

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_{cp} 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 (ПП) 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 ATM [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 ATM. 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 ATM 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, PS каналов, распределения потоков по КС. В работах автора получены зависимости средней задержки пакетов двух классов приоритетов VBR и ABR в сетях ATM 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:

$$P_0 > P_1 > \dots > P_N.$$

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]

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

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

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

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

где $H_{\Sigma}^{(k)} = \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n h_{ij}^{(k)}$ — 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

$$\bar{T}_0 = \frac{1}{H_{\Sigma}} \sum_{(r,s) \in E} \frac{f_{rs}^0 \sum_{k=0}^n f_{rs}^k}{\mu_{rs} (\mu_{rs} - f_{rs}^0)}, \quad (4)$$

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

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]

$$\bar{T} = \frac{1}{\mu_i - \Lambda_i}, \quad (5)$$

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

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

$$\bar{T}_{ij} = \sum_{\forall r \in m_{ij}} \bar{T}_r = \sum_{r \in m_{ij}} \frac{1}{\mu_r - \Lambda_r}. \quad (6)$$

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

$$\bar{T}_{cp} = \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n \bar{T}_{ij} P_{ij}, \quad (7)$$

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

$$P_{ij} = \frac{h_{ij}}{H_{\Sigma}}. \quad (8)$$

Подставляя (6) и (8) в (7), получаем

$$T_{cp} = \frac{1}{H_{\Sigma}} \sum_{i=1}^n \frac{\Lambda_i}{\mu_i - \Lambda_i}. \quad (9)$$

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

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

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].

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

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

$$\prod_{(r,s) \in E} (1 - P_{\text{пот}(r,s)}^{(k)}),$$

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

$$PLR_k = 1 - \prod_{(r,s) \in E} (1 - P_{\text{пот}(r,s)}^{(k)}). \quad (12)$$

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 $T_{\text{ср},k} \leq T_{k,\text{зад}}$ и на долю (вероятность) потери пакетов k -го класса $PLR_k \leq PLR_{k,\text{зад}}$.

АЛГОРИТМ РЕШЕНИЯ ОБОБЩЕННОЙ ЗАДАЧИ РП

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

$$T_{\text{ср},k} \leq T_{k,\text{зад}}, \quad (13)$$

$$PLR_k \leq PLR_{k,\text{зад}}. \quad (14)$$

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 $T_{\text{ср},k} \leq T_{k,\text{зад}}$, а затем на этапе $2k$ распределяем поток $F(k)$ по ограничению $PLR_k \leq PLR_{k,\text{зад}}$, то новое распределение потоков $\tilde{F}(k)$ 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 $l_{rs}(1) = \lambda \frac{\partial T_{cp,1}}{\partial f_{rs}^{(1)}} + (1-\lambda) \frac{\partial PLR_1}{\partial f_{rs}^{(1)}}$, где $\lambda \in [0;1]$.

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

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 $H_1 = \|h_{ij}^1\|$, 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.

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

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

$$l_{rs}^{(1)}(r) = \lambda \frac{\partial T_{cp,1}}{\partial f_{rs}^{(1)}} + (1-\lambda) \frac{\partial PLR_1}{\partial f_{rs}^{(1)}} \Big|_{f_{rs} = f_{rs}^{(1)}(r-1)}. \quad (16)$$

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 $h_{i_r j_r}^a = \min \{h_{i_r j_r}^{\min}; Q_{\text{рез}}(\pi_{i_r j_r}^{\min})\}$ — 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 $F_1 = [f_{rs}^{(1)}]$.

Проверяем выполнение ограничений

$$T_{\text{cp}}(F_1) \leq T_{1,\text{зад}}, \quad (17)$$

$$PLR(F_1) \leq PLR_{1,\text{зад}}. \quad (18)$$

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 $\lambda \rightarrow \lambda_1 = 0,25$, $\lambda_2 = 1 - \lambda_1 = 0,75$ и повторяем этап 1 либо проводим оптимизацию по критерию $PLR_1 \rightarrow \min$ при ограничениях $T_{\text{cp}}(F_1) \leq T_{1,\text{зад}}$.

Для этого введем штрафную функцию

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

Используем в качестве минимизируемой функцию вида

$$PLR(F_1) + r_k g(T_{\text{cp}}(F_1)),$$

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

Этап k

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

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

1-я итерация

1. Находим начальную условную метрику

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

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,j_1} из матрицы $H_k = \|h_{ij}^k\|$. Находим кратчайший путь в метрике (19) $\pi_{i,j_1}^{\min}(k)$.

