

МОДЕЛЬ УПРАВЛЕНИЯ ТУННЕЛИРОВАНИЕМ В СЕТИ IP/MPLS

А.Б. Гольдштейн

Введение

Технологии IP (Internet Protocol) революционно изменила традиционные ТФОП (телефонные сети общего пользования) прошлого века. Естественным продолжением этих ре(э)волюционных преобразований в направлении «вниз» – на уровень транспортной инфраструктуры стали транспортные сети IP/MPLS. Хронологически активное распространение IP-телефонии началось именно с мультипротокольной коммутации по меткам MPLS (*MultiProtocolLabelSwitching*), снявшей проблемы качества обслуживания QoS (Quality of Service) и переведшей VoIP из разряда дешевого заменителя междугородной телефонной связи в основную телекоммуникационную технологию XXI века.

Улучшить QoS путем уменьшения общей сетевой задержки удалось с помощью эффективных методов и моделей управления транспортной сетью, включающих организацию туннелей в транспортной сети. В данной статье мы сосредоточимся на исследовании вероятностно-временных характеристик (ВВХ) механизма туннелирования в сети IP/MPLS для управления заданным QoS мультисервисного трафика и поиск эффективной организации туннелей в сети MPLS на основании данного анализа.

Функциональная модель механизма туннелирования в сети IP/MPLS

Являющаяся основным объектом исследования в этой статье технология MPLS основывается на обмене меток [1]. Любой передаваемый пакет ассоциируется с тем или иным классом сетевого уровня FEC (*ForwardingEquivalenceClass*), каждый из которых идентифицируется определенной меткой. Значение метки уникально лишь для участка пути между соседними узлами сети MPLS, которые называются также маршрутизаторами, коммутирующими по меткам LSR (*LabelSwitchingRouter*). Метка передается в составе любого пакета, причем способ ее привязки к пакету за-

висит от используемой технологии канального уровня. Обмен метками может производиться с помощью как специального протокола распределения меток LDP (*LabelDistributionProtocol*).

Последовательность маршрутизаторов (LSR₁, LSR₂, ..., LSR_N), через которые проходят пакеты, принадлежащие одному FEC, образует виртуальный тракт LSP, коммутируемый по меткам, LSP (*LabelSwitchingPath*). Механизм MPLS предусматривает два способа пересылки пакетов. При одном способе каждый маршрутизатор выбирает следующий участок маршрута самостоятельно, а при другом заранее задается цепочка маршрутизаторов, через которые должен пройти пакет. Второй способ основан на том, что маршрутизаторы на пути следования пакета действуют в соответствии с инструкциями, полученными от одного из LSR данного LSP (обычно – от находящегося ниже в LSP-пути, что позволяет совместить процедуру «раздачи» этих инструкций с процедурой распределения меток). Распределение меток между LSR приводит к установлению внутри домена MPLS путей с коммутацией по меткам. Каждый маршрутизатор LSR содержит таблицу, которая ставит в соответствие паре «входной интерфейс, входная метка» тройку «префикс адреса получателя, выходной интерфейс, выходная метка». Получая пакет, LSR по номеру интерфейса, на который пришел пакет, и по значению привязанной к пакету метки определяет для него выходной интерфейс. (Значение префикса применяется лишь для построения таблицы и в самом процессе коммутации не используется.) Старое значение метки заменяется новым, содержащимся в поле «выходная метка» таблицы, и пакет отправляется к следующему устройству на пути LSP.

Вся операция требует лишь одноразовой идентификации значений полей в одной строке таблицы. Это занимает гораздо меньше времени, чем сравнение IP-адреса отправителя с наиболее длинным адресным префиксом в таблице маршрутизации, которое используется при традиционной маршрутизации. Таким образом, главная осо-

