

Интернет-журнал «Науковедение» ISSN 2223-5167 <http://naukovedenie.ru/>

Том 8, №1 (2016) <http://naukovedenie.ru/index.php?p=vol8-1>

URL статьи: <http://naukovedenie.ru/PDF/60TVN116.pdf>

DOI: 10.15862/60TVN116 (<http://dx.doi.org/10.15862/60TVN116>)

Статья опубликована 17.03.2016.

Ссылка для цитирования этой статьи:

Симаков Д.В. Управление трафиком в сети с высокой динамикой метрик сетевых маршрутов // Интернет-журнал «НАУКОВЕДЕНИЕ» Том 8, №1 (2016) <http://naukovedenie.ru/PDF/60TVN116.pdf> (доступ свободный). Загл. с экрана. Яз. рус., англ. DOI: 10.15862/60TVN116

УДК 004.057.4

Симаков Денис Вячеславович

ФГАОУ ВПО «Сибирский федеральный университет», Россия, Красноярск

Аспирант

E-mail: dden.simakov@gmail.com

Управление трафиком в сети с высокой динамикой метрик сетевых маршрутов

Аннотация. К современным мультисервисным сетям предъявляются высокие требования по обеспечению качества обслуживания переносимого ими трафика. По этой причине маршрутизаторы должны уметь адаптироваться к изменению характеристик качества обслуживания сетевых маршрутов, неизбежно возникающим как следствие стохастического и пульсирующего характера трафика пакетной сети. Однако, используемые на практике алгоритмы маршрутизации не учитывают данные характеристики, а определяют «наилучшие» маршруты на основании их полосы пропускания и (или) количества промежуточных узлов. В данной работе рассмотрена проблема повышения эффективности управления трафиком в пакетной мультисервисной сети в условиях высокой динамики изменения показателей качества обслуживания сетевых маршрутов. Отмечено, что популярная на сегодняшний день концепция QoS-маршрутизации является непригодной по причине NP-сложности задачи нахождения «кратчайших» путей при учете двух (или более) характеристик. Поэтому далее рассмотрены подходы, основанные на использовании интегральной метрики, выражающей степень «предпочтительности» маршрута, среди которых, по мнению автора, наиболее перспективными являются методы «экстренных выходов», главными достоинствами которых являются простота их реализации и низкая вычислительная сложность. Кроме того, автором предложен собственный метод, основанный на идеях методов «экстренных выходов».

Ключевые слова: мультисервисная сеть; Интернет; маршрутизация; метрика; качество обслуживания; балансировка нагрузки; управление трафиком; методы «экстренных выходов»; осцилляции маршрутов; петли маршрутизации

Введение

Современные мультисервисные сети операторов связи используются для предоставления полного набора мультимедийных услуг, включая доступ в Интернет, голосовую и видеотелефонию, P2P-обмен данными, оперативное управление промышленными объектами [1] и др. При этом операторы связи почти полностью отказались от разнородных технологий передачи данных, ориентированных в основном на качественную доставку определенного вида трафика, в пользу построения единой для всех сервисов

транспортной сети на базе стека технологий Ethernet/MPLS/IP. По этой причине современные транспортные сети характеризуются неоднородностью переносимого ими трафика, а, следовательно, к ним предъявляются высокие требования по обеспечению качества обслуживания (QoS – Quality of Service).

Одним из способов повышения уровня качества обслуживания [2] трафика является выбор наиболее рационального пути его прохождения через сеть. Существующие протоколы маршрутизации класса IRP [3–4], такие как RIP, OSPF, IGRP/EIGRP и IS-IS, при оценке маршрутов не учитывают такие QoS–параметры как задержка, вероятность потери пакетов и надежность, а опираются лишь на пропускную способность каналов и/или количество промежуточных маршрутизаторов. Это приводит к нерациональному выбору маршрутов (протяженных, перегруженных или ненадежных) и, как следствие, появлению высоких задержек доставки пакетов и даже их потерь. Следует отметить, что потенциально протоколы IGRP/EIGRP могут учитывать эти характеристики, однако, во–первых, эти протоколы являются закрытой разработкой компании Cisco Systems, а, во–вторых, формула расчета метрики обладает рядом недостатков. В частности, во–первых, она не позволяет учитывать неравномерность изменения предпочтительности маршрута вдоль шкал критериев и, во–вторых, содержит ряд излишних слагаемых, учитывающих характеристики маршрута, которые лишь косвенно определяют его QoS–показатели. Кроме того, протоколы OSPF и IS–IS потенциально способны рассчитывать метрики, используя вместо значений полосы пропускания величины задержки, либо надежности (вероятности потери) маршрутов, но только одну из них [4]. Разумеется, использование только одной QoS–характеристики является недостаточным для адекватного выбора маршрута. Наиболее популярный протокол класса ERP – BGPv4 [2, 4] – предполагает, что вместо метрики при выборе маршрута используется некая «политика», которая определяется администратором сети. Теоретически администратор мог бы определять различные QoS–ориентированные политики, однако данный протокол на сегодняшний день не поддерживает возможность работы с маршрутной QoS–информацией.

