

## АНАЛИЗ ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ НА ТЕХНОЛОГИИ IP-QoS

Н.Н. Мошак,

Известно [1], что региональные транспортные системы (ТС) инфокоммуникационных сетей будут строиться на IP-технологии и должны обеспечить передачу разнородного трафика с заданным качеством обслуживания (Quality of Service, QoS).

Основной проблемой построения любой цифровой сети указанного класса является совмещение разнородных потоков информации в процессе коммутации и передачи с учетом требований к количественным и качественным параметрам трафика, которые задаются соответствующими приложениями [2, 3]. Естественно, что в ТС на технологии IP-QoS должен присутствовать механизм такого совмещения, который позволит организовать в сети, по крайней мере, две категории обслуживания для изохронной нагрузки класса  $B$  и асинхронной нагрузки класса  $C$  (в терминах ATM Forum) с предоставлением требуемого QoS.

Статья посвящена анализу ТС инфокоммуникационной сети на технологии IP-QoS и является дальнейшим развитием идеи работы [8].

**Постановка задачи.** Пусть нам задана региональная инфокоммуникационная сеть, топология которой описывается графом  $G(I, J)$ , где  $I$  – множество вершин мощности  $N = |I|$ ,  $J \subseteq I \times I$  множество ребер. Вершины графа соответствуют узлам коммутации (УК) сети. Производительность каждого УК  $C_i$  (пакетов/с). Каждое ребро графа  $ij \in J$  моделирует канал (линейно-цифровой тракт – ЛЦТ) связи с пропускной способностью  $V_{ij}$  (бит/с) и  $p_{ij}$  – вероятностью ошибки в канале (ЛЦТ). Любая пара узлов в сети может обмениваться информацией. В сети передается нагрузка классов  $B$  и  $C$ .

Нагрузка в сети задана в виде матриц  $Y^B = \|a_{st}^B\|$  и  $Y^C = \|a_{st}^C\|$ . Здесь  $a_{st}^B$  и  $a_{st}^C$  – соответственно суммарная нагрузка класса  $B$  (в нашем случае IP-речь) и класса  $C$  (IP-данные) для пары  $s \in I$  (источник) и  $t \in I$  (получатель). Все пары  $st$ , для которых  $a_{st}^k \neq 0$ ,  $k = 1, 2$  образуют множество  $S^k$  мощности  $r^k = |S^k|$ . Предполагается, что для каждой пары  $st \in S^k$  определено множество статических альтернативных маршрутов, обязательно совместных, при этом нагрузка между каждой парой  $st \in S^k$  может быть распределена по нескольким путям в определенных пропорциях, фиксированных во времени. Введем следующие обозначения [4]  $l_{st,m}^k = \{s i_1, i_1 i_2, \dots, i_{p-1} t\}_{st,m}^k$  – путь  $m$ -го выбора ( $m = 1, M_{st}^k$ ) для пары  $st \in S^k$ .  $l_{st,m}^k = \{ij \in J : ij \in l_{st,m}^k\}_{st,m}^k$  множество ребер, образующее путь  $m$ -го выбора  $l_{st,m}^k$ , мощности  $r_{st,m}^k = |l_{st,m}^k|$ .  $R_{st}^k = \{l_{st,m}^k, m = 1, M_{st}^k\}$ , корневое дерево путей из  $s$  в  $t$ , которое может быть поддеревом всех путей  $s$  в  $t$ . В общем случае  $\bigcap_{m=1}^{M_{st}^k} l_{st,m}^k \neq \emptyset$ . Маршруты передачи речевых IP-пакетов независимы. При этом каждый пакет при его вводе в сеть с вероятностью  $p_{st,m}^k$  направляется в путь  $m$ -го выбора из множества  $R_{st}^k$ . Такая стратегия является частным случаем более общей процедуры, когда в каждом узле сети для пакета между парой  $st \in S^k$  выбирается исходящий канал  $ij \in J$  с вероятностью  $p_{ij}^k$ . Первая стратегия маршрутизации как правило применяется при проектировании сетей с установлением виртуальных соединений. При этом  $p_{st,m}^k = \prod_{ij \in l_{st,m}^k} p_{ij}^k$ ,  $\sum_{m=1}^{M_{st}^k} p_{st,m}^k = 1, \forall st \in S^k$ .

