Обнаружение узких мест трасс передачи данных в компьютерной сети и оценка их пропускной способности

Для организации эффективной работы компьютерной сети маршрутизаторам и иным устройствам необходимы сведения о её топологии, скоростях передачи данных между узлами, задержках распространения сигнала и т. п. Эти сведения позволяют выбирать оптимальные пути передачи пакетов данных и по возможности предотвращать возникновение "транспортных пробок". В данной статье рассмотрен способ [1] обнаружения узких мест трасс передачи данных по сети и показано, как оценивать их пропускную способность. Идея, в сущности, проста: первый (тестирующий) узел сети посылает по некоторой ранее проложенной трассе группу информационных пакетов и ожидает их возврата от второго (удалённого от первого) узла. Сопоставляя темп выдачи пакетов с темпом их возврата, первый узел сети оценивает пропускную способность трассы, подобно тому, как с помощью радара определяют скорость автомобиля, сравнивая частоты переданного и отражённого сигналов.

Чтобы пояснить постановку задачи, рассмотрим фрагмент глобальной компьютерной сети, содержащий две локальные сети — A и B, соединённые через маршрутизаторы R1 и R2 линиями связи L1 — L3 (рис. 1). Линии L4 — L6 соединяют данный фрагмент с узлами глобальной сети (на рисунке не показаны).

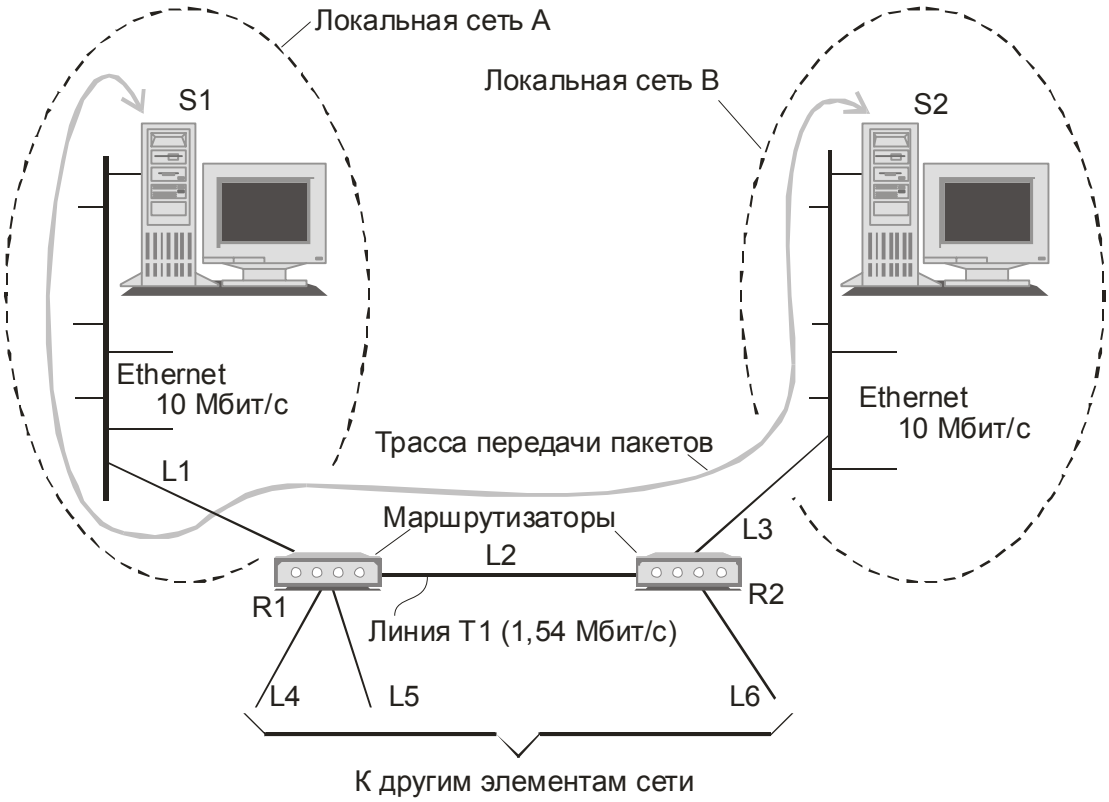

Рис. 1. Фрагмент глобальной компьютерной сети

В локальной сети Ethernet A (B) пакеты данных передаются между её компонентами, а также по линии L1 (L3) с мгновенной скоростью 10 Мбит/с. Средняя скорость передачи данных по линии L1 (L3) снижается по мере увеличения пауз между транслируемыми по ней пакетами. Пакеты могут содержать разное число байтов и следовать друг за другом с паузами большей или меньшей длины.