Таким образом, очевидно, что актуальной на сегодняшний день является задача разработки протокола маршрутизации, ориентирующегося при выборе маршрута на его QoS–характеристики.

Существуют две концепции функционирования таких протоколов маршрутизации. Первая – концепция QoS–маршрутизации [2], согласно которой для всех вновь прибывающих на пограничный узел сети потоков должны быть определены необходимые им значения QoS–характеристик, выполнен поиск маршрута, удовлетворяющего этим требованиям, и если такой маршрут найден – поток будет направлен по нему, в противном случае произойдет отказ в обслуживании. Основным недостатком данной концепции является необходимость нахождения на графе сети выполнимого маршрута с двумя и более независимыми требованиями по качеству обслуживания. Данная задача относится к классу задач NP–сложности [2], что означает невозможность ее решения за реальное время [5] даже при относительно небольшом количестве вершин и ребер графа. Другой концепцией является QoS–ориентированная «best effort»–маршрутизация, отличающаяся от существующих протоколов маршрутизации, с точки зрения решения задачи выбора маршрута, тем, что «наилучший» маршрут определяется на основании некоторой интегральной метрики, при расчете которой учитываются его QoS–характеристики. Несмотря на то, что данная концепция, в отличие от первой, не предполагает наличие гарантий по обеспечению требуемого качества обслуживания, она подразумевает поиск маршрута за полиномиальное время [5], а, следовательно, является значительно более перспективной с точки зрения возможности ее практического применения. Кроме того, такая система может стать неким «испытательным полигоном» для некоторых методик и алгоритмов (например, получение и

распространение информации о состоянии каналов в условиях высокой динамики ее изменения), которые затем, в будущем, с минимальными изменениями (либо без таковых вообще) могут быть использованы в реализации полноценной QoS-маршрутизации.

Разработка QoS-ориентированного протокола маршрутизации может быть сведена к решению вопросов, связанных с функционированием его отдельных компонентов, таких как подсистемы сбора и распространения информации о характеристиках каналов сети, управления потоками трафика в условиях высокой динамики маршрутных метрик, расчета интегрального показателя предпочтительности маршрутов – метрики, и др. Ранее, в работе [6] автором был предложен метод свертки разнородных показателей качества обслуживания в единый интегральный показатель предпочтительности. В данной работе рассмотрены вопросы управления потоками трафика.

Далее в данной работе многократно будет употребляться термин «маршрутизатор», под которым здесь будет пониматься устройство, непосредственно выполняющее функции сквозной маршрутизации трафика на сетевом уровне.

1. Постановка задачи

Работа QoS-ориентированного протокола маршрутизации трафика в пакетной сети должна основываться на показателях качества обслуживания сетевых маршрутов, таких как «задержка» и «вероятность потери» пакетов, а поиск «наилучших» маршрутов – на интегральной метрике, являющейся функцией данных переменных. Динамика изменения QoS-характеристик сетевых маршрутов в общем случае значительно превышает динамику изменения, например, их пропускной способности, поскольку данные характеристики зависят, помимо прочего, от нагрузки, поступающей на выходные интерфейсы коммутационных устройств. Интенсивность поступающей нагрузки может значительно изменяться за короткие промежутки времени. Поэтому сетевые маршрутизаторы должны производить периодическую переоценку QoS-характеристик маршрутов и по ее результатам обновлять свои таблицы маршрутизации, заносая в них «наилучшие», в соответствии с некоторой интегральной метрикой, на момент переоценки маршруты.

На рисунке 1 показан пример сети, в отношении которой вводятся следующие предположения:

- В сети проводится периодическая переоценка метрик маршрутов на основании данных об их динамических QoS-характеристиках.
- Трафик движется из сети «А» в сеть «В» через сеть «С».
- В сети «С» существует два альтернативных маршрута ($P1$ и $P2$) для доставки данного трафика, метрики которых обозначены на рисунке как $M1$ и $M2$, соответственно.
- Увеличение интенсивности трафика, поступающего на некоторый выходной интерфейс коммутационного устройства, оказывает некоторое негативное влияние на QoS-характеристики ассоциированного с данным интерфейсом канала, и соответственно всего сетевого маршрута в целом.
- В некоторый момент времени t_0 метрика $M1 < M2$, и, следовательно, согласно модели работы всех существующих протоколов маршрутизации, маршрут $P1$ заносится в таблицу маршрутизации и все потоки трафика из сети «А» в сеть «В» идут по маршруту $P1$.

