

НАТУРНОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ ПРОЦЕССА МНОГОМЕРНОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ ПАКЕТОВ В TCP/IP СЕТИ

Ежов А. В.

*Ежов Алексей Викторович – соискатель ученой степени кандидат технических наук,
кафедра систем связи и телекоммуникаций,
филиал Военной Академии, г. Серпухов*

Аннотация: статья посвящена рассмотрению вопросов повышения эффективности и оптимизации путей маршрутизации пакетов в сетях обмена данными. Обоснована эффективность пропорциональной схемы маршрутизации, которая выбирает самые широкие непересекающиеся пути в качестве вероятных и распределяет между ними потоки, используя простую локальную стратегию снижения вероятности блокирования. Показано и доказано, что предлагаемая схема пропорциональной многомерной маршрутизации пакетов позволяет достичь более высокой пропускной способности сети связи при низких ресурсных издержках по сравнению со схемами выбора лучшего пути.

Ключевые слова: вероятных, маршрутизация, накопление, непересекающихся, обработка, оптимальные пути, поток данных, пропускная способность, протокол, система, среднедоступная, состояние сети, трафик, QoS.

THE ANALYSIS OF FEATURES OF CREATION OF SYSTEM OF E-MAIL X.400 ON THE BASIS OF THE PROTECTED TCP/IP OF THE NETWORK

Ezhov A.

*Ezhov Alexey – applicant of an academic degree Candidate of Technical Sciences,
DEPARTMENT OF COMMUNICATION SYSTEMS AND TELECOMMUNICATIONS,
BRANCH OF MILITARY ACADEMY, SERPUKHOV*

Abstract: article is devoted to reviewing of questions of increase in efficiency and optimization of ways of routing of packets on data interchange networks. Efficiency of the proportional diagram of routing which selects the widest not crossed ways as probable and distributes in between flows is justified, using the simple local strategy of lowering of probability of blocking. It is shown and proved that the offered diagram of proportional multivariate routing of packets allows to reach higher network transmission capacity of communication in case of low resource costs for comparing with diagrams of a choice of the best way.

Keywords: probable, routing, accumulation, not crossed, processing, optimum ways, a data stream, throughput, the protocol, system, average and available, network condition, a traffic, QoS.

УДК 621.3

Маршрутизация в современной телекоммуникационной сети, прежде всего, направлена на стабильное соединение и, как правило, поддерживает только транспортный сервис с негарантированной доставкой дейтаграмм [2, 3]. Широко распространенные протоколы маршрутизации, такие как OSPF, IGRP и BGP, используют парадигму «кратчайшего пути». Парадигма «кратчайшего пути» определяет выбор оптимального маршрута на основе статических показателей, например, числа транзитных участков или установленного веса [1, 2, 3].

Транспортный сервис, обеспечиваемый данными протоколами маршрутизации, является приемлемым для традиционных приложений обмена данными, таких как протокол передачи файлов (FTP) и TELNET. Однако он не подходит для мультимедийных приложений: служб IP телефонии и видеоконференцсвязи, требующих фиксированной задержки и гарантированной пропускной способности [1, 2].

«Кратчайшие пути», выбранные по принципу максимального веса (пропускной способности), как часто оказывается на практике, могут не иметь достаточных ресурсов, чтобы обеспечить требуемое качество обслуживания пользователей сети. Кроме того, с взрывным ростом трафика парадигма кратчайшего пути приводит к несбалансированному распределению нагрузки: ссылки на часто используемые кратчайшие пути все больше и больше переполняются, в то же время ссылки на более «длинные» пути используются не в полной мере.

Таким образом, требуется разработать адаптивные схемы маршрутизации, которые будут выбирать пути, основываясь на динамически запрашиваемой информации о качестве сервиса и состоянии сети, чтобы обеспечить гарантированное высокое качество обслуживания.

Возникает необходимость обеспечить механизмы, по которым в периоды перегрузки пакеты с информацией, чувствительной к задержкам (например, речь), не будут простаивать в очередях или получают более высокий приоритет, чем пакеты с информацией, не чувствительной к задержкам. Для этой цели в сети

должны быть реализованы механизмы, гарантирующие требуемое качество обслуживания (Quality of Service – QoS) [1, 4].

Объективными, измеряемыми или рассматриваемыми, показателями качества являются:

- изменение задержки в сети;
- пропускная способность сети.

