

# Math-Net.Ru

Общероссийский математический портал

Н. И. Листопад, С. Ю. Михневич, А. А. Хайдер, QoS маршрутизация информационных потоков в сетях телекоммуникаций, *ПФМТ*, 2016, выпуск 2, 90–96

Использование Общероссийского математического портала Math-Net.Ru подразумевает, что вы прочитали и согласны с пользовательским соглашением

<http://www.mathnet.ru/rus/agreement>

Параметры загрузки:

IP: 18.118.184.102

4 ноября 2024 г., 22:27:06



## QoS МАРШРУТИЗАЦИЯ ИНФОРМАЦИОННЫХ ПОТОКОВ В СЕТЯХ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИЙ

Н.И. Листопад, С.Ю. Михневич, А.А. Хайдер

*Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, Минск*

## QoS BASED ROUTING OF INFORMATION FLOWS IN TELECOMMUNICATION NETWORKS

N.I. Listopad, S.Yu. Mikhnevich, A.A. Hayder

*Belarusian State University of Informatics and Radioelectronics, Minsk*

Приведен обзор основных концепций как межсетевой, так и междоменной маршрутизации, показаны разработанные модели и методы маршрутизации с учетом качества обслуживания. На основе анализа преимуществ и недостатков различных методов выявлены основные тенденции развития маршрутизации с учетом качества обслуживания.

**Ключевые слова:** маршрутизация, качество обслуживания, пропускная способность, сетевые ресурсы.

Basic concepts as internetwork and interdomain routing are presented. The developed models and methods of QoS based routing are shown. Based on the analysis of the advantages and disadvantages of the different methods the main trends in the development of QoS based routing are revealed.

**Keywords:** QoS based routing, bandwidth, network resources.

### Введение

С ростом требований к качеству обслуживания (Quality of Service) в современных мульти-сервисных сетях все больше внимания уделяется средствам маршрутизации [1]. Причина этого состоит в том, что функционал DiffServ, основанный на приоритетной обработке пакетов на узлах (маршрутизаторах) телекоммуникационной сети, способен повысить уровень QoS лишь на отдельных элементах сети. Протокол же маршрутизации в сетях телекоммуникаций нового поколения (NGN) должен обеспечивать расчет одного или нескольких путей доставки пакетов, вдоль которых будут выполняться все описанные в SLA-договоре требования к качеству обслуживания. Это является формулой концепции QoS-маршрутизации (QoS based routing) [1], определяющей направление развития моделей, методов, а впоследствии алгоритмов и протоколов маршрутизации.

### 1 Технологические решения в области QoS маршрутизации

Средства поддержки качества обслуживания в современных протоколах маршрутизации в последнее время достаточно сильно изменились, прежде всего, за счет пересмотра метрик, используемых при выборе маршрута. Во-первых, происходит отказ от топологических метрик – числа переприемов (hops), характерного для протокола RIP, и осуществляется переход на QoS-метрики, основанные на учете основных показателей качества обслуживания: скорости передачи, средних задержек, вариации задержек, уровня потерь

в трактах передачи сети. В результате маршруты передачи пакетов того или иного трафика прокладываются с учетом QoS-показателей вдоль них. Во-вторых, все больше протоколов поддерживают так называемые композитные (комбинированные) метрики, в рамках которых учитываются одновременно несколько основных QoS-показателей [2]. Так, в рамках протокола EIGRP в качестве метрики интерфейса используется следующая величина [3]

$$M_{EIGRP} = 256 \left[ K_1 M_b + \frac{K_2 M_b}{256 - M_l} + K_3 M_d \right] \times \frac{K_5}{M_r + K_4}, \quad (1.1)$$

где  $K_1, K_2, K_3, K_4, K_5$  – постоянные коэффициенты;  $M_b, M_d, M_r, M_l$  – отдельные метрики маршрута, причем  $M_b$  – величина обратной логической пропускной способности маршрута;  $M_d$  – кумулятивная логическая задержка маршрута,  $M_r$  и  $M_l$  – надежность и загрузка маршрута соответственно.

