

АНАЛИЗ ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ НА ТЕХНОЛОГИИ IP-QoS

Moshak N. N. The analysis of the infocommunication network transport system based on IP technology.

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 идей 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 $a_{st}^k \neq 0, k = \overline{1,2}$ образуют множество S^k мощности $r^k = |S^k|$. Предполагается, что для каждой пары $st \in S^k$ определено множество статических альтернативных маршрутов, необязательно 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] $\widehat{l}_{st,m}^k = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{p-1}t\}_{st,m}^k$ - путь m -го выбора ($m = \overline{1, M_{st}^k}$) длины p для пары $st \in S$. $l_{st,m}^k = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}^k\}$ - множество ребер, образующее путь m -го выбора $\widehat{l}_{st,m}^k$, мощности $r_{st,m}^k = |l_{st,m}^k|$. $R_{st}^k = \{\widehat{l}_{st,m}^k, m = \overline{1, M_{st}^k}\}$, 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 $p_{st,m}^k = \prod_{ij \in l_{st,m}^k} p_{ij}^k$; $\sum_{m=1}^{M_{st}^k} p_{st,m}^k = 1$, для $\forall st \in S^k$.

Для речевой нагрузки задается требуемая величина потерь b_{st}^B по вызовам и допустимая вероятность d^B превышения заданной сквозной задержки θ^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 заданными требованиями на качество передачи, а также определить максимально допустимые значения нагрузки α_{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 стремиться 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 $\hat{l}_{st,m}^k = \{s_{i_1}, i_1 i_2, \dots, i_{p-1} t\}_{st,m}^k$, трафиком различных классов и учитывающих особенности реализации протокола каждого логического уровня ТС. Для каждого ЛЦТ этот функционал

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

где нижний индекс $h = \overline{1,3}$ - соответствует логическому уровню архитектуры модели IP-сети: соответственно – межсетевого взаимодействия, 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]

$$K_{3,ij}^k = \rho_{ij}^k \frac{L^k - H_{IP}}{L^k}, \quad K_{2,ij}^k = \frac{L^k}{L^k + H_{NI}}, \quad K_{1,ij}^k \cong 1, \quad \text{где } \rho_{ij}^B \text{ и } \rho_{ij}^C \text{ — коэффициенты загрузки}$$

уровня межсетевого 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 среднегеометрических составляющих коэффициентов использования пропускной способности пути m -го выбора для пары $st \in S^k$

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

Здесь $K_{TCP}^k = \frac{s^k}{N^k (L^k - H_{IP})} \beta^k$ - коэффициент, учитывающий процедуру «нарезки»

протокольных блоков транспортного уровня на сегменты определенной длины, где β^B и β^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 речевого пакета, бит; L^C — длина пакета данных, бит; $s^B = \tau^B v^B$ - средняя длина речевого фрагмента на транспортном уровне, включая связной заголовок транспортного уровня TCP, 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 TCP, 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 $1/r_{st,m}^k$ 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]

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

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

В силу того, что транспортное виртуальное соединение может быть организовано между парой $st \in S^k$ по нескольким виртуальным путям, - выражение для общего коэффициента использования **всех транспортных соединений имеет следующий вид**

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

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

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

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

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

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

В формулах (5) ρ_{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 будем решать 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 θ^B и T_{st}^C включают в себя только три основные временные компоненты: время накопления информационной части пакета в оконечной системе (время ввода пакета в ЛЦТ) соответственно $(L^B - H_{IP})/v^B$ и $(L^C - H_{IP})/\omega^C$, время обработки на УК и собственно время передачи пакетов по тракту. Здесь ω^C — скорость работы абонентской установки данных, бит/с.

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

$$1. \text{Найти } \arg \max K_{st}^B,$$

$$\text{при условиях } b_{st}^B \leq b^B, \Pr_{st}(t \geq \theta^B) \leq d^B \forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0, \quad (6)$$

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

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

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

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 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

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

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 β_{ij}^C , который является функцией длины IP-пакета класса C и вероятности ошибки в тракте st , можно получить из [9]. Так, например, если обозначить p_0 вероятность отсутствия ошибок в кадре длины $L^C + H_{NI}$ 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 $p_0 = (1-p)^{L^C + H_{NI}}$.

Текущее значение ρ_{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, η - 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 -ом пути тракта $st \in S^B$. Суммарная

речевая нагрузка между парами $st \in S^B$ равна $a_{st}^B = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} a_{st,m}^B$.

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

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

Приравнявая (10) и (11) и разрешив уравнение относительно ρ_{ij}^B , получим

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

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

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

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

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

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 -ом составном виртуальном канале, представляющую собой свертку в виде произведения дробно-рациональных функций, вычисление которой можно осуществить по известным методикам. В общем виде

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

преобразование Лапласа-Стильтьеса.

