

УДК 683.519

СИНТЕЗ ОПТИМАЛЬНЫХ СЕТЕЙ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИЙ С УЧЕТОМ ОБЕСПЕЧЕНИЯ ТРЕБОВАНИЙ ЗАДАННОГО КАЧЕСТВА ОБСЛУЖИВАНИЯ

Н.И. ЛИСТОПАД

*Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники
П. Бровка, 6, Минск, 220013, Беларусь*

Поступила в редакцию 20 января 2014

Описываются новые подходы, разработанные автором для синтеза оптимальных сетей. Решается задача линейного программирования для выбора топологии и технологии сетей телекоммуникации, анализируются основные стратегии живучести. Предлагается методика синтеза сетей, учитывающая требования заданного качества обслуживания. Анализируется двухуровневая модель, базирующаяся на сервис-ориентированной архитектуре.

Ключевые слова: выбор топологии и технологии, маршрутизация, линейное программирование, заданное качество обслуживания, сервис-ориентированная архитектура.

Введение

Новые приложения, такие как видеоконференции, интернет-телефония, различные формы электронной коммерции, электронного правительства и электронного обучения предъявляют дополнительные требования к эффективности и качеству предоставляемых услуг, что значительно изменило характер проектирования самих сетей телекоммуникаций [1–3]. Многие из этих приложений, как правило, критичны к заданному качеству обслуживания (Quality of Service – QoS) чувствительны и требуют для обеспечения заданного качества обслуживания достаточных ресурсов (например, пропускной способности каналов связи, минимальной задержки при обработке информации в интеллектуальных узлах и др.).

Известно, что большинство современных глобальных систем основано на облачных архитектурах. Прогнозируется, что сетевые облака будут основной частью будущего Интернета. «Облачные» технологии являются частью новой сетевой Internet архитектуры, которая базируется на трех основных подходах: центральная сеть для хранения информации (information-centric networking), облачные вычисления, интегрированные с сетью (cloud computing integrated with networking), и открытая коннективность (open connectivity) [4].

Центральная сеть для хранения информации рассматривает единицы информации как главную составляющую вышеназванной сетевой архитектуры; информация становится независимой от устройств, которые ее хранят.

«Облачные» вычисления предлагают комбинацию и интеграцию «облачных» вычислений и виртуальной сети. Такое решение позволяет более глубоко интегрировать само «облако» непосредственно в сеть, что обеспечивает более тесную связь виртуальной сети, как на уровне вычислений, так и на сетевом уровне. Для поддержки этих двух подходов требуется так называемая «открытая коннективность», основной задачей которой является обеспечение транспортных услуг и поддержка различных сетевых механизмов [4].

Для новой архитектуры проблемы требований QoS должны быть исследованы более глубоко. Для проектирования сетей телекоммуникаций можно выделить три основные проблемы [1–3, 5].

Проблема 1 (оптимизация топологии). Даны узлы сети в некоторых географических точках и прогнозируемые потребности (спрос) на передачу данных. Необходимо решить, какие

узлы связать физическими линиями. Выбор топологии нужно осуществлять в определенном классе сетей: звездообразных, древовидных, иерархических, т.е. необходимо зафиксировать тип структуры.

Проблема 2. (выбор пропускных способностей). Даны множества возможных технологий для сетей передачи данных. Необходимо определить для каждой линии ее тип и пропускную способность.

Проблема 3. (QoS-маршрутизация). Из заданного множества технологий и возможных пропускных способностей необходимо выбрать те из них, которые бы удовлетворяли требованиям заданного качества обслуживания (QoS requirements, задержка, джиттер, пропускная способность, потери пакетов).

Постановка задачи проектирования сети телекоммуникаций (оптимизация топологии)

Общая проблема проектирования состоит в выборе топологии сети и возможных пропускных способностей каналов связи, маршрутизации информационных потоков в синтезированной сети для всех прогнозных требований и обеспечении необходимого уровня надежности, т.е. требуемой пропускной способности в случае ее неполного функционирования, а также предоставлении заданного качества обслуживания (QoS) в соответствии с теми или иными требованиями [1].

Рассмотрим более подробно процесс проектирования топологии сети. Первым шагом является прогнозирование объема передачи требований (запросов) от узла к узлу в единицах загрузки сети [5].