Для речевой нагрузки задается требуемая величина потерь  $b_{st}^B$  по вызовам и допустимая вероятность  $d^B$  превышения заданной сквозной задержки  $\theta^B$  пакетами класса  $B$ , а для нагрузки данных – среднее время  $T^{*C}$  пребывания пакета

класса  $C$  в сети.

Требуется определить, может ли заданная нагрузка быть пропущена по сети при заданных  $G(I, J)$ ,  $R_{st}$ ,  $V_{ij}$ ,  $C_i$  и  $p_{ij}$  с определенными требованиями на качество передачи, а также найти максимально допустимые значения нагрузки  $\alpha_{st}^k$ , при которых оно еще возможно. Эффективность использования сети оценивается применительно к каждой паре отправитель-получатель  $st \in S^k$ . Будем считать, что пакеты, распределение длин которых стремится к экспоненциальному, поступают в сеть и передаются на каждый УК с пуассоновской частотой. При этом речевой трафик по отношению к трафику данных обслуживается на УК с абсолютным приоритетом (с дообслуживанием). В основе анализа лежит предположение Клейнрока [5], что внутри сети отсутствует корреляция между длиной пакетов и временными интервалами между их прибытием.

**Функционал использования транспортной системы.** В качестве методологической базы для анализа ТС инфокоммуникационной сети на технологии IP-QoS, удовлетворяющих перечисленным выше требованиям, будем использовать концепцию ее архитектуры. В рамках этой концепции эффективность использования IP-сети с интеграцией служб в режиме установленного соединения по аналогии с [6] предлагается оценивать с помощью набора функционалов использования пропускной способности каждого ЛЦТ  $ij \in J$ , входящих в состав виртуального пути  $l_{st,m}^k = \{s i_1, i_1 i_2, \dots, i_{p-1} t\}_{st,m}^k$ , трафиком различных классов и учитывающих особенности реализации протокола каждого логического уровня ТС. Для каждого ЛЦТ этот функционал равен

$$K_{ij}^k = \prod_{h=1}^3 K_{h,ij}^k, \quad (1)$$

где нижний индекс  $h = \overline{1, 3}$  соответствует логическому уровню архитектуры модели IP-сети: соответственно – межсетевое взаимодействие, сетевого интерфейса и физического), а верхний – классу трафика. На транспортном уровне IP-сеть рассматривается как набор транспортных соединений, включающих все образующие их логические каналы при заданных условиях передачи. По аналогии с [6]

$$K_{3,ij}^k = \rho_{ij}^k \frac{L^k}{L^k + H_{IP}},$$

$$K_{2,ij}^k = \frac{L^k + H_{IP}}{L^k + H_{IP} + H_{NI}},$$

$$K_{1,ij}^k \cong 1,$$

где  $\rho_{ij}^B$  и  $\rho_{ij}^C$  – коэффициенты загрузки уровня межсетевое взаимодействия соответственно речевыми пакетами и пакетами данных;  $H_{IP}$  – длина IP-заголовка, бит;  $H_{NI}$  – длина заголовка протокольного блока уровня сетевого интерфейса, бит.

Обозначим через  $K_{st,m}^k$  коэффициент использования  $m$ -го виртуального пути из множества  $M_{st}^k$ . Этот коэффициент также можно трактовать как коэффициент передачи системы, составленной из цепочки каналов заданной пропускной способности  $ij \in l_{st,m}^k$  и представить в виде среднегеометрического составляющих коэффициентов использования пропускной способности пути  $m$ -го выбора для пары  $st \in S^k$

$$K_{st,m}^k = K_{TCP}^k \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}^k} K_{ij}^k}. \quad (2)$$