Весовые коэффициенты  $K_i, i = 1, 5$  (1.1) являются административно настраиваемыми параметрами, по умолчанию их значения равны  $K_1 = K_3 = 1, K_2 = K_4 = K_5 = 0$ . В результате формула (1.1) принимает вид (часть  $\frac{K_5}{M_r + K_4}$ , как правило, не используется):

$$M_{EIGRP} = 256 [K_1 M_b + K_3 M_d]. \quad (1.2)$$

В выражение (1.1) представлены метрики пропускной способности, задержки и загруженности маршрута. Более правильно было бы

учесть также и метрику, характеризующую вариации задержки (джиттер). В этом случае формула (1.1) приобретет следующий вид:

$$M_{EIGRP} = 256 \left[ K_1 M_b + \frac{K_2 M_b}{256 - M_l} + K_3 M_d + K_6 M_j \right] \times \frac{K_5}{M_r + K_4},$$

где  $K_6$  – постоянный коэффициент;  $M_j$  – метрика, характеризующая джиттер.

Формула (1.2) соответственно примет следующий вид:

$$M_{EIGRP} = 256 [K_1 M_b + K_3 M_d + K_6 M_j].$$

Анализ показывает, что существующие на сегодняшний день протоколы не укладываются в полной мере в рамки концепции QoS-маршрутизации, поскольку в них заложена идея поиска кратчайшего пути по одной, пусть даже комбинированной, метрике без учета достигаемых при этом значений других метрик [1]. Так, например, несмотря на то, что в рамках EIGRP при выборе маршрута может учитываться множество показателей качества обслуживания (задержка, загрузка, надежность, пропускная способность), использование комбинированной метрики вовсе не гарантирует наилучших значений других метрик, например, задержки, вдоль найденного маршрута.

Другой проблемой, связанной с применением существующих протоколов маршрутизации, является несбалансированное использование сетевых ресурсов [1]. В основу всех перечисленных протоколов маршрутизации положены алгоритмы нахождения кратчайшего пути в графе (Дейкстры или Беллмана – Форда), результатом работы которых является один, кратчайший в выбранной метрике, путь. Поскольку ни в одном из упомянутых выше протоколов в метрику не входит доступная (не задействованная) пропускная способность трактов передачи, всегда для заданной пары адресатов в качестве кратчайшего будет выбираться один и тот же путь, что в конечном итоге приводит к его перегрузке даже при наличии свободных обходных маршрутов [1]. Целесообразным решением в данной ситуации является многопутевая маршрутизация с балансировкой нагрузки не только между путями равной стоимости, что заложено во всех протоколах маршрутизации, но и между путями неравной стоимости [1], что присутствует только в протоколах IGRP, EIGRP и внутридомашней версии BGP – iBGP (interior BGP). Как правило, балансировка между маршрутами с различной стоимостью в рамках данных протоколов требует от администраторов сети дополнительных настроек и по этой причине не всегда ими используется.

Вычисление маршрута в рассмотренных выше протоколах маршрутизации как внутренних, так и внешних (межсетевых или междоменных),

реализуется распределенно и в момент поступления трафика в сеть, т. е. по требованию. Однако при переходе к QoS-маршрутизации заслуживают внимания следующие маршрутные концепции [5]:

1. Концепция централизованного вычисления путей в рамках маршрутизации от источника (Source routing) – концепция сервера маршрутов (Route Server, RS).

2. Концепция предвычисления путей (Pre-computed routing, PR).

При решении задач внутренней маршрутизации наличие единого центра управления в сети (домене) позволяет не только найти оптимальный путь с точки зрения всей сети и ее текущего состояния, но и обеспечивает решение задач управления доступом и резервирования ресурсов, что немаловажно для обеспечения гарантированного QoS в целом. Масштабируемость в условиях централизованного принятия решения сервером RS обеспечивается за счет предвычисления путей и для MPLS – за счет предварительного установления пути коммутации меток LSP [1].

В области внешней (межсетевой или междоменной) маршрутизации можно также выделить два направления развития. Первое связано с использованием протокола пограничного шлюза BGP и его QoS-расширения [6]. Как известно, BGP является протоколом маршрутизации дистанционно-векторного типа, в котором решение о направлении продвижения пакета принимается каждым узлом в отдельности (hop-by-hop) [6]. Отсутствие на маршрутизаторе информации о текущем состоянии всей сети не позволяет в условиях применения BGP получить в конечном итоге маршрут, оптимальный с точки зрения всей сети.

