

РАСПРЕДЕЛЕННОЕ УПРАВЛЕНИЕ ТРАФИКОМ В МОБИЛЬНЫХ СЕТЯХ

Институт компьютерных технологий
Национального авиационного университета

Предложен способ организации распределенной системы управления на базе агентной технологии и протокола OSPF, при котором промежуточным узлам предоставляется возможность самостоятельно осуществлять реконфигурацию канала

Введение

Для современных компьютерных сетей характерным является наличие трафика различного типа, при этом существует устойчивая тенденция увеличения доли мультимедийного трафика. Одной из основных задач управления такой сетью является организация эффективной системы доставки информации. Эта задача приобретает особую актуальность в мобильных сетях в связи с постоянным перемещением и переключением (роумингом) абонентских систем [1].

Одной из основных задач организации процесса передачи информации в мобильных сетях является процедура управления мобильностью [2], которая обеспечивает обновление маршрутной информации в результате динамически произвольного перемещения мобильных узлов. Таким образом, управление мобильностью дает возможность абонентам свободно перемещаться, обеспечивая поддержку соединений при перемещении мобильных узлов между ячейками и кластерами. При перемещении абонентской системы из одной ячейки в другую в серверах доступа осуществляется соответствующая корректировка таблиц размещения абонентских систем.

Управление мобильностью состоит из двух компонентов [3]:

- управление местоположением – процесс, состоящий из двух этапов: регистрация местоположения и обновление маршрутной информации;

- управление переадресацией (роуминг) позволяет сети поддерживать соединение, установленное с пользователем

во время его передвижений и смены точек доступа к сети. Процесс переключения состоит из трех этапов: инициализация, установление нового соединения, управление потоками данных с учетом QoS.

Основные требования уровня QoS для эффективного функционирования роуминга [3]:

- быстрая переадресация вызова. Процедуры вызова должны быть достаточно быстрыми для того, чтобы обеспечивать получение IP – пакетов от мобильного узла о его новом расположении без ощутимых временных задержек.

- безразрывная переадресация вызова. Алгоритм переадресации должен свести потери пакетов до минимума.

- роуминг при относительно небольшом уровне управляющего трафика. Например, контроль загрузки данных, число управляющих пакетов или число обращений к базам данных должно снижаться до допустимого значения.

- эффективная маршрутизация. Маршруты между абонентскими системами должны быть оптимальны для исключения избыточных пересылок или обходных путей, как, например, треугольная маршрутизация.

- поддержка заданного уровня QoS. Схема управления мобильностью должна поддерживать установление новых стандартов QoS, чтобы надлежащим образом передавать различный трафик.

Обзор существующих решений

Известные методы управления местоположением включают в себя -

ботку архитектуры баз данных, используемых для хранения информации о пользователях, и выбор оптимального способа передачи управляющих сообщений между базовыми станциями мобильной сети. Так как количество пользователей постоянно растет, необходимо разработать новые либо модифицировать существующие схемы управления, чтобы обеспечить эффективную поддержку все большего числа абонентов.

В работе [4] описан адаптивный распределенный базирующийся на агентной технологии алгоритм маршрутизации *AntNet*. Описана попытка применения муравьиных алгоритмов к задаче маршрутизации, подход к управлению сетью с помощью муравьев и применение данного алгоритма к сетям с коммутацией пакетов.

В работе [5] для исследования алгоритма *AntNet* разработана программная модель, для проверки значимости результатов моделирования был реализован алгоритм маршрутизации *OSPF*, активно использующийся при маршрутизации данных в реальных компьютерных сетях.

В работах [6, 7] описан новый эффективный подход к решению задач управления качеством передачи информации в телекоммуникационных сетях при помощи теории мультиагентных систем и методов адаптивного и интеллектуального управления, включая их реализацию на канальном, сетевом и прикладном уровне.

Постановка задачи

В общем случае задача маршрутизации информации состоит из двух подзадач:

- определение и распространения маршрутной информации между структурными элементами сети передачи данных;
- продвижение по установленным маршрутам сообщений от источника к получателю.

Однако, традиционные алгоритмы маршрутизации, такие как алгоритмы по вектору дистанций или по состоянию ка-

нала, не обеспечивают достаточной оперативности при изменениях маршрутов в сети, вызванных перемещением абонентских систем (*AS*). Еще одним недостатком является необходимость передачи регулярных обновлений маршрутной информации даже при незначительном движении *AS*. В алгоритмах, использующих вектор дистанций, каждый маршрутизатор передает всем своим соседям вектор расстояний от него до всех известных ему *AS*. При использовании состояний связей, каждый маршрутизатор передает всем другим маршрутизаторам сети набор состояний всех своих связей. При этом количество служебного трафика, передаваемого по сети при движении *AS* резко возрастает, что приводит к неэкономному использованию полосы пропускания.

