

О. Ю. ВСЕЕВА

## ДИНАМИЧЕСКАЯ МАРШРУТИЗАЦИЯ В ГИБРИДНЫХ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ

Наметившаяся в последнее время тенденция модернизации сетей путем интеграции различных сетевых технологий проявилась в том, что особую популярность приобрела модель IP-over-ATM, которая обеспечивает транспортировку IP-трафика и услуг через сети ATM общего пользования. Данная модель представляет собой воплощение сочетания двух сетевых концепций: протокола IP, ориентированного на передачу без установления соединения и реализующего датаграммный режим обмена информацией, и технологии ATM, ориентированной на соединение. В этом случае ядро ATM реализует функции канального уровня и, по сути, является транспортной подсетью, через которую передается IP-трафик с помощью граничных IP-маршрутизаторов, вынесенных за пределы ядра ATM. Архитектура IP-over-ATM является примером применения двух сетевых концепций на разных, четко разграниченных участках сети.

Следующим этапом в направлении интеграции стало появление технологии многопротокольной коммутации на основе меток (Multiprotocol Label Switching- MPLS) [1]. Данная технология, сохраняя высокую производительность, присущую архитектуре IP-over-ATM, обладает лучшей масштабируемостью; она позволяет существенно упростить построение и эксплуатацию сетей, главным образом потому, что становится излишним согласование двух типов сетей. В технологии MPLS реализуется ATM-подобная концепция в обобщенном виде. Пакеты, отнесенные к одному классу эквивалентной пересылки FEC, следуют вдоль маркированного маршрута LSP, который рассчитывается граничным маршрутизатором, причем таким образом, чтобы удовлетворить требования данного типа трафика, и определяет путь через всю сеть, а следовательно, функционально эквивалентен виртуальному каналу. Управление такой сетью реализуется на базе стандартных протоколов IP-маршрутизации и IP-сигнализации. Таким образом, в рамках MPLS-сегмента сети одновременно существуют передача по виртуальным каналам и датаграммный режим.

Исходя из анализа наметившихся тенденций развития телекоммуникационных сетей можно предположить, что следующим шагом станет объединение в рамках одной сети двух разных концепций: «без установления соединения» и «с установлением соединения», применяемых для передачи потоков пользовательской информации, т.е. создание гибридной сети. Такая сеть за счет организации виртуальных каналов будет способна предоставлять абонентам гарантированное качество обслуживания трафика QoS в соответствии с их запросом и сохранит гибкость датаграммных сетей.

В связи с этим особую актуальность приобретает задача маршрутизации в гибридных сетях, от правильного решения которой зависит эффективность функционирования сети в целом. Как известно, наибольшая эффективность достигается при реализации динамических методов маршрутизации, обладающих высокой степенью адаптируемости к изменению условий функционирования сети.

Предположим, при поступлении в сеть абонентская нагрузка анализируется и в зависимости от требуемого уровня качества обслуживания, срочности и важности передаваемой информации определяется режим передачи: датаграммный или режим виртуальных соединений. Для этого условно всю пропускную способность канала разделим на две составляющие, выделяемые, соответственно, для реализации различных режимов. Предположим также существование адекватного алгоритма формирования очередей пакетов данных на коммутаторах.

Рассмотрим динамическую модель, описывающую адаптивную маршрутизацию в таких сетях. В качестве структурной модели транспортной подсистемы (ТПС) сети будем использовать ориентированный взвешенный граф  $\Gamma(R, L)$ , множество вершин которого  $R = \{R_i\}$ ,

$i = \overline{1, N}$  составляют коммутаторы. Здесь  $N$  – общее количество коммутаторов в ТПС, а множество дуг  $L = \{L_{i,j}\}$ ,  $i, j = \overline{1, N}; i \neq j$  – цифровые тракты между коммутаторами ТПС.

