

УСОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ ПОТОКОВОЙ МОДЕЛИ БЫСТРОЙ ПЕРЕМАРШРУТИЗАЦИИ С РЕАЛИЗАЦИЕЙ МАСШТАБИРУЕМЫХ СХЕМ ЗАЩИТЫ ЭЛЕМЕНТОВ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

Введение

Маршрутизация традиционно является достаточно эффективным средством обеспечения межконцевого (end-to-end) качества обслуживания (Quality of Service, QoS) в современных телекоммуникационных сетях (ТКС). Именно протоколы маршрутизации за счет применения соответствующих метрик могут определять и использовать пути, обладающие заданными свойствами, с точки зрения доступной производительности, средней задержки и уровня потерь пакетов [1]. Важно отметить, что в существующие протоколы заложены возможности структурной и функциональной адаптации маршрутных решений к изменению состояний ТКС, например ее топологии и пропускной способности сетевых элементов. Ввиду территориальной распределенности и высокой размерности ТКС обновление информации о состоянии сети на ее маршрутизаторах с формированием адекватной карты сети на каждом из них происходит не мгновенно, а занимает некоторое время, характеризующее сходимость (convergence) маршрутного протокола. Поэтому период обновления маршрутных таблиц (update timer) может достигать десятков секунд. Например, в протоколе RIP (Routing Information Protocol) он составляет 30 с, а в протоколе IGRP (Interior Gateway Routing Protocol) – 90 с [2].

Постоянно растущая производительность ТКС, проявляющаяся в достижении каналами связи терабитных скоростей, приводит к тому, что в случае отказов или перегрузки сетевого оборудования большие объемы данных, передаваемые за время определения протоколом обходных маршрутов, могут быть потеряны. Это может очень критично сказаться на численных значениях основных QoS-показателей. В этой связи транспортные ТКС, базирующиеся на технологиях IP (Internet Protocol) и MPLS (Multiprotocol Label Switching), дополнены средствами повышения отказоустойчивости маршрутных решений. К ним, прежде всего, стоит отнести функционально взаимодополняющие друг друга технологии быстрой протокольной сходимости (Fast IGP/BGP Convergence), отказоустойчивой маршрутизации (Fault-tolerant routing) и быстрой перемаршрутизации (Fast ReRoute, FRR) [3 - 7].

1. Обзор решений по быстрой перемаршрутизации в ТКС

Технологии быстрой перемаршрутизации FRR, как и большинство средств повышения надежности сетевых решений, основаны на введении избыточности в маршрутные решения, что проявляется в том, что наряду с основным маршрутом (или множеством маршрутов) одновременно рассчитывается резервный (backup) путь или мультипуть. При этом допускается технологическая реализация следующих схем защиты элементов сети [1, 3 - 6, 8] – канала, узла, пути и пропускной способности. Защита того или иного элемента сети заключается в том, что резервный путь не должен содержать защищаемый узел или канал ТКС. При защите пути (мультипути) основной и резервный могут иметь общие лишь узлы отправителя и получателя. Защита пропускной способности проявляется в том, что резервный маршрут должен не только обходить защищаемый элемент сети, но и обеспечивать заданную пропускную способность соединения. Таким образом, использование резервного пути (мультипути) позволит восстановить передачу пакетов вне проблемного узла/канала/пути уже через несколько десятков миллисекунд [7]. Сам же резервный путь будет активен до момента формирования маршрутным протоколом обновленного основного пути, который является кратчайшим в рамках выбранной маршрутной метрики. Это

позволяет на практике существенно повысить производительность ТКС и улучшить основные показатели качества обслуживания.

Рост требований пользователей к уровню качества обслуживания определяет необходимость постоянного усовершенствования протокольных средств быстрой перемаршрутизации. В наиболее перспективные из них заложены следующие сетевые решения [7]:

1. Механизм выбора маршрута в зависимости от его стоимости (Equal Cost Multipath, ESMР), который относится к базовым решениям, обладая невысокой вычислительной сложностью. Особенностью такого подхода является то, что каждый из множества резервных путей обладает приблизительно одинаковой метрикой.

2. Механизмы LFA (Loop Free Alternate), использование которых направлено на предотвращение образования маршрутных петель вдоль резервного маршрута, что также способствует улучшению QoS при защите узлов, каналов связи и пути в целом [9].

3. Механизмы на основе построения максимально избыточных деревьев (Maximally Redundant Trees, MRT) [10, 11]. Эти решения основаны на графовых моделях расчета двух непересекающихся путей (мультипутей) между заданной парой вершин графа. Один из маршрутов выступает основным, а второй – резервным. При этом каждый из путей не должен содержать петлю, поэтому их можно рассматривать как деревья графа. Для обеспечения максимально возможных показателей отказоустойчивости и производительности эти два типа маршрутов-деревьев должны полностью покрывать исходный граф сети, моделирующий структуру ТКС. Используемые комбинаторные алгоритмы расчета имеют невысокую вычислительную сложность, однако ограничено учитывают характеристики передаваемых потоков и функциональные параметры сети, например интенсивность потока и пропускные способности каналов связи ТКС.

