

Управление задержками в мультисервисных сетях

Management delays in multiservice networks

Ключевые слова: мультисервисная сеть – multiservice network; качество обслуживания – quality of service (QoS); услуги реального времени – real time service; задержка распространения – propagation delay; время передачи – serialization delay; вариация задержки – delay variation.

В статье предлагаются механизмы управления задержками, учитывающие время распространения сигнала от источника до получателя, а также текущие задержки при прохождении пакетов по сети.

The article offers delay control algorithms that deal with signal propagation time from source to receiver and also with network operating delays that occur while packets pass through a network.

В настоящее время для построения мультисервисных сетей используются пакетные технологии, среди которых ключевая роль принадлежит стеку TCP/IP. Все службы реального времени, такие как передача голоса, видеоконференции, чувствительны к таким параметрам как задержка и её вариация.

В пакетных сетях задержку при передаче информации можно разделить на три составляющие: задержка на узле-отправителе, задержка в транспортной сети и задержка на узле-получателе. В дальнейшем будем рассматривать только задержку в транспортной сети. Она состоит из задержки распространения сигнала, времени передачи пакета, времени переноса блока данных из входящего интерфейса на исходящий интерфейс на транзитных узлах сети (время обработки), а также из ожидания во входящей и исходящей очередях на каждом узле сети. Таким образом, задержка при прохождении пакетов через сеть в общем случае состоит из постоянной задержки, включающей время распространения сигнала, время передачи и перенос из входящего в исходящий интерфейс на транзитных узлах, и переменной задержки, определяемой суммой задержек ожидания в очередях узлов сети.

В международных рекомендациях приведены требования к задержке при передаче голоса по

ОСАДЧИЙ / OSADCHY A.

Александр Иванович

(spb.sos@hotmail.com)

директор,
Санкт-Петербургский филиал «Ленинградское отделение центрального научно-исследовательского института связи»,
Санкт-Петербург

ХАРИТОНОВ / KHARITONOV V.

Владимир Христианович

(kharitonov@satm-tech.com)

старший научный сотрудник,
кандидат технических наук,
доцент,
Санкт-Петербургский филиал «Ленинградское отделение центрального научно-исследовательского института связи»,
Санкт-Петербург

САФРОНОВ / SAFRONOV V.

Владимир Дмитриевич

(vsafonov@avaya.com)

доцент, кандидат технических наук,
СПб Государственный Университет Телекоммуникаций им. Проф. М.А.Бонч-Бруевича,
Санкт-Петербург

сетям связи. Известно, что задержка более 150 мс приводит к ухудшению качества диалога. Но при различных маршрутах следования пакетов, постоянная составляющая задержки для разных пар абонентов может отличаться. Учитывая, что задержка распространения может достигать значений порядка 100 мс, это различие может быть значительным. Время передачи пакета также может влиять на величину задержки, особенно на низкоскоростных каналах. Соответственно, на промежуточных узлах сети один поток можно задерживать больше чем другие.

Этому потоку можно назначать меньший приоритет. Таким образом, приоритетность потоков может определяться резервной задержкой каждого потока в отдельности. Следует отметить, что при назначении приоритетов на промежуточном сетевом узле, надо учитывать остаточный резерв допустимой задержки, учитывающий прохождение данного пакета по сети до текущего узла

(хорошо бы также знать или прогнозировать условия прохождения пакета от данного узла до получателя).

Рассмотрим принцип обеспечения временных параметров, учитывающий имеющийся резерв переменной составляющей задержки в транспортной сети.

Текущее время разбивается на интервалы времени постоянной длительности, называемые интервалом группирования (ИГ). В заголовке блока данных вводится дополнительное поле, отмечающее, что он поступил раньше или позже очередного ИГ.

Тогда обслуживание с гарантированной задержкой может быть реализовано следующим образом. Исходное значение дополнительного поля в заголовке блока данных при его вводе в сеть равно 0. На каждом сетевом узле (точнее на каждом интерфейсе) определяется некоторая согласованная задержка, измеряемая в числе ИГ, соответствующая, например, передаче блоков с входного интерфейса на выходной при средней загрузке этого узла (рис. 1а).