Другой подход к межсетевой маршрутизации заключается в использовании маршрутизации от источника [7]. Как известно [1] маршрутизация от источника имеет свои сложности, связанные с необходимостью сбора подробной информации о топологии сети, именно она потенциально способна обеспечить расчет такого маршрута, вдоль которого QoS-требования гарантированно выполняются. Масштабируемость в этом случае обеспечивается за счет иерархического представления топологической информации [1].

Таким образом, хотя маршрутизация потенциально является одним из наиболее действенных механизмов в плане предоставления качества обслуживания, на практике в рамках существующих протоколов маршрутизации подобные функции остаются нереализованными в полной мере. В связи с переходом к сетям нового поколения (NGN) вопросы совершенствования алгоритмов и протоколов являются особо актуальными. В целом на основании выявленных недостатков существующих протоколов и с учетом перспективных концепций можно сформулировать

требования к протоколу маршрутизации в современных телекоммуникационных сетях [1]:

1. Протокол должен отвечать концепции QoS-маршрутизации, т. е. оперировать не только номинальными, но и доступными сетевыми ресурсами, информация о которых должна обеспечиваться путем их постоянного мониторинга, а также выбирать маршрут не просто минимальной стоимости, а такой, вдоль которого гарантированно выполняются требования различных приложений к качеству их обслуживания.

2. Протокол маршрутизации должен обеспечивать сбалансированное использование сетевых ресурсов (Load-Balancing Routing), что требует перехода от однопутевых к многопутевым стратегиям.

3. Задача маршрутизации должна решаться в комплексе с задачами управления доступом и резервирования ресурсов.

На основании вышеизложенного можно сделать вывод, что в рамках перспективных протоколов маршрутизации необходимо руководствоваться концепцией сервера маршрутов в сочетании с концепцией предвычисления путей и иерархическим представлением топологической информации как средств обеспечения масштабируемости, что ориентирует на поиск новых, более конструктивных методов управления трафиком в современных мультисервисных сетях телекоммуникаций [1].

## 2 Комбинаторные и потоковые решения в области QoS маршрутизации

Существуют два основных подхода к поиску решений в области QoS маршрутизации: комбинаторный и потоковый [1]. Представление прикладной задачи как комбинаторной задачи и решение ее путем направленного перебора является одним из распространенных подходов в процессе анализа и синтеза сетей телекоммуникаций. При первом подходе основу существующих протоколов маршрутизации составляют различные алгоритмы кратчайшего пути в графе. Прежде всего, это алгоритмы Дейкстры и Беллмана – Форда, которые обеспечивают нахождение дерева кратчайших в выбранной метрике путей от узла источника ко всем остальным узлам, и вычислительная сложность которых приемлема для реализации в реальном масштабе времени [1]. С появлением концепции NGN и смещением акцентов при оценке алгоритмов управления трафиком на их возможности по поддержке функций QoS графокомбинаторные модели и методы были существенно пересмотрены.

Концепция QoS-маршрутизации требует определения такого пути (путей), между заданной парой узлов-адресатов, вдоль которого будут выполняться требования одновременно по нескольким QoS-показателям (метрикам) [1]. В рамках подобной маршрутизации требования к

QoS-показателям вдоль пути выступают в качестве ограничений на этапе его поиска, задача которого в общем случае может быть сформулирована двояко: как задача поиска пути с ограничениями (Multi-Constrained Path, MCP) или как задача поиска оптимального пути с ограничениями (Multi-Constrained Optimal Path, MCOP) [1]. На основании описанных в литературе моделей и методов в направлении снижения вычислительной сложности задач MCP и MCOP можно указать три основных подхода [1]:

1. Переход от множества простых, одиночных метрик, каждая из которых соответствует одному QoS показателю, к одной композитной (комбинированной), представляющей собой некоторую функцию отдельных метрик.

2. Поочередное использование метрик, т. е. поиск всех путей, удовлетворяющих требованиям в первой метрике, затем поиск среди найденных, но уже с использованием второй метрики и т. д.