Для построения функциональной модели будем использовать аппарат разностных уравнений состояния [2]. Тогда процесс информационного обмена можно представить в виде следующей системы неавтономных уравнений загрузки буферов очередей на коммутаторах ТПС:

$$x_{i,j}(k+1) = x_{i,j}(k) - \sum_{\substack{l=1, \\ l \neq i}}^N b_{i,l}^{(B)}(k) \cdot u_{i,l}^{(B)j}(k) + \sum_{\substack{m=1, \\ m \neq i, j}}^N b_{m,i}^{(B)}(k) \cdot u_{m,i}^{(B)j}(k) - \\ - \sum_{\substack{l=1, \\ l \neq i}}^N b_{i,l}^{(D)}(k) \cdot u_{i,l}^{(D)j}(k) + \sum_{\substack{m=1, \\ m \neq i, j}}^N b_{m,i}^{(D)}(k) \cdot u_{m,i}^{(D)j}(k) + y_{i,j}(k), \quad (1)$$

где  $b_{m,i}^{(B)}(k) = c_{m,i}(k) \Delta t w_{m,i}^{(B)}$ ;  $b_{m,i}^{(D)}(k) = c_{m,i}(k) \Delta t w_{m,i}^{(D)}$ ;  $y_{i,j}(k) = \zeta_{i,j}(k) \Delta t$ ,  $k = 0, 1, 2, \dots$ ;  $\Delta t = t_{k+1} - t_k$ ;  $x_{i,j}(k)$  – объем данных, находящийся на коммутаторе  $R_i$  и предназначенный для передачи коммутатору  $R_j$  в момент времени  $t_k$ , трактуемый в дальнейшем как переменная состояния;  $c_{i,j}(k)$  – скорость передачи данных от коммутатора  $R_i$  к коммутатору  $R_j$  в момент времени  $t_k$  в тракте  $(i, j)$ ;  $u_{i,l}^{(B)j}(k)$ ,  $u_{i,l}^{(D)j}(k)$  – доли пропускной способности тракта  $(i, l)$ , выделенные пользовательскому трафику с адресом  $R_j$  в момент времени  $t_k$  для реализации, соответственно, режима виртуального соединения и датаграммного (трактуются в дальнейшем как маршрутные переменные);  $w_{m,i}^{(B)}$ ,  $w_{m,i}^{(D)} = 1 - w_{m,i}^{(B)}$  – доли пропускной способности тракта  $(m, i)$ , выделенные для реализации, соответственно, режима виртуального соединения и датаграммного;  $\zeta_{i,j}(k)$  – интенсивность поступления данных на коммутатор  $R_i$  в момент времени  $t_k$  с адресом  $R_j$  от пользователей сети;  $\Delta t$  – период перерасчета маршрутных переменных.

Для исключения возможности перегрузки элементов ТПС, ввиду ограниченности буферов очередей на коммутаторах и пропускных способностей цифровых трактов передачи, на переменные состояния и маршрутные переменные накладываются ограничения вида

$$0 \leq x_{i,j}(k) \leq x_{i,j}^{\text{макс}} \quad (2); \quad 0 \leq u_{i,l}^{(B)j}(k) \quad (3); \quad 0 \leq u_{i,l}^{(D)j}(k) \quad (4); \quad \sum_{n=1}^N u_{i,l}^{(B)n}(k) \leq w_{i,l}^{(B)} \quad (5);$$

$\sum_{n=1}^N u_{i,l}^{(D)n}(k) \leq w_{i,l}^{(D)}$  (6). Здесь  $x_{i,j}^{\text{макс}}$  – емкость буфера очереди для трафиков с адресом  $R_j$  на коммутаторе  $R_i$ .