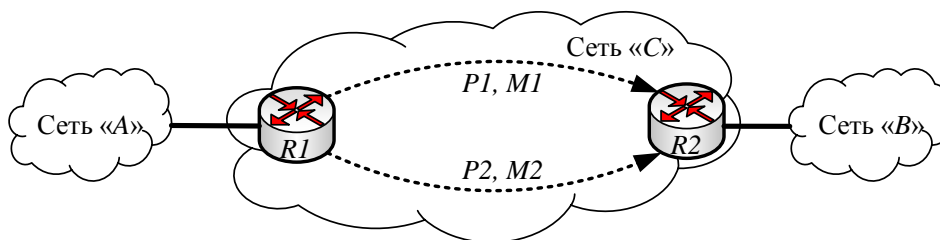


Рисунок 1. Пример сети с альтернативными маршрутами между двумя узлами (разработано автором)

Поскольку с ростом поступающей нагрузки ухудшаются QoS-характеристики, то в некоторый момент времени t_1 значение метрики $M1$ в результате очередной переоценки может превысить значение метрики $M2$. В итоге все потоки трафика будут перенаправлены по маршруту $P2$, а маршрут $P1$ будет полностью разгружен (не считая служебного трафика различных протоколов). Результатом следующей переоценки, вероятно, будет возврат трафика на маршрут $P1$, и так далее. Данное явление называется осцилляцией маршрутов. Очевидно, что такие постоянные переключения трафика с одного маршрута на другой не только не позволят повысить уровень качества обслуживания, предоставляемый сетью «С», но и будут способствовать его снижению (искажение последовательности доставки пакетов и увеличение величины «джиттера»).

В данной работе проводится анализ перспективности применения различных существующих методов для управления трафиком в условиях ориентации протокола маршрутизации при оценке метрик сетевых каналов на их высокодинамичные QoS-характеристики, а также предлагается собственный метод.

2. Обзор возможных решений

2.1. Методы балансировки нагрузки

Представим набор альтернативных маршрутов, как набор обслуживающих устройств, потоки трафика – как заявки, требующие обслуживания, а маршрутизатор – как устройство, которое принимает весь поток входных заявок, определяет для каждой из них устройство, которым она будет обслуживаться, и перенаправляет их выбранному обслуживающему устройству. В такой интерпретации задача управления потоками трафика сводится к задаче эффективной балансировки нагрузки. Балансировка нагрузки подразумевает закрепление заявки за выбранным обслуживающим устройством до окончания ее обслуживания, что исключает нежелательные «переключения» уже обслуживаемых заявок с одного устройства на другое.

Рассмотрим наиболее широко известные алгоритмы балансировки нагрузки, которые можно условно разделить на статические и динамические [7–8].

К статическим относятся алгоритмы Random, Round Robin (RR) и Weighted Round Robin (WRR). Алгоритм Random осуществляет простой случайный выбор обслуживающего устройства из заранее заданного списка. Round Robin осуществляет циклический последовательный перебор устройств согласно, опять же, заранее заданного списка. WRR аналогичен RR с тем лишь отличием, что при циклическом переборе каждому устройству передается, в общем случае, разное количество заявок, пропорциональное весовому коэффициенту устройства, заданному заранее. Особенностью статических алгоритмов является то, что они не отслеживают состояние устройств в процессе выбора. Из этого следует, что область их применения ограничена гомогенными сетями, а в случае выхода

одного или нескольких устройств из строя заявки, направленные в эти устройства, получают отказ в обслуживании.

Динамические алгоритмы осуществляют мониторинг состояния каждого из обслуживаемых устройств и выбирают «наилучший», в рассматриваемый момент времени, из них. Основными из них являются Least Cost (LC) и Dynamic Round Robin (DRR). Первый осуществляет выбор устройства, которому соответствует наименьшая «стоимость». Второй отличается от статического WRR тем, что коэффициенты не постоянны, а являются функциями некоторых характеристик устройств.

Методы распределения нагрузки делятся также на централизованные и распределенные [7]. При централизованном подходе подразумевается наличие некоторого центрального элемента, который собирает требуемую ему информацию со всех подчиненных устройств, и далее, обрабатывая ее в соответствии с некоторым алгоритмом (например, широко известный алгоритм Франка–Вульфа [9]) находит оптимальный вариант распределения нагрузки. При этом эффективность централизованных подходов может быть значительно выше, чем у распределенных. Теоретически возможно создание отдельного объекта, отвечающего за планирование распределения всех потоков во всей сети. Однако, во-первых, для применения таких алгоритмов требуется, чтобы была известна функциональная зависимость «стоимости» маршрута от суммарного потока, проходящего по нему. Во-вторых, время нахождения оптимального распределения такими алгоритмами может быть неприемлемо большим, особенно в случае крупных сетей. В-третьих, как хорошо известно, на практике подобная централизация является нежелательной с точки зрения отказоустойчивости системы в целом. Таким образом, далее любые «централизованные» решения не рассматриваются. Подразумевается, что каждый маршрутизатор принимает решение о выборе маршрута независимо от других. Все методы балансировки, поддерживаемые перечисленными далее существующими технологиями, относятся к классу распределенных. Существующие протоколы маршрутизации «внутреннего шлюза» поддерживают возможность балансировки нагрузки между маршрутами с равной «стоимостью», используя при этом дисциплину RR. В контексте высокодинамичных метрик маршрутов, зависящих от нескольких параметров, вероятность совпадения значений метрик нескольких альтернативных маршрутов достаточно мала. Протоколы IGRP/EIGRP поддерживают также возможность перераспределения потоков между маршрутами с неравной «стоимостью» (в протоколе IGRP отсутствует проверка альтернативных маршрутов на их «беспетельность») пропорционально соотношению их метрик (дисциплина WRR). Протокол BGP способен балансировать нагрузку с учетом пропускной способности альтернативных маршрутов (дисциплина WRR). Кроме того, возможна балансировка между маршрутами с неравной «стоимостью» при использовании технологии MPLS TE [10]. При этом в качестве протоколов маршрутизации обычно используются OSPF или IS-IS. MPLS TE позволяет создавать несколько TE-туннелей между двумя маршрутизаторами и административно задавать произвольный коэффициент балансировки (дисциплина WRR) для каждого из них. Таким образом, использование протоколов IGRP/EIGRP и/или технологии MPLS TE позволяет распределять нагрузку между маршрутами с неравными метриками. Однако недостатком такого подхода является используемая в обоих случаях дисциплина WRR. В ситуации, когда существуют, например, два альтернативных маршрута, и метрика первого из них значительно ниже, чем у второго (первый значительно более предпочтителен), часть потоков все равно будет отправлена по второму маршруту, что может привести к неудовлетворительному уровню качества обслуживания, которое будет им предоставлено. Это неизбежно следует из того, что WRR является статичной дисциплиной. Кроме того, при использовании для балансировки технологии MPLS TE, балансировочные коэффициенты задаются администратором на этапе конфигурирования TE-туннелей и не изменяются в

