УДК 681.324

КОМПЛЕКС МОДЕЛЕЙ И АЛГОРИТМОВ ОПТИМИЗАЦИИ ХАРАКТЕРИСТИК СЕТЕЙ С ТЕХНОЛОГИЕЙ MPLS

Е.Ю. ЗАЙЧЕНКО

Рассмотрены задачи анализа сетей с технологией MPLS и оптимизации распределения потоков различных классов сервиса при ограничениях на установленные значения показателей качества обслуживания. Предложен алгоритм решения данной задачи. Описаны комбинированная задача оптимизации выбора пропускных способностей и распределения потоков в сетях с технологией MPLS и алгоритм ее решения. Приведены результаты экспериментальных исследований предложенных алгоритмов и сравнение их с известным методом.

ВВЕДЕНИЕ

К современным телекоммуникационным технологиям предъявляются требования передачи разных видов информации (аудио, видео и данных) по общим каналам связи с помощью унифицированного транспортного механизма и обеспечения при этом заданного качества обслуживания (Quality of Service), а именно средней задержки $T_{\text{ср}}$ и ее вариации. Существующие сетевые технологии, такие как IP, Ethernet, Frame Relay, Token Ring, не в состоянии обеспечить требуемое качество обслуживания. Первой технологией, которая позволила обеспечить заданное качество, стала технология ATM (Asynchronous Transfer Mode), где впервые были введены различные категории сервиса и показатели качества обслуживания [1]. Однако высокая стоимость коммуникационного оборудования сетей ATM, а также жесткое ограничение на размер передаваемых блоков данных (53 байта) не позволили ей получить широкое применение в современных компьютерных сетях. Поэтому в конце 90-х годов была создана новая технология многопротокольной коммутации меток — MPLS (Multiprotocol Label Switching), свободная от недостатков, свойственных ATM [2]. Ее отличительные особенности:

1) введение различных категорий потоков классов обслуживания (Class of Service);

2) возможность обеспечения заданного качества обслуживания QoS для разных категорий;

3) предоставление единого транспортного механизма для передачи разных видов информации и, наконец, возможность работы с различными сетевыми технологиями и протоколами (Frame Relay, Ethernet, IP, ATM) [1].

Важными задачами, которые приходится решать в процессе построения сетей MPLS, являются задачи анализа и оптимизации их характеристик и, в частности, оптимальный выбор пропускных способностей (ПС) каналов связи (КС), а также распределение потоков (РП) различных классов по каналам при ограничениях на заданные показатели качества. Впервые эти задачи были сформулированы и решены для обычных глобальных сетей Л. Клейнроком [3].

Автором данной статьи разработан комплекс моделей и алгоритмов анализа и оптимизации для сетей с технологией АТМ [1]. Вместе с тем специфика технологии MPLS и наличие различных классов обслуживания, введение приоритетного обслуживания не позволяет непосредственно применить известные методы и алгоритмы, разработанные для технологии АТМ. Анализ литературных источников по тематике MPLS показал, что в настоящее время отсутствуют методы и алгоритмы, учитывающие специфику технологии MPLS и позволяющие решать задачи их анализа и оптимизации. Поэтому цель настоящей статьи — развитие и обобщение моделей и алгоритмов анализа и оптимизации характеристик АТМ на сети с технологией MPLS.

АНАЛИТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ ОЦЕНКИ ПОКАЗАТЕЛЕЙ КАЧЕСТВА СЕТИ С ТЕХНОЛОГИЕЙ MPLS

Для решения задач анализа и оптимизации характеристик сетей с технологией MPLS по качеству обслуживания (QoS) прежде всего необходимо было разработать аналитические модели оценки показателей качества для разных классов сервиса в зависимости от интенсивности входных потоков, ПС каналов, распределения потоков по КС. В работах автора получены зависимости средней задержки пакетов двух классов приоритетов VBR и ABR в сетях АТМ от интенсивности входящих потоков и пропускных способностей КС [1].

Обобщим модели показателей качества для любого количества классов приоритетов. Пусть у нас есть КС, в котором обслуживается N потоков данных с относительными приоритетами P_i. Поток данных в канале (r,s) с приоритетом i обозначим f_{rs}^{i}, общую пропускную способность — μ_{rs}. Для удобства приоритеты расставим следующим образом:

$$p_0 > p_1 > \ldots > p_N .$$

Выбор обслуживания потоков различных классов с относительными приоритетами определяется спецификой работы маршрутизаторов сети LSR. Обслуживание пакетов различных классов происходит с относительными приоритетами (без прерывания), т.е обслуживание (передача очередного пакета) LSR не прерывает обслуживание его при поступлении пакетов более высокого приоритета до его завершения.

Для получения аналитических оценок средней задержки пакетов k-го приоритета введем следующие допущения:

1. Входящие потоки в узле сети всех классов — пуассоновские с интенсивностью $h_{ij}^{(k)}$.

2. Обслуживание в КС (r,s) распределено по показательному закону с интенсивностью μ_{rs} (Мбит/с), где μ_{rs} — пропускная способность КС (r,s).