Здесь  $K_{TCP}^k = \frac{s^k}{N^k L^k} \beta^k$  – коэффициент, учитывающий процедуру "нарезки" протокольных блоков транспортного уровня на сегменты определенной длины, где  $\beta^B$  и  $\beta^C$  – коэффициенты, учитывающие механизм организации обратной связи на транспортном уровне (протокол TCP) с целью защиты от ошибок соответствующих сегментов (т. к. речевые сегменты не переспрашиваются, то  $\beta^B = 1$ ),  $L^B$  – длина информационной части речевого пакета, бит;  $L^C$  – длина информационной части пакета данных, бит;  $s^B = \tau^B v^B$  – средняя длина речевого фрагмента на транспортном уровне, бит;  $\tau^B = \int_0^\infty t dF^B(t)$  – средняя длительность активного речевого фрагмента, с, а  $v^B$  – скорость работы речепреобразующего устройства, бит/с;  $s^C = \int_0^\infty l dF^C(l)$  – средняя длина сообщения данных на транспортном уровне, включая связной заголовок транспортного уровня, бит;  $N^B$  – среднее число информационных частей речевого пакета в активном речевом фрагменте;  $N^C$  – среднее число информационных частей пакета данных в сегменте данных на транспортном уровне. Степень  $1/\tau_{st,m}^k$  вводит эффект "усреднения" функционала использования ЛЦТ составного виртуального пути. При заданных функциях распределения длительностей активного речевого фрагмента и длины сообщений данных  $F^B(t)$  и  $F^C(l)$  [7]

$$N^B = \sum_{k=1}^{\infty} k \left[ F^B \left( \frac{L^B - H_{TCP}}{v^B} k \right) - F^B \left( \frac{L^B - H_{TCP}}{v^B} (k-1) \right) \right],$$

$$N^C = \sum_{k=1}^{\infty} k \left[ F^C \left( (L^C - H_{TCP}) k \right) - F^C \left( (L^C - H_{TCP}) (k-1) \right) \right].$$

Здесь  $H_{TCP}$  – длина заголовка TCP-сегмента данных, бит. В силу того, что транспортное виртуальное соединение может быть организовано между парой  $st \in S$  по нескольким виртуальным путям, выражение для общего коэффициента использования всех транспортных соединений имеет следующий вид:

$$K_{st} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m} K_{TCP}^k \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}^k} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1,2}. \quad (3)$$

По аналогии с [5] выпишем выражения для общих функционалов использования пропускной способности ЛЦТ

$$K_{ij}^B = \frac{s^B \rho_{ij}^B(L^B)}{N^B(L^B + H_{IP} + H_{NI})},$$

$$K_{ij}^C = \frac{s^C \rho_{ij}^C(L^B, \rho_{ij}^B, L^C) \beta_{ij}^C(L^C)}{N^C(L^C + H_{IP} + H_{NI})}. \quad (4)$$

Проведя соответствующие подстановки в (3) с учетом (4), получим выражения для  $K_{st}^k$ :

$$K_{st}^B = \frac{s^B}{N^B(L^B + H_{IP} + H_{NI})} \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}^B} \rho_{ij}^B(L^B)},$$

$$K_{st}^C = \frac{s^C \beta_{st}^C(L^C)}{N^C(L^C + H_{IP} + H_{NI})} \sum_{m=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}^C} \rho_{ij}^C(L^B, \rho_{ij}^{*B}, L^C)}, \quad (5)$$

В формулах (5)  $\rho_{ij}^k$  – максимальная загрузка ЛЦТ трафиком  $k$  – класса с учетом потерь  $b_{ij}^k$  по вызовам.

**Анализ транспортной системы в режиме установленного**

**соединения.** Поставленную задачу решим, максимизируя общие функционалы  $K_{st}^B$  и  $K_{st}^C$ , отыскивая при этом оптимальные длины речевых пакетов и пакетов данных. При проведении оптимизации указанных функционалов для упрощения выражений будем считать, что величины  $\theta^B$  и  $T_{st}^C$  включают только три основные временные компоненты: время накопления информационной части пакета в оконечной системе (время ввода пакета в ЛЦТ) соответственно  $(L^B - H_{TCP})/v^B$  и  $(L^C - H_{TCP})/\omega^C$ , время обработки на УК и собственно время передачи пакетов по тракту. Здесь  $\omega^C$  – скорость работы абонентской установки данных, бит/с.

Таким образом, задачу анализа сети можно записать в виде последовательности двух задач оптимизации.

1. Найти  $\arg \max K_{st}^B$ , при условиях  $b_{st}^B \leq b^B$ ,

$$\Pr(t \geq \theta^B) \leq d^B \forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0, \quad (6)$$

где  $\Pr_{st}(t \geq \theta^B)$  – вероятность превышения заданного времени пребывания  $B$ -пакета в сети  $\theta^B$  для пары  $st \in S^B$ .