процессе работы, что в условиях перегрузок маршрутов, по которым проложены TE–туннели может привести к совершенно неадекватному распределению новых потоков.

Очевидно, что для преодоления данных недостатков требуется использовать некоторый динамический алгоритм балансировки. При этом наиболее оправданным будет использование в качестве ориентира маршрутных метрик, поскольку в концепции QoS–ориентированной маршрутизации предполагается, что интегральные метрики маршрутов рассчитываются с учетом их QoS–характеристик в квазиреальном времени. Рассмотрим описанные выше динамические алгоритмы Dynamic Round Robin и Least Cost более подробно.

Алгоритм Least Cost, как уже было сказано выше, из всех обслуживающих устройств выбирает то, которое обладает наименьшей «стоимостью» (метрикой). На первый взгляд такой подход является наиболее оптимальным. Однако эффективность его работы в значительной степени зависит от частоты обновления информации о метриках устройств. В идеале информация должна обновляться каждый раз, когда требуется принять очередное решение. Однако в контексте крупной сети это может приводить к слишком большим накладным расходам, выражающимся в высоком потреблении пропускной способности сети при обмене маршрутизаторов служебными сообщениями, а также к слишком длительному времени принятия решений о маршрутизации [11]. Следовательно, частота обновления данной информации, в общем случае, будет иметь вынужденное ограничение сверху. По этой причине могут возникать ситуации, когда в «наилучший» маршрут, согласно последней информации, будут направляться все потоки, несмотря на то, что с момента обновления данной информации могло пройти большое количество времени, за которое данный маршрут мог стать «наихудшим» [8, 11]. Очевидно, что чем больше устаревает информация о метриках, тем выше степень её энтропии и вероятность того, что принимаемые «вслепую» решения будут не оптимальны.

Проблема информационной энтропии присуща также и алгоритму Dynamic Round Robin, которому для вычисления весовых коэффициентов требуется как можно более актуальная информация о метриках. Кроме того, как уже было сказано выше, в контексте инфокоммуникационной сети направление некоторой части потоков в менее предпочтительный маршрут не является хорошим решением. Поэтому, для улучшения результатов работы данного алгоритма потребуется определять весовые коэффициенты маршрутов таким образом, чтобы потоки направлялись только в «наилучший». Это полностью сведёт данный алгоритм к алгоритму Least Cost.

Теоретически, возможно уменьшить негативное влияние информационной энтропии путем использования какого–либо метода статистического прогнозирования [12]. Однако для это требуется разработка математической модели, что является отдельной сложной задачей, которая, кроме того, в данном случае будет значительно осложняться присутствием обратной связи, подразумевающей, что новые решения о выборе маршрута зависят от предшествующих им наблюдениям за состоянием данных маршрутов, и наоборот. Кроме того, использование статистического прогнозирования предполагает регулярное накопление статистической информации, необходимой для работы методов и повышения их точности [12]. Очевидно, что это будет предъявлять значительные дополнительные требования к аппаратуре маршрутизатора.

Вывод. Теоретически, при использовании методов динамической балансировки нагрузки можно решить не только проблему колебаний (или осцилляций) маршрутов, но и значительно повысить эффективность работы сети в целом. Однако присущая им проблема информационной энтропии значительно снижает перспективность их практического применения.