Время отклика оценивается по:

- промежутку времени от момента передачи пакета до момента приема подтверждения;
- времени задержки однонаправленного сквозного соединения, также называемой временем

запаздывания (latency);

- пропускной способности.

Готовность и надежность оценивается по:

- возможности получения доступа к ресурсам сети или коэффициенту использования;
- результатам контроля уровня обслуживания 24/7 (при режиме работы 24 часа в сутки, 7 дней в неделю).

Меры обеспечения QoS, применяемые в TCP/IP сетях:

1. Резервирование ресурсов (на время соединения запрашиваются и резервируются необходимые для выполнения приложения ресурсы).

2. Приоритизация трафика (разделение трафика в сети на классы с приоритетным порядком обслуживания некоторых из них).

3. Перемаршрутизация (позволяет при перегрузке в сети перевести трафик на резервный маршрут).

Проект любой схемы маршрутизации QoS включает постановку двух фундаментальных вопросов: как получить информацию о сетевом состоянии, и, как выбрать путь для потока с учетом полученной информации.

В схемах выбора оптимальных путей используется глобальная информация о состоянии сети посредством обновления информации о состоянии канала, при этом на основе текущего глобального обзора выбирается самый лучший путь для входящего потока данных. Большинство этих схем обменивается мгновенной доступной информацией о пропускной способности и отличается друг от друга только критериями выбора оптимального пути.

Алгоритмы выбора пути реализуют следующее компромиссное решение: минимальные затраты ресурсов при сбалансированной сетевой загрузке. Использование ресурсов потоком данных может быть минимизировано путем выбора максимально загруженного кратчайшего пути. Сетевая загрузка балансируется выбором наименее загруженного пути, который при этом может оказаться более длинным и, следовательно, ресурсоемким.

Существует несколько вариантов алгоритмов, реализующих балансировку между использованием ресурсов и распределением нагрузки в TCP/IP сетях: «расширенный кратчайший путь» (WSP), «кратчайший расширенный путь» (SWP) и «самый короткий по расстоянию путь» (SDP) [2, 4]. Схема WSP выбирает самый короткий выполнимый путь. Путь считают выполнимым, если в его наиболее узком месте (самая низкая доступная пропускная способность на протяжении пути) пропускная способность больше требуемой или равна ей. Если существует больше одного кратчайшего выполнимого пути, WSP выбирает путь с самой большой пропускной способностью узкого места. Алгоритм SWP выбирает путь с наибольшей пропускной способностью и минимальным числом транзитных участков среди всех выполнимых путей. Схема SDP выбирает выполнимый путь с самым коротким расстоянием, под которым понимается сумма инверсий доступной пропускной способности составляющих его каналов.

Среди рассмотренных алгоритмов WSP – самый популярный и легко реализуемый на практике алгоритм, поэтому в дальнейшем он и будет использоваться в сравнительном анализе.

Схемы выбора лучшего пути маршрутизации, такие как WSP, эффективны в том случае, когда у каждого ресурсного узла есть адекватное точное представление о сетевом состоянии QoS. Однако, поскольку доступность сетевых ресурсов изменяется с каждым принятым и переданным потоком, поддержка точного представления о сетевом состоянии QoS на практике трудно реализуема вследствие перегрузок, вызванных частой сменой информации о состоянии QoS.

Когда интервал обновлений увеличивается, чтобы уменьшить перегрузки, производительность резко ухудшается, так как информация о состоянии QoS слишком быстро становится устаревшей. Основная проблема схемы выбора лучших путей маршрутизации состоит в том, что она выбирает лучший путь, обрабатывая устаревшую информацию как точную. Это приводит к, так называемой, проблеме синхронизации: после одного обновления состояния QoS узлы начинают выбирать пути с декларированными весами, воспринимая их пропускную способность как доступную для передачи данных, тем самым вызывая блокировку указанных маршрутов. После следующего обновления состояния QoS сетевые узлы будут избегать путей, приведших к блокировке (перегрузке). Благодаря такому непостоянному поведению, когда период обновления больше, чем динамика потока, производительность схем выбора лучшего пути маршрутизации значительно ухудшается [1, 4]. По сути,

обмен быстро изменяющейся мгновенной информацией о состоянии сети и выбор лучшего пути, основанный на данной информации, не является оптимальным подходом обеспечения требуемого качества обслуживания.