2. Найти  $\arg \max K_{st}^C$ , при условиях

$$b_{st}^C \leq b^C, T_{st}^C \leq T^{*C} \forall st \in S^C : a_{st}^C \neq 0, \quad (7)$$

и все параметры задачи (6) найдены и фиксированы. Здесь  $T_{st}^C$  – среднее время передачи пакетов класса  $C$  для пары  $st \in S^C$ .

Указанные ограничения диктуются тем, что в силу особенностей, например, речевого трафика и особенностей речепреобразующих устройств для качественного воспроизведения речи важно не среднее время пребывания речевого пакета в сети, а процент речевых пакетов, не доставленных получателю за заданное время [7, 8]. Последнее определяется особенностями восприятия речевых сигналов человеком и лежит в пределах 0,3–0,5 с.

Для асинхронной нагрузки класса  $C$  фиксация среднего времени пребывания пакета данных в тракте передачи связана с тем, что для пользователей сети представляет интерес не просто минимальное время пребывания пакета в сети, которое само по себе может оказаться достаточно большим и неприемлемым, а заданное среднее время.

Ясно, что функционалы  $K_{st}^k$  будут максимальны при оптимальных значениях  $L^k$ .

Для технических реализаций, где потоки информации имеют достаточно большие значения, можно считать, что  $s^B \rightarrow \infty$  (например, для пакетизатора речи поток речевых пакетов образует единое сообщение в виртуальном соединении, длина которого равна длительности сеанса, умноженной на скорость работы речепреобразующего устройства) и  $s^C \rightarrow \infty$ . Тогда для любых  $F^B(t)$  и  $F^C(t)$  [7] асимптотически

$$\frac{s^B}{N^B} \rightarrow L^B - H_{TCP} \text{ и } \frac{s^C}{N^C} \rightarrow L^C - H_{TCP}. \quad (8)$$

Этот факт существенно упрощает процедуры вычислений функционалов (4) и может применяться на ранних этапах проектирования сети для оценочных расчетов в условиях недостаточности данных.

Для упрощения вычислений примем, что уровень ошибок во всех каналах сети одинаков, т.е.  $\beta_{ij}^C = \beta^C(L^C, p)$ . Выражение для коэффициента  $\beta_{ij}^C$ , который является функцией длины IP-пакета класса  $C$  и вероятностью ошибки в тракте  $st$ , можно получить из [9]. Так, например, если обозначить  $p_0$  вероятность отсутствия ошибок в кадре длины  $L^C + H_{IP} + H_{NI}$  и предположить, что распределение числа переспрашиваемых пакетов – геометрическое, а канал – биномиальный с вероятностью ошибки  $p$  и РОС, то

$$\beta^C = -\frac{p_0}{1-p_0} \ln p_0, \quad (9)$$

где  $p_0 = (1-p)^{L^C + H_{IP}}$ .

Текущее значение  $\rho_{ij}^B$  можно вычислить следующим образом. Учитывая введенные ранее обозначения, можно определить эффективную скорость передачи речи в канале  $ij$  тракта  $st \in S^B$  как

$$V_{ij}^B = \eta v^B a_{ij}^B, \quad (10)$$

где,  $\eta$  – коэффициент снижения загрузки транспортного канала речевыми пакетами за счет использования пауз (типичное значение  $\eta = 0,497$ ). Нагрузка  $a_{ij}^B$  в канале  $ij \in l_{st,m}^B$ ,  $a_{ij}^B = \begin{cases} a_{st,m}^B, & ij \in l_{st,m}^B \\ 0, & ij \notin l_{st,m}^B \end{cases}$ , где  $a_{st,m}^B = a_{st}^B p_{st,m}^B$  – трафик в  $m$ -м пути тракта  $st \in S^B$ . Суммарная речевая нагрузка между параметрами  $st \in S^B$  равна  $a_{st}^B = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} a_{st,m}^B$ .  $\rho_{ij}^B \in J_{st}^B$ ,  $a_i^B = \sum_{st \in S^B} \sum_{m=1}^{M_{st}^B} a_{st,m}^B$ .