3. Замена всего множества метрик одной, той, которая лежит в основе каждой из отдельных метрик и определяет их значения. Так, в рамках первого подхода вместо  $r$  аддитивных метрик в качестве комбинированной стоимостной функции пути  $p$  предлагается использовать следующие:

$$l(P) = \sum_{i=1}^r d_i w_i(P),$$

$$l(P) = \sum_{i=1}^r \max(w_i(P), L_i),$$

$$l(P) = \left[ \sum_{i=1}^r \left( \frac{w_i(P)}{L_i} \right)^q \right]^{1/q}, \quad q > 1,$$

$$l(P) = \max_{1 \leq i \leq r} \left( \frac{w_i}{L_i} \right),$$

где  $d_i$  – весовые коэффициенты различных метрик,  $L_i$  – допустимое значение метрики  $w_i$ .

Наличие единственной метрики позволяет применить известные алгоритмы поиска кратчайшего пути и их всевозможные расширения. В целом задача конструирования метрик как одиночных, так и комбинированных представляет собой отдельный предмет исследований [1].

Учет нескольких QoS параметров и различных требований приложений к значениям этих параметров значительно усложняет задачу маршрутизации [1]. В самом общем виде задача поиска необходимых телекоммуникационных 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 в безаварийной и во всех аварийных ситуациях [8].

Рассмотрим данную задачу более подробно. Пусть  $P_{fes}(s,t)$  есть множество QoS-осуществимых путей из  $s$  в  $t$ . Тогда проблема QoS-маршрутизации может быть сформулирована как модель оптимальной маршрутизации, рассматриваемая на множестве QoS-осуществимых путей  $P_{fes}(s,t)$  [8]:

$$\max_{P_{fes}} Y_{s,t} \Leftrightarrow \min_{P_{fes}} (-Y_{s,t}); \min_{P_{fes}} X_{s,t}; \min_{P_{fes}} D_{s,t}; \min_{P_{fes}} J_{s,t}; \quad (2.1)$$

при следующих ограничениях:

$$Y_{s,t} - Y^{\min} \geq 0; X_{s,t} - X^{\min} \geq 0; \quad (2.2)$$

$$D^{\max} - D_{s,t} \geq 0; J^{\max} - J_{s,t} \geq 0;$$

$$Y_{s,t} = \max_{e \in p} \{Y_e\}; D_{s,t} = \sum_{e \in p} D_e;$$

$$J_{s,t} = \sum_{e \in p} J_e; X_{s,t} = \sum_{e \in p} X_e, \quad (2.3)$$

где  $Y_{s,t}$  – пропускная способность канала связи от  $s$  в  $t$ ;  $X_{s,t}$  – величина, характеризующая потери пакетов в канале связи от  $s$  в  $t$ ;  $D_{s,t}$  – задержка в передаче информации от  $s$  в  $t$ ;  $J_{st}$  – вариации задержки.

Можно выделить следующие особенности модели (2.1)–(2.3), которые не позволяют непосредственно применить для ее решения хорошо известные методы нахождения пути наименьшей стоимости.

1. Критерий оптимальности (2.1), включающий четыре QoS параметра, является векторным. Его можно свернуть, используя, например, аддитивную свертку и решать задачу минимизации на графе скалярной функции  $R_{s,t}$

$$\min_p R_{s,t} = \min_p \left( -w_Y \frac{Y_{s,t}}{Y^{\min}} + w_D \frac{D_{s,t}}{D^{\max}} + w_J \frac{J_{s,t}}{J^{\max}} + w_X \frac{X_{s,t}}{X^{\min}} \right). \quad (2.4)$$

Здесь  $w_Y, w_D, w_J, w_X$  – весовые коэффициенты, определяющие значимость соответствующих параметров QoS. Тем не менее, в рассматриваемом случае в силу неаддитивности полосы пропускания  $Y_{s,t} = \max_{e \in p} \{Y_e\}$  описать каждое ребро графа функцией стоимости  $R_e$ , такой, что

$$R_{s,t} = \sum_{e \in p} R_e,$$

оказывается невозможным.

2. Поиск решения должен осуществляться только на подмножестве QoS осуществимых путей, удовлетворяющих условиям (2.2).