В качестве альтернативы, предлагается схема пропорциональной маршрутизации или многомерной маршрутизации пакетов (ММП), где выбор оптимального пути основан на неинтенсивном обмене среднестатистической доступной информации о пропускной способности, когда потоки адаптивно распределяются среди доступных путей, основываясь на локально собранной информации. Используя квазипостоянную информацию, которая не устаревает слишком быстро, и адаптивно распределяя трафик по доступным направлениям передачи, пропорциональная маршрутизация устраняет недостатки описанных выше схем выбора оптимальных путей маршрутизации, сводя к минимуму неточности в выборе пути.

Схемы пропорциональной маршрутизации, предполагают, что одиночные или множественные пути (пути с коммутацией по меткам) установлены с использованием многопротокольной коммутации по меткам (MPLS) между каждой парой корреспондирующих узлов [2]. Потоки, приходящие от источника к месту назначения, направлены по одному из этих явно заданных путей (в дальнейшем именуемые подходящими путями). Будем полагать, что потоки данных из источника к месту назначения описываются распределением Пуассона, а время, необходимое для их обслуживания, распределено по экспоненте.

Таким образом, предполагаемая нагрузка трафика от пары источник-получатель, может быть измерена как произведение средней скорости поступления потока и времени задержки. С учетом нагрузки от пары источник-получатель, задача схемы пропорциональной маршрутизации состоит в том, чтобы определить, каким образом распределить нагрузку (то есть, направить потоки) между подходящими путями (конкурентными маршрутами) от источника к получателю, чтобы минимизировать вероятность полного блокирования сети.

Для решения сформулированной задачи необходимо определить параметры, описывающие множество подходящих путей, и разработать алгоритм их выбора.

Когда идентифицируется набор вероятных путей, важной проблемой является совместное использование ссылок между путями. Набор путей, которые оптимальны при индивидуальном использовании, возможно, совместно не будут работать так же хорошо. Это происходит из-за совместного использования ссылок на «узкое место» каналов связи. Когда два возможных пути пары источник-получатель совместно используют ссылку на «узкое место», представляется возможным отказаться от одного из путей и сместить всю его нагрузку на другой путь, не повышая вероятность блокирования. Таким образом, если вероятные пути между парами абонентов не будут совместно использовать ссылки на «узкое место», то возможно сокращение количества выбираемых путей, не превышая при этом вероятности блокирования. Для того чтобы обеспечить это условие, необходимо осуществить следующее: определить взаимно непересекающиеся вероятные пути пары источник-получатель (т.е. они не делятся никакими ссылками) [4].

Однако вопрос заключается не в самом по себе совместном использовании, а в совместном использовании ссылок на «узкое место». Тогда как разделение ссылок между путями – статическая информация, независимая от трафика, идентификация ссылок на «узкие места» является информацией динамичной, так как перегрузка в сети зависит от предложенного трафика и схем маршрутизации. Поэтому, очень важно, чтобы вероятные пути были взаимно непересекающимися относительно ссылок на «узкое место».

Главный вопрос, который должен решаться любой вычислительной процедурой выбора пути – что представляет собой «хороший» путь. В общем, путь может быть определен как «хороший», если его включение в набор вероятных путей значительно уменьшает вероятность полного блокирования. Чтобы судить о хорошем качестве путей, введем понятие «ширины» для набора путей, которая определяется максимальным потоком, способным пройти по путям в наборе. Количество данных, способных перейти по ссылке, оценивается ее среднестатистической пропускной способностью. Таким образом, ширина набора путей может быть вычислена через информацию о средней доступной пропускной способности каждой ссылки в сети. Эта информация может быть получена посредством периодического обновления состояния ссылок. Эта глобальная обновленная информация затем локально корректируется, чтобы оценить использование пропускной способности потоками, направленными через рассматриваемую пару источник-место назначения. Среднее количество загруженных данных, успешно направленных по пути, прибавляется к среднестатистической пропускной способности соответствующих ссылок. После этой корректировки среднестатистической пропускной способности ссылки, отражается использование пропускной способности на этом участке всеми парами источник-место назначения кроме одной рассматриваемой. Отметим, что, когда два пути совместно используют ссылку на «узкое место», ширина двух путей вместе – равна ширине единственного пути. Понятие ширины набора путей преимущественно учитывает совместное использование ссылок путями.