Величина согласованной задержки для разных сетевых устройств может быть разной. Тогда передаче блока с данной задержкой ставится в соответствие отклонение равное 0. Если блок передается позже согласованной задержки, то в указанное поле заголовка блока добавляется число ИГ, соответствующее отклонению от согласованной задержки, если раньше – соответствующее число ИГ вычитается. Контролируя величину отклонения в заголовке блока, можно определять приоритет этого блока при передаче, а при перегрузке сети наиболее задер-

жавшиеся блоки удалять. На выходе из сети в этом поле может быть 0, как и при вводе в сеть, или отрицательное число, определяющее число ИГ на которое надо задержать данный блок, чтобы выровнять задержку.

Теперь рассмотрим общий подход к обеспечению временных параметров с использованием ИГ. На рис. 3б показаны возможные варианты передачи блока данных с входного интерфейса на выходной на одном из узлов сети. Интервалы группирования на входных и выходных интерфейсах могут находиться в произвольных временных соотношениях по отношению друг к другу. Передаче блока данных на выходной интерфейс в ближайший ИГ, перекрывающийся с соответствующим входным ИГ, с которого этот блок поступил, можно поставить в соответствие смещение равное 0. Тогда передаче блока в следующем выходном ИГ будет соответствовать смещение равное одному интервалу группирования и т.д. Величина смещения определяет переменную задержку блоков на сетевом узле. Следует отметить, что при таких обозначениях, задержки, связанные с временем передачи блока и его переносом с входного интерфейса на выходной, попадают в разряд переменной задержки. Возможны и другие обозначения величины задержки.

Поскольку размер блоков данных может быть разным, а их передача осуществляется в асинхронном режиме, то возможна ситуация, когда блок пересекает границу ИГ. Для определенности попадание блока в тот или иной ИГ определяется положением начала блока.

С учетом введенных обозначений на рис. 2 представлена временная диаграмма передачи