Средства традиционной маршрутизации не удовлетворяют требованиям *QoS* и требованию равномерного распределения нагрузки по каналам связи, так как маршрутизация осуществляется средствами поиска кратчайшего пути по заданному параметру. Решение данной задачи обеспечивается путем оптимизации сети. Необходимо в режиме реального времени решать задачу динамического назначения маршрутов, удовлетворяющую требованиям *QoS*, и обеспечивать равномерную загрузку сети. Обеспечение заданного уровня *QoS* осуществляется с помощью процедуры конструирования трафика (*TE* – *Traffic Engineering*), основной целью которой является формирование потоков трафика через сеть, обеспечивающих ее равномерную загрузку [8].

Для решения задачи *TE* разработана технология *MPLS*, которая использует расширения протоколов маршрутизации, работающих на основе алгоритма состояния каналов, к которым относятся протоколы *OSPF* и *IS-IS* [9], лавинообразно распространяющие информацию для каждого маршрутизатора. В этой информации содержится полная информация о топологии сети, метрике сети по всем каналам с целью обеспечения вычисления кратчайшего пути до

Преимущества *OSPF*:

1. Для каждого адреса может быть несколько маршрутных таблиц.
2. Каждому интерфейсу присваивается безразмерная цена, учитывающая пропускную способность, время транспортировки сообщения.
3. При существовании эквивалентных маршрутов *OSPF* распределяет поток равномерно по этим маршрутам.
4. Поддерживается адресация подсетей (разные маски для разных маршрутов).
5. Применение мультикастинга вместо широковещательных сообщений снижает нагрузку не вовлеченных сегментов.

Недостатки *OSPF*:

1. Трудно получить информацию о предпочтительности каналов для узлов, поддерживающих другие протоколы, или со статической маршрутизацией.
2. *OSPF* является лишь внутренним протоколом.

Для решения задачи *TE* в протокол *OSPF* включены новые типы объявлений для распространения по сети информации о номинальной и не зарезервированной пропускной способности каждого канала связи. Благодаря данной информации маршрутизатор, в соответствии с предъявляемыми требованиями к *QoS*, определяет путь передачи трафика.

В современных беспроводных сетях прослеживается тенденция к уменьшению размеров ячеек для повышения производительности системы [10]. Такой тип сетевой архитектуры заметно увеличивает скорость переключения (*Handoff*) мобильных *AS* без прерывания сеанса связи.

Основные требования процедуры *Handoff*:

- поддержка требуемого уровня *QoS*;
- множественное соединение *Handover*;
- двухточечное и многоточечное соединение;
- целостность данных и безопасность;

- сигнализация и поддержка маршрутизации;

- высокая эффективность и низкая сложность.

Роуминг связан с задачей ремаршрутизации, и наиболее просто эта задача решается при использовании алгоритмов по вектору дистанций, и сложнее при использовании алгоритма по состоянию канала. Это связано с тем, что при роуминге необходимо учитывать динамическую непредсказуемую структуру сети, а существующие методы построения трафика не удовлетворяют этому требованию.

Существует большое количество схем быстрого переключения *Handoff*, такие как *H-MPLS*, *MM-MPLS* [11], а также описанные в работах [12, 13], поддерживающие мобильность. Эти схемы быстро определяют адрес ячейки для переключения, но они лишены возможности поддержки *QoS*. Для мобильных сетей динамическая структура также должна обеспечивать минимальную задержку передачи, т.е. осуществлять быструю реконфигурацию каналов.

В связи с этим необходимо предложить способ организации распределенной системы управления, при котором промежуточным узлам предоставляется возможность самостоятельно осуществлять реконфигурацию канала.

Решение задачи

Для решения поставленной задачи воспользуемся агентной технологией. В настоящее время наиболее перспективными технологиями, обеспечивающими поддержку мобильности, являются разработки версий протоколов в рамках *IPv6*.

Агентная технология является наиболее подходящим решением поставленной задачи, так как каждый агент обладает такими свойствами как [14]:

- автономность;
- развитые логико-информационные возможности;
- мобильность;
- ;

– сотрудничество с другими агентами.

Под агентом будем понимать самостоятельную программную систему, имеющую возможность принимать воздействие от межсетевых маршрутизаторов (*GWR, Gateway Router*), определять свою реакцию на это воздействие и осуществлять эту реакцию. Следует заметить, что в качестве источника информации агент может использовать информацию, полученную от другого агента (*FA, Foreign Agent*).