Скорость передачи потоков данных между некоторыми элементами сетей A и B, например, по трассе "сервер S1 — линия связи L1 — маршрутизатор R1 — линия связи L2 — маршрутизатор R2 — линия связи L3 — станция S2", ограничена пропускной способностью линии L2 типа T1 (T1 — стандарт США, предусматривающий передачу данных со скоростью 1,54 Мбит/с). С учётом возможного присутствия в линии L2 других по-

токов, передаваемых по иным трассам, включающим линию L2, фактическая скорость передачи данных между сервером S1 и станцией S2 становится ещё меньшей.

Таким образом, трасса передачи пакетов (рис. 1) содержит узкое место — сравнительно “медленную” линию L2.

Задача состоит в том, чтобы с помощью пары устройств, размещённых в начале и конце выбранной трассы, провести эксперимент, по результатам которого можно определить, имеется ли на трассе узкое место и, если да, какова его пропускная способность. В качестве упомянутой пары устройств в данном случае используются сервер S1 и станция S2.

В общих чертах, задача решается следующим образом. Сервер S1 посылает станции S2 группу из нескольких (десяти или более) пакетов, а станция S2 принимает, проверяет их и немедленно отправляет обратно к серверу. Если бы пропускная способность всех звеньев трассы была достаточно высокой, то посланные пакеты возвращались к серверу в среднем с тем же темпом, что и при выдаче из него. Однако из-за наличия узкого места (низкоскоростной линии L2) при достаточно высокой скорости передачи пакетов они возвращаются к серверу с увеличенным периодом следования. Сопоставляя средние периоды следования исходящих и вернувшихся пакетов, сервер обнаруживает наличие узкого места на трассе и оценивает его пропускную способность.

Местоположение узкого места может быть установлено после проведения ряда подобных экспериментов с прослеживанием разных трасс, имеющих общие звенья.

Чтобы разобраться в деталях предлагаемой идеи [1], рассмотрим более подробную схему (рис. 2) выбранной трассы. В этой схеме не учитываются потоки данных, не имеющие отношения к проводимым экспериментам. Для удобства сравнения временных диаграмм продвижения пакетов по трассе в разных режимах (рис. 3) мгновенные скорости передачи данных сервером S1 выбраны кратными мгновенной скорости передачи данных по “медленной” линии L2. В свою очередь, эта скорость для удобства численных оценок выбрана равной 5 Мбит/с. Наконец, чтобы упростить описание, предположим, что формат передаваемых пакетов остаётся неизменным на всей трассе.

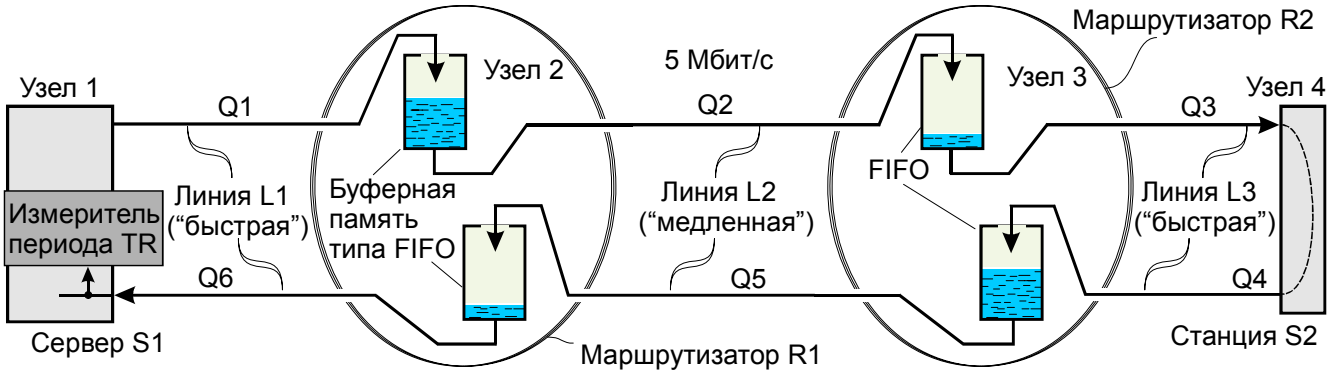

Рис. 2. Схема трассы распространения группы пакетов

Рассмотрим работу системы в разных скоростных режимах.