2.2. Методы «экстренных выходов»

Несмотря на то, что данные методы можно также отнести к методам балансировки нагрузки, в данной работе они рассматриваются отдельно, поскольку имеют важную особенность, выгодно отличающую их от последних. Эта особенность заключается в том, что такие методы не предполагают необходимость в высокочастотном обновлении информации о состоянии сети и таблиц маршрутизации. Вместо этого, каждый маршрутизатор следит за состоянием своих выходных интерфейсов, и если он обнаруживает возникновение перегрузки на одном из них, то принимает меры по временному перенаправлению трафика в обход данного интерфейса, до момента исчезновения перегрузки. При этом не происходит рассылка новой информации о состоянии каналов на все устройства сети. Кратковременные перегрузки будут «сглаживаться» незаметно для всей сети в целом. Обновление маршрутной информации предполагается только при определенных устойчивых изменениях характеристик каналов сети, влияющих на значения их метрик.

Можно сказать, что общая идея таких методов используется в технологии IP Fast Reroute [13]. Маршрутизатор, работающий с применением данной технологии, действует следующим образом. После получения новой информации о состоянии сети (технология применяется совместно с протоколами маршрутизации по состоянию каналов) он находит не только кратчайшие маршруты (Shortest Path – SP) до каждой известной ему подсети, но и, по возможности, альтернативные (Alternate Path – AP). Если имеется несколько кандидатов, то выбирается тот, который имеет меньшую метрику. В результате, если AP найден, маршрутизатор будет знать как основной next-hop (Primary next-hop – PNH), соответствующий кратчайшему пути, так и альтернативный (Alternate next-hop – ANH). И так для всех известных ему префиксов подсетей. Затем, в случае если теряется связь с одним из соседей (например, при обрыве линии связи), являющимся PNH для некоторых подсетей, то маршрутизатор (будем называть его «инициатор») начинает временно использовать для данных подсетей соответствующие ANH, до тех пор, пока не произойдет перерасчет таблицы маршрутизации. Достоинством такого решения является его простота, выражающаяся в отсутствии необходимости его поддержки другими узлами сети, а также каких-либо коммуникаций. Обратной стороной такой простоты является невысокая эффективность. Поскольку временную перемаршрутизацию выполняет лишь один узел, то и потенциальное количество префиксов подсетей, для которых такой узел сможет найти и использовать удовлетворительные (о критериях пригодности будет сказано ниже) ANH, полагается небольшим. Кроме того, IP FRR использует защиту только от отказов, не рассматривая вопрос перегрузок.

Другие известные методы данного класса используют AP для обхода не только отказавших каналов, но и при образовании на них заторов, а также в процесс вовлекаются, по возможности, и некоторые другие узлы сети для повышения эффективности. Например, в работе [14] авторы предложили алгоритм маршрутизации под названием Shortest Path First with Emergency Exits (SPF-EE). Кроме того, в [15] впервые представлен метод Load Sensitive Routine (LSR), который затем был развит в [16–17].

Проведем сравнительный анализ данных методов. Для это можно выделить следующие наиболее важные вопросы, связанные с их функционированием: 1) условия активации AP и возврата на SP; 2) задействование других узлов; 3) критерии выбора возможных AP.

Условия активации AP и возврата на SP. В обоих методах SPF-EE и LSR переход на использование AP (по возможности) для некоторых определенных префиксов происходит как при отказах каналов, так и при возникновении на них заторов. Возврат на SP происходит либо при обновлении таблицы маршрутизации, либо при прекращении существования перегрузки, которая и была причиной активации AP, либо при возникновении перегрузки на интерфейсе,

ведущем к ANH. В описании LSR не говорится о том, что именно должно являться критерием присутствия затора. В SPF-EE под затором подразумевается присутствие в буфере интерфейса очереди пакетов, количество которых превышает некоторое заданное значение. В остальном по данному вопросу методы различий не имеют.

Задействование других узлов. В методе SFP-EE если «инициатор» не имеет AP для некоторых префиксов подсетей, для которых SP проходит через отказавший или перегруженный интерфейс, он может установить так называемые реверсивные AP (RAP), что означает перенаправление трафика на другие узлы (exit-ноды), которые не являются для него соседями и имеют SP для данных префиксов подсетей, не содержащие «инициатора» (то есть в «стоковых» деревьях кратчайших путей они располагаются на других ветвях). Теоретически такое решение может быть очень эффективным. Однако оно имеет значительные недостатки. В частности, при использовании RAP для отправки трафика из «инициатора» в exit-ноду требуется маршрутизация от источника, что делает необходимым внесение изменений в алгоритмическое обеспечение плоскости продвижения.

В методе LSR используется иной подход. Узел-«инициатор» при обнаружении проблем на одном из своих интерфейсов, соединяющим его с неким узлом Q, отправляет об этом сообщение своим узлам-соседям, за исключением Q. Получивший такое сообщение узел-сосед N сперва находит те префиксы подсетей, для которых «инициатор» выступает в роли PNH. Затем из них выбираются те, для которых в «инициаторе» узел Q определен как PNH. Для данных префиксов N начинает, по возможности, использование ANH вместо PNH, таким образом предпринимая попытку перенаправить трафик в обход проблемного канала. Таким образом, в процессе перемаршрутизации могут принимать участие узел-«инициатор» и все его соседи, за исключением соседа Q. Хотя потенциальная эффективность данного подхода несколько ниже, чем при использовании RAP в SPF-EE, он не требует внесения изменений в плоскость продвижения и довольно прост, что, безусловно, является его серьезным достоинством. Кроме того, величина издержек, включающих обмен служебными сообщениями и суммарную потребляемую вычислительную мощность, будет довольно небольшой.