3. Времена обслуживания пакета в разных КС — статистически независимые случайные величины.

При таких допущениях, используя аппарат теории массового обслуживания, запишем выражение для задержки в канале (r,s) потоков разных приоритетов [3, 4]

$$p_0 : t_{rs}^0 = \frac{f_{rs}^0}{\left(\mu_{rs} - f_{rs}^0\right)\mu_{rs}}, \tag{1}$$

$$p_j : t_{rs}^j = \frac{\sum\limits_{i=01}^{j} f_{rs}^k}{\left(\mu_{rs} - \sum\limits_{k=0}^{j-1} f_{rs}^{(k)}\right)\left(\mu_{rs} - \sum\limits_{k=0}^{j} f_{rs}^k\right)}. \tag{2}$$

Пусть задана матрица требований к передаче информационного потока l-го приоритета $H_l = \left\| h_{ij}^l \right\|$. Используя эти выражения в работе [5], получена окончательная оценка средней задержки потока k-го приоритета в сети

$$T_{\text{ср},k} = \frac{1}{H_\Sigma^{(k)}} \sum_{(r,s)\in E} \frac{f_{rs}^{(k)} \sum\limits_{i=1}^{k} f_{rs}^{(i)}}{\left(\mu_{rs} - \sum\limits_{i=1}^{k-1} f_{rs}^{(i)}\right)\left(\mu_{rs} - \sum\limits_{i=1}^{k} f_{rs}^{(i)}\right)}, \tag{3}$$

где $H_\Sigma^{(k)} = \sum\limits_{j=1}^{n}\sum\limits_{i=1}^{n} h_{ij}^{(k)}$ — суммарная интенсивность входящего потока и класса k; $f_{rs}^{(i)}$ — поток i-го класса приоритета в КС (r,s).

Тогда, на основе полученного общего выражения средняя задержка для потоков высшего приоритета составляет

$$\overline{T}_0 = \frac{1}{H_\Sigma} \sum_{(r,s)\in E} \frac{f_{rs}^0 \sum\limits_{k=0} f_{rs}^k}{\mu_{rs}\left(\mu_{rs} - f_{rs}^0\right)}, \tag{4}$$

где $H_\Sigma^{(0)} = \sum\limits_{i=1}^{n}\sum\limits_{j=1}^{n} h_{ij}^{(0)}$.

Недостатком данного выражения является то, что в нем не учитываются задержки в коммутаторах, связанные с обработкой поступающих пакетов и их коммутацией, а учитываются задержки на ожидание освобождения КС. Поэтому обобщим данное выражение.

Выведем выражение для средней задержки в маршрутизаторе LSR.

Пусть входящие потоки в маршрутизаторе LSR_i пуассоновские с интенсивностями $\{\lambda_{rs}\}$, а интенсивность (производительность) обслуживания в LSR μ_i (пак/с). Будем считать, что узел связи LSR_i описывается моделью M/M/n/1, где n — число входящих потоков.

Тогда средняя задержка в LSR_i определится как [4]

$$\overline{T} = \frac{1}{\mu_i - \Lambda_i}, \tag{5}$$

где $\Lambda_i = \sum\limits_{\forall s:(s,i)\in E} f_{si}$ — суммарная интенсивность входящего потока в маршрутизатор i.

Средняя задержка во всех LSR для заданной пары (i, j) на маршруте m_{ij}

$$\overline{T}_{ij} = \sum_{\forall r \in m_{ij}} \overline{T}_r = \sum_{r\in m_{ij}} \frac{1}{\mu_r - \Lambda_r}. \tag{6}$$

Тогда средняя задержка во всех маршрутизаторах для произвольной пары «источник – адресат» определится так:

$$\overline{T}_{\text{ср}} = \sum_{j=1}^{n}\sum_{i=1}^{n} \overline{T}_{ij} P_{ij}, \tag{7}$$

где P_{ij} — вероятность установления сеанса (i, j).

$$P_{ij} = \frac{h_{ij}}{H_\Sigma}. \tag{8}$$

Подставляя (6) и (8) в (7), получаем

$$T_{\text{ср}} = \frac{1}{H_\Sigma} \sum_{i=1}^{n} \frac{\Lambda_i}{\mu_i - \Lambda_i}. \tag{9}$$

В этом случае средняя задержка в сети MPLS для потоков k-го класса приоритета с учетом задержки во всех маршрутизаторах на коммутацию составит

$$T_{\text{ср}}^{(k)} = \frac{1}{H_\Sigma^{(k)}} \left(\sum_{(r,s)\in E} \frac{f_{rs}^{(k)} \sum\limits_{i=1}^{k} f_{rs}^{(i)}}{\left(\mu_{rs} - \sum\limits_{i=1}^{k-1} f_{rs}^{(i)}\right)\left(\mu_{rs} - \sum\limits_{i=1}^{k} f_{rs}^{(i)}\right)} + \sum_{i=1}^{n} \frac{\Lambda_i^{(\kappa)}}{\mu_i - \Lambda_i^{(\kappa)}} \right). \tag{10}$$

Определим вероятности потери пакетов разных классов.

