

ПОТОКОВАЯ МОДЕЛЬ ПРОЦЕССА МАРШРУТИЗАЦИИ С ГАРАНТИРОВАННЫМ КАЧЕСТВОМ ОБСЛУЖИВАНИЯ

Как показывает анализ тенденций, наметившихся в области телекоммуникаций, основным направлением развития телекоммуникационных сетей (ТКС) являются высокоскоростные мультисервисные сети, предоставляющие широкий перечень инфокоммуникационных услуг, – сети следующего поколения (Next Generation Network, NGN). Базовым принципом концепции NGN является разделение функций переноса и коммутации, функций управления вызовом и функций управления услугами. Основу NGN составляет универсальная транспортная сеть, реализующая услуги переноса и охватывающая транспортный уровень и функции управления коммутацией и передачей. Ключевым моментом в построении универсальной транспортной сети следующего поколения является ее способность обеспечивать широкий перечень услуг с заданным уровнем качества обслуживания (Quality of Service, QoS). Задача обеспечения гарантированного качества обслуживания заявок пользователей охватывает все уровни эталонной модели взаимодействия открытых систем. При этом ключевое место в обеспечении QoS «из конца в конец» отводится сетевому уровню, в частности задачам маршрутизации, от качества решения которых во многом зависит эффективность функционирования ТКС в целом. В связи с этим актуальным становится задача разработки моделей и методов, а в дальнейшем и протоколов маршрутизации в сети следующего поколения.

На основе анализа концепции универсальной транспортной сети [1] и основных подходов к построению методов QoS-маршрутизации [2], можно сформулировать следующие основные требования к методу маршрутизации в NGN.

1) В основу метода маршрутизации должна быть положена модель расчета маршрута от источника (source routing), что обусловлено концептуальным вынесением интеллектуальных управляющих устройств, в том числе и маршрутизаторов, на границу сети следующего поколения.

2) С целью обеспечения высокой степени масштабируемости телекоммуникационной сети и снижения объемов циркулирующей в ней служебной информации целесообразно при построении метода маршрутизации базироваться на использовании модели «от управления», предполагающей создание маршрута не в момент поступления потока данных, а при поступлении управляющей информации. Высокая эффективность данного подхода подтверждена его практической реализацией в одной из перспективных технологий – многопротокольной коммутации меток (Multiprotocol Label Switching, MPLS).

3) Учитывая, что задачей QoS-маршрутизации является не только определение маршрута для вновь поступающих в сеть потоков с учетом их QoS-требований, но и достижение высокой эффективности использования сетевых ресурсов в целом, метод маршрутизации должен обладать свойством адаптации к изменяющимся условиям функционирования сети.

4) Как показывает анализ современных телекоммуникационных технологий и их возможностей по обеспечению QoS, в качестве технологической основы универсальной транспортной сети NGN могут быть использованы ATM, IP/IntServ, IP/DiffServ и IP/MPLS. При этом, по мнению большинства производителей сетевого оборудования, наиболее перспективной считается сеть IP. Как следствие при описании информационного обмена в такой сети кроме потоков, обслуживаемых с гарантированным QoS, следует учитывать потоки, обслуживаемые по принципу best effort, то есть без обеспечения QoS. Учитывая, что предоставление жестких гарантий по обеспечению QoS (hard QoS) возможно только в режиме виртуальных соединений или резервирования сетевых ресурсов (квазивиртуальные соединения), сеть должна рассматриваться как гибридная, то есть сочетающая в себе различные режимы пакетной коммутации: датаграммный обмен (best effort) и режим с установлением виртуального соединения (hard QoS).