Определяем ПС пути $\pi_{i,j_1}^{\min}(k)$.

$$Q_{\text{рез}}(\pi_{i,j_1}^{\min}) = \min_{(r,s) \in \pi_{i,j_1}^{\min}(k)} \left\{ \mu_{rs} - \sum_{i=1}^{k-1} f_{rs}^{(i)} \right\} - \varepsilon.$$

4. Распределяем поток от требования $h_{i,j_1}^{(k)}$ величиной $h_{i,j_1}^{(a)}$, где $h_{i,j_1}^a = \min \left\{ h_{i,j_1}^{(k)}; Q_{\text{рез}}(\pi_{i,j_1}^{\min}) \right\}$, и вычисляем новую величину потока.

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

Конец 1-й итерации.

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

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

$$T_{\text{cp}}(F_k) \leq T_{k,\text{зад}}, \quad (20)$$

$$PLR(F_k) \leq PLR_{k,\text{зад}}. \quad (21)$$

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

$$l_{rs}^{(k)\text{н}} = \frac{\partial T_{\text{cp}}}{\partial f_{rs}^{(k)}}. \quad (22)$$

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

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

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

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

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

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

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

4. Перенаправляем поток от требования h_{i_s, j_s} со старого маршрута π_{i_s, j_s}^{\min} на новый π_{i_s, j_s}^H и вычисляем новое РП.

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

5. Проверяем условие

$$T_{\text{ср}}(F_k^H) \leq T_{k, \text{зад}}. \quad (25).$$

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 $T_{\text{ср}}(F^*(k)) \leq T_{k, \text{зад}}$ и $PLR(F^*(k)) \leq PLR_{k, \text{зад}}$, 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 обуславливают в качестве первоочередной задачу оптимизации использования коммуникационных ресурсов сетей MPLS.

Выше была рассмотрена важная задача оптимального РП различных классов при ограничениях на среднюю задержку $T_{\text{ср},k}$, долю потерянных пакетов CLP_k 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 $D = \{d_1, d_2, \dots, d_k\}$ и их удельных стоимостей $C = \{c_1, c_2, \dots, c_k\}$. Заданы также матрицы требований входящих потоков соответствующих классов $H = \|h_{ij}^{(k)}\|$, $i, j = \overline{1, n}$, $k = \overline{1, K}$; 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 $\{\mu_{rs}^{(0)}\}$ и найти РП всех классов $F(k) = [f_{rs}(k)]$, при которых стоимость сети будет минимальной, а установленные ограничения на задержки по классам выполняться полностью. Математическая модель данной задачи имеет следующий вид.

Найти

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

при ограничениях

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

$$PLR(F_k) \leq PLR_{k, \text{зад}}. \quad (28)$$

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 $F_k(l) = [f_{rs}^{(k)}(l)]$, 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.

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

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 $|C_\Sigma(l) - C_\Sigma(l+1)| < \varepsilon$, 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).