Для решения задачи (2.4) с учетом ограничений (2.2)–(2.3) может быть применен модифицированный алгоритм Дейкстры [8]. Модификация заключается в отбрасывании в процессе поиска тех путей, на которых не выполняются ограничения (2.2), и новом способе описания и вычисления меток узлов. В исходном алгоритме Дейкстры метки каждого  $j$ -го узла, которого можно достичь из узла  $s$  через соседний узел  $i$ , имеют вид  $[R_{s,j}, i]$ , где величина стоимости  $R_{s,j}$ ,

соответствующая данному пути, аддитивна и вычисляется по формуле  $R_{s,j} = R_{s,i} + R_{ij}$ , где  $R_{ij}$  – стоимость ребра  $e_{ij}$ , а величина  $R_{s,i}$  берется из метки  $i$ -го узла. Вместо этого введем метку, имеющую 6 компонент:  $[R_{s,j}, Y_{s,j}, D_{s,j}, J_{s,j}, X_{s,j}, i]$ . Новую метку при переходе из узла  $i$  в узел  $j$  будем вычислять следующим образом:

$$D_{s,j} = D_{s,i} + D_{ij};$$

$$J_{s,j} = J_{s,i} + J_{ij};$$

$$X_{s,j} = X_{s,i} + X_{ij};$$

$$Y_{s,j} = \min \{Y_{s,i}, Y_{ij}\}.$$

Таким образом, получим следующую свертку, учитывающую QoS требования:

$$r = -w_Y \frac{Y_{s,j}}{Y^{\min}} + w_D \frac{D_{s,j}}{D^{\max}} + w_J \frac{J_{s,j}}{J^{\max}} + w_X \frac{X_{s,j}}{X^{\min}},$$

$$R_{s,j} = \begin{cases} r, & \text{если для } D_{s,j}, J_{s,j}, X_{s,j}, Y_{s,j} \\ & \text{выполняются условия (2.2);} \\ \infty, & \text{если для } D_{s,j}, J_{s,j}, X_{s,j}, Y_{s,j} \\ & \text{не выполняется хотя бы} \\ & \text{одно из условий (2.2).} \end{cases} \quad (2.5)$$

Предложенный способ формирования метки обеспечивает вычисление параметров QoS, изменяющихся при прохождении пакета из узла  $i$  в узел  $j$  по ребру  $e_{ij}$ , не только путем суммирования, но, фактически, по любой формуле или алгоритму. Это позволяет в дальнейшем уточнять рассматриваемую модель в части способов вычисления параметров QoS по пути  $p$ . Поиск оптимального пути только среди QoS осуществимых путей обеспечивается путем формирования функции вида (2.5). При этом алгоритм просмотра узлов, правила замены меток ребер, предложенные Дейкстрой, остаются неизменными.

Примером второго подхода является алгоритм решения задачи поиска пути, удовлетворяющего требованиям по пропускной способности и по задержке. Алгоритм предусматривает два этапа: на первом этапе из графа удаляются все ветви, пропускные способности которых не отвечают выдвинутым требованиям, а на втором этапе в графе, полученном после удаления части ветвей, при помощи алгоритма Дейкстры ищется путь с минимальной задержкой [1].

Третий подход заключается в том, что для случая, например, использования механизма обслуживания очередей WFQ, такие метрики как скорость передачи, межконцевая задержка, джиттер и используемый объем буферной памяти не являются независимыми. Все они представляют собой функции от зарезервированной пропускной способности, выбранного пути и характеристик трафика, а потому исходная задача нахождения пути с множеством ограничений на основании установленной взаимосвязи может быть решена, например, при помощи модифицированного алгоритма Беллмана – Форда [1].