Критерии выбора возможных AP. В SPF-EE «инициатором» в качестве ANH для AP может быть выбран узел, который является exit-нодой. Узел является exit-нодой по отношению к «инициатору», если SP из данного узла до некоторой конкретной подсети, не проходит через «инициатора». То есть отправка трафика из «инициатора» в данный узел не приведет к образованию петли. Узел, через который устанавливается RAP, так же должен быть exit-нодой. Отличие лишь в том, что в случае RAP он не будет ANH, поскольку будет находиться на расстоянии нескольких промежуточных маршрутизаторов. Это единственное требование к узлам, через которые возможно образование AP или RAP. В описании алгоритма не сказано, какой именно AP (и, соответственно ANH) выбирать, если имеется несколько альтернатив. Проблема этого решения заключается в том, что петли все-таки могут быть образованы. Возможны ситуации, когда два узла независимо друг от друга для одного и того же префикса подсети назначения переключатся на использование альтернативных маршрутов, которые окажутся «встречно направленными». То есть, например, AP узла X для некоторого префикса подсети будет проходить через узел Y, и наоборот. Для предотвращения таких ситуаций предлагается при перенаправлении пакетов помечать их неким «флагом». Помеченные таким образом пакеты более не могут быть перенаправлены другими узлами. Такой подход обладает значительными недостатками. Во-первых, заголовок протокола IPv4 не имеет свободных полей. Во-вторых, проверка такого бита – задача плоскости продвижения маршрутизатора. То есть потребуются и ее модификация.

Авторы алгоритма LSR предлагают в качестве возможных альтернативных следующих переходов использовать только те узлы, для которых выполняется следующее неравенство, что исключит возможность образования любых петель:

$$HC(N,D) + b \cdot SC(N,D) < HC(S,D) + b \cdot SC(S,D) \quad (1)$$

В неравенстве (1) $HC(X,Y)$ – количество промежуточных маршрутизаторов (hop count) на кратчайшем пути из узла X в узел Y, $SC(X,Y)$ – стоимость данного маршрута (Shortest path Cost), b – коэффициент, S – узел, который ищет AP, D – узел назначения, N – узел-сосед узла S. Поскольку данное неравенство не может быть одновременно выполнено для узлов S и N, то лишь один из них сможет использовать другого в качестве альтернативного следующего перехода. В своих трех работах [15–17] авторы предлагают три разных метода определения коэффициента b. Помимо того, что данное решение исключает образование петель, у него есть еще одно важное достоинство – оно не накладывает ограничений на тип протокола маршрутизации (дистанционно-векторный или по состоянию каналов). Недостатком такого подхода, очевидно, является уменьшение количества потенциально возможных альтернатив, а для некоторых узлов это может означать и полное их отсутствие. Однако, нужно понимать, что по перегруженному каналу могут проходить кратчайшие маршруты до многих различных префиксов подсетей назначения, а альтернативные маршруты для каждого из них будут выбираться независимо. Следовательно, предполагается, что хотя бы для части из них такие альтернативы будут доступны и использованы при необходимости, что и позволит снизить суммарную нагрузку.

Вывод. Методы «экстренных выходов» не решают проблему осцилляций кратчайших маршрутов полностью. Однако они способны в значительной степени снизить негативный эффект осцилляций. Во-первых, «сглаживание» кратковременных заторов будет способствовать уменьшению колебаний метрик каналов, и, следовательно, частоты, с которой в сети будет происходить обновление маршрутной информации. Во-вторых, те каналы, которые после очередного обновления маршрутной информации были исключены из состава SP, могут быть использованы в составе AP.

Исходя из того, что данная концепция выгодно отличается от концепции классических методов балансировки нагрузки, можно сделать вывод о ее перспективности. Далее приводится описание предлагаемого метода, в котором использованы наиболее удачные существующие решения, описанные выше, и некоторые новые.

3. Предлагаемый метод

Рассмотрим основные вопросы работы предлагаемого метода.

Критерии выбора возможных AP. Как было сказано выше, в LSR авторы предлагают в качестве возможных альтернатив рассматривать только те ANH, которые удовлетворяют неравенству (1). В своих трех работах [15–17] авторы предлагают три разных метода определения коэффициента b для этого неравенства. Несмотря на то, что такое решение гарантирует, что маршрутные петли не смогут образоваться, а также не накладывает ограничений на тип протокола маршрутизации (дистанционно-векторный или по состоянию каналов), оно является неоправданно сложным (при любом из трех методов определения коэффициента b). Наиболее простой метод описан в [13], где для той же цели предлагается более простое неравенство, не требующее никаких дополнительных вычислений:

$$Distance_opt(N,D) < Distance_opt(S,D) \quad (2)$$

Здесь $Distance_opt(X, Y)$ – стоимость кратчайшего маршрута из узла X в узел Y , S – узел, который ищет AP , D – узел назначения, N – узел-сосед узла S . Узлы N , для которых выполняется данное неравенство, называются downstream-соседями. Следует отметить, что такую же проверку проходят маршруты-кандидаты для балансировки нагрузки в протоколе EIGRP. Очевидным серьезным достоинством такого подхода является его простота. Именно это решение предлагается использовать. При этом если узел имеет несколько downstream-соседей для некоторого префикса подсети, то выбирается тот, который имеет наименьшее значение метрики SP .