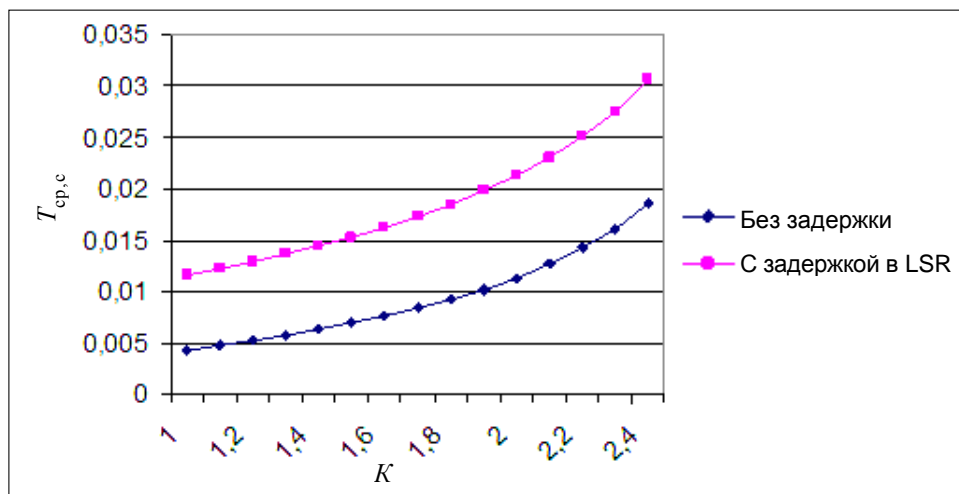


Рис. 2. Средняя задержка трафика класса 2

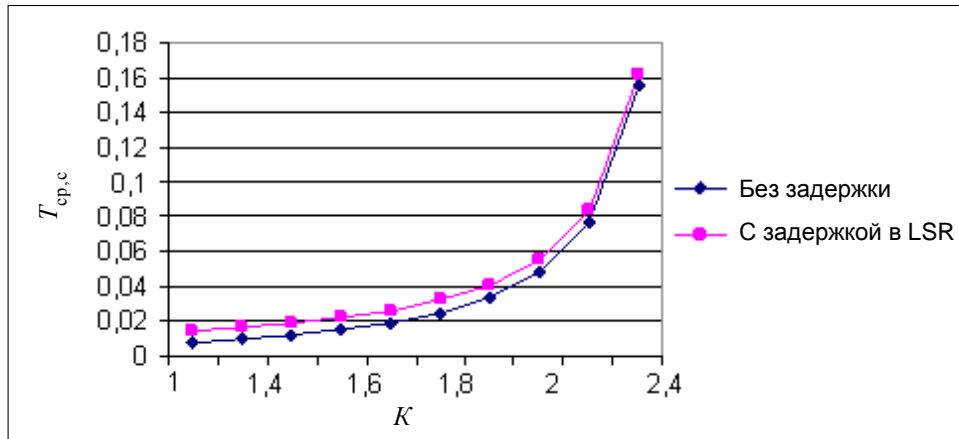


Рис. 3. Зависимость средней задержки трафика класса 3 от K_2

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.

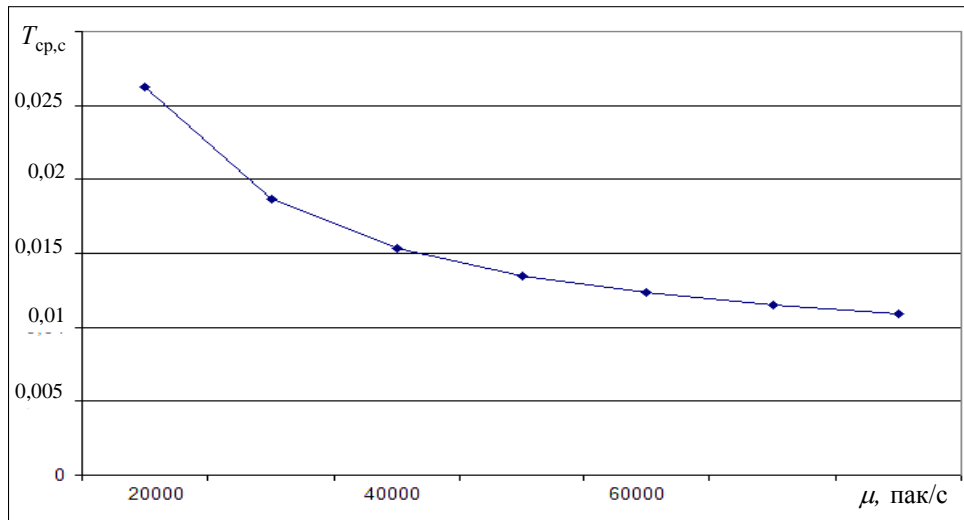


Рис.4. Зависимость задержки в сети от интенсивности обслуживания в маршрутизаторах

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.

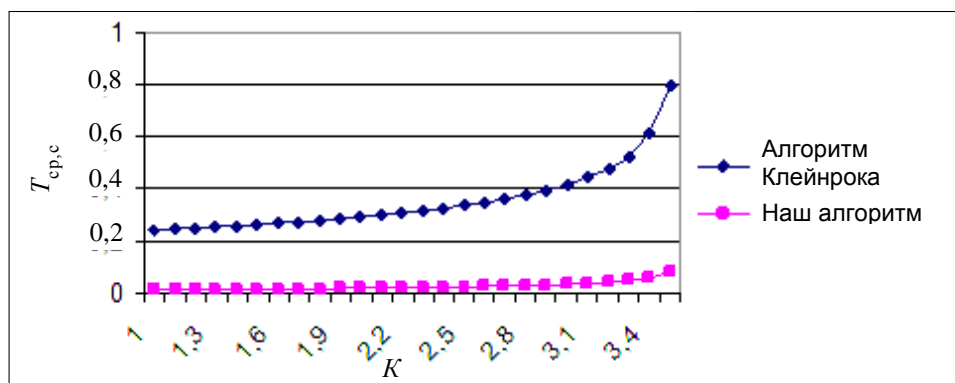


Рис. 5. Сравнение алгоритма Клейнрока и предложенного алгоритма

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 ATM: 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 ATM // Системні дослідження та інформаційні технології. — 2002. — № 3. — С. 57 – 73.

Поступила 13.06.2007