Пусть V есть множество всех узлов проектируемой телекоммуникационной сети, т.е. множество V состоит из узлов логической телекоммуникационной сети (станции, маршрутизаторы, коммутаторы, мосты, хост-системы, внешние сети, средства спутниковой связи и т.д.). В основном, элементы множества V обозначают узлы коммутации и конечные узлы сети (станции, отдельные сервера), однако они могут обозначать и целые сети.

Графом требований назовем граф $H=(V,D)$ [5], в котором множеством ребер являются пары узлов (s,t) из V с положительным трафиком. Для каждого требования $(s,t) \in D$ графа H задается положительное число $d(s,t) \in Z_+$, которое называется функцией трафика и рассматривается как средний суммарный объем информации между узлами s и t , определенный статистически на основе прогноза роста информационных потоков.

В задаче проектирования топологии сети по графу требований H необходимо определить граф топологии $G=(V,E)$ (рис. 1). Можно считать, что множества вершин у обоих графов совпадают. Итак, топологию сети телекоммуникаций будем представлять в виде неориентированного графа $G=(V,E)$. Вершинам графа G соответствуют узлы телекоммуникационной корпоративной сети, а ребрам – все возможные телекоммуникационные услуги, которые могут предоставляться между этими узлами. Другими словами, ребра $e \in E$ графа G представляют собой множество каналов связи, которые потенциально могут быть использованы (существуют на текущий момент либо могут быть проложены); например, оптоволокно, медные линии, радиоволновые линии, спутниковые каналы и т.д. Если между двумя узлами сети имеется несколько различных линий связи, то они представляются параллельными ребрами, отвечающими разным технологиям: Ethernet, Frame Relay, ISDN, ATM, и т.д.

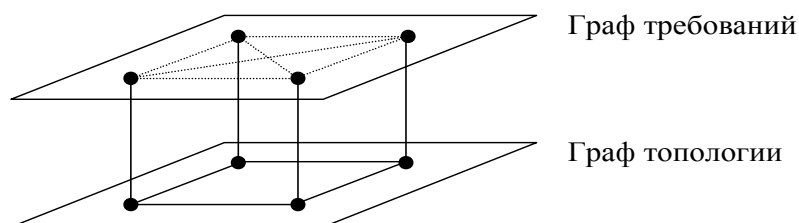


Рис. 1. Постановка задачи

Если стоимость прокладки канала $e \in E$ обозначим через $K(e)$, то схематично общую задачу проектирования топологии и выбора пропускных способностей $y(e)$ сети можно сформулировать следующим образом.

Задача. Нужно найти подграф $G = (V, E)$ полного графа на множестве вершин V с минимальной суммарной стоимостью ребер $K(G) = \sum_{e \in E} K(e)$, при условии, что пропускные способности ребер графа G обеспечивают маршрутизацию (возможно с учетом ограничений на длины путей) требуемого объема информации при обеспечении заданного качества обслуживания (QoS) в безаварийной и во всех аварийных ситуациях.

Другими словами, это означает следующее. Общая задача проектирования сети телекоммуникаций, включая маршрутизацию информационных потоков, состоит в определении пропускных способностей всех каналов связи, при которых минимизируется стоимость сети, обеспечивающая передачу потоков по всем требованиям [5–6].

Различают два случая сформулированной задачи: проектирование топологии и технологии телекоммуникационной сети и модернизация топологии и выбор технологии сети существующей. При этом существуют математические модели, которые являются общими для обоих случаев [5]. Для этого можно считать, что каждому ребру e графа топологии G изначально приписана начальная пропускная способность $C_0(e) \in Z_+$, $e \in E$. Она отражает настоящее состояние каналов связи между вершинами, соединенными ребром e . Если на сегодняшний день таких каналов связи нет, то полагают $C_0(e) = 0$ [5].

Имея перечисленные исходные данные, поставленная выше задача может быть несколько усложнена: необходимо минимизировать общую стоимость установки дополнительных каналов связи, а также определить маршруты, по которым будут передаваться данные для удовлетворения всех требований, включая обеспечение требований заданного качества обслуживания [5-6].