Для того чтобы в рамках предлагаемой функциональной модели ТПС учесть особенности режима виртуальных соединений, введем ряд дополнительных обозначений [2]. Пусть  $R_i^s = \{R_i^s(q)\}$  – множество всех виртуальных путей (маршрутов) доведения пользовательских трафиков от коммутатора  $R_i$  до коммутатора  $R_s$  в рассматриваемой транспортной подсистеме, где  $R_i^s(q) = [R_i, R_j, \dots, R_k, R_s]$  – произвольный  $q$ -й виртуальный путь длины  $\nu$ , т.е.  $|R_i^s(q)| = \nu$ . В соответствии с тем что одновременно на коммутаторе  $R_i$  ТПС может обслужить

живаться целый ряд пользовательских запросов  $M$ , под  $y_{i,s}^{(n)}$  будем понимать объем произвольного ( $n$ )-го пользовательского трафика от коммутатора  $R_i$  с адресатом  $R_s$ , претендующего на обслуживание по виртуальным каналам с определенным показателем качества QoS, причем  $y_{i,s} = \sum_{n=1}^M y_{i,s}^{(n)}$ . Введем также следующие обозначения:  $R_i^s(q, n)$  – искомый виртуальный канал передачи ( $n$ )-го пользовательского трафика по  $q$ -му виртуальному пути  $R_i^s(q)$ ;  $U_i^{(B)s}(q, n) = [u_{i,j}^{(B)s}, u_{j,l}^{(B)s}, \dots, u_{k,s}^{(B)s}]$  – вектор загрузки виртуального канала  $R_i^s(q, n)$  размерности  $v$ .

При выборе виртуального канала необходимо учитывать требуемое качество обслуживания трафика, для которого организуется канал. Поэтому на выбор маршрутных переменных  $u_{i,l}^{(B)j}(k)$  накладываются дополнительные ограничения. Выберем в качестве показателя качества QoS максимальное время обслуживания (доставки)  $T_{\text{обсл}}^{\text{макс}}(n)$  пользовательского трафика ( $n$ ) в транспортной подсистеме. В отличие от подхода, рассмотренного в [2], под этим временем подразумевается граничная сумма задержек не только в коммутаторах, но и в трактах ТПС вдоль маршрута доведения. Тогда при решении задачи динамической маршрутизации с гарантированным качеством обслуживания в режиме виртуальных соединений в зависимости от значения  $T_{\text{обсл}}^{\text{макс}}(n)$  возможны следующие два случая.

1. Максимальное время обслуживания пользовательского трафика  $T_{\text{обсл}}^{\text{макс}}(n)$  не превышает периода перерасчета маршрутных таблиц  $\Delta t$ , т.е. имеет место неравенство

$$T_{\text{обсл}}^{\text{макс}}(n) \leq \Delta t. \quad (7)$$

Из него следует, что на каждом участке маршрута (тракте  $(i, i+1)$ ) выполняется неравенство

$$\frac{y^{(n)}}{u_{i,i+1}^{(B)v} c_{i,i+1}} + T_i^3 < \Delta t, \quad (8)$$

где  $T_i^3$  – среднее время задержки в  $i$ -м коммутаторе.

Тогда в дополнение к ограничениям (2) – (6) на маршрутные переменные накладываются комплексные ограничения вида

$$\sum_{i=1}^{v-1} \left( \frac{y^{(n)}}{u_{i,i+1}^{(B)v} c_{i,i+1}} + T_i^3 \right) \leq T_{\text{обсл}}^{\text{макс}}(n). \quad (9)$$

2. Максимальное время обслуживания пользовательского трафика  $T_{\text{обсл}}^{\text{макс}}(n)$  превышает период перерасчета содержимого маршрутных таблиц  $\Delta t$ , т.е. имеет место неравенство

$$T_{\text{обсл}}^{\text{макс}}(n) > \Delta t. \quad (10)$$

Из условия (10) следует, что на одном или более трактах рассчитанного виртуального канала условие (8) выполняться не будет, т.е. на этих участках произойдет перерасчет (и, возможно, неоднократно) маршрутных переменных. Пусть количество подобных перерасчетов составит  $m_{i,i+1}$ , где  $(i, i+1)$  – тракт в рассчитанном виртуальном пути. Тогда его можно определить исходя из следующего выражения:

$$\sum_{k=1}^{m_{i,i+1}} \frac{y_{i,i+1}^{(n)}(k)}{u_{i,i+1}^{(B)v}(k)c_{i,i+1}} + T_i^3 \leq \Delta t m_{i,i+1}, \quad (11)$$