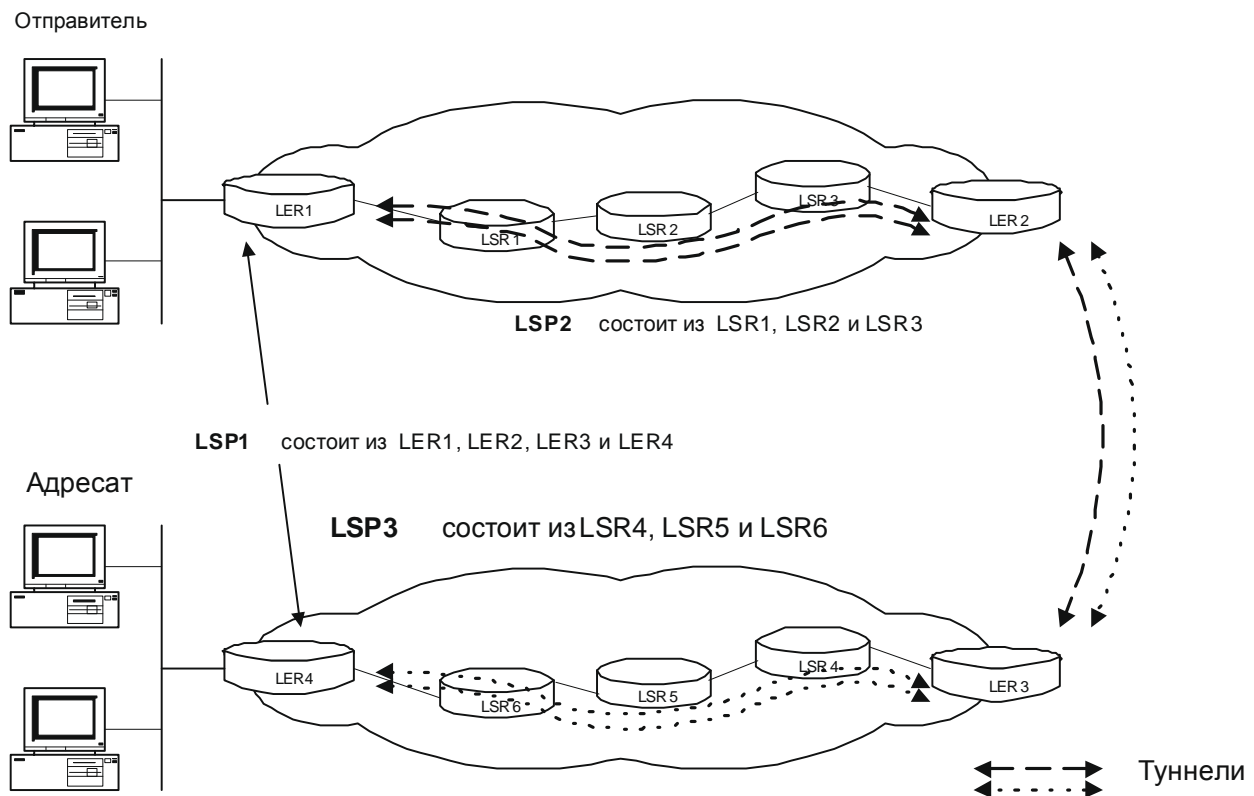


Рис.1. Функциональная модель туннелирования MPLS

бенность MPLS — отделение процесса маршрутизации пакета от необходимости анализа IP-адресов в его заголовке — что открывает ряд преимуществ ее использования для сокращения задержек и обеспечения QoS трафика реального времени.

Весьма важным достоинством MPLS, послужившим причиной приведенного в данной статье исследования, является возможность в рамках архитектуры MPLS вместе с пакетом передавать не одну метку, а целый стек меток. Операции добавления/изъятия метки определены как операции на стеке (push/pop). Результат коммутации задает лишь верхняя метка стека, нижние же передаются прозрачно до операции изъятия верхней. Такой подход позволяет создавать иерархию потоков в сети MPLS и организовывать туннельные передачи.

Речь идет о возможности в MPLS управлять всем трактом передачи пакета без специфицирования в явном виде промежуточных маршрутизаторов. Это достигается путем создания туннелей через промежуточные маршрутизаторы, которые могут охватывать несколько сетевых сегментов.

Для пояснения эффекта туннелирования рассмотрим сценарий, представленный на рис. 1. Все пограничные маршрутизаторы MPLS (LER1, LER2, LER3 и LER4) используют протокол BGP и создают коммутируемый по меткам тракт LSP между ними (LSP1). LER1 знает о том, что его следующий пункт назначения — LER2, поскольку он передает данные от отправителя, которые должны пройти через два сегмента сети. В свою очередь, LER3

знает о том, что его следующий пункт назначения — LER4, и т.д. Эти пограничные четыре LER будут использовать протокол LDP для получения и хранения меток от выходного LER (LER4 в данном сценарии) вплоть до входного LER (LER1).