Анализ известных решений в области быстрой перемаршрутизации [3, 4, 7, 8] позволил сформулировать перечень ключевых требований, которым должны соответствовать перспективные решения в этой области и, прежде всего, математические модели и методы, на которых они основываются:

- учет потокового характера трафика, что является отличительной особенностью большинства мультимедийных сервисов и обязательным моментом при реализации схем защиты пропускной способности сети;
- приемлемая вычислительная сложность маршрутных решений;
- высокая масштабируемость решений по быстрой перемаршрутизации;
- поддержка основных схем защиты элементов сети (узла/канала/пути);
- расширение возможностей существующих решений по поддержке балансировки нагрузки, связанных с реализацией многопутевых стратегий маршрутизации с соответствующей поддержкой схем защиты не одного пути, а мультипути, т.е. нескольких путей, по которым передаются пакеты одного и того же потока.

Известен ряд подходов к решению задач быстрой перемаршрутизации, которые в разной степени удовлетворяют указанным требованиям. Так, например, в работах [1, 12] предложены потоковые модели решения задачи быстрой однопутевой перемаршрутизации с защитой пути. При этом в работе [12] предложены соответствующие алгоритмы определения основных и резервных непересекающихся между собой путей, при этом основной путь должен обязательно проходить через определенные транзитные узлы. В этих работах технологическая задача была представлена в виде оптимизационной задачи целочисленного программирования. Кроме того, в [12] предложены эвристические методы повышения эффективности предлагаемых решений для сетей высокой размерности. Поэтому данный подход может быть взят за основу механизма LFA и его модификаций, однако использование непересекающихся путей при защите отдельных маршрутизаторов отрицательно скажется на производительности ТКС и приведет к избыточному резервированию сетевого ресурса.

В свою очередь, в работах [13, 14] предложена потоковая модель быстрой перемаршрутизации в ТКС, в рамках которой обеспечивается реализация основных схем резервирования элементов сети (канала, узла и маршрута), а также пропускной способности соединения. Получаемые таким образом решения ориентированы на поддержку как однопутевой, так и многопутевой стратегии маршрутизации. Однако отказоустойчивость многопутевых решений при защите узла и канала сети, как показано в работе [14], была обеспечена за счет отказа от линейности используемой математической модели. Переход же к нелинейным моделям расчетов, как правило, приводит к повышению вычислительной сложности проводимых расчетов. Кроме того, в статье [14] с помощью формулировки особого вида критерия оптимальности получаемых маршрутных решений заложена возможность реализации механизмов защиты подверженных отказам элементов сети не только одного, но и нескольких основных маршрутов различных потоков, одним (общим для данных потоков) резервным участком (facility backup), что положительно влияет на масштабируемость сети и ее производительность.

В этой связи актуальной представляется задача, связанная с усовершенствованием потоковой модели быстрой перемаршрутизации с реализацией масштабируемых схем защиты элементов телекоммуникационной сети и обеспечением приемлемой вычислительной сложности получаемых маршрутных решений.

2. Структурная модель ТКС

Предположим, что структуру телекоммуникационной сети описывает граф $G = (R, E)$ (рис. 1), в котором $R = \{R_i; i = \overline{1, m}\}$ – это множество вершин, моделирующих маршрутизаторы, а $E = \{E_{i,j}; i, j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ – множество дуг, представляющих каналы связи в ТКС. Обозначим через $R_i^* = \{R_j; E_{j,i} \neq 0; j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ подмножество маршрутизаторов, которые являются смежными для маршрутизатора R_i .

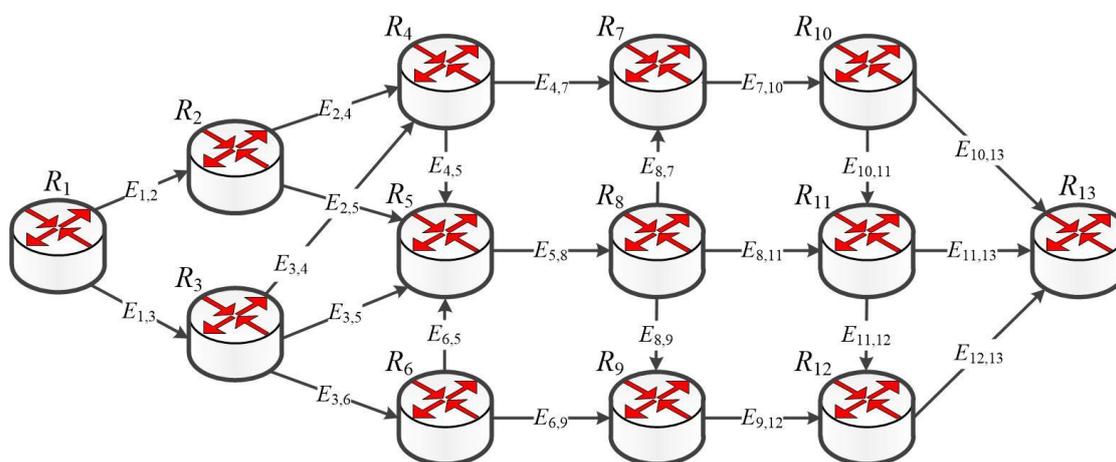


Рис. 1

Тогда $|E| = n$ определяет количество каналов связи в ТКС. При этом каждой дуге $E_{i,j} \in E$, моделирующей соответствующий канал связи сети, поставим в соответствие его пропускную способность $\varphi_{i,j}$.