С другой стороны, эффективная скорость передачи  $V_{ij}^B$  определяется выражением

$$V_{ij}^B = V_{ij} K_{ij}^B = \frac{(L^B - H_{TCP}) \rho_{ij}^B}{L^B + H_{IP} + H_{NI}} V_{ij}, \quad (11)$$

Приравняв (10) и (11) и разрешив уравнение относительно  $\rho_{ij}^B$ , получим

$$\rho_{ij}^B = \frac{L^B + H_{IP} + H_{NI}}{L^B - H_{TCP}} \frac{v^B}{V_{ij}} a_{ij}^B \eta. \quad (12)$$

Загрузка ЛЦТ трафиком данных  $\rho_{ij}^C$  при условии, что процесс передачи в нем моделируется СМО  $M/M/1$  с абсолютным приоритетом для речевых пакетов (с дообслуживанием), производится выражением [5]:

$$\rho_{ij}^C = 1 - \rho_{ij}^B - \frac{L^C + H_{IP} + H_{NI}}{\beta^C V_{ij} T_{ij}^C} - \frac{\rho_{ij}^B}{1 - \rho_{ij}^B} \frac{L^B + H_{IP} + H_{NI}}{V_{ij} T_{ij}^C}. \quad (12^*)$$

Известно [5], что преобразование Лапласа-Стилтьеса плотности распределения сквозного времени пребывания речевого пакета в  $m$ -м составном виртуальном канале  $l_{st,m}^B = \{ij \in J : ij \in \bar{l}_{st,m}^B\}$ , каждое межузловое звено которого моделируется СМО типа  $M/M/1$ , а распределение времени обслуживания пакетов в УК аппроксимируется экспоненциальным распределением с параметром  $\mu_i = C_i / (L^B + H_{IP})$  с учетом методики [10], имеет вид

$$f_{st,m}^{*B}(s) = \prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{\mu_{ij}^B (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B (1 - \rho_{ij}^B)} \prod_{i+1} \frac{\mu_i (1 - \lambda_i^B \bar{c}_i(h))}{s + \mu_i (1 - \lambda_i^B \bar{c}_i(h))},$$

где  $\mu_{ij}^B = \frac{V_{ij}}{L^B + H_{IP} + H_{NI}}$ ,  $\bar{c}_i = 1/\mu_i$  – среднее время обслуживания речевого пакета на УК  $\forall i : ij \in l_{st,m}^B$ ,  $\lambda_i^B = \sum_{j \in J_i} a_{ji}^B$  – суммарная интенсивность поступления речевых пакетов на узел  $i : ij \in l_{st,m}^B$  из входящих канлов нцидентных УК  $J_i$ . Обращение этого преобразования дает плотность вероятности  $f_{st,m}^B(t)$  сквозного времени пребывания речевого пакета в  $m$ -м составном виртуальном канале, представляющую собой свертку в виде произведения дробно-рациональных функций, вычисление которой можно осуществить по известным методикам. В общем виде

$$f_{st,m}^B(t) = \Lambda^{-1}(\bullet) \left( \prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{\mu_{ij}^B (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B (1 - \rho_{ij}^B)} \prod_{i+1} \frac{\mu_i (1 - \lambda_i^B \bar{c}_i(h))}{s + \mu_i (1 - \lambda_i^B \bar{c}_i(h))} \right),$$

где  $\Lambda^{-1}(\bullet)$  – обратное преобразование Лапласа-Стилтьеса.

С учетом предполагаемой независимости путей из множества  $M_{st}^B$  искомая вероятность превышения сетевой задержки величины  $\theta^B$

$$\Pr_{st}^B(t \geq \theta^B) = \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st}^B(t) dt = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt =$$

$$\sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^B)),$$

$$\forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0.$$

Здесь  $F_{st}^B(t) = \Pr\{T_{st}^B \leq t\} = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B F_{st,m}^B(t)$ , а  $F_{st,m}^B(\theta^B)$  – квантиль распределения сквозной задержки, который легко вычисляется при принятых предположениях. Окончательно ограничение (8) принимает вид  $\sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^B)) \leq d^B$ ,  $\forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0$ , а ограничение (9) на заданное среднее время доставки в сеансе связи  $T_{st}^C$  пакетов данных класса  $C$  можно записать в виде

$$T_{st}^C = \sum_{v=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C T_{st,m}^C + \frac{L^C - H_{CP}}{\omega^C},$$

$$\text{где } T_{st,m}^C = \sum_{ij \in l_{st,m}^C} T_{ij}^C + \sum_{i:ij \in l_{st,m}^C} T_i^C.$$

Полученные выше результаты позволяют сформулировать задачу анализа инфокоммуникационной сети на технологии IP следующим образом.