Задано множество технологий $T = \{\tau_1, \dots, \tau_n\}$ (коммутируемая линия, выделенная линия, оптоволоконная линия, подключение к общественной сети, радиолития). Каждой технологии $\tau \in T$ соответствует базисная пропускная способность C_τ (без ограничения общности предполагается, что $C_{\tau_1} \leq \dots \leq C_{\tau_n}$). Необходимо из них выбрать по одной для каждого типа линий связи, устанавливаемых вместо ребер графа топологии G . Не любая технология реализуема на определенных ребрах, поэтому для каждого ребра $e \in E$ задается подмножество $T(e) \subseteq T$ допустимых технологий.

Таким образом, для каждого $e \in E$ имеется конечное множество возможных пропускных способностей, которые определяются следующими параметрами:

- $t(e) = |T(e)|$ – число возможных дополнительных пропускных способностей для ребра e ;
- $C_t(e) \in Z_+$ ($1 \leq t \leq t(e)$) – потенциальные пропускные способности для ребра e (предполагается, что $C_0(e) \leq C_1(e) \leq \dots \leq C_{t(e)}(e)$);
- $K_t(e) \in Q_+$ ($1 \leq t \leq t(e)$) – стоимость установки линии связи с пропускной способностью $C_t(e)$.

Таким образом, при использовании технологии t , стоимость установки канала с пропускной способностью $C_t(e)$, $1 \leq t \leq t(e)$ будет $K_t(e) \in R_+$ условных единиц.

На практике $\frac{K_{t+1}}{C_{t+1}} > \frac{K_t}{C_t}$, т. е. стоимость канала связи возрастает быстрее его пропускной способности, а именно так это и обстоит в реальности.

Введем величины $c_t(e) = C_t(e) - C_{t-1}(e)$ ($1 \leq t \leq t(e)$), $k_t(e) = K_t(e) - K_{t-1}(e)$ ($1 \leq t \leq t(e)$), которые являются приращениями пропускных способностей и стоимостей. Для удобства обозначений положим $c_0(e) = C_0(e)$ и $k_0(e) = K_0(e)$.

Для каждого $e \in E$ введем упорядоченное множество переменных $x_0(e) \geq x_1(e) \geq \dots \geq x_t(e)$ $x_t(e) \in \{0, 1\}$, $\forall e \in E, t = \overline{1, t(e)}$.

Естественно предположить, что каждое ребро $e \in E$ графа топологии уже оборудовано начальной пропускной способностью $c_0(e)$ (возможно $c_0(e)=0$), так называемой исходной пропускной способностью. Так как мы предположили, что пропускная способность $C_0(e)$ установлена изначально, то нужно положить $x_0(e)=1$.

Выбор пропускной способности $C_\tau(e)$ ($0 \leq \tau \leq t(e)$) для ребра эквивалентен тому, что $x_0(e) = x_1(e) \dots = x_\tau(e) = 1$ и $x_{\tau+1}(e) = \dots = x_{t(e)}(e) = 0$.

С учетом введенных обозначений и допущений задачу выбора пропускных способностей можно сформулировать следующим образом [5]:

$$\min \sum_{e \in E} \sum_{t=1}^{t(e)} k_t(e) x_t(e), \quad (1)$$

при ограничениях

$$1 = x_0(e) \geq x_1(e) \geq \dots \geq x_{t(e)}(e) \geq 0, \quad \forall e \in E, \quad (2)$$

$$x_t(e) \in \{0,1\}, \quad \forall e \in E, \quad t = \overline{1, t(e)}. \quad (3)$$

и дополнительном условии обеспечения заданного трафика при выбранных пропускных способностях линий связи [5]:

$$y(e) = \sum_{t=0}^{t(e)} c_t(e) x_t(e), \quad \forall e \in E. \quad (4)$$

Задачи маршрутизации информационных потоков. Задача маршрутизации есть идентификация одного или нескольких путей, вдоль которых пойдет информационный поток из источника s в сток t . Таким образом, в задаче маршрутизации потребность в передаче информации $d(s,t)$ нужно разбить на части и для каждой из них найти свой путь передачи данных. При этом по одной линии могут идти разные потоки, но в сумме они не должны превышать ее реальных возможностей по передаче данных (пропускной способности).

Существуют две основные модели маршрутизации информационных потоков: в форме «потоки-дуги» и в форме «потоки-пути» [5].