3. Функциональная модель быстрой перемаршрутизации в ТКС

Пусть с каждым k -м одноадресным потоком связан ряд функциональных параметров: λ^k – средняя интенсивность пакетов k -го потока, измеряемая в пакетах за секунду (1/с); s_k – узел-отправитель; d_k – единственный узел-получатель, при $k \in K$, где K – множество потоков в сети. В ходе решения задачи одноадресной маршрутизации необходимо рассчитать множество переменных $x_{i,j}^k$, каждая из которых характеризует долю интенсивности k -го потока в канале связи, представленного дугой $E_{i,j} \in E$ и входящего в основной маршрут. Количество маршрутных переменных $x_{i,j}^k$ соответствует произведению $|K| \cdot |E|$.

На управляющие переменные в соответствии с их физическим смыслом накладывается ряд ограничений. Так, при использовании в ТКС однопутевой маршрутизации потоков имеют место условия:

$$x_{i,j}^k \in \{0;1\}. \quad (1)$$

В случае, когда предусматривается возможность реализации многопутевых решений, условия (1) заменяются на выражения вида

$$0 \leq x_{i,j}^k \leq 1. \quad (2)$$

Для обеспечения согласованности при расчете множества маршрутных переменных, отвечающих за реализацию маршрутизации в ТКС в целом, важно обеспечить выполнение условий сохранения потока в узлах основного пути/мультипути [3]:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = 0; \quad k \in K, R_i \neq s_k, d_k; \\ \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = 1; \quad k \in K, R_i = s_k; \\ \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = -1; \quad k \in K, R_i = d_k. \end{array} \right. \quad (3)$$

В системе (3) индекс j указывает номер входного или выходного интерфейса маршрутизатора R_i , через который k -й поток поступает или покидает маршрутизатор.

При решении задачи быстрой перемаршрутизации в ТКС наряду с расчетом множества основных маршрутов необходимо рассчитать и множество резервных путей. Поэтому, как показано в работе [14], вводятся дополнительные маршрутные переменные $\bar{x}_{i,j}^k$, которые характеризуют долю k -го потока в канале связи, представленного дугой $E_{i,j}$, но уже резервного пути/мультипути. Для обеспечения связности резервного пути/мультипути на переменные $\bar{x}_{i,j}^k$ накладываются ограничения, аналогичные (3):

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j: E_{i,j} \in E} \bar{x}_{i,j}^k - \sum_{j: E_{j,i} \in E} \bar{x}_{j,i}^k = 0; \quad k \in K, R_i \neq s_k, d_k; \\ \sum_{j: E_{i,j} \in E} \bar{x}_{i,j}^k - \sum_{j: E_{j,i} \in E} \bar{x}_{j,i}^k = 1; \quad k \in K, R_i = s_k; \\ \sum_{j: E_{i,j} \in E} \bar{x}_{i,j}^k - \sum_{j: E_{j,i} \in E} \bar{x}_{j,i}^k = -1; \quad k \in K, R_i = d_k. \end{array} \right. \quad (4)$$

4. Формулирование условий защиты элементов сети при реализации быстрой перемаршрутизации в ТКС

В данной работе предлагается при реализации схемы защиты канала $E_{i,j} \in E$ на маршрутные переменные $\bar{x}_{i,j}^k$, отвечающие за определение резервного пути, наложить дополнительные ограничения, аналогичные (1) и (2). При этом в случае использования многопутевой маршрутизации по резервным путям вводится условие вида

$$0 \leq \bar{x}_{i,j}^k \leq \delta_{i,j}^k, \quad (5)$$

а при реализации однопутевой стратегии имеет место следующее ограничение:

$$\bar{x}_{i,j}^k \in \{0; \delta_{i,j}^k\}, \quad (6)$$

где

$$\delta_{i,j}^k = \begin{cases} 0, & \text{при защите канала связи } E_{i,j}; \\ 1, & \text{в противном случае} \end{cases} \quad (7)$$

Выполнение условий (5) и (6) гарантирует, что защищаемый канал $E_{i,j} \in E$ не будет использоваться резервным маршрутом при реализации как однопутевой, так и многопутевой маршрутизации. Условия (5) и (6) носят линейный характер в отличие от нелинейных решений, предложенных в работе [14], что способствует снижению вычислительной сложности получения конечных протокольных решений.