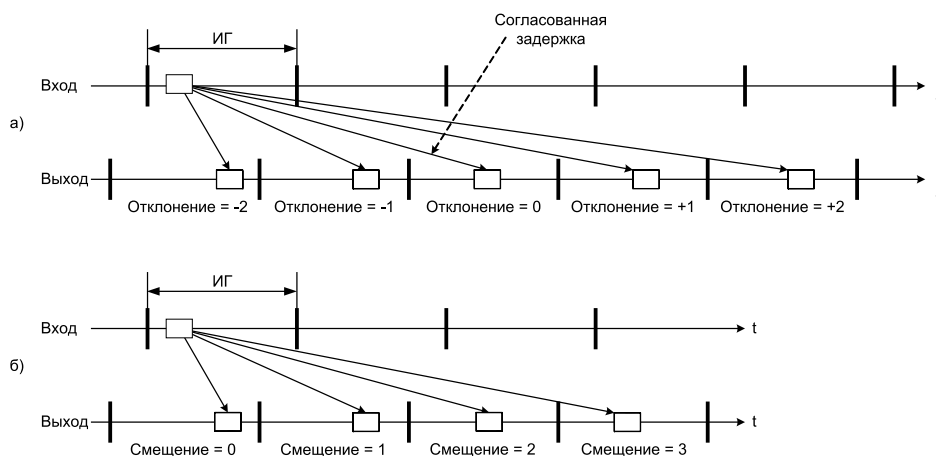


Рис. 1. Передача блока данных на сетевом узле

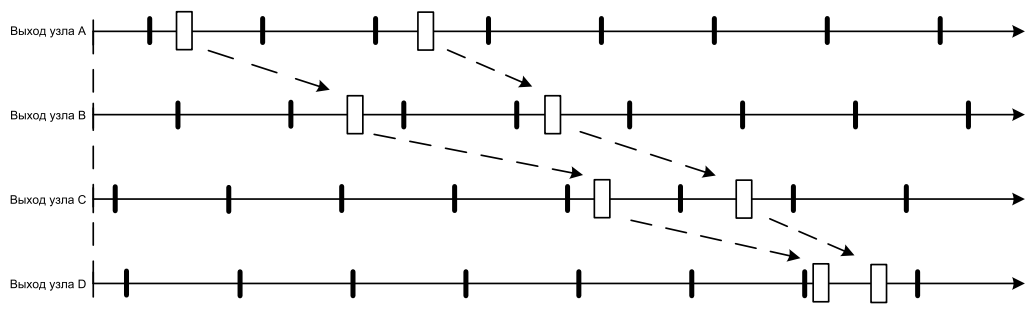


Рис. 2. Передача блоков данных через несколько узлов

блоков данных одного потока от узла А к узлу D. Для упрощения рисунка на нем не учитывается задержка распространения при передаче информации между промежуточными узлами. Из рисунка видно, что в соответствии с пульсациями трафика, блоки данных одного потока могут размещаться в разных местах ИГ и иметь разную задержку.

В этом примере 1-ый блок данных на узле В имеет задержку 2 ИГ, на узле С – 3 ИГ на узле D – 3 ИГ так, что суммарная задержка составит 8 ИГ. Соответственно, задержка для 2-го блока равна 6 ИГ. Таким образом, 1-й и второй блоки на выходе узла D оказались в одном ИГ. В дальнейшем после узла D при продвижения по сети они могут опять оказаться в разных ИГ и вновь разойтись, но, при этом, 1-й блок всегда будет передаваться раньше 2-го.

Задержку t^3 передачи блока данных из конца в конец с точностью до длительности одного ИГ можно рассчитать как:

$$t^3 = t^p + t^{иг} \sum_{i=1}^N l_i,$$

где t^p – задержка распространения, $t^{иг}$ – длительность ИГ, l_i – задержка в i -ом сетевом узле, измеряемая в числе ИГ, N – число узлов по пути следования блока данных. Число ИГ, на которое постоянная задержка меньше допустимой, устанавливаемой пользователем, приложением или иным способом, называется резервом и обозначается $l^{рзв}$.

Физический смысл задержки в числе ИГ сводится к суммарной задержке блоков в узлах сети с точностью до длительности одного ИГ. Контролируя задержку при передаче блока данных в числе ИГ, можно контролировать качество обслуживания для потоков, чувствительных к задержке. Очевидно, что чем меньше длительность ИГ, тем точнее измеряется задержка, но больше разряд-

ность счетчика. С другой стороны, максимальная длительность ИГ ограничивается возможностью управления задержкой при самых тяжелых условиях (максимальная задержка распространения, максимальное число промежуточных узлов и, соответственно, минимальный резерв задержки).

В технологии IP при передаче VoIP-трафика используется протокол RTP (Real-time Transport Protocol). Этот протокол переносит временные отметки. На принимающем узле эти отметки используются для «выравнивания» задержки блоков речи в джитер-буфере. В предельном случае, блоки, слишком долго доставлявшиеся до адресата, отбрасываются на принимающем узле. При использовании протокола RTP принятие решения о качестве обслуживания потока и своевременности доставки каждого блока в отдельности осуществляется только на оконечных узлах. В то же время промежуточные узлы сети не знают, что могут пересылать заведомо опоздавшие блоки. Также неизвестно, можно ли придержать блок или его необходимо немедленно передавать, а может быть и сбросить из-за того, что он уже был чрезмерно задержан на предыдущих узлах сети.

В предлагаемом решении механизм обеспечения параметров задержки предусматривает участие всех узлов сети в процессе контроля параметров качества обслуживания для любого вида трафика. На каждом узле, при поступлении блока данных, за счет передаваемой в нем дополнительной информации, определяется оставшийся резерв задержки для этого блока. По его величине определяется, как долго блок данных может ожидать своей очереди на отправку.

С этой целью каждый передаваемый блок на выходе k -го сетевого узла имеет в заголовке дополнительные поля, включающие следующие параметры:

N_k – текущее число промежуточных узлов, оставшихся до узла-получателя;

$l_k^{p3b} = l^{p3b} - \sum_{i=1}^k l_i$ – остающийся резерв, измеряемый в числе ИГ, $k = 1, N$.

