

МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ УКРАИНЫ
ХАРЬКОВСКИЙ НАЦИОНАЛЬНЫЙ УНИВЕРСИТЕТ
РАДИОЭЛЕКТРОНИКИ

На правах рукописи

АРУС КИНАН МОХАМАД

УДК 621.391

**ПОТОКОВЫЕ МОДЕЛИ И МЕТОД МНОГОАДРЕСНОЙ И
ОТКАЗОУСТОЙЧИВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В МУЛЬТИСЕРВИСНЫХ
ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ**

Специальность: 05.12.02 – телекоммуникационные системы и сети

ДИССЕРТАЦИЯ НА СОИСКАНИЕ УЧЕНОЙ СТЕПЕНИ
КАНДИДАТА ТЕХНИЧЕСКИХ НАУК

Научный руководитель
ЛЕМЕШКО Александр Витальевич,
доктор технических наук, профессор

Харьков – 2015

СОДЕРЖАНИЕ

ПЕРЕЧЕНЬ УСЛОВНЫХ СОКРАЩЕНИЙ.....	5
ВВЕДЕНИЕ.....	7
РАЗДЕЛ 1. АНАЛИЗ СОДЕРЖАНИЯ И РОЛИ ЗАДАЧ	
МНОГОАДРЕСНОЙ И ОТКАЗОУСТОЙЧИВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В	
СОВРЕМЕННЫХ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ.....	
1.1. Обзор технологических средств обеспечения качества обслуживания в мультисервисных телекоммуникационных сетях	16
1.1.1. Характеристика многоуровневой архитектуры мультисервисной телекоммуникационной сети.....	16
1.1.2. Классификация показателей качества обслуживания и средств управления трафиком в системах телекоммуникаций	19
1.1.3. Классификация методов и протоколов маршрутизации	22
1.2. Анализ теоретических и протокольных решений в области многоадресной маршрутизации.....	27
1.3. Анализ средств повышения отказоустойчивости маршрутных решений в телекоммуникационных сетях	43
1.4. Постановка научной задачи и формулировка частных задач исследования.....	49
1.5. Выводы по первому разделу.....	51
РАЗДЕЛ 2. РАЗРАБОТКА ПОТОКОВОЙ МОДЕЛИ МНОГОАДРЕСНОЙ	
МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ.....	
2.1. Структурное описание телекоммуникационной сети в виде ориентированного взвешенного графа.....	54
2.2. Формализация условий сохранения потока на маршрутизаторах и предотвращения перегрузки каналов связи телекоммуникационной сети при реализации многоадресной и широковещательной маршрутизации....	56

2.3. Выбор критерия оптимальности решений по многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети	58
2.4. Характеристика математических методов решения оптимизационных задач многоадресной маршрутизации.....	61
2.5. Анализ процессов многоадресной и широковещательной маршрутизации с использованием предложенной модели.....	66
2.6. Выводы по второму разделу.....	72
РАЗДЕЛ 3. УСОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ ПОТОКОВОЙ МОДЕЛИ ОТКАЗОУСТОЙЧИВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ.....	
3.1. Описание базовой модели одноадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети.....	74
3.2. Математическое описание условий обеспечения защиты (резервирования) элементов сети при реализации отказоустойчивой маршрутизации.....	77
3.3. Формализация условий предотвращения перегрузки каналов связи для многопоточного случая и реализации различных схем резервирования элементов телекоммуникационной сети	78
3.4. Выбор критерия оптимальности решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети.....	81
3.5. Характеристика оптимизационных задач отказоустойчивой маршрутизации и их методов решения	84
3.6. Анализ процессов отказоустойчивой маршрутизации одно и многоадресных потоков с использованием предложенной модели.....	92
3.6.1. Анализ особенностей отказоустойчивой маршрутизации многоадресных потоков с реализацией различных схем резервирования элементов сети и маршрутных метрик.....	92
3.6.2. Анализ процессов борьбы с перегрузкой сети при реализации отказоустойчивой маршрутизации в рамках предложенной модели.....	96

3.6.2.1. Исследование двухпоточкового случая при одноадресной отказоустойчивой маршрутизации.....	96
3.6.2.2. Исследование двухпоточкового случая при многоадресной отказоустойчивой маршрутизации	99
3.6.3. Анализ возможностей по повышению масштабируемости и производительности решений по отказоустойчивой маршрутизации.....	103
3.7. Выводы по третьему разделу.....	111
РАЗДЕЛ 4. РАЗРАБОТКА ДЕКОМПОЗИЦИОННОЙ МОДЕЛИ И ИЕРАРХИЧЕСКО-КООРДИНАЦИОННОГО МЕТОДА МНОГОАДРЕСНОЙ И ОТКАЗОУСТОЙЧИВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ.....	114
4.1. Декомпозиционное представление потоковой модели многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети.....	115
4.2. Иерархическо-координационный метод многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети	119
4.3. Исследование предложенного иерархическо-координационного метода многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети	122
4.3.1. Анализ влияния размеров сети и ее загруженности на сходимость предложенного метода.....	122
4.3.2. Анализ влияния числа потоков и загруженности телекоммуникационной сети на сходимость предложенного метода	136
4.4. Выводы по четвертому разделу.....	146
ВЫВОДЫ ПО РАБОТЕ.....	149
СПИСОК ИСПОЛЬЗУЕМЫХ ИСТОЧНИКОВ.....	153
ПРИЛОЖЕНИЕ А. РЕЗУЛЬТАТЫ АНАЛИЗА СХОДИМОСТИ ПРЕДЛОЖЕННОГО ИЕРАРХИЧЕСКО-КООРДИНАЦИОННОГО МЕТОДА ДЛЯ ТРЕХ ПОТОКОВ.....	163
ПРИЛОЖЕНИЕ Б. АКТЫ ВНЕДРЕНИЯ.....	169

ПЕРЕЧЕНЬ УСЛОВНЫХ СОКРАЩЕНИЙ

ГИИ	глобальная информационная инфраструктура
КС	канал связи
ПС	пропускная способность
ТКС	телекоммуникационная сеть
ХНУРЭ	Харьковский национальный университет радиоэлектроники
ATM (Asynchronous Transfer Mode)	режим асинхронной передачи
DiffServ (Differentiated Services)	дифференцированные услуги
IGRP (Interior Gateway Routing Protocol)	протокол маршрутизации внутреннего шлюза
IntServ (Integrated Services)	интегрированные услуги
IS-IS (Intermediate System – to – Intermediate System)	протокол маршрутизации «промежуточная система» - «промежуточная система»
IP (Internet Protocol)	протокол сетевого уровня Internet
ITU (International Telecommunication Union)	Международный союз телекоммуникаций
LAN (Local Area Network)	локальная сеть
MoS (Mean opinion score)	средняя экспертная оценка
MILP (Mixed integer linear programming)	смешанное целочисленное линейное программирование
MINLP (Mixed Integer Nonlinear Programming).	смешанное целочисленное нелинейное программирование
MPLS (MultiProtocol Label Switching)	технология многопротокольной коммутации меток

NGN (Next Generation Network)	сеть следующего поколения
NP (Network Performance)	сетевая производительность
OSPF (Open Shortest Path First)	протокол маршрутизации по кратчайшему пути
PNNI (Private Network – to – Network Interface)	частный межсетевой интерфейс
QoE (Quality of Experience)	воспринимаемое качество обслуживания
QoS (Quality of Service)	качество обслуживания
RIP (Routing Information Protocol)	информационный протокол маршрутизации
RSVP (Resource Reservation Protocol)	протокол резервирования ресурсов
TE (Traffic Engineering)	инжиниринг трафика
VoIP (Voice over IP)	голос поверх IP
WAN (Wide Area Network)	территориально-распределенная сеть

ВВЕДЕНИЕ

Актуальность темы. Важной особенностью современных телекоммуникационных сетей (ТКС), составляющих основу глобальной информационной инфраструктуры, является поддержка мультисервисности. Именно эта функциональность является ключевой при реализации концепции построения и эксплуатации сетей следующего поколения (Next Generation Network, NGN) [1-3], предполагающих разделение функций транспортировки пакетов и предоставления разнородных по своему содержанию и форме инфокоммуникационных услуг. При этом особо востребовано в мультисервисных ТКС обеспечение как качества обслуживания (Quality of Service, QoS) из «конца в конец» (end-to-end) по показателям скорости передачи, средней задержки, джиттера и числа потерянных пакетов, так и QoS, воспринимаемого пользователем (Quality of Experience, QoE), оцениваемое показателями R/MoS. В этой связи должное внимание следует уделять совершенствованию протоколов маршрутизации, ответственных за расчет и использование одного или множества маршрутов между отправителем и получателем (получателями) пакетов, вдоль которых бы обеспечивалось удовлетворение требований относительно качества обслуживания.

Особая роль в архитектуре обеспечения QoS/QoE и особенно при внедрении мультимедиа-сервисов отводится средствам широковещательной (broadcast) и многоадресной (multicast) маршрутизации [4-6], активно использующихся при передаче трафика таких приложений как IPTV, дистанционного обучения, репликации баз данных и информации веб-сайтов, рассылки корпоративной информации и др., доля которого в спектре предоставляемых услуг постоянно растет.

С другой стороны, современные протоколы маршрутизации все чаще [7-9] дополняются функционалом повышения отказоустойчивости решений, примером чему может служить появление концепций Fast ReRoute в

сетях MPLS (Multiprotocol Label Switching), а также Fault-Tolerant Routing и IP resiliency technology в IP-сетях.

Проведенный в работе анализ позволил сформулировать следующие ключевые требования, которые первоочередно выдвигаются к решениям по многоадресной/широковещательной и отказоустойчивой маршрутизации в IP/MPLS-сетях:

- ✓ согласованное решение отдельных задач по расчету путей и распределению по ним пользовательских потоков;
- ✓ реализация функций балансировки нагрузки по множеству путей;
- ✓ поддержка качества обслуживания, в т.ч. по множеству показателей;
- ✓ адаптивная реализация схем по резервированию ресурсов (защиты узла, канала, маршрута и их пропускной способности);
- ✓ предотвращение перегрузки элементов сети (маршрутизаторов, каналов связи и путей в целом) в ходе реализации предложенных маршрутных решений;
- ✓ высокая масштабируемость результирующих решений, под которой в данном случае понимают способность технологий и протоколов управления выполнять возложенные на них функции без существенного снижения эффективности своей работы в условиях роста размера сети – числа маршрутизаторов и каналов связи, количества потоков и расширения перечня показателей QoS.

К сожалению, известные технологические и протокольные решения в этой области не обеспечивают удовлетворение перечисленных требований в должном объеме. Поэтому многие передовые концепции и технологии, такие как Traffic Engineering (TE), Fast IGP Convergence, Fast ReRoute и др., не могут в полной мере реализовать потенциал заложенных в них возможностей, связанных с повышением качества обслуживания и масштабируемости в ТКС [7-9].

Причина этого во многом состоит в несовершенстве математических моделей и методов, заложенных в маршрутизирующие протоколы, механизмы управления очередями и др. К сожалению, в современных маршрутных протоколах преимущественно используются графовые модели и методы поиска кратчайшего пути (мультипути), в рамках которых достаточно сложно, а в большинстве случаев и невозможно учесть требования системного характера, предъявляемые к решениям по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации. Эти модели не обеспечивают в должной мере учет характеристик циркулирующих в сети потоков пакетов, не позволяют сделать управляемым процесс борьбы с перегрузкой каналов связи, затрудняют реализацию основных схем защиты элементов сети, направленных на повышение уровня отказоустойчивости маршрутных решений.

В связи с этим тематика настоящей диссертационной работы, которая посвящена решению научной задачи, связанной с оптимизацией процессов многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях путем разработки соответствующих математических моделей и методов для повышения производительности и масштабируемости ТКС в целом, является актуальной.

Связь работы с научными программами, планами и темами. Диссертационная работа выполнена в соответствии с основными положениями «Концепции национальной информационной политики», «Концепции Национальной программы информатизации», «Основных принципов развития информационного общества в Украине на 2007 – 2015 года» и «Концепции конвергенции телефонных сетей и сетей с пакетной коммутацией в Украине». Предложенные потоковые модели и методы многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации использованы в учебном процессе кафедры телекоммуникационных систем ХНУРЭ и в ходе развития телекоммуникационной инфраструктуры научно-производственного общества

«СОЛВЕР». Реализация результатов диссертационной работы подтверждена соответствующими актами.

Цель работы – повышение производительности и масштабируемости ТКС на основе усовершенствования потоковых моделей многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации.

В диссертационной работе произведена декомпозиция научной задачи на частные задачи исследования:

- анализ протокольных решений по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- характеристика известных теоретических подходов, обзор математических моделей и методов многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- анализ требований, предъявляемых к перспективным решениям в области многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- разработка потоковых моделей многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- разработка декомпозиционной модели и иерархическо-координационного метода многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети;

- проверка адекватности и исследования эффективности предложенных в диссертации решений по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- разработка рекомендаций по практическому использованию полученных в работе результатов в современных и перспективных мультисервисных ТКС.

Объект исследования: процессы многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях.

Предмет исследования: модели и метод многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях.

Методы исследования. При разработке потоковых моделей многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации был использован инструментарий теории графов, теории множеств и возможности математического аппарата исследования операций, представленных методами математического (линейного, нелинейного и смешанного) программирования. При разработке декомпозиционной модели и иерархическо-координационного метода многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети использована теория оптимизации иерархических многоуровневых систем.

Научная новизна полученных результатов.

При решении поставленной научной задачи и частных задач исследования были получены следующие новые научные результаты:

1. Впервые предложена потоковая модель многоадресной маршрутизации в мультисервисной телекоммуникационной сети, которая также охватывает случай маршрутизации широковещательных потоков. Новизна модели состоит в том, что учет потокового (мультипотокowego) характера современного сетевого трафика осуществлен за счет представления модели системой линейных уравнений состояния загруженности и предотвращения перегрузки каналов связи. Использование модели позволило оптимизировать процесс многоадресной и широковещательной маршрутизации множества потоков на основании расчета маршрутных переменных в ходе решения задачи булевого или смешанного целочисленного линейного программирования.

2. Получила дальнейшее развитие потоковая модель отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети, в рамках которой формализованы условия реализации основных схем резервирования элементов

сети: защиты узла, канала, маршрута и их пропускных способностей. Новизна модели заключается, во-первых, в получении условий предотвращения перегрузки каналов связи, по которым, в общем случае, одновременно могут протекать потоки как основных, так и резервных маршрутов, что позволило в ходе реализации как однопутевой, так и многопутевой маршрутизации предотвратить перегрузку каналов связи даже в случае, если только некоторые потоки будут переключаться из основных путей на резервные. Во-вторых, в модификации подлежащей минимизации целевой функции путем введения квадратичного члена, отвечающего за то, чтобы резервный путь как можно меньше отличался по составу каналов и узлов от основного – в идеале лишь на проблемный элемент сети, подлежащий последующей защите. Это позволило повысить производительность и масштабируемость получаемых решений по отказоустойчивой маршрутизации.

3. Получил дальнейшее развитие иерархическо-координационный метод многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети, основанный на декомпозиционном представлении потоковых моделей многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации. Новизна метода заключается в том, что он, основываясь на принципе целевой координации, позволяет реализовать иерархическо-координационную маршрутизацию не только одноадресных, но и многоадресных, а также широковещательных потоков. Использование в методе принципа целевой координации позволило отказаться от централизации расчетов, наделить функциями маршрутизации все приграничные маршрутизаторы, и в конечном итоге повысить масштабируемость решений по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации.

Обоснованность и достоверность полученных в диссертационной работе новых научных результатов обеспечивалась корректным использованием возможностей хорошо апробированных математических подходов, основанных на теории графов, теории множеств, методах математического

программирования, теории оптимизации иерархических многоуровневых систем, а также должным аналитическим и числовым обоснованием принятых приближений и ясной физической трактовкой полученных результатов исследования.

Научное значение результатов диссертационной работы заключается в дальнейшем теоретическом обобщении и развитии моделей и методов управления трафиком и обеспечения качества обслуживания путем разработки и усовершенствования соответствующих потоковых моделей и иерархических методов многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации. Использование предложенных моделей и метода позволило повысить производительность, отказоустойчивость и масштабируемость маршрутных решений в мультисервисных ТКС.

Практическая значимость диссертационной работы определяется тем, что предложенные в ней математические модели и метод могут быть непосредственно использованы при решении важных прикладных задач по управлению трафиком и обеспечению качества обслуживания в ТКС, а именно задач многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации. Данные модели могут быть положены в основу разработки перспективных протоколов многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в виде специального математического и алгоритмического обеспечения операционных систем маршрутизаторов мультисервисных сетей, функционирующих в рамках транспортных технологий IP и MPLS. Кроме того, материалы диссертационной работы использованы в учебном процессе кафедры телекоммуникационных систем ХНУРЭ и в ходе развития телекоммуникационной инфраструктуры научно-производственного общества «СОЛВЕР». По результатам диссертационных исследований также получен патент на полезную модель (99837, № u201500068).

Личный вклад соискателя. Все научные результаты, предложенные в диссертационной работе, соискатель получил самостоятельно. Кроме то-

го, в работе [10] автор предложил потоковую модель многоадресной и широковещательной маршрутизации; в статье [11] соискателем разработана модель отказоустойчивой маршрутизации многоадресных и широковещательных потоков в MPLS-сети; в публикации [12] автором проанализированы особенности математического описания процессов многоадресной маршрутизации потоковыми моделями; в работе [13] автором предложены условия предотвращения перегрузки каналов связи при реализации отказоустойчивой многопутевой маршрутизации одновременно множества потоков; в статье [14] соискатель провел анализ возможностей реализации иерархической маршрутизации для повышения масштабируемости конечных решений; в публикации [15] автором проведен анализ потоковых моделей одно- и многоадресной отказоустойчивой маршрутизации.

Апробация основных положений диссертационной работы проводилась в ходе пятнадцати научных конференций и форумов, а именно на 23-й Международной конференции "СВЧ-техника и телекоммуникационные технологии" (КрыМиКо'2013, Севастополь, Украина), на первой Международной научно-практической конференции «Проблемы инфокоммуникаций. Наука и технологии» (2013, Харьков, ХНУРЭ), на Международных научно-технических конференциях «Фундаментальные проблемы радиоэлектронного приборостроения», INTERMATIC (2013-2014, Москва, МГТУ МИРЭА), на второй Международной конференции «Ресурсоэффективные системы в управлении и контроле: взгляд в будущее» (2013, Томск, Томский политехнический университет), на 12-й Международной научно-технической IEEE конференции «Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proceedings of the international Conference», TCSET (2014, Lviv Polytechnic), на XVIII Международном молодежном форуме «Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке» в рамках Международной конференции «Перспективы развития телекоммуникационных и информационно-измерительных технологий» (2014, Харьков,

ХНУРЭ), на первой Международной IEEE конференции «Problems of Infocommunications. Science and Technology», PICS&T-2014 (2014, Kharkiv, Ukraine), на 69-й научно-технической конференции профессорско-преподавательского состава, научных сотрудников, аспирантов и студентов (2014, Одесса, ОНАС), на Всеукраинской научно-практической конференции «Сучасні проблеми телекомунікацій і підготовка фахівців в галузі телекомунікацій – 2014» СПТЕЛІ (2014, Львів, НУ "Львівська політехніка"), на XIII Международной IEEE конференции «The experience of designing and application of CAD systems in microelectronics», CADSM'2015 (2015, Lviv-Poljana, Lviv Polytechnic), на 19-м Международном молодежном форуме «Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке» (2015, Харьков, ХНУРЭ), на IX Международной научно-технической конференции «Проблеми телекомунікацій», ПТ-2015 (2015, Киев, НТУУ «КПИ»), на четвертой Международной научно-технической конференции "Проблеми інформатизації" (2015, Киев, ГУТ), на 11-й научной конференции Харьковского университета воздушных сил имени Ивана Кожедуба (2015, Харьков, ХУВС).

Публикации. Основные положения диссертации изложены в 22 научных работах. Среди работ 6 статей, из которых 5 в научных специализированных изданиях, утвержденных МОН Украины [10-14], 1 статья [15] в иностранном специализированном журнале. Четыре статьи выложены в наукометрической базе e-library (РИНЦ) [10, 12-14]. Кроме того, материалы диссертации опубликованы в 15 материалах и тезисах докладов на научно-технических конференциях и форумах [16-30], из которых четыре конференции проходили под эгидой IEEE [16, 20, 22, 26]. Материалы этих конференций также выложены в наукометрических базах Scopus и IEEE Xplore Digital Library. Три конференции проходили за рубежом [18, 19, 25]. Получен патент на полезную модель [31].

РАЗДЕЛ 1

АНАЛИЗ СОДЕРЖАНИЯ И РОЛИ ЗАДАЧ МНОГОАДРЕСНОЙ И ОТКАЗОУСТОЙЧИВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В СОВРЕМЕННЫХ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ

1.1. Обзор технологических средств обеспечения качества обслуживания в мультисервисных телекоммуникационных сетях

1.1.1. Характеристика многоуровневой архитектуры мультисервисной телекоммуникационной сети

В соответствии с тенденциями развития современного общества достижения инфокоммуникационных технологий находят свое широкое применение в производстве, бизнесе, науке, образовании, медицине, культуре и других сферах жизнедеятельности человека путем создания и постоянного развития глобальной информационной инфраструктуры – ГИИ (Global Information Infrastructure, GII) [32-35]. Рост уровня проникновения инфокоммуникационных технологий в жизнь каждого человека характеризуется востребованностью услуг телемедицины, повышением популярности сервисов электронной торговли, городских информационных служб, систем позиционирования и навигации, услуг электронных библиотек, музеев, дистанционных средств обучения. При этом основой ГИИ, на которую возлагаются функции по информационному взаимодействию ее элементов, являются мультисервисные телекоммуникационные системы и сети [1-3].

Современные мультисервисные телекоммуникационные сети создаются и развиваются в соответствии с концепцией построения сетей следующего поколения (NGN). К основным функциональным особенностям NGN-решений стоит отнести следующие [36]:

- использование принципов пакетной коммутации;
- отделение функций предоставления услуг (сервисов) от функций транспортировки передаваемого контента и терминального доступа;
- внедрение и предоставление множества постоянно расширяющихся сервисов;
- обеспечение необходимого уровня качества обслуживания;
- выполнение требований по мобильности приложений и заданного уровня безопасности передаваемых данных.

Мультисервисная телекоммуникационная сеть, являясь сложной организационной и технической системой, с целью обеспечения максимально возможных показателей производительности и масштабируемости строится на принципах иерархичности и многоуровневости. В соответствии с рекомендациями Международного союза телекоммуникаций (International Telecommunication Union, ITU) в структуре ТКС, функционирующей на принципах NGN, выделяется два иерархических уровня – транспорта и услуг [1-3, 36]. Однако на практике также нашла свое применение более детальная архитектура, расширяющая трактовку ITU и состоящая из четырех уровней (рис.1.1).

Нулевой уровень – уровень терминальных устройств – включает в себя множество терминалов, с помощью которых пользователи взаимодействуют с инфокоммуникационной средой, запрашивая и получая ту или иную услугу. На первом уровне с помощью телекоммуникационных технологий уровня доступа терминалы могут обмениваться информацией друг с другом напрямую или через коммутаторы локальных сетей (Local Area Network, LAN). Для обеспечения территориально-удаленного информационного взаимодействия пользователей или обращения к различным серверам услуг используются решения второго уровня – уровня транспорта, основанные на применении транспортных технологий IP/MPLS.

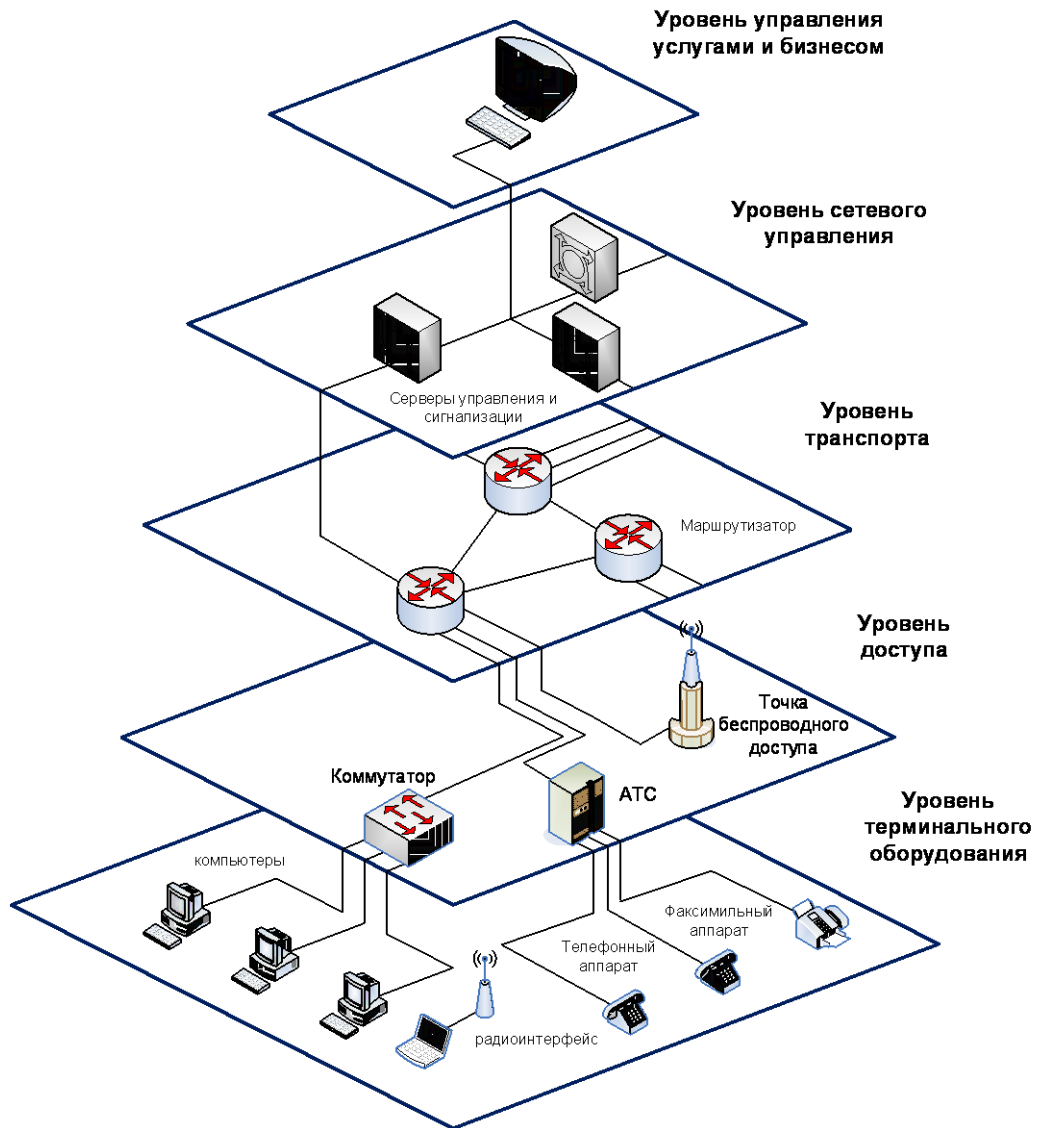


Рис. 1.1. Вариант многоуровневой архитектуры NGN

Именно на уровне транспорта функционируют территориально-распределенные сети (Wide Area Network, WAN), в пределах которых, в большинстве случаев, и определяются значения ключевых показателей качества обслуживания.

Третий и четвертый уровни, т.е. уровни сетевого управления и управления бизнесом (рис. 1.2) отвечает за административное управление протекающими в ТКС процессами, связанными с управлением услугами, технической эксплуатацией, ремонтом, планированием сети и др.

1.1.2. Классификация показателей качества обслуживания и средств управления трафиком в системах телекоммуникаций

Каждый из рассмотренных выше уровней NGN вносит свой вклад в обеспечение качества обслуживания ТКС в целом. При этом в самом общем случае показатели качества обслуживания классифицируются по месту их мониторинга и измерения численных значений на показатели сетевой производительности (Network Performance, NP) и показатели воспринимаемого качества обслуживания (QoE) на уровне пользователя (рис. 1.2). Первая группа показателей замеряется на границе транспортной сети или сети доступа, а вторая – на уровне терминалов пользователей.

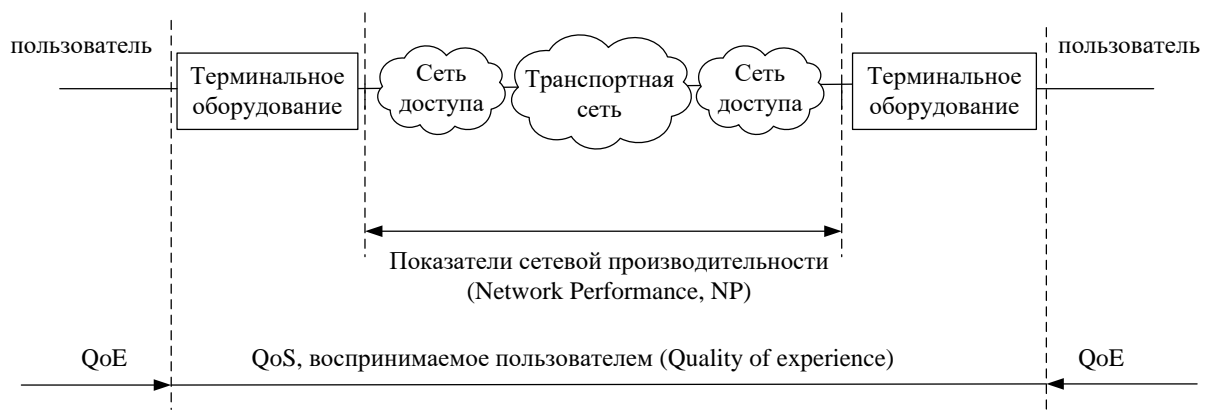


Рис. 1.2. Дифференциация в показателях сетевой производительности и показателях, воспринимаемых на уровне пользователя

Методика расчета QoE-показателей детально рассмотрена в рекомендациях ITU-T. В ходе предоставления услуг VoIP (Voice over IP) оценивается рейтинг качества R (Quality Rating), $0 \leq R \leq 100$ по формулам, приведенным в рекомендации G.107. При предоставлении услуг IPTV в соответствии с рекомендациями G.1030 и G.1070 в качестве показателей QoS/QoE используются средние экспертные оценки MOS (Mean Opinion Score), $1 \leq MOS \leq 5$.

Показатели QoE являются функцией от первичных показателей, показателей сетевой производительности. Классификация QoS-показателей, относящихся к классу показателей сетевой производительности, представлена на рис. 1.3 [37-39].

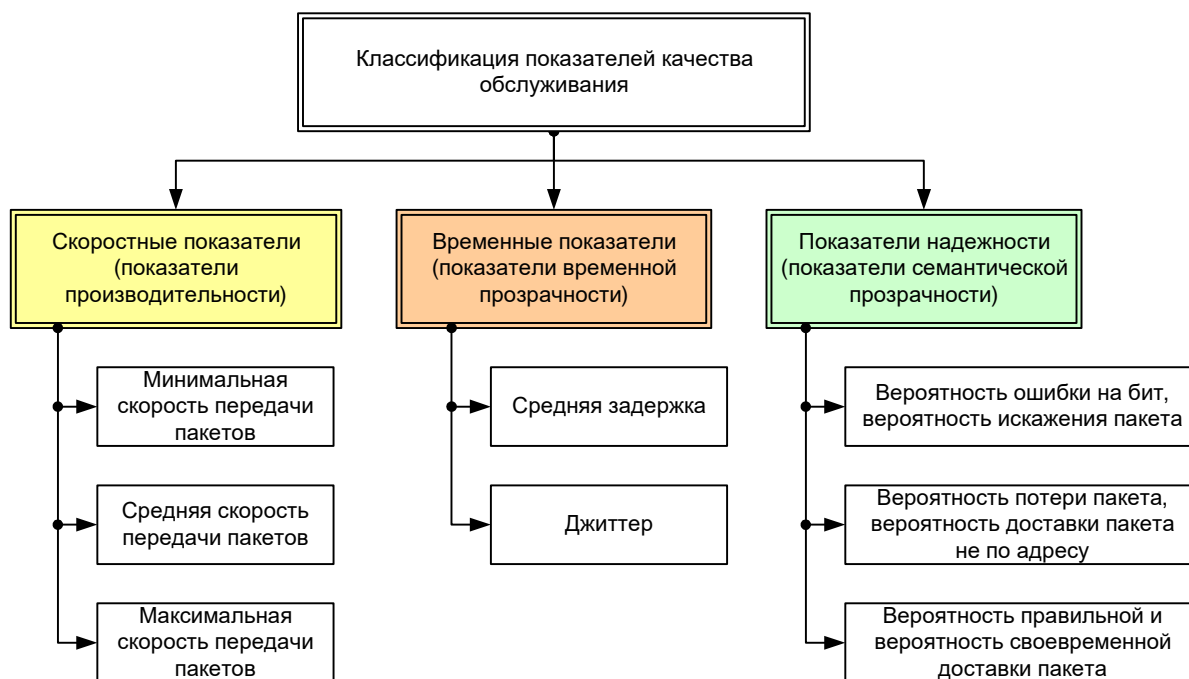


Рис.1.3. Классификация показателей качества обслуживания

В соответствии с классификацией (рис. 1.3) к скоростным показателям относятся минимальная, средняя и максимальная скорость передачи пакетов (бит/с). Средняя задержка пакетов в сети и джиттер относятся к временным показателям. К показателям надежности, как правило, относят вероятность потерь пакетов, вероятность доставки пакета не по адресу и др. Обобщенным QoS-показателем является вероятность своевременной доставки, т.к. он связывает два разнотипных показателя.