где  $y_{i,i+1}^{(n)}(k)$  – доля трафика  $y^{(n)}$ , передаваемого на  $k$ -м временном интервале в  $(i, i+1)$ -м тракте виртуального канала. Причем равенство  $\sum_{k=1}^{m_{i,i+1}} y_{i,i+1}^{(n)}(k) = y^{(n)}$  гарантирует передачу всего пользовательского трафика  $(n)$  на протяжении всех  $m_{i,i+1} + 1$  интервалов существования маршрутных переменных (таблиц) через цифровой тракт  $(i, i+1)$ .

В результате ограничение, которое должно выполняться на всем протяжении рассчитываемого виртуального пути для второго случая, соответствующего неравенству (10), принимает вид

$$\sum_{i=1}^{v-1} \left( \sum_{k=m_{i-1,i}}^{m_{i-1,i}+m_{i,i+1}} \frac{y_{i,i+1}^{(n)}(k)}{u_{i,i+1}^{(B)v}(k)c_{i,i+1}} + T_i^3 \right) \leq T_{\text{обсл}}^{\text{макс}}(n), \text{ где } m_0 = 1. \quad (12)$$

Условие (12) представляет собой обобщенную форму условия (9), которое можно получить из (12) путем подстановки  $m_{i,i+1} = 0, i = \overline{1, v-1}$ .

Для решения маршрутной задачи, т.е. для нахождения искомым путей доведения  $(n)$ -го пользовательского трафика в виде вектора загрузки  $U_i^s(q, n)$ , в соответствии с ограничениями (2) – (6), (9) или (12) представим систему разностных уравнений состояния (1) в векторно-матричной форме:

$$X(k+1) = X(k) + B^{(B)}(k)U^{(B)}(k) + B^{(D)}(k)U^{(D)}(k) + Y(k), \quad (13)$$

где  $X(k) = [x_{1,2}(k), \dots, x_{i,j}(k), \dots, x_{N,N-1}(k)]^T$  – вектор загрузки буферных устройств на коммутаторах транспортной подсистемы в момент времени  $t_k$  размерности  $N(N-1)$ ;  $U^{(B)}(k) = [u_{1,2}^{(B)2}(k), \dots, u_{i,l}^{(B)j}(k), \dots, u_{N,N-1}^{(B)N-1}(k)]^T$ ,  $U^{(D)}(k) = [u_{1,2}^{(D)2}(k), \dots, u_{i,l}^{(D)j}(k), \dots, u_{N,N-1}^{(D)N-1}(k)]^T$  – векторы маршрутных переменных режимов виртуального соединения и датаграммного режима размерности  $N(N-1)^2$ , в соответствии с которыми в ТПС реализуется процесс маршрутизации в момент времени  $t_k$ ;  $B^{(B)}(k)$ ,  $B^{(D)}(k)$  – матрицы пропускных способностей трактов между коммутаторами ТПС в момент времени  $t_k$  размерности  $N(N-1) \times N(N-1)^2$  для различных режимов пакетной коммутации, элементы которой формируются в виде линейных комбинаций  $b_{i,j}^{(B)}(k)$  и  $b_{i,j}^{(D)}(k)$  исходя из выражения (1);  $Y(k) = [y_{1,2}(k), \dots, y_{i,j}(k), \dots, y_{N,N-1}(k)]^T$  – вектор пользовательской нагрузки на коммутаторы ТПС в момент времени  $t_k$  размерности  $N(N-1)$ .