Важным аспектом, говорящим в пользу агентов, является то, что мы имеем возможность реализовать полнофункциональную интеллектуальную самостоятельную систему, не прибегая (полностью или почти полностью) к аппаратной реализации. Так, например, виртуальный системный администратор, реализованный по агентной технологии, может реально следить за безопасностью работы сети (сохранностью информации, сбоях в сети и прочее). При этом все его действия не выйдут за рамки программных воздействий. Примером системы, сочетающей программное и аппаратное воздействие, может служить [15].

При разработке методов адаптации и мультиагентного управления информационными потоками особое внимание уделяется возможности их применения для управления динамическими процессами в условиях неопределённости (изменяющийся трафик, разнородность потоков данных, выход из строя узлов или каналов связи и т.п.). Благодаря мультиагентной архитектуре адаптивные системы управления передачей информации могут обеспечить высокий уровень *QoS* и повысить производительность (за счет параллельности процессов передачи и обработки информации) и надёжность эксплуатации.

Концепция организации и управления информационными потоками основывается на рассмотрении коллектива сетевых агентов. Каждый агент способен самостоятельно решать некоторые ло-

кальные задачи и имеет возможность кооперироваться с другими агентами. В связи с тем, что *GWR* не несет ответственности за всю информацию о местоположении пользователей в роуминге, они являются базовым мостом, соединяющим внешние сети с локальным доменом.

Каждый агент (узел в сети) получает информацию о состоянии и загруженности каналов, соединяющих его с «соседями», а также информацию о дальнейшем направлении трафика, как и в *OSPF*. При этом информация о топологии сети и пропускной способности каналов доступна для всех агентов. При запуске сети происходит регистрация и начальный обмен информацией о топологии и каналами между агентами.

AS определяет свое текущее местоположения (находится ли она в базовом домене или в чужом) при помощи оповещающего сообщения от домашнего агента (*HA, Home Agent*), посланного широкоэмитательно всем *FA*. После определения того, что *AS* находится в чужом домене, он запрашивает временный адрес (*CoA, care-of address*) у *FA*. Временный *IP*-адрес присваивается *AS* на время посещения им внешней сети. Вначале посылается сообщение с запросом регистрации от *HA* к *FA*.

Когда *AS* посылает запрос на регистрацию, *FA* генерирует для него уникальный *CoA*, который будет закреплен за этим узлом во время дальнейшего нахождения внутри этого домена. *FA* пришлет это регистрационное сообщение *GWR* вместо *HA*, используя стандартные средства *IP* пересылки. *GWR* воспринимает это как запрос о регистрации от пользователя роумингом. Так как *AS* перемещается от одного места к другому, то для поддержки существующего транспортного уровня узел сохраняет этот *IP* адрес.

Затем, *GWR* пересылает сообщение с запросом регистрации к *HA* этой *AS*. *HA* получает запрос и запоминает информацию о текущем *CoA* этого узла в своей таблице управления для дальнейшего использования пока соответствующая *AS*

запросит соединения. Когда *AS* опять переходит в чужой домен, происходит точно такой же процесс регистрации. Новый *CoA* посылается *HA* в сообщении с запросом регистрации, функции которого сходны с сообщением обновления соединения в мобильном *IP*. Кроме того, *HA* всегда знает обновленный *CoA* своей *AS* в чужом домене и имеет возможность передать эту информацию любому узлу, который ее попросит. Пока *CoA* является универсально маршрутизируемым *IP* адресом, *HA* посылает сообщение ответа регистрации прямо на этот *IP* адрес. Затем, *GWR* получает ответное сообщение регистрации от *FA*, с адресом, за которым требуемая *AS* закреплена в настоящий момент. Когда *FA* получает ответное сообщение о регистрации, он передает сообщение с новым *CoA* *AS* и заканчивается процедура регистрации.

Предположим, что T_0 – время передачи сообщения. С учетом того, что сообщение проходит через $(n-1)$ вершин, оно равно:

$$T_0 = \sum_{i=1}^{n-1} T_i,$$

где n – общее число вершин пути, T_i – передача информации на i -ом участке пути.

Время T_h запроса или обновления записи в своем *HA* зависит от числа участков пути между *AS* *HA* и равно:

$$T_h = \sum_{i=1}^k T_i,$$

где k – число промежуточных участков между *AS* и *HA*.

Время регистрации *AS* в своем *HA* равно:

$$T_{R1} = T_h.$$

Время регистрации *AS* в *FA* равно:

$$T_{R2} = T_h + 2T_g + 2T_0,$$

где T_g – время маршрутизации сообщения на шлюзе или базовой станции.