Вероятность потери пакетов k-го класса в КС (r, s) равна вероятности состояния, когда все виртуальные каналы, выделенные под поток k-го класса в линии связи (r, s), будут заняты [1, 5].

$$P_{\text{пот } rs}^{(k)} = P_0 \left(\frac{f_{rs}^{(k)}}{\mu} \right)^{n_k} \frac{1}{n_k!} \left(\frac{f_{rs}^{(k)}}{n_k \mu} \right)^{N_k}, \tag{11}$$

где μ — ПС базового канала (например, $\mu_1 = 1544 \frac{Кбит}{с}$); n_k — число каналов в линии связи (r, s), выделенных для передачи потока k-го класса;

N_k — объем буфера коммутатора в пакетах для очереди k -го класса; P_0 — нормирующий множитель.

Тогда вероятность того, что не произойдет потерь пакетов k -го класса ни в одном из каналов сети, будет равна

$$\prod_{(r,s)\in E}\left(1-P^{(k)}_{\text{пот}\,(r,s)}\right),$$

а вероятность (доля) потерянных пакетов k -го класса [1,5]

$$PLR_k = 1-\prod_{(r,s)\in E}\left(1-P^{(k)}_{\text{пот}\,(r,s)}\right). \qquad (12)$$

ПОСТАНОВКА ОБОБЩЕННОЙ ЗАДАЧИ РП

Рассмотрим общую постановку задачи РП с ограничениями на среднюю задержку и долю потерянных пакетов, которая отличается от известной [5] учетом задержки в коммутаторах.

Задана сеть в виде графа $G(X,E)$, где $X=\{x_j\}$ — множество узлов связи (УС); $E\{(r,s)\}$ — множество КС, а также заданы пропускные способности КС $\{\mu_{rs}\}$ и матрица требований $H(k)=\|h_{ij}(k)\|$, $i,j=\overline{1,n}$, где $h_{ij}(k)$ — интенсивность потока k -го класса, который необходимо передавать из УС x_i в узел x_j (Кбит/с).

Требуется найти такие маршруты передачи и РП всех классов $F(k)=[f_{rs}(k)]$, при которых обеспечиваются ограничения на среднюю задержку $T_{\text{ср},k}\le T_{k,\text{зад}}$ и на долю (вероятность) потери пакетов k -го класса $PLR_k \le PLR_{k,\text{зад}}$.

АЛГОРИТМ РЕШЕНИЯ ОБОБЩЕННОЙ ЗАДАЧИ РП

В работе [5] предложен алгоритм решения обобщенной задачи РП для потоков k классов при ограничениях на

$$T_{\text{ср},k}\le T_{k,\text{зад}}, \qquad (13)$$

$$PLR_k \le PLR_{k,\text{зад}}. \qquad (14)$$

Этот алгоритм состоит из $2k$ этапов. Его особенность заключается в том, что на каждом из этапов проводилось распределение потоков k -го класса по одному из ограничений (8) или (9), а недостаток — в том, что если на этапе $(2k-1)$ мы распределяем поток k -го класса при ограничении $T_{\text{ср},k}\le T_{k,\text{зад}}$, а затем на этапе $2k$ распределяем поток $F(k)$ по ограничению $PLR_k \le PLR_{k,\text{зад}}$, то новое распределение потоков $\widetilde{F}(k)$ может нарушить предыдущее ограничение (13). Потребуется дополнительное РП, чтобы обеспечить выполнение ограничения (13). Для этого необходимы дополнительные затраты машинного времени. Поэтому ниже предлагается усовершенствованный алгоритм РП, в котором на каждом этапе ищется распределение потоков $F(k)$ с учетом обоих ограничений (13) и (14) одновременно.

Описание алгоритма

Алгоритм состоит из K этапов (по числу классов сервиса K), на каждом из которых находится распределение потоков k -го класса $F(k)$ при ограничениях (8) и (9).

Этап 1.

0 шаг. $F_1(0)=0$; $H_1(0)=0$.

Этап состоит из $2C_n^2 = n(n-1)$ итераций, на каждой из которых находим РП от очередного требования h_{ij}, $i,j=\overline{1,n}$, $i \neq j$.

1-я итерация

1. Находим начальную условную метрику $l_{rs}(1)=\lambda \dfrac{\partial T_{\text{ср},1}}{\partial f_{rs}^{(1)}} + (1-\lambda)\dfrac{\partial PLR_1}{\partial f_{rs}^{(1)}}$, где $\lambda \in [0;1]$.

Как видим, данная метрика является выпуклой комбинацией двух метрик $\dfrac{\partial T_{\text{ср},1}}{\partial f_{rs}^{(1)}}$ и $\dfrac{\partial PLR_1}{\partial f_{rs}^{(1)}}$.

В качестве начального значения λ можно выбрать $\lambda = 0{,}5$.

2. Определяем кратчайшие пути в данной метрике между всеми узлами $\pi_{ij}^{\min}(1)$.