1. При заданной топологии сети, структуре потоков, заданной в виде матриц тяготений  $Y^k$  и заданной системе маршрутов найти значения  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $L^{*B}$ , доставляющих максимум функционалу  $\arg \max K$  при условиях

$$\sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^B)) \leq d^B, L^{*B} \triangleleft \theta^B v^B - H_{TCP},$$

$$0 \triangleleft \rho_{ij}^B \leq 1 \forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0. \quad (13)$$

2. При найденных значениях  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $L^{*B}$  найти значения  $\rho_{ij}^{*C}$  и  $L^{*C}$ , доставляющих максимум функционалу  $\arg \max K^C$  при ограничениях

$$T_{st}^C = \sum_{v=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C T_{st,m}^C + \frac{L^{*C} - H_{CP}}{\omega^C} \leq T^{*C} \forall st \in S^C : a_{st}^C \neq 0. \quad (14)$$

Данные задачи являются задачами нелинейного программирования с ограничениями типа неравенств и могут быть решены методом скользящего допуска [11]. Решив указанные задачи, мы получим оптимальные длины пакетов  $L^{*B}$  и  $L^{*C}$ , а также (при их подстановке соответственно в (12) и (12<sup>\*</sup>) максимально допустимые загрузки трактов пакетами различной нагрузки  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $\rho_{ij}^{*C}$  для заданных параметров качества обслуживания и распределения потоков в сети. В качестве переменных оптимизации выступают переменные  $\rho_{ij}^B$  и  $\rho_{ij}^C$ . Это означает, что при заданной структуре статических маршрутов каждой реализации при поиске значений  $\rho_{ij}^B$  и  $\rho_{ij}^C$  соответствует некоторые контрольные матрицы  $Y^k$ , т.е. фактически идет поиск варьированием входной нагрузки. Для каждого значения входа отыскивается оптимальное значение длины соответствующего протокольного блока  $L^{*B}$  и  $L^{*C}$ .

Для однородной пакетной ТС, в которой  $V_{ij} = V = \text{const}$ ,  $p_{ij} = p$  и потоки на каждом звене примерно одинаковы, а каждое звено моделируется СМО типа  $M/M/1$ . Выражения для  $L^{*B}$  и  $L^{*C}$  можно получить в явном виде [8]. В этом случае коэффициенты загрузки  $n$ -го составного виртуального канала  $l_{st,m}^B$  тракта  $st \in S^B$  и  $l_{st,m}^C$  тракта  $st \in S^C$  с учетом введенных выше допущений соответственно равны

$$\rho_{st,m}^{*B} = 1 - \frac{z}{b} = 1 - \frac{z v^B (L^B + H_{IP} + H_{NI})}{v^B V \theta^B - (L^B - H_{TCP}) V}, \quad (15)$$

где  $b = \left( \frac{\theta^B V}{L^B + H_{IP} + H_{NI}} - \frac{L^B - H_{TCP}}{L^B + H_{IP} + H_{NI}} \frac{V}{v^B} \right)$ ,  $z$  – есть решение нелинейного трансцендентного уравнения  $\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!} z^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!} z + 1 = d^B e^z$ .

$$\rho_{st,m}^{*C} = 1 - \rho^B - \frac{n\rho^B}{V}$$

$$\frac{-1 - \rho^B (L^B + H_{IP} + H_{NI}) + n (L^C + H_{IP} + H_{NI}) \frac{1}{\beta^C}}{T_{st,m}^C V - (L^C - H_{TCP}) \frac{V}{\omega^C} \beta^C}, \quad (16)$$

где  $\beta^C$  задается выражением (9). Выражения для функционалов  $K_{st,m}^B$  и  $K_{st,m}^C$  имеют вид

$$K_{st,m}^B = \frac{L^B - H_{TCP}}{L^B + H_{IP} + H_{NI}} \left( 1 - \frac{z v^B (L^B + H_{IP} + H_{NI})}{v^B V \theta^B - (L^B - H_{TCP}) V} \right).$$

$$K_{st,m}^C = \frac{L^C - H_{TCP}}{L^C + H_{IP} + H_{NI}} \times$$

$$\times \left( 1 - \rho^B - \frac{\frac{n\rho^B}{1-\rho^B} (L^B + H_{IP} + H_{NI}) + n (L^C + H_{IP} + H_{NI}) \frac{1}{\beta^C}}{T_{st,m}^C V - (L^C - H_{TCP}) \frac{V}{\omega^C}} \beta^C \right).$$