Модель маршрутизации в форме «потоки-дуги»

Мультипоток в сети G называется множество неотрицательных чисел

$$f(s,t;e) > 0, \quad e \in E, \quad (s,t) \in D, \quad (5)$$

поставленных в соответствие для каждого требования (s,t) каждой дуге e и удовлетворяющих следующим линейным ограничениям (уравнения баланса мультипотока) [5]:

$$\sum_{e \in E_{\text{in}}(v)} f(st,e) - \sum_{e \in E_{\text{out}}(v)} f(st,e) = \begin{cases} -F_{st}, & v = s, \\ 0, & v \neq s,t, \quad \forall v \in V, \quad (s,t) \in D. \\ F_{st}, & v = t, \end{cases} \quad (6)$$

Первая сумма берется по дугам e , ведущим в узел v , а вторая сумма – по дугам e , ведущим из узла v . Вектор $(F_{st} : (s,t) \in D)$, называется величиной мультипотока.

Сформулируем модель маршрутизации потоков для удовлетворения всех требований в виде задачи поиска оптимального мультипотока в форме «потоки-дуги» [5–6].

Задача проектирования оптимальной телекоммуникационной сети с дискретными пропускными способностями $y(e)$ формулируется в форме следующей мультипоточной модели [5]:

$$\sum_{e \in E} \sum_{t=1}^{t(e)} k_t(e) x_t(e) \rightarrow \min, \quad (7)$$

для обеспечения пропускных способностей $y(e)$:

$$y(e) = \sum_{t=0}^{t(e)} c_t(e) x_t(e), \quad \forall e \in E,$$

при ограничениях:

$$1 = x_0(e) \geq x_1(e) \geq \dots \geq x_{t(e)}(e) \geq 0; x_t(e) \in \{0, 1\}; t = \overline{1, t(e)}; e \in E;$$

$$\sum_{(s,t) \in D} f(st, e) \leq y(e), \quad \forall e \in E \text{ – для синхронных технологий};$$

$$0 \leq \sum_{st \in D} (f^+(st, e) + f^-(st, e)) \leq y(e), \quad \forall e \in E \text{ – для асинхронных технологий};$$

а также с учетом балансовых ограничений, определяемых выражением (6).

Аналогично можно сформулировать задачу проектирования сети с кратными пропускными способностями.

Задача проектирования телекоммуникационной сети с кратными пропускными способностями $y(e)$ может быть сформулирована в виде следующей мультипоточковой модели [5]:

$$K(y_e : e \in E) = \sum_{e \in E} \sum_{\tau \in T(e)} K_\tau(e) x_\tau(e) \Rightarrow \min, \quad (8)$$

$$y(e) = C_0(e) + \sum_{\tau \in T(e)} C_\tau(e) x_\tau(e).$$

$$0 \leq x_\tau(e) \leq u_\tau(e), \quad x_\tau(e) \text{ – целые для всех } e \in E \text{ и всех } \tau \in T(e),$$

$$\sum_{(s,t) \in D} f(st, e) \leq y(e), \quad \forall e \in E \text{ – для синхронных технологий},$$

$$0 \leq \sum_{(s,t) \in D} (f^+(st, e) + f^-(st, e)) \leq y(e), \quad \forall e \in E, \text{ – для асинхронных технологий},$$

$$\sum_{(v,w) \in E_{\text{int}}(v)} f(s, t; v, w) - \sum_{(v,w) \in E_{\text{out}}(v)} f(s, t; v, w) = \begin{cases} -d(s, t), & \text{если } v = s; \\ 0, & \text{если } v \in V \setminus \{s, t\}; (s, t) \in D; \\ d(s, t), & \text{если } v = t. \end{cases}$$

Модель маршрутизации в форме «поток–пути»

Построим модели проектирования оптимальной телекоммуникационной сети в форме «поток–пути» [5–6].

Обозначим через $P(0; s, t)$ – множество всех путей из s в t в графе $G=(V, E)$. Конкретный путь P из $P(0; s, t)$, содержащий ребро e (или вершину u), обозначим $P \in P(0; s, t): e \in P, u \in P$. Пусть $f(0; s, t; P)$ – величина потока типа (s, t) вдоль пути $P \in P(0; s, t)$.