Современные сетевые приложения, генерирующие трафик пользователей, по-разному чувствительны к перечисленным QoS-показателям. Трафик данных (e-mail, передача файлов) очень критичен к потере пакетов, но менее чувствителен к численным значениям временных и скоростных показателей. Мультимедийные приложения наиболее

чувствительны к средней задержке и джиттеру пакетов, допуская некоторый уровень потерь. В табл. 1.1, согласно рекомендации ITU-T Y.1540, представлены требования к QoS-показателям различных восьми классов приложений на уровне IP-сети.

Таблица 1.1

Определение QoS-классов по рекомендации ITU-T Y.1540

Показатель QoS	Классы QoS							
	Класс 0	Класс 1	Класс 2	Класс 3	Класс 4	Класс 5	Класс 6	Класс 7
T_{NP}	100 мс	400 мс	100 мс	400 мс	1 с	<i>H</i>	100 мс	400 мс
D_{NP}	50 мс		<i>H</i>	<i>H</i>	<i>H</i>	<i>H</i>	50 мс	
P_{NP}	10^{-3}					<i>H</i>	10^{-5}	
$P_{E.NP}$	10^{-4}					<i>H</i>	10^{-6}	
T_{NP} – задержка передачи IP-пакета, которая включает в себя задержки распространения и обработки в очереди; D_{NP} – межконцевая вариация задержки (джиттер); P_{NP} – процент потерянных IP-пакетов; $P_{E.NP}$ – процент пакетов, принятых с ошибками; <i>H</i> – параметр не определен.								

Для обеспечения заданных значений показателей качества обслуживания применяются различные сетевые протоколы и механизмы управления трафиком на уровне транспортной сети (рис. 1.1). К средствам локального управления трафиком относят способы классификации и маркировки пакетов, механизмы управления очередями и профилирования трафика, применяемые на отдельных сетевых интерфейсах или приграничных маршрутизаторах ТКС [38, 41]. К средствам глобального управления трафиком относятся протоколы маршрутизации и резервирования ресурсов, т.к. они требуют согласованной работы элементов всей сети.

Средства классификации и маркировки пакетов отвечают за назначение приоритетов пакетам различных потоков (приложений) в соответствии с заявленными QoS-требованиями. Основываясь на присвоенных приоритетах в последующем на маршрутизаторах ТКС происходит распределение пакетов по очередям, организованных на каждом

из них, а каждой очереди выделяется та или иная величина пропускной способности канала связи (интерфейса). За решение этой задачи отвечают механизмы управления очередями FIFO, PQ, CQ, FQ, WFQ, CBQ, CBWFQ, LLQ и др. Для обеспечения управляемости процесса борьбы с перегрузкой очереди используются механизмы RED, WRED, ECN, SPD и др. [38]. Средства профилирования трафика, функционирующие на границе сети или отдельных подсетей, также применяются для предотвращения перегрузки ТКС потоками, интенсивность которых превышает заявленные в договоре о качестве обслуживания значения (SLA). В основу механизмов профилирования трафика положены эвристические схемы корзины маркеров и дырявого ведра [38].

Однако ключевую роль в обеспечении заданных значений показателей качества обслуживания на уровне транспортной сети по праву отводится протоколам маршрутизации. Именно они отвечают за выбор оптимального пути передачи пакетов, вдоль которого бы был доступен необходимый сетевой ресурс: канальный и буферный. Лишь располагая подобным маршрутом, можно в дальнейшем осуществлять перераспределение сетевого ресурса с помощью механизмов управления очередями.

1.1.3. Классификация методов и протоколов маршрутизации

В настоящее время существует достаточно большое число протоколов, моделей и методов, на которых они основаны [4-6, 37, 40], отличающихся принципами работы, областью применения и достигаемым качеством функционирования ТКС. В общем случае имеет место следующая классификация маршрутных решений (рис. 1.4):

- по характеру обновлений маршрутных таблиц выделяют статическую, квазистатическую и динамическую маршрутизацию;
- по месту решения маршрутных задач – пошаговую (hop-by-hop) маршрутизацию и маршрутизацию от источника (on source);

- по числу используемых путей – одно- и многопутевую маршрутизацию;
- по числу получателей пакетов – одноадресную, многоадресную и широковещательную маршрутизацию;
- по способу учета состояния ТКС – дистанционно-векторную маршрутизацию и маршрутизацию на основе состояния каналов (связей);
- по способу маршрутизации – централизованную, распределенную и смешанную (иерархическую) маршрутизацию;
- по уровню обеспечения отказоустойчивости – с резервированием и без резервирования путей и (или) их пропускной способности.



Рис.1.4. Классификация протоколов маршрутизации

По характеру обновлений маршрутных таблиц выделяют статическую, квазистатическую и динамическую маршрутизацию. При

статической маршрутизации адаптация маршрутных решений к изменению структурных и функциональных параметров ТКС практически исключена, т.к. содержание маршрутных таблиц определяется административно и вносится вручную. При квазистатической маршрутизации предполагается периодическая смена маршрутных таблиц, но тоже в ручном режиме. Обеспечить наиболее высокий уровень адаптации маршрутных решений способна лишь динамическая маршрутизация, реализуемая с помощью соответствующих протоколов, способных автоматически собирать и анализировать информацию о состоянии ТКС, рассчитывать маршруты.

Протоколы динамической маршрутизации разделяются на два класса, отличающихся способом сбора информации о состоянии ТКС. При дистанционно-векторной маршрутизации в ходе обновления информации о состоянии ТКС соседние маршрутизаторы периодически (30-90 с) обмениваются полными копиями своих маршрутных таблиц. Однако более предпочтительным является использование протоколов маршрутизации на основе состояния каналов [4, 6], с помощью которых минимизируется объем передаваемой служебной информации о состоянии ТКС, т.к. по требованию рассылаются лишь изменения в содержании маршрутных таблиц по принципу «каждый с каждым». Это способствует оперативному формированию более адекватной карты сети на каждом из маршрутизаторов и снижению вероятности заикливания пакетов, что характерно для протоколов дистанционно-векторной маршрутизации.

В современных IP-сетях, основанных на дейтаграммном режиме пакетной коммутации, преимущественно используются протоколы пошаговой маршрутизации. При пошаговой маршрутизации каждый маршрутизатор ТКС наделен функциями расчета пути прохождения пакетов, т.е. путь, который рассчитал приграничный маршрутизатор может быть изменен (уточнен) каждым последующим узлом. Реализация пошаговой маршрутизации способствует более эффективной адаптации

маршрутных решений под изменения состояния ТКС, но в ряде случаев способствует образованию циклов в рассчитанных маршрутах.

При маршрутизации «от источника», используемой в ориентированных на соединение технологиях ATM и MPLS, все пакеты следуют до маршрутизатора-получателя пакетов по тому маршруту (маршрутам), которые определил приграничный маршрутизатор. При этом несколько снижается уровень адаптируемости процесса маршрутизации к изменениям в структуре и загрузки сети, однако существенно снижается вероятность заикливания пакетов и упрощаются функции по контролю за показателями качества обслуживания.

При однопутевой маршрутизации все пакеты одного и того же потока следуют по одному единственному маршруту, который, как правило, предварительно рассчитан на приграничном маршрутизаторе. Однако практически все существующие протоколы маршрутизации в IP и MPLS-сетях (RIP (Routing Information Protocol), IGRP (Interior Gateway Routing Protocol), EIGRP (Extended IGRP), IS-IS (Intermediate System – to – Intermediate System), OSPF (Open Shortest Path First), PNNI (Private Network – to – Network Interface)) [41] нарастили свой функционал с точки зрения поддержки функций балансировки нагрузки одновременно по множеству путей. Даже в ходе реализации статической маршрутизации на маршрутизаторах компании Cisco поддерживается многопутевая маршрутизация одновременно по нескольким (от 2 до 6) маршрутам с равной метрикой [42]. Реализация многопутевой маршрутизации способствует обеспечению более сбалансированной загрузки ТКС и повышению качества обслуживания в целом.

По способу формирования маршрутных таблиц различают централизованную, распределенную и смешанную маршрутизацию. При централизованной маршрутизации за расчет маршрутных таблиц всем узлам ТКС отвечает один центральный маршрутизатор или сервер маршрутов, что

способствует повышению качества рассчитанных маршрутов с точки зрения вероятной перегрузки сети, но ограничивает надежность и масштабируемость решений в ТКС большой размерности. При распределенной (децентрализованной) маршрутизации практически каждый маршрутизатор задействован в процессе расчета искомых маршрутов, что способствует обеспечению более высоких значений показателей надежности и масштабируемости. Однако несогласованный характер функционирования маршрутизаторов может привести к перегрузке совместно используемых каналов ТКС. В этой связи возникает необходимость в реализации на практике смешанной маршрутизации, способной сохранить преимущества централизованной и распределенной маршрутизации и минимизировать их недостатки. На практике, как правило, с этой целью используются иерархическая маршрутизация [43].

В зависимости от числа получателей пакетов различают одноадресную, многоадресную и широковещательную маршрутизацию. При одноадресной маршрутизации пакеты передаются между заданной парой узлов отправитель-получатель. При широковещательной маршрутизации пакеты одного и того же потока передаются сразу всем узлам сети. При многоадресной маршрутизации пакеты передаются одновременно нескольким (но не всем) маршрутизаторам ТКС. Использование того или иного вида маршрутизации в целом определяется типом предоставляемой услуги.

Кроме того, важно отметить, что динамический характер маршрутных решений, заложенный в современные протоколы маршрутизации, способен реагировать на изменения в состоянии ТКС на протяжении десятков секунд, т.к. таймер пересчета маршрутных таблиц находится в этих пределах. Однако в ядре сети используются гигабитные или даже терабитные скорости передачи, поэтому при выходе из строя или перегрузке элемента сети пересчет отказавшего пути приведет к достаточно большим потерям

пакетов. Поэтому целесообразным является использование отказоустойчивой маршрутизации, основанной на резервировании основного пути или эго элементов (каналов или узлов).

Подводя некоторый итог, важно отметить, что будущее маршрутных решений за динамическими, многопутевыми решениями, поддерживающими функции одно- и многоадресной маршрутизации. При этом с целью повышения масштабируемости и отказоустойчивости сети необходимо обеспечить возможность реализации иерархической и отказоустойчивой маршрутизации.

1.2. Анализ теоретических и протокольных решений в области многоадресной маршрутизации

Протоколы широковещательной (broadcast) и многоадресной (multicast) маршрутизации [44-47] активно используются при передаче трафика таких приложений как IPTV, дистанционное обучение, репликация баз данных и информации веб-сайтов, рассылка корпоративной информации и др. При этом в отличие от одноадресной (unicast) маршрутизации (рис. 1.5 а), при которой необходимо рассчитывать маршрут между фиксированной парой узлов отправитель-получатель, при широковещательной рассылке пакеты передаются от одного сетевого узла ко всем остальным (рис. 1.5 б), а при многоадресной – от одного ко многим (рис. 1.5 в).

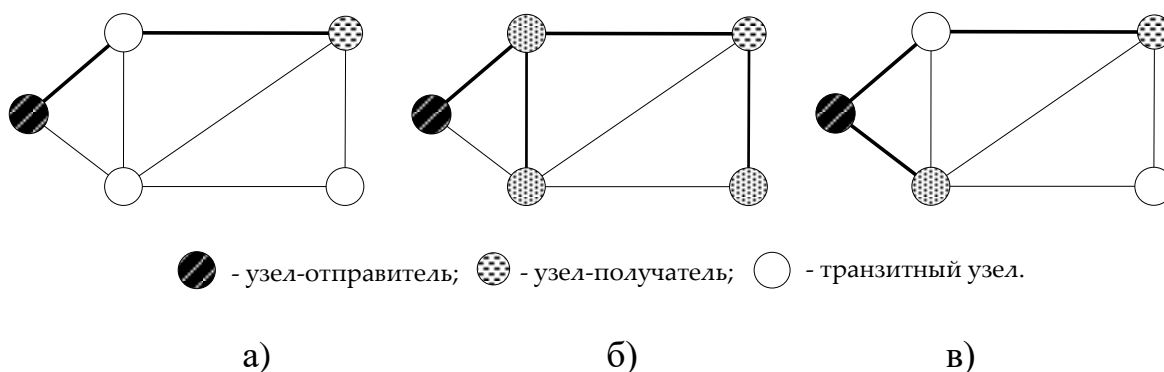


Рис. 1.5. Примеры одноадресной (а), широковещательной (б) и многоадресной (в) маршрутизации

В ходе многоадресной маршрутизации отправитель и получатели пакетов образуют многоадресную группу. В общем случае многоадресная группа может быть статической или динамической. В динамических группах узлы могут удаляться или добавляться в любое время. Группы многоадресной рассылки также могут быть классифицированы как постоянные или временные. При этом временные группы существуют до тех пор, пока существуют члены этой группы. В то время как постоянные группы остаются, даже если количество членов группы равно нулю. Помимо этого, многоадресные группы могут быть классифицированы как концентрированные (dense) или разреженные (sparse) на основе распределения членов группы в сети [44, 47-49].

С появлением многоадресной маршрутизации получили развитие множество приложений реального времени, основанные на многоадресной рассылке. При многоадресной маршрутизации основной задачей является отправка данных от одного и/или более отправителей нескольким получателям с учетом минимизации используемых ресурсов, включающих, например, пропускную способность, среднюю задержку и др.

Передача данных в многоадресной группе осуществляется по-разному на промежуточных (транзитных) узлах – маршрутизаторах, участвующих в многоадресной маршрутизации пакетов от отправителя получателю. Это связано с различными типами приложений и их требованиями, что приводит к необходимости разработки новых алгоритмов и протоколов маршрутизации. При этом «идеальный» алгоритм многоадресной маршрутизации должен обладать следующими свойствами:

1. Минимизация загруженности ТКС.
2. Гарантированное отсутствие петель.
3. Поддержка качества обслуживания.
4. Оптимальность решений.
5. Высокая масштабируемость решений.

б. Обеспечение заданного уровня безопасности передаваемых данных.

При решении задач многоадресной маршрутизации в качестве критерия оптимальности могут выступать минимум или максимум того или иного показателя качества обслуживания, например, минимум средней межконцевой задержки, условной стоимости использования сетевого ресурса, загруженности сети, максимизации производительности ТКС.

Основным достоинством комбинаторных алгоритмов решения задачи поиска кратчайшего пути является невысокая и заранее известная вычислительная сложность их реализации. Основываясь на анализе обзорных работ [44, 47-52], в табл. 1.2 в качестве примера приведены основные графокомбинаторные алгоритмы многоадресной маршрутизации.

Наиболее простым путем рассылки информации в многоадресной группе является использование лавинной маршрутизации, согласно которой, рассылка пакетов узлом-получателем осуществляется всем соединенным с ним узлам. Этот метод маршрутизации пакетов является крайне неэффективным, т.к. используется больше пропускной способности, чем требуется, а узлам необходимо хранить значительный объем информации во избежание образования маршрутных петель.

Алгоритм Reverse Path Forwarding (передача от обратного маршрута), предложенный Далалом и Меткалфом [48], используется для снижения избыточного использования пропускной способности, связанного с техникой лавинной маршрутизации. При этом каждый полученный пакет пересылается по всем каналам, за исключением того, через который он был получен. Если пакет был получен по каналу, который не считается включенным в кратчайший путь между узлом-отправителем и текущим узлом, то он будет отброшен.

Среди методов организации многоадресных маршрутов выделяют маршрутизацию от источника, алгоритмы, основанные на деревьях, построенных от центра (center based tree), а также деревьях Штейнера.

Графокомбинаторные алгоритмы многоадресной маршрутизации

Алгоритм	Тип ограничений	Способ доставки	Стратегия маршрутизации	Временная сложность
MOSPF	Оптимизация времени	Многоадресный	От источника	$O(m \log m)$
Kou	Оптимизация времени	Многоадресный	От источника	$O(g m^2)$
Takahashi-Matsuyama	Оптимизация времени	Многоадресный	От источника	$O(g m^2)$
Kompella (Source)	Ограничения на время, оптимизация стоимости	Многоадресный	От источника	$O(\Delta m^2)$
Sun-Landendorfer	Ограничения на время, оптимизация стоимости	Многоадресный	От источника	$O(m \log m + n)$
Widyono	Ограничения на время, оптимизация стоимости	Многоадресный	От источника	Экспоненциальная
Zhu	Ограничения на время, оптимизация стоимости	Многоадресный	От источника	$O(k m^3 \log m)$
Rouskas-Baldine	Ограничения на время, оптимизация стоимости	Многоадресный	От источника	$O(klg m^4)$
Kompella (Distributed)	Ограничения на время, оптимизация стоимости	Многоадресный	Распределенная	$O(m^3)$
Примечание: m – число узлов сети; n – число каналов связи в сети; k, x – константы алгоритмов; g – число получателей; Δ – требование к задержке; b – максимальный вес дуги в сети				

В случае маршрутизации от источника дерево маршрутов имеет начало в узле-отправителе и создается для каждой многоадресной группы. Эта техника используется, например, в протоколах DVMRP (Distance-Vector Multicast Routing Protocol) и PIM (Protocol Independent Multicast). Одними из

самых используемых являются методы, основанные на дереве Штейнера, которые фокусируются на минимизации стоимости маршрутного дерева [47].

Маршрутное дерево от источника (source tree). Алгоритмы маршрутизации с использованием деревьев от источника (также известные как деревья кратчайших путей) выстраивают отдельное дерево для каждого источника. Множества RSP (Reverse Shortest Path) соединяют источник с каждым из получателей и формируются посредством RPF (Reverse Path Forwarding) на транзитных маршрутизаторах. Такой подход является эффективным для источников с высокой скоростью передачи данных, обеспечивает минимальные задержки и балансировку трафика. Однако использование маршрутных деревьев от источника в сети с большим количеством многоадресных групп и с множеством источников в каждой группе может негативно сказаться на загруженности маршрутизаторов.

Разделяемое маршрутное дерево (shared tree). Алгоритм разделяемого дерева маршрутов строит единственное дерево, которое используется всеми источниками для передачи данных. При этом данные могут передаваться одно- и двунаправлено. Алгоритм является эффективным для источников с низкой скоростью передачи данных, а также с точки зрения количества информации состояния ТКС, хранимой на каждом из маршрутизаторов. К недостаткам данного алгоритма можно отнести неэффективную балансировку трафика.

Разделяемые деревья маршрутов имеют центр (core), которому передаются все пакеты от источников и от которого эти пакеты передаются получателям, что является недостатком этого подхода, т.к. центр становится потенциальным «узким местом» и может стать причиной более высоких задержек пакетов. CBT (Core Based Trees) и PIM-SM (Protocol Independent Multicast-Sparse Mode) являются примерами протоколов маршрутизации, использующих разделяемые деревья. Выбор центрального узла является критическим для производительности протокола маршрутизации, а

нахождение оптимального центра многоадресной группы является NP-полной задачей.

Дерево Штейнера. Минимальное связывающее дерево – это дерево, которое покрывает всех членов группы и минимизирует общий вес дерева. В свою очередь дерево Штейнера минимизирует общую стоимость разделяемого дерева (например, среднюю задержку). Нахождение такого дерева сети является NP-полной задачей, что означает невозможность нахождения точного решения. Алгоритм Kou, Markowsky и Berman (КМВ) является аппроксимацией деревьев Штейнера. Распределенная версия алгоритма КМВ (Wall) была предложена в работе [47]. Стоимость дерева, генерируемого при помощи алгоритма КМВ, в среднем на 5% выше стоимости дерева Штейнера. Деревья КМВ обеспечивают более длительную задержку пакетов и ее вариацию (джиттер) для больших групп по сравнению деревьями, построенными от центра. Когда дерево Штейнера состоит только из членов группы рассылки, дерево КМВ является минимальным деревом Штейнера. Так как КМВ требует знание полной топологии сети, этот алгоритм ограниченно применим для территориально-распределенных ТКС. Оба алгоритма, КМВ и Wall подразумевают, что группы конфигурируются статически.

Усеченное дерево. Усеченные деревья предложены в работе [49] в качестве решения задачи обеспечения масштабируемости при многоадресной маршрутизации. Множество узлов дерева может быть разбито на множество членов (степени 1), узлов переприема (степени 2) и дублирующих узлов (степени по крайней мере 3). Тогда усеченное дерево – это такое дерево, в котором нет узлов переприема. Это приводит к уменьшению до 80% объема данных состояния, поддерживаемого группой.

Пошаговый распределенный асинхронный алгоритм для минимального связывающего дерева (MST, Minimal Spanning Tree). Данный распределенный алгоритм предложен для обновления MST в случае

присоединения нового узла к многоадресной группе. Повторное вычисление MST не оправдано, когда новый узел совпадает с уже существующим членом группы. Этот пошаговый алгоритм использует существующую структуру во избежание вычислений с нуля. При этом алгоритм работает асинхронно, и каждой вершине сети необходима информация только об инцидентных ей ребрах, а в каждом сообщении обмена информацией о состоянии сети содержится вес канала связи.

Алгоритм BSMA (Bounded Shortest Multicast Algorithm). Алгоритм BSMA начинается с вычисления дерева с минимальной задержкой с корневой вершиной в заданном источнике, охватывающего всех членов группы. В рамках каждой итерации заменяется супер-ребро на более «дешевое», которое не является частью дерева, не нарушая ограничение по задержке до тех пор, пока общая «стоимость» не будет уменьшена. При этом супер-ребром маршрутного дерева является самый длинный простой путь, внутренние узлы которого являются транзитными, соединяющими лишь два узла дерева.

Алгоритм Бауэра (Bauer). В этом алгоритме ограничения накладываются на количество исходящих каналов связи, которые могут использоваться группой. Конструкция маршрутного дерева начинается с произвольной начальной точки и каналы, ближайшие к части дерева, добавляются по одному за итерацию. Процедура повторно применяется к графу сети для различных начальных точек. Это определяет и контролирует индекс нарушения (damage index) многоадресного дерева по мере присоединения и покидания его членов, что приводит к пересчету дерева, когда индекс превышает определенное пороговое значение.

Алгоритм DVMA (Delay Variation Multicast Algorithm). Для борьбы с вариацией задержки может быть использована буферизация пакетов на узлах отправителя (источнике) и получателя, а также транзитных узлах. Однако буферизация на источнике и транзитных узлах будет требовать

поддержку и хранение дополнительной информации обо всех получателях, тогда как буферизация на узле-получателе полностью исключает эффект вариации задержки. Тем не менее, обеспечение граничных значений вариации задержки в процессе маршрутизации приведет к более эффективному использованию буферного ресурса.

Алгоритмы ARIES / GREEDY / Edge Bounded Algorithm (EBA).

Алгоритм ARIES контролирует накопленные ошибки в многоадресном дереве по мере удаления и добавления узлов и инициирует перегруппировку, когда число изменений превышает определенный порог. Добавление нового узла к существующему дереву производится по кратчайшему пути. Эвристический алгоритм GREEDY пытается изменять дерево как можно меньше. Новый член группы соединяется с ближайшим узлом дерева с использованием кратчайшего пути. EBA эвристика применяет оценки расстояния между узлами маршрутного дерева после каждого изменения и выполняет перерасчет, когда расстояние превышает установленное граничное значение.

В работе [51] предложена математическая модель мультисервисной сети связи при многоадресной маршрутизации, основанной на подмоделях входящих информационных потоков, маршрутизации, сетевых элементов (маршрутизаторов) с учетом самоподобного трафика, которая позволяет проводить анализ параметров качества обслуживания пользователей сети.

Протоколы маршрутизации выполняют две основные задачи: сбор и хранение маршрутной информации, которая может использоваться алгоритмами маршрутизации при выборе лучшего пути получателям, и выбор наилучшего пути среди множества доступных, используя процедуру выбора пути. Кроме построения маршрутного дерева, протоколы многоадресной маршрутизации также выполняют функции управления группой рассылки. В свою очередь алгоритмы многоадресной маршрутизации совместно с механизмами управления трафиком

(управлением очередями, профилированием трафика) предоставляют QoS-гарантии для многоадресных приложений реального времени.

В зависимости от количества и распределенности узлов в многоадресной группе протоколы многоадресной маршрутизации делятся на два типа: протоколы концентрированного (dense) и разреженного (sparse) режимов, сравнительная характеристика которых приведена в табл. 1.3. PIM (Protocol Independent Multicast) один из протоколов маршрутизации, который может функционировать в обоих режимах. Однако протоколы разреженного режима предоставляют лучшую масштабируемость и эффективность. Тем не менее, ядро дерева может быть единой точкой отказа, что может быть преодолено наличием множества узлов RP (Rendezvous Point) для группы или организацией резервных RP.

Таблица 1.3

Сравнительная характеристика протоколов концентрированного (dense) и разреженного (sparse) режимов [52]

Характеристика	Протоколы концентрированного режима (dense mode)	Протоколы разреженного режима (sparse mode)
Механизм передачи	Широковещание и усеченное дерево	Централизованное управление группой (Core/Rendezvous (RP) based). Трафик ограничен в группе многоадресной передачи.
Дерево передачи трафика	Дерево передачи от источника (дерево кратчайших путей)	Дерево передачи от источника и/или разделяемое дерево передачи
Существующие протоколы	DVMRP, PIM-DM	CBT, PIM-SM
Управление группой	Поддерживается информация об узлах, являющихся (positive) или не являющихся (negative) членами группы	Поддерживается информация об узлах, являющихся членами группы
Маршрутизаторы с поддерживаемым состоянием	Все маршрутизаторы независимо от того, входят они в дерево многоадресной рассылки или нет. Состояние может быть позитивным или негативным (positive/negative).	Только маршрутизаторы, входящие в дерево доставки пакетов
Затраты на хранение в терминах маршрутных записей	Маршрутная запись для каждой пары (источник-группа) – позитивная или негативная (positive/negative)	Записи кратчайших путей, разделяемых путей и записи для путей, находящихся в процессе коммутации
Затраты пропускной способности	Общее количество нежелательно передающихся пакетов по всем каналам связи сети с периодическими сообщениями отсечения ветвей дерева маршрутов	Общее количество управляющих сообщений PIM

Далее остановимся на анализе протоколов многоадресной маршрутизации с поддержкой «сервиса по возможности» (*best effort*).

Distance Vector Multicast Routing Protocol (DVMRP). DVMRP – дистанционно-векторный протокол, который строит маршрутное дерево от источника. Когда DVMRP-маршрутизатор получает многоадресный пакет, он рассылает его всем подключенным маршрутизаторам и ожидает ответ. Маршрутизаторы, к которым подключены не члены группы, возвращают сообщение «отсечения», которое препятствует получению многоадресных сообщений в дальнейшем для этой группы. Однако если после отправления сообщения «отсечения», но до истечения тайм-аута, установленного для состояния отсечения, оконечное устройство хочет присоединиться к многоадресной группе, оно должен послать сообщение «присоединения». Протокол DVMRP является неэффективным, когда получатели в многоадресной группе распределены разреженно и неравномерно.

Multicast Open Shortest Path First (MOSPF). MOSPF – протокол маршрутизации с анализом состояния каналов связи, который строит карту топологии сети, включая расположение доменов и туннелей. Он выбирает наилучший путь к получателям, используя алгоритм поиска кратчайшего пути Дейкстры. Протокол является наиболее эффективным в случае небольшого количества активных источников и групп и не функционирует хорошо при наличии нестабильных каналов связи, что приводит к частым обновлениям состояния сети и связанным с этим вычислениям. Кроме того, MOSPF не поддерживает туннелирование. Путь рассчитывается только «по требованию» и кэшируется для последующего использования. Таким образом, создаются многоадресные деревья маршрутов от источника. Этот протокол также может рассматриваться в качестве алгоритма QoS-маршрутизации с минимизацией средней задержки. К тому же это один из протоколов концентрированного режима, который требует явного присоединения узлов-получателей.

Core Based Tree (CBT). CBT строит единое двунаправленное разделяемое маршрутное дерево для передачи данных от источника (источников) получателям в группе. Когда транзитный узел получает пакет, предназначенный для группы, он передает его далее остальным членам многоадресной группы без необходимости передачи его ядру группы. При этом выбор ядра группы является одной из главных задач в CBT, которая может решаться при помощи различных эвристических методов.

Protocol Independent Multicast (PIM). Протокол PIM функционирует в двух режимах: концентрированном (PIM-DM) и разреженном (PIM-SM). При этом PIM-DM функционирует аналогично DVMRP, в то время как протоколы разреженного режима используют явные сообщения присоединения к группе для построения однонаправленных разделяемых маршрутных деревьев. Протоколы концентрированного режима используют только маршрутные деревья от источника и проверку посредством RPF для определения того, будет ли пакет отправлен.

В PIM-SM выбирается узел в качестве RP, и все групповые связи производятся посредством пересылки ему пакетов. Затем он использует существующую одноадресную таблицу маршрутизации для принятия маршрутных решений. Каждый из источников в многоадресной группе при использовании PIM-SM посылает пакеты узлу RP. И т.к. строится однонаправленное разделяемое дерево, только RP может перенаправлять пакеты членам группы.

Simple Multicast. Протоколы Simple Multicast и EXPRESS основаны на архитектуре RAMA (Root Addressed Multicast Architecture). Эта архитектура применима в тех случаях, когда многоадресные приложения имеют единственный источник или единственный основной источник, который может быть использован в качестве ядра дерева. Адрес корня добавляется в групповой адрес, который является уникальным в Интернет. Это устраняет необходимость в координации распределения многоадресных

адресов в IP-сети. При этом большинство протоколов маршрутизации подразумевают уникальность адреса, выделенного группе.

EXPRESS multicast. EXPRESS multicast, как было сказано выше, так же основан на архитектуре RAMA. Он строит маршрутное дерево от источника с корнем, находящемся в узле-источнике. Получатель посылает сообщения присоединения источнику по обратному пути. Группа идентифицируется по 8-байтовому адресу (адрес источника, адрес группы). Так как адрес источника однозначно идентифицирует группу, протокол в отличие от Simple Multicast может быть использован только для маршрутизации внутри группы с одним источником. Подразумевается, что источники узнают о получателях посредством некоторого механизма, отдельного от EXPRESS. Этот протокол считается наиболее масштабируемым решением для приложений с единым источником.

Source Specific Multicast (SSM). При использовании этого протокола сеть должна обладать информацией о том, какие устройства в сети активно рассылают многоадресный трафик. В SSM получатель сообщает маршрутизатору, которому посылается сообщение присоединения, список источников подписчиков группы. Получатель должен подписаться или отказаться от каналов (Адрес источника, Адрес группы) для получения или неполучения трафика от определенных источников. Получатели могут получать трафик только от каналов с этим идентификатором (Адрес источника, Адрес группы), на которые они подписаны. Это является отличием от многоадресного IP, где получатели не должны иметь информацию об источниках для получения трафика группы. При этом диапазон адресов от 232.0.0.0 до 232.255.255.255 был зарезервирован для SSM приложений и протоколов.

Centralized Multicast. Большинство протоколов маршрутизации подразумевают, что маршрутизаторы взаимодействуют друг с другом и при передаче многоадресных пакетов, и в рамках алгоритмов управления

маршрутизацией, резервирования ресурсов и управления группой. Протокол Centralized Multicast разделяет потоки данных и управления, централизуя управление в отдельных элементах [49]. Контрольный шлюз («control element gateway») вводится для каждого домена с целью построения части многоадресного дерева внутри домена. Контроллеры корневого элемента управления («control element root controllers») вводятся в IP-сеть, чтобы построить междоменную часть многоадресного дерева. Дерево в домене может быть двунаправленным разделяемым деревом или деревом кратчайших маршрутов, зависящих от источника (отправителя). Междоменное многоадресное дерево является двунаправленным разделяемым деревом.

Border Gateway Multicast Protocol (BGMP). Протокол междоменной групповой маршрутизации (BGMP) реализуется на приграничных маршрутизаторах домена. Он создает междоменные двунаправленные разделяемые деревья маршрутов, используя единственный корень, при этом позволяя использовать любой многоадресный протокол маршрутизации внутри доменов. Корень находится в том домене, чей диапазон адресов покрывает групповой адрес, и также обычно в домене инициаторов группы. BGMP требует строгого распределения адресов.

Multiprotocol Extensions to BGP (MBGP). Этот протокол предлагает использовать протокол внешнего шлюза (BGP) для установления и отправки группового маршрутного состояния. Это делается для того, чтобы ускорить процесс многоадресной рассылки, к тому же BGP широко используется на сегодняшний день в IP-сетях.

Multicast Internet Protocol (MIP). Протокол MIP строит как разделяемые, так и групповые деревья кратчайшего пути. Эти операции могут инициироваться и отправителем, и получателем. Причем это не зависит от лежащих в основе используемых одноадресных алгоритмов маршрутизации. К тому же, MIP использует рассеянные вычисления для

обновления и распространения многоадресной маршрутной информации. Протокол создает маршрутные деревья без петель независимо от того, имеются ли петли в одноадресных маршрутных таблицах.

Каждое вычисление на маршрутизаторе начинается с создания и поддержания многоадресного дерева, распространяющегося на другие маршрутизаторы, если необходимо, с использованием рекурсивной процедуры запрос-ответ. Преимущества протокола заключаются в более быстром времени отклика, т.к. он не зависит от таймеров. Также, когда маршрутное дерево стабильно, не происходит перегрузка сети служебным трафиком. Краткая характеристика сравниваемых протоколов многоадресной маршрутизации с поддержкой «сервиса по возможности» (*best effort*) приведена в табл. 1.4.

Кроме того, отдельно стоит выделить протоколы многоадресной маршрутизации, основанные на QoS.

Kumar et. al. proposed solution. Этот протокол генерирует два маршрутных дерева: кратчайших маршрутов и Штейнера. Он определяет заданное количество получателей, для которых разница наблюдаемой задержки в дереве Штейнера и кратчайших маршрутов максимальна. Такие получатели перемещаются из дерева Штейнера в дерево кратчайших маршрутов. А средняя задержка при этом является минимизируемой метрикой между различными получателями.