3. Выбираем первое требование из матрицы $H_1 = \left\| h_{ij}^1 \right\|$, например, $h_{i_1 j_1}$. Находим кратчайший путь $\pi_{i_1 j_1}{}^{\min}$, распределяем поток от требования $h_{i_1 j_1}$ и определяем начальное РП.

$$f_{rs}^{(1)}(1) = \begin{cases} f_{rs}^{(1)}(0) + h_{i_1 j_1} = h_{i_1 j_1}, & \text{если } (r,s) \in \pi_{i_1 j_1}^{\min}, \\ f_{rs}^{(1)}(0) = 0 & \text{в противном случае.} \end{cases} \tag{15}$$

Конец первой итерации. Переходим ко второй.

r -я итерация

Пусть уже проведены $(r-1)$ итераций, распределены потоки от $(r-1)$ требований матрицы $H^{(1)}$ и найдено РП $f_{rs}^{(1)}(r-1)$.

1. Определяем условную метрику

$$l_{rs}^{(1)}(r) = \lambda \frac{\partial T_{\text{ср},1}}{\partial f_{rs}^{(1)}} + (1-\lambda)\frac{\partial PLR_1}{\partial f_{rs}^{(1)}} \mid f_{rs} = f_{rs}^{(1)}(r-1). \tag{16}$$

2. Выбираем очередное требование $h_{i_r j_r}$ из матрицы $H(1)$ и находим кратчайший путь $\pi_{i_r j_r}^{\min}$ в метрике $l_{rs}^{(1)}(r)$.

3. Распределяем поток от требования $h_{i_r j_r}$ по пути $\pi_{i_r j_r}^{\min}$ и находим новый поток $F_1(r)$.

$$f_{rs}^{(1)}(r) = \begin{cases} f_{rs}^{(1)}(r-1) + h_{i_r j_r}^{a}, & \text{если } (r,s) \in \pi_{i_r j_r}^{\min}, \\ f_{rs}^{(1)}(r-1) & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

где $h_{i_r j_r}^{a} = \min\left\{h_{i_r j_r}; Q_{\text{рез}}\left(\pi_{i_r j_r}^{\min}\right)\right\}$ — величина части требования $h_{i_r j_r}$, которая передается по пути $\pi_{i_r j_r}^{\min}$.

Конец r-й итерации.

Остальные итерации первого этапа выполняем аналогично до полного исчерпания требований матрицы $H(1)$. Обозначим полученный поток $F_1 = \left[f_{rs}^{(1)}\right]$.

Проверяем выполнение ограничений

$$T_{\text{ср}}(F_1) \le T_{1,\text{зад}}, \tag{17}$$

$$PLR(F_1) \le PLR_{1,\text{зад}}. \tag{18}$$

Если ограничения (17) и (18) выполняются, то конец этапа 1, переход к этапу 2. Иначе проводим дополнительную оптимизацию потока F_1.

Пусть, например, ограничение (17) не нарушается, а ограничение (18) нарушается.

Тогда изменяем весовые коэффициенты метрики $\lambda \to \lambda_1 = 0{,}25$, $\lambda_2 = 1 - \lambda_1 = 0{,}75$ и повторяем этап 1 либо проводим оптимизацию по критерию $PLR_1 \to \min$ при ограничениях $T_{\text{ср}}(F_1) \le T_{1,\text{зад}}$.

Для этого введем штрафную функцию

$$g\left(T_{\text{ср}}(F_1)\right) = \max\left\{0; \left(T_{\text{ср},1} - T_{1,\text{зад}}\right)\right\}^2.$$

Используем в качестве минимизируемой функцию вида

$$PLR(F_1) + r_k\, g\left(T_{\text{ср}}(F_1)\right),$$

$$r_k = r_{k-1}\beta; \quad \beta > 1; \quad r_0 = 1.$$

Этап k

Пусть проведено $k-1$ этап и найдены РП от первых $(k-1)$ требований $F_1, F_2, \ldots, F_{k-1} = \left[f_{rs}^{(k-1)}\right]$.

Найдем распределение потоков k-го класса. Этап состоит из $n(n-1)$ итераций.

1-я итерация

1. Находим начальную условную метрику

$$l_{rs}^{k}(1)=\lambda\frac{\partial T_{\text{ср},k}}{\partial f_{rs}^{(k)}}+(1-\lambda)\frac{\partial PLR_k}{\partial f_{rs}^{(k)}}\,, \tag{19}$$

где $\lambda\in[0;1]$.

2. Находим кратчайшие пути в данной метрике между всеми узлами $\pi_{ij}^{\min}(k)$.

3. Выбираем первое требование $h_{i_1j_1}$ из матрицы $H_k=\left\|h_{ij}^{k}\right\|$. Находим кратчайший путь в метрике (19) $\pi_{i_1j_1}^{\min}(k)$.