Однако, для того чтобы данные были переданы от LER1 к LER2, они должны пройти через несколько (в данном случае три) транзитных маршрутизаторов LSR. Таким образом, между двумя LER (LER1 и LER2) создается отдельный тракт LSP (LSP2), который охватывает LSR1, LSR2 и LSR3. Он, в сущности, представляет собой туннель между этими двумя LER. Метки в этом тракте отличаются от меток, которые LER создали для LSP1. Это справедливо и для LER3 и LER4, равно как и для LSR, находящихся между ними. Для этого последнего сегмента создается тракт LSP3. Для достижения этого результата, при передаче пакета через два сетевых сегмента используется концепция стека меток. Поскольку пакет должен следовать через LSP1, LSP2 и LSP3, он будет переносить одновременно две отдельные метки. Пары, используемые для каждого сегмента, следующие: для первого сегмента — метка для LSP1 и LSP2, для второго сегмента — метка для LSP1 и LSP3.

Когда пакет покидает первую сеть и принимается пограничным маршрутизатором LER2, тот удаляет метку для LSP2 и заменяет её на метку для LSP3, заменяя при этом метку LSP1 внутри пакета на метку следующей пересылки. LER4 удаляет обе метки перед отправкой пакета адресату.

Математическая модель управления туннелированием в MPLS

Математическая модель представленного на рис. 1 механизма туннелирования в MPLS представляет собой сеть массового обслуживания с последовательными очередями. Вероятностно-временные характеристики времени ожидания в таких системах с последовательными очередями изучались и продолжают изучаться разными исследователями, среди которых следует упомянуть работы Клейнрока [2], Боксмы [3], ЛеГалля [4], и др. В рассматриваемой в данной статье модели управления механизмом туннелирования многопротокольной коммутации по меткам IP-пакеты перемещаются от одного узла к другому по заранее определенному единому маршруту, проходя через несколько последовательных узлов. Причем управление прохождением пакета по сети происходит без специфицирования в явном виде промежуточных узлов (маршрутизаторов), а путем создания на основе метки туннелей через эти промежуточные узлы. Таким образом, для пакетов с одинаковой меткой, которые пересекают сеть MPLS внутри одного и того же туннеля, сеть ведет себя как цепочка последовательных очередей.

Исследуется простой случай, когда входной поток на первом узле имеет пуассоновское распределение. Время обслуживания пачки (следующих друг за другом без пауз пакетов) зависит от ее длины (количества пакетов в пачке). Среднее время обслуживания одного пакета принимается за единицу времени. Оцениваемыми параметрами являются среднее время обслуживания без перерыва (период занятости) и среднее время ожидания пакета на n -м узле.

Обслуживаемые за период занятости (т.е. непрерывно, без освобождения узла-маршрутизатора) пакеты объединяются в группу на выходе узла и называются *пачкой*. Средняя длина такой пачки, выражаемая числом пакетов, и определяет среднюю продолжительность непрерывного обслуживания. На вход граничного узла 1 поступает пуассоновский поток пакетов с интенсивностью входного потока и средним временем обслуживания $1/\mu$.

Отличие рассматриваемой модели от известной теоремы Берке [2] о пуассоновском характере выходного потока заявок в системе $M/M/m$ состоит в том, что при последовательно соединенных очередях мы не можем рассматривать каждый узел независимо от других. Если мы рассматриваем два следующих один за другим пакета на узле n ($n \geq 2$), интервал времени между поступлением этих двух пакетов зависит от времен их поступления и обслуживания на предыдущих узлах. В частности, пакеты, сгруппированные в пачку на узле n ($n \geq 2$), остаются сгруппированными и на последующих узлах $n+1, n+2, \dots$

Причем, специфика режима работы второго узла ($n=2$) обусловлена двумя явлениями: сцеплением пачек, исходящих от первого узла, и фрагментацией этих же пачек.

Первое явление *сцепления* относится не только ко второму, но и к любому не первому узлу n ($n \neq 1$) и связано с тем, что первый пакет k -й пачки догоняет на этом узле последний пакет $(k-1)$ -й пачки, и обе пачки – k -я и $(k-1)$ -я – соответствующим образом сцепляются.

Второе явление *фрагментации*, которое иллюстрирует рис. 2, не столь очевидно и имеет место только во втором узле, но тоже вполне наглядно. Пусть в первом узле обслуживается пакет номер j из пачки k и в этот момент на тот же первый узел поступает следующий пакет номер $j+1$, время обслуживания которого превышает время обслуживания пакета j . Пусть на следующем втором узле в этот момент нет очереди, и пакет j обслуживается, как только оно поступает на узел 2, пакеты $j+1$ и j начинают обслуживаться одновременно на узлах 1 и 2, соответственно. Когда пакет j затем покидает узел 2, пакет $j+1$ всё ещё продолжает обрабатываться на узле 1, поскольку время его обслуживания дольше.