Величины $w_{m,i}^{(B)}$ и $w_{m,i}^{(D)}$ предполагаются известными и при условии, что в сети реализуется только динамический план распределения, находятся в соотношении $w_{m,i}^{(D)} = 1 - w_{m,i}^{(B)}$. В общем случае соотношение пропускных способностей, выделенных для реализации различных режимов передачи, может изменяться в соответствии с состоянием сети. Тогда последние два ограничения на маршрутные переменные трансформируются к виду

$$\sum_{j=1}^N \left(u_{i,i}^{(B)j}(k) + u_{i,i}^{(D)j}(k) \right) \leq 1.$$

Для того чтобы в рамках предлагаемой функциональной модели ТКС учесть особенности режима виртуальных соединений, введем ряд дополнительных обозначений. Пусть $P_i^s = \{P_i^s(q)\}$ – множество всех путей (маршрутов) доведения пользовательских трафиков от узла V_i до узла V_s в рассматриваемой транспортной сети, где $P_i^s(q) = [V_i, V_j, \dots, V_k, V_s]$ – произвольный q -й виртуальный путь длины d , т.е. $|P_i^s(q)| = d$. В соответствии с тем что одновременно на узле V_i ТКС может обслуживаться целый ряд пользовательских запросов M , под $\zeta_{i,s}^{(n)}$ будем понимать интенсивность поступления в сеть произвольного (n)-го пользовательского трафика от узла V_i с адресатом V_s , претендующего на обслуживание по виртуальным каналам с определенными показателями качества QoS, причем $\zeta_{i,s} \equiv \sum_{n=1}^M \zeta_{i,s}^{(n)}$.

Введем также следующие обозначения: $P_i^s(q, n)$ – искомая последовательность узлов, через которые будет проходить путь передачи (n)-го пользовательского трафика, построенный на основе q -го пути доведения $P_i^s(q)$; $U_i^{(B)s}(q, n) = [u_{i,j}^{(B)s}, u_{j,l}^{(B)s}, \dots, u_{k,s}^{(B)s}]$ – вектор загрузки трактов в $P_i^s(q, n)$ размерности d .

С целью наглядности последующего изложения в рамках рассматриваемого трафика (n) нумерацию узлов в пути его доведения будем производить относительно исходящей (первой) вершины пути, ограничиваясь его рангом, т.е. ранее введенные обозначения примут вид

$$P_1^d = [V_1, V_2, \dots, V_{d-1}, V_d];$$

$$U_1^{(B)d} = [u_{1,2}^{(B)d}, u_{2,3}^{(B)d}, \dots, u_{d-2,d-1}^{(B)d}, u_{d-1,d}^{(B)d}];$$

$$\zeta_{i,s}^{(n)} = \zeta^{(n)}.$$

Как было указано ранее, в рамках функциональной модели необходимо учесть требования к QoS чувствительных к задержкам и ширине полосы пропускания приложений, таких как передача речи и потоковое видео. Необходимость введения для (n)-го пользовательского потока минимальной пропускной способности $C^{\min}(n)$ выступает в качестве ограничения, налагаемого на маршрутные переменные при решении задачи маршрутизации, которое может быть сформулировано следующим образом:

$$C_{\text{пути}}(n) \geq C^{\min}(n), \quad (4)$$

где $C_{\text{пути}}(n)$ – пропускная способность пути, выделяемого для доведения (n)-го пользовательского потока и определяемая как $C_{\text{пути}}(n) = \min_{(i,i+1)} [c_{i,i+1}^{(B)} u_{i,i+1}^{(B)d}]$, $i = \overline{1, d-1}$.

С целью реализации перечисленных требований в работе будет предложена модель QoS маршрутизации, которая в отличие от предложенных в [3, 4] ориентирована на обслуживание потоков. В качестве математического аппарата для описания процесса информационного обмена в гибридных сетях будем использовать аппарат разностных уравнений состояния [3, 4], и в рамках модели в пространстве состояний сделаем ряд предположений. 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. Одним из основных способов реализации различных режимов пакетной коммутации является разделение пропускной способности канала связи на две составляющие, выделяемые для передачи пакетов данных соответственно в датаграммном режиме и режиме виртуальных соединений.