При защите узла в работе [14] используются нелинейные выражения для реализации данной схемы. В работе [12] предложен подход, основанный на введении линейных условий вида:

$$x_{j,i}^k + \bar{x}_{j,i}^k \leq 1 \quad \text{при } R_j \in R_i^*, \quad j = \overline{1, m},$$

которые справедливы при использовании лишь однопутевой стратегии маршрутизации. В данной работе при реализации схемы защиты узла $R_i \in R$ условия (5) и (6) обобщаются на случай защиты множества каналов связи, инцидентных защищаемому узлу. Тогда при реализации многопутевой маршрутизации имеют место следующие ограничения:

$$0 \leq \bar{x}_{i,j}^k \leq \delta_{i,j}^k \quad \text{при } R_j \in R_i^*, \quad j = \overline{1, m}, \quad (8)$$

а в случае использования однопутевой стратегии вводится система условий:

$$\bar{x}_{i,j}^k \in \{0; \delta_{i,j}^k\} \quad \text{при } R_j \in R_i^*, \quad j = \overline{1, m}, \quad (9)$$

где выбор значений $\delta_{i,j}^k$ подчиняется условию (7).

Таким образом, выполнение требований условий (8) или (9) гарантирует защиту узла $R_i \in R$, запрещая использование резервным маршрутом всех каналов, которые выходят из данного узла. Так как защите подлежат лишь транзитные маршрутизаторы, то запрет на использование исходящих каналов в соответствии с условиями (4) предотвращает включение в резервный путь и входных каналов для данного узла, что в результате способствует защите узла R_i в целом. Положительной чертой условий (8) и (9) также является их линейность.

В случае реализации схемы защиты пути необходимо обеспечить отсутствие общих узлов и каналов как в основном, так и резервном маршрутах. Тогда по аналогии с результатами, полученными в работе [12], при реализации однопутевой маршрутизации необходимо выполнить следующие линейные условия:

$$\sum_{R_j \in R_i^*} \sum_{R_p \in R_i^*} (x_{j,i}^k + \bar{x}_{p,i}^k) \leq 1, \quad \forall R_i \in R \setminus \{s_k, d_k\}. \quad (10)$$

При многопутевой маршрутизации условия защиты мультипути сохраняют нелинейную форму:

$$\sum_{R_j \in R_i^*} \sum_{R_p \in R_i^*} x_{j,i}^k \bar{x}_{p,i}^k = 0, \quad \forall R_i \in R \setminus \{s_k, d_k\}. \quad (11)$$

Вид выражений (11) несколько отличается от условий, предложенных в работе [14], так как в ранее известном решении резервный мультипуть допускал узловое пересечение с основным. Таким образом, вновь вводимое условие (11) является более строгим.

При необходимости осуществления резервирования пропускной способности сети, а также с целью предотвращения возможной перегрузки каналов связи ТКС при реализации стратегий как однопутевой, так и многопутевой маршрутизации в модель по аналогии с результатами, полученными в работе [14], вводятся следующие условия:

$$\frac{1}{2} \sum_{k \in K} \left(\lambda^k \left[(x_{i,j}^k + \bar{x}_{i,j}^k) + \sqrt{(x_{i,j}^k - \bar{x}_{i,j}^k)^2} \right] \right) \leq \varphi_{i,j}. \quad (12)$$

5. Комплексный критерий оптимальности решений по быстрой перемаршрутизации в ТКС

Важным этапом разработки и усовершенствования модели быстрой перемаршрутизации является выбор критерия оптимальности получаемых решений. Как правило, подобные критерии, как показано в работах [1, 4, 6, 12-14], направлены на минимизацию или максимизацию выбранной целевой функции, отражающей, например, суммарную стоимость использования сетевого ресурса основным и резервным маршрутами или общую эффективность решения поставленной задачи соответственно. Заслуживает особого внимания критерий, предложенный в работе [14], ориентированный на минимизацию следующей целевой функции:

$$F = \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k - \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} b_{i,j}^k x_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k, \quad (13)$$

в которой где $c_{(i,j)}^k$ и $\bar{c}_{(i,j)}^k$ – маршрутные метрики каналов основного и резервного путей; $b_{i,j}^k$ – весовые коэффициенты, на диапазоне численных значений которых остановимся ниже.

Первое и второе слагаемые в выражении (13) определяют условные стоимости формирования и использования основного и резервного путей/мультипутей. Введение третьего слагаемого определено необходимостью повышения масштабируемости маршрутных решений, в т.ч. за счет оптимальной реализации схемы «facility backup». Это

связано с тем, что в ходе применения схем защиты канала и узла для минимизации размеров результирующих маршрутных таблиц должно обеспечиваться максимальное совпадение резервного и основного путей по составу входящих в них незащищаемых элементов сети. Кроме того, подобное решение будет способствовать резервированию минимальных объемов сетевого ресурса (узлов и каналов связи), что приведет к повышению пропускной способности ТКС, доступной вновь поступающим потокам. Ввиду того, что целевая функция (13) подлежит минимизации, то третье слагаемое в нее входит со знаком «минус», т.к. степень совпадения резервного и основного путей необходимо максимизировать, в отличие от первых двух слагаемых, характеризующих стоимости использования рассчитанных путей, которые должны быть по возможности минимальными. Максимальная же реализация заявленных возможностей может быть достигнута лишь на основе правильного выбора соотношений между метриками $c_{(i,j)}^k$ и $\bar{c}_{(i,j)}^k$, а также весовых коэффициентов $b_{i,j}^k$, что является предметом дополнительных исследований.