Условия активации AP и возврата на SP. Данные условия предлагается оставить теми же, что и в LSR и SPF-EE, но уточнить критерий присутствия затора. Под затором в данном случае понимается наличие в буфере интерфейса некоторого количества пакетов, суммарный размер которых (в байтах) таков, что отношение данного значения к значению пропускной способности данного интерфейса превышает некоторое пороговое значение. По сути такое отношение представляет собой величину времени, требуемую рассматриваемому интерфейсу для отправки всех этих пакетов в виде сигнала в линию связи (без учета межкадровых интервалов в Ethernet). Такое простое нормирование в некотором приближении позволяет абстрагироваться от вопроса влияния размера очереди на QoS в каждом конкретном случае.

Задействование других узлов. Для более эффективной работы может потребоваться задействовать и некоторые другие сетевые узлы, которые, по возможности, должны помогать узлу-«инициатору» справиться с обнаруженной им проблемой (затор или отказ канала). Использование RAP в SFP-EE, как уже было сказано, требует модификации плоскости продвижения, что является серьезным недостатком. По этой причине предлагаемый метод использует тот же подход, что и в LSR. Он прост, не требует модификации плоскости продвижения и предполагает очень маленькие издержки.

Заключение

Предложенный метод в будущем может быть использован для управления трафиком в QoS-ориентированном протоколе маршрутизации. Выгодной особенностью данного метода является относительная простота его реализации, а также небольшой объем передаваемой служебной информации и невысокая вычислительная сложность функционирования. Последнее является особенно важным, поскольку при работе такого протокола маршрутизации большое количество аппаратных ресурсов маршрутизатора будет расходоваться на обновление информации о характеристиках каналов сети и поиск кратчайших путей. Кроме того, данный метод не накладывает ограничений на тип протокола маршрутизации (дистанционно-векторный или по состоянию каналов). Теоретическим недостатком, как следствием простоты, является меньшая эффективность, в сравнении с адаптивными динамическими алгоритмами балансировки нагрузки. Однако, чтобы сказать наверняка, данный вопрос нужно исследовать.

В дальнейшем планируется провести моделирование работы предложенного метода, на основе результатов которого сделать выводы о его эффективности, а также о необходимости доработки и оптимизации тех или иных алгоритмов и параметров. В частности, требуется проанализировать вопрос выбора оптимального порогового значения отношения размера очереди на интерфейсе к его пропускной способности, при котором должно, по возможности, происходить переключение на альтернативные маршруты для разгрузки интерфейса.

ЛИТЕРАТУРА

1. Филимонов А.Ю. Построение мультисервисных сетей Ethernet. – СПб.: БХВ–Петербург, 2007. – 592 с.
2. Зкучерявый Е.А. Управление трафиком и качество обслуживания в сети Интернет. – СПб.: Наука и Техника, 2004. – 336 с.
3. Брайан Хилл. Полный справочник по Cisco. – Москва: издательский дом «Вильямс», 2009. – 1088 с.
4. Walter Goralski. The illustrated network: how TCP/IP works in modern network. – 2010. – 832 p.
5. Томас Кормен. Алгоритмы: вводный курс: Пер. с англ. – М.: ООО «И.Д. Вильямс», 2014. – 208 с.
6. Симаков Д.В. Применение систем нечеткого вывода для расчета интегральных метрик сетевых маршрутов // Вестник компьютерных и информационных технологий. – 2015. – №10. – С. 38–43.
7. Payal Beniwal, Atug Garg. A comparative study of static and dynamic load balancing algorithms // International journal of advanced research of computer science and management studies. – 2014. – Volume: 2. – Issue: 12. – 386–392 pp.
8. Труб Илья. Алгоритмическое обеспечение распределенных Web–серверов // Открытые системы. – 2003. – №5.
9. Швецов В.И. Алгоритмы распределения транспортных потоков // Автоматика и телемеханика. – 2009 – №10. – С. 148–157.
10. Vivek Alwayn. Advanced MPLS design and implementation. – Cisco Press, 2001. – 496 p.
11. P. Van Mieghem, F.A. Kuipers, T. Korkmaz, et al. Qaulity of Service routing // Lecture Notes in Computer Science. – 2003. – Volume 2856. – 80 – 117 pp.
12. Hamdy A. Taha. Operations research: An introduction. – 7th ed. – Prentice Hall, 2002. – 848 p.
13. A. Atlas, A. Zinin. Basic specification for IP Fast Reroute: Loop–free alternates [Электронный ресурс] // RFC 5286. – 2008. – URL: <https://tools.ietf.org/html/rfc5286> (дата обращения 01.07.15).
14. Wang Z., Crowcroft J. Shortest path first with emergency exits // Proceedings of the ACM SIGCOMM. – 1990. – 166–176 pp.
15. Sahoo A. An OSPF based load sensitive QoS routing algorithms using alternate paths // IEEE International conference on computer communication networks. – 2002. – 236–241 pp.
16. Tiwari A., Sahoo A. Providing QoS support in OSPF based best effort network // IEEE International conference on networks. – Volume 1. – 2005.
17. Tiwari A., Sahoo A. A local coefficient based load sensitive routing protocol for providing QoS // IEEE International conference on parallel and distributed systems. – Volume 1. – 2006.