Пусть общее количество коммутационных узлов (маршрутизаторов) составляет N , множество $V = \{V_i\}$, $i = \overline{1, N}$ соответствует множеству узлов ТКС, а множество $E = \{E_{m,i}\}$, $m, i = \overline{1, N}$, $m \neq i$ – множеству трактов передачи ТКС, тогда динамику изменения очередей на узле V_i гибридной сети можно представить в виде системы разностных уравнений:

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

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

На введенные маршрутные переменные накладывается ряд ограничений, связанных с их физическим смыслом,

$$\begin{cases} 0 \leq x_{i,j}(k) \leq x_{i,j}^{\max}, & (2) \\ 0 \leq u_{i,l}^{(a)j}(k); \\ 0 \leq u_{i,l}^{(b)j}(k); \\ \sum_{n=1}^N u_{i,l}^{(a)n}(k) \leq w_{i,l}^{(a)}; \\ \sum_{n=1}^N u_{i,l}^{(b)n}(k) \leq w_{i,l}^{(b)}, \end{cases} \quad (3)$$

где $x_{i,j}^{\max}$ – емкость буфера очереди для трафиков с адресом V_j на узле V_i .

Величины $w_{m,i}^{(B)}$ и $w_{m,i}^{(D)}$ предполагаются известными и при условии, что в сети реализуется только динамический план распределения, находятся в соотношении $w_{m,i}^{(D)} = 1 - w_{m,i}^{(B)}$. В общем случае соотношение пропускных способностей, выделенных для реализации различных режимов передачи, может изменяться в соответствии с состоянием сети. Тогда последние два ограничения на маршрутные переменные трансформируются к виду

$$\sum_{j=1}^N \left(u_{i,l}^{(B)j}(k) + u_{i,l}^{(D)j}(k) \right) \leq 1.$$

Для того чтобы в рамках предлагаемой функциональной модели ТКС учесть особенности режима виртуальных соединений, введем ряд дополнительных обозначений. Пусть $P_i^s = \{P_i^s(q)\}$ – множество всех путей (маршрутов) доведения пользовательских трафиков от узла V_i до узла V_s в рассматриваемой транспортной сети, где $P_i^s(q) = [V_i, V_j, \dots, V_k, V_s]$ – произвольный q -й виртуальный путь длины d , т.е. $|P_i^s(q)| = d$. В соответствии с тем что одновременно на узле V_i ТКС может обслуживаться целый ряд пользовательских запросов M , под $\zeta_{i,s}^{(n)}$ будем понимать интенсивность поступления в сеть произвольного (n)-го пользовательского трафика от узла V_i с адресатом V_s , претендующего на обслуживание по виртуальным каналам с определенными показателями качества QoS, причем $\zeta_{i,s} = \sum_{n=1}^M \zeta_{i,s}^{(n)}$.

Введем также следующие обозначения: $P_i^s(q, n)$ – искомая последовательность узлов, через которые будет проходить путь передачи (n)-го пользовательского трафика, построенный на основе q -го пути доведения $P_i^s(q)$; $U_i^{(B)s}(q, n) = [u_{i,j}^{(B)s}, u_{j,l}^{(B)s}, \dots, u_{k,s}^{(B)s}]$ – вектор загрузки трактов в $P_i^s(q, n)$ размерности d .

С целью наглядности последующего изложения в рамках рассматриваемого трафика (n) нумерацию узлов в пути его доведения будем производить относительно исходящей (первой) вершины пути, ограничиваясь его рангом, т.е. ранее введенные обозначения примут вид

$$P_1^d = [V_1, V_2, \dots, V_{d-1}, V_d];$$

$$U_1^{(B)d} = [u_{1,2}^{(B)d}, u_{2,3}^{(B)d}, \dots, u_{d-2,d-1}^{(B)d}, u_{d-1,d}^{(B)d}];$$