Kompella et. al. distributed solution

Этот алгоритм строит маршрутное дерево минимальной стоимости с ограничением по задержке на основе эвристики минимального связывающего дерева (MST). При этом задержки предполагаются целыми, и ограничение по задержке ограничено, так что полный граф может быть построен за полиномиальное время. Таким образом, генерируется маршрутное дерево от источника, и дерево расширяется итеративно к получателю.

Таблица 1.4

Характеристика протоколов многоадресной маршрутизации с поддержкой «сервиса по возможности» (*best effort*) [52]

Протокол маршрутизации	От источника / разделяемое дерево	Режим концентрированный / разреженный	Внутридоменная / междоменная маршрутизация
DVMRP	От источника	Концентрированный	Внутридоменная
MOSPF	От источника	Концентрированный	Внутридоменная
CBT	Разделяемое дерево (двунаправленная передача)	Разреженный	Междоменная
PIM-SM	Разделяемое дерево (однаправленная передача), может переключаться в режим от источника	Разреженный	Междоменная
PIM-DM	От источника	Концентрированный	Внутридоменная
Simple	Разделяемое дерево (двунаправленная передача)	Разреженный (архитектура RAMA)	Междоменная
EXPRESS	От источника	Разреженный (архитектура RAMA)	Междоменная
SSM	От источника	Разреженный (получатель определяет источник в группе)	Междоменная
Centralized	Разделяемое дерево (двунаправленная передача) или от источника для внутридоменной маршрутизации. Разделяемое дерево (двунаправленная передача) для междоменной маршрутизации.	Разреженный	Междоменная
BGMP	Разделяемое дерево (двунаправленная передача)	Разреженный	Междоменная
MBGP	От источника	Разреженный	Междоменная
MIP	От источника, разделяемое дерево	Концентрированный, разреженный	Междоменная

Характеристика других протоколов многоадресной QoS-маршрутизации [52] представлена в табл. 1.5.

Таблица 1.5

Протоколы многоадресной маршрутизации, основанные на QoS

Протокол маршрутизации	От источника / разделяемое дерево	Режим концентрированный / разреженный	QoS метрика	Внутридоменная / междоменная маршрутизация
Kumar и др.	От источника, разделяемое дерево	Разреженный	Задержка	Междоменная
Kompella и др.	От источника	Разреженный	Минимальная стоимость с ограничением по времени	Междоменная
MAMCRA	От источника	Разреженный	Множество аддитивных метрик	Междоменная
PTMR	От источника	Разреженный	Политика ассиметричного канала	Междоменная
Constrained Bellman Ford	От источника	Разреженный	Минимальная стоимость с ограничением по времени	Междоменная
RLM	От источника	Разреженный	Многоуровневая передача медиа данных	Междоменная
HBH	Дерево кратчайших путей	Разреженный	Политика ассиметричного канала	Междоменная
QoSMIC	Разделяемое дерево (однонаправленная передача), может переключаться в режим от источника	Разреженный	Любая метрика выбора маршрута и любая динамическая метрика	Междоменная
QMRP	От источника, разделяемое дерево	Разреженный	Неаддитивная метрика	Междоменная
NDF	От источника	Разреженный	Средняя задержка	Междоменная
DDMC	От источника	Разреженный	Стоимость (затраты)	Междоменная

Неоспоримым преимуществом проанализированных решений относительно многоадресной маршрутизации является их невысокая и, в общем случае, прогнозируемая вычислительная сложность. Однако при реализации обслуживания мультипоточкового трафика с учетом необходимости предотвращения возможных перегрузок телекоммуникационной сети внимание ученых и разработчиков сетевого

оборудования все больше уделяется именно потоковым моделям (flow-based models), аналитически представленных алгебраическими [53, 54], дифференциальными [55-57] уравнениями состояния сети. При этом аналитическое описание потоковой модели маршрутизации является важным условием при решении и других телекоммуникационных задач обеспечения качества обслуживания (резервирования ресурсов, профилирования трафика [58]) и проектирования ТКС [59, 60].

1.3. Анализ средств повышения отказоустойчивости маршрутных решений в телекоммуникационных сетях

Несмотря на постоянно растущую надежность современного телекоммуникационного оборудования, проблема обеспечения заданного уровня отказоустойчивости сети стоит все еще достаточно остро. На рис. 1.6 перечислены основные причины, вызывающие отказы в обслуживании. Среди основных факторов – сбои при эксплуатации сетевого оборудования, отказы физического уровня и сбои сетевого оборудования [61, 62].

Свою роль в повышении отказоустойчивости ТКС играет и такой важный процесс сетевого уровня OSI как маршрутизация. В рамках стандартных маршрутных решений, основанных на периодическом обмене информацией о состоянии ТКС между маршрутизаторами, протокол RIP сможет рассчитать обходной маршрут, не содержащий отказавший элемент сети, не ранее чем через 30 с, а протокол IGRP – через 90 с. И это без учета того, что т.н. «плохие новости» могут в современных IP-сетях распространяться не совсем корректно, нередко вызывая проблему возрастания длины маршрута до бесконечности (count-to-infinity problem), т.е. закливание пакетов [6, 42].

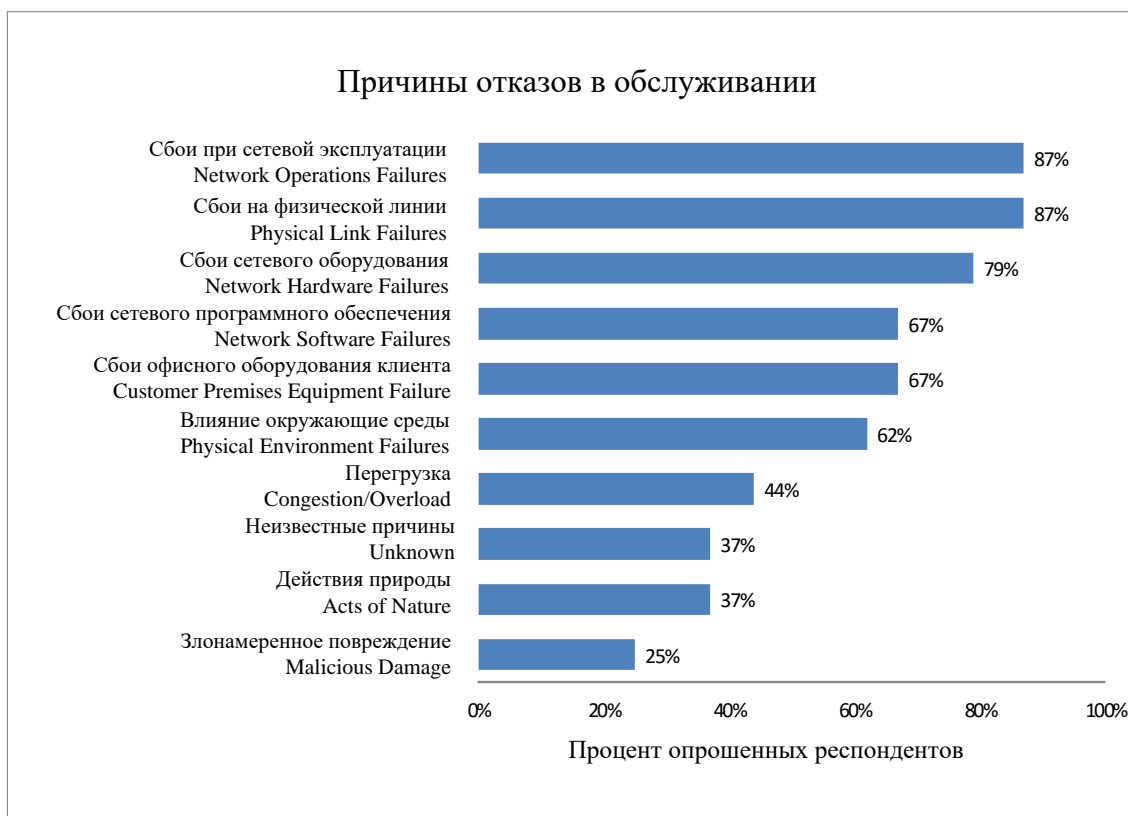


Рис. 1.6. Основные причины, вызывающие отказы в обслуживании [61]

Но как показано в табл. 1.1, многие приложения допускают межконцевую задержку на уровне лишь десятков или сотен миллисекунд, что особенно характерно для мультимедийных потоков. В этой связи в современных ТКС применяется ряд технологических решений, направленных на сокращение времени реакции сети на возможные сбои и аварии, к основным из которых стоит отнести следующие [63-68]:

- MPLS Fast ReRoute;
- IP Fast ReRoute;
- Fast IGP (BGP) convergence

Приведенные технологии IP/MPLS-сетей, как большинство решений, связанных с повышением надежности, основаны на реализации различных схем резервирования:

- схема M:N, при которой создается M резервных путей для N основных (работающих) путей. Резервные пути могут быть использованы для

передачи низкоприоритетных потоков, что делает более эффективным использование свободного сетевого ресурса. При аварии запрашивается резервный маршрут и низкоприоритетный трафик вытесняется.

- схема 1:1, для каждого работающего маршрута создается резервный путь, который должен содержать проблемный элемент сети (канал или узел), который обычно входит в основной путь.

Технология Fast ReRoute (FRR), применяемая в MPLS-сетях, появилась в 2005 г. и описана в RFC 4090 «Fast Reroute Extensions to RSVP-TE for LSP Tunnels» [63]. С целью повышения отказоустойчивости маршрутов в MPLS-сетях эта технология позволяет восстанавливать прерванную по причине аварии на канале или узле передачу данных по LSP в пределах десятков миллисекунд путем направления потока на резервный (временный обходной) маршрут до момента расчета маршрутизаторами нового LSP. При этом для резервирования нового пути используются стандартные для MPLS-сети сигнальные протоколы: LDP, RSVP-TE.

В технологии MPLS-FRR поддерживаются следующие варианты защиты элементов сети [63, 64]:

- локальная защита: защита канала, защита узла, защита их пропускной способности;
- глобальная защита: защита маршрута.

Схема защиты канала (link protection) является наиболее простым решением и пока единственным, которое используется непосредственно на практике (рис.1.7). Данная схема защиты предполагает создание резервного маршрута в обход аварийного канала. При обнаружении аварии маршрутизатор практически мгновенно коммутирует поток на заранее созданный резервный маршрут. Трафик передается по резервному маршруту до момента расчета нового оптимального маршрута от отправителя к получателю. На пакеты, которые будут передаваться по резервному маршруту в обход аварийного канала, ставится дополнительная

метка. При достижении пакетом другой стороны аварийного канала верхняя метка удаляется, и передача продолжается по нижним меткам, как и было запланировано до аварии.

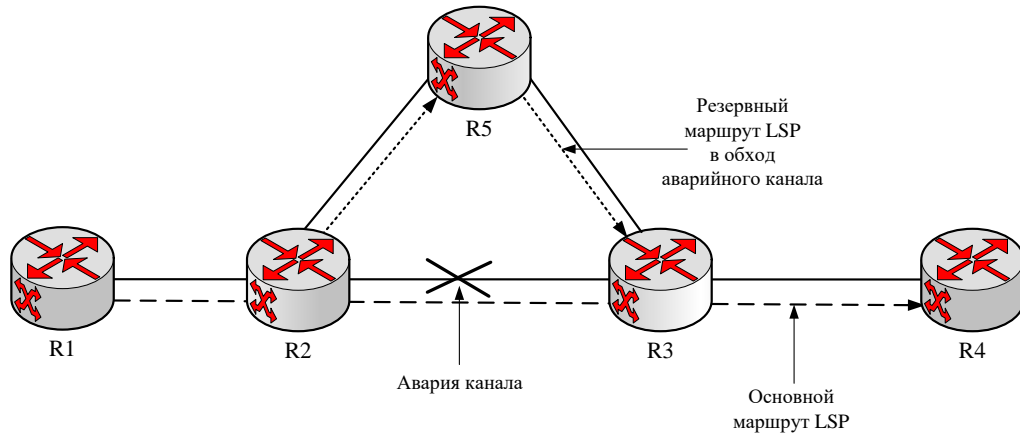


Рис. 1.7. Пример реализации схемы защиты канала

Схема защиты узла (node protection) используется при аварии на самом узле (node failure), вызванной, например, сбоем питания, поломкой оборудования и т.д. По аналогии со схемой защиты канала, создается резервный маршрут, не содержащий в себе защищаемый узел (рис. 1.8).

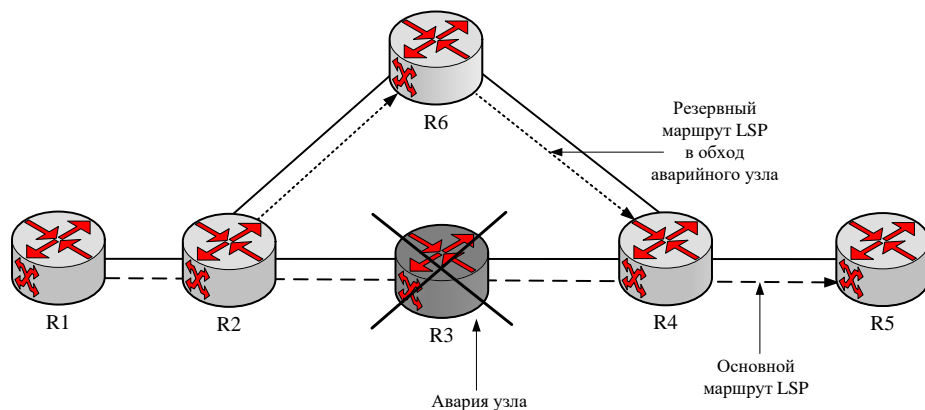


Рис. 1.8. Пример реализации схемы защиты узла

Таким образом, при выходе из строя узла сети потоки пакетов, проходящие через данный узел, перенаправляются на резервный маршрут в обход аварийного узла. Резервный путь используется также до момента

расчета нового маршрута между отправителем и получателем. Данная схема так же обеспечивает защиту каналов, которые непосредственно подключены к защищаемому узлу.

Схема защиты пропускной способности необходима в том случае, когда переключения на резервный путь недостаточно, а необходимо гарантировать, что вдоль нового пути будет доступна необходимая величина пропускной способности. Это особенно важно для потоков, которые чувствительны к пропускной способности, задержке и джиттеру.

Схема защиты маршрута (path protection) в сетях MPLS относится к глобальным механизмам восстановления пути. Идея состоит в том, что наряду с расчетом основного маршрута LSP также подлежит резервный маршрут LSP, не включающий в себя ни одного элемента основного маршрута. Как только обнаруживается авария (сбой) сигнальным протоколом (с помощью IGP или RSVP сигнализации) потоки коммутируются на резервный маршрут LSP, который и используются до расчета нового оптимального пути согласно управляющему таймеру (рис. 1.9).

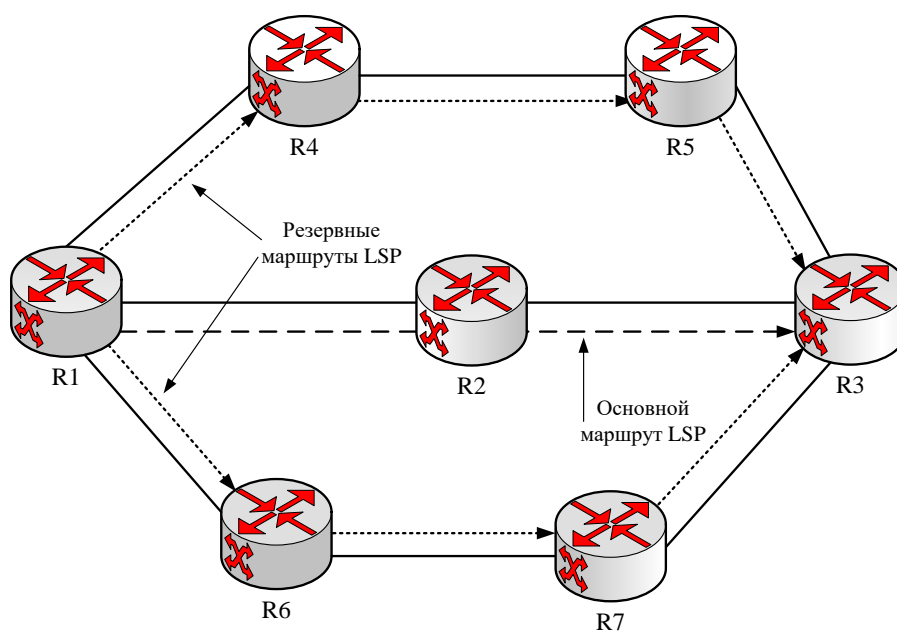


Рис. 1.9. Пример реализации схемы защиты узла

В IP-сетях для повышения отказоустойчивости ТКС используется технология IP Fast ReRoute (IPFRR) [65, 66], которая по своей сути во многом аналогична технологии Fast ReRoute, функционирующей в сетях MPLS-TE. Целью технологии IPFRR является нахождение альтернативного пути передачи пакетов в случае возможной неисправности канала или узла сети без образования микропетель (microloops). В ходе быстрой перемаршрутизации используются протоколы IP-сетей, такие как OSPF и IS-IS. Если маршрутизатор знает о нескольких маршрутах с равной метрикой (стоимостью) (Equal Cost MultiPaths, ECMP) от отправителя к получателю, и некоторые из них не включают в себя аварийные каналы либо узлы, то такие пути можно использовать в качестве резервных маршрутов. При отсутствии таких путей маршрутизатор ищет непосредственно подключенного соседа, который имеет безаварийный путь, т.е. маршрут, не включающий аварийный канал/узел, до получателя. Такой путь через непосредственно подключенного соседа называют альтернативным маршрутом без петель (loop free alternate (LFA) path).

В рамках технологии Fast IGP (BGP) convergence обеспечивается выполнение всех условий, связанных с процессом минимизации времени реакции сети на возможные отказы ее элементов [67, 68]. Этот процесс еще называется сходимостью сети (network convergence) или процессом синхронизации таблиц маршрутизации после изменения топологии. В общем случае в ходе сходимости необходимо потратить время на следующие процессы:

- обнаружение аварии в сети;
- передача информации об аварии, т.е. распространение LSA по топологии сети;
- вычисление кратчайших путей на всех маршрутизаторах при получении новой информации о состоянии ТКС;
- обновление маршрутных таблиц на всех маршрутизаторах в сети.

Сократить время сходимости в рамках технологии IPFRR можно за счет уменьшения времени обнаружения аварии, таймера протокола Hello; задержек при распространении информации LSA (LSA/LSP flooding), за счет использования алгоритма экспоненциальной отсрочки, который позволяет динамически рассчитать задержку для генерации LSA; задержки обработки и т.д. Административное уменьшение каждого из этих временных параметров может негативно сказаться на объемах циркулирующего в сети служебного трафика, т.е. привести к его неконтролируемому росту. Поэтому наряду с выбором в разумных пределах значений перечисленных параметров, необходимо реализовывать и различные схемы резервирования ресурсов сети.

1.4. Постановка научной задачи и формулировка частных задач исследования

Известно, что для повышения эффективности технологических решений, связанных с маршрутизацией, необходимо усовершенствовать математические модели и методы, на которых они основаны. Анализ недостатков известных подходов к решению задач многоадресной (широковещательной) и отказоустойчивой маршрутизации [69-76] позволил сформулировать следующее множество требований к перспективным математическим моделям и методам в этой области:

- учет потоковой структуры современного мультимедийного трафика;
- формулировка условий отсутствия циклов в рассчитываемых маршрутах;
- реализация основных схем резервирования ресурсов сети: защиты канала, узла, маршрута, пропускной способности;
- повышение отказоустойчивости получаемых решений под различные маршрутные стратегии: одно- и многопутевой; одно- и многоадресной (широковещательной) маршрутизации;

- модификация условий предотвращения перегрузки каналов связи для случая, когда лишь часть потоков будут переключены с основных маршрутов на резервные;

- формулировка рекомендаций по повышению масштабируемости и производительности решений, связанных с реализацией отказоустойчивой маршрутизации в ТКС, в т.ч. за счет реализации принципов иерархической маршрутизации.

В этой связи, актуальной представляется научная задача, связанная с оптимизацией процессов многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях путем разработки соответствующих математических моделей и методов для повышения производительности и масштабируемости ТКС в целом. Для решения поставленной научной задачи в диссертационной работе произведена ее декомпозиция на частные задачи исследования:

- анализ протокольных решений по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- характеристика известных теоретических подходов, обзор математических моделей и методов многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- анализ требований, предъявляемых к перспективным решениям в области многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- разработка потоковых моделей многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- разработка декомпозиционной модели и иерархическо-координационного метода многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети;

- проверка адекватности и исследования эффективности предложенных в диссертации решений по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных ТКС;

- разработка рекомендаций по практическому использованию полученных в работе результатов в современных и перспективных мультисервисных ТКС.

1.5. Выводы по первому разделу

1. Проведенный в первом разделе анализ современного состояния и перспектив развития телекоммуникационных технологий, концепций и протокольных решений показал, что ключевой задачей по обеспечению качества обслуживания в ТКС является маршрутизация, отвечающая за значения межконцевых QoS-показателей: средней задержки пакетов, джиттера, уровня потерь пакетов и производительности сети в целом.

2. В ходе проведенной в разделе классификации методов маршрутизации установлено, что в связи с широким внедрением мультимедийных услуг (IPTV, дистанционное обучение, репликация баз данных и информации веб-сайтов, рассылка корпоративной информации и др.) повышаются требования, которые предъявляются к методам, протоколам многоадресной и широковещательной маршрутизации, а также к математическим моделям, положенным в их основу. К основным из них, прежде всего, стоит отнести учет потокового характера циркулирующего в сети мультимедийного трафика, отсутствие петель в рассчитываемых маршрутах, высокая масштабируемость, а также низкая сложность алгоритмически-программной и вычислительной реализации предложенных моделей на практике.

3. Кроме того в разделе показано, что существующие и перспективные сетевые решения как по одноадресной, так и по многоадресной маршрутизации должны быть адаптированы к возможным

отказам сетевых элементов, вызванных их невысокой эксплуатационной надежностью, возможной перегрузкой, нарушением уровня сетевой безопасности и требований к качеству обслуживания в целом. При разработке новых математических моделей и методов отказоустойчивой маршрутизации важно обеспечить выполнение основных требований концепций Fast IGP Convergence, Fast Reroute и др., связанных, прежде всего, с реализацией схем защиты узла, канала, маршрута и их пропускной способности, а также повышением масштабируемости конечных маршрутных решений.

4. К сожалению, в современных маршрутных протоколах преимущественно используются графовые модели и методы поиска кратчайшего пути (мультипути), в рамках которых достаточно сложно, а в большинстве случаев и невозможно учесть требования системного характера, предъявляемые к решениям по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации. Эти модели не обеспечивают в должной мере учет характеристик циркулирующих в сети потоков пакетов, не позволяют сделать управляемым процесс борьбы с перегрузкой каналов связи, затрудняют реализацию основных схем защиты элементов сети, направленных на повышение уровня отказоустойчивости маршрутных решений.

5. В связи с этим установлена актуальность тематики настоящей диссертационной работы, которая посвящена решению научной задачи, связанной с оптимизацией процессов многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях путем разработки соответствующих математических моделей и методов для повышения производительности и масштабируемости ТКС в целом.

РАЗДЕЛ 2

РАЗРАБОТКА ПОТОКОВОЙ МОДЕЛИ МНОГОАДРЕСНОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

В соответствии с требованиями, которые предъявляются к перспективным решениям в области моделирования процессов многоадресной маршрутизации и сформулированы в первом разделе, в ходе разработки новых математических моделей важно максимально обеспечить учет, с одной стороны, особенностей структурно-функционального построения современных ТКС, а с другой – структуры и характеристик обслуживаемого трафика. Несмотря на всю неоднородность циркулирующего в сети трафика, преобладающей тенденцией в развитии и расширении спектра предоставляемых инфокоммуникационных услуг является смещение акцентов с передачи отдельных сообщений (пакетов) к обслуживанию потока пакетов целом. Поэтому важно располагать именно потоковыми моделями многоадресной маршрутизации, учитывающими не только параметры передаваемых пакетов и процедур их приёмопередачи, но и характеристик самого потока, например, средней скорости передачи пакетов (интенсивности потока), ее нестационарности – краткосрочных и долгосрочных всплесков и (или) спадов, и процессов его обслуживания.

В этой связи во втором разделе будет предложена математическая модель многоадресной маршрутизации, которая относится к классу потоковых моделей «от источника». В рамках предлагаемой потоковой модели задача многоадресной маршрутизации будет сформулирована как оптимизационная задача булевого или смешанного целочисленного программирования (в зависимости от вида выбранных критериев оптимальности) с обоснованием математических методов ее решения.

2.1. Структурное описание телекоммуникационной сети в виде ориентированного взвешенного графа

Пусть при разработке модели многоадресной маршрутизации структура ТКС описывается с помощью ориентированного графа $\Gamma = (M, E)$, где $M = \{M_i, i = \overline{1, m}\}$ – множество вершин – узлов (маршрутизаторов) сети, m – общее число узлов (маршрутизаторов) в ТКС, а $(i, j) \in E$ – множество дуг графа, моделирующих каналы связи (КС) ТКС (рис. 2.1).

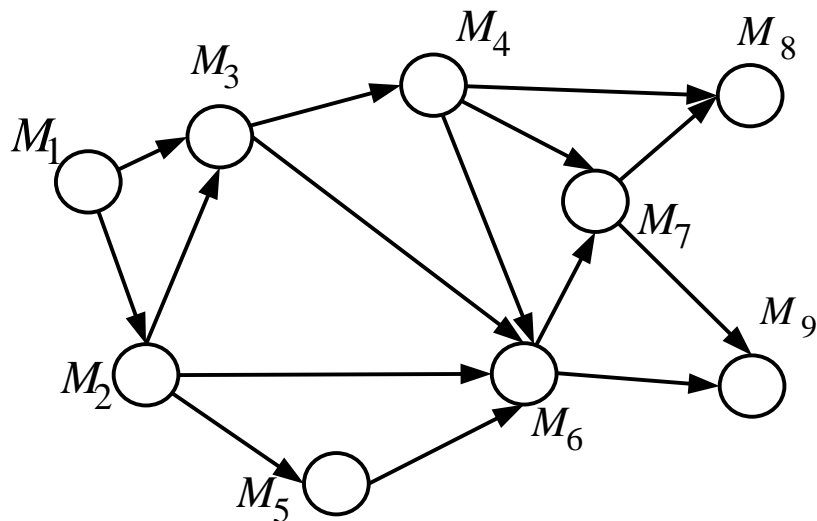


Рис. 2.1. Структура ТКС, представленная ориентированным графом

В качестве весового коэффициента для каждой дуги $(i, j) \in E$, моделирующей тот или иной канал связи ТКС, может выступать пропускная способность данного КС, измеряемая в пакетах в секунду (1/с) и обозначаемая в дальнейшем через $\varphi_{(i,j)}$. С каждым k -м потоком связано также ряд параметров: r_k – средняя интенсивность потока на входе в сеть; s_k – узел-отправитель;

$$d_k^* = \{d_k^1, d_k^2, \dots, d_k^{m_k}\} \quad (2.1)$$

– множество узлов-получателей, где m_k – число получателей для k -го многоадресного потока пакетов. Множество (2.1) и вершина s_k являются подмножеством вершин исходного графа $M = \{M_i, i = \overline{1, m}\}$.

Например, на рис. 2.2 в качестве вершины-источника s_1 многоадресного потока выступает первая вершина (M_1) (рис. 2.1), а множество $d_1^* = \{d_1^1, d_1^2, d_1^3\}$ представлено вершинами M_5, M_8 и M_9 .

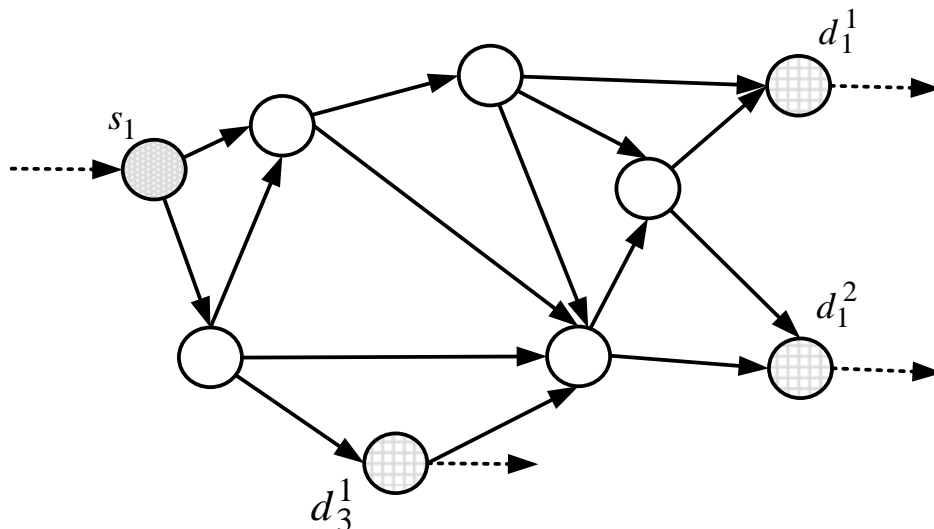


Рис. 2.2. Пример графового описания исходных данных для задачи многоадресной маршрутизации

При описании потоковой модели широковещательной маршрутизации множество узлов-получателей пакетов несколько расширяется по сравнению с (2.1)

$$d_k^{**} = \{d_k^1, d_k^2, \dots, d_k^{m-1}\}, \quad (2.2)$$

т.е. в него входят все узлы, кроме s_k .

2.2. Формализация условий сохранения потока на маршрутизаторах и предотвращения перегрузки каналов связи телекоммуникационной сети при реализации многоадресной и широковещательной маршрутизации

Пусть в ходе решения задачи многоадресной маршрутизации необходимо рассчитать множество булевых переменных

$$x_{(i,j)}^k \in \{0;1\}, \quad (2.3)$$

каждая из которых характеризует долю интенсивности k -го потока в канале связи, представленного дугой $(i,j) \in E$; $k \in K^M$, где K^M – множество многоадресных потоков в моделируемой сети.

Общее количество управляющих переменных, отвечающих за реализацию многоадресной маршрутизации, определяется произведением числа каналов связи на число потоков в ТКС.

На маршрутные переменные (2.3) накладывается ряд ограничений, связанных с реализацией условий сохранения потока в сети:

$$\sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k \geq 1 \quad \text{при } k \in K^M, M_i = s_k, \quad (2.4)$$

а также

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k = 1 \quad \text{при } k \in K^M; M_j \in d_k^*. \quad (2.5)$$

Ограничение (2.4) вводится для узла-отправителя, а его выполнение ориентирует на то, что от этого узла поток, поступающий в сеть на обслуживание, будет передан хотя бы одному смежному узлу. Условие

(2.5) нацелено на обеспечение доставки пакетов потока на каждый узел-получатель, причем, согласно физике моделируемого процесса, поток должен поступать на эти узлы лишь от одного смежного узла.

Для каждого транзитного узла $M_j \in M$, в качестве которого может выступать любой узел, кроме отправителя, дополнительно вводятся следующие условия:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k \geq x_{(j,p)}^k \quad \text{при } k \in K^M; M_j \notin s_k, \quad (2.6)$$

выполнение которых делает возможным появление пакетов на любом из исходящих от транзитного узла интерфейсов $((j,p) \in E)$ лишь в том случае, когда этот поток поступает на этот узел хотя бы через один входящий интерфейс $((i,j) \in E)$.

Если на структуре моделируемой сети возможно образование контуров (циклов), то при выполнении условий (2.4)-(2.6) не всегда будет обеспечиваться связность отдельных каналов в маршрут. Для предотвращения образования контуров в предлагаемую модель вводятся условия (по числу базисных контуров в сети) вида

$$\sum_{(i,j) \in E_\pi^i} x_{(i,j)}^k < |E_\pi^i|, \quad (2.7)$$

где E_π^i – множество дуг графа, образующих в соответствии со своей ориентацией i -й контур (π);

$|E_\pi^i|$ – мощность множества базисных контуров E_π^i , которое всегда равно цикломатическому числу графа $\Gamma = (V, E)$, описывающего структуру моделируемой ТКС.

Выполнение условий (2.7) гарантирует, что число задействованных в ходе многоадресной маршрутизации дуг, составляющих тот или иной контур, всегда меньше общего количества дуг в этом контуре, т.е. рассчитываемый маршрут контур не содержит. Введение условий (2.6) и (2.7) отвечает за обеспечение связности рассчитываемых путей при реализации многоадресной маршрутизации в сети.

С целью недопущения перегрузки каналов связи маршрутизируемыми потоками необходимо выполнить следующие условия:

$$\sum_{k \in K^m} r_k x_{(i,j)}^k \leq \varphi_{(i,j)}, \quad (i,j) \in E. \quad (2.8)$$

В ходе решения задачи широковещательной маршрутизации также необходимо рассчитать множество булевых маршрутных переменных $x_{(i,j)}^k$ (2.3), на которые накладываются ограничения, аналогичные (2.4), (2.5), (2.7) и (2.8), с сохранением ранее вкладываемого в них физического смысла. При этом стоит учесть, что ввиду того, что условие (2.5) касается всех узлов сети (кроме узла-отправителя), т.е. $M_j \in d_k^{**}$, то при моделировании процесса широковещательной маршрутизации нет необходимости в дополнительном введении условий (2.6), т.к. в каждый узел сети (2.2) «по умолчанию» поступает поток заданной интенсивности r_k (2.5).