Решая задачи на нахождение условных экстремумов  $dK_{st,m}^B/dL^B = 0$  и  $dK_{st,m}^C/dL^C = 0$  при условиях (13) и (14) соответственно, будем пользоваться не классическим методом Лагранжа, а разрешим эти условия относительно интересующих нас параметров  $\rho^{*B}$  и  $\rho^{*C}$  и подставим полученные выражения в исследуемые функционалы  $K_{st,m}^B$  и  $K_{st,m}^C$ . После этого задача нахождения  $L^{*B}$  и  $L^{*C}$  сводится к задаче на определение безусловного экстремума  $dK_{st,m}^B/dL^B = 0$ ,  $dK_{st,m}^C/dL^C = 0$ . В результате после преобразований получим два уравнения относительно неизвестных  $L^{*B}$  и  $L^{*C}$ .

Решая первое уравнение, которое оказывается квадратичным относительно неизвестной  $L^B$ , находим

$$L^{*B} = \frac{(\theta^B v^B + H_{TCP}) \alpha_1 - (H_{IP} + H_{NI}) v^B}{\alpha_1 + v^B}, \quad (17)$$

где  $\alpha_1 = \sqrt{(H_{TCP} + H_{IP} + H_{NI}) V / z \theta^B}$ .

Второе уравнение является трансцендентным, содержащим полиномы второй степени относительно неизвестной переменной. Для его решения можно построить простую итерационную процедуру:

$$L^{*C} = x + H_{TCP}, \quad (18)$$

где

$$x = \lim_{k \rightarrow \infty} x_k, \quad x_{k+1} = \frac{y-1}{\ln(1-p)} \times$$

$$\times \left\{ 1 + \frac{x_k + \frac{T_{st,m}^C \omega^C}{\alpha_2 y} \frac{y-1}{\ln(1-p)}}{(T_{st,m}^C \omega^C - x_k) \left[ \frac{(\rho^B - 1) V}{n \omega^C \alpha_2} (T_{st,m}^C \omega^C - x_k) + 1 \right]} \right\}. \quad (19)$$

Здесь  $y = (1-p)^{x_k + H_{TCP} + H_{IP}}$ ,  $\alpha_2 = \frac{\rho^B}{1-\rho^B} (L^B + H_{IP} + H_{NI})$ ,

$k = 0, 1, 2, \dots$ , с начальным условием  $x_0 \geq H_{TCP}$ . Следует иметь в виду, что если выражение, стоящее в квадратных скобках знаменателя в правой части выражения (19), обращается в ноль, то это означает, что трафик класса  $C$  с заданным  $T_{st,m}^C$  через тракт  $st \in S^C$  не может быть передан. В этом случае следует положить  $L^C = H_{TCP}$ . Обращение в ноль знаменателя в выражении (19) происходит при условии, когда

$x = T_{st,m}^C \omega^C - \frac{n \omega^C}{V} \frac{\rho^B}{(1-\rho^B)^2} (L^B + H_{IP} + H_{NI})$ . Это условие всегда необходимо проверять при поиске величины  $L^{*C}$ . Кроме того, значение  $\rho^B$  в (19) должно удовлетворять неравенству  $0 < \rho^B \leq \rho^{*B}$  ( $\rho^{*B}$  рассчитанное по формуле (15) при  $L^{*B}$ , полученном из (17)).