Предположим, что узел 1 (сервер S1) формирует группу из 10 одинаковых пакетов, разделенных паузами (рис. 3, *а*). Пакеты на диаграммах показаны в виде импульсов, заполненных серым фоном. Пакет может содержать, например, 64 байта. Каждый период TS выдачи пакета сервером S1 в поток Q1 условно разделен на три части. В течение первой трети этого периода в линию L1 выдаётся сигнал, в котором закодированы биты пакета. Скорость передачи битов соответствует номинальной и составляет 10 Мбит/с. В оставшиеся две трети периода TS данные не передаются. Сервер S1, зная скорость выдачи битов в линию L1 и длину пакета, вычисляет длительность TP его передачи и период повторения TS.

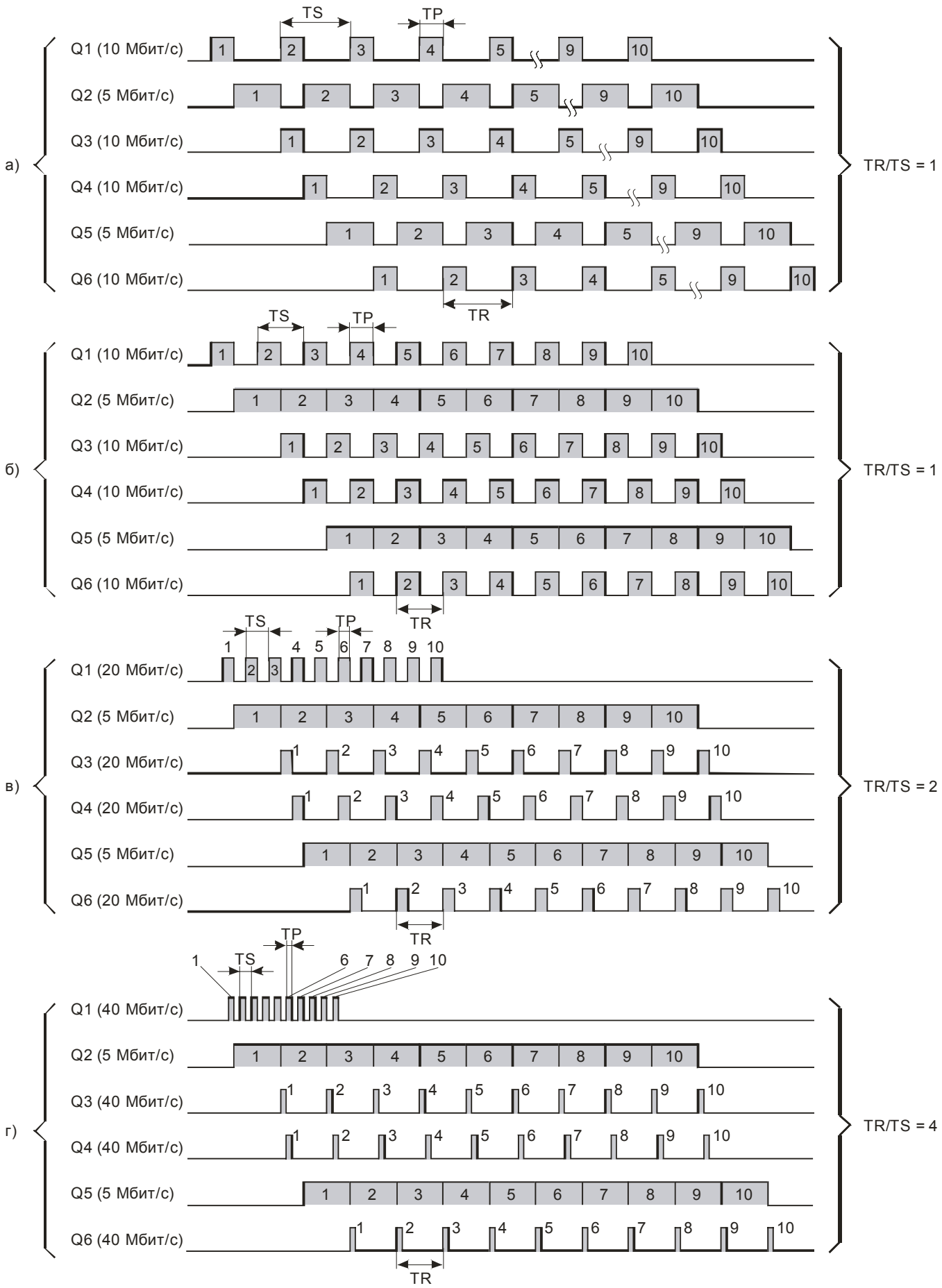

Рис. 3. Временные диаграммы передачи пакетов при различных соотношениях пропускной способности звеньев трассы их распространения

Паузы между пакетами показаны на диаграмме нулевым уровнем сигнала, хотя в действительности они заполняются флаговыми кодами [2]. Наличие пауз приводит к тому, что средняя скорость передачи данных по линии L1 равна 1/3 номинальной скорости или примерно 3,33 Мбит/с.

Узел 2 (маршрутизатор R1) последовательно принимает пакеты в буферную память типа FIFO. Эта память работает по принципу “первый вошедший первым обслужен”. Каждый пакет проверяется и затем незамедлительно передаётся в линию L2 (рис. 3, *а*, диаграмма потока Q2). Накопления пакетов в буферной памяти не происходит, так как средняя скорость поступления данных (≈3,33 Мбит/с) не превышает мгновенной скорости рассасывания данных из буферной памяти по линии L2 (5 Мбит/с).

Длительность передачи пакета по линии L2 в два раза превышает длительность его передачи по линии L1, так как соответствующие скорости различаются вдвое. Тем не менее, между пакетами потока Q2 остаются паузы длиной, равной трети периода TS. Средняя скорость передачи данных по линии L2 равна 5×2/3 ≈ 3,33 Мбит/с и в точности совпадает со средней скоростью передачи данных по линии L1.