Основываясь на понятии ширины набора путей, предположим, что вычислительная процедура отбора путей, которая добавляет новый вероятный путь, выполняется только в том случае, если его включение увеличивает ширину. Она так же удаляет существующий путь, если отказ от него не уменьшает ширину набора путей. Когда число возможных путей достигает указанного предела, максимума, программа заменяет путь другим, если замена увеличивает ширину. Другими словами, каждое вносимое изменение набора путей либо увеличивает ширину, либо сокращает число вероятных путей. Назовем эту схему «широчайшие непересекающиеся пути» (WDP). Преимущественно WDP выбирает самые широкие пути, которые являются взаимно непересекающимися относительно ссылок на «узкое место».

Теперь проиллюстрируем, как WDP схема выбирает вероятные пути, на простом примере. Рассмотрим топологию сети, показанную на рисунке 1. Предположим, что источник *s* должен повторно вычислить возможные пути к месту назначения *d*. Есть пять возможных путей между *s* и *d*. Допустим, что в данный момент *s* использует пути из т. 2 в т. 5 и из т. 3 в т. 7, и равномерно распределяет трафик между ними. Кроме того, предположим, что средняя нагрузка, успешно отправленная из *s* в *d*, равна 40 ед. Пусть среднестатистическая пропускная способность маршрутных ссылок, полученных источником *s* путем глобальных обновлений состояния ссылок будет показано черным цветом. Перед тем как пересчитать вероятные пути, источник *s* должен выполнить локальную корректировку, чтобы оценить использование пропускной способности самим собой. Источник *s* в настоящее время распределяет загрузку по 20 ед. на каждый из путей (2 – 5 и 3 – 7). Таким образом, среднестатистическая пропускная способность ссылок на этих путях соответственно увеличилась на 20 ед. Новые значения после локальной корректировки показаны более светлым оттенком.

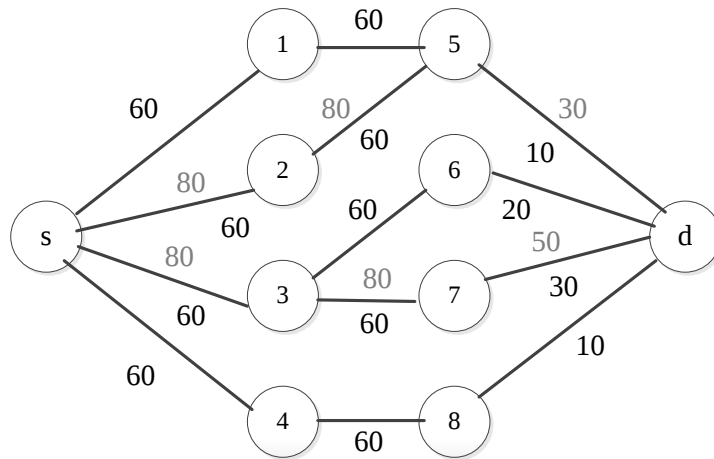


Рис. 1. Топология передачи данных

По существу, источник *s* отображает доступную пропускную способность на ссылке 5 - *d* как 30 ед. вместо 10 ед., в то время как другие источники отображают её иначе.

Теперь, если максимальное количество возможных путей, *maxcands*, равно двум, то набор вероятных путей остается тем же. Причина тому – используемые в настоящее время пути более широкие, чем другие пути и замена любого из них не увеличит общую ширину пути. Если *maxcands* – больше двух, то путь 3 - 6 добавляется к набору путей. Всего четыре пути с общей шириной 110 станут возможными путями, даже если нет ограничения на число путей. Путь 1 - 5 никогда не будет добавлен, так как он не увеличит общую ширину. Отметим, что, хотя пути *s* - 3 - 6 - *d* и *s* - 3 - 7 - *d* оба делятся ссылкой *s* - 3, они выбраны как предпочтительные, т.к. совместно используемая ссылка не является «узким местом». С другой стороны, путь *s* - 1 - 5 - *d* включен, а *s* - 2 - 5 - *d* исключен из набора путей, т.к. они делятся ссылкой на «узкое место» 5 - *d*. Таким образом, WDP выбирает самые широкие пути, которые являются взаимно непересекающимися относительно ссылок на «узкие места» [1].

Для проверки достоверности полученных теоретических результатов по балансировке трафика с использованием непересекающихся (разделенных) маршрутов было проведено натурное моделирование фрагмента сети связи, представленного на рисунке 2. В состав моделирующего стенда вошли пять L3 коммутаторов D-Link DGS-3420-28SC, объединенные оптоволоконными и электрическими патч-кордами. Распределение пакетов производилось путем настройки параметров протоколов OSPF и WCMR, трафик пакетов генерировался с применением трафик-генератора *Ostinato*.