Рассмотрим более подробно потоковые модели маршрутизации. Такие модели, как правило,

формулируются в виде задачи математического программирования: линейного [1], [8], нелинейного [9], целочисленного [10], смешанного [11] с использованием терминологии распределения потока на графах. Обязательным компонентом такой постановки задачи является целевая функция, которая в зависимости от вкладываемого физического смысла подлежит минимизации или максимизации при следующих условиях: сохранении потока; ограниченности сетевых ресурсов, прежде всего пропускной способности трактов передачи (условия отсутствия перегрузки), и неотрицательности потока. В зависимости от уровня рассмотрения потока и физического смысла, вкладываемого в используемые переменные, каждое из перечисленных условий конкретизируется. Например, в работе [12] целевая функция может принимать следующий вид:

$$\sum_{k \in \kappa} \sum_{(i,j) \in \varepsilon} w_{ij} x_{ij}^k \rightarrow \min$$

или

$$\sum_{k \in \kappa} \sum_{p \in \wp_k} w_p x_p^k \rightarrow \min, \quad (2.6)$$

где  $w_{ij}$ ,  $w_p$  – стоимость передачи единицы потока по тракту передачи  $(i, j) \in \varepsilon$  и по пути  $p \in \wp_k$  соответственно;  $\wp_k$  множество путей передачи  $k$ -го трафика.

Для (2.6) необходимы следующие ограничения:

– условия сохранения потока:

$$\begin{cases} \sum_{j:(i,j) \in \varepsilon} x_{ij}^k - \sum_{j:(i,j) \in \varepsilon} x_{ij}^k = 0, k \in \kappa, i \neq s_k, t_k; \\ \sum_{j:(i,j) \in \varepsilon} x_{ij}^k - \sum_{j:(i,j) \in \varepsilon} x_{ij}^k = 1, k \in \kappa, i = s_k; \\ \sum_{j:(i,j) \in \varepsilon} x_{ij}^k - \sum_{j:(i,j) \in \varepsilon} x_{ij}^k = -1, k \in \kappa, i = t_k; \end{cases}$$

– условия неотрицательности потока:

$$0 \leq x_{ij}^k \leq 1;$$

– условия отсутствия перегрузки:

$$\sum_{k \in \kappa} d_k x_{ij}^k \leq c_{ij} \alpha, \quad 0 \leq \alpha \leq 1, (i, j),$$

где управляющей переменной служит величина  $x_{ij}^k$ , которая характеризует долю  $k$ -го трафика, протекающего в тракте  $(i, j) \in \varepsilon$ ;  $\kappa$  – множество трафиков в сети;  $\varepsilon$  – множество трактов передачи сети;  $s_k, t_k$  – соответственно узел-источник и узел-получатель  $k$ -го трафика;  $d_k$  – интенсивность  $k$ -го трафика;  $c_{ij}$  – пропускная способность тракта передачи  $(i, j)$ ;  $\alpha$  – динамически управляемый порог максимальной загруженности каналов сети телекоммуникаций.

Наиболее распространенными в классе задач линейного программирования являются следующие критерии оптимальности [1]:

1) минимум стоимостной функции;

2) минимум вероятности отказа в обслуживании для вновь поступающего трафика или максимум суммарного обслуженного потока;

3) минимум максимального по сети коэффициента использования каналов.

### 3 Задача о максимальном потоке минимальной стоимости

В работе [13] решается задача модификации методов и алгоритмов, обеспечивающих предельную загрузку и учитывающих заданные параметры QoS при минимальной стоимости – так называемая задача «о максимальном потоке минимальной стоимости». В этой задаче находится не только максимальный поток, но и поток, проходящий по самым «дешевым» с точки зрения веса путям. В результате мы получаем максимизацию по одной функции (максимальный поток) и минимизацию по второй (стоимость). Это достигается следующим образом – стоимости двух потоков сравниваются только при равных значениях пропускных способностей. Иначе поток с большей пропускной способностью считается лучше вне зависимости от его стоимости.

Пусть дана произвольная сеть  $G(V, E)$  с источником  $s \in V$  и стоком  $t \in V$ , где ребра  $(u, v) \in E$  имеют пропускную способность  $c(u, v)$ , по которым передается поток  $f(u, v)$ . Стоимость пересылки единицы потока между  $u$  и  $v$  обозначим через  $a(u, v)$  и задержку – через  $d(u, v)$ . Таким образом, стоимость пересылки всего потока  $f(u, v)$  будет равна  $f(u, v) a(u, v)$ .

Задача состоит в определении подграфа  $G' = (V', E')$  графа  $G(V, E)$ , который обеспечит бы маршрутизацию трафика и обладал бы минимальной стоимостью ребер при следующих ограничениях:

– поток не может превысить пропускную способность – ограничение пропускной способности:

$$f(u, v) \leq c(u, v);$$

– поток из  $u$  в  $v$  должен быть противоположным потоку из  $v$  в  $u$ :

$$f(u, v) = -f(v, u);$$

– сохранение потока:

$$\sum_{w \in V'} f(u, w) = 0$$

для всех  $u \in V'$ , кроме источника и стока.

