгоритмов сетевой маршрутизации с обеспечением QoS //Сборник докладов 57-й сессии РНТО им. А. С. Попова: сб. докл. М., 2002.
9. *Хмельницкий Д. В.* Модификация алгоритма Чена-Нарштедт для сетей связи со сложной иерархической структурой // Инфокоммуникационные технологии. Т. 2. № 2. 2004.
10. *Сатовский Б. Л.* Новое поколение корпоративных сетей нуждается в АТМ. Сети и системы связи //Журнал о компьютерных сетях и телекоммуникационных технологиях. 1997. № 5.
11. *Маклин Д.* Взлет и падение IP-коммутации. Computerworld // Еженедельник. 1998. № 21. Режим доступа: <http://www.osp.ru/cw/1998/21/71.htm> [10.04.2002]
12. *Кучерявый А. Е., Пяттаев В. О., Мусеев С. М.* Технологии АТМ на российских сетях связи. М.: Радио и Связь, 2002.
13. *Назаров А. Н., Разживин И. А., Симонов М. В.* АТМ: принципы и технические решения создания сетей. М.: «Горячая линия-Телеком», 2002.
14. *Олифер В. Г., Олифер Н. А.* Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. СПб: Питер, 2000.
15. *Невдяев Л.М.* Узкие места широкополосной сети или четыре проблемы Интернет //ИнформКурьерСвязь. 2003. № 6.

*Статья поступила в редакцию в мае 2004 г.,
после доработки - в июне 2004 г.*