Определяем ПС пути $\pi_{i_1j_1}^{\min}(k)$.

$$Q_{\text{рез}}\left(\pi_{i_1j_1}^{\min}\right)=\min_{(r,s)\in\pi_{i_1j_1}^{\min}(k)}\left\{\mu_{rs}-\sum_{i=1}^{k-1}f_{rs}^{(i)}\right\}-\varepsilon\,.$$

4. Распределяем поток от требования $h_{i_1j_1}^{(k)}$ величиной $h_{i_1j_1}^{(a)}$, где $h_{i_1j_1}^{a}=\min\left\{h_{i_1j_1}^{(k)};Q_{\text{рез}}\left(\pi_{i_1j_1}^{\min}\right)\right\}$, и вычисляем новую величину потока.

$$f_{rs}^{(k)}(1)=\begin{cases}f_{rs}^{(k)}(0)+h_{i_1j_1}^{(k)}, & \text{если } (r,s)\in\pi_{i_1j_1}^{(k)\min},\\ f_{rs}^{(k)}(0)=0 & \text{в противном случае.}\end{cases}$$

Конец 1-й итерации.

Остальные требования выполняются аналогично до полного исчерпания требований в матрице $H(k)=\left\|h_{ij}(k)\right\|\ \ i,j=\overline{1,n}$.

В результате получаем распределение потоков $F(k)=\left[f_{rs}(k)\right]$. Далее проверяем выполнение ограничений

$$T_{\text{ср}}(F_k)\le T_{k,\text{зад}}\,, \tag{20}$$

$$PLR(F_k)\le PLR_{k,\text{зад}}\,. \tag{21}$$

Если оба ограничения выполняются, то STOP, конец работы алгоритма. Иначе переход к дополнительной оптимизации распределения потока $F(k)$.

Допустим, что нарушено условие (20). Тогда используем метрику

$$l_{rs}^{(k)\text{н}}=\frac{\partial T_{\text{ср}}}{\partial f_{rs}^{(k)}}\,. \tag{22}$$

Дальше осуществляем оптимизацию распределения потоков $F(k)$ по критерию $\min T_{\text{ср},k}$.

1. Вычисляем кратчайшие пути $\pi_{ij}^{\min}(k)$ в метрике $l_{rs}^{(k)\text{н}}$ (22).

2. Проверяем возможность дополнительной оптимизации РП по критерию $T_{\text{ср},k}$, для чего проверяем условие

$$\sum_{(r,s)\in E} l_{rs}^{\text{н}} f_{rs}^{(k)} < \sum_{(r,s)\in E} l_{rs} f_{rs}^{(k)} . \qquad (23)$$

Если условие (23) выполняется, то переходим к шагу 3, иначе STOP — задача неразрешима.

3. Ищем такую пару (i_s, j_s), для которой

$$\sum_{(r,s)\in \pi_{i_s,j_s}^{\text{н}}} l_{rs}^{\text{н}} f_{rs}^{(i_s,j_s)} < \sum_{(r,s)\in \pi_{i_s,j_s}^{\min}} l_{rs}^{\text{н}} f_{rs}^{(i_s,j_s)} , \qquad (24)$$

где $\pi_{i_s,j_s}^{\min}$ — длина кратчайшего пути между парой (i_s, j_s) в прежней метрике; $\pi_{i_s,j_s}^{\text{н}}$ — длина кратчайшего пути в новой метрике $l_{rs}^{(k)\text{н}}$.

4. Перенаправляем поток от требования h_{i_s,j_s} со старого маршрта $\pi_{i_s,j_s}^{\min}$ на новый $\pi_{i_s,j_s}^{\text{н}}$ и вычисляем новое РП.

$$f_{rs}^{(k)^{\text{н}}} = \begin{cases} f_{rs}^{(k)}(k) + h_{i_s j_s}, & \text{если } (r,s)\in \pi_{i_s j_s}^{\text{н}} \cap (r,s)\notin \pi_{i_s j_s}^{\min}; \\ f_{rs}^{(k)}(k) - h_{i_s j_s}, & \text{если } (r,s)\notin \pi_{i_s j_s}^{\text{н}} \cap (r,s)\in \pi_{i_s j_s}^{\min}; \\ f_{rs}^{(k)} & \text{в противном случае.} \end{cases}$$

5. Проверяем условие

$$T_{\text{ср}}(F_k{}^{\text{н}}) \le T_{k,\text{зад}} . \qquad (25).$$

Если (25) выполняется, то конец, иначе на шаг 4 и выбор другого требования (i, j), для которого выполняется (24).

Шаги 4…6 повторяем до тех пор, пока условие (24) перестанет выполняться. Обозначим $F^*(k)$ полученное новое распределение потоков k-го класса.

Если $T_{\text{ср}}(F^*(k)) \le T_{k,\text{зад}}$ и $PLR(F^*(k)) \le PLR_{k,\text{зад}}$, то конец работы алгоритма, в противном случае задача РП неразрешима при заданных ПС КС, матрице требований $H(k)$ и введенных ограничениях $T_{k,\text{зад}}$ и $PLR_{k,\text{зад}}$.

ЗАДАЧА ВЫБОРА ПС КС И РП

Одна из целей внедрения технологии MPLS — обеспечение заданного качества обслуживания потоков различных классов. Высокая стоимость телекоммуникационного оборудования сетей MPLS — маршрутизаторов и КС, стремление наилучшим образом использовать коммуникационные ресурсы сетей и в первую очередь ПС КС обусловливают в качестве первоочередной задачу оптимизации использования коммуникационных ресурсов сетей MPLS.