Максимально эффективная скорость передачи трафика класса  $C$ , которую может пропустить тракт  $st \in S^C$  при заданной величине нагрузки  $a_{st,m}^B$  и заданном среднем времени  $T_{st,m}^C$ , определяется выражением

$$V_{st,m}^C = V K_{st,m}^C = V \frac{L^C - H_{TCP}}{L^C + H_{IP} + H_{NI}}$$

$$\left( 1 - \rho^B - \frac{\frac{n\rho^B}{1-\rho^B} (L^B + H_{IP} + H_{NI}) + n (L^C + H_{IP} + H_{NI}) \frac{1}{\beta^C}}{T_{st,m}^C V - (L^C - H_{TCP}) \frac{V}{\omega^C}} \beta^C \right),$$

где  $L^B$  и  $L^C$  находятся из соотношений (17) и (18). Условием обслуживания нагрузки  $a_{st}^C$  с учетом потоков других направлений и заданных  $T_{st}^C$  будет  $a_{ij}^C \leq V_{ij}^C, \forall ij \in l_{st,m}^C$ , а нагрузки  $a_{st}^B - \rho^B \leq \rho^{*B} \forall ij \in l_{st,m}^B$ . Здесь  $a_{ij}^C = \sum_{st \in S^C} \sum_{m=1}^{M_{st}^C} a_{st,m}^C$ . Пара  $(a_{st,m}^B, V_{st,m}^C)$

характеризует эффективность передачи смешанного трафика по тракту  $st$  инфокоммуникационной сети на технологии IP с заданным качеством обслуживания.

Показателем качества работы инфокоммуникационной сети на технологии IP может служить коэффициент использования цифрового тракта передачи на транспортном уровне

$$R = \left[ V_{st,m}^B (1 - d^B) + V_{st,m}^C \right] / V.$$

**Замечание 1.** Результаты анализа ТС инфокоммуникационной сети лежат в основе процедуры синтеза сети при поиске минимальных значений  $V_{ij}^k$  в условиях пропускания заданной интегральной нагрузки с требуемым качеством передачи и минимальной стоимости каналов связи.

**Замечание 2.** Учитывая, что весовой коэффициент виртуального соединения на транспортном уровне определяется долей входящего потока  $a_{st}^k$  в общем входящем потоке сети  $Y^k = \sum a_{st}^k$ , можно ввести понятие средневзвешенного по потокам общего функционала использования пропускной способности инфокоммуникационной сети произвольной топологии разнородным трафиком, который имеет вид

$K^k = \sqrt[q^k]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^k}{Y^k} (K_{st}^k)^{q^k}}$ ,  $q^k = |S^k|$ . Функционал подобного типа обладает свойством  $\lim_{q \rightarrow \infty} K^k = \max_{st \in S} K_{st}^k$ ,  $q^k = |S^k|$ , что не дает явного преимущества транспортным TCP-соединениям с большими весовыми коэффициентами. Тогда указанные задачи могут решаться также одновременно и для всей сети с применением средневзвешенных по потокам функционалов использования сети  $K^B$  и  $K^C$ , которые должны максимизироваться при условиях того же вида, но уже для всех  $st \in S^k$ , имеющих ненулевые потоки.

#### ЛИТЕРАТУРА

1. Концептуальные положения по построению мультисервисных сетей на ВСС России. – Минсвязи России, 2001.
2. Мошак Н.Н. Анализ логической структуры транспортной сети АТМ // Электросвязь. – 2001. – № 9.
3. Мошак Н.Н. Основы проектирования сетей АТМ, ч. 1, Архитектура сети АТМ. Учебное пособие. – СПб.: РИО СПбГУТ. – 2002.
4. Мошак Н.Н. Модель расчета характеристик системы сигнализации сети АТМ// Труды учебных заведений связи. – СПб.: СПбГУТ. – 2003. – № 169.
5. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. – М.: Мир, 1979.
6. Мошак Н.Н. Методы расчета параметров сети АТМ// Приборостроение. Известия вузов. – 2002. – Т. 45, № 3.
7. Мошак Н.Н. Основы проектирования сетей АТМ, ч. 2. Методы и модели расчета параметров широкополосных сетей с интеграцией служб. Учебное пособие. – СПб.: РИО СПбГУТ, 2003.
8. Мошак Н.Н. Сравнительный анализ служб СВР и VBRrt в сети АТМ QoS// Электросвязь. – 2003. – № 10.
9. Пуртов Л.П., Замрий А.С. и др. Элементы теории передачи дискретной информации. – М.: Связь, 1972.
10. Захаров Г.П., Лохмотко В.В., Пирогов К.И. Двухполосные сети связи для интегральной передачи речи и данных// Техника средств связи. – 1984. – № 8.
11. Химмельблау Д. Прикладное нелинейное программирование. – М.: Мир, 1975

Получено