2.3. Выбор критерия оптимальности решений по многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети

Выбор критерия оптимальности маршрутных решений является ключевым моментом в завершении формализации модели многоадресной

маршрутизации. От его формы и содержания напрямую зависит эффективность организации процесса многоадресной маршрутизации с точки зрения, во-первых, повышения качества обслуживания по множеству показателей (средней задержки, джиттера и вероятности потерь пакетов), во-вторых, определения порядка использования каналов сети в рассчитываемых маршрутах, и в-третьих, обеспечения сбалансированной загрузки канальных и буферных ресурсов сети. Кроме того, традиционно выбор критерия оптимальности должен полностью соответствовать физическому смыслу решаемой оптимизационной задачи и цели проводимого исследования, а также быть достаточно простым для получения искомых решений в численном виде.

Для расчета оптимального множества путей при многоадресной маршрутизации для примера в качестве критерия используем линейный критерий вида

$$\sum_{k \in K^m} \sum_{(i,j) \in E} f_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k \Rightarrow \min, \quad (2.9)$$

где $f_{(i,j)}^k$ – маршрутная метрика, характеризующая структурно-функциональные параметры канала связи $(i,j) \in E$ и количественно отражающая условную стоимость использования данного КС. Чем выше численное значение данной метрики, тем ниже вероятность включения данного канала в искомое дерево решений задачи многоадресной маршрутизации.

Таким образом, в рамках предложенной модели (2.1)-(2.9) задача многоадресной/широковещательной маршрутизации была сведена к задаче булевого программирования, т.к. искомые переменные (2.3) носят булевый характер, а целевая функция (2.9), подлежащая минимизации, и множество ограничений (2.4)-(2.8) линейны.

В работах [77, 78, 82] решение задач маршрутизации подчинено выполнению требований концепции Traffic Engineering по обеспечению сбалансированной загруженности сети, ее каналов связи. Тогда условие предотвращения перегрузки (2.8) приобретает форму

$$\sum_{k \in K^m} r_k x_{(i,j)}^k \leq \alpha \varphi_{(i,j)}, \quad (i,j) \in E. \quad (2.10)$$

где α – верхний динамически управляемый порог загруженности каналов связи ТКС, который находится в пределах

$$0 \leq \alpha \leq 1. \quad (2.11)$$

В этой связи критерий оптимальности задач многоадресной маршрутизации может быть представлен выражением [78]

$$\alpha \rightarrow \min. \quad (2.12)$$

При использовании критерия (2.12) и модифицированных условий предотвращения перегрузки (2.10) технологическая задача многоадресной/широковещательной маршрутизации уже сводится к задаче смешанного целочисленного линейного программирования (Mixed integer linear programming, MILP). Класс оптимизационной задачи изменился, т.к. необходимо рассчитать не только множество булевых переменных (2.3), но и одну дополнительно введенную управляющую переменную (2.11), которая уже не целая, а вещественная (действительная). Критерий оптимальности (2.12) и ограничения (2.4), (2.5), (2.7) и (2.10) по-прежнему носят линейный характер.

2.4. Характеристика математических методов решения оптимизационных задач многоадресной маршрутизации

Задачи MILP относятся к классу NP-полных задач [79], т.е. их решение достаточно затруднено с вычислительной точки зрения, особенно для практических задач большой размерности. Методы решения подобных задач условно разделяются на два подкласса: методы отсекающей плоскости, являющиеся дальнейшим развитием симплекс-алгоритма, и комбинаторные методы, основанные на ограниченном переборе всех возможных решений.

Методы отсечения для решения задач полностью целочисленного линейного программирования и MILP реализованы в трех алгоритмах Гомори, которые используют двойственный симплекс-метод и отличаются способом построения отсечений. Несмотря на то, что сходимость методов секущих плоскостей к оптимальному целочисленному решению за конечное число шагов доказана, однако их применение ограничивается задачами небольшой и средней размерности ввиду высокой чувствительности скорости сходимости к выбору порождающей строки, перенумерации переменных.

Сущность метода Гомори заключается в построении ограничений, отсекающих нецелочисленные решения задачи линейного программирования, но не отсекающих ни одного целочисленного плана. В рамках данного метода решается задача симплекс-методом без учета условия целочисленности. Если все компоненты оптимального плана целые, то он является оптимальным и для задачи целочисленного программирования. Если обнаруживается неразрешимость задачи, то и неразрешима задача целочисленного программирования. В случае, когда в полученном решении некоторые переменные являются нецелочисленными, то к ограничениям задачи добавляем новое ограничение, обладающее следующими свойствами:

- оно должно быть линейным;
- должно отсекал найденный оптимальный нецелочисленный план;
- не должно отсекал ни одного целочисленного плана.

Поэтому метод Гомори позволяет прийти к оптимальному целочисленному решению за конечное число шагов.

К числу комбинаторных методов, основанных на переборе возможных решений, относятся методы «ветвей и границ», динамического программирования и другие. Метод «ветвей и границ» в случае решения задач MILP постепенно сужается допустимое множество решений за счет превентивного определения и исключения заранее неперспективных вариантов, не содержащих искомый оптимум. Алгоритмы, реализующие метод «ветвей и границ», как правило, отличаются способами ветвления и определения границ. Основным недостатком метода «ветвей и границ» является экспоненциальный рост вычислений при увеличении размерности задачи [80]. В этой связи математиками предлагаются наряду с точными методами также и приближенные алгоритмы расчета, к основным из которых, основываясь на результатах анализа, проведенного в работе [81], относятся:

1 *Приближенные алгоритмы*, которые синтезируют субоптимальное решение, отличающееся от искомого оптимума на прогнозируемую ошибку. Примером подобного решения может служить применение аппроксимирующих схем, используемых для предварительной оценки отклонения от оптимума получаемого решения.

2. *Вероятностные алгоритмы*, основанные на учете некоторых вероятностных распределений решений, свойственных некоторым индивидуальным задачам.

3. *Экспоненциальные алгоритмы*, реализующие некоторые методы поиска с экспоненциальной сложностью (тот же метод «ветвей и границ»).

4. *Алгоритмы локального поиска*, из которых одним из наиболее эффективных является дискретный аналог "метода спуска".

б. *Эвристические алгоритмы*, которые не основаны на должном теоретическом обосновании, но в ряде ограниченных случаев обеспечивают получение удовлетворительного решения некоторых практических задач.

Задачу МЛР можно решить, например, как задачу линейного программирования без учёта условий по обеспечению целочисленности рассчитываемых переменных, а затем округлить полученное решение. Использование такого подхода требует проверки допустимости полученного решения с точки зрения выполнения условий, накладываемых на искомые переменные и определяемых физическим смыслом решаемой задачи.

В данной работе для решения задач многоадресной маршрутизации, которые представлены в виде задач булевого и смешанного целочисленного линейного программирования, применены возможности системы MatLab, представленные пакетом Optimization Toolbox и программами «bintprog» и «intlinprog».

В соответствии с описанием программы «bintprog» в документации пакета Optimization Toolbox системы MatLab (перевод размещен на странице http://matlab.exponenta.ru/optimiz/book_4/10/bintprog.php) используется вычислительный алгоритм линейного программирования на основе метода «ветвей и границ». В данном алгоритме проводится перебор оптимальных решений задачи целочисленного программирования путем решения некоего набора задач линейного программирования, в котором требование целочисленности переменных заменяется на более слабое ограничение $0 \leq x \leq 1$. Данный алгоритм включает в себя:

1. Перебор целочисленных допустимых решений.
2. Корректировка наилучшей целочисленной допустимой точки по мере продвижения по дереву поиска.

3. Проверка невозможности достижения более лучших целочисленных решений посредством ряда задач линейного программирования.

Пример содержания m-файла, используемого для решения задач многоадресной маршрутизации в системе MatLab и содержащего программу «bintprog», представлена на рис. 2.3.

```

1 - clc; clear all;
2 - r=120;
3 - c=[200;200;2000;200;200;2000;200];
4 - A=[-1 -1 0 0 0 0 0
5 -     r 0 0 0 0 0 0
6 -     0 r 0 0 0 0 0
7 -     0 0 r 0 0 0 0
8 -     0 0 0 r 0 0 0
9 -     0 0 0 0 r 0 0
10 -    0 0 0 0 0 r 0
11 -    0 0 0 0 0 0 r]; % для узла-источника 1
12 - % 1 0 -1 -1 -1 0 0 % для узла-получателя 2
13 - % 0 1 1 0 0 -1 0 % для узла-получателя 3
14 - % 0 0 0 1 0 1 -1 % для узла-получателя 4
15 - % 0 0 0 0 1 0 1]; % для узла-получателя 5
16 - b=[-1; c];
17 - Aeq=[1 0 0 0 0 0 0 % для узла-получателя 2
18 -      0 1 1 0 0 0 0 % для узла-получателя 3
19 -      0 0 0 1 0 1 0 % для узла-получателя 4
20 -      0 0 0 0 1 0 1]; % для узла-получателя 5
21 - beq=[1; 1; 1; 1];
22 - f=[1; 1; 1; 1; 1; 1; 1];
23 - f=10^7./c;
24 - % lb=zeros(7,1);
25 - % ub=ones(7,1);
26 - [x, fval]=bintprog(f,A,b,Aeq,beq)

```

Рис. 2.3. Пример применения программы «bintprog» для решения оптимизационной задачи булевого программирования, к которой может быть сведена задача многоадресной маршрутизации

Программа «intlinprog» основана на комбинированном применении ряда вычислительных методов (метод округления, эвристические методы, метод «ветвей и границ») на различных этапах работы программы. Пример применения программы «intlinprog» для решения задачи смешанного

целочисленного линейного программирования, к которой может быть сведена задача многоадресной маршрутизации, приведен на рис. 2.4.

```

1 -   clc;
2 -   clear all;
3 -   r=120; % r - інтенсивність потоку, який надходить до мережі
4 -   % c - вектор пропускних здатностей каналів зв'язку
5 -   c=[200; 200; 200; 20; 200; 200; 200];
6 -   % f - вектор метрик каналів зв'язку
7 -   f=ones(7,1);
8 -   % формалізація у векторно-матричній формі обмежень у формі рівнянь
9 -   % Aeq*x=beq
10 -  Aeq=[0 1 1 0 0 0 0 %для вузла отримувача m3
11 -        0 0 0 1 1 0 0 %для вузла отримувача m4
12 -        0 0 0 0 0 0 1]; %для вузла отримувача m5
13 -  beq=[1;1;1];
14 -  % формалізація у векторно-матричній формі обмежень у формі нерівностей
15 -  % A*x<=b
16 -  A=[-1 -1 0 0 0 0 0 %для вузла-відправника m1
17 -      -1 0 0 0 1 -1 0 %для транзитного вузла m2
18 -      -1 0 1 0 0 -1 0 %для транзитного вузла m2
19 -      0 -1 -1 1 0 0 0 %для транзитного вузла m3
20 -      0 0 0 -1 -1 0 1 %для транзитного вузла m4
21 -      0 0 0 0 0 1 -1 %для транзитного вузла m5
22 -      0 0 0 0 1 1 1 %умова запобігання утворення контурів
23 -      r 0 0 0 0 0 0
24 -      0 r 0 0 0 0 0
25 -      0 0 r 0 0 0 0
26 -      0 0 0 r 0 0 0
27 -      0 0 0 0 r 0 0
28 -      0 0 0 0 0 r 0
29 -      0 0 0 0 0 0 r];
30 -  b=[-1;0;0;0;0;0;2;c];
31 -  % формалізація умов, щодо граничних значень координат вектора x
32 -  lb=zeros(7,1);
33 -  ub=ones(7,1);
34 -  % визначення цілочисельності змінних, що розраховуються
35 -  intcon=[1,2,3,4,5,6,7];
36 -  % розв'язання оптимізаційної задачі
37 -  [x,fval]=intlinprog(f,intcon,A,b,Aeq,beq,lb,ub)
38 -  % Розрахунок інтенсивностей потоку в каналах зв'язку
39 -  y=r*x;

```

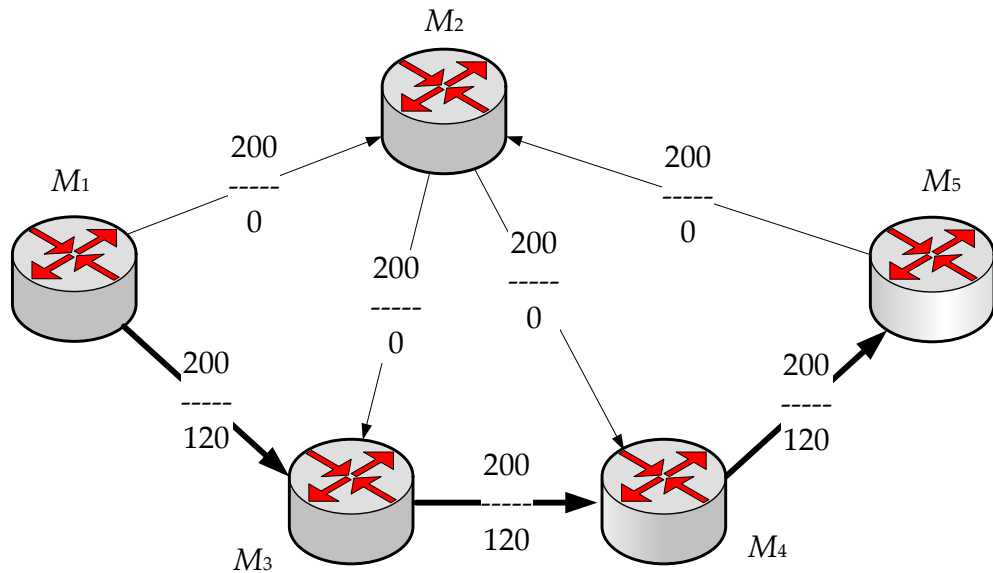
Рис. 2.4. Пример применения программы «intlinprog» для решения оптимизационной задачи смешанного целочисленного линейного программирования, к которой может быть сведена задача многоадресной маршрутизации

2.5. Анализ процессов многоадресной и широковещательной маршрутизации с использованием предложенной модели

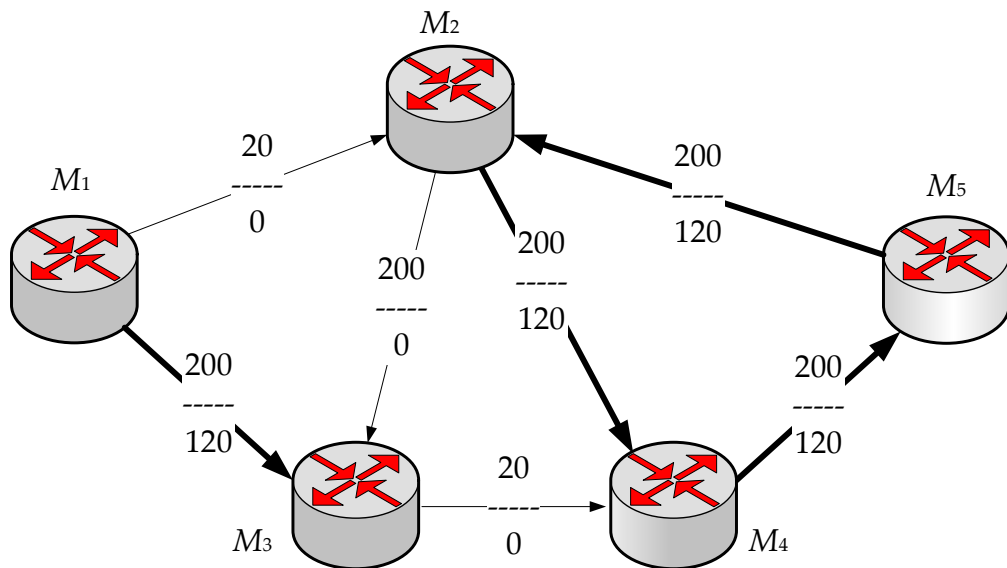
Результаты анализа решений задач многоадресной и широковещательной маршрутизации с использованием предложенной потоковой модели (2.1)-(2.12) продемонстрированы на ряде расчетных примеров. В каждом из примеров рассмотрен одно- или многопродуктовый (для наглядности двухпродуктовый) случай, когда в качестве узла-отправителя выступал первый маршрутизатор, от которого к маршрутизаторам-получателям необходимо было передать пакеты потока с некоторой интенсивностью (скоростью). Для однопродуктового случая (при обслуживании одного потока) в разрывах каналов связи указана дробь, в которой в числителе приведена пропускная способность ($1/c$) данного КС, а в знаменателе – интенсивность протекающего в данном канале потока.

На рис. 2.5 представлен пример решения задачи многоадресной маршрутизации, подтверждающий необходимость введения условий (2.7). В данном примере рассматривалась ТКС с симплексными каналами связи, когда первый маршрутизатор выступал как узел-отправитель, а третий, четвертый и пятый маршрутизаторы – узлы-получатели. Интенсивность потока была 120 1/с .

Наличие контура $M_2 \rightarrow M_4 \rightarrow M_5 \rightarrow M_2$ в структуре моделируемой ТКС может неоднозначно сказаться на характере получаемых решений задач как многоадресной, так и широковещательной маршрутизации. В некоторых случаях (рис. 2.5 а) несоблюдение условий (2.7) может и не сказаться на корректности расчета искомых маршрутов.



a)



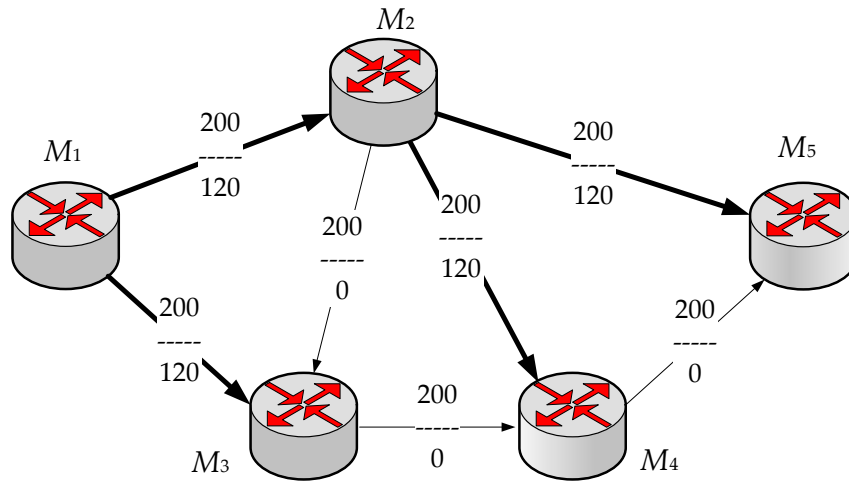
б)

Рис. 2.5. Примеры решения задачи многоадресной маршрутизации при наличии контура в структуре сети

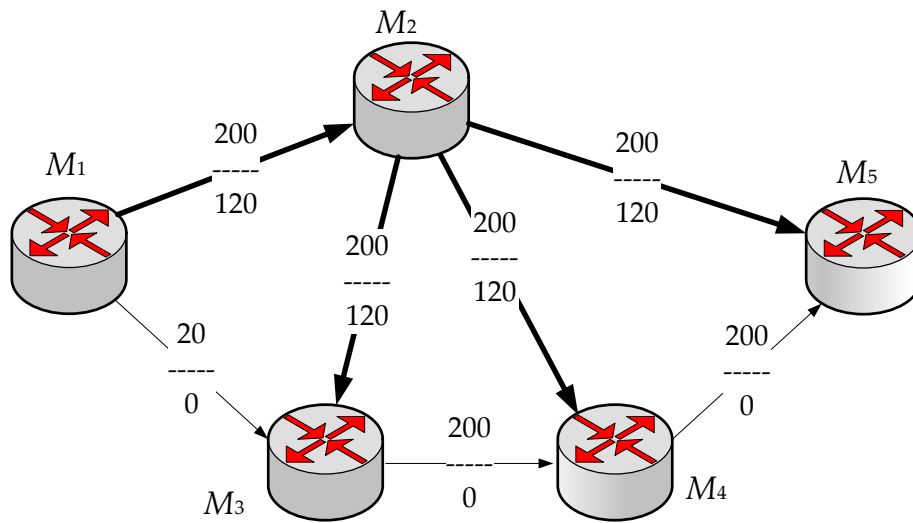
Однако при ином выборе пропускных способностей каналов связи (рис. 2.5 б) отсутствие учета условий (2.7) уже не обеспечит связности рассчитываемых многоадресных маршрутов, хотя все остальные условия (2.4)-(2.6) и (2.8) успешно выполняются. В данном случае (рис. 2.5 б) при соблюдении условий (2.7) задача не имеет решений, т.к. между первым и четвертым, а также первым и пятым маршрутизаторами отсутствует маршрут с пропускной способностью не меньше 120 1/с.

Примеры решения задачи широковещательной маршрутизации представлены на рис. 2.6. На рис. 2.6а представлено решение задачи широковещательной маршрутизации, когда в качестве критерия оптимальности выступал минимум числа переприемов, что обеспечивалось соответствующим выбором маршрутной метрики ($f_{(i,j)}^k = 1$). В рамках модели (2.2)-(2.6), (2.8), (2.9) производится адаптация решений при изменении пропускных способностей каналов связи. Так, если пропускная способность канала связи (1, 3) уменьшилась от 200 до 20 1/с, то изменился и результирующий характер решений (рис. 2.6 б).

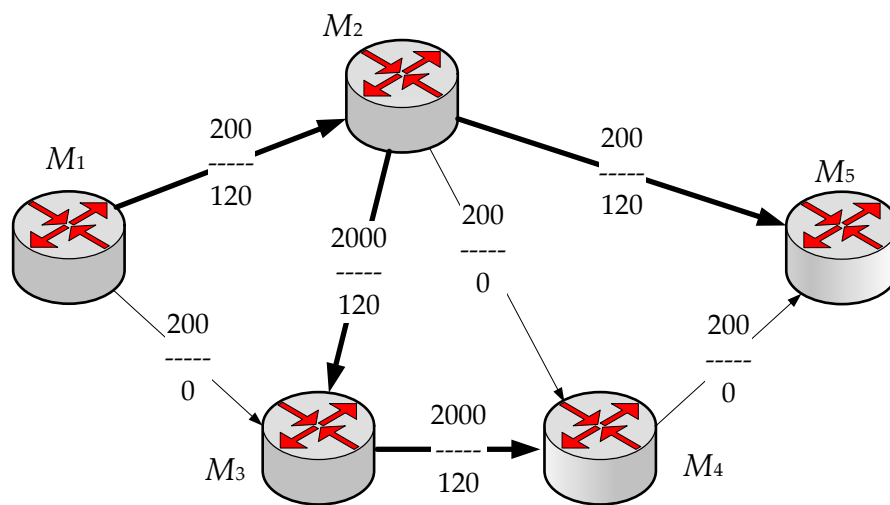
При использовании метрики, аналогичной протоколу IGRP ($f_{(i,j)}^k = 10^7 / \varphi_{(i,j)}$), результат решения задачи широковещательной маршрутизации также изменился (рис. 2.6 в). Нарращивание пропускной способности каналов (2, 3) и (3, 4) с 200 до 2000 1/с привело к включению их в результирующие маршруты, т.к. подобная метрика всегда ориентирует на выбор каналов с максимальной пропускной способностью [89].



а)



б)



в)

Рис. 2.6. Примеры решения задачи широковещательной маршрутизации

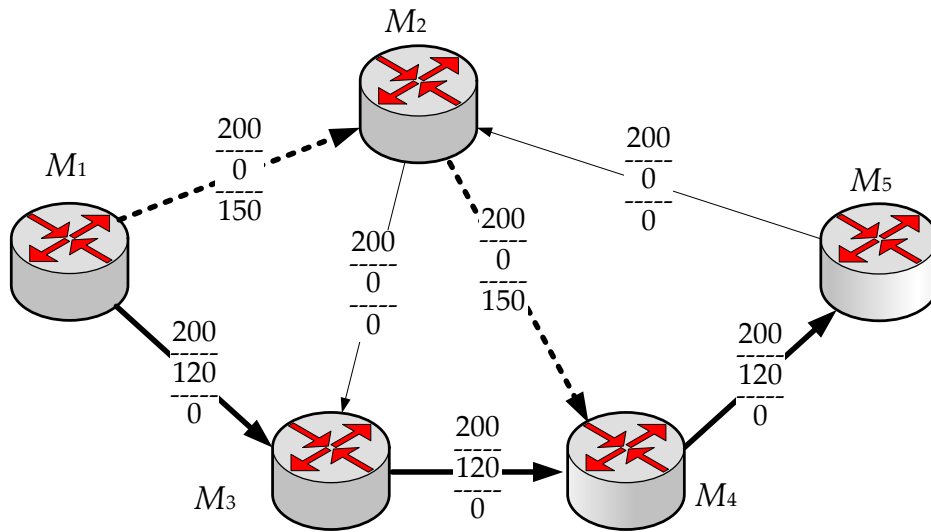
При анализе двухпродуктового случая (при обслуживании одновременно двух потоков) на структуре сети в разрывах ее каналов связи указывались (сверху вниз): пропускная способность канала, интенсивность первого потока и интенсивность второго потока (1/с). Пусть при многоадресной маршрутизации необходимо рассчитать два типа путей:

для первого потока, протекающего с интенсивностью 120 1/с, – от первого к третьему, четвертому и пятому узлам;

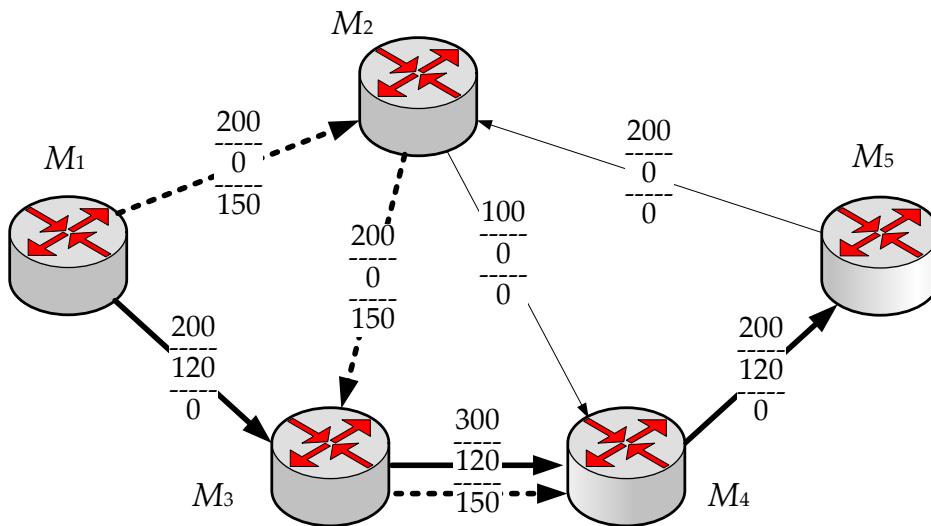
для второго потока, протекающего с интенсивностью 150 1/с, – от первого ко второму и четвертому узлам.

На рис. 2.7 а представлено решение задачи многоадресной маршрутизации, когда в качестве критерия оптимальности выступал минимум числа переприемов ($f_{(i,j)}^k = 1$). Тогда для первого потока искомый путь проходил через первый, третий, четвертый и пятый маршрутизаторы, а для второго потока – через первый, второй и четвертый маршрутизаторы. Каждый из путей имел пропускную способность 200 1/с.

При изменении пропускных способностей каналов (2, 4) и (3, 4) характер решения несколько изменился (рис. 2.7 б): рассчитанные пути для передачи пакетов первого и второго потоков начали пересекаться – канал (3, 4) стал использоваться обоими потоками, т.к. его пропускной способности (300 1/с) достаточно для обслуживания агрегированного потока с суммарной интенсивностью 270 1/с.



а)



б)



 направление протекания первого потока
 направление протекания второго потока

Рис. 2.7. Примеры решения задачи многоадресной маршрутизации для двухпродуктового случая

2.6. Выводы по второму разделу

1. В данном разделе впервые предложена потоковая модель многоадресной маршрутизации в мультисервисной телекоммуникационной сети, которая также охватывает случай маршрутизации широковещательных потоков. Структурное описание ТКС произведено с помощью соответствующего взвешенного ориентированного графа, в рамках которого учтены особенности морфологического построения моделируемой сети. Новизна модели, описывающей особенности функционального назначения ТКС, состоит в том, что учет потокового (мультипоточкового) характера современного сетевого трафика осуществлен за счет представления модели системой линейных уравнений состояния загруженности и предотвращения перегрузки каналов связи.

2. Использование модели (2.1)-(2.12) позволило оптимизировать процесс многоадресной и широковещательной маршрутизации множества потоков на основании расчета маршрутных переменных в ходе решения задачи булевого или смешанного целочисленного линейного программирования. Модель (2.1)-(2.12) носит линейный характер, что делает их применение достаточно эффективным с точки зрения вычислительной реализации по сравнению с известными нелинейными моделями многоадресной маршрутизации.

3. Для решения сформулированных в разделе оптимизационных задач многоадресной маршрутизации использовался широко апробированный и хорошо себя зарекомендовавший на практике инструментарий системы MatLab, представленный пакетом Optimization Toolbox. Для решения задач булевого программирования и смешанного целочисленного линейного программирования использованы программы «bintprog» и «intlinprog», которые основаны на комбинированном

применении ряда вычислительных методов (метод округления, эвристические методы, метод «ветвей и границ») на различных этапах работы программы.

4. В ходе исследования предложенной модели на множестве примеров показана ее работоспособность с точки зрения возможности обслуживания одновременно нескольких потоков с различными характеристиками, а также адаптации получаемых решений к изменению параметров сети (пропускных способностей каналов связи, маршрутных метрик, стратегий маршрутизации).

5. Предложенные модели могут использоваться как непосредственно при решении задач многоадресной и ширококвещательной маршрутизации, так и при математическом описании более сложных процессов и проблем, например, связанных с проектированием ТКС, где задачи маршрутизации дополняют другие не менее важные сетевые задачи (выбор топологии и пропускных способностей каналов связи).

5. Основные результаты, полученные в данном разделе, опубликованы в работах [10-12, 15-20, 26, 28].

РАЗДЕЛ 3

УСОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ ПОТОВОЙ МОДЕЛИ ОТКАЗОУСТОЙЧИВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

3.1. Описание базовой модели одноадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети

В данном разделе получила свое дальнейшее развитие математическая модель отказоустойчивой маршрутизации в ТКС, в рамках которой удалось обеспечить удовлетворение следующих требований, сформулированных в соответствии с результатами анализа, проведенного в первом разделе.

Предлагаемая математическая модель отказоустойчивой маршрутизации будет ориентирована на реализацию как одно, так и многоадресной (широковещательной) маршрутизации. В связи с тем, что потоковая модель многоадресной и широковещательной маршрутизации детально рассмотрена во втором разделе и представлена выражениями (2.1)-(2.12), ниже будет описана потоковая модель, описывающая особенности организации одноадресной маршрутизации.

При описании потоковой модели одноадресной маршрутизации структура ТКС также представляется с помощью ориентированного графа (рис. 2.1). С каждым k -м одноадресным потоком по аналогии с моделью (2.1)-(2.12) также связано ряд функциональных параметров: r_k – средняя интенсивность потока на входе в сеть; s_k – узел-отправитель; d_k – единственный узел-получатель. 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 $(i, j) \in E$; $k \in K^o$, где K^o – множество одноадресных потоков в сети.

При однопутевой маршрутизации одноадресных потоков имеют место условия

$$x_{(i,j)}^k \in \{0;1\}. \quad (3.1)$$

В случае, когда предусматривается возможность реализации многопутевых решений, условия (3.1) заменяются на выражения вида

$$0 \leq x_{(i,j)}^k \leq 1. \quad (3.2)$$

Кроме того, с целью недопущения потерь пакетов на маршрутизаторах ТКС вводятся условия сохранения потока [82, 83]

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{(j,i)}^k = 0; \quad k \in K^o, \quad M_i \neq s_k, d_k; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{(j,i)}^k = 1; \quad k \in K^o, \quad M_i = s_k; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{(j,i)}^k = -1; \quad k \in K^o, \quad M_i = d_k. \end{array} \right. \quad (3.3)$$

Для предотвращения возможной перегрузки по пропускной способности каналов связи одноадресными потоками в структуру базовой модели вводятся следующие условия:

$$\sum_{k \in K^o} r_k x_{(i,j)}^k \leq \varphi_{(i,j)}, \quad (i, j) \in E. \quad (3.4)$$

Если в ходе решения маршрутных задач необходимо в явном виде произвести учет возможных потерь пакетов на маршрутизаторах ТКС

ввиду переполнения буфера очереди, то система условий (3.3) может быть пересмотрена и заменена на систему вида [84, 85]:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k = 1 \text{ при } k \in K^o, M_i = s_k; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{(j,i)}^k (1 - p_{(j,i)}^k) = 0 \text{ при } k \in K^o, M_i \neq s_k, d_k; \\ \sum_{j:(j,i) \in E} x_{(j,i)}^k (1 - p_{(i,j)}^k) = \varepsilon^k \text{ при } k \in K^o, M_i = d_k, \end{array} \right. \quad (3.4)$$

в которой $p_{(i,j)}^k$ – вероятность потерь пакетов k -го потока на j -м интерфейсе i -го маршрутизатора по причине его перегрузки;

ε^k – доля k -го потока, обслуженного сетью, т.е. пакеты которого доставлены от маршрутизатора-отправителя до маршрутизатора-получателя.

Для примера в ходе использования модели (3.4) работу интерфейса можно моделировать системой массового обслуживания с отказами вида $M/M/1/N$ [85]. Тогда вероятность потерь пакетов может быть рассчитана согласно формуле

$$p = p(q < \Theta_{\text{буф}}) = \frac{(1-\rho)(\rho)^N}{1-(\rho)^{N+1}}, \quad (3.5)$$

где ρ – коэффициент загрузки интерфейса;

q – текущая средняя длина очереди;

$N = \Theta_{\text{буф}} + 1$ – максимальное количество пакетов, которое может находиться на интерфейсе.