Выше была рассмотрена важная задача оптимального РП различных классов при ограничениях на среднюю задержку $T_{\text{ср}_к}$, долю потерянных пакетов $CLP_к$ и заданных ПС каналов. Такая задача не всегда разрешима вследствие недостаточных ПС отдельных каналов. В этом случае необходимо либо ограничить матрицы потоков входящих требований, приведя их в соответствие с наличными ПС, либо модифицировать ПС каналов так, чтобы удовлетворить полностью требования пользователей сети.

Поэтому для обеспечения возможности передачи всех входящих потоков требований с заданными показателями качества при произвольных матрицах требований $H(k)$ необходимо решать комбинированную задачу инжиниринга трафика, в которой одновременно выбираются оптимальные ПС КС и находятся соответствующие РП всех классов. К этим задачам относится комбинированная задача *выбора пропускных способностей* (*ВПС*) *и РП.*

Поэтому рассмотрим теперь постановку этой задачи, являющуюся развитием соответствующей задачи ВПС РП для сетей АТМ.

Задана сеть MPLS в виде орграфа $G = (X, E)$, где $X = \{x_j\}$, $j = \overline{1, n}$ — множество узлов сети; $E = \{(r, s)\}$ — множество КС; набор ПС каналов $D = \{d_1, d_2, ..., d_k\}$ и их удельных стоимостей $C = \{c_1, c_2, ..., c_k\}$. Заданы также матрицы требований входящих потоков соответствующих классов $H = \left\| h_{ij}^{(k)} \right\|$, $i, j = \overline{1, n}$, $k = \overline{1, K}$; ограничения на среднюю задержку для классов потоков $T_{\text{ср},k}$, $k \in K_1 \subset K$ и на долю потерянных пакетов различных классов $PLR_{k,\text{зад}}$.

Требуется выбрать такие ПС каналов связи $\left\{\mu_{rs}^{(0)}\right\}$ и найти РП всех классов $F(k) = \left[f_{rs}(k)\right]$, при которых стоимость сети будет минимальной, а установленные ограничения на задержки по классам выполняться полностью. Математическая модель данной задачи имеет следующий вид.

Найти

$$\min C_\Sigma = \sum_{(r,s) \in E} C_{rs}(\mu_{rs}) \tag{26}$$

при ограничениях

$$T_{\text{ср},к}(F(k), \mu_{rs}) \le T_{\text{зад},k} \quad k = \overline{1, K}, \tag{27}$$

$$PLR(F_k) \le PLR_{k,\text{зад}}. \tag{28}$$

Описание метода решения комбинированной задачи ВПС РП

Задача является комбинированной из пары задач ВПС и РП. Опишем метод ее решения, который состоит из предварительного этапа и конечного числа однотипных итераций [1].

На предварительном этапе находим ПС КС $\{\mu_{rs}(0)\}$ и начальные РП всех классов $F(k)$. Затем переходим к выполнению первой итерации.

$(l+1)$-я *итерация*

Пусть уже проведены l итераций, найдены текущие ПС $\{\mu_{rs}(l)\}$ и РП $F_k(l) = \left[f_{rs}^{(k)}(l)\right]$, а также величина общей стоимости $C_\Sigma(l)$.

Цель итерации — оптимизация ПС КС и РП по критерию минимизации стоимости C_Σ и проверка признака оптимальности.

1. Для заданных ПС $\mu_{rs}(l)$ решаем задачу РП и находим новые РП всех классов.

$$F_{(k)}(l+1) = \left[f_{rs}^{(k)}(l+1)\right] \quad k = \overline{1,K}.$$

2. Для найденных потоков $F_{(k)}(l+1)$ решаем задачу ВПС и находим новые ПС всех каналов $\{\mu_{rs}(l+1)\}$ и стоимость сети $C_\Sigma(l+1) = \sum_{(r,s)\in E} C_{rs}(l+1)$.

3. Проводим сравнение. Если $\left|C_\Sigma(l) - C_\Sigma(l+1)\right| < \varepsilon$, где ε — заданная точность, то конец. Найденные ПС $\{\mu_{rs}(l+1)\}$ и РП всех классов $F_k(l+1)$ — искомые. Конец работы алгоритма. Иначе $l = l+1$ и переход к следующей итерации.

Таким образом, в результате решения задачи ВПС РП находим одновременно ПС всех каналов связи и РП всех классов, минимизирующие стоимость сети в целом, при заданных ограничениях на установленные значения показателей качества обслуживания (QoS) — среднюю задержку в доставке пакетов для всех классов.

ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНЫЕ ИССЛЕДОВАНИЯ ПРЕДЛОЖЕННЫХ АЛГОРИТМОВ

Для экспериментального исследования разработаны соответствующие программы, которые вошли в состав моделирующего программного комплекса MPLS NETBUILDER.

Все эксперименты проводились на сети из 15 узлов, 19 каналов и 3 типов трафика (рис. 1).