Таким образом, в рамках проведенного усовершенствования математической модели задача быстрой перемаршрутизации была сформулирована в оптимизационной форме, при этом критерием оптимальности выступает минимум целевой функции (13), а ограничениями – условия (1)-(12). В случае реализации многопутевой быстрой перемаршрутизации в ТКС ввиду наличия нелинейных условий-ограничений (11), (12) и минимизируемой целевой функции (13) расчет искомым маршрутных переменных обеспечивается в ходе решения задачи нелинейного программирования. При использовании однопутевой маршрутизации ввиду булевого характера маршрутных переменных (1) и (6) необходимо решить оптимизационную задачу класса смешанного целочисленного нелинейного программирования (Mixed Integer NonLinear Programming, MINLP).

6. Исследование модели быстрой перемаршрутизации в ТКС

Особенности решения задачи быстрой перемаршрутизации с использованием модели (1)-(13) продемонстрируем в качестве примера на сетевой структуре, показанной на рис. 2. Представленная сеть состоит из тринадцати маршрутизаторов и двадцати двух каналов связи (рис. 2). В разрывах каналов связи указаны их пропускные способности. Пусть маршрутные метрики каналов принимали значения $10^7/\varphi_{i,j}$ по аналогии с протоколом IGRP.

В ходе исследования установлено ряд интересных закономерностей. Во-первых, если при реализации схем защиты узла и канала в ТКС выбирать соотношение численных значений коэффициентов (13) так, как предлагается в [14], т.е. $b_{i,j}^k \gg c_{i,j}^k$ и $b_{i,j}^k \gg \bar{c}_{i,j}^k$, то определяющим в целевой функции будет третье слагаемое. Это приводит к тому, что в ходе расчетов как основной, так и резервный путь всегда, пока это возможно, т.е. при отсутствии перегрузки ТКС, будут полностью совпадать, обходя защищаемый элемент сети. Например, если необходимо передавать пакеты с интенсивностью 100 1/с от первого маршрутизатора к тринадцатому с обеспечением защиты четвертого маршрутизатора, то основной и резервный пути пройдут последовательно через маршрутизаторы $R_1 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12} \rightarrow R_{13}$. Однако оптимальным маршрутом с точки зрения числа переприемов и пропускной способности является путь $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{13}$. Таким образом, подобный выбор соотношения коэффициентов в целевой функции (13) может привести к значительной потере производительности ТКС, особенно если защищаемый элемент (узел или канал), который не включается даже в основной маршрут, является частью высокопроизводительного участка сети.

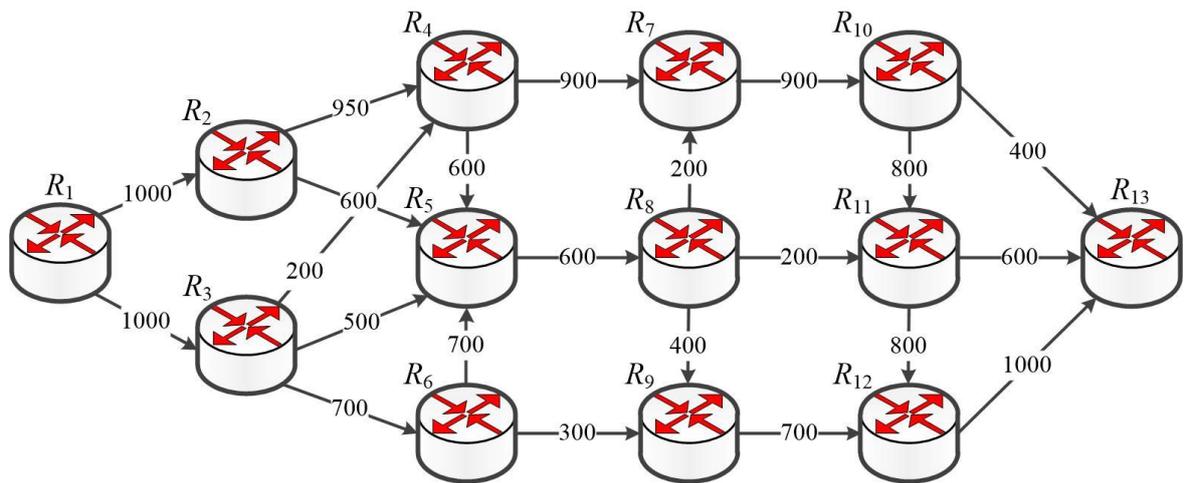


Рис. 2

В этой связи в данной работе предлагается следующая иерархия соотношений между весовыми коэффициентами в целевой функции (13): $c_{i,j}^k \gg b_{i,j}^k$ и $b_{i,j}^k \gg \bar{c}_{i,j}^k$. Тогда основной маршрут всегда будет иметь наилучшую метрику вне зависимости от того, включает он в себя защищаемый элемент сети или нет. Ключевым критерием для выбора резервного пути тогда станет его минимальное расхождение с основным маршрутом по составу образующих его каналов. Продемонстрируем эти возможности на следующем мультипоточковом примере. Пусть в ТКС, структура которой приведена на рис. 2, необходимо защитить высокоскоростной канал между маршрутизаторами R_4 и R_7 при передаче пакетов двух потоков, имеющих такие характеристики:

- $\lambda^1 = 100$ 1/с от узла-отправителя $s_1 = R_1$ к узлу-получателю $d_1 = R_{13}$;
- $\lambda^2 = 100$ 1/с от узла-отправителя $s_2 = R_2$ к узлу-получателю $d_2 = R_{10}$.

