

СПОСОБ УПРАВЛЕНИЯ ТРАФИКОМ В МОБИЛЬНЫХ СЕТЯХ АТМ

Предложен эффективный способ управления трафиком в беспроводных сетях АТМ. Рассмотрен способ прогнозирования трафика с учетом его самоподобия. Приведен способ расчета времени задержки передачи ячеек в сети АТМ.

An effective way to manage traffic in wireless networks ATM. We consider the method of forecasting traffic in view of its samopodobiya. A method of calculating the time delay in the transmission network ATM cells.

Актуальность работы обусловлена тем, что современные сетевые технологии, такие как асинхронный режим передачи Asynchronous Transfer Mode (АТМ), в сочетании с беспроводными каналами передачи данных позволяют создавать достаточно высокоскоростные мобильные сети, ориентированные на мультимедийные приложения.

В связи с миграцией абонентских систем возникает необходимость постоянной корректировки маршрутов, что в свою очередь оказывает влияние на сетевой трафик. Таким образом, повышение эффективности управления трафиком в беспроводной сети АТМ является актуальной задачей.

Механизмы управления трафиком должны включать в себя средства обратной связи для всех классов QoS, т.к. при необходимости нужно передавать источникам требования снизить скорость передачи. Одним из способов управления трафиком является управление на основе контроля параметров задержки *CTD* со стороны источника. Это позволяет предсказывать перегрузки в сети и предпринимать соответствующие меры, вплоть до заблаговременной ремаршрутизации или обхода перегруженного участка. Это особенно актуально в случаях, когда перегрузки вызваны отказами или перемещением промежуточных узлов. Обход загруженного участка может также осуществляться для увеличения скорости передачи с целью минимизировать общую задержку передачи трафика для данного соединения и более равномерного распределения загрузки по сети.

Конкретная задержка складывается из задержек при передаче по линии связи между устройствами и задержек на каждом из промежуточных коммутаторов в АТМ:

$$CTD = T_o + T_n,$$

где: T_o – время обслуживания в коммутаторах;

T_n – суммарное время передачи.

Величина CTD определяется разницей во времени между максимальной и минимальной задержкой при доставке ячеек от отправителя к получателю. Вариация задержки зависит от процедуры мультиплексирования в один физический канал связи потоков ячеек, принадлежащих множеству виртуальных соединений, и непостоянства задержки, вносимой очередями коммутаторов АТМ.

Для стандартной схемы параметр задержки может быть представлен в следующем виде:

$$CTD = (T_{o.мин} + T_n) + T_o.доп.$$

В то же время, для модифицированной схемы возможна минимизация задержек за счет минимизации времени передачи:

$$CTD = (T_{o.мин} + \frac{1}{k} \cdot T_n) + T_o.доп$$

Уменьшение времени задержки CTD осуществляется различным образом для различных классов обслуживания. Так, для классов гарантированного сервиса (CBR, VBR) такое уменьшение может осуществляться за счет выбора альтернативных маршрутов передачи, которые являются в данный текущий момент времени более выгодными, чем те, которые используются. Для сервиса ABR возможно уменьшение интенсивности трафика, вплоть до минимально допустимого значения. Следует отметить, что уменьшение интенсивности трафика возможно также для классов обслуживания с гарантированным качеством сервиса в случаях, когда их коэффициент ускорения больше единицы, а также для VBR классов с некоторым снижением качества передачи мультимедийной информации, телефонии и т.п.

Вышеперечисленные действия могут дать желаемый результат только при достаточно эффективной схеме управления обратной связью. Далее описаны дополнения этого алгоритма работы цепи обратной связи в ключе формирования трафика и управления сетевыми параметрами, необходимыми для модифицированной схемы:

Ввести два пороговых значения CTD_{w_1} и CTD_{w_2} .

При $CTD > CTD_{w_1}$, текущий коммутатор генерирует и отправляет предыдущему коммутатору на маршруте ячейку RM с установленным флагом W_1 и текущим значением CTD . Следует отметить, что здесь подразумевается общее время задержки доставки, однако пороговые значения CTD достигается на определенном коммутаторе при его чрезмерной загруженности или невозможности передать данные определенного соединения из-за отказов сети. Поэтому следует предпринять попытку «разгрузить» этот коммутатор или выбрать альтернативный маршрут для его обхода.

При получении W_1 , коммутатор пытается определить альтернативный маршрут доставки, используя *только* свои связи, но за исключением двух – ту, которая идет к перегруженному коммутатору и входящую связь для

данного маршрута. Альтернативный маршрут должен удовлетворять условию: $CTD_{new} \leq CTD + \Delta$, где: Δ – параметр, учитывающий временные издержки на установку нового соединения, реконфигурации маршрутных таблиц, фактор риска (чтобы избежать новых перегрузок и реконфигураций) и т.п.