Введем стоимость передачи единицы потока по пути $P \in P(0; s, t)$ для требования (s, t)

$$K(s, t; P) = \sum_{e \in P} K(s, t; e),$$

где $K(s, t; e)$ – стоимость передачи по дуге e единицы информации по требованию (s, t) (стоимость передачи может не зависеть от типа требования (s, t)).

Задача проектирования оптимальной телекоммуникационной сети для дискретных пропускных способностей $y(e)$ в форме «поток–пути» может быть представлена в виде следующей модели [5]:

$$\sum_{(s,t) \in D} \sum_{P \in P(0,s,t): e \in P} K(s,t;e) f(0;s,t;P) \rightarrow \min, \quad (9)$$

$$y(e) = \sum_{t=0}^{t(e)} c_t(e) x_t(e), \quad \forall e \in E,$$

$$1 = x_0(e) \geq x_1(e) \geq \dots \geq x_{t(e)}(e) \geq 0, x_t(e) \in \{0,1\}, t = \overline{1, t(e)}, \forall e \in E,$$

для синхронных линий:

$$\sum_{(s,t) \in D} \sum_{P \in P(0;s,t); e \in P} f(0;s,t;P) \leq y(e), \forall e \in E;$$

для асинхронных:

$$\sum_{(s,t) \in D} \sum_{P \in P(0;s,t); e \in P} f(0;st;P) \leq y(e), \forall e \in E^+ \text{ – для прямых дуг};$$

$$\sum_{(s,t) \in D} \sum_{P \in P(0;s,t); e \in P} f(0;st;P) \leq y(e), \forall e \in E^- \text{ – для обратных дуг};$$

$$\sum_{P \in P(0;s,t)} f(0;s,t;P) = d(s,t) \text{ для всех } (s,t) \in D.$$

Существует несколько стратегий обеспечения живучести сетей телекоммуникаций: разнообразия, резервирования и перемаршрутизации [5].

Стратегия разнообразия предполагает, что в представленную модель необходимо добавить следующие ограничения [7]:

$$\sum_{P \in P(0;s,t); u \in V(P)} f(0;s,t;P) \leq \delta(s,t)d(s,t), \quad (10)$$

для всех $(s,t) \in D$ и $u \in V \setminus \{s,t\}$; где $\delta(s,t)$ – параметр разнообразия.

При использовании стратегии резервирования ограничения будут иметь следующий вид [5, 7]:

$$\sum_{P \in P(u;s,t); e \in P} f(u;s,t;P) = \left\{ \begin{array}{l} d(s,t) \text{ для } u = 0 \\ \rho(s,t)d(s,t) \text{ для всех } u \neq 0, (s,t) \in D \end{array} \right\}, \quad (11)$$

где $\rho(s,t)$ – параметр резервирования.

При обеспечении живучести компьютерных сетей стратегией перемаршрутизацией необходимо ввести следующие ограничения [5, 7]:

$$\sum_{P \in P_u(0;s,t)} f(0;s,t;P) + \sum_{P \in P(u;s,t)} f(u;s,t;P) \geq \sigma(s,t)d(s,t), u \neq 0, (s,t) \in D_u. \quad (12)$$

$$\sum_{P \in P(u;s,t)} f(u;s,t;P) \geq \sigma(s,t)d(s,t), u \neq 0, (s,t) \in D_u. \quad (13)$$

Здесь $\sigma(s,t)$ показывает, какая часть информационного потока будет перенаправлена по другим каналам.

Задача проектирования оптимальной телекоммуникационной сети для кратных пропускных способностей $y(e)$ может быть представлена в виде следующей модели [5, 8]:

$$\sum_{(s,t) \in D} \sum_{P \in P(0;s,t); e \in P} K(s,t;e) f(0;s,t;P) \rightarrow \min \quad (14)$$

$$y(e) = C_0(e) + \sum_{\tau \in T(e)} C_\tau(e) x_\tau(e)$$

$0 \leq x_\tau(e) \leq u_\tau(e)$, $x_\tau(e)$ – целые для всех $e \in E$ и всех $\tau \in T(e)$ при ограничениях для синхронных и асинхронных линий, для прямых и обратных дуг [5].