Эти параметры передаются в заголовке блока данных. В процессе перемещения блока с одного узла на другой, значения этих параметров изменяются. Из N_k на каждом узле вычитается единица, а из l_k^{p3b} вычитается число ИГ, на которое блок был задержан на k -ом узле сети.

Начальные значения дополнительных параметров должны задаваться при вводе блока данных в сеть.

Для работы механизма контроля и управления задержками сначала необходимо определить значения параметров, используемых в этом механизме. При установлении соединения с использованием протокола сигнализации определяется число промежуточных узлов между отправителем и получателем, а также задержка из конца в конец. Число промежуточных узлов определяется простым подсчетом числа узлов по пути следования блоков между отправителем и получателем. Для определения задержки отправитель отмечает время отправления пакета, а на каждом промежуточном узле к текущему смещению прибавляется смещение, имеющее место на данном узле. Как уже говорилось, величина смещения определяется в числе ИГ и записывается в поле управления блока. Начальное смещение на узле-отправителе равно 0. Достигнув получателя, пакет отправляется обратно. В этом пакете отправителю передаются накопленные значения числа промежуточных узлов и смещения, полученных при прохождении пакета от отправителя до получателя. При обратном прохождении пакета, в нем также отмечаются накопленные значения числа промежуточных узлов и смещения. Если пакет проходит в обратном направлении по тому же маршруту, то число промежуточных узлов будет тем же, что и в прямом направлении, а значение накопленного смещения, в общем случае, может быть другим. Отметив время получения пакета, отправитель может определить задержку в оба конца (туда и обратно):

$$t^{np} + t^{obp} \approx 2t^p + t^{nr} \sum_{i=1}^N (l_i^{np} + l_i^{obp}),$$

где:

t^{np}, t^{obp} – задержка в прямом и обратном направлении, соответственно;

l_i^{np}, l_i^{obp} – задержка, измеряемая в числе ИГ, на i -м сетевом узле в прямом и обратном направлении, соответственно.

Также необходимо принимать во внимание задержку на узле получателя.

Отсюда можно оценить значение t^p , а затем, исходя из допустимой задержки, l^{p3b} . Поскольку задержки при прохождении блоков данных по сети зависят от её загрузки, то полученные значения $\sum_{i=1}^N l_i^{np}, \sum_{i=1}^N l_i^{obp}$ характеризуют текущие задержки в узлах коммутации и могут дополнительно учитываться при определении l^{p3b} .

После определения значений всех параметров, необходимых для передачи соответствующего трафика, блоки данных поступают в сеть со следующими исходными значениями параметров:

$$\begin{aligned} l_0^{p3b} &= l^{p3b} \\ N_0 &= N \end{aligned}$$

При поступлении блока данных на k -й узел сети, рассчитывается коэффициент приоритета для этого блока:

$$\xi_k = \frac{l_k^{p3b}}{N_k},$$

где $l_k^{p3b} = l^{p3b} - \sum_{i=1}^{k-1} l_i$ – оставшаяся резервная задержка, N_k – число оставшихся до получателя сетевых узлов.

В соответствии со значением ξ_k , рассчитанным для каждого блока, по каждому исходящему интерфейсу сетевого узла, производится сортировка блоков данных от наименьшего его значения к наибольшему. Чем меньше значение ξ_k , тем выше приоритет, так как блоки с меньшим значением ξ_k имеют меньший запас резервной задержки в расчете на один сетевой узел и должны быть отправлены в первую очередь.

Нулевое значение ξ_k означает, что блок превысил назначенное ему «время жизни» и должен быть отброшен. Блоки передаются в канал в порядке, определяемом их приоритетами. По окончании очередного ИГ на исходящем интерфейсе для каждого блока в очереди l_k^{p3b} уменьшается на 1 и осуществляется перерасчет значения ξ_k . Если размер очереди превышает допустимый, то из очереди удаляется соответствующее количество блоков. Выбор блоков для удаления может осуществляться разными способами с использованием разных критериев, наиболее очевидными из которых являются, удаление самых «опаздывающих» блоков, с наименьшим значением ξ_k или удаление на основе случайной выборки.