Изменяемыми параметрами, влияющими на эффективности работы

сети, являются радиус распространения информации о топологии R_T (в первом варианте алгоритма неограничен, т.е. каждый агент получает полную информацию о структуре сети, в дальнейших агент получает только часть информации при этом используется агрегация маршрутов), и радиус распространения информации об уровне загруженности каналов R_L (эта информация обновляется и передается постоянно).

Предположим, что *AS* передвигаясь со скоростью V , в течение интервала времени Δt может выйти из области *HA* находясь на расстоянии $l < r$ от его границы, где r представляет собой максимальное расстояние, на которое может переместиться *AS* за время t . В частности, при круглой форме области действия *HA*, рассматриваемая область ограничена окружностями с радиусами R и $(R-r)$, где R – радиус области *HA*. Существуют два случая:

1. $R \geq l$, в этом случае *AS* может с определенной вероятностью переместиться только в область к соседнему *FA*.

2. $l > R$, в этом случае *AS* может с вероятностью $P_k = 1 - 1/(\text{int}(l/2R) + 1)$ переместиться в одну из смежных областей *FA*.

Время регистрации *AS* при переходе от одной подсети к другой зависит от направления перехода. Время регистрации при переходе от своего *HA* к *FA* или наоборот равно:

$$T_{R3} = T_h + 2T_g - 2T_0.$$

Время регистрации при переходе между двумя *FA* равно:

$$T_{R4} = 2T_h + 4T_g - 4T_0.$$

Время нахождения вызываемого *AS* равно:

$$T_S = T_h + 2T_g - 2T_0.$$

При решении задачи распределения потоков в узле алгоритм воспринимает входящие потоки как неизменные данные (которыми он не управляет),

локальное решение только относительно распределения полученных данных по исходящим каналам. Важным свойством алгоритма является «сходимость» – согласованность одновременных действий: каждый экземпляр алгоритма, выполняющийся локально на узле, гарантированно маршрутизирует информацию, приближая ее к точке назначения, а не удаляя. Это свойство заимствовано у алгоритма *OSPF*.

Предлагаемый алгоритм устраняет недостаток алгоритма *OSPF* – отсутствие учета загрузки каналов в реальном времени.

В общем случае компьютерная сеть представлена в виде нагруженного графа $G(V, E)$, где $V = \{v_i | i = 1, 2, \dots, m\}$ – множество вершин графа, $E = \{e_{ij} | i, j = 1, 2, \dots, m\}$ – множество ребер графа. Каждое ребро e_{ij} графа характеризуется весом w_{ij} . Распределяем входящие потоки по каналам последовательно, изменяя вес w_{ij} и приоритеты канала после каждого распределения. При рассмотрении вопросов маршрутизации под весом w_{ij} ребра e_{ij} будем подразумевать задержку t_{ij} единицы информации между узлами v_i и v_j сети.

Таким образом, достаточно большое число соединений распределятся по нескольким каналам приблизительно равномерно. В данном случае в качестве ограничения вводится значение допустимой задержки t_d доставки единицы информации между произвольными узлами сети, а в качестве параметра оптимизации рассматривается суммарная задержка T_{sr} на пути L_{sr} .

При изменении загрузки сети – изменении скорости существующих соединений, проходящих через узел, распределение потоков также изменится, чтобы оптимально использовать доступные каналы.

В данном случае задача маршрутизации состоит в нахождении пути

$L(v_s, v_r) = (e_{s_1}, K, e_{r_1})$ между вершинами v_s и v_r для которого выполняется условие:

$$T_{sr} = \min \sum_{e_{ij} \in L_{sr}} t_{ij}.$$

где T_{sr} – суммарная задержка на пути $L(v_s, v_r)$.

В качестве ограничения на включение ребра e_{ij} в состав пути L_{sr} рассматриваются условия:

1. $C(i, j) \geq c_s$, где $C(i, j)$ – значение пропускной способности канала; c_s – требуемое значение пропускной способности для доставки сообщений по пути L_{sr} .

2. $t_d > t_m$, где t_d – значение допустимой задержки передачи пакетов; t_m – максимальная задержка передачи пакетов между узлами дерева передачи данных.

Реализация предложенного подхода требует дополнительный поток управляющей информации между агентами, однако, он существенно меньше, чем требуют существующие подходы. Дальнейшим развитием является оптимизация этого потока.

Выводы

1. Задачу обеспечения *QoS* в мобильных сетях в первую очередь следует рассматривать на макроуровне, то есть на уровне взаимодействия составляющих локальных сетей. Как правило, сетевая структура на макроуровне изменяется относительно редко, что позволяет использовать известные методы *QoS*. В свою очередь, изменения топологии мобильных сетей происходит достаточно часто, что предопределяет использование на микроуровне динамических алгоритмов обеспечения *QoS*.