Как показали результаты исследования, проведенного в работе [85], нелинейную модель сохранения потока (3.4) целесообразно использовать при $\rho \geq 0,5 \dots 0,7$ в зависимости от величины максимального размера

буфера очереди, организованной на интерфейсе. Лишь в этом случае усложнение расчетов, связанное с оперированием нелинейными ограничениями (3.4), оправдано. В дальнейшем в ходе придания модели одноадресной маршрутизации функций отказоустойчивости для наглядности будут приняты за основу линейные выражения (3.3), т.к. вид в дальнейшем получаемых условий защиты элементов сети инвариантен к форме записи условий сохранения потока, хотя и дополняет их.

3.2. Математическое описание условий обеспечения защиты (резервирования) элементов сети при реализации отказоустойчивой маршрутизации

Для определения резервного пути с целью реализации схем защиты узла, канала и пути в целом необходимо, наряду с неизвестными $x_{(i,j)}^k$, рассчитать дополнительные маршрутные переменные $\bar{x}_{(i,j)}^k$, которые характеризуют долю k -го потока, протекающего в канале $(i, j) \in E$, но уже резервного маршрута. На переменные $\bar{x}_{(i,j)}^k$ также накладываются ограничения, подобные (3.1)-(3.3).

В соответствии с результатами, предложенными в работах [86-88], при реализации схемы защиты канала $(i, j) \in E$ в предлагаемую модель необходимо ввести условия вида:

$$x_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k = 0, \quad (3.6)$$

выполнение которых гарантирует использование канала $(i, j) \in E$ лишь одним маршрутом – либо основным, либо резервным вне зависимости от реализуемой стратегии маршрутизации: одно или многоадресной, одно или многопутевой.

При реализации схемы защиты i -го узла модель дополняется таким условием [86-88]:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k = 0, \quad (3.7)$$

выполнение которого гарантирует использование i -го узла (т.е. всех инцидентных ему каналов) либо основным, либо резервным маршрутом.

Для обеспечения защиты пути (путей) в структуру модели вводятся условия-равенства [86-88]

$$\sum_{(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k = 0, \quad (3.8)$$

что эквивалентно удовлетворению требований относительно отсутствия в основном и резервном маршрутах общих узлов и каналов (кроме узла-отправителя и узла-получателя).

3.3. Формализация условий предотвращения перегрузки каналов связи для многопоточкового случая и реализации различных схем резервирования элементов телекоммуникационной сети

В ходе моделирования процессов отказоустойчивой маршрутизации совместно одно и многоадресных потоков возникают определенные сложности в формализации условий предотвращения перегрузки каналов связи в условиях, когда лишь некоторые из рассматриваемых потоков переключатся с основных на резервные маршруты. В этой связи предлагается две схемы организации отказоустойчивой маршрутизации, отличающиеся полнотой учета требований относительно предотвращения перегрузки каналов связи ТКС.

В первом варианте условия предотвращения перегрузки вводятся лишь для случая использования основных путей, и они имеют форму

$$\sum_{k \in K} r_k x_{(i,j)}^k \leq \varphi_{(i,j)}, \quad (i,j) \in E, \quad (3.9)$$

где K – множество всех потоков в сети, как одно, так и многоадресных (в том числе широковещательных), а множества K^M и K^O являются подмножествами данного множества.

Введение зеркального условия

$$\sum_{k \in K} r_k \bar{x}_{(i,j)}^k \leq \varphi_{(i,j)}, \quad (i,j) \in E$$

условию (3.9) не соответствует физике моделируемого процесса, т.к. его выполнение предполагает одновременное переключение всех потоков на резервные маршруты.

С точки зрения практики при удовлетворении лишь отдельно условий (3.9) предполагается, что в случае отказа того или иного элемента сети переключение на резервный путь потоков, изначально протекающих по отказавшему узлу или каналу сети, может вызвать перегрузку КС резервного пути. Подобная ситуация является стандартной при использовании существующих протоколов маршрутизации, т.к. в этом случае вся борьба с перегрузкой передается на транспортный уровень, например, на протокол TCP (Transmission Control Protocol), отвечающего за обеспечение надежной доставки передаваемых данных. Однако в этом случае скорость передачи пакетов может быть снижена в связи с уменьшением окна перегрузки (Congestion Window) до своего минимального значения.

Во втором случае в рамках предлагаемой потоковой модели отказоустойчивой маршрутизации при предотвращении перегрузки каналов связи учитывается случай, когда не все, а только некоторые потоки переключатся на резервные пути. Поэтому предлагается условия (3.9) заменить на следующие выражения:

$$\sum_{k \in K} r_k \left(\frac{x_{(i,j)}^k + \bar{x}_{(i,j)}^k}{x_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k + 1} \right) \leq \varphi_{(i,j)}, \quad (i, j) \in E, \quad (3.10)$$

если реализуется однопутевая маршрутизация и одноадресных, и многоадресных потоков.

В наиболее общем случае, включая и вариант (3.10), т.е. в случае реализации одновременно и однопутевой маршрутизации многоадресных потоков, и одно/многопутевой маршрутизации одноадресных потоков, в качестве условия предотвращения перегрузки каждого конкретного канала связи уже будет выступать выражение

$$\frac{1}{2} \sum_{k \in K} r_k \left((x_{(i,j)}^k + \bar{x}_{(i,j)}^k) + \sqrt{(x_{(i,j)}^k - \bar{x}_{(i,j)}^k)^2} \right) \leq \varphi_{(i,j)}, \quad (i, j) \in E. \quad (3.11)$$

Таким образом, выполнение условий (3.10), (3.11) позволяет предотвратить перегрузку каналов связи в телекоммуникационной сети даже в том случае, когда не все, а лишь некоторые потоки переключатся с основного на резервный маршрут. В этом случае для этих потоков всегда будет оставаться незадействованной некоторая часть пропускной способности КС резервных маршрутов, реализуя, тем самым, схему *защиты (резервирования) пропускной способности* при организации отказоустойчивой маршрутизации в ТКС.

3.4. Выбор критерия оптимальности решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети

Ввиду того, что в общем случае выбор маршрутов (как основных, так и резервных) в телекоммуникационной сети можно произвести множеством способов, целесообразно задачу отказоустойчивой маршрутизации сформулировать как оптимизационную. Важным моментом при формулировке любой оптимизационной задачи является выбор критерия оптимальности получаемых решений, вид которого, с одной стороны, должен адекватно отражать физический смысл моделируемого процесса, а с другой – предоставлять возможность получения искомых результатов с заданными требованиями (с приемлемой точностью, вычислительной сложностью и др.).

Классический подход при решении маршрутных задач в ТКС состоит в минимизации суммарной метрики рассчитываемого маршрута, где под метрикой, как показали результаты проведенного в первом разделе анализа, как правило, выступают приведенные (нормализованные) параметры пропускной способности каналов (путей), средних задержек пакетов и других показателей качества обслуживания в ТКС.

В ряде случаев используют критерии, напрямую связанные с обеспечением оптимальной балансировки нагрузки (т.е. обеспечения сбалансированной загруженности ресурсов) в сети, как например (2.10)-(2.12), т.к. известно, что чем меньше загруженность канала/очереди, тем лучшие значения принимают показатели качества обслуживания. Однако в этом случае усложняется процедура дифференцированного учета функциональных параметров отдельных каналов (скоростных и надежности), что при решении задач отказоустойчивой маршрутизации является очень важным моментом.

В работах [86-88] в ходе расчета маршрутных переменных $x_{(i,j)}^k$ и $\bar{x}_{(i,j)}^k$ при решении задач отказоустойчивой маршрутизации в ТКС предлагается использовать критерий оптимальности, связанный с минимизацией следующей целевой функции:

$$F = \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} c_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k + \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} \bar{c}_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k, \quad (3.12)$$

где $c_{(i,j)}^k$ и $\bar{c}_{(i,j)}^k$ – маршрутные метрики каналов основного и резервного маршрутов соответственно.

Функция (3.12) численно характеризует суммарные затраты на формирование и использование основного и резервного маршрутов между узлами отправитель и получатель (получатели). Кроме того, в ходе исследования модели (3.1)-(3.12) в работе [86] установлена необходимость ее дополнения условием

$$\sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} c_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k \leq \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} \bar{c}_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k, \quad (3.13)$$

выполнение которого гарантирует то, что основной путь (мультипуть) или дерево маршрутов (при многоадресной маршрутизации) всегда будет не хуже резервного в рамках выбранных метрик $c_{(i,j)}^k$ и $\bar{c}_{(i,j)}^k$, т.е. каждый k -й поток изначально должен использовать более короткий с точки зрения числа переприемов (при $c_{(i,j)}^k = \bar{c}_{(i,j)}^k = 1$) или более эффективный по производительности (при $c_{(i,j)}^k = \bar{c}_{(i,j)}^k = \frac{10^7}{\varphi_{(i,j)}}$) путь (пути) [89].

Как показал проведенный в работе анализ, использование критерия (3.12) действительно обеспечивает адекватное решение поставленной задачи по отказоустойчивой маршрутизации, однако был замечен и ряд

проблемных моментов, которые в дальнейшем могут отрицательно сказаться на результативности практической реализации модели (3.1)-(3.13) в целом. В первую очередь это касается снижения общей производительности ТКС ввиду того, что использование резервных путей так или иначе связано с задействованием дополнительного сетевого ресурса (канального и буферного), который по этой причине не может быть использован другими потоками.

С другой стороны, необходимость расчета на ряду с основными маршрутами еще и множества резервных путей сопряжено с повышением вычислительной нагрузки на маршрутизаторы ТКС, а также необходимостью поддержки маршрутных таблиц повышенной размерности, в которых бы хранились данные как про основные, так и резервные пути. При этом пути этих двух типов необходимо не только рассчитать, но еще и поддерживать в активном состоянии. В целом перечисленные факторы, наряду со снижением производительности ТКС, отрицательно сказываются и на масштабируемости решений, связанных с отказоустойчивой маршрутизацией. Особенно это критично для ТКС большой размерности и с разветвленной сетевой структурой (высокой связностью узлов), что приводит в результате к расчету путей (основных и резервных) с большим числом каналов связи и маршрутизаторов.

Перечисленные недостатки являются общими практически для всех технологий, связанных с повышением надежности сети в целом, и являются своеобразной «платой» за обеспечение заданного уровня отказоустойчивости конечных решений. Для минимизации данных недостатков желательно, чтобы в результате проводимых расчетов резервный путь как можно меньше отличался по составу каналов и узлов от основного – в идеале лишь на проблемный элемент сети, подлежащий последующей защите. Это должно способствовать тому, что резервированию будут подлежать минимальные объёмы пропускной

способности каналов сети, что положительно скажется на ее производительности и показателях качества обслуживания в целом. Кроме того, тогда в узлах сети для каждого потока могут храниться уже не две маршрутных таблицы (для основного и резервного пути), а одна, но с минимально необходимыми корректировками, касающихся отличий основного и резервного путей.

В этой связи в данной работе предлагается критерий (3.12) изменить, заменив его на минимум следующей целевой функции

$$F = \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} c_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k + \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} \bar{c}_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k - \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} b_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k, \quad (3.14)$$

в которой введение третьего слагаемого как раз и связано с обеспечением максимального совпадения резервного пути с основным по составу входящих в них каналов и узлов;

$b_{(i,j)}^k$ – достаточно большой по своей величине штрафной коэффициент ($b_{(i,j)}^k \gg c_{(i,j)}^k$ и $b_{(i,j)}^k \gg \bar{c}_{(i,j)}^k$).

Знак минус перед третьим слагаемым вводится по той причине, что степень совпадения резервного и основного путей необходимо максимизировать, а метрики данных путей (первое и второе слагаемое в (3.14)) должны быть минимальны.

3.5. Характеристика оптимизационных задач отказоустойчивой маршрутизации и их методов решения

Таким образом, решение технологической задачи по отказоустойчивой маршрутизации в рамках предложенного усовершенствования потоковой модели (3.1)-(3.14) сводится к решению оптимизационной задачи, связанной с минимизацией целевой функции (3.14) при наличии системы ограничений:

- (3.1) или (3.2), отвечающих за реализацию одно или многопутевой маршрутизации соответственно;
- (2.4)-(2.7) и (3.3), описывающих условия сохранения потока и связности маршрутов соответственно для многоадресной и одноадресной маршрутизации;
- (3.6)-(3.8), вводимых для реализации возможных схем защиты элементов сети (канала, узла и пути соответственно);
- (3.10), (3.11), формализующих условия предотвращения перегрузки каналов связи сети, включая случай, когда лишь некоторые из потоков переключаются на резервные пути;
- (3.13), которое отвечает за то, чтобы основной путь (мультипуть) или дерево маршрутов (при многоадресной маршрутизации) всегда будет не хуже резервного в рамках выбранных метрик.

В зависимости от вида целевой функции и вводимых ограничений, определяемого реализуемой стратегией (одно или многопутевой) и видом (одно или многоадресной) маршрутизации, сформулированная оптимизационная задача может относиться к тому или иному классу задач математического программирования, подразумевая использование соответствующего метода решения (табл. 3.1).

Ввиду того, что ограничения (3.6)-(3.8), вводимые для реализации поддерживаемых схем защиты элементов сети и условия (3.10), (3.11), связанные с предотвращением перегрузки каналов связи сети, имеют нелинейный характер, то и сформулированная оптимизационная задача в любом случае будет относиться к классу задач нелинейного программирования. Кроме того, при реализации однопутевой маршрутизации маршрутные переменные будут носить булевый характер, в связи с чем решаемая оптимизационная задача уже будет относиться к подклассу задач смешанного целочисленного нелинейного программирования (Mixed Integer Nonlinear Programming, MINLP).

Характеристика оптимизационных задач отказоустойчивой маршрутизации и их методов решения

Стратегия маршрутизации	Тип маршрутизации	Класс оптимизационной задачи	Методы решения
Однопутевая	Одноадресная	Смешанного целочисленного нелинейного программирования	метод округления, метод ветвей и границ, методы последовательной линейаризации, метод имитации отжига, генетический алгоритм, различные смешанные (гибридные) методы.
	Многоадресная		
Многопутевая	Одноадресная	Нелинейного программирования	метод неопределенных множителей Лагранжа, метод штрафных функций, градиентные методы и др.

Для решения задач смешанного целочисленного нелинейного программирования учеными предложено множество эффективных методов [90-96], среди которых методы «ветвей и границ» (Branch-and-bound), округления (Rounding-off), последовательной линейаризации, имитации отжига (Simulated annealing), генетический алгоритм (Genetic algorithm), а также их различные комбинации. При решении задач нелинейного программирования также могут использоваться метод неопределенных множителей Лагранжа, метод штрафных функций, градиентные методы и др..

В целом метод «ветвей и границ» является примером комбинаторного метода с перебором возможных вариантов на основе отсева подмножеств допустимых решений, которые заведомо не включают оптимальных

решений. Процедура расчета искомого оптимального значения заключается в поиске и постоянном корректировании (уточнении) верхних и нижних границ на подобласти допустимых решений. Эффективность метода всецело зависит от результативности работы процедуры определения подобных границ, т.к. неудачный выбор нижней (верхней) границы может сопровождаться затягиванием процесса расчета ввиду роста числа перебираемых вариантов допустимых решений, что особенно критично для задач высокой размерности, решение которых необходимо обеспечить в реальном времени.

Метод Rounding-off основан на округлении получаемого решения по определенному правилу, наиболее используемым из которых является округление к ближайшему целому. Проблема метода округления состоит, во-первых, в неконтролируемом накоплении суммарной погрешности решения в целом при округлении большого количества переменных, а во-вторых, округление нередко приводит к тому, что вводимые ограничения на рассчитываемые переменные в результирующем решении достаточно часто не выполняются, особенно при булевом характере подобных переменных. Это, в свою очередь, негативно сказывается на адекватности получаемых решений, их физической интерпретации и эффективности использования в целом.

В ходе применения возможностей метода последовательной линеаризации получению конечного решения способствует введение дополнительного множителя, отвечающего за повышение точности и скорости расчетов. С вычислительной точки зрения данный метод является аналогом метода наискорейшего спуска, что в случае наличия нелинейных ограничений дает приемлемые по точности результаты. Кроме того, метод последовательной линеаризации достаточно часто используется в сочетании с другими методами.

Нелинейный характер ограничений достаточно затрудняет поиск глобального оптимума на фоне множества локально оптимальных решений. По этой причине при решении задачи поиска глобального оптимума нередко используется метод имитации отжига (Simulated annealing). Этот метод напоминает метод градиентного спуска, но по причине случайности выбора направления поиска его разработчики предполагают, что в ходе итерационного поиска глобального оптимума промежуточные решения реже будут совпадать с локальными минимумами (максимумами), чем при стандартном градиентном поиске. Недостатком данного метода является отсутствие гарантий на нахождение глобально оптимального решения, а также то, что время расчета может быть достаточно значительным для оптимизируемых систем большой размерности, так как множество шагов по параметрам сети осуществляется, в общем случае, в случайных направлениях.

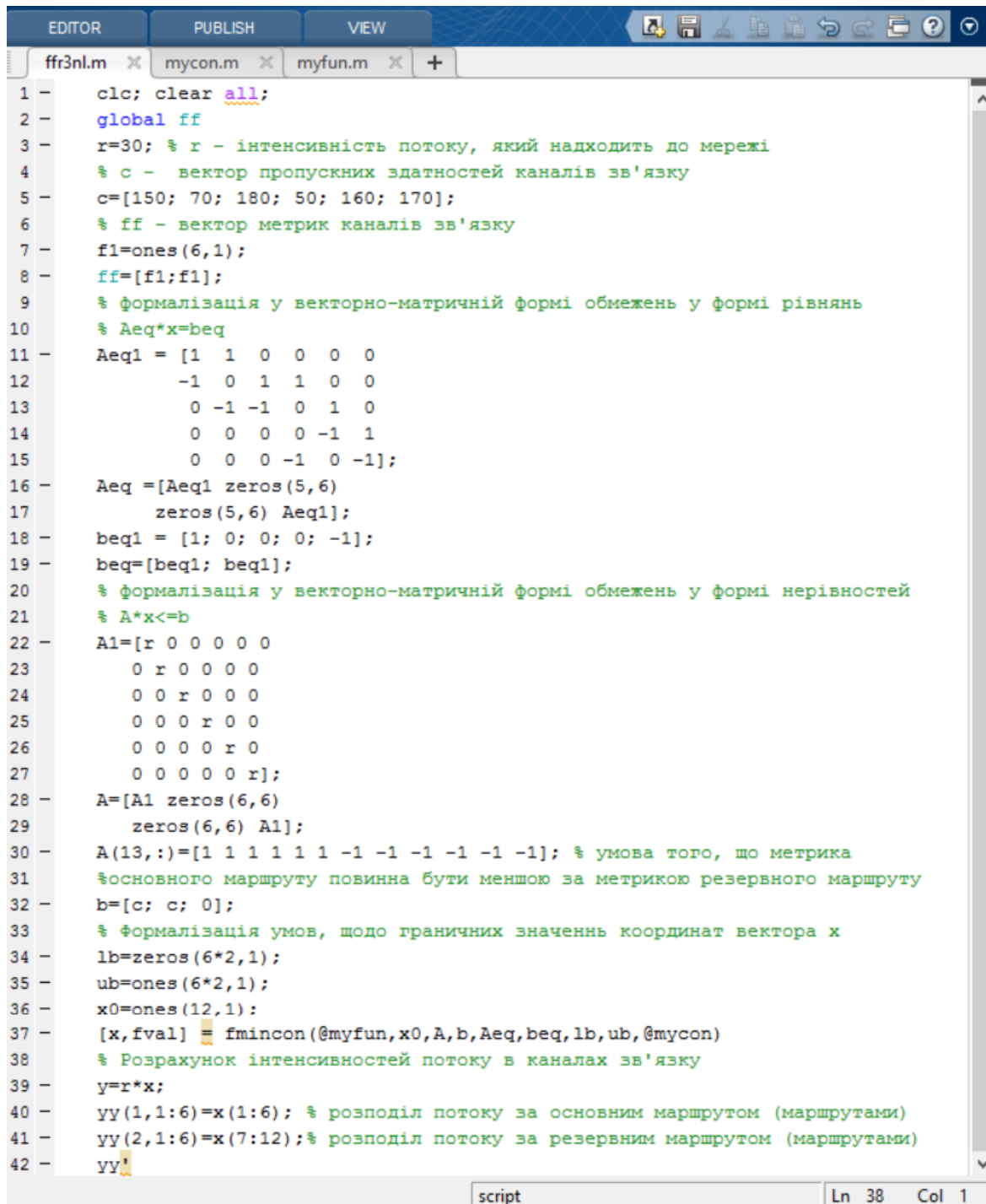
Кроме того, важно учесть, что в общем случае сформулированная оптимизационная задача по отказоустойчивой маршрутизации относится к классу задач условной оптимизации, т.е. для ее решения может применяться метод множителей Лагранжа, с помощью которого задача на условный оптимум преобразуется к задаче безусловной оптимизации. Однако применение данного метода сопровождается введением и последующим расчетом дополнительных неопределенных множителей (множителей Лагранжа), число которых соответствует количеству ограничений [94, 95]. При наличии большого числа условий-ограничений в структуре оптимизационной задачи использование данного метода может быть затруднено.

Метод штрафных функций [96], задача которого также состоит в переходе к решению задачи на безусловный оптимум, является некоторой модификацией предыдущего рассмотренного метода, в котором множители Лагранжа изначально зафиксированы по своей величине и принимают

достаточно большие штрафные значения. В этом случае размерность исходной оптимизационной задачи остается прежней, что является положительным моментом, но повышаются требования к выбору начальной точки поиска оптимального решения, т.к. она изначально должна находиться в области допустимых значений. В условиях наличия множества разнородных ограничений, представленных как равенствами, так и неравенствами, поиск подобной точки отсчета может превратиться в самостоятельную достаточно сложную вычислительную задачу.

В диссертационной работе для решения сформулированных оптимизационных задач отказоустойчивой маршрутизации использовался хорошо себя зарекомендовавший и широко апробированный инструментарий системы MatLab, а именно программы пакета Optimization Toolbox [97-99]. При этом для решения задач нелинейной оптимизации использовалась программа «fmincon», которая основана, в данном случае, на использовании метода последовательного квадратичного программирования (Sequential quadratic programming, SQP). В рамках данного подхода на каждой итерации решается подзадача квадратичного программирования, в рамках которой вид матрицы Гессе для функции Лагранжа обновляется на каждой итерации с помощью одного из наиболее широко применяемых квазиньютоновских методов – итерационного метода численной оптимизации BFGS (Бройдена-Флетчера-Гольдфарба-Шанно), предназначенного для нахождения локального максимума/минимума нелинейной функции. Пример использования программы «fmincon» для решения задач отказоустойчивой маршрутизации показан на рис. 3.1.

На рис. 3.2. и рис. 3.3 показано содержание вспомогательных файлов «mcon» и «mfun», в которых соответственно задаются нелинейные по своему содержанию условия-ограничения, связанные с реализацией различных схем резервирования элементов сети, и целевая функция, подлежащая минимизации.

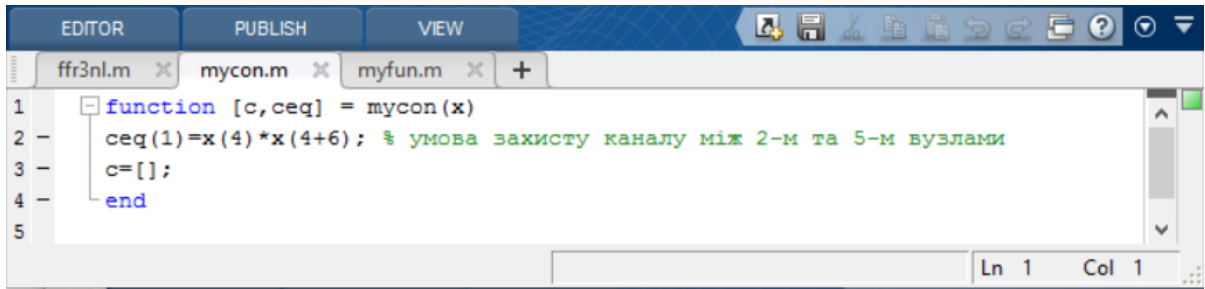


```

1 -   clc; clear all;
2 -   global ff
3 -   r=30; % r - інтенсивність потоку, який надходить до мережі
4 -   % c - вектор пропускних здатностей каналів зв'язку
5 -   c=[150; 70; 180; 50; 160; 170];
6 -   % ff - вектор метрик каналів зв'язку
7 -   f1=ones(6,1);
8 -   ff=[f1;f1];
9 -   % формалізація у векторно-матричній формі обмежень у формі рівнянь
10 -  % Aeq*x=beq
11 -  Aeq1 = [1  1  0  0  0  0
12 -         -1  0  1  1  0  0
13 -          0 -1 -1  0  1  0
14 -          0  0  0  0 -1  1
15 -          0  0  0 -1  0 -1];
16 -  Aeq = [Aeq1 zeros(5,6)
17 -         zeros(5,6) Aeq1];
18 -  beq1 = [1; 0; 0; 0; 0; -1];
19 -  beq=[beq1; beq1];
20 -  % формалізація у векторно-матричній формі обмежень у формі нерівностей
21 -  % A*x<=b
22 -  A1=[r 0 0 0 0 0
23 -      0 r 0 0 0 0
24 -      0 0 r 0 0 0
25 -      0 0 0 r 0 0
26 -      0 0 0 0 r 0
27 -      0 0 0 0 0 r];
28 -  A=[A1 zeros(6,6)
29 -     zeros(6,6) A1];
30 -  A(13,:)= [1 1 1 1 1 -1 -1 -1 -1 -1 -1]; % умова того, що метрика
31 -  %основного маршруту повинна бути меншою за метрикою резервного маршруту
32 -  b=[c; c; 0];
33 -  % формалізація умов, щодо граничних значень координат вектора x
34 -  lb=zeros(6*2,1);
35 -  ub=ones(6*2,1);
36 -  x0=ones(12,1);
37 -  [x,fval] = fmincon(@myfun,x0,A,b,Aeq,beq,lb,ub,@mycon)
38 -  % Розрахунок інтенсивностей потоку в каналах зв'язку
39 -  y=r*x;
40 -  yy(1,1:6)=x(1:6); % розподіл потоку за основним маршрутом (маршрутами)
41 -  yy(2,1:6)=x(7:12);% розподіл потоку за резервним маршрутом (маршрутами)
42 -  yy

```

Рис. 3.1. Текст програми в окні редагування M-file Editor системи MatLab, которая использует программу «fmincon» для решения оптимизационной задачи нелинейного программирования

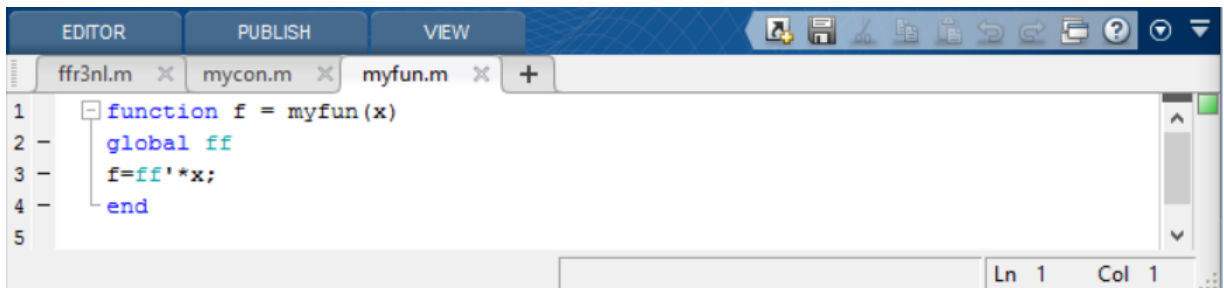


```

1 function [c,ceq] = mycon(x)
2     ceq(1)=x(4)*x(4+6); % умова захисту каналу між 2-м та 5-м вузлами
3     c=[];
4     end
5

```

Рис. 3.2. Пример описания функции «mycon», отвечающей за задание нелинейных условий-ограничений, связанных с реализацией различных схем резервирования элементов сети



```

1 function f = myfun(x)
2     global ff
3     f=ff'*x;
4     end
5

```

Рис. 3.3. Пример описания функции «myfun», отвечающей за задание целевой функции, подлежащей минимизации

Для решения задач из класса смешанного целочисленного нелинейного программирования использовалась программа «fminconset», которая еще пока не вошла в пакет Optimization Toolbox официальной версии системы MatLab, но активно применяется исследователями в данной области оптимизации. Работа программы «fminconset» основана на использовании метода «ветвей и границ».

3.6. Анализ процессов отказоустойчивой маршрутизации одно и многоадресных потоков с использованием предложенной модели

3.6.1. Анализ особенностей отказоустойчивой маршрутизации многоадресных потоков с реализацией различных схем резервирования элементов сети и маршрутных метрик

Рассмотрим особенности организации отказоустойчивой многоадресной маршрутизации при реализации различных схем защиты элементов сети. Пусть структура анализируемой сети представлена на рис. 3.4, т.е. она состоит из пяти маршрутизаторов и семи каналов связи, в разрывах которых указаны их пропускные способности (1/с). Узел-отправитель – первый маршрутизатор, узлы-получатели – третий, четвертый и пятый маршрутизаторы. Интенсивность многоадресного потока составляет 70 1/с.

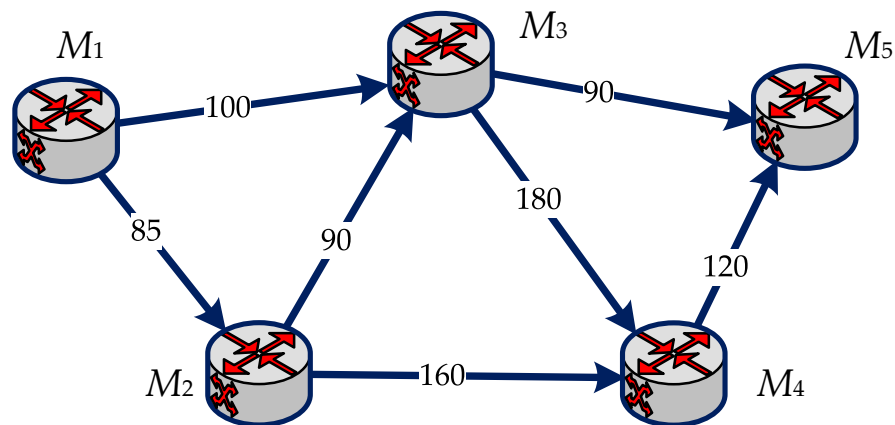
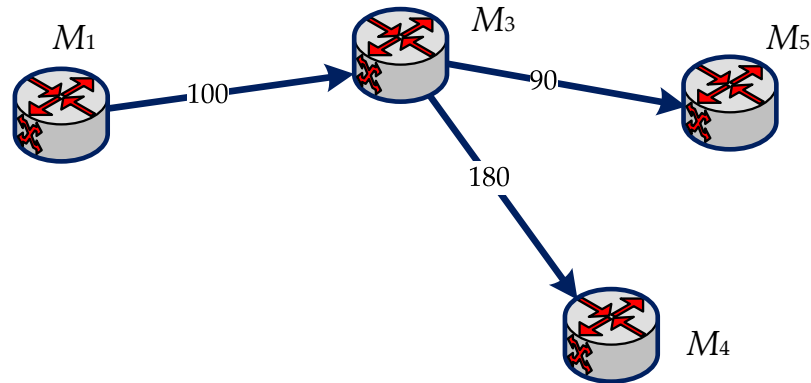


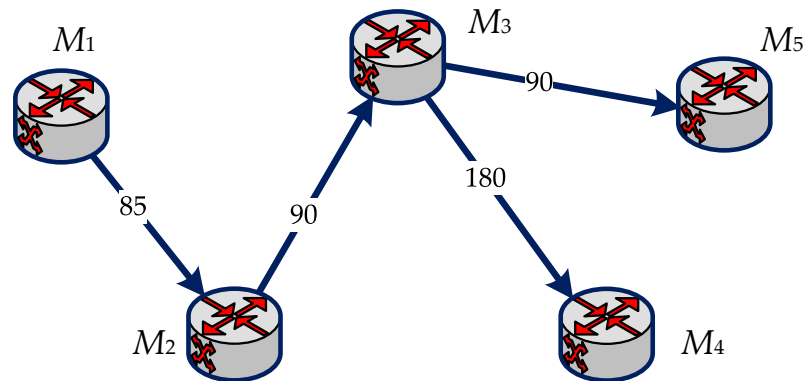
Рис. 3.4. Структура анализируемой сети при маршрутизации одного многоадресного потока

На рис. 3.5 приведен пример решения задачи отказоустойчивой многоадресной маршрутизации в сети, например, с защитой канала связи (1, 3) при минимизации числа переключений пакетов ($c_{(i,j)}^k = \bar{c}_{(i,j)}^k = 1$). Тогда

в качестве основного дерева маршрутов выступает решение, представленное на рис. 3.5а, причем «длина» данного дерева минимальна и составляет три канала. Резервное дерево маршрутов (рис. 3.5б), включая в себя уже четыре КС, в соответствии с реализуемой схемой защиты не содержит канала (1, 3). И основное, и резервное дерево маршрутов может обслужить многоадресный поток интенсивностью 70 1/с.



а) основное дерево маршрутов для многоадресного потока



б) резервное дерево маршрутов для многоадресного потока

Рис. 3.5. Пример решения задачи отказоустойчивой многоадресной маршрутизации в сети с защитой канала связи (1, 3) при минимизации числа переприемов пакетов

При необходимости реализации схемы защиты маршрута (рис. 3.5 а), состоящего из каналов (1, 3), (3, 4) и (3, 5), вариант решения данной задачи будет выглядеть как показано на рис. 3.6.