От формы (13) можно легко перейти к выражению

$$X(k+1) = X(k) + B(k)U(k) + Y(k), \quad (14)$$

где  $B = \begin{bmatrix} B^{(B)} & 0 \\ 0 & B^{(D)} \end{bmatrix}$ ;  $U = \begin{bmatrix} U^{(B)} \\ U^{(D)} \end{bmatrix}$ .

Для решения задачи маршрутизации в рамках приведенной модели введем в качестве целевой функции стоимостный функционал

$$J = \sum_{k=0}^{a-1} [X^T(k)Q_X X(k) + U^T(k)Q_U U(k)] \rightarrow \min, \quad (15)$$

где  $a$  – количество интервалов  $\Delta t$ , для которых осуществляется расчет маршрутных переменных;  $Q_X$ ,  $Q_U$  – диагональные неотрицательно определенные весовые матрицы, обусловленные приоритетностью очередей на коммутаторах ТПС и важностью цифровых трактов передачи данных в ТПС.

Таким образом, решение задачи маршрутизации сводится к решению оптимизационной задачи по минимизации целевого функционала (15) при наличии динамических ограничений (13), а также ограничений на переменные состояния и маршрутные переменные (2) – (6), (12). Хотя ограничения существенно затрудняют представление решения оптимизационной задачи в аналитическом виде, в рамках ее решения для формулирования необходимых условий оптимальности можно применить метод целевой координации [2; 3], а для нахождения окончательного решения – численные методы отыскания экстремума квадратичного функционала при наличии ограничений [4].

Предложенный подход к решению маршрутных задач в гибридных сетях, благодаря положенной в его основу динамической модели, обладает рядом преимуществ, среди которых адаптация к изменяющимся условиям функционирования сети и возможность прогнозирования ее состояния. Главное достоинство изложенного подхода состоит в общности предложенной модели, которая позволяет реализовать в рамках единого математического описания разные режимы пакетной коммутации. Это, в свою очередь, дает возможность объединить преимущества обоих режимов: гибкость датаграммных сетей и вместе с тем стабильность, предсказуемость и высокое качество предоставляемых услуг сетей с виртуальными соединениями. Кроме того, предложенная модель, в отличие от описанной в [2], позволяет учитывать временные задержки трафика на коммутаторах вдоль маршрута доставки путем введения соответствующего показателя  $T_i^3$  в выражениях (8) – (9) и (11) – (12). Причем в качестве показателя времени задержки на коммутаторе  $T_i^3$  может использоваться как некоторое среднее значение, выбранное в соответствии с используемыми скоростями передачи данных и существующей загрузкой сети и известное заранее, так и точное значение, рассчитываемое каждый раз при анализе возможного маршрута. Во втором случае значение  $T_i^3$  будет более точно соответствовать условиям функционирования сети, но его расчет требует дополнительных временных и вычислительных затрат.

С точки зрения практического применения предложенной модели можно выделить два направления. В соответствии с первым вся сеть может быть разбита на несколько подсетей, в пределах которых реализуется какой-либо один режим обмена данными, т. е. можно установить четкие границы между подсетями. Второе направление позволяет в рамках единой сети одновременно реализовать два механизма, без территориального разграничения областей их применения. С помощью такой модели, в частности, возможно адекватное описание процессов информационного обмена в MPLS-сетях.

**Список литературы:** 1. Сатовский Б.Л. MPLS – технология маршрутизации нового поколения сетей общего пользования // Сети и системы связи. 2001. № 3. С. 57 – 65. 2. Лемешко А.В. Динамическая маршрутизация в пакетных сетях с гарантированным качеством обслуживания / А.В. Лемешко, О.Ю. Евсеева, Н.И. Гема // Радиотехника. 2001. Вып. 123. С. 45 – 50. 3. Сингх М. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление: Пер. с англ. / М. Сингх, А. Титли. М.: Машиностроение, 1986. 494 с. 4. Растрингин Л.А. Системы экстремального управления. М.: Наука, 1974. 632 с.