Иллюстрация получаемого решения при использовании предложенной модели приведена на рис. 3, где основной путь представлен сплошной линией, резервный – пунктирной, тогда как не используемые каналы связи показаны полупрозрачными линиями.

В этом случае основные маршруты проходя через следующие маршрутизаторы:

- $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{13}$ – для первого потока;
- $R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10}$ – для второго потока,

а резервные пути можно записать в таком виде:

- $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{13}$ – для первого потока;
- $R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10}$ – для второго потока.

Как видно из полученных результатов расчетов (рис. 3) защищаемый канал $E_{4,7}$ с достаточно высокой пропускной способностью (900 1/с) используется в основных маршрутах обоих потоков, что положительно сказывается на производительности конечных решений. С точки масштабируемости ТКС важно отметить, что полученное решение по защите указанного канала максимально соответствует требованиям схемы «facility backup». Это проявляется в том, что общий элемент $E_{4,7}$ основных маршрутов для рассмотренных двух потоков защищен одним (общим для данных потоков) резервным участком $R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_7$. Тогда резервный путь отличается от основного по четырем каналам связи. Стоит отметить, что требованиям схемы «facility backup» также отвечает и решение $R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_{11} \rightarrow R_{10}$ как часть резервных маршрутов. Однако оно не является

оптимальным с точки зрения критерия (13), т.к. в этом случае резервный путь отличается от основного по шести каналам связи.

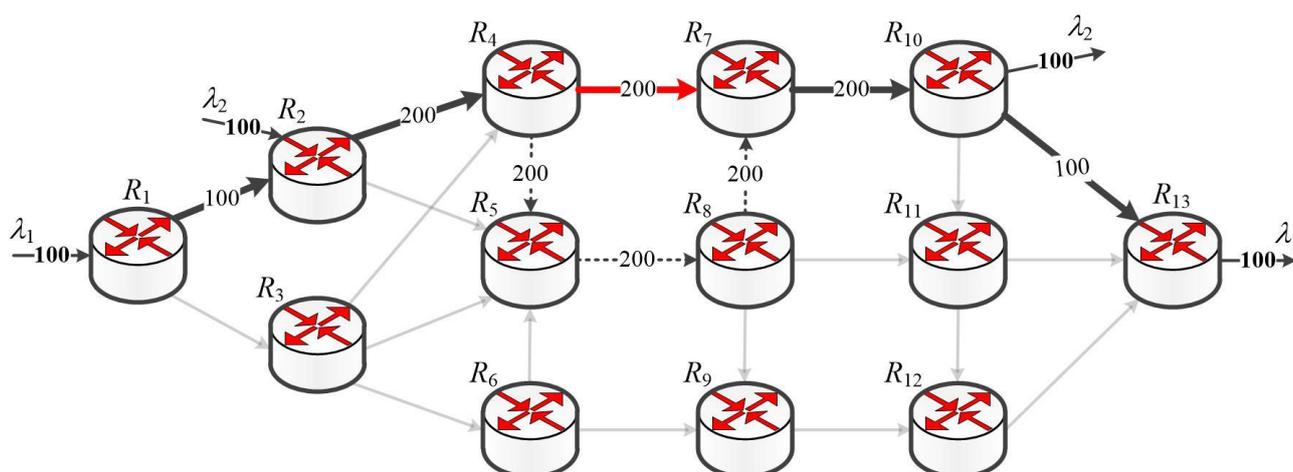


Рис. 3

Отдельно следует выделить случай, когда при расчете резервных путей возникает неоднозначность при их выборе. Пример подобной ситуации представлен на рис. 4, на котором в разрывах каналов связи указаны их пропускные способности.