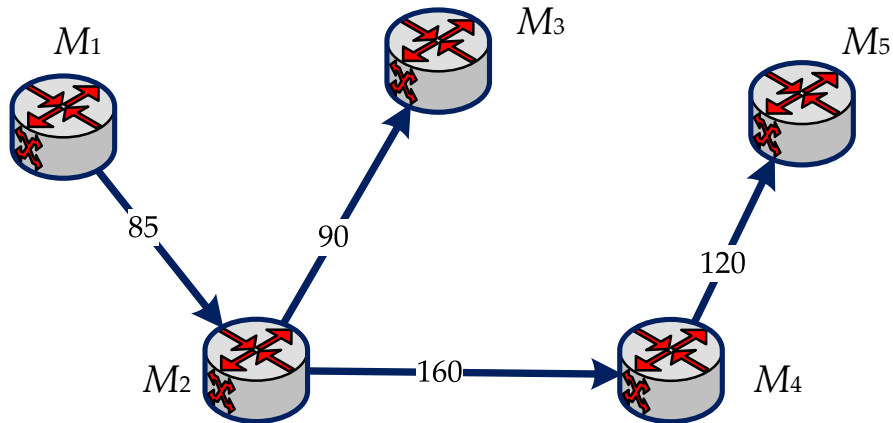
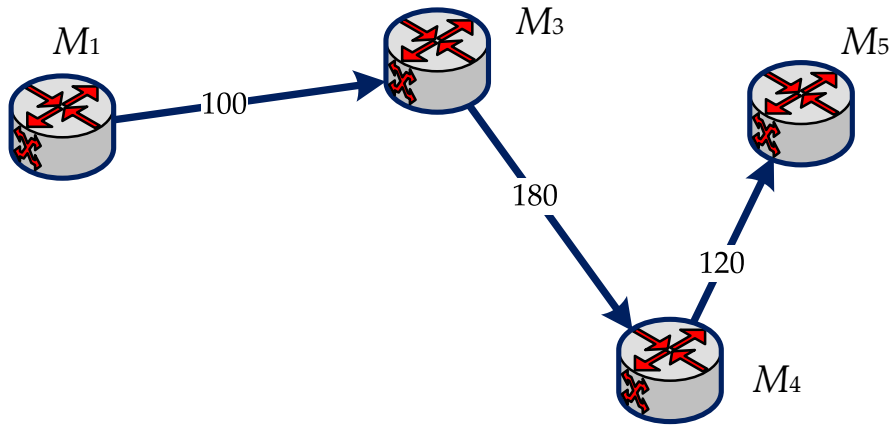


Рис. 3.6. Пример решения задачи отказоустойчивой многоадресной маршрутизации в сети с защитой канала связи (1, 3) при минимизации числа переприемов пакетов

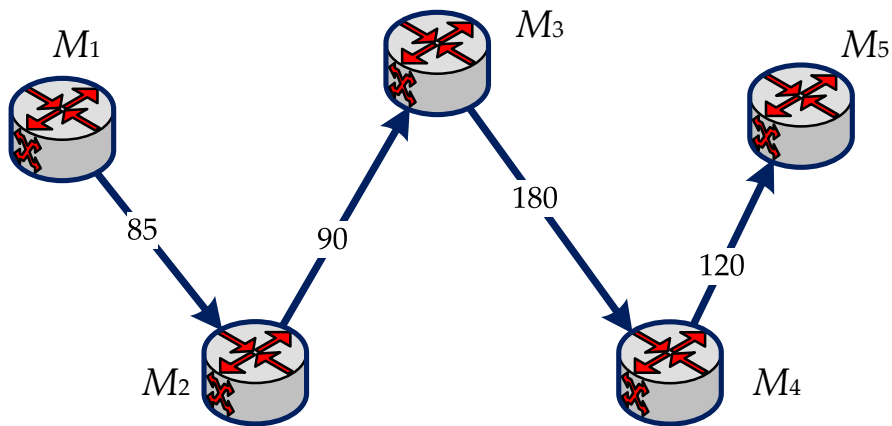
Порядок отказоустойчивой маршрутизации многоадресного потока также сильно зависит от типа используемой маршрутной метрики. Если выбрать метрику, ориентированную на учет пропускной способности КС,

т.е. $c_{(i,j)}^k = \bar{c}_{(i,j)}^k = \frac{10^7}{\varphi_{(i,j)}}$, то и основное дерево маршрутов, и резервное

несколько изменится (рис. 3.7). Использование этой метрики позволяет улучшить производительность ТКС при использовании основного маршрута (до 120 1/с). А для резервного маршрута улучшить среднюю задержку и вероятность потерь пакетов, т.к. будут использоваться более производительные каналы в рассчитываемом маршруте.



а) основное дерево маршрутов для многоадресного потока



б) резервное дерево маршрутов для многоадресного потока

Рис. 3.7. Пример решения задачи отказоустойчивой многоадресной маршрутизации в сети с защитой канала связи (1, 3) при использовании

$$\text{метрики } c_{(i,j)}^k = \bar{c}_{(i,j)}^k = \frac{10^7}{\varphi_{(i,j)}}$$

3.6.2. Анализ процессов борьбы с перегрузкой сети при реализации отказоустойчивой маршрутизации в рамках предложенной модели

3.6.2.1. Исследование двухпоточкового случая при одноадресной отказоустойчивой маршрутизации

Пусть необходимо обеспечить отказоустойчивость решений задачи однопутевой одноадресной маршрутизации одновременно двух потоков для топологии сети, представленной на рис. 3.8. Топология ТКС включает в себя пять маршрутизаторов (узлов) и семь соединяющих их каналов связи, пропускные способности (1/с) которых указаны в разрывах этих КС (рис. 3.8). Характеристики первого потока: узел-отправитель – первый маршрутизатор; узел-получатель пакетов – пятый маршрутизатор; интенсивность первого потока – 80 1/с. Характеристики второго потока: узел-отправитель – второй маршрутизатор; узел-получатель пакетов – четвертый маршрутизатор; интенсивность второго потока – 60 1/с.

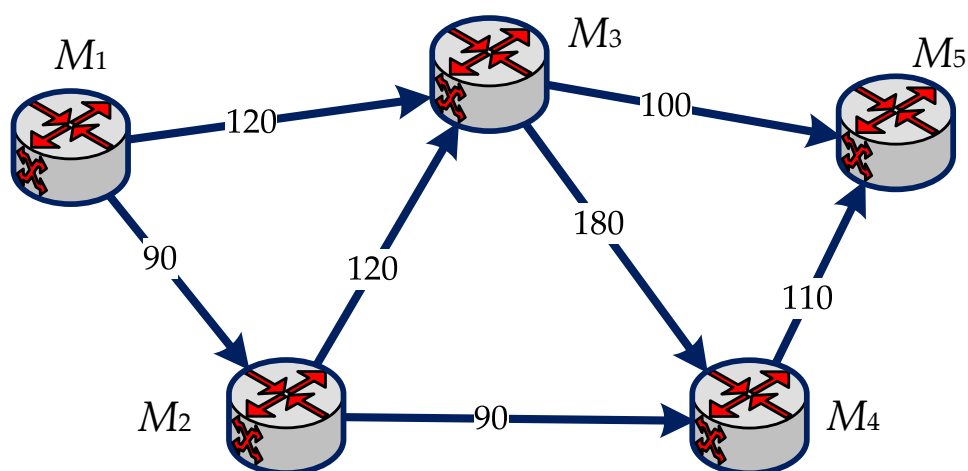
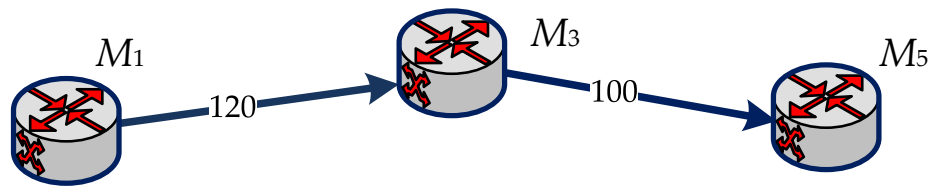


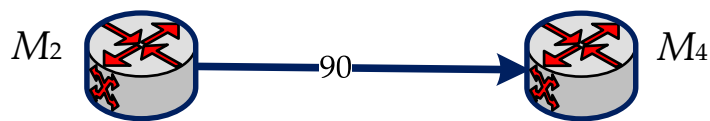
Рис. 3.8. Пример топологии исследуемой сети для одноадресной однопутевой маршрутизации двух потоков

Для наглядности получаемых решений пусть в ходе расчетов минимизируется число КС в оптимальном пути, т.е. $c_{(i,j)}^k = \bar{c}_{(i,j)}^k = 1$. Необходимо обеспечить защиту канала (1, 3).

Тогда для первого потока основной маршрут будет проходить через третий маршрутизатор (рис. 3.9 а), включая в сумме два канала, а основной маршрут для второго потока включает в себя лишь единственный прямой канал связи (2, 4) (рис. 3.9 б).



а) основной маршрут для первого одноадресного потока

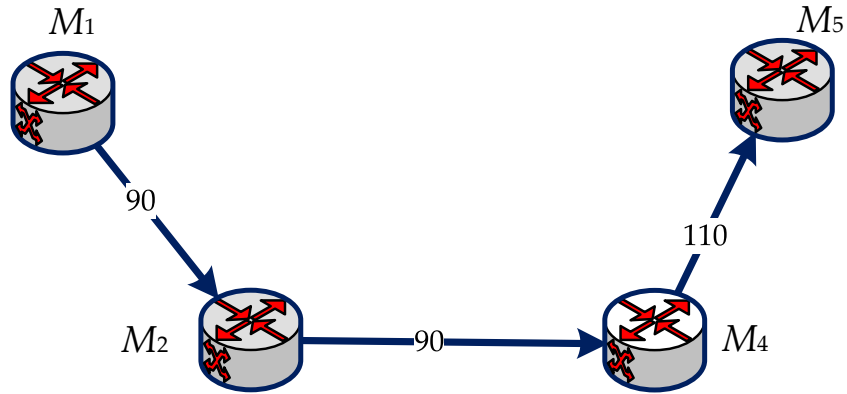


б) основной маршрут для второго одноадресного потока

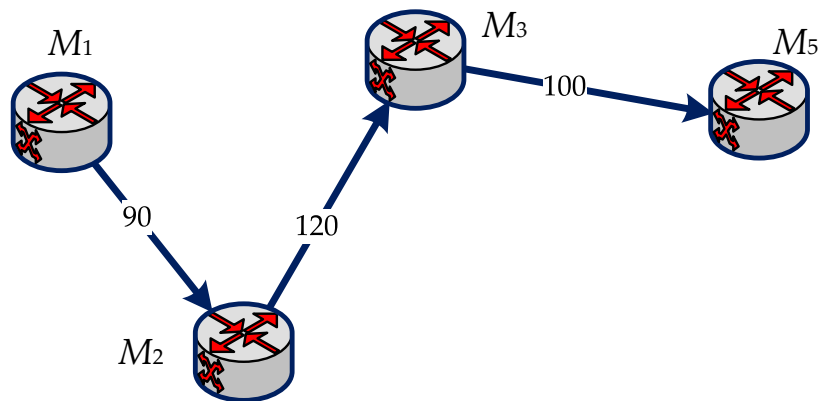
Рис. 3.9. Примеры основных маршрутов для первого и второго потоков при реализации одноадресной маршрутизации

При реализации схемы защиты канала (1, 3) без учета условий (3.10) вариант резервного пути $M_1 \rightarrow M_2 \rightarrow M_4 \rightarrow M_5$, оптимального с точки зрения числа хопов (переприемов), для первого потока показан на рис. 3.10а и включает в себя три КС. Однако в этом случае перегруженным окажется канал связи (2, 4), по которому в этом случае будут протекать сразу два рассматриваемых потока, т.к. его пропускная способность 90 1/с, а суммарная интенсивность потоков составит 140 1/с. Использование

рассчитанных маршрутов позволило бы передавать пакеты первого потока со скоростью не более чем в 30 1/с (при требуемой 80 1/с) без перегрузки канала (2, 4) и сети в целом.



а) вариант резервного пути для первого одноадресного потока, полученного без учета условий (3.10)



б) вариант резервного пути для первого одноадресного потока, полученного с учетом условий (3.10)

Рис. 3.10. Варианты рассчитанных резервных путей для первого одноадресного потока, полученные для различных случаев учета условий предотвращения перегрузки

Если же обеспечить учет условий (3.10), вновь вводимых в структуру предлагаемой модели отказоустойчивой маршрутизации, то для первого потока будет выбран в качестве оптимального резервный путь $M_1 \rightarrow M_2 \rightarrow M_3 \rightarrow M_5$ (рис. 3.10 б), использование которого уже не вызовет перегрузку ни одного из каналов связи сети. Таким образом, для рассматриваемого примера структуры ТКС (рис. 3.8) введение модифицированных условий предотвращения перегрузки (3.10) позволило избежать перегрузки сети, повысив ее производительность на 50 1/с (с 30 до 80 1/с), т.е. почти на треть (с учетом наличия двух потоков).

3.6.2.2. Исследование двухпоточкового случая при многоадресной отказоустойчивой маршрутизации

Пусть необходимо обеспечить отказоустойчивость решений задачи многоадресной маршрутизации двух потоков для структуры сети, представленной на рис. 3.11. Топология ТКС (рис. 3.11) включает в себя шесть маршрутизаторов (узлов) и девять каналов связи, пропускная способность (1/с) которых указана в их разрывах. Характеристики первого потока: узел-отправитель – первый маршрутизатор; узлы-получатели – третий, пятый и шестой маршрутизаторы; интенсивность первого многоадресного потока – 100 1/с. Характеристики второго многоадресного потока: узел-отправитель – второй маршрутизатор; узлы-получатели – четвертый и шестой маршрутизаторы; интенсивность второго потока – 200 1/с. Как и в предыдущем случае маршрутная метрика соответствует варианту $c_{(i,j)}^k = \bar{c}_{(i,j)}^k = 1$, т.е. минимизируется число переприемов в рассчитываемых путях передачи пакетов. Необходимо обеспечить защиту канала (2, 4).

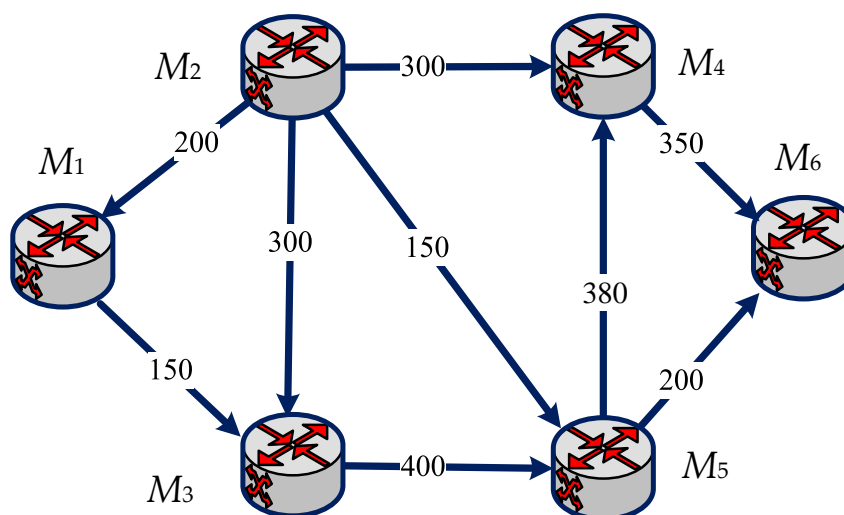
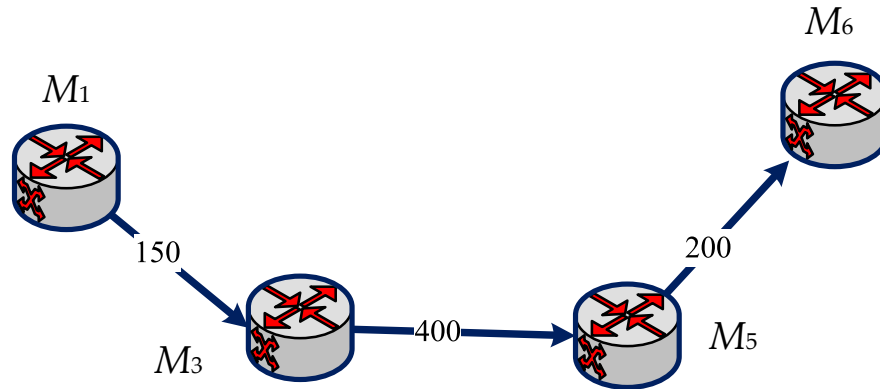


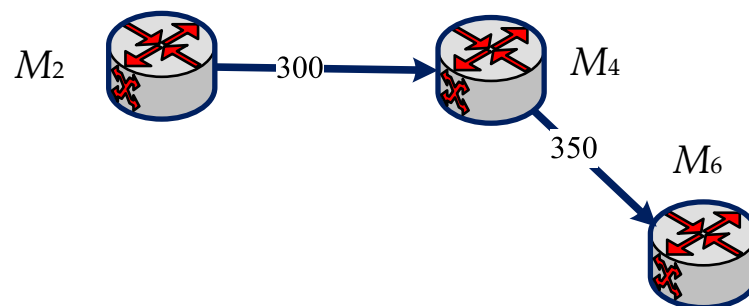
Рис. 3.11. Пример топологии исследуемой сети для многоадресной однопутевой маршрутизации двух потоков

Тогда на рис. 3.12 показаны основные пути (деревья) для первого и второго потоков. При этом основное дерево решений для первого потока (рис. 3.12 а) включает три канала связи, а для второго потока – два канала (рис. 3.12 б).

Если при расчете резервных деревьев не учитывать условие (3.10), то второй поток в случае отказа канала (2, 4) может переключиться на использование дерева, показанного на рис. 3.13а. Это может привести к перегрузке канала (5, 6), т.к. он имеет пропускную способность 200 1/с, а суммарная интенсивность двух потоков, протекающих в рассматриваемом случае по этому каналу связи, составит 300 1/с. Перегрузки можно было бы избежать, если интенсивность второго потока составляла не 200 1/с, а 100 1/с.

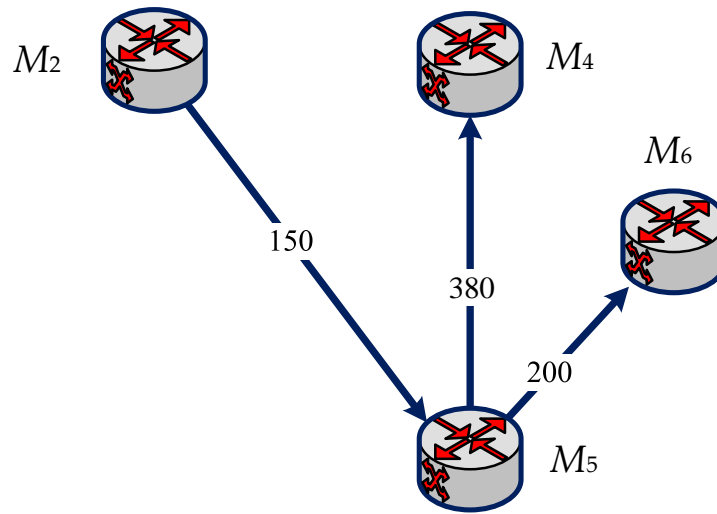


а) основной путь для первого многоадресного потока

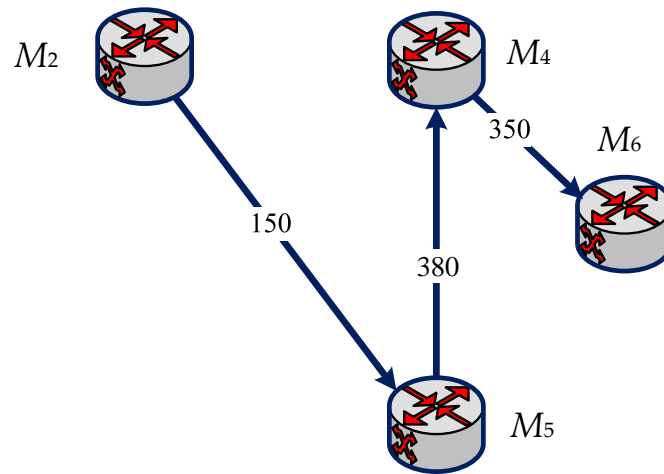


б) основной путь для второго многоадресного потока

Рис. 3.12. Примеры основных путей (деревьев) для первого и второго потоков при реализации многоадресной маршрутизации



а) вариант резервного пути для второго многоадресного потока,
полученного без учета условий (3.10)



б) вариант резервного пути для второго многоадресного потока,
полученного с учетом условий (3.10)

Рис. 3.13. Варианты рассчитанных резервных путей (деревьев) для второго многоадресного потока, полученные для различных случаев учета условий предотвращения перегрузки

При учете условия (3.10) резервный путь (дерево) для второго многоадресного потока пройдет по каналам связи сети, как это показано на рис. 3.13 б, но уже не вызвав ни перегрузку канала (5, 6), ни сети в целом. Таким образом, для рассматриваемого примера структуры ТКС (рис. 3.11) введение и учет модифицированного условия предотвращения перегрузки (3.10) позволило избежать перегрузки сети, повысив ее производительность на 100 1/с (со 100 до 200 1/с), т.е. также на треть (с учетом наличия двух потоков) при сравнении с вариантом решения, который был получен без учета условия (3.10).

3.6.3. Анализ возможностей по повышению масштабируемости и производительности решений по отказоустойчивой маршрутизации

В этом пункте проведем анализ влияния усовершенствования предложенной в данном разделе потоковой модели, заключающегося в замене целевой функции (3.12) на обновленный вариант (3.14), на масштабируемость и производительность решений по отказоустойчивой маршрутизации. Основываясь на выражениях (3.10) и (3.11), можно оценить, на сколько в ходе реализации отказоустойчивой маршрутизации был использован каналный ресурс ТКС, т.е. пропускная способность каналов связи. Для этого можно использовать выражение

$$R_{опм} = \sum_{(i,j) \in E} \sum_{k \in K} r_k \left(\frac{x_{(i,j)}^k + \bar{x}_{(i,j)}^k}{x_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k + 1} \right) \quad (3.15)$$

при реализации однопутевой отказоустойчивой маршрутизации, а при многопутевой маршрутизации целесообразно использовать формулу:

$$R_{мпм} = \frac{1}{2} \sum_{(i,j) \in E} \sum_{k \in K} r_k \left((x_{(i,j)}^k + \bar{x}_{(i,j)}^k) + \sqrt{(x_{(i,j)}^k - \bar{x}_{(i,j)}^k)^2} \right). \quad (3.16)$$

Выражения (3.15) и (3.16) численно оценивают суммарную величину задействованной в ходе отказоустойчивой маршрутизации пропускной способности всех каналов связи ТКС. Рассчитывая показатели (3.15) и (3.16) для различных вариантов решения задачи отказоустойчивой маршрутизации, можно сравнить, на сколько была улучшена (ухудшена) производительность ТКС, которая во многом зависит от объема доступного канального ресурса.

Масштабируемость конечных решений оценивалась числом используемых в ходе отказоустойчивой маршрутизации каналов связи, что напрямую определяло размеры маршрутных таблиц, объемы рассылаемой служебной информации о рассчитанных маршрутах и т.д. В ходе анализа производительности и масштабируемости конечных решений по отказоустойчивой маршрутизации был рассмотрен ряд сетевых структур, отличающихся размерами, числом обслуживаемых потоков и вариантами резервирования ресурсов сети. В первом случае рассматривался вариант организации отказоустойчивой маршрутизации двух одноадресных потоков в ТКС, структура которой представлена на рис. 3.14.

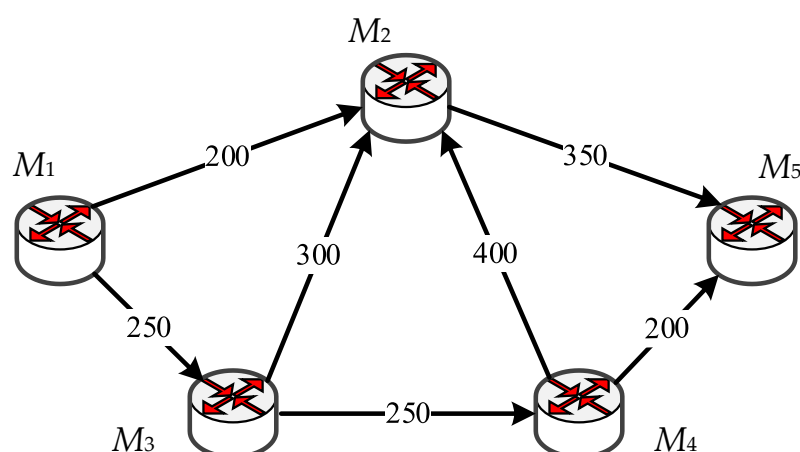


Рис. 3.14. Пример сетевой структуры для анализа масштабируемости и производительности решений по отказоустойчивой маршрутизации

Первый поток имел интенсивность 200 1/с и маршрутизировался от первого узла к пятому; второй поток направлялся от третьего маршрутизатора к четвертому. Пусть необходимо было реализовать схему защиты канала (1, 2). Пропускные способности КС указаны в их разрывах на рис. 3.14.

При использовании целевой функции (3.12) и метрики, связанной с минимизацией числа переключений при передаче пакетов, основным путем для первого потока будет проходить через маршрутизаторы $M_1 \rightarrow M_2 \rightarrow M_5$, а резервный, например, через $M_1 \rightarrow M_3 \rightarrow M_4 \rightarrow M_5$ с выполнением условия (3.13), т.к. метрика основного пути равна двум, а резервного – трем. Резервный путь для наглядности на рис. 3.15 обозначен пунктиром.

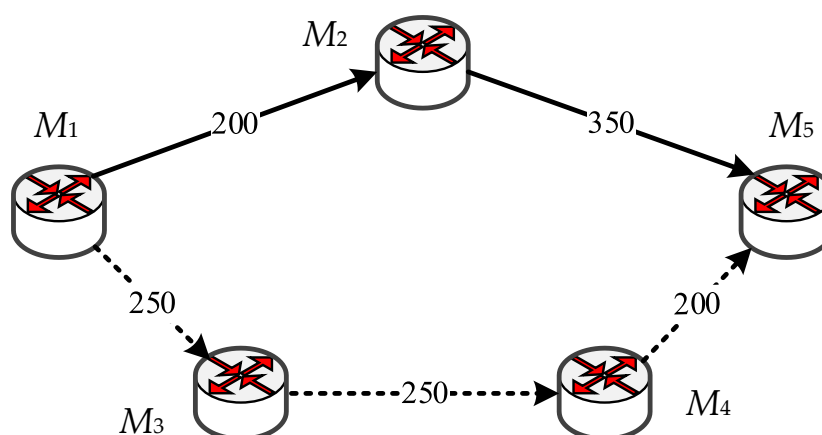


Рис. 3.15. Пример решения задачи отказоустойчивой маршрутизации при использовании целевой функции (3.12)

Подобный порядок отказоустойчивой маршрутизации первого потока приведет к тому, что, во-первых, на пяти каналах связи необходимо постоянно выделять под основной или резервный путь 200 1/с; во-вторых, пакеты второго потока смогут передаваться между вторым и четвертым узлами с интенсивностью не более чем 50 1/с. Это определяется тем, что

пропускная способность канала (2, 4), составляющая 250 1/с, будет зарезервирована для первого потока на величину 200 1/с.

В ходе оптимизации процесса отказоустойчивой маршрутизации с использованием модифицированной целевой функции (3.14) результат решения поставленной задачи несколько изменится: резервный маршрут для первого потока в обязательном порядке будет проходить через узлы $M_1 \rightarrow M_3 \rightarrow M_2 \rightarrow M_5$. Это связано с тем, что в соответствии с физическим смыслом целевой функции (3.14) резервный путь стремится минимально отличаться от основного по составу используемых КС и их загрузки.

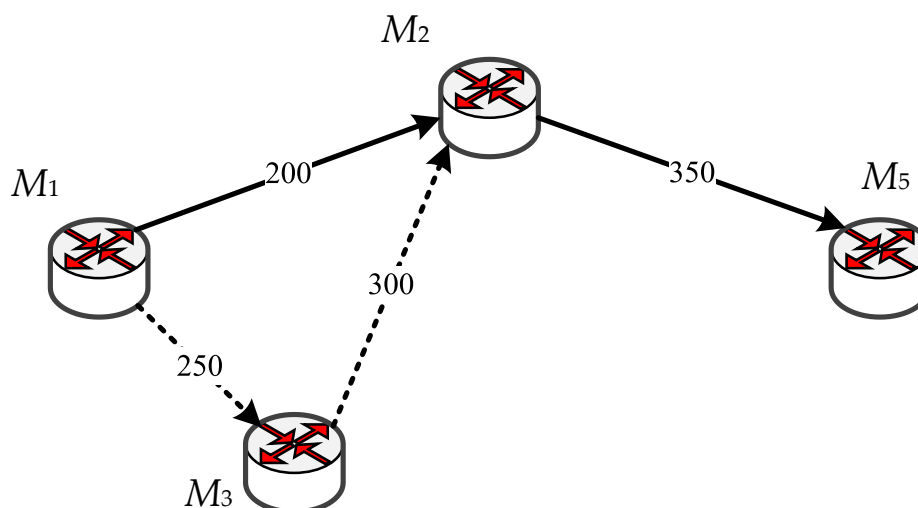


Рис. 3.16. Пример решения задачи отказоустойчивой маршрутизации при использовании целевой функции (3.14)

Таким образом, использование целевой функции (3.14) привело, с одной стороны, к тому, что необходимую пропускную способность (200 1/с) надо выделять на четырех, а не на пяти КС, это, в свою очередь, основываясь на выражении (3.15), привело к уменьшению используемой пропускной способности КС, в среднем на 25%. С другой стороны, изменение порядка отказоустойчивой маршрутизации позволило увеличить верхний порог для интенсивности (скорости) второго потока с 50 до 250 1/с.

При этом в случае использования целевой функции (3.14) вариант решения задачи отказоустойчивой маршрутизации первого потока, представленный на рис. 3.17, заведомо исключен. Это объясняется тем, что несмотря на тот же уровень совпадения основного и резервного маршрутов, определяемого третьим слагаемым в выражении (3.14), получаемый резервный путь (рис. 3.17) «длиннее» в рамках выбранной метрики переключений, чем подобный путь для случая, показанного на рис. 3.16, что отражается на росте второго слагаемого в целевой функции (3.14).

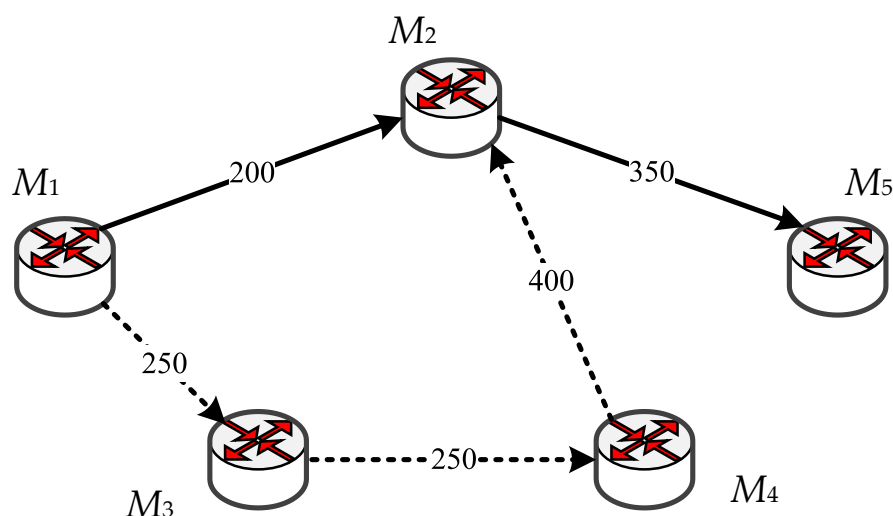


Рис. 3.17. Пример недопустимого решения задачи отказоустойчивой маршрутизации при использовании целевой функции (3.14)

В случае анализа более размерной топологии (рис. 3.18) преимущества использования целевой функции (3.14) только усиливаются. Так для одноадресного потока пакетов, передаваемых с интенсивностью 150 1/с от первого маршрутизатора к девятому, оптимальным основным маршрутом в метрике числа переключений будет, например, путь $M_1 \rightarrow M_2 \rightarrow M_5 \rightarrow M_8 \rightarrow M_9$.

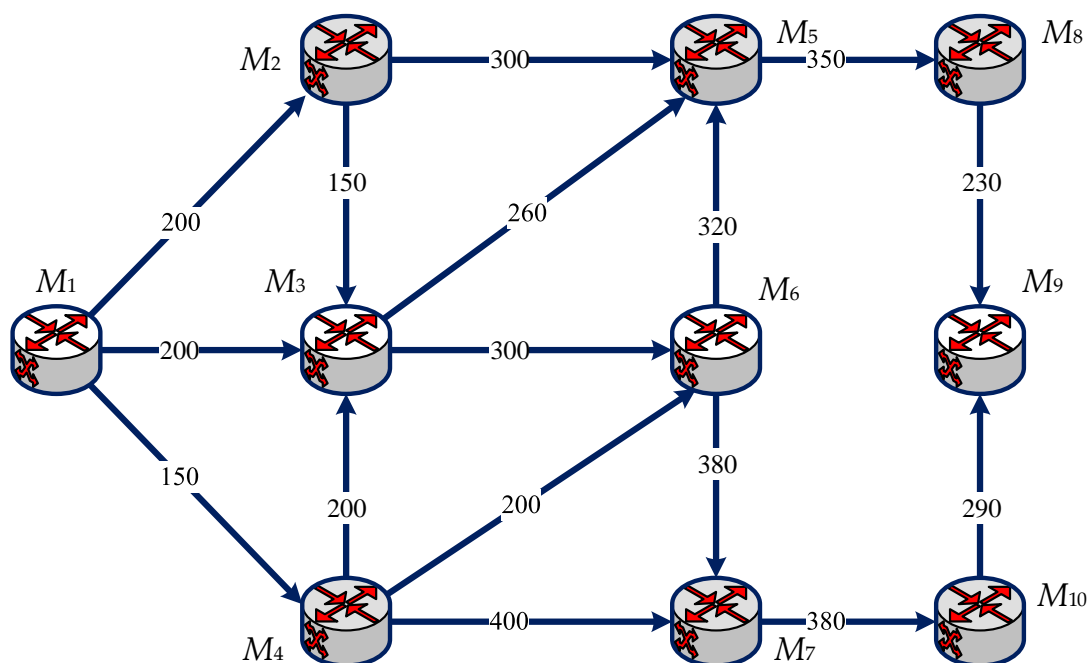


Рис. 3.18. Пример структуры ТКС с десятью узлами и шестнадцатью каналами связи

Тогда резервным при обеспечении защиты канала (2, 5) и использовании целевой функции (3.12) будет путь $M_1 \rightarrow M_4 \rightarrow M_7 \rightarrow M_{10} \rightarrow M_9$, что повлечет необходимость выделения пропускной способности 150 1/с для рассматриваемого потока в каждом из восьми каналов связи основного и резервного путей. Переход к использованию целевой функции (3.14) в данном случае позволит повысить масштабируемость искомых решений и производительность ТКС в целом, т.к. число задействованных в ходе отказоустойчивой маршрутизации каналов связи при использовании резервного пути $M_1 \rightarrow M_2 \rightarrow M_3 \rightarrow M_5 \rightarrow M_8 \rightarrow M_9$ сократится до шести. Таким образом, основываясь на выражении (3.15) удалось снизить объем используемых канальных ресурсов, т.е. задействованную пропускную способность КС, в среднем на 33%.