Результаты первого эксперимента

Коэффициент (κ_1)	Средняя задержка (Т Класс 1,с)
10	0,0002667
20	0,0006484
30	0,0012629
40	0,0023985
50	0,0068935
54	0,023741
55	0,0831388

В процессе экспериментов изменялась матрица требований $H(k)$ путем умножения на соответствующий коэффициент k.

Первый эксперимент (см. таблицу) заключался в увеличении коэффициента для требований к передаче трафика класса 1. Этот трафик имеет приоритет 0. Следовательно только под него выделяется отдельный тип ПС «сетевое управление».

Рис. 1. Структура сети

Следующий эксперимент заключался в увеличении коэффициента для требований к передаче трафика класса 2. Этот трафик имеет приоритет 2, следовательно, он распределяется в общей полосе, оставшейся после РП класса 1. Нужно отметить, что среди трафиков для этого эксперимента, которые распределяются в общую оставшуюся свободную полосу КС, трафик класса 2 имеет наивысший приоритет. Результаты эксперимента показаны на рис. 2 и 3. Как видно из графиков (рис. 2), зависимость задержки для трафика класса 2 от интенсивности потока класса 2 носит близкий к квадратичному характер, а зависимость задержки для менее приоритетного трафика класса 3 (рис. 3) является гиперболической, что хорошо согласуется с формулой (10).

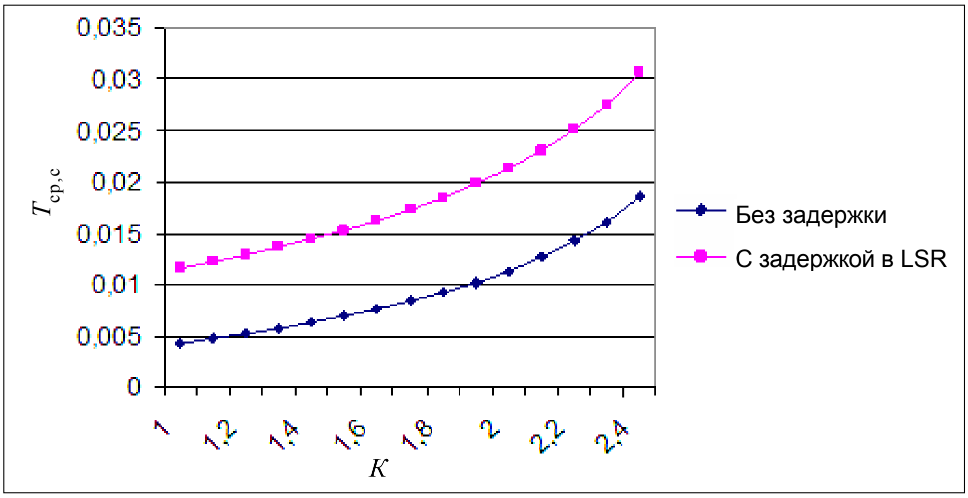

Рис. 2. Средняя задержка трафика класса 2

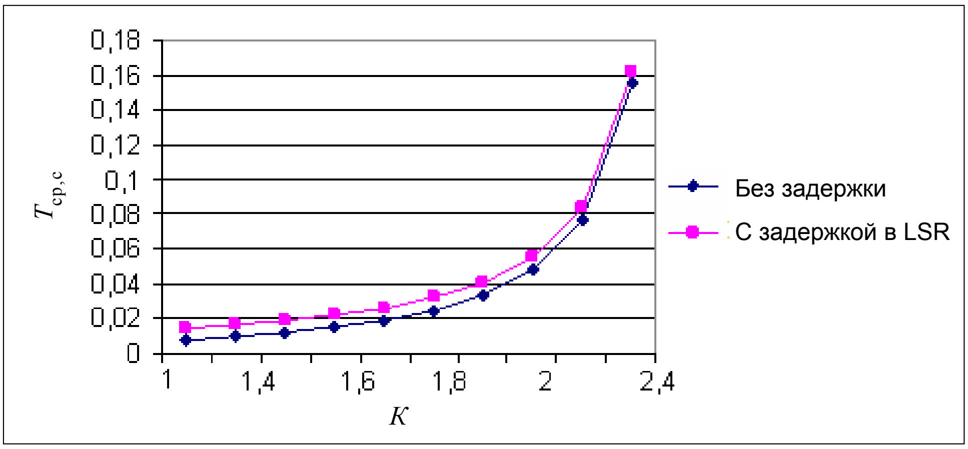

Рис. 3. Зависимость средней задержки трафика класса 3 от K_2

В следующих экспериментах исследовалось влияние производительности маршрутизаторов на общую среднюю задержку сети для трафика класса 1 (рис. 4).

Как и следовало ожидать, с ростом производительности маршрутизаторов средняя задержка пакетов разных классов убывает.