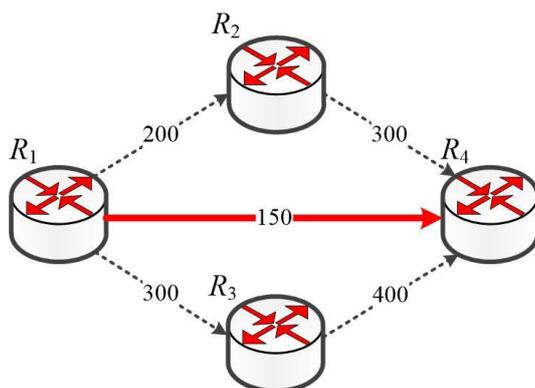


Рис. 4

Пусть основной путь содержит защищаемый канал $E_{1,4}$, тогда резервный путь может пройти как через маршрутизатор R_2 , так и через R_3 – в каждом из указанных случаев третье слагаемое в целевой функции (13) примет одно и то же значение. Поэтому при выборе резервного пути важно учитывать метрики каналов резервных маршрутов, представленных весовыми коэффициентами $\bar{c}_{i,j}^k$, для чего и было введено в критерий оптимальности (13) второе слагаемое. В метрике числа переключений (как в протоколе RIP) эти два резервных пути являются идентичными. Однако при использовании метрики протокола IGRP ($10^7/\varphi_{i,j}$) будет оптимальным резервный путь $R_1 \rightarrow R_3 \rightarrow R_4$, т.к. он имеет пропускную способность 300 1/с. Неоптимальный резервный маршрут $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4$ обладает несколько меньшей пропускной способностью (200 1/с).

Предлагаемое усовершенствование модели быстрой перемаршрутизации не ограничивается случаем реализации однопутевой маршрутизации. Она может использоваться и в том случае, когда как основной, так и резервный пути являются мультипутями, т.е. содержат несколько маршрутов от отправителя к получателю. Предположим, что на структуре ТКС, показанной на рис. 2, пакеты передаются от первого маршрутизатора к тринадцатому с интенсивностью 700 1/с. Пусть необходимо реализовать

схему защиты пути, т.е. основной и резервный мультипути не должны иметь общих узлов и каналов. Тогда третье слагаемое в целевой функции (13) будет равно нулю. На рис. 5 показан результат решения поставленной задачи с помощью предложенной потоковой модели быстрой перемаршрутизации в ТКС, где по-прежнему основной мультипуть представлен сплошной линией, резервный – пунктирной, а не используемые каналы связи показаны полупрозрачными линиями.

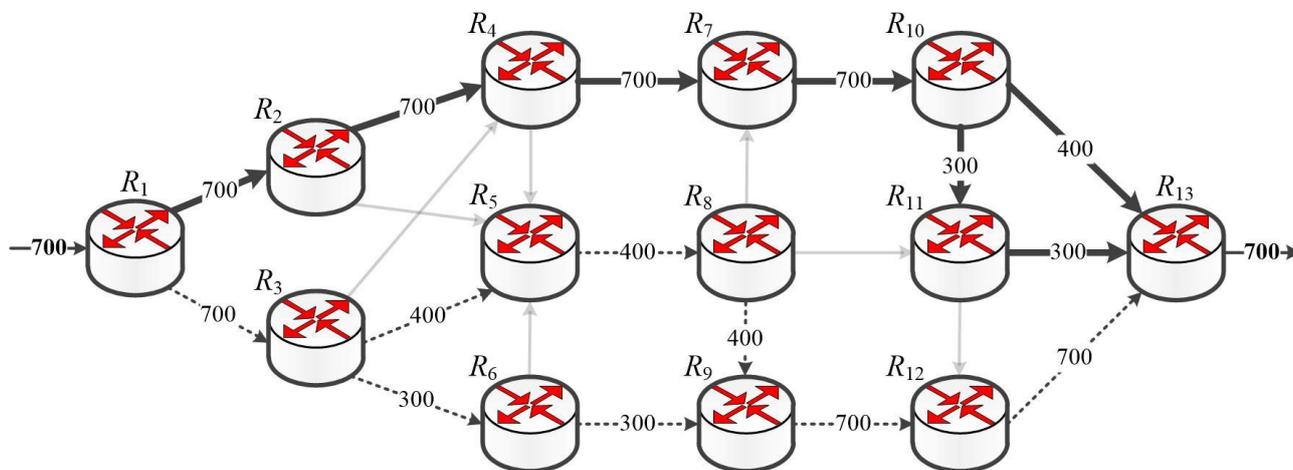


Рис. 5

Таким образом, основной мультипуть содержит два пути (рис. 5). По первому пути $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{13}$ передается поток пакетов с интенсивностью 400 1/с, а по второму $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{11} \rightarrow R_{13}$ – поток с интенсивностью 300 1/с. Резервный мультипуть также состоит из двух путей. По первому пути $R_1 \rightarrow R_3 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12} \rightarrow R_{13}$ пакеты передаются с интенсивностью 400 1/с, а по второму $R_1 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12} \rightarrow R_{13}$ – поток с интенсивностью 300 1/с. В соответствии с полученными результатами расчета основной и резервный мультипути не имеют общих сетевых элементов (узлов или каналов).

Заключение

Рост эффективности технологических решений по быстрой перемаршрутизации, направленных на повышение отказоустойчивости ТКС, во многом зависит от адекватности и результативности математических моделей, положенных в основу соответствующего протокола маршрутизации. В существующих маршрутных протоколах используются графовые модели поиска кратчайшего пути на графе, описывающего структуру ТКС. Эти решения обладают достаточно ограниченными возможностями по учету потоковой структуры современного мультимедийного трафика, а также реализации схем защиты элементов ТКС и их пропускной способности.