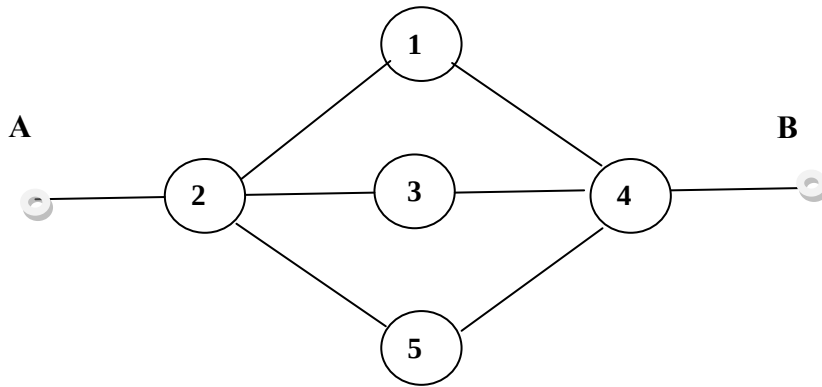


Рис. 2. Топология передачи данных при натурном моделировании

Из графика, представленного на рисунке 3, следует, что при использовании одновременно трех параллельных (конкурентных) маршрутов скорость передачи пакетов выше по сравнению с одним выраженное в ΔV .

В ходе разработки технологии многомерной маршрутизации пакетов рассмотрено два наиболее распространенных вида схем маршрутизации QoS: схема выбора лучшего пути маршрутизации и пропорциональная маршрутизация. В то время как схема выбора лучшего пути маршрутизации выбирает лучший путь для каждого входящего потока данных, схема пропорциональной маршрутизации распределяет потоки данных по набору вероятных путей [2, 4].

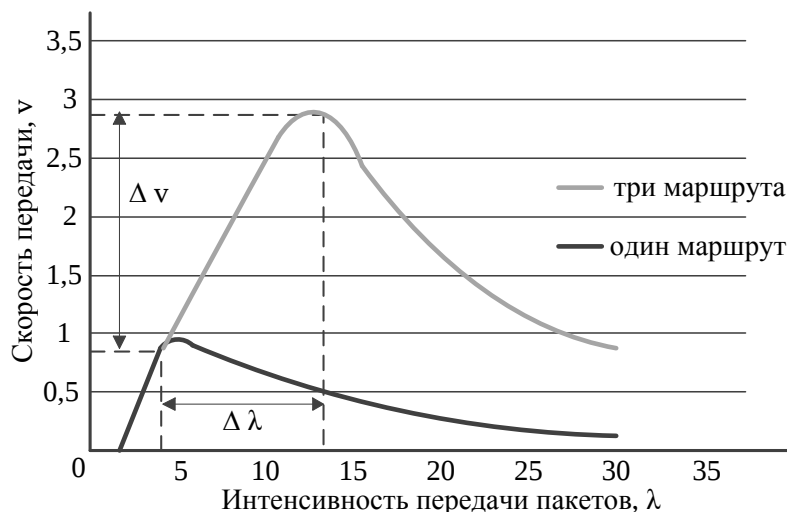


Рис.3. График зависимости скорости передачи пакетов V от интенсивности λ

Результаты, полученные в ходе аналитической процедуры оценивания эффекта от реализации ММП в перспективной информационной сети обмена данными, совпадают с результатами, полученными в ходе эксперимента с использованием сетевого оборудования компании D-Link.

Достоверность полученных результатов подтверждена использованием апробированного математического аппарата теории конечных марковских цепей, теории оптимизации, принятых допущений и ограничений, непротиворечивостью результатов фундаментальным положениям известных научных работ и совпадением с физикой исследуемых процессов и, кроме того, подтверждается получением при определенных условиях и допущениях частных решений, являющихся результатом применения ранее известных методик.

Список литературы / References

1. Манн С. Linux. Администрирование сетей TCP/IP. Второе издание. Пер. с англ.: Скотт Манн, Митчелл Крелл. М.: Бином-Пресс, 2008. 672 с.
2. Олифер В. Г., Олифер Н. А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. СПб.: Питер, 2012. 944 с.
3. Фрэнк Г., Фриш И. Сети, связь и потоки. М.: Связь, 1978. 447 с.
4. Nelakuditi Sr., Zhang Z.-L. A Localized Adaptive Proportioning Approach to QoS Routing. IEEE

Communications Magazine, 2002. № 6. С. 66-71.