1. Если такой маршрут найден, то производится переустановка соединения и все сопутствующие ей действия, чтобы «перенести» перегруженное соединение на новый маршрут. Если маршрут не найден, то W_1 игнорируется.
2. При $CTD > CTD_{w_2}$, текущий коммутатор генерирует и отправляет предыдущему коммутатору на маршруте ячейку RM с установленным флагом W_2 и текущим значением CTD . W_2 сигнализирует о перегрузке близкой к критической.
3. При получении W_2 , коммутатор выполняет действия аналогичные пункту 3. Если необходимый маршрут не может быть найден средствами данного коммутатора, то ячейка с W_2 передается коммутатору предыдущему с точки зрения перегруженного маршрута, вплоть до источника. Источник при этом может реагировать на получение предупреждающих ячеек как изменением скорости передачи (ее понижением), так и выбором альтернативных маршрутов.
4. Вышеперечисленные пункты алгоритма выполняются только для трафика с гарантированным качеством обслуживания. Для трафика «лучшей попытки» передается только ячейка W_2 , и передается она по цепочке коммутаторов к источнику с требованием понизить интенсивность передачи.
5. Источники трафика ABR и UBR могут также попытаться изменить маршрут, однако такое решение должно приниматься на уровне самих источников и поддерживаться сетью.

Управление трафиком с учетом его самоподобия

В работе [1] предложены механизмы управления трафиком для асинхронного режима передачи информации. Очевидно, что они должны включать в себя средства обратной связи для всех классов QoS, т.к. при необходимости нужно передавать источникам требования снизить скорость передачи. Такая система обратной связи имеет также дополнительные преимущества. Одним из них является контроль параметров задержки со стороны источника, что позволяет предсказывать перегрузки в сети и предпринимать соответствующие меры, вплоть до обхода перегруженного участка. Это особенно актуально в случаях, когда перегрузки вызваны отказами промежуточных коммутаторов. Обход загруженного участка может также осуществляться для увеличения скорости передачи с целью минимизировать общую задержку передачи трафика для данного соединения и более равномерного распределения загрузки по сети.

Для эффективной работы схемы управления нагрузкой необходимо обеспечить «справедливую» дисциплину обслуживания, чтобы иметь некоторую гарантию того, что увеличение трафика для определенного направления связано с общей перегрузкой коммутатора, а не дискриминацией из-за присутствия более приоритетного трафика. Кроме того, она должна эффективно работать с передачей на повышенных скоростях и быстро реагировать на необходимость изменения скорости, чтобы предпринимать соответствующие меры. Для определения наиболее подходящей схемы рассмотрим математическую модель трафика в сети. Последнее исследование [2] в области передачи данных показали, что используемый ранее пуассоновский закон распределения дает достаточно высокую погрешность, более лучшие результаты дает использование принципа самоподобия.

Возможность их взаимного влияния может приводить к существенному изменению параметров приложений и является причиной возникновения сложных бифуркационных явлений [3], которые проявляется в неравномерном или взрывном характере протекания сетевых процессов.

Поэтому для управления такими процессами необходимо использовать адекватные математических моделей, учитывающие в конструктивной форме как статистический характер возмущения, так и динамику передачи пакетов на различных уровнях протоколов межсетевое взаимодействия, включая временные и пространственные характеристики. В основе данных моделей лежит принцип самоподобия с учетом которого и рассматриваются математические модели трафика и задержек в узлах коммутации.

Алгоритм, формирующий «окно» перегрузки по сигналу обратной связи в виде пакетов подтверждения, называется алгоритмом скользящего «окно», так как при очередном получении пакета подтверждения «окно» перемещается (и увеличивается на один пакет на каждый шаг алгоритма), захватывая очередные данные, которые разрешается передавать без подтверждения. Чтобы избежать длительных простоев из-за ожидания потерянных или задержавшихся пакетов вводится пороговое значение RTT_0 . При превышении задержкой RTT порогового значения RTT_0 пакеты считаются потерянными. Величина RTT_0 определяется с помощью адаптивного алгоритма TCP/IP протокола, порядок работы которого включает следующие операции. Измеряются ряд значений RTT -задержки, полученные значения усредняются с весовыми коэффициентами, возрастающими от предыдущего измерения к последующему, а затем полученный результат умножается на некоторый коэффициент.

Очевидно, в связи с уменьшением окна перегрузки пропускная способность соединения снижается. Анализ работы существующего алгоритма работы протокола показывает, что имеются значительные резервы уменьшения потерь в пропускной способности в режимах медленного старта и управления

перегрузкой. Во-первых, перегрузка не прогнозируется, а обнаруживается, по самому факту отсутствия пакетов подтверждения после очередного перемещения окна, во-вторых, по этому факту нельзя судить о величине перегрузки и следующее состояние “окно” устанавливается методом «проб и ошибок». Задача заключается в формировании заблаговременно, не заходя в критическую область обнаружения потерянных пакетов, оценок как месторасположения временного интервала возможного проявления перегрузки, так и величины самой перегрузки. Решение такой задачи можно получить в рамках методов идентификации процессов, использования при моделировании РТТ-задержек фрактального броуновского движения и формирования оценок прогноза. Оптимальная оценка прогноза РТТ-задержки для момента времени t_{n+k} принимает вид [4]:

$$\hat{T}_{n+k} = \hat{B}_H(t_{n+k}) - \hat{B}_H(t_{n+k-1}) + T_0 + \Delta T_{cp}; \quad (1)$$