$$\zeta_{i,s}^{(n)} = \zeta^{(n)}.$$

Как было указано ранее, в рамках функциональной модели необходимо учесть требования к QoS чувствительных к задержкам и ширине полосы пропускания приложений, таких как передача речи и потоковое видео. Необходимость введения для (n)-го пользовательского потока минимальной пропускной способности $C^{\min}(n)$ выступает в качестве ограничения, налагаемого на маршрутные переменные при решении задачи маршрутизации, которое может быть сформулировано следующим образом:

$$C_{\text{пути}}(n) \geq C^{\min}(n), \quad (4)$$

где $C_{\text{пути}}(n)$ – пропускная способность пути, выделяемого для доведения (n)-го пользовательского потока и определяемая как $C_{\text{пути}}(n) = \min_{(i,i+1)} [c_{i,i+1}^{(B)} u_{i,i+1}^{(B)d}]$, $i = \overline{1, d-1}$.

Выполнение ограничения (4) эквивалентно реализации класса обслуживания Constant Bit Rate (CBR) в АТМ. Однако для приложений, критичных в величине задержки, выделение необходимой ширины полосы пропускания не является достаточным условием для обеспечения своевременной доставки потока (n). Более общей формулировкой является условие обеспечения величины задержки в рамках допустимого значения:

$$T_{\text{дост}}(n) \leq T^{\text{max}}(n), \quad (5)$$

где $T_{\text{дост}}(n)$ – время доставки пользовательского трафика (n); $T^{\text{max}}(n)$ – максимальное время обслуживания (доставки) пользовательского трафика (n) в транспортной сети.

В соответствии с потоковой моделью время доставки пользовательского трафика (n) может быть определено как сумма задержек передачи в трактах передачи, образующих в совокупности путь доведения P данного трафика,

$$T_{\text{дост}}(n) = \sum_{V_i \in P} T_i(n). \quad (6)$$

При решении задачи маршрутизации в режиме виртуальных соединений на соответствующие маршрутные переменные накладываются ограничения, связанные с спецификой данного режима и с гарантией требуемого качества обслуживания. Ограничения первого типа требуют нахождения пути доведения пользовательского потока $\zeta_{i,s}^{(n)}$, а затем загрузки этого пути в виде вектора маршрутных переменных. Ограничения второго типа, представленные формулами (4) и (5), регулируют загрузку путей доведения. Результатом решения задачи маршрутизации для потока $\zeta_{i,s}^{(n)}$ в режиме виртуальных соединений должен быть вектор переменных $u_{j,l}^{(b)s}$ таких, что тракты передачи $E_{j,l}$, соответствующие нижним индексам элементов управляющего вектора, образуют путь доставки рассматриваемого потока. При этом, учитывая, что одним из требований к методу маршрутизации была реализация модели от управления, то есть концепции заранее вычисляемых (Pre-Computed) маршрутов, можно предложить следующий подход к ее решению. Первым шагом будет формирование множества маршрутов P в соответствии с запрашиваемым классом обслуживания, что позволит исключить из рассмотрения заведомо неподходящие тракты, при этом используются только номинальные значения пропускной способности. Затем, по аналогии с процедурой управления доступом САС (Connection Admission Control) [5], осуществляется проверка наличия объема доступных сетевых ресурсов, то есть осуществляется проверка условий (4) и/или (5) вдоль всех потенциально возможных маршрутов в имеющемся множестве. Проверку условия (5) вдоль всех маршрутов P из сформированного множества P можно формализовать следующим образом

$$\prod_P e\left(T_{\text{дост}P}(n) - T^{\text{max}}(n)\right) = 0,$$

где $e(\cdot)$ – единичная функция.

В результате, если вдоль хотя бы одного пути выполняются требования на качество обслуживания, то данный поток может быть принят к обслуживанию с запрашиваемым качеством. В противном случае заявка может быть отклонена или обслужена с более низким качеством.

Сформированное на первом этапе множество маршрутов выступает в качестве исходных данных для формирования множества путевых векторов, которые в свою очередь выступают в качестве ограничений на маршрутные переменные этого вектора. Численное значение маршрутных переменных, выбранных на основе сформированного множества путевых векторов, будет определяться в результате решения маршрутной задачи с учетом ограничений (5).