Исследование вероятностно-временных характеристик во всех n -х узлах базируется на ряде утверждений, доказательства которых докладывались автором в [5], а здесь приводятся без доказательства. Вместо этого основное внимание обратим физическую интерпретацию моделей.

Утверждение 1. Для модели туннелирования MPLS любой пакет, принадлежащий пачке номер k на выхо-

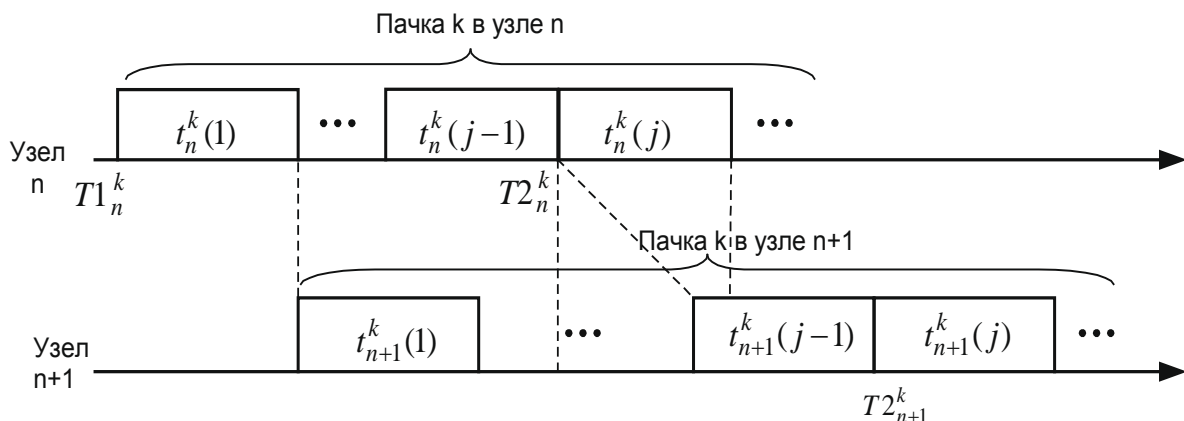


Рис. 2. Фрагментация пачки k в узле n ($n > 2$)

де узла n при $n \geq 2$, имеет время обслуживания, которое меньше или равно времени обслуживания первого пакета этой пачки.

Утверждение 2. Для модели туннелирования MPLS любая пачка на выходе узла $n=2$ и всех последующих узлов сохраняется, т.е. все пакеты в ней остаются жестко привязанными друг к другу.

Утверждение 3. Сцепление пачек k и $k+1$ из узла $n-1$ в узле n для модели туннелирования MPLS возможно тогда и только тогда, когда первый пакет пачки $k+1$ покидает узел $n-1$ до того, как пачка k закончит обслуживаться узлом n в течение интервала, не превышающего времени обслуживания первого пакета предыдущей пачки t_{n-1}^k (1).

На основе этих трех утверждений можно определить размер пачки в схеме туннелирования для произвольного узла сети MPLS. Сделаем это также в виде еще двух утверждений.

Утверждение 4. Для представленной модели туннелирования MPLS средняя длина пачки k узла n ($n > 2$), выраженная в числе пакетов K_n определяется через среднюю длину пачки в узле $n-1$ следующим образом

$$K_n = K_{n-1} + \frac{\rho}{1-\rho} \quad (1)$$

Логика при формулировке этого утверждения базируется на известном результате для простейшей системы типа M/G/1 (де факто это модель первого узла туннеля) и для которой согласно Клейнроку [2] среднее число пакетов K_n , обрабатываемых без прерывания на первом узле, равно $K_1 = 1 + \frac{\rho}{1-\rho}$. Собственно говоря, добавление этого известного результата к утверждению 3 позволяет легко доказать утверждение 4. Т.о. на каждом узле, начиная с третьего, среднее число дополнительных пакетов, группирующихся на этом узле, равно $\frac{\rho}{1-\rho}$, и именно на эту величину в среднем различаются значения числа пакетов K_n и K_{n-1} . Отсюда справедливо и утверждение 5.