При поиске подграфа должны быть учтены следующие требования:

– поток по сети является максимальным для данного графа  $G$

$$\sum_{u', v' \in V'} f(u', v') \rightarrow \max,$$

максимальная задержка при передаче в  $G'$  должна быть минимальной:

$$\max(d(P_1) \dots d(P_n)) \rightarrow \min; P \in G',$$

где  $n$  – количество выбранных путей  $P$  подграфа  $G'$ ,  $d(P_n)$  – задержка передачи потока по пути  $P_n$ ;

– стоимость потока стремится к минимальной:

$$\sum_{u,v \in V} f(u,v)a(u,v) \rightarrow \min.$$

Для решения поставленной задачи модифицируем алгоритм из задачи о «Максимальном потоке минимальной стоимости» так, что бы при выборе пути учитывалась не только стоимость, но и задержка. Для этого нужно изменить проверку весов дуг в алгоритме Беллмана – Форда. В работе [13] представлен алгоритм решения поставленных задача.

Однако представленный в [13] алгоритм не является оптимальным. Разработанный авторами модифицированный алгоритм приведен на рисунке 3.1.

Модификация состоит в объединении циклов проверок на ограничения по стоимости и задержке, что несколько упростило работу самого алгоритма и, как показали расчеты, повысило его быстродействие примерно на 20%.

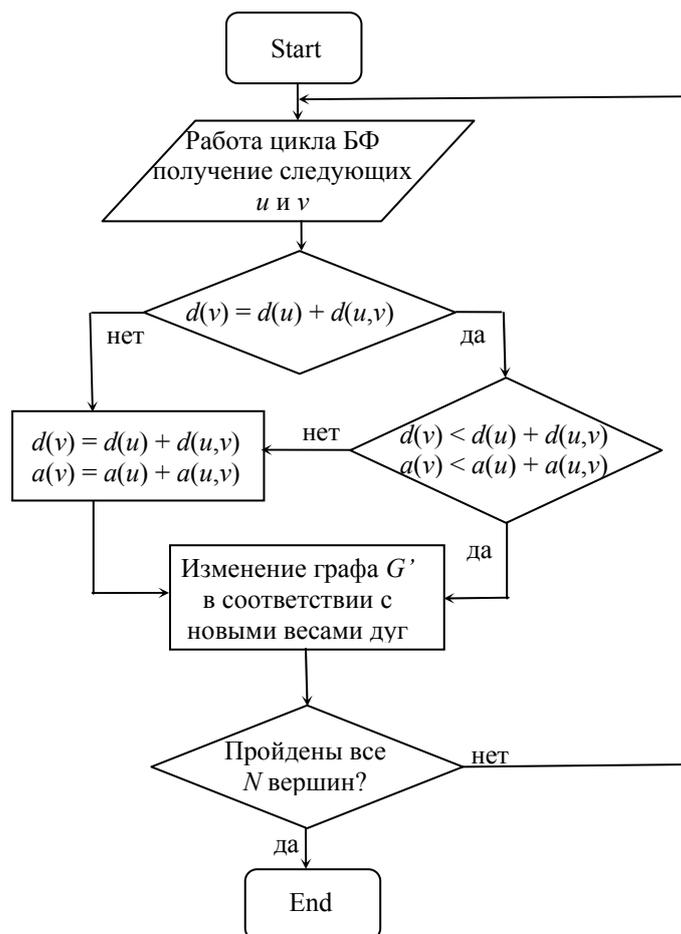


Рисунок 3.1 – Блок-схема алгоритма

### Заключение

На основании проведенного как качественного, так количественного анализа различных подходов к решению задач QoS-маршрутизации в качестве основных направлений их дальнейшего развития следует отметить следующие [1].