Маршрутизация с учетом требований заданного качества обслуживания

QoS-маршрутизация может быть обеспечена путем введения дополнительных ограничений в задачу линейного программирования [5–6, 9–10]. Одним из таких ограничений

является величина суммарной задержки при приеме, передаче и обработке информационных потоков. Задержка может быть аппроксимирована M/M/1 моделью информационных потоков. Таким образом, формула для оценки величины задержки (Kleinrock-formula) [11] будет иметь следующий вид:

$$\frac{1}{\gamma} \sum_{e \in E} f_e(s, t, e) \left[\frac{1}{y_e(s, t, e) - f_e(s, t, e)} + \mu(P_e + K_e) \right] \leq T_{\max}(s, t), \quad \text{для всех } (s, t) \in D, \quad (15)$$

где $T_{\max}(s, t)$ – максимально возможная задержка; $1/\mu$ – средняя длина обрабатываемого пакета (bits/packet); λ_e – средняя скорость прибытия пакетов (packets/second); P_e – задержка распространения по линии e ; K_e – задержка обработки интеллектуальным узлом (маршрутизатором) на входе линии e ; γ – суммарный трафик в сети (packets/second).

Существует несколько путей определения максимально возможной величины задержки. Главный из них – эмпирический, к примеру, можно определить $T_{\max}(s, t)$ в зависимости от требований конкретного приложения. В книге «Handbook of optimization of telecommunications» авторов М. Resende, Р. Pardalos предложен алгоритм определения величины максимальной задержки для каждого пути, практически для любого канала связи и всей сети в целом.

Что касается целевой функции, то она может быть более сложной и включать в себя не только требования качества обслуживания по обеспечению требуемой задержки, но и, например, стоимость обеспечения такой задержки для каждой линии связи e :

$$T(s, t, e) = \beta \frac{f_e(s, t, e)}{y_e(s, t, e) - f_e(s, t, e)}, \quad (16)$$

где $T(s, t, e)$ – стоимость обеспечения задержки для линии в соответствии с требованиями (s, t) ; β – стоимостной коэффициент.

Представленные выше ограничения учитывают требования QoS, в частности, задержки как очень важных требований для многих приложений. Это особенно актуально для «облачной» архитектуры как основной части будущего Интернета. В большинстве работ, указанных в [5–10], анализируемый трафик описывается с помощью M/M/1 модели [11]. Но более адекватной моделью является модель, основанная на ВМАР-потоках [12], которая при проектировании сетей телекоммуникаций позволяет точнее описать поведение трафика. Как результат – более точное определение сетевых задержек и более адекватный выбор оптимального маршрута передачи информационных потоков.

Обеспечение заданного качества обслуживания не только с учетом величины задержки, но и других параметров, таких как, джиттер, полоса пропускания, потери пакетов является сложной задачей многокритериальной оптимизации, для решения которой необходимы новые методы и подходы [13–18]. Определим каждый возможный канал передачи информации $(u, v) \in E$ посредством m аддитивных QoS весов $w_i(u, v) \geq 0, i = 1, \dots, m$ [2]. Если путь от источника s к получателю t такой, что

$$w(u, v) = \sum_{(u, v) \in P} w_i(u, v) \leq L_i \quad \text{для всех } i = 1, \dots, m, \quad (17)$$

то такой путь называют QoS-осуществимым (feasible) путем. Вектор $L = |L_i|$ – набор QoS параметров.

Пусть $P_{fes}(s, t)$ есть множество каждого из QoS-осуществимых путей из s в t . Таким образом, проблема QoS-маршрутизации может быть сформулирована как вышеописанные модели оптимальной маршрутизации, где множество всех путей $P(s, t)$ есть множество QoS-осуществимых путей $P_{fes}(s, t)$ [2, 3].

Учет нескольких параметров для обеспечения QoS требований значительно усложняет задачу оптимизации. Для ее решения более эффективным представляется подход, базирующийся на сервис-ориентированной архитектуре (SOA). SOA можно представить в виде двух уровней.

1. Уровень резервирования необходимых телекоммуникационных емкостей для обеспечения заданного качества обслуживания.

2. Уровень предоставления соответствующих телекоммуникационных услуг для обеспечения требуемого качества обслуживания.

Для решения первой задачи необходимо зарезервировать необходимые каналы связи и обеспечить набор возможных путей, которые позволят удовлетворить требования заданного качества обслуживания, т.е. маршрутизацию информационных потоков с учетом QoS-требований.