Проверка условия (5) сопряжена с необходимостью вычисления времени доставки пользовательского потока данных вдоль всех возможных маршрутов, при этом подходы к вычислению $T_{\text{дост}}(n)$ могут быть как статистическими, так и аналитическими. Аналитическое определение величины задержки доставки потока данных сопряжено с определенными допущениями, однако позволяет своевременно получить результат. В данном случае конкретный вид аналитического выражения будет зависеть от используемого математического аппарата и от модели трафика, положенной в основу.

При использовании потоковой модели и ограничении источника трафика (n) в соответствии с алгоритмом «корзины маркеров» с параметрами $\langle \sigma_n, \rho_n \rangle$, где σ_n – размер корзины маркеров, ρ_n – средняя скорость поступления маркеров, предельная (граничная) величина межконцевой задержки при передаче потока данных будет зависеть от реализованной дисциплины обслуживания (табл.) [6]. Здесь приняты следующие обозначения: r_n – гарантированная скорость передачи для трафика (n), в нашем случае $r_n = C_{\text{пути}}(n)$; L – длина пакета; $K_{i,i+1}$ – количество соединений, использующих тракт $E_{i,i+1}$. Для примера в таблице приведены выражения для определения величины джиттера, являющейся одним из показателей качества обслуживания. Следует отметить, что при описании гарантированной доставки данных более важными показателями являются предельные величины: максимальная межконцевая задержка и максимальный джиттер, определяемые для наихудшего случая. Поэтому для описания QoS в рамках таких сетей в качестве L следует использовать максимальное значение длины пакета.

Для определения времени доставки потока (n) можно использовать результаты теории массового обслуживания [7], которые в терминах модели пространства состояний можно записать как

$$T_{\text{дост}}(n) = \sum_{i=1}^{d-1} \frac{L}{c_{i,i+1}^{(B)} u_{i,i+1}^{(B)d} - \zeta_{i,i+1}},$$

где $\zeta_{i,i+1}$ – величина интенсивности потока в тракте $E_{i,i+1}$; L – средняя длина пакета.

Т а б л и ц а

Дисциплина обслуживания	Межконцевая задержка	Величина джиттера
Fluid Fair Queueing (FFQ)	$\frac{\sigma_n}{r_n}$	$\frac{\sigma_n}{r_n}$
Virtual Clock (VC); Weighted Fair Queueing (WFQ); Worst-case Fair Weighted Fair Queueing (WF ² Q)	$\frac{\sigma_n + dL}{r_n} + \sum_{i=1}^{d-1} \frac{L}{c_{i,i+1}}$	$\frac{\sigma_n + dL}{r_n}$
Self-Clocked Fair Queueing (SCFQ)	$\frac{\sigma_n + dL}{r_n} + \sum_{i=1}^{d-1} K_{i,i+1} \frac{L}{c_{i,i+1}}$	$\frac{\sigma_n + dL}{r_n} + \sum_{i=1}^{d-1} (K_{i,i+1} - 1) \frac{L}{c_{i,i+1}}$

Для решения маршрутной задачи, т.е. для нахождения искомым путей доведения (n)-го пользовательского трафика в виде вектора загрузки $U_i^{(B)S}(q, n)$ и $U^{(A)}$ в соответствии с ограничениями (2) – (5) представим систему разностных уравнений состояния (1) в векторно-матричной форме:

$$X(k+1) = X(k) + B^{(B)}(k)U^{(B)}(k) + B^{(A)}(k)U^{(A)}(k) + Y(k), \quad (7)$$

где $X(k) = [x_{1,2}(k), \dots, x_{i,j}(k), \dots, x_{N,N-1}(k)]^T$ – вектор загрузки буферных устройств на узлах