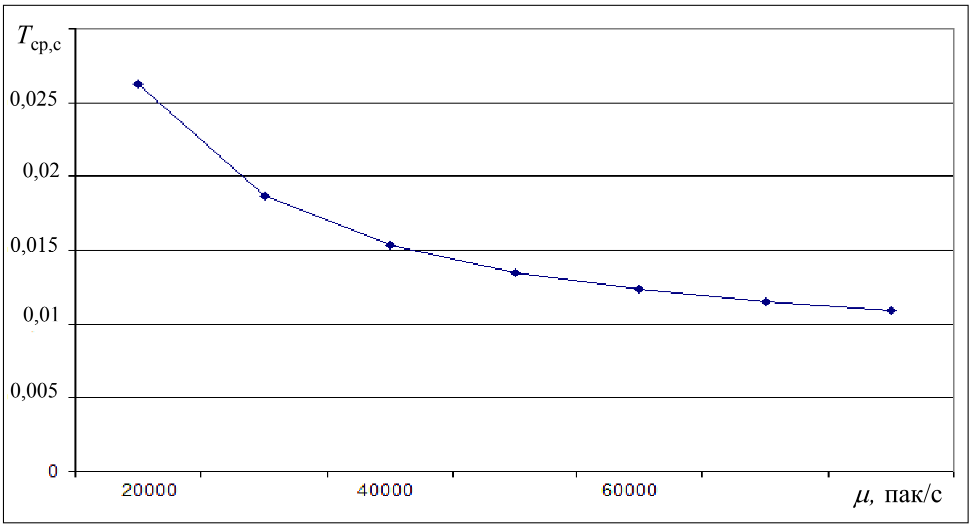

Рис.4. Зависимость задержки в сети от интенсивности обслуживания в маршрутизаторах

Далее проводились сравнительные эксперименты предложенного алгоритма РП с методом РП Л. Клейнрока. С этой целью алгоритм Л. Клейнрока был соответствующим образом доработан так, чтобы он позволял распределять потоки K классов приоритетов (рис. 5).

Как видно из приведенных графиков, предложенный в работе алгоритм оказывается эффективнее известного алгоритма Клейнрока, соответствующие кривые проходят ниже.

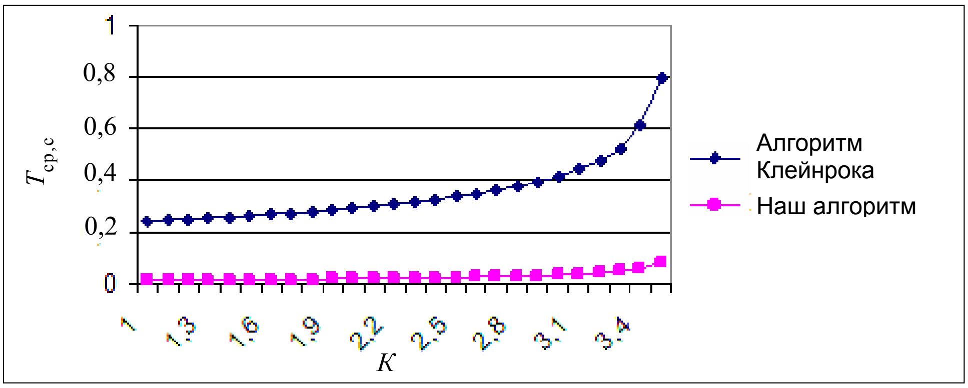

Рис. 5. Сравнение алгоритма Клейнрока и предложенного алгоритма

ВЫВОДЫ

1. Рассмотрены и исследованы задачи анализа и оптимизации характеристик сетей с технологией MPLS. Сформулирована задача распределения потоков различных классов сервиса при ограничениях на показатели качества обслуживания (QoS) в сетях MPLS.

2. Предложен новый алгоритм ее решения, отличающийся от известных учетом задержек в коммутаторах MPLS и одновременным распределением потоков по двум показателям качества — средней задержке и доли потерянных пакетов.

3. Рассмотрена комбинированная задача ВПС РП для сетей MPLS и описан алгоритм ее решения, учитывающий специфику этой технологии.

4. Приведены результаты экспериментальных исследований предложенных алгоритмов и сравнение с известным методом.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Зайченко Е.Ю.* Сети АТМ: Моделирование, анализ и оптимизация. — Киев: ЗАТ «ВИПОЛ», 2003. — 224 с.
2. *Олвейн В.* Структура и реализация современной технологии MPLS / Пер. с англ. — М.: Изд. дом «Вильямс», 2004. — 480 с.
3. *Клейнрок Л.* Вычислительные системы с очередями. — М.: Мир,1979. — 600 с.
4. *Клейнрок Л.* Теория массового обслуживания / Пер. с англ. под ред. В.И. Неймана. — М.: Машиностроение, 1979. — 432 с.
5. *Зайченко Ю.П., Ахмед А.М. Шарадка*. Задача распределения потоков различных классов в сети с технологией MPLS // Вісн. Національного технічн. ун-ту України «КПІ». Сер. «Інформатика управління та обчислювальна техніка». — Вип. 43. — 2005. — С. 113 – 123.
6. *Зайченко Е.Ю.* Оптимізація характеристик мереж з технологією АТМ // Системні дослідження та інформаційні технології. — 2002. — № 3. — С. 57 – 73.

Поступила 13.06.2007