где: \hat{T}_{n+k} – оптимальная оценка прогноза РТТ для момента времени t_{n+k} ;

РТТ- интервал между посылкой пакета и получением подтверждения;

$\hat{B}_H(t_{n+k})$ – оптимальная оценка процесса дробного броуновского движения с параметром Херста для момента времени t_{n+k} ;

$\hat{B}_H(t_{n+k-1})$ – оптимальная оценка процесса дробного броуновского движения с параметром Херста для момента времени t_{n+k-1} ;

T_0 – минимальная составляющая интервала времени без очереди;

ΔT_{cp} – среднее приращение РТТ задержки.

Остановимся подробнее на оценке прогноза следующего за последним измеренным для момента времени t_n значением фрактального броуновского движения. На основании формулы (1) она равна

$$\hat{T}_{n+1} = \hat{B}_H(t_{n+1}) - B(t_n) + T_0 + \Delta T_{cp}; \quad (2)$$

С учетом формулы $r_H(1; \Delta) = 2^{2H-1} - 1$ оценка прогноза РТТ-задержки принимает вид:

$$\hat{T}_{n+1} = (2^{2H-1} - 1)[T_n - (T_0 + \Delta T_{cp})] + T_0 + \Delta T_{cp}; \quad (3)$$

Например, наличие возможной перегрузки на $n+1$ цикле могло быть обнаружено и тем самым с большой вероятностью предотвращено по результатам измерений РТТ-задержек или фрактального броуновского движения на m предшествующих циклах, формирования согласно формуле (2) соответствующей оценки прогноза и сравнения ее с тайм-аутом. Кроме того, по величине спрогнозированной РТТ-задержки на $n+1$ цикле можно судить об уровне перегрузки и по сигналу обратной связи соответственно уменьшить (перенастроить) величину окна, то есть определить закон изменения окна перегрузки.

Прогнозируемая оценка X_{n+1} определяется или по последнему результату измерений в соответствие с формулой оценки прогноза отчета:

$$\hat{X}_{n+k} = r(k; T)(X_n - \lambda T) + \lambda T, \quad (4)$$

где: λ – интенсивность поступления пакетов; k – параметр смещения;

X_n – число отсчетов;

\hat{X}_{n+k} – оптимальное значение оценки прогноза отсчета; $r(k; T)$ – коэффициент корреляции.

Если величина прогноза оказывается больше порога, зависящего от уровня загрузки буфера и определяемого некоторым адаптивным алгоритмом, то по сигналу обратной связи интенсивность генерации информации с узла i уменьшается на величину, зависящую от уровня загрузки буфера и значений оценок прогноза. Хотя пропускная способность из-за этого на участке сети и понижается, но в связи с сохранением процесса передачи информации и уменьшением числа потерянных пакетов удается в среднем уменьшить потери в пропускной способности этого соединения. Если необходимо сохранить пропускную способность, то по сигналу обратной связи доступные сетевые ресурсы перераспределяются в пользу этого участка виртуального соединения сети.

Выводы

1. Для мобильных сетей АТМ на базе стандартного протокола РNNI разработаны процедуры управления виртуальными соединениями, учитывающие особенности предлагаемых способов формирования и реконфигурации виртуальных соединений.
2. Предложен и обоснован математический аппарат расчета времени задержки передачи ячеек в сети АТМ с использованием которого проведен анализ эффективности известных способов уменьшения времени задержки передачи информации.
3. Предложен способ и разработан алгоритм управления потоком на основе формирования цепи обратной связи сигнальных ячеек, позволяющий с помощью введения пороговых значений задержки оптимизировать сетевой трафик.

Список использованной литературы

1. Кулаков Ю.А., Асад Махмуд Асад Аль Насер, Муаффаг Ахмед Абдул-Рахман Абу-Алхайжа. Управление трафиком в беспроводных сетях АТМ // Вимірювальна та обчислювальна техніка в технологічних процесах.–2001.–№ 4.–С. 99-104.
2. Fractional Levy motion and its application to network traffic modelling". N. Laskin, I. Lambadaris, F.Harmantzis, M. Devetsikiotis // Computer Networks 40, 2002, 363-375
3. Городецкий А.Я., Иванов А.В. Фрактальные процессы в компьютерных сетях: методы идентификации моделей трафика // Научно-технические ведомости СПбГТУ, 2001, № 3 (25).
4. Шелухин О.И., Тенякшев А.М., Осин А.В. Фрактальные процессы в телекоммуникациях. Монография / Под ред. О.И.Шелухина - М.: Радиотехника,

2003.- 480 c