Утверждение 5. Для представленной модели туннелирования MPLS средняя длина пачки k в узле n ($n > 2$), выраженная в числе пакетов K_n , равна

$$K_n = K_2 + (n-2) \frac{\rho}{1-\rho} \quad (2)$$

Т.е. для всех узлов, начиная с третьего ($n > 2$), эта величина рассчитывается по формуле (2). Относительно же второго узла $n=2$, отметим, что здесь применяются аппроксимационные методы, излагаемые в следующем параграфе.

Аппроксимация длины пачки в MPLS

Выше отмечалось, что сложная ситуация на узле 2 не позволяет получить точную аналитическую формулу для $n=2$. Единственный известный результат для $n=2$ получен в работе Боксмы [3] и представляет собой численный алгоритм, который практически невозможно ис-

пользовать для туннеля модели MPLS со сколь-нибудь большим числом узлов N . Поэтому целесообразно найти аппроксимацию для этого узла 2, а заодно и для произвольного узла n . В связи с чем докажем следующее утверждение 6.

Утверждение 6. Для предложенной модели туннелирования MPLS средняя длина пачки k во втором узле ($n=2$), выраженная в числе пакетов K_2 , находится в диапазоне от 1 до $1 + 2 \frac{\rho}{1-\rho}$ и приблизительно равна

$$K_2 \approx K_1 = 1 + \frac{\rho}{1-\rho} \quad (3)$$

Начнем с конца. Напомним, что проблема на узле 2 заключается в том, что пачки в этом узле и фрагментируются, и сцепляются, что и отличает узел 2 от последующих, где пачки только сцепляются. Первое простейшее предположение заключается в том, что эти два противоположных явления приводят к сохранению средней длины пачки между узлами 1 и 2, т.е. $K_2 \approx K_1 = 1 + \frac{\rho}{1-\rho}$. Ясно, что степень достоверности этого равенства зависит

прежде всего от величины загрузки ρ . При очень низкой нагрузке ρ фрагментации практически не происходят, и для узла 2 может применяться для малых ρ формула $K_2 \approx 1 + 2 \frac{\rho}{1-\rho}$. В этом случае мы получаем завышенное значения K_2 , потому что фрагментации очевидным образом уменьшают среднюю длину пачки на узле 2. Другой предел соответствует максимальной фрагментации, приводящей к пачкам, состоящим из одного пакета, т.е. K_2 приближается к 1. Таким образом, значение K_2 находится в диапазоне от 1 до $1 + 2 \frac{\rho}{1-\rho}$, а приближение (3) дает промежуточное между этими двумя границами. Т.о. объединив формулы (1), (2) и (3) получим для любых n следующее утверждение.

Утверждение 7. Для представленной модели туннелирования MPLS средняя длина пачки k в произвольном узле n , выраженная в числе пакетов K_n , приблизительно равна

$$K_n \approx \begin{cases} 1 + \frac{\rho}{1-\rho}, & \text{при } n=1, \\ 1 + (n-1) \frac{\rho}{1-\rho}, & \text{при } n \geq 2. \end{cases} \quad (4)$$

На изображенных на рис. 3 графиках представлены расчеты числа пакетов, для различных значений нагрузки в диапазоне от 0.2 до 0.8.

Графики построены для четырех значений нагрузки $\rho = 0.2, 0.4, 0.6$ и 0.8 . Для всех этих значений нагрузки ρ средняя длина пачки растет с увеличением номера узла, начиная с узла 1. Этот рост становится линейным, но только начиная с узла 3, а между узлами 1 и 3 оказывает влияние явление сцепления пачек (от узла 1) на узле 2, которое дополняется явлением фрагментации пачек.