Такое резервирование может быть достигнуто путем решения следующей задачи линейного программирования:

$$F(x) = w_i \sum_{i=1}^{m_1} \frac{L_{i\max} - L(x)}{L_{i\max} - L_{i\min}} + w_j \sum_j^{m_2} \frac{L(x) - L_{j\min}}{L_{j\max} + L_{j\min}}, \quad (18)$$

где m_1 и m_2 – параметры, обеспечивающие заданное качество обслуживания.

Таким образом, задача линейного программирования может быть представлена следующим образом:

$$\max F(x) \quad (19)$$

при выполнении ранее представленных ограничений [5, 13–18].

Другими словами задача резервирования ресурсов может быть сформулирована следующим образом: телекоммуникационные ресурсы необходимо зарезервировать таким образом, чтобы пропускные способности каналов связи обеспечивали маршрутизацию требуемого объема трафика при соблюдении требований заданного качества обслуживания (QoS) в безаварийной и во всех аварийных ситуациях.

Для данных требований $m_1 = 1$ и $m_2 = 3$, т.е. необходимо обеспечить максимальную полосу пропускания при минимальных задержках в передаче пакетов и джиттере, а также при минимально возможных потерях пакетов (минимальной вероятности потерь) при обеспечении минимальной стоимости передачи единицы информации.

Задачей второго уровня является предоставление из набора зарезервированных уже самих услуг. Здесь также необходимо решить задачу линейного программирования, однако саму целевую функцию требуется минимизировать. Используя ранее введенные обозначения, сформулируем задачу следующим образом:

$$\min \sum_{e \in E} \sum_{t=1}^{t(e)} k_t(e) x_t(e) + d_t(e) L_t(e), \quad (20)$$

где: $d_t(e)$ – стоимость единицы дополнительного приращения пропускных способностей, обеспечивающего QoS-требования.

Для решения поставленной задачи необходимо использовать приведенные выше ограничения как на параметры трафика, так и на пропускные способности каналов связи.

Отличие предлагаемого двухуровневого подхода состоит в том, что он позволяет учесть при выборе маршрута одновременно требования нескольких параметров заданного качества обслуживания: задержку, джиттер, пропускную способность сетей телекоммуникаций, потери пакетов, что несколько упрощает задачу поиска оптимального пути по сравнению с известными подходами, основанными на введении ряда дополнительных ограничений.

Заключение

Постоянно возрастающий спрос на использование мультимедийных приложений в сетях телекоммуникаций привел к усилению требований по обеспечению качества обслуживания этих приложений. Среди таких требований можно выделить следующие: большая ширина полосы пропускания каналов связи, минимальное время ответа конечных узлов, минимальное значение вариации времени ответа конечных узлов сети, минимальное количество потерянных пакетов, а также повышенный уровень надежности. В результате исследований появились архитектуры, основанные на QoS, такие как архитектура интегрированных услуг, архитектура дифференцированных услуг, а также многопротокольная коммутация меток.

При достижении заданного уровня отказоустойчивости функционирования элементов сети телекоммуникаций одной из главных проблем обеспечения гарантированного качества предоставляемых услуг является определение маршрутов, которые удовлетворяли бы QoS-требованиям. Однако выбранный критерий оптимальности в виде нахождения самого короткого пути не всегда является оптимальным. На практике гораздо важнее не столько длина телекоммуникационного пути, сколько выбор такого из них, при котором обеспечивались бы заданные пропускные способности каналов при минимальной стоимости передачи единицы потока информации. Одновременно к вышеназванным требованиям добавляются требования высокой живучести функционирования сетей телекоммуникаций. В такой постановке проблема нахождения оптимального пути между источником и конечным узлом, при котором бы обеспечивалось заданное качество обслуживания, и при этом стоимость передачи единицы потока была минимальной для различных стратегий обеспечения живучести, специалистами изучена недостаточно полно [13–18].

В данной статье представлены результаты исследований автора по разработке моделей синтеза оптимальных сетей телекоммуникаций, учитывающие требования выбора короткого пути, минимальной стоимости единицы передачи информация, высокой живучести функционирования и требования заданного качества обслуживания. Предложена новая модель обеспечения требований QoS, базирующаяся на двухуровневой сервис-ориентированной архитектуре. Основой предложенных моделей является решение задачи линейного программирования.