Пакеты потока данных Q2 последовательно проходят через буферную память узла 3 (маршрутизатора R2), проверяются им и выдаются в линию L3 со скоростью 10 Мбит/с (рис. 3, *а*, диаграмма потока Q3). Длительность выдаваемых пакетов уменьшена в два раза по сравнению с длительностью пакетов потока Q2 из-за удвоения скорости передачи.

Пакеты потока Q3 принимаются узлом 4 (станцией S2), проверяются и возвращаются в линию L3 (рис. 3, *а*, диаграмма потока Q4). Дальнейшее преобразование потока Q4 в поток Q6 происходит аналогично преобразованию потока Q1 в поток Q3. Сервер S1 принимает вернувшиеся пакеты, при этом измеряет и усредняет периоды TR их следования. В данном случае TS = TR, т. е. периоды следования пакетов в отправляемом и прибывающем в сервер S1 потоках одинаковы. Иными словами, при средней скорости передачи данных, равной примерно 3,33 Мбит/с, исследуемая трасса не содержит узких мест, где могли бы образовываться “транспортные пробки”.

Тот же результат (совпадение периодов, отсутствие узких мест) можно получить при уменьшении пауз между пакетами потока Q1 в два раза (рис. 3, *б*), т. е. при увеличении средней скорости этого потока до грани насыщения линии L2. В данном случае средняя скорость потока Q1 равна 5 Мбит/с и точно соответствует пропускной способности линии L2. Как и ранее (рис. 3, *а*), пакеты данных по мере их поступления из линии L1 проверяются маршрутизатором R1 и незамедлительно передаются в линию L2.

В отличие от кодовой ситуации, показанной на рис. 3, *а*, в потоке Q2 паузы между пакетами уменьшены до нуля. В потоке Q3 пакеты разделены паузами, так как скорость передачи данных по линии L3 вдвое превышает скорость передачи данных по линии L2. На обратном пути, так же как и на прямом, пакеты “растягиваются” во времени при прохождении по линии L2. В данном случае TS = TR, поэтому сервер S1 делает вывод о том, что транспортные пробки отсутствуют, хотя, как следует из диаграмм, пропускная способность линии L2 полностью исчерпана.