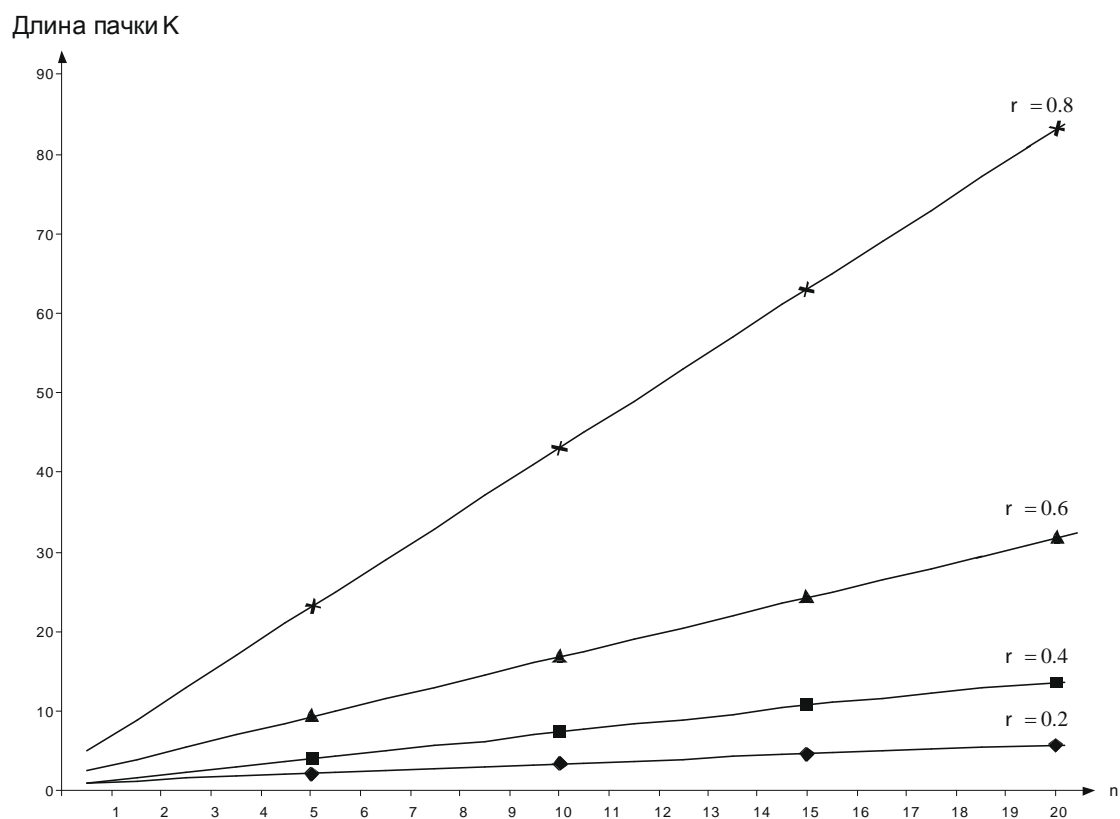


Рис. 3. Зависимость средней длины пачки K от номера узла n

Заключение

В статье представлена математическая модель управления транспортной сетью многопротокольной коммутации по меткам и, в частности, механизмом туннелирования в сети. Исследованы эффекты фрагментации и сцепления в пачки пакетов.

Показано, что пакет, принадлежащий пачке номер k на выходе произвольного узла n, $n \geq 2$, имеет время обслуживания, которое меньше или равно времени обслуживания первого пакета этой пачки, а также, что любая пачка на выходе узла $n=2$ и всех последующих узлов сохраняется, т.е. все пакеты в ней остаются жестко привязанными друг к другу.

Найдено необходимое и достаточное условие сцепления в узле n пачек с номерами k и k+1, вышедшими

раздельно из узла n-1. Это покидание первого пакета пачки k+1 узла n-1 до того, как пачка k закончит обслуживаться узлом n в течение интервала, не превышающего времени обслуживания первого пакета предыдущей пачки t.

Проанализирована длина пачки k во втором узле ($n=2$), для которой не удается найти точную формулу, но доказано, что она находится в диапазоне от 1 до $1 + 2 \frac{\rho}{1-\rho}$.

Получена аппроксимационная формула для средней длины пачки k в произвольном узле n, выраженная в числе пакетов K_n , на основании которой можно вычислить функцию распределения общего времени пребывания пакета в произвольном узле $n \geq 2$ туннеля сети MPLS из N узлов.

Список литературы:

1. Гольдштейн А.Б., Гольдштейн Б.С. Технология и протоколы MPLS//СПб.: BHV-2005.
2. Клейнрок Л. Теория массового обслуживания// Том 1/ Пер. с англ. Под ред. В.И.Неймана.—М.: Машиностроение. — 1979.
3. Вохма О.У. On a tandem queuing model with identical service times at both counters// Advance Applications Probability, Vol. 11, 1979.
4. Le Gall P. Single server queuing networks with varying service times and renewal input, Journ. Of Appl. Mathematic and Stochastic Analysis, 13; 4. — 2000.
5. Goldstein A., Yanovsky G. Traffic Engineering in MPLS Tunnels// In International Conference on "Next Generation Teletraffic and Wired/Wireless Advanced Networking (NEW2AN'04)" February 02-06, 2004.