Когда блок данных приходит на узел получателя, в его заголовке указан оставшийся резерв задержки в числе ИГ, т.е. указано, на сколько

ИГ надо задержать выдачу данного блока, чтобы выровнять задержку для всех принимаемых блоков.

Коэффициент приоритета ξ_k определяет среднее число ИГ, на которое блок данных можно задержать на каждом из оставшихся до получателя сетевых узлов. При этом блоки данных, следующие через большее число узлов (взаимодействующие пользователи находятся на большом расстоянии), на входе в сеть обычно имеют меньшее значение ξ_k и, соответственно, выше приоритет так, что они отправляются в первую очередь.

Возможен другой вариант расчета ξ_k , при котором продвижение блоков данных осуществляется с учетом соотношения между N и l^{p3B} . В этом случае коэффициент приоритета ξ_k вычисляется по формуле:

$$\xi_k = \gamma \frac{l_k^{p3B}}{N_k} = \frac{N}{l^{p3B}} \frac{l_k^{p3B}}{N_k},$$

где $\gamma = \frac{N}{l^{p3B}}$ - выравнивающий коэффициент.

В этом случае, при вводе блока данных в сеть, независимо от соотношения между значениями N и l^{p3B} , коэффициент приоритета $\xi_0 = 1$, что выравнивает начальные условия передачи для всех блоков, поступающих в сеть. Далее при прохождении по сети значение ξ_k для разных блоков может изменяться, но за счет приоритизации значение ξ_k будет корректироваться с тем, чтобы у всех блоков оно приближалось к 1. В коэффициент приоритизации можно также ввести множитель, учитывающий приоритетность потоков на основании других признаков.

Возможны также другие методики расчета коэффициентов приоритета на основании параметров l^{pez} , N , l_k^{pez} и N_k .

Для расширения возможностей по контролю и управлению временными параметрами для различных видов трафика можно определить несколько ИГ с разной длительностью. Следует отметить, что использование рассматриваемых приоритетов не исключает использование других механизмов, используемых при обеспечении QoS.

Предлагаемый механизм обеспечивает возможность реализации различных требований по задержке, вплоть до постоянной задержки, соответствующей методу КК.

В реальных условиях все виды трафика (а не только трафик реального времени) предъявляют к сети определенные требования по допустимой задержке. Поэтому предлагаемые методы применимы как для передачи потоков реального времени, так и для любых других потоков данных, что позво-

ляет обеспечить единые механизмы контроля и управления задержками для всех видов трафика независимо от структуры передаваемого трафика.

Предлагаемые механизмы применимы в различных условиях. В зависимости от условий, в которых работает сеть (в частности, наличие или отсутствие общесетевой синхронизации), и возможностей по получению той или иной информации, можно обеспечить передачу трафика с разным качеством: от оценки величины задержки до обеспечения постоянной задержки. В простом варианте при расчетах можно использовать только число ИГ и не учитывать число узлов, через которые проходит блок. При этом сохраняются все преимущества сетей с коммутацией пакетов.

Особая эффективность предлагаемых механизмов обеспечивается в глобальных сетях, в которых задержка распространения, в зависимости от месторасположения взаимодействующих устройств, изменяется в широких пределах. В таких сетях загруженность различных участков сети в разное время может существенно различаться. Данные обстоятельства никак не учитываются используемыми механизмами обеспечения QoS, в то время как предлагаемые механизмы используют эти особенности глобальных сетей.

Литература

1. Таненбаум Э. Компьютерные сети. 5-е изд.- СПб.: Питер, 2012
2. Харитонов В.Х., Харитонов В.В. "Качество обслуживания и эффективное использование ресурсов в мультисервисных сетях" //Вестник связи - 2004. - №12 - С. 48-55
3. Харитонов В.Х., Харитонов В.В. "Способ статистического мультиплексирования при передаче информации" // Патент РФ на изобретение № 2294601. Заявка № 2005119725. Приоритет изобретения 21.06.2005. Зарегистрировано 27.02.2007