Simakov Denis Vyacheslavovich
Siberian Federal University, Russia, Krasnoyarsk
E-mail: dden.simakov@gmail.com

Traffic engineering for networks with high dynamics of routing metrics

Abstract. There are very strict requirements for quality of service that modern multiservice networks should provide for traffic carried by them. Hence, routers should be able to adapt to changes of quality of service characteristics of network paths, which inevitably arise because of stochastic and «bursty» nature of packet-switched network traffic. However, routing algorithms used in practice do not account these characteristics, but define «best» routes based on their bandwidth and(or) amount of intermediate nodes. In this paper author examined a problem of packet-switched network traffic engineering efficiency improvement in context of high dynamics of network paths quality of service characteristics. Author pointed out that today's popular concept named «QoS-routing» is unusable because of the NP-complexity of the shortest paths finding task when it is necessary to account more than one characteristic. Therefore, in rest of the paper methods based on a single integral path metric are discussed. The integral metric shows how much corresponding path is preferred. Author made a conclusion that the group of methods named «emergency exits»-methods is the most promising. In addition, author offered new «emergency exits»-based method.

Keywords: multiservice network; Internet; routing; metric; quality of service; load balancing; traffic engineering; «emergency exits»-methods; route oscillations; routing loops

REFERENCES

1. Filimonov A.Yu. Postroenie mul'tiservisnykh setey Ethernet. – SPb.: BKhV–Peterburg, 2007. – 592 s.
2. 2Kucheryavyy E.A. Upravlenie trafikom i kachestvo obsluzhivaniya v seti Internet. – SPb.: Nauka i Tekhnika, 2004. – 336 s.
3. Brayan Khill. Polnyy spravochnik po Cisco. – Moskva: izdatel'skiy dom «Vil'yams», 2009. – 1088 s.
4. Walter Goralski. The illustrated network: how TCP/IP works in modern network. – 2010. – 832 p.
5. Tomas Kormen. Algoritmy: vvodnyy kurs: Per. s angl. – M.: OOO «I.D. Vil'yams», 2014. – 208 s.
6. Simakov D.V. Primenenie sistem nechetkogo vyvoda dlya rascheta integral'nykh metrik setevykh marshrutov // Vestnik komp'yuternykh i informatsionnykh tekhnologiy. – 2015. – №10. – S. 38–43.
7. Payal Beniwal, Atug Garg. A comparative study of static and dynamic load balancing algorithms // International journal of advanced research of computer science and management studies. – 2014. – Volume: 2. – Issue: 12. – 386–392 pp.
8. Trub Il'ya. Algoritmicheskoe obespechenie raspredelennykh Web–serverov // Otkrytye sistemy. – 2003. – №5.
9. Shvetsov V.I. Algoritmy raspredeleniya transportnykh potokov // Avtomatika i telemekhanika. – 2009 – №10. – S. 148–157.
10. Vivek Alwayn. Advanced MPLS design and implementation. – Cisco Press, 2001. – 496 p.
11. P. Van Mieghem, F.A. Kuipers, T. Korkmaz, et al. Qaulity of Service routing // Lecture Notes in Computer Science. – 2003. – Volume 2856. – 80 – 117 pp.
12. Hamdy A. Taha. Operations research: An introduction. – 7th ed. – Prentice Hall, 2002. – 848 p.
13. A. Atlas, A. Zinin. Basic specification for IP Fast Reroute: Loop–free alternates [Elektronnyy resurs] // RFC 5286. – 2008. – URL: <https://tools.ietf.org/html/rfc5286> (data obrashcheniya 01.07.15).
14. Wang Z., Crowcroft J. Shortest path first with emergency exits // Proceedings of the ACM SIGCOMM. – 1990. – 166–176 pp.
15. Sahoo A. An OSPF based load sensitive QoS routing algorithms using alternate paths // IEEE International conference on computer communication networks. – 2002. – 236–241 pp.
16. Tiwari A., Sahoo A. Providing QoS support in OSPF based best effort network // IEEE International conference on networks. – Volume 1. – 2005.
17. Tiwari A., Sahoo A. A local coefficient based load sensitive routing protocol for providing QoS // IEEE International conference on parallel and distributed systems. – Volume 1. – 2006.