В соответствии с методикой анализа, продемонстрированной на вышеприведенных примерах, в работе произведен расчет выигрыша по числу используемых каналов связи в ходе реализации отказоустойчивой

маршрутизации, обусловленного применением обновленного критерия оптимальности (3.14), для множества сетевых структур, отличающихся своим размером (числом маршрутизаторов и каналов связи). Численно выигрыш оценивался как отношение числа КС, задействованных при использовании критерия (3.12), к числу каналов, которые использовались в ходе применения критерия оптимальности (3.14). Таким образом, в ходе рассмотренных примеров удалось сократить число задействованных каналов в ходе реализации отказоустойчивой маршрутизации в 1,25 раз, например для структуры сети, представленной на рис. 3.14, и в 1,33 раза – для более размерной сети (рис. 3.18). Следовательно, искомый выигрыш напрямую зависел от длины кратчайшего пути, который оценивался числом образующих его каналов связи. В первом случае кратчайший путь состоял из 2 каналов, а во втором – из четырех КС.

На рис. 3.19 показан выигрыш по числу используемых каналов, достигаемый при реализации отказоустойчивой маршрутизации на основе критерия (3.14), в зависимости от размера структуры сети, представленной длиной «кратчайшего» пути в ней. Таким образом, использование критерия оптимальности (3.14) позволило повысить масштабируемость решений по отказоустойчивой маршрутизации путем сокращения числа задействованных каналов связи в среднем от 1,2 до 1,7 раз при реализации схемы защиты узла и от 1,4 до 1,8 раз при реализации схемы защиты канала в зависимости от длины «кратчайшего» пути, измеряемого числом образующих его КС.

Выигрыш по числу задействованных КС при реализации схемы защиты узла был несколько меньше, чем при реализации схемы защиты канала, т.к. при обеспечении защиты узла, в общем, необходимо использовать в резервном пути большее число КС, не входящих в основной путь.

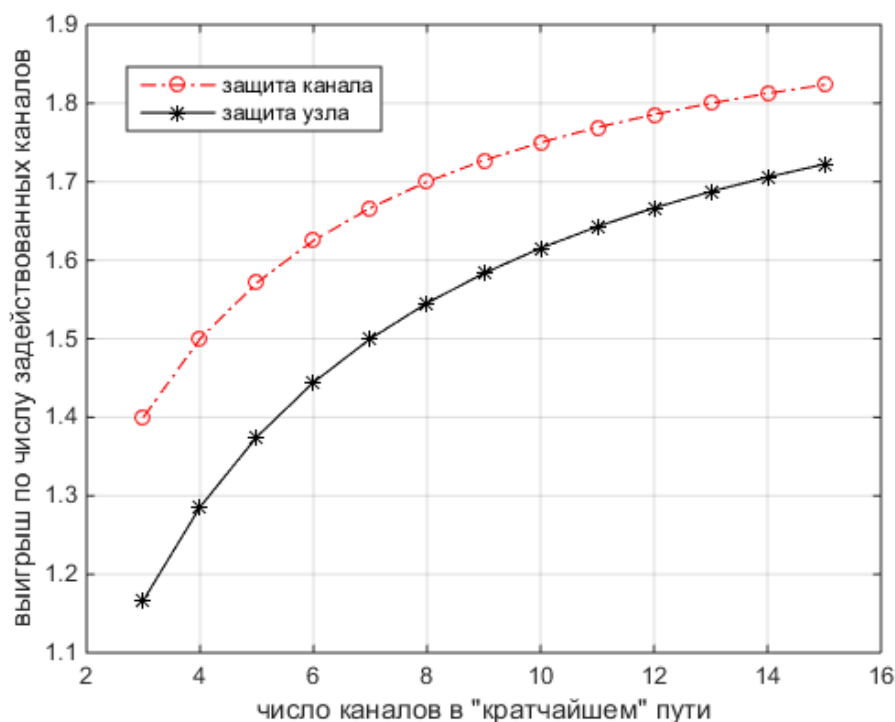


Рис. 3.19. Выигрыш по числу задействованных каналов, достигаемый при реализации отказоустойчивой маршрутизации на основе критерия (3.14), в зависимости от числа каналов в «кратчайшем» пути

Выигрыш по используемой пропускной способности, оценивался с помощью выражений (3.15) и (3.16). При этом в ходе реализации однопутевой маршрутизации экономия в используемой ПС была соизмеримой выигрышу по числу задействованных каналов связи, т.к. балансировка трафика по КС не поддерживалась. При реализации многопутевой маршрутизации выигрыш по используемой пропускной способности КС сети зависел также как от длины кратчайшего пути, так и от структуры (связности) сети (рис.3.20). Поэтому при использовании модифицированной целевой функции (3.14) в ходе резервирования ПС задействовались минимальные объемы пропускной способности каналов связи сети, что положительно сказалось на ее производительности (рост от 15-20% до 75-125%).

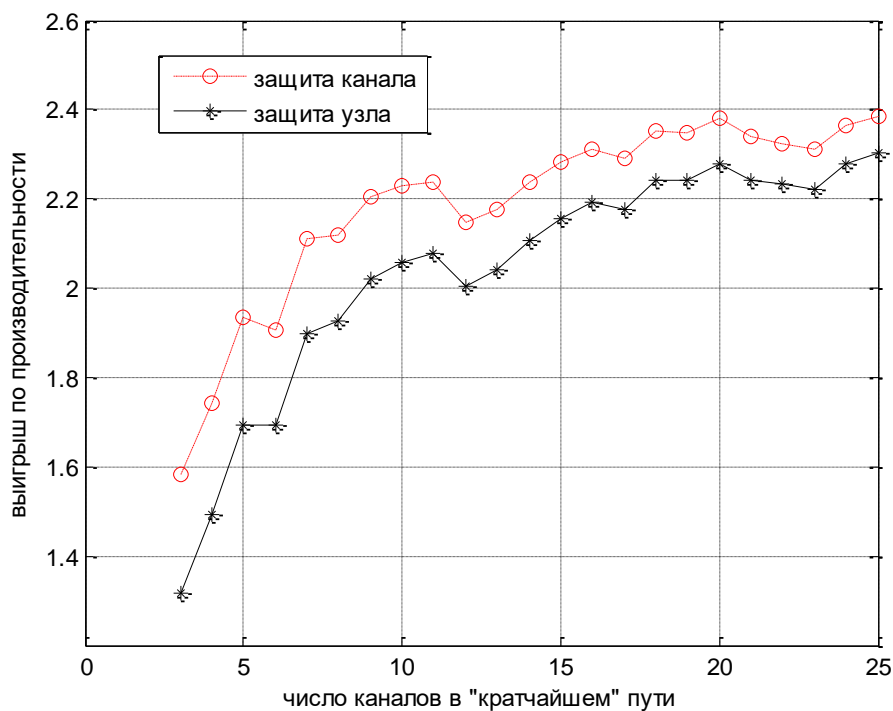


Рис. 3.20. Выигрыш по производительности, достигаемый при реализации отказоустойчивой маршрутизации на основе критерия (3.14), в зависимости от числа каналов в «кратчайшем» пути

Стоит отдельно отметить, что в случае реализации схемы защиты маршрута при отказоустойчивой маршрутизации использование целевой функции (3.14) вместо (3.12) не приводило к повышению производительности и масштабируемости решений, т.к. резервный маршрут по определению не должен содержать общих сетевых элементов с основным.

3.7. Выводы по третьему разделу

1. В соответствии с необходимостью реализации требований, выдвигаемых к перспективным протоколам по повышению отказоустойчивости сетевых решений, в данном разделе получила дальнейшее развитие потоковая модель отказоустойчивой маршрутизации в ТКС, направленная на реализацию основных схем резервирования элементов сети: схемы защиты узла, канала, маршрута и их пропускных способностей.

2. В рамках предложенной модели обеспечивается решение задачи отказоустойчивой маршрутизации путем минимизации аддитивной метрики основного и резервного маршрутов. При этом в качестве метрики могут выступать функции от ключевых функциональных характеристик каналов связи: пропускной способности, задержки, уровня потерь пакетов и др. Использование предложенной модели (3.1)-(3.14) позволяет расширить область применения ранее известных потоковых моделей отказоустойчивой маршрутизации с одноадресных потоков на многоадресные и (или) широковещательные потоки пакетов. Кроме того, новизна модели определяется следующими двумя факторами.

3. В усовершенствованной модели отказоустойчивой маршрутизации предложены условия предотвращения перегрузки каналов связи, по которым, в общем случае, одновременно могут протекать потоки как основных, так и резервных маршрутов, что позволило в ходе реализации как однопутевой, так и многопутевой маршрутизации предотвратить перегрузку каналов связи даже в случае, если только некоторые потоки будут переключаться из основных путей на резервные. Фактически выражения (3.10) и (3.11) являются условиями защиты (резервирования) пропускной способности элементов сети, которые органично дополняют условия защиты канала (3.6), узла (3.7) и маршрута (3.8).

4. Новизной предложенной модели также является модификация подлежащей минимизации целевой функции путем введения квадратичного члена, отвечающего за то, чтобы резервный путь как можно меньше отличался по составу каналов и узлов от основного – в идеале лишь на проблемный элемент сети, подлежащий последующей защите. Это способствовало тому, что резервированию будут подлежать минимальные объёмы пропускной способности каналов сети, что положительно скажется на ее производительности и показателях качества обслуживания в целом.

5. Использование критерия оптимальности (3.14) позволило повысить масштабируемость решений по отказоустойчивой маршрутизации путем сокращения числа задействованных каналов связи в среднем от 1,2 до 1,7 раз при реализации схемы защиты узла и от 1,4 до 1,8 раз при реализации схемы защиты канала в зависимости от длины «кратчайшего» пути, измеряемого числом образующих его КС.

6. Для решения сформулированных в разделе оптимизационных задач отказоустойчивой одно- и многоадресной маршрутизации также использовался инструментарий системы MatLab, представленный пакетом Optimization Toolbox. В ходе решения задач нелинейного программирования и смешанного целочисленного нелинейного программирования применялись соответственно программы «fmincon» и «fminconset».

7. В ходе исследования предложенной модели при реализации различных стратегий маршрутизации и схем защиты для различных сетевых структур и числа потоков, во-первых, подтверждена ее работоспособность с точки зрения получения искомых решений в реальном времени, во-вторых, на ряде численных примеров продемонстрированы преимущества предложенных усовершенствований, касающихся предотвращения возможной перегрузки каналов связи, повышения масштабируемости и производительности получаемых решений в целом.

8. Предложенная модель может быть использована в качестве основы математического и алгоритмического-программного обеспечения при разработке новых протоколов отказоустойчивой маршрутизации. Это касается как реализации требований концепции Fast Reroute в MPLS-сетях, так и модернизации протоколов IP-маршрутизации с точки зрения придания им дополнительных функций по повышению отказоустойчивости конечных решений.

9. Основные результаты, полученные в данном разделе, опубликованы в работах [11, 13, 15, 17-31].

РАЗДЕЛ 4

РАЗРАБОТКА ДЕКОМПОЗИЦИОННОЙ МОДЕЛИ И ИЕРАРХИЧЕСКО-КООРДИНАЦИОННОГО МЕТОДА МНОГОАДРЕСНОЙ И ОТКАЗОУСТОЙЧИВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

В разделе предложен иерархическо-координационный метод многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети, который базируется на декомпозиционном представлении ранее описанных во втором и третьем разделах потоковых моделях. Реализация иерархических (многоуровневых) стратегий маршрутизации вызвана необходимостью повышения масштабируемости маршрутных решений, что особенно актуально для телекоммуникационных сетей высокой размерности, функционирующих в условиях большого числа передающихся потоков пользователей.

Использование многоуровневой маршрутизации основано на введении структурной и функциональной иерархии принятия маршрутных решений. Это предполагает необходимость строгого теоретического обоснования содержания задач различных иерархических уровней с уточнением процедур их согласованного (координируемого) решения с целью обеспечения качества решений, близких к централизованной маршрутизации. В этой связи целесообразным является подход, предполагающий использование основных положений, постулатов и принципов теории иерархических многоуровневых систем, основы которой разработали Месарович М., Мако Д., Такахара И. [100] и развили Сингх М., Титли А. [101].

Основные результаты, полученные в четвертом разделе, опубликованы в работах [1, 14, 19, 27, 30].

4.1. Декомпозиционное представление потоковой модели многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети

Для разработки иерархическо-координационного метода потоковые модели многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации, описанные соответственно во втором и третьем разделах, необходимо представить в декомпозиционном виде по аналогии с подобной моделью одноадресной маршрутизации [14]. Тогда при реализации многоадресной маршрутизации «от источника» (on source) для каждого r -го узла-отправителя пакетов в ТКС необходимо рассчитать множество булевых переменных

$$x_{(i,j)}^{k_r} \in \{0;1\}, \quad (4.1)$$

которые характеризуют долю интенсивности k_r -го потока пакетов, передаваемого по каналу $(i, j) \in E$, где

k_r – это k -й многоадресный поток пакетов, поступающий в сеть через r -й приграничный маршрутизатор, $k_r \in K$;

K – множество потоков пакетов в сети.

С каждым k_r -м потоком связано ряд функциональных параметров:

λ^{k_r} – интенсивность k_r -го потока (1/с);

s_{k_r} – узел-отправитель;

$$d_{k_r}^* = \left\{ d_{k_r}^1, d_{k_r}^2, \dots, d_{k_r}^{m_{k_r}} \right\} \quad (4.2)$$

– множество узлов-получателей;

m_{k_r} – число получателей k_r -го потока пакетов.

На маршрутные переменные (4.1) по аналогии с выражением (2.4) накладывается ряд ограничений:

$$\sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{k_r} \geq 1 \quad \text{при } k_r \in K, M_i = s_{k_r}, \quad (4.3)$$

если i -й маршрутизатор является узлом-отправителем;

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{k_r} = 1 \quad \text{при } k_r \in K, M_j \in d_{k_r}^*, \quad (4.4)$$

которые вводятся для всех узлов-получателей.

Для каждого j -го транзитного узла, в качестве которого может выступать любой узел сети, кроме отправителя, дополнительно вводятся следующие условия:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{k_r} \geq x_{(j,p)}^{k_r} \quad \text{при } k_r \in K, M_j \neq s_{k_r} \text{ и } M_j \notin d_{k_r}^* \quad (4.5)$$

выполнение которых как и в случае условий (2.5) обеспечивает связность многоадресных путей.

Для предотвращения образования контуров в предлагаемую модель вводятся условия (по числу контуров в сети) вида

$$\sum_{(i,j) \in E_\pi^i} x_{(i,j)}^{k_r} < |E_\pi^i|, \quad (4.6)$$

где E_π^i – множество дуг графа, образующих в соответствии со своей ориентацией i -й контур (π);

$|E_\pi^i|$ – мощность множества E_π^i .

Условия (4.1)-(4.6) накладываются и на маршрутные переменные $\bar{x}_{(i,j)}^{k_r}$, отвечающие за расчет резервных путей.

По аналогии с выражениями (3.6)-(3.8) на маршрутные переменные, отвечающие за расчет основного и резервного многоадресного потоков, с целью реализации той или иной схемы защиты элемента сети накладываются ограничения вида:

при реализации схемы защиты канала (i, j) :

$$x_{(i,j)}^{k_r} \bar{x}_{(i,j)}^{k_r} = 0; \quad (4.7)$$

при использовании схемы защиты i -го узла:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{k_r} \bar{x}_{(i,j)}^{k_r} = 0; \quad (4.8)$$

для обеспечения защиты многоадресного пути

$$\sum_{(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k \bar{x}_{(i,j)}^k = 0. \quad (4.9)$$

С целью недопущения перегрузки каналов связи потоками, протекающими по основным маршрутам, необходимо выполнить следующие условия:

$$\sum_{M_r \in M} \sum_{k_r \in K} \lambda^{k_r} x_{(i,j)}^{k_r} \leq \varphi_{(i,j)}, \quad (i, j) \in E. \quad (4.10)$$

Однако использование выражения (4.7) ориентировано на организацию централизованной маршрутизации, когда все переменные $x_{(i,j)}^{k_r}$ ($M_r \in M$, $(i, j) \in E$, $k_r \in K$), отвечающие за расчет основных путей,

определяются на едином сервере маршрутов. При реализации маршрутизации «от источника» подобных серверов несколько, в их роли могут выступать приграничные маршрутизаторы из множества M . В этом случае условия (4.10) примут следующий вид:

$$\sum_{k_r \in K} \lambda^{k_r} x_{(i,j)}^{k_r} \leq \Phi_{(i,j)} - \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K} \lambda^{k_s} x_{(i,j)}^{k_s}. \quad (4.11)$$

Смысл выражения (4.11) состоит в том, что поток пакетов, маршрутизируемый r -м приграничным узлом, не должен по своей интенсивности превышать доступной пропускной способности канала связи, оставшейся после обслуживания потоков, поступающих через другие приграничные маршрутизаторы.

В векторно-матричной форме условие (4.11) можно представить в виде:

$$B_r \vec{x}_r \leq D_r \vec{\Phi} - \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \vec{x}_s, \quad (4.12)$$

где

$$\vec{x}_r = \begin{bmatrix} x_{(1,2)}^{1_r} \\ x_{(1,2)}^{2_r} \\ \vdots \\ x_{(i,j)}^{k_r} \\ \vdots \\ x_{(m,m-1)}^{K_r} \end{bmatrix}$$

– вектор, координатами которого являются маршрутные переменные, отнесенные к r -му приграничному маршрутизатору;

$$\vec{\varphi} = \begin{bmatrix} \varphi(1,2) \\ \varphi(1,3) \\ \vdots \\ \varphi(i,j) \\ \vdots \\ \varphi(m,m-1) \end{bmatrix}$$

– вектор пропускных способностей каналов связи ТКС;

B_r, D_r, C_{rs} , – согласующие матрицы, т.к. размерности векторов \vec{x}_r, \vec{x}_s и $\vec{\varphi}$, а также нумерация их координат в общем случае могут не совпадать.

В ходе расчёта векторов искоемых переменных \vec{x}_r ($M_r \in M$) в качестве критерия оптимальности получаемых решений будет выбран минимум следующей целевой функции:

$$\min F,$$

$$F = \sum_{M_r \in M} \vec{x}_r^t H_r \vec{x}_r, \quad (4.13)$$

в которой H_r – диагональная матрица весовых коэффициентов, координатами которой, как правило, являются маршрутные метрики каналов связи ТКС,

$[\cdot]^t$ – функция транспонирования вектора (матрицы).

4.2. Иерархическо-координационный метод многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети

Для решения сформулированной оптимизационной задачи, связанной с минимизацией выражения (4.13) при наличии ограничений (4.1)-(4.12), используем принцип целевой координации [100-102]. Выбор данного принципа координации обусловлен его высокой наглядностью и практической реализуемостью получаемых решений нижнего уровня, а

также достаточным упрощением задач верхнего уровня иерархии [14, 103]. Поэтому для повышения масштабируемости решений задач многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации определим двухуровневую иерархию сетевых задач:

на нижнем иерархическом уровне, соответствующему приграничным маршрутизаторам ТКС, подлежат расчету многоадресные маршруты для каждого из поступающего на них потока пакетов;

на верхнем иерархическом уровне поступающие с нижнего уровня решения задач многоадресной маршрутизации подлежат координации с целью предотвращения возможной перегрузки каналов связи сети ввиду децентрализации (распределенности) принимаемых решений на каждом конкретном приграничном маршрутизаторе сети.

Тогда в рамках принципа целевой координации, переходя к задаче на безусловный экстремум

$$\min_x F = \max_{\mu} L,$$

необходимо максимизировать по $\vec{\mu}$ лагранжиан вида:

$$L = \sum_{M_r \in M} \vec{x}_r^t H_r \vec{x}_r + \sum_{M_r \in M} \vec{\mu}_r^t (B_r \vec{x}_r - D_r \vec{\phi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \vec{x}_s), \quad (4.14)$$

где $\vec{\mu}$ – вектор множителей Лагранжа,

$\vec{\mu}_r$ – подвекторы вектора $\vec{\mu}$, отнесенные к каждому из условий (4.12).

В рамках принципа целевой координации лагранжиан (4.14) представим в виде:

$$L = \sum_{M_r \in M} L_r, \quad (4.15)$$

где

$$L_r = \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \bar{\mu}_r^t (B_r \bar{x}_r - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} \bar{\mu}_s^t C_{sr} \bar{x}_r), \quad (4.16)$$

предположив, что при наличии ограничений (4.12) величины $\bar{\mu}_r$ и $\bar{\mu}_s$ являются фиксированными и формируются на верхнем уровне иерархии.

Таким образом, целевая функции (4.13) приобретает сепарабельную форму (4.15), а общая проблема иерархической маршрутизации оказалась декомпозированной на ряд маршрутных задач (4.16). На нижнем уровне происходит расчет маршрутов (4.1) для многоадресных потоков узлами-отправителями, а основной задачей верхнего уровня является координация решений, полученных на нижнем уровне, с целью недопущения перегрузки каналов связи (4.11) путём модификации векторов множителей Лагранжа в ходе выполнения градиентной итерационной процедуры:

$$\bar{\mu}_r(\alpha + 1) = \bar{\mu}_r(\alpha) + \nabla \bar{\mu}_r, \quad (4.17)$$

где α – номер координирующей итерации;

$\nabla \bar{\mu}_r$ – градиент функции (4.16), который рассчитывается исходя из получаемых на нижнем уровне результатов решения задач маршрутизации \bar{x}_r^* ($M_r \in M$) на каждом конкретном узле-отправителе:

$$\nabla \mu_r(x) \Big|_{x = x^*} = B_r \bar{x}_r^* - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s^*. \quad (4.18)$$

В соответствии с выражениями (4.14)-(4.18) на рис. 4.1 показана общая схема иерархическо-координационного метода многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети.

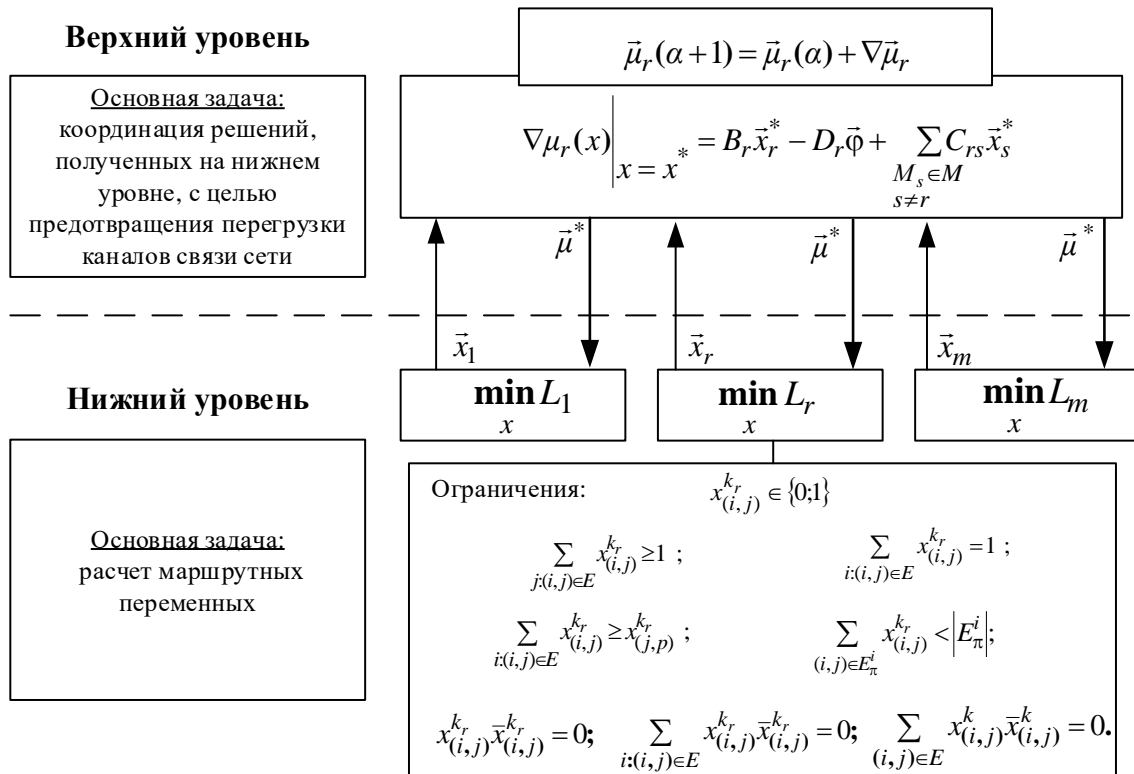


Рис. 4.1. Общая схема иерархическо-координационного метода
многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в
телекоммуникационной сети

4.3. Исследование предложенного иерархическо-координационного метода многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети

4.3.1. Анализ влияния размеров сети и ее загруженности на сходимость предложенного метода

Эффективность метода, представленного на рис. 4.1, во многом определяется скоростью сходимости координирующей процедуры (4.17), (4.18). Чем меньше итераций необходимо для получения искомого оптимального решения, тем ниже объем циркулирующего в сети служебного (координирующего) трафика и время решения задачи в целом. В этой связи проведен анализ процесса сходимости иерархическо-

координационного метода многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации, целями которого являлись:

во-первых, подтвердить (доказать) сходимость метода к оптимальному решению,

во-вторых, количественно оценить число итераций координационной процедуры (4.17), (4.18),

в-третьих, провести анализ влияния структурно-функциональных параметров сети и характеристик циркулирующих в ней потоков на сходимость данной процедуры.

Исследование иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации проводилось для различных сетевых структур с варьируемым числом узлов (маршрутизаторов) и каналов связи. Для примера рассмотрим первый вариант структуры телекоммуникационной сети, представленной на рис. 4.2.

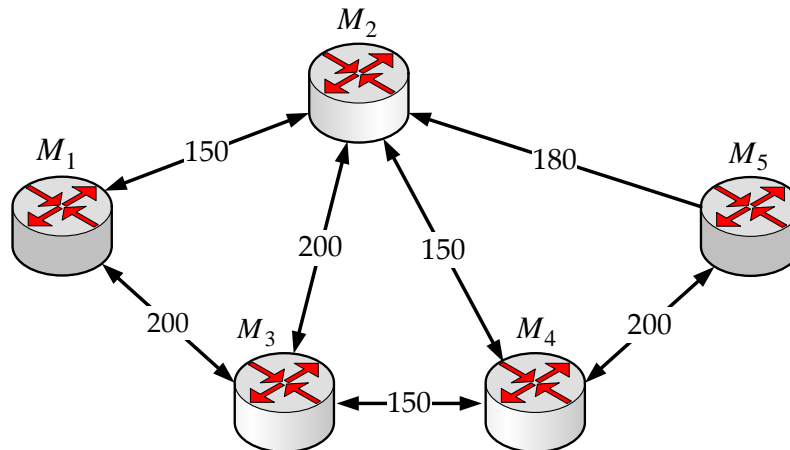


Рис. 4.2. Исходные данные для расчета многоадресных путей для первой структуры ТКС

Сеть состояла из пяти узлов ($M_1 \div M_5$) и семи каналов связи, в разрывах которых указана их пропускная способность, измеряемая в пакетах в секунду (1/с). Количество потоков для наглядности было

выбрано двум, а их характеристики, выступающие в качестве исходных данных для расчетов, представлены в табл. 4.1.

Таблица 4.1

Исходные данные для расчета многоадресных путей для первой структуры ТКС

№ потока	Интенсивность потока, 1/с	Узел-отправитель	Узлы-получатели
1	$\lambda^{1_1} = 100$	M_1	M_2, M_3, M_4
2	$\lambda^{1_5} = 100$	M_5	M_1, M_2, M_3

На нулевой итерации, т.е. до начала работы координирующей процедуры, дерево маршрутов для первого потока представлено на рис. 4.3. В этом случае в разрывах каналов связи показана дробь, где в числителе указана интенсивность первого многоадресного потока пакетов, а в знаменателе пропускная способность данного канала связи. На рис. 4.4 указаны те же данные расчетов, но для второго многоадресного потока пакетов. На рис. 4.5 представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков, соответствующее нулевой итерации, т.е. до начала работы координирующей процедуры (4.17), (4.18). При этом в разрывах каналов связи (сверху вниз) представлены следующие данные: суммарная интенсивность обоих потоков (1/с), пропускная способность данного канала связи. Как видно из рис. 4.5, ввиду несогласованности решений, получаемых на первом и пятом узлах-отправителях, происходит перегрузка канала, соединяющего маршрутизаторы M_2 и M_5 . Для предотвращения перегрузки данного канала связи и сети в целом в соответствии с методом (4.14)-(4.18) происходит координация маршрутных решений на верхнем уровне иерархии (рис. 4.1).

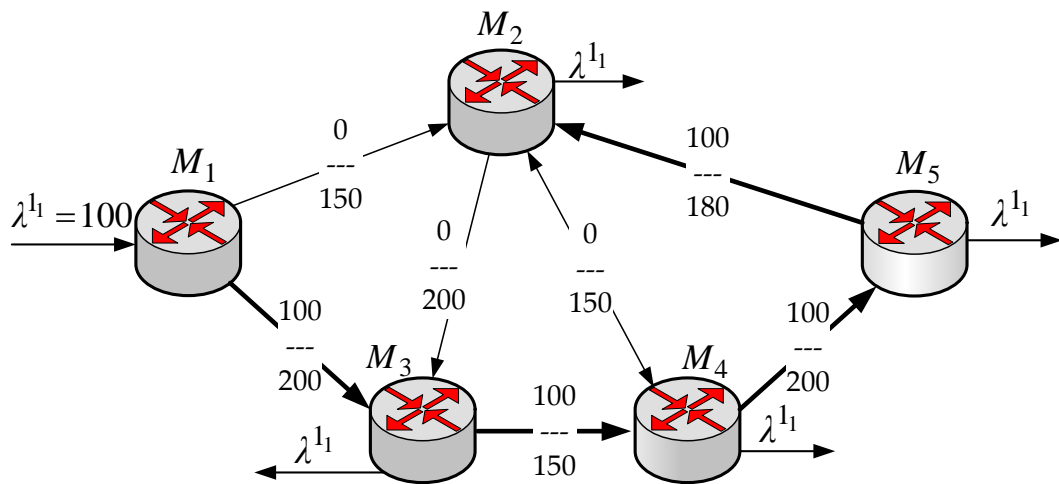


Рис. 4.3. Дерево маршрутов для первого потока на нулевой итерации

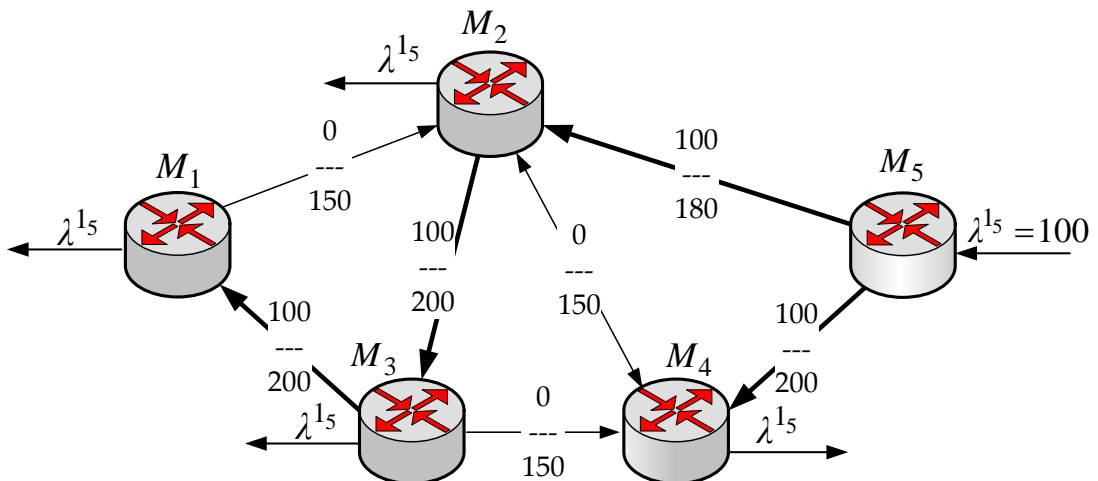


Рис. 4.4. Дерево маршрутов для второго потока на нулевой итерации

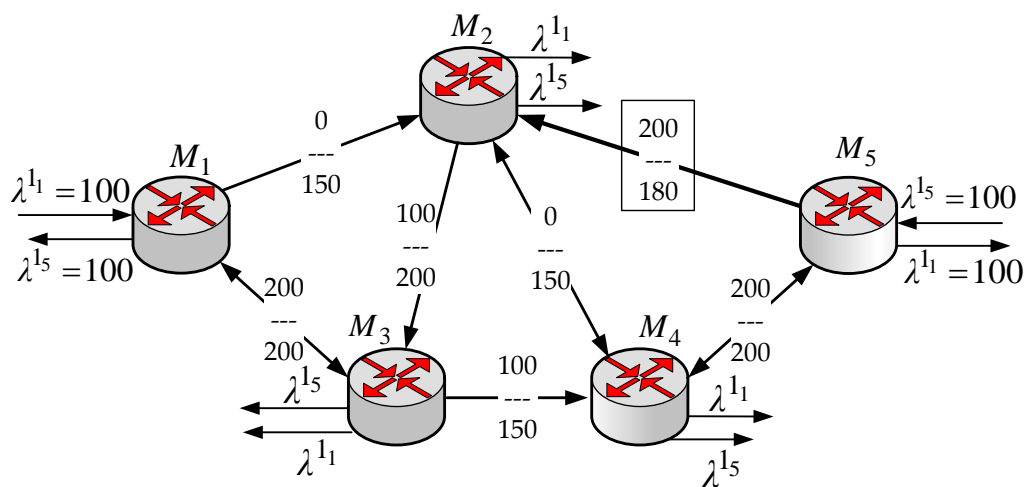


Рис. 4.5. Результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков, соответствующее нулевой итерации

Для данной структуры (рис. 4.2) уже после первой координирующей итерации (4.17), (4.18) в рамках метода многоадресной маршрутизации двух рассмотренных потоков перегрузку сети удалось предотвратить: на рис. 4.6 и рис. 4.7 показан порядок маршрутизации соответственно первого и второго многоадресных потоков (по аналогии с рис. 4.3 и 4.4), а на рис. 4.8 (по аналогии с рис. 4.5) представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков.