В кодовой ситуации, показанной на рис. 3, *в*, скорость передачи данных по линии L1 повышена до 20 Мбит/с. Маршрутизатор R1 не успевает выдавать в линию L2 пакеты с темпом их поступления из линии L1, поэтому в его буферной памяти накапливаются не переданные пакеты. Так, к началу выдачи в линию L2 пакета 5 в буферной памяти маршрутизатора R1 помимо этого пакета ожидают выдачи пакеты 6 — 9. После выдачи пакета 10 буферная память освобождается.

Как следует из диаграмм, приведенных на рис. 3, *в*, маршрутизатор R1 “навязывает” всему оставшемуся пути (прямому и обратному) медленный темп передачи пакетов, определяемый периодом TR.

В данном случае сервер S1 обнаруживает, что TS < TR. Это служит сигналом о том, что на трассе распространения пачки пакетов возникла “транспортная пробка”, скорость продвижения по которой меньше средней скорости потока Q1 (10 Мбит/с). Для определе-

ния пропускной способности узкого места трассы остаётся сопоставить время прохождения через него одного пакета (это время совпадает с интервалом TR) с длительностью TP выдачи одного пакета в линию L1. В данном случае TR/TP = 4, т. е. пропускная способность узкого места трассы в четыре раза ниже пропускной способности линии L1 и равна 20/4 = 5 Мбит/с.

На рис. 3, *г* показаны временные диаграммы, соответствующие восьмикратному замедлению скорости передачи пакетов в узком месте трассы (TR/TP = 8). Сервер S1, зная значения TR и TP, вычисляет пропускную способность узкого места трассы — 40/8 = 5 Мбит/с.

Описанные транспортные ситуации позволяют сформулировать общий алгоритм определения пропускной способности выбранной трассы. Он состоит из следующих шагов.

- Тестирующее устройство (сервер S1) прокладывает в сети интересующую его трассу и переводит удалённое устройство (станцию S2) в режим возврата пакетов данных.
- Тестирующее устройство вычисляет значения интервалов TS и TP и посылает по трассе пачку пакетов, разделённых паузами.
- Тестирующее устройство принимает вернувшиеся пакеты, при этом измеряет и усредняет периоды TR их следования.
- Если TR ≈ TS, то узких мест на трассе нет, и тестирующее устройство повторяет выдачу пачек пакетов, последовательно уменьшая паузы между пакетами. Если паузы уменьшены до нуля, а условие TR ≈ TS по-прежнему выполняется, то на этом эксперимент завершается констатацией факта, что трасса позволяет передавать данные на максимальной скорости, которую может развить тестирующее устройство. Если с повышением скорости передачи данных тестирующим устройством обнаруживается выполнение условия TS < TR, то это означает, что узкое место обнаружено. Его пропускная способность равна мгновенной скорости передачи данных тестирующим устройством, делённой на отношение TR/TP.

Измерения проводятся многократно с усреднением результатов.

Ранее предполагалось, что определение пропускной способности выбранной трассы распространения пакетов выполнялось в отсутствие мешающих потоков, не имеющих отношения к проводимому эксперименту. Если такие потоки имеются, то полученная оценка пропускной способности трассы окажется заниженной. Для повышения достоверности результатов проводятся серии измерений и набираются статистические данные о “поведении” трассы. Например, прослеживается зависимость её пропускной способности от времени суток и т. п.

Заключение

В статье рассмотрен простой способ обнаружения узких мест в трассах распространения пакетов данных по компьютерной сети. Способ основан на проведении эксперимента, в ходе которого тестовые пакеты передаются по выбранной трассе и незамедлительно возвращаются обратно. Узкие места выявляются сопоставлением темпа выдачи исходных пакетов с темпом их приёма при возврате. По результатам эксперимента вычисляется пропускная способность выбранной трассы.

ЛИТЕРАТУРА:

1. *Патент США № 6.741.568 B1 http://www.uspto.gov.*
2. *С.М.Сухман, А.В.Бернов, Б.В.Шевкопляс. Синхронизация в телекоммуникационных системах. Анализ инженерных решений. — М.: Эко-Трендз, 2003. Электронная версия книги*: *http://lit.lib.ru/s/shewkopljas_b_w/.*