В этой связи в статье получила усовершенствование потоковая модель быстрой перемаршрутизации, в рамках которой технологическое задание удалось представить в форме оптимизационной задачи. В ходе проведенного усовершенствования получилось сформулировать в линейной форме условия защиты узла и канала при реализации как однопутевой, так и многопутевой стратегий маршрутизации. Обоснован к использованию линейно-квадратичный критерий оптимальности, основанный на минимизации целевой функции (13). Установлена система иерархии соотношений весовых коэффициентов в целевой функции (13), при которой бы обеспечивались максимальные значения производительности ТКС и масштабируемости решений по быстрой перемаршрутизации, в т.ч. на основе оптимизации работы схемы защиты подверженных отказам элементов сети одним (общим для множества потоков) резервным участком – «facility backup».

Работоспособность и адекватность предлагаемой потоковой модели быстрой перемаршрутизации подтверждена на ряде расчетных примеров при решении задач одно- и многопутевой маршрутизации при реализации различных схем защиты элементов сети.

Список литературы: 1. *Rak, J.* Resilient Routing in Communication Networks (Computer Communications and Networks). 1st edition / J. Rak. – Springer, 2015. – 181 p. 2. *Макаренко, С.И.* Время сходимости протоколов маршрутизации при отказах в сети / С.И. Макаренко // Системы управления, связи и безопасности. – 2015. – №2. – С. 45-98. – Режим доступа: URL: <http://journals.intelgr.com/scs/archive/2015-02/03-Makarenko.pdf>. 3. *Hariyawan, M.Y.* Comparison Analysis of Recovery Mechanism at MPLS Network / M.Y. Hariyawan // International Journal of Electrical and Computer Engineering (IJECE). – 2011. Vol. 1, No. 2. – P. 151-160. DOI: <http://dx.doi.org/10.11591/ijece.v1i2.84>. 4. *Lemeshko, O.V.* Fault-Tolerant Unicast, Multicast and Broadcast Routing Flow-based Models / O.V. Lemeshko, A.M. Arous, O.S. Yeremenko // Scholars Journal of Engineering and Technology (SJET), India. – 2015. – Vol-3: Issue-4A. – P. 343–350. 5. *Yeremenko, O.* Fault-tolerant IP routing flow-based model / O. Yeremenko, N. Tariki, A.M. Hailan // IEEE 2016 13th International Conference on Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET). – Publishing House of Lviv Polytechnic, 2016. – P. 655-657. DOI: 10.1109/TCSET.2016.7452143. 6. *Lemeshko, O.V.* Fault-Tolerance Improvement for Core and Edge of IP Network / O.V. Lemeshko, O.S. Yeremenko, N. Tariki, A.M. Hailan // IEEE 2016 XIth International Scientific and Technical Conference “Computer Sciences and Information Technologies” (CSIT), 2016. – P. 161-164. DOI: 10.1109/STC-CSIT.2016.7589895. 7. *Papán, J.* Analysis of existing IP Fast Reroute mechanisms / J. Papán, P. Segeč, P. Palúch // IEEE 2015 International Conference on Information and Digital Technologies (IDT), 2015. – P. 291-297. DOI: 10.1109/DT.2015.7222986. 8. *Lemeshko, O.* Design schemes for MPLS Fast ReRoute / O. Lemeshko, A. Romanyuk, H. Kozlova // IEEE 2013 12th International Conference on the Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics (CADSM), 2013. – P. 202-203. 9. RFC 7490 Remote Loop-Free Alternate (LFA) Fast Reroute (FRR) / S. Bryant, C. Filsfils, S. Previdi, M. Shand, N. So // Internet Engineering Task Force (IETF), April 2015. – 29 p. 10. RFC 7811 An Algorithm for Computing IP/LDP Fast Reroute Using Maximally Redundant Trees (MRT-FRR) / G. Enyedi, A. Csaszar, A. Atlas, C. Bowers, A. Gopalan // Internet Engineering Task Force (IETF), June 2016. – 118 p. 11. RFC 7812 An Architecture for IP/LDP Fast Reroute Using Maximally Redundant Trees (MRT-FRR) / A. Atlas, C. Bowers, G. Enyedi // Internet Engineering Task Force (IETF), June 2016. – 44p. 12. *Gomes, T.* Algorithms for Determining a Node-Disjoint Path Pair Visiting Specified Nodes / T. Gomes, L. Martins, S. Ferreira, M. Pascoal, D. Tipper // Optical Switching and Networking. – 2017. – Vol. 23, Part 2. – P. 189-204. DOI: <http://dx.doi.org/10.1016/j.osn.2016.05.002>. 13. *Lemeshko, O.* Effective solution for scalability and productivity improvement in fault-tolerant routing / O. Lemeshko, K. Arous, N. Tariki // IEEE 2015 Second International Scientific-Practical Conference Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T), 2015. – P. 76-78. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2015.7357274. 14. *Лемешко, А.В.* Повышение масштабируемости и производительности решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационных сетях / А.В. Лемешко, А.С. Еременко, Н. Тарики, К.М. Арус // Системи обробки інформації. – 2016. – № 1(138). – С. 152-156.

*Харьковский национальный
университет радиоэлектроники*

Поступила в редколлегию 23.09.2016