сети в момент времени t_k размерности $N \cdot (N-1)$; $U^{(b)}(k) = [u_{1,2}^{(b)2}(k), \dots, u_{i,l}^{(b)j}(k), \dots, u_{N,N-1}^{(b)N-1}]^T$, $U^{(a)}(k) = [u_{1,2}^{(a)2}(k), \dots, u_{i,l}^{(a)j}(k), \dots, u_{N,N-1}^{(a)N-1}]^T$ – векторы маршрутных переменных режимов виртуального соединения и датаграммного режима размерности $N(N-1)^2$, в соответствии с которыми в ТКС реализуется процесс маршрутизации в момент времени t_k ; $B^{(b)}(k)$, $B^{(a)}(k)$ – матрицы пропускных способностей трактов между узлами ТКС в момент времени t_k размерности $N(N-1) \times N(N-1)^2$ для различных режимов пакетной коммутации, элементами которой являются $b_{i,j}^{(b)}(k)$ и $b_{i,j}^{(a)}(k)$, $Y(k) = [y_{1,2}(k), \dots, y_{i,j}(k), \dots, y_{N,N-1}(k)]^T$ – вектор пользовательской нагрузки на узлы ТКС в момент времени t_k размерности $N(N-1)$.

В качестве критерия оптимальности может выступать, например, минимум квадратичного функционала

$$J = \sum_{k=0}^{a-1} [X^T(k)Q_X X(k) + U^T(k)Q_U U(k)] \rightarrow \min, \quad (8)$$

где Q_X , Q_U – диагональные соответственно неотрицательно и положительно определенные весовые матрицы, определяемые приоритетностью очередей в узлах и важностью цифровых трактов передачи в сети.

Физически функционал (8) характеризует суммарную стоимость использования сетевых ресурсов. При этом первое слагаемое определяет затраты по использованию буферных устройств узлов сети, а второе – количественно отображает стоимость использования канальных ресурсов ТКС. Введение $a > 1$ дает возможность учета величины поступающей (или ожидаемой) нагрузки в момент времени t_k как на текущих, так и на последующих временных интервалах, что наделяет модель свойством прогнозирования.

В качестве выводов следует отметить, что в статье предложена модель маршрутизации с гарантированным качеством обслуживания, отвечающая требованиям сетей следующего поколения. Новизна модели состоит в том, что она ориентирована на использование потоковой модели трафика.

Задача маршрутизации представлена как оптимизационная задача по распределению ресурсов, состоящая в минимизации стоимостного функционала (8) при ограничениях (2) – (5), (7). Решение маршрутных задач в рамках разработанной модели предполагается осуществлять в соответствии со схемой маршрутизации от источника (source routing) на приграничных узлах универсальной транспортной сети. Предоставление в NGN различных услуг связи, в том числе и гарантированного качества, нашло отображение в представленной модели маршрутизации в виде соответствующих ограничений на маршрутные переменные. Причем в рамках модели были формализованы такие показатели качества обслуживания, как требуемая скорость и время обслуживания пользовательских потоков.

Список литературы: 1. Валов С.Г., Гольшико А.В. Инфокоммуникационные сети будущего: архитектура сети // Вестник связи. 2003. № 7. С. 42 – 47. 2. Вегешина Ш. Качество обслуживания в сетях IP. М.: Издательский дом «Вильямс», 2003. 368 с. 3. Евсеева О.Ю. Динамическая маршрутизация в гибридных телекоммуникационных сетях // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. 2002. Вып. 128. С. 86 – 90. 4. Лемешко А.В., Евсеева О.Ю., Беленков А.Г. Обеспечение гарантированного качества связи при решении задач сетевого уровня МВОС // Точно-Европейский журнал передовых технологий. 2003. №6(6). С. 30 – 33. 5. ATM Forum, Private Network Network Interface(PNNI) v 1.0 specifications, 1996. 6. Zhang H. Service Disciplines For Guaranteed Performance Service in Packet-Switching Networks // Proceeding of the IEEE, 10 (83), Oct. 1995. 7. Вишневский В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей. М.: Техносфера, 2003. 512 с.

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Поступила в редколлегию 12.05.2004