1. Пересмотр моделей сетей телекоммуникаций и смещение акцентов с графокомбинаторных на потоковые модели динамического характера, что позволит в полной мере реализовать преимущества динамического управления трафиком, основываясь на текущем состоянии сети, например, текущей загруженности канальных и буферных ресурсов. В свою очередь это потребует

пересмотра метрик маршрутов: отказа от метрик, основанных на номинальных или статически конфигурируемых параметрах трактов передачи и маршрутизаторов сети, и перехода к динамическим метрикам, отражающим качество обслуживания.

2. Достижимое качество обслуживания пользователей, а также производительность сети в целом во многом зависят от степени сбалансированного использования сетевых ресурсов. В этом плане одним из эффективных средств повышения качества обслуживания является [13] балансировка трафика не только для равномерной загруженности сетевых ресурсов (канальных и

буферных), но и для обеспечения QoS-требований, достигаемых вдоль различных путей передачи трафика при реализации многопутевой стратегии маршрутизации.

3. Обеспечение согласованности при выборе того или иного маршрута с другими задачами управления трафиком, например, управления доступом, очередями и резервирования ресурсов, путем совместного их решения в рамках единой математической модели сетей телекоммуникаций.

#### ЛИТЕРАТУРА

1. *Евсеева, О.Ю.* Обзор технологических и теоретических решений в области маршрутизации на основе качества обслуживания / О.Ю. Евсеева, С.В. Гаркуша // Проблемы телекоммуникаций. – 2012. – № 3 (8). – С. 24–46.

2. *Chao, H.J.* Quality of service control in high-speed networks / H.J. Chao, Guo Xiaolei. – Wiley-IEEE, 2002. – 432 p.

3. *Руденко, И.* Tsunami Computing, Маршрутизаторы CISCO для IP-сетей / И. Руденко. – М.: Кудиц-Образ, 2003. – 656 с.

4. *Deepankar, M.* Network routing: algorithms, protocols, and architectures / M. Deepankar, K. Ramasamy. – Morgan Kaufmann Publishers, 2007. – 788 p.

5. *A scalable intra-domain resource management architecture for DiffServ networks* / H.A. Mantar, I.T. Okumus, J. Hwang [et al.] // Journal of High Speed Networks. – 2006. – Vol. 15. – P. 185–205.

6. *Руководство по технологиям объединенных сетей*; пер. с англ.; 4-е изд. – М.: Изд. дом «Вильямс», 2005. – 1040 с.

7. *A Scalable And Efficient Inter-Domain QoS Routing Architecture For DiffServ Networks* / H.A. Mantar, J. Hwang, S.J. Chapin [et al.] // IFIP/IEEE

Eighth International Symposium on Integrated Network Management, 24–28 March 2003: proceedings of the symposium. – P. 463–467.

8. *Листопад, Н.И.* Оптимальная маршрутизация в мультисервисных сетях телекоммуникаций на основе модифицированного алгоритма Дейкстры / Н.И. Листопад, Ю.И. Воротничкий, А.А. Хайдер // Вестник БГУ. Серия 1. – 2015. – № 1. – С. 70–76.

9. *Chen, S.* An overview of quality-of-service routing for the next generation high-speed networks: problems and solutions / S. Chen, K. Nahrstedt // IEEE Network Magazine. – 1998. – Vol. 12. – P. 64–79.

10. *Листопад, Н.И.* Модели обеспечения живучести компьютерных сетей при оптимальной маршрутизации информационных потоков / Н.И. Листопад, А. Матрук Аль Даллаен, А.Г. Копачев. – Информатика. – 2006. – Вып. 4. – С. 39–48.

11. *Riedl, A.* Schupke Routing Optimization in IP Networks Utilizing Additive and Concave Link Metrics / A. Riedl, A. Dominic // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 2007. – Vol. 15, Issue 5. – P. 1136–1148.

12. *Seok, Yo.* Dynamic constrained multipath routing for MPLS networks / Yo. Seok, Yo. Lee, Ya Choi // IEEE International Conference on Computer Communications and Networks. – 2001. – Vol. 2, Issue 1. – P. 348–353.

13. *Листопад, Н.И.* Оптимальная маршрутизация информационных потоков с учетом параметров QoS / Н.И. Листопад, И.О. Величkevич // Доклады БГУИР. – 2012. – № 4 (66). – С. 111–116.

Поступила в редакцию 25.04.16.