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

$$\Pr_{st}(t \geq \theta^B) = \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st}^B(t) dt = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^B)), \quad \forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0.$$

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 $T_{st}^C = \sum_{v=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C T_{st,m}^C + \frac{L^C - H_{IP}}{\omega^C}$, 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 ρ_{ij}^{*B} и L^{*B} , доставляющих максимум функционалу

$\arg \max K^B$, при условиях

$$\sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^B)) \leq d^B, L^{*B} \leq \theta^B, v^B - H_{TCP}, 0 \leq \rho_{ij}^B \leq 1 \quad \forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0 \quad (13)$$

2. При найденных значениях ρ_{ij}^{*B} и L^{*B} найти значения ρ_{ij}^{*C} и L^{*C} , доставляющих максимум функционалу

$\arg \max K^C$, при ограничениях

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

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*)) - максимально допустимые загрузки трактов пакетами

разнородной нагрузки ρ_{ij}^{*B} и ρ_{ij}^{*C} для заданных параметров качества обслуживания и распределения потоков в сети. В качестве переменных оптимизации выступают переменные ρ_{ij}^B и ρ_{ij}^C . Это означает, что при заданной структуре статических маршрутов каждой реализации при поиске значений ρ_{ij}^B и ρ_{ij}^C соответствует некоторые контрольные матрицы Y^k , т. е. фактически идет поиск варьированием входной нагрузкой. Для каждого значения входа отыскивается оптимальное значение длины соответствующего протокольного блока L^{*B} и L^{*C} .

Для однородной пакетной ТС, в которой $V_{ij} = V = const$, $p_{ij} = p$ 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 m -го составного виртуального канала $\hat{l}_{st,m}^B$ тракта $st \in S^B$ и $\hat{l}_{st,m}^C$ тракта $st \in S^C$ с учетом введенных выше допущений соответственно равны

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

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

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

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

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

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

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 ρ^{*B} и ρ^{*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

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

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

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

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

$$\text{где } x = \lim_{k \rightarrow \infty} x_k \cdot x_{k+1} = \frac{y-1}{\ln(1-p)} \left\{ 1 + \frac{x_k + \frac{T_{st,m}^C \omega^C}{\alpha_2} \frac{y-1}{\ln(1-p)}}{(T_{st,m}^C \omega^C - x_k) \left[\frac{(\rho^B - 1)V}{n \omega^C \alpha_2} (T_{st,m}^C \omega^C - x_k) + 1 \right]} \right\}, \quad (19)$$

Здесь $y = (1-p)^{x_k + H_{IP}}$, $\alpha_2 = \frac{\rho^B}{1-\rho^B} (L^B + H_{NI})$, $k = 0, 1, 2, \dots$, с начальным условием $x_0 \geq H_{IP}$. Следует иметь в виду, что если выражение, стоящее в квадратных скобках знаменателя в правой части выражения (19), обращается в нуль, 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 $L^C = H_{IP}$. Обращение в нуль знаменателя в выражении (19) происходит при условии, когда $x = T_{st,m}^C \omega^C - \frac{n \omega^C}{V} \frac{\rho^B}{(1-\rho^B)^2} (L^B + H_{NI})$. Это условие всегда необходимо проверять при нахождении величины L^{*C} . Кроме того, значение ρ^B в (19) должно удовлетворять неравенству $0 < \rho^B \leq \rho^{*B}$ (ρ^{*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

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

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

$a_{st}^B - \rho^B \leq \rho^{*B} \quad \forall ij \in l_{st,m}^B$. Здесь $a_{ij}^C = \sum_{st \in S^C} \sum_{m=1}^{M_{st}^C} a_{st}^C p_{st,m}^C$. 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 однородной инфокоммуникационной сети на технологии IP может служить коэффициент использования цифрового тракта передачи на транспортном уровне:

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

Замечание 1. Результаты задачи анализа ТС инфокоммуникационной сети лежат в основе процедуры синтеза сети при поиске минимальных значений V_{ij}^k , при условии 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 $Y^k = \sum_{st \in S^k} a_{st}^k$, можно ввести понятие средневзвешенного по потокам общего

функционала использования пропускной способности инфокоммуникационной сети произвольной топологии разнородным трафиком, который имеет вид

$$K^k = \sqrt[q^k]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^k}{Y^k} (K_{st}^k)^{q^k}}, \quad q^k = |S^k|. \quad \text{Функционал подобного типа обладает свойством}$$

$$\lim_{q \rightarrow \infty} K^k = \max_{st \in S} K_{st}^k, \quad q^k = |S^k|, \quad \text{что не дает явного преимущества транспортным ТСП-}$$

соединениям с большими весовыми коэффициентами. Тогда указанные задачи могут решаться также одновременно и для всей сети с использованием 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, 2001г.
2. Мошак Н.Н. Анализ логической структуры транспортной сети АТМ // Электросвязь. 2001. №9.
3. Н.Н.Мошак, Основы проектирования сетей АТМ, Часть1, Архитектура сети АТМ, учебное пособие, РИО СПбГУТ, 2002, 96 стр.
4. Мошак Н.Н. Модель расчета характеристик системы сигнализации сети АТМ // Труды учебных заведений связи / СПбГУТ. СПб, 2003. № 169.
5. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. - М.: Мир., 1979, 600 с.
6. Мошак Н.Н.. Методы расчета параметров сети АТМ // Приборостроение. Известия вузов. 2002. т.45. №3.
7. Н.Н.Мошак, Основы проектирования сетей АТМ, Часть 2, Методы и модели расчета параметров широкополосных сетей с интеграцией служб, учебное пособие, РИО СПбГУТ, 2003, 71 стр.
8. Мошак Н.Н. Сравнительный анализ служб CBR 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. Двухполюсные сети связи для интегральной передачи речи и данных.// Техника средств связи. Сер. ТПС. 1984, №8. стр.3-10.

11. Химмельблау Д. Прикладное нелинейное программирование. – М.: Мир, 1975. – 534 с.

Мошак Николай Николаевич, OTZI@lou.cbr.ru, СПб, Шафировский пр., д.4,
326-2741, факс.298-0700