Задачи проектирования сетей телекоммуникаций, как правило, NP-трудные. В этой связи результаты их решения являются достаточно общими и могут быть использованы для проектирования практических любых сетей для оптимальной маршрутизации информационных потоков с учетом требований QoS.

SYNTHESIS OF TELECOMMUNICATION NETWORKS WITH QoS REQUIREMENTS

N.I. LISTOPAD

Abstract

A new approaches of synthesis of telecommunication networks are investigated. LP problems are solving for choice of the capacity of the telecommunication networks. QoS-routing of the information flows in the forms of «flows-arcs» and «flows-paths» are under the consideration. Network design problems with QoS requirement are formulated as problem based on Service-Oriented Architecture. The problems are presented into two level architecture: service provisioning model and service selection model.

Список литературы

1. *Girlich, E., Kovalev M.M., Listopad N.I.* Belarusian Winter Workshops on Queueing Theory Proceedings. Minsk, Belarus, January 28–31, 2013. Vol. 356. P. 93–104.
2. *Girlich E., Kovalev M.M., Listopad N.I.* // Otto-von-Guericke-Universität Magdeburg. 2009. № 21. 14 p.
3. *Girlich E., Kovalev M.M., Listopad N.I.* Optimization of the Topology and the Capacities of Telecommunications Networks // http://www.math.uni-magdeburg.de/~girlich/preprints/final_eng.pdf. 2009.
4. *Абламейко С.В., Воротницкий Ю.И., Листопад Н.И.* // Электроника инфо. 2013. № 9. С. 30–34.
5. *Листопад Н.И.* Моделирование и оптимизация глобальных сетей. Минск, 2000.
6. *Листопад Н.И.* // Докл. НАН Беларуси. 2000. Том 44, №2. С. 37–40.
7. *Листопад Н.И.* // Электромагнитные волны и электронные системы. 2000. № 6. С. 21–30.
8. *Листопад Н.И., Трухан А.В.* // Информатика. 2009. № 3 (23). С. 141–144.
9. *Листопад Н.И., Трухан А.В.* // Успехи современной радиоэлектроники. 2008. № 4. С. 74–78.
10. *Listopad N.I., Korachev A.G., Matruk A.A.* // Системні дослідження та інформаційні технології. 2006. № 4. С. 71–76.

11. *Листопад Н.И., Трухан А.В.* // Докл. БГУИР. 2008. № 6 (38). С. 38–44.
12. *Dudin A.N., Listopad N.I., Tsarenkov G.V.* // System Research and Information Technologies. Kiev, 2002. P. 73–82.
13. *Листопад Н.И., Матрук А.А.* // Труды БГТУ. Сер. VI.: физ.-мат. науки и информ. 2006. Вып. XVI. С. 130–132.
14. *Листопад Н.И., Матрук Аль Даллаен А., Копачев А.Г.* // Информатика. 2006. Вып. 4. С. 39–48
15. *Листопад Н.И., Копачев А.Г., Аль Даллаен Фараж А.М.* / Вест. ПГУ. Сер. С Фундаментальные науки. 2006. № 10. С. 51–53.
16. *Листопад Н.И., Величкевич И.О.* // Докл. БГУИР. 2010. № 7 (53). С. 18–24.
17. *Листопад Н.И., Величкевич И.О.* // Докл. БГУИР. 2012. № 4 (66). С. 111–116.
18. *Листопад Н.И., Олизорович Е.В.* // Докл. БГУИР. 2012. № 3 (65). С. 23–29.

СВЕДЕНИЯ ОБ АВТОРЕ



Листопад Николай Измайлович (1956 г.р.), д.т.н., профессор. В 1978 г. окончил МРТИ. В 1984 г. защитил кандидатскую, в 2001 г. – докторскую диссертацию. С 1992 г. работает директором Вычислительно-аналитического центра Министерства образования Республики Беларусь. По совместительству занимает должность заведующего кафедрой ИРТ БГУИР. Является автором 115 научных трудов, в числе которых 1 монография и 7 патентов. Подготовил 3 кандидатов технических наук. Под его руководством была создана компьютерная сеть Unibel. Являлся исполнителем проекта «Internet» по созданию и развитию глобальных компьютерных сетей, осуществляемого Представительством ООН в Республике Беларусь.