2. Предложен подход на базе агентной технологии и протокола *OSPF*, позволяющий организовать распределенную систему управления, при которой промежуточным узлам предоставляется возможность самостоятельно осуществлять реконфигурацию.

Список литературы

1. *Yeh C.* Signaling and QoS Guarantees in Mobile Ad Hoc Networks / C. H. Yeh, H. T. Mouftah, H. Hassanein // ICC 2002 : IEEE International Conference on Communications, 28 Apr.-2 May 2002. : thesis rep. – New York (USA), 2002. – № 5. – P. 3284–3290.
2. *Nie Gang* A Micro-Mobility MPLS Scheme for QoS Supporting in Wireless Access Network / Nie Gang // CCCM 2008: ISECS International Colloquium on Computing, Communication, Control, and Management, 3-4 Aug. 2008. : thesis rep. – Guangzhou City (China), 2008. – P. 608–611.
3. *Столингс В.* Компьютерные сети, протоколы и технологии интернета / Вильям Столингс. – СПб.: БХВ-Петербург, 2005. – 832 с.
4. *Shigang C.* Distributed quality-of-service routing in ad hoc networks / C. Shigang, K. Nahrstedt // IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Special Issue on Ad-Hoc Networks. – 1999. – 17 (8). – P. 1–18.
5. *Schoonderwoerd R.* Ant-based load balancing in telecommunications networks / R. Schoonderwoerd, O. Holland, J. Bruten, L. Rothkrantz // Adaptive Behavior. – 1996. – № 5 (2). – P. 169–207.
6. *Тимофеев А. В.* Модели мульти-агентного диалога и информационного управления в глобальных телекоммуникационных сетях / А.В. Тимофеев // Knowledge-Dialogue-Solution : Тр. 10-ой междунар. конф., 16-26 июня 2003 : тезисы докл. – Варна, 2003. – С. 180–186.
7. *Timofeev A. V.* Multi-Agent Information Processing and Adaptive Control in Global Telecommunication and Computer Networks / A.V. Timofeev // Information Theories and Their Applications. – 2003. – № 10 (1). – P. 54–60.
8. *Krishna P.* A cluster based approach for routing in dynamic networks / P. Krishna, N. H. Vaidya, M. Chatterjee, D. K. Pradhan // ACM SIGCOMM 1997 : Applications, Technologies, Architectures and Protocols for Computer Communications, 14-18 Sep. 1997. : thesis rep. – Cannes (France), 1997. – № 27 (2). – P. 49–65.
9. OSPF Version 2 [Online source] / J. Moy // RFC Database. – 1998. – № 2328. – Link: <http://tools.ietf.org/html/rfc2328>.
10. *Pearlman M.* Using routing zones to support route maintenance in ad hoc networks / M. Pearlman, Z. Haas, S. Mir // WCNC 2000 : Wireless Communications and Networking Conference, 26-29 Sep. 2000. : thesis rep. – Chicago (USA), 2000. – P. 1280–1285.
11. *Wang B.* A new bandwidth guaranteed routing algorithm for MPLS traffic engineering / B. Wang, Xu Su, C.L.P. Chen // ICC 2002 : IEEE International Conference on Communications, 28 Apr.-2 May 2002. : thesis rep. – New York (USA), 2002. – № 2. – P. 1001–1005.
12. *Punde J.* On Quality Of Service Routing in Ad-Hoc Networks / J. Punde, N. Pissinou, K. Makki // LCN'03 : 28th Annual IEEE International Conference on Local Computer Networks, 20-24 Oct. 2003. : thesis rep. – Bonn/Königswinter (Germany), 2003. – P. 276–278.
13. *Xiao H.* A Flexible Quality of Service Model for Mobile Ad Hoc Networks / H. Xiao // VTC 2000 : IEEE 55th Vehicular Technology Conference, 15-18 May 2000. : thesis rep. – Tokyo (Japan), 2000. – 1. – P. 445–449.
14. *Zhang L.* RSVP: A new resource reservation protocol / L. Zhang, S. Deering, D. Estrin // IEEE Network. – 1993. – № 7 (5). – P. 8–18.
15. *Novatnack J.* Evaluating ad hoc routing protocols with respect to quality of service / J. Novatnack, L. Greenwald, H. Arora // WiMob'2005 : IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications, 22-24 Aug. 2005. : thesis rep. – Montreal (Canada), 2005. – №. 3. – . 205–212.