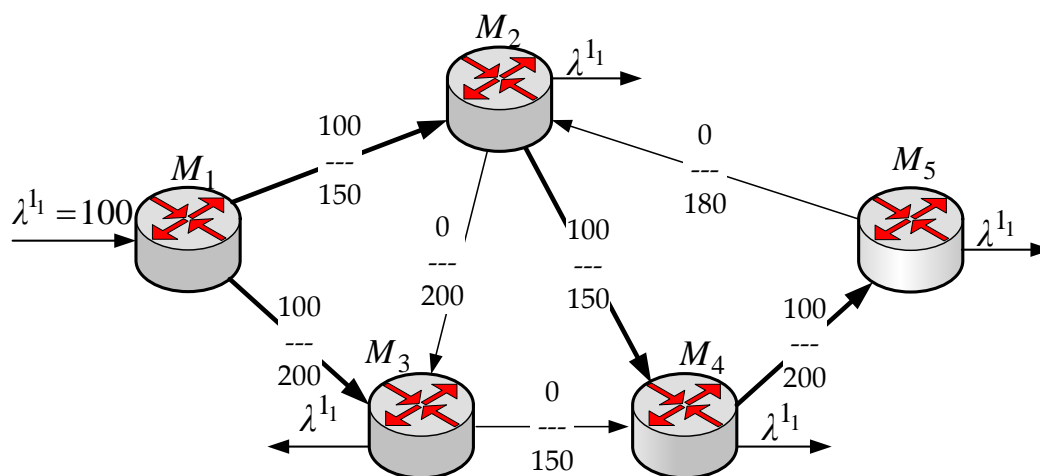


Рис. 4.6. Дерево маршрутов для первого потока после первой итерации

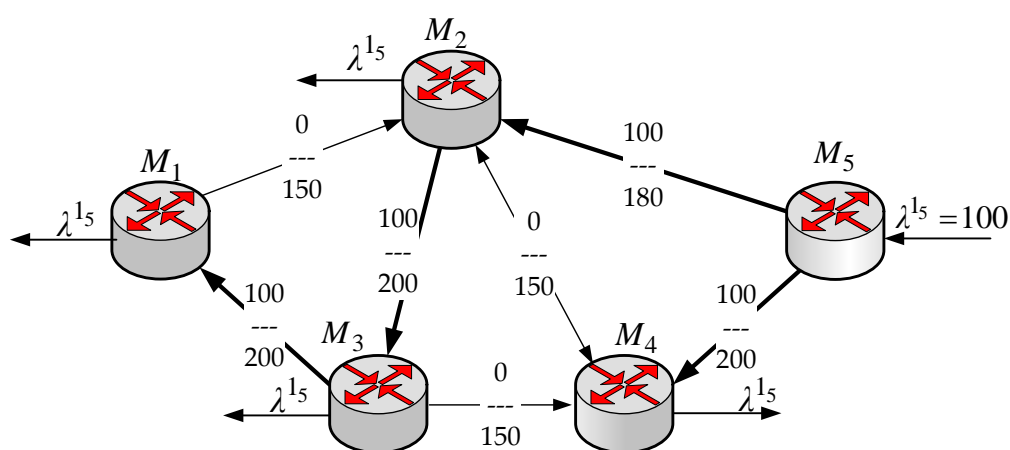


Рис. 4.7. Дерево маршрутов для второго потока после второй итерации

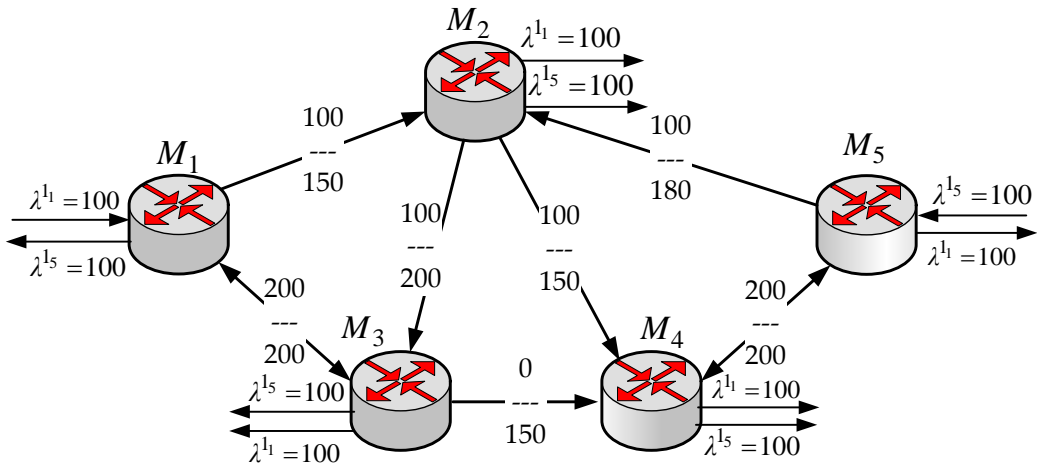


Рис. 4.8. Результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков, соответствующее первой итерации

Однако, как показывают исследования [14, 103], сходимость метода к решению за одну координирующую итерацию это скорее исключение, характерное для данного случая, чем правило. Традиционно на сходимость иерархических методов маршрутизации влияют размерность и связность узлов сети, загруженность каналов связи, количество и интенсивности потоков. Рассмотрим, как будет влиять размерность сети на сходимость предложенного метода многоадресной маршрутизации. Воспользуемся вторым вариантом сети, структура которой представлена на рис. 4.9.

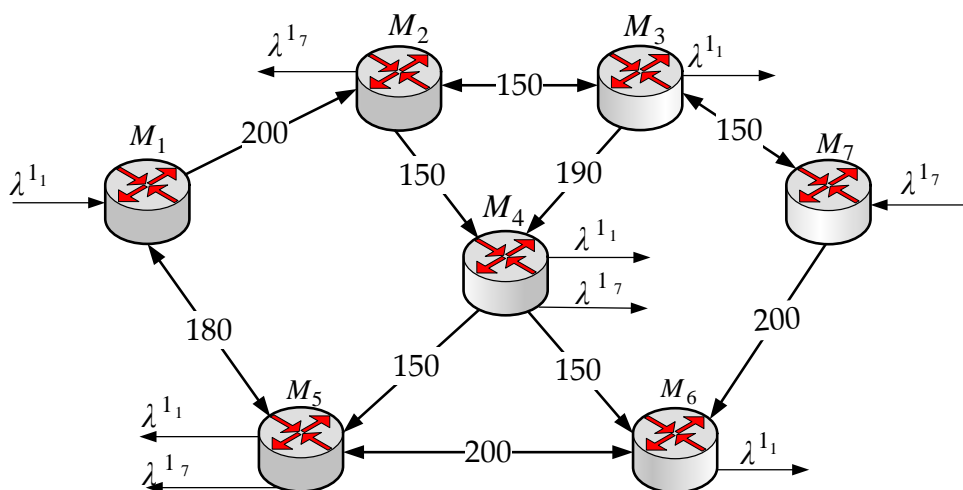


Рис. 4.9. Исходные данные для расчета многоадресных путей для второй структуры ТКС

Сеть в этом случае (рис. 4.9) состоит уже из семи маршрутизаторов ($M_1 \div M_7$) и десяти каналов связи, в разрывах которых указана их пропускная способность (1/с). Количество потоков для наглядности также было выбрано двум. Характеристики этих потоков указаны в табл. 4.2.

Таблица 4.2

Исходные данные для расчета многоадресных путей для второй структуры ТКС

№ потока	Интенсивность потока, 1/с	Узел-отправитель	Узлы-получатели
1	$\lambda^{1_1} = 10 \div 100$	M_1	M_3, M_4, M_5, M_6
2	$\lambda^{1_7} = 10 \div 100$	M_7	M_2, M_4, M_5

В ходе исследования был проведён также анализ влияния загруженности каналов связи и ТКС в целом, на число итераций координирующей процедуры (4.17), (4.18). Интенсивность потоков изменялась с шагом 5 пакетов в секунду (1/с) от 10 до 100 1/с. Тогда общее число просчитанных вариантов исходных данных по загруженности сети составило 200 (табл. 4.3).

В ходе расчетов (табл. 4.3) также оценивалось в процентном выражении расхождение (Δ) между значениями подлежащих минимизации целевых функций для случая централизованной (4.13) и иерархическо-координационной (4.14) маршрутизации:

$$\Delta = \frac{F_{ук} - F_y}{F_y} \cdot 100\% . \quad (4.19)$$

Результаты анализа сходимости метода многоадресной маршрутизации для второй сетевой структуры

№ варианта расчета	Интенсивность первого потока, 1/с	Интенсивность второго потока, 1/с	Количество итераций координирующей процедуры (4.17), (4.18)	Δ , %
1	20	20	0	0
2	40	20	0	0
...
10	55	20	0	0
...
150	100	50	0	0
151	100	55	1	9,9
152	100	60	1	9,9
...
195	80	95	3	9,9
196	85	95	3	9,9
197	90	95	4	9,4
198	95	95	5	9,4
199	95	100	8	11,9
200	100	100	11	11,9

Результаты моделирования показали, что сеть может справиться с максимальной нагрузкой в 200 1/с, т.е. когда каждый поток имел интенсивность 100 1/с. Из табл. 4.3 видно, что при загруженности сети менее чем на 70-75% приграничные маршрутизаторы обеспечивали расчет маршрутов от отправителей к получателям, не перегружая каналы связи сети, то есть в этом случае координация их решений верхним уровнем не требовалась. При дальнейшем росте загруженности сети распределенный характер решений, получаемых каждым из приграничных маршрутизаторов, непременно приводил к перегрузке КС. Для предотвращения перегрузки каналов связи и сети в целом на верхнем

уровне иерархии (рис. 4.1) происходила координация полученных с нижнего уровня решений в ходе расчета множителей Лагранжа (4.17), которые в виде штрафных коэффициентов спускались на нижний уровень, инициируя новый пересчет маршрутных переменных.

Таким образом, процесс координации приобретал итерационный характер, причем число таких итераций с ростом загруженности сети также возрастало. Максимальное количество координирующих итераций для рассматриваемого примера составило 11 (табл. 4.3) и наблюдается при интенсивностях потоков пакетов по 100 1/с. Рассмотрим подробнее процесс координации решений по многоадресной маршрутизации для данного (двухсотого) варианта исходных данных (табл. 4.3).

На рис. 4.10 представлено дерево маршрутов до начала работы координирующей процедуры для первого многоадресного потока. В разрывах каналов связи показана дробь, где в числителе приведена интенсивность первого потока пакетов, а в знаменателе – пропускная способность данного канала связи. На рис. 4.11 те же данные показаны для второго многоадресного потока.

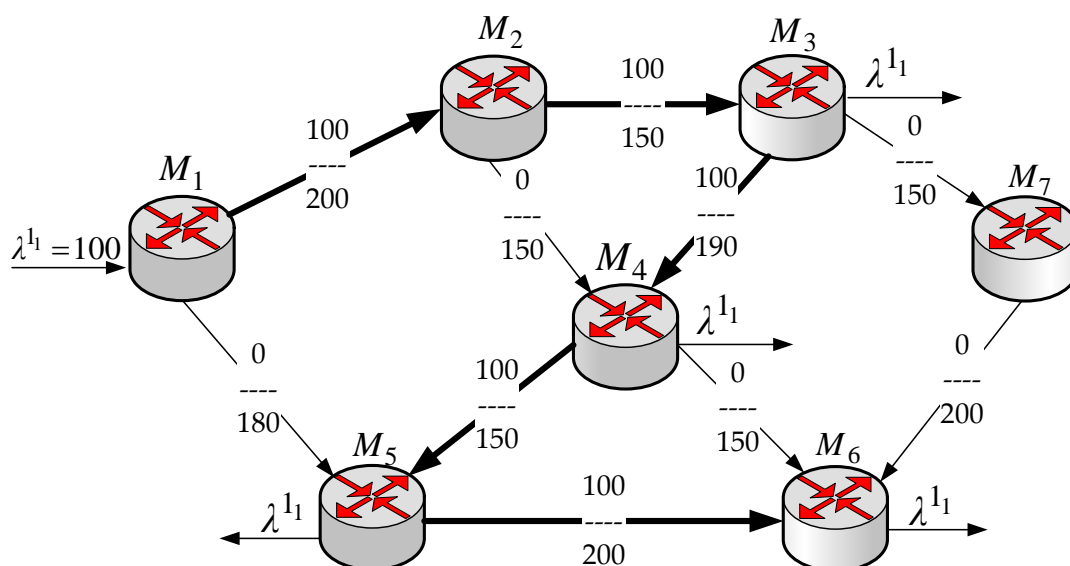


Рис. 4.10. Дерево маршрутов для первого потока до начала работы координирующей процедуры (для второй сетевой структуры)

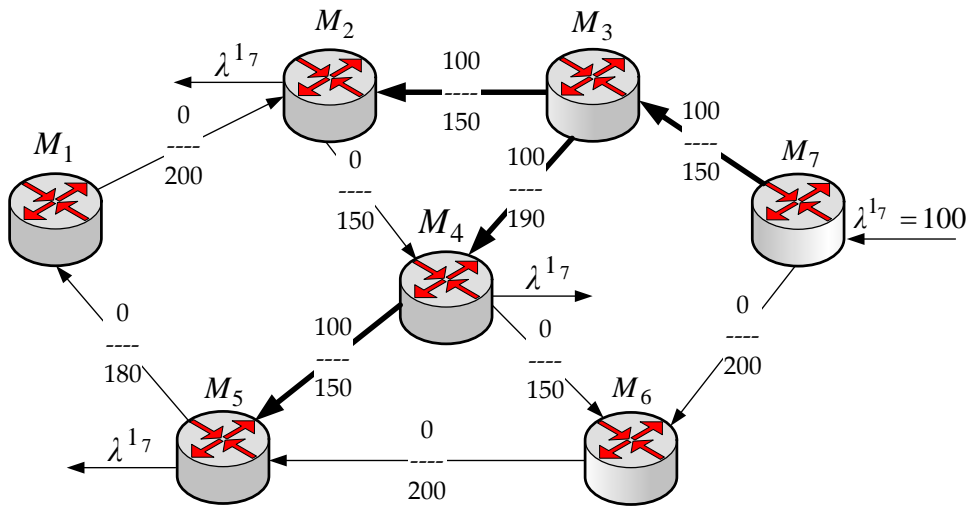


Рис. 4.11. Дерево маршрутов для второго потока до начала работы координирующей процедуры (для второй сетевой структуры)

На рис. 4.12 представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации для двух рассмотренных потоков. В разрывах каналов связи показана дробь, где в числителе приведена суммарная интенсивность двух многоадресных потоков пакетов, а в знаменателе – пропускная способность данного канала связи.

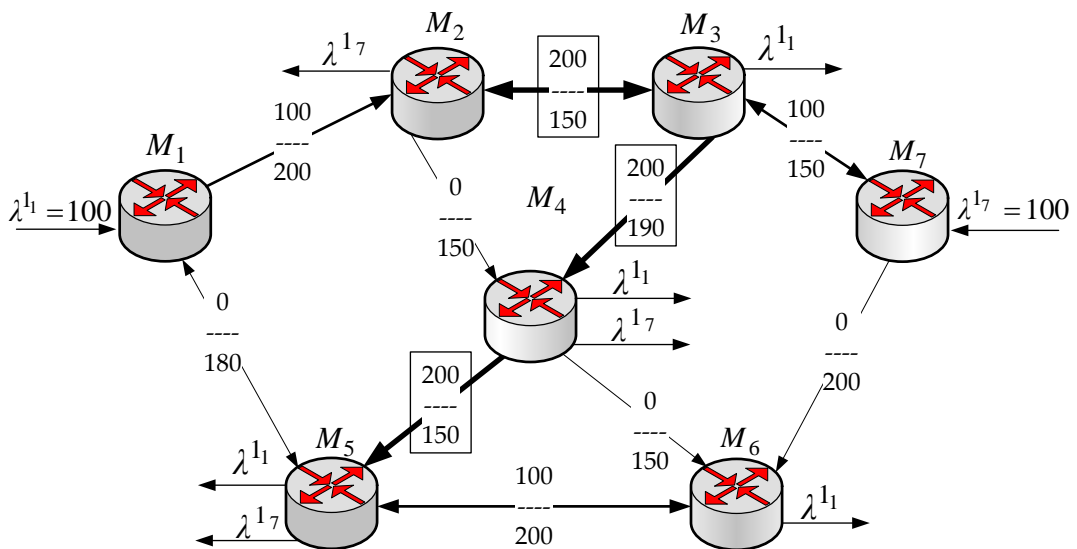


Рис. 4.12. Результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков до начала работы координирующей процедуры (для второй сетевой структуры)

Как видно из рис. 4.12 после первой координирующей итерации наблюдается перегрузка трех каналов связи: между маршрутизаторами M_2 и M_3 , M_3 и M_4 , M_4 и M_5 по причине несогласованной (децентрализованной) работы приграничных узлов-отправителей. После пятой координирующей итерации порядок маршрутизации первого и второго многоадресных потоков показан на рис 4.13 и рис. 4.14 соответственно, обозначения на которых аналогичные рис. 4.10 и рис. 4.11.

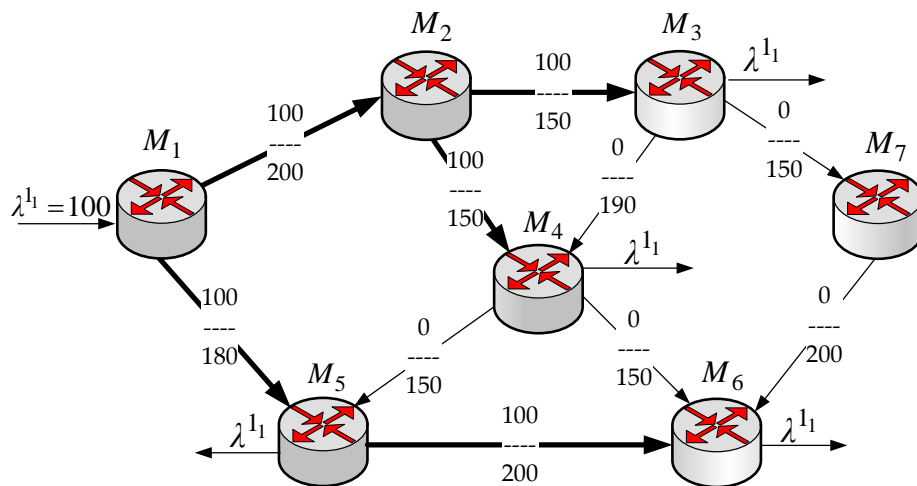


Рис. 4.13. Дерево маршрутов для первого потока после пятой координирующей итерации (для второй сетевой структуры)

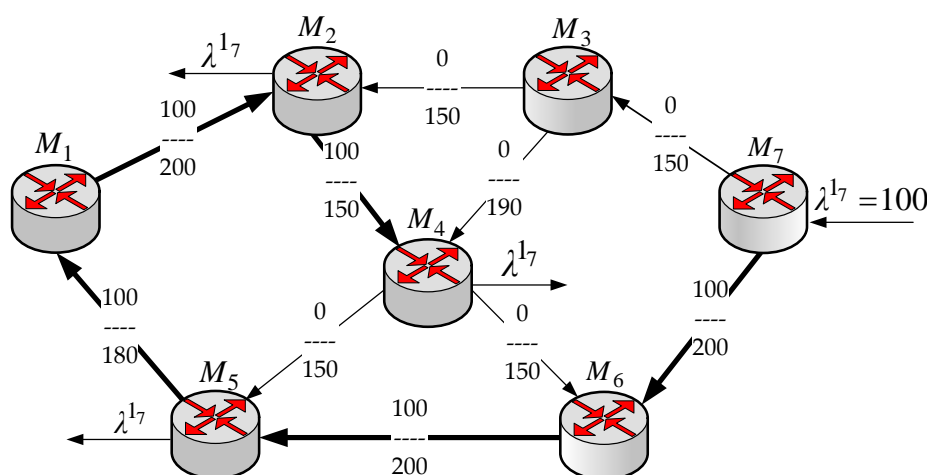


Рис. 4.14. Дерево маршрутов для второго потока после пятой координирующей итерации (для второй сетевой структуры)

На рис. 4.15 представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации для двух потоков после пятой итерации. В разрывах каналов связи показана дробь, где в числителе указана суммарная интенсивность потоков пакетов, а в знаменателе – пропускная способность данного канала связи.

После пятой координирующей итерации удалось предотвратить перегрузку трех проблемных каналов связи (рис. 4.12), однако возникла перегрузка двух других КС: между маршрутизаторами M_1 и M_5 , и между маршрутизаторами M_2 и M_4 (рис. 4.15).

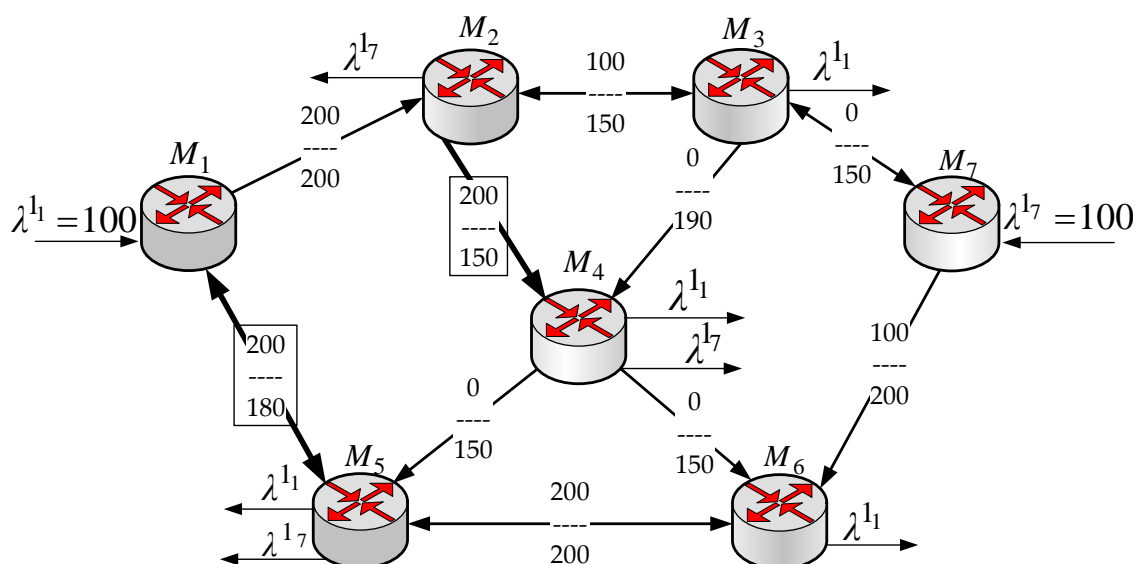


Рис. 4.15. Результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков после пятой координирующей итерации (для второй сетевой структуры)

На рис. 4.16 и рис. 4.17 (по аналогии с рис. 4.10 и рис. 4.11) показаны деревья маршрутов соответственно для первого и второго многоадресных потоков после завершения работы метода (после одиннадцатой координирующей итерации).

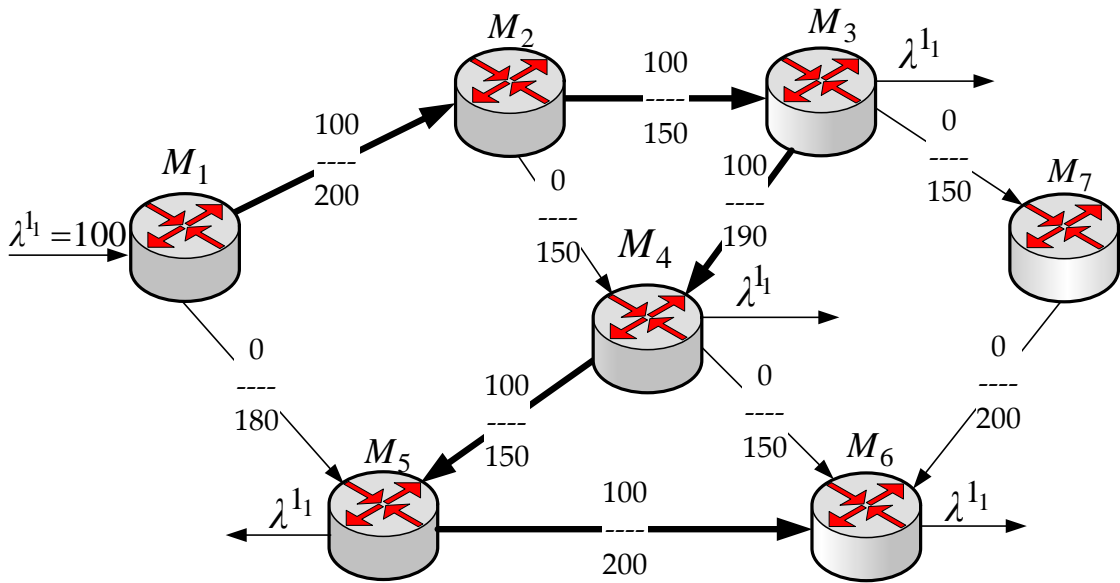


Рис. 4.16. Дерево маршрутов для первого потока после завершения работы метода (для второй сетевой структуры)

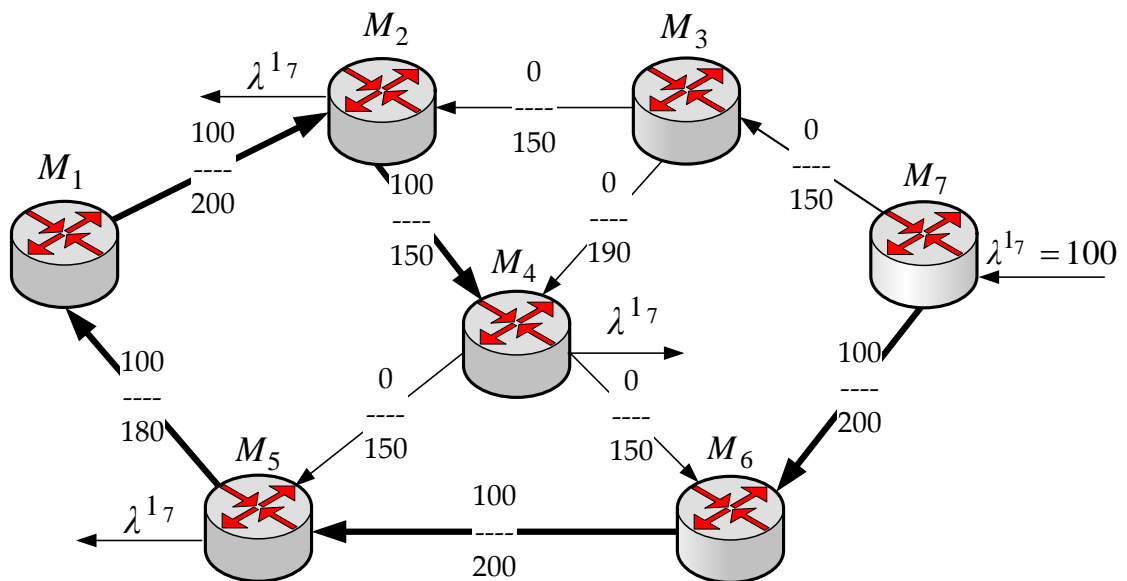


Рис. 4.17. Дерево маршрутов для второго потока после завершения работы метода (для второй сетевой структуры)

На рис. 4.18 (по аналогии с рис. 4.12) представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации для двух потоков после окончания работы метода.

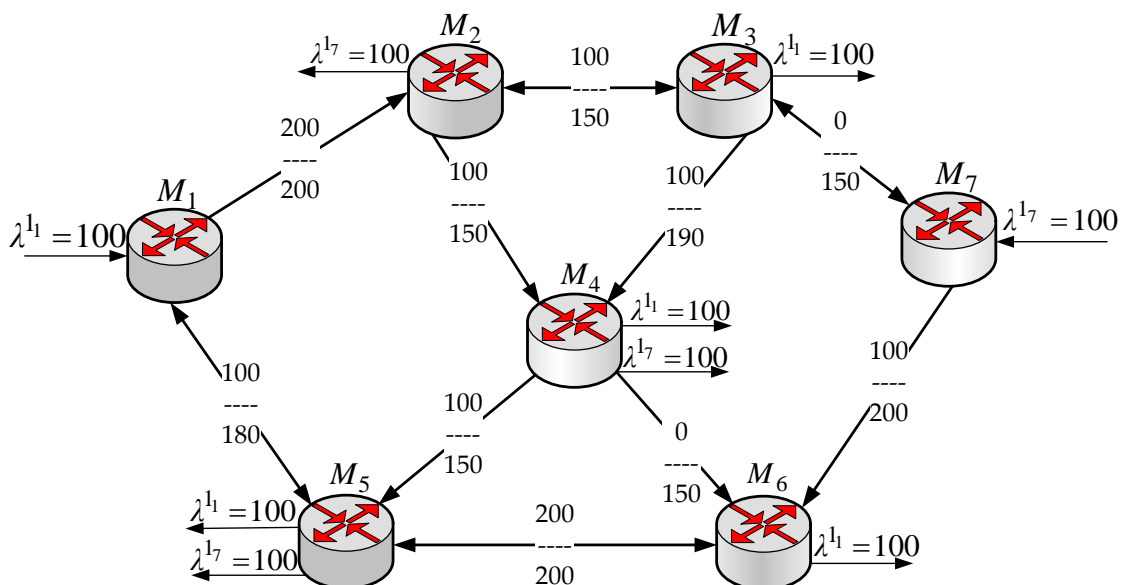


Рис. 4.18. Результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков после завершения работы метода (для второй сетевой структуры)

Кроме того, в соответствии с полученными результатами, представленными в табл. 4.3, можно сделать вывод о том, что иерархическо-координационная многоадресная маршрутизация, реализуемая в рамках метода (4.1)-(4.18), обеспечивала оптимальность получаемых решений, достаточно близких (до 10-12%) к результатам централизованной многоадресной маршрутизации. Наличие расхождения, оцениваемого с помощью выражения (4.19), определялось тем, что в рамках предлагаемого метода окончание работы координирующей процедуры (4.17), (4.18) обуславливалось отсутствием перегрузки каналов связи сети, а не поиском глобально оптимального решения. Поиск глобального оптимума, достигаемого при централизованной

маршрутизации, приводил к дополнительным (но не вызванным технологическими требованиями) итерациям, число которых могло составлять от 15 до 23% от минимально необходимых (табл. 4.3).

4.3.2. Анализ влияния числа потоков и загруженности телекоммуникационной сети на сходимость предложенного метода

В пункте 4.3.1 представлены результаты анализа сходимости координационной процедуры (4.17), (4.18) иерархическо-координационного метода в целом для случая, когда сеть загружалась с помощью двух потоков, имеющих различные характеристики (множество узлов отправителей и получателей пакетов, интенсивности и др.). В данном пункте ранее полученные результаты будут дополнены результатами расчетов для случая, когда та же загруженность ТКС обеспечивалась уже тремя или четырьмя многоадресными потоками. Для случая обслуживания 3-х потоков исходные данные и результаты анализа сходимости представлены в приложении А.

При обслуживании 4-х потоков исходные данные для последующих расчетов указаны в табл. 4.4 и представлены на рис. 4.19.

Таблица 4.4

Характеристики многоадресных потоков

№ потока	Интенсивность потока, 1/с	Узел-отправитель	Узлы-получатели
1	$\lambda^{1_1} = 10 \div 50$	M_1	M_3, M_4, M_5, M_6
2	$\lambda^{1_7} = 10 \div 50$	M_7	M_2, M_4, M_5
3	$\lambda^{2_1} = 10 \div 50$	M_1	M_3, M_4, M_5, M_6
4	$\lambda^{2_7} = 10 \div 50$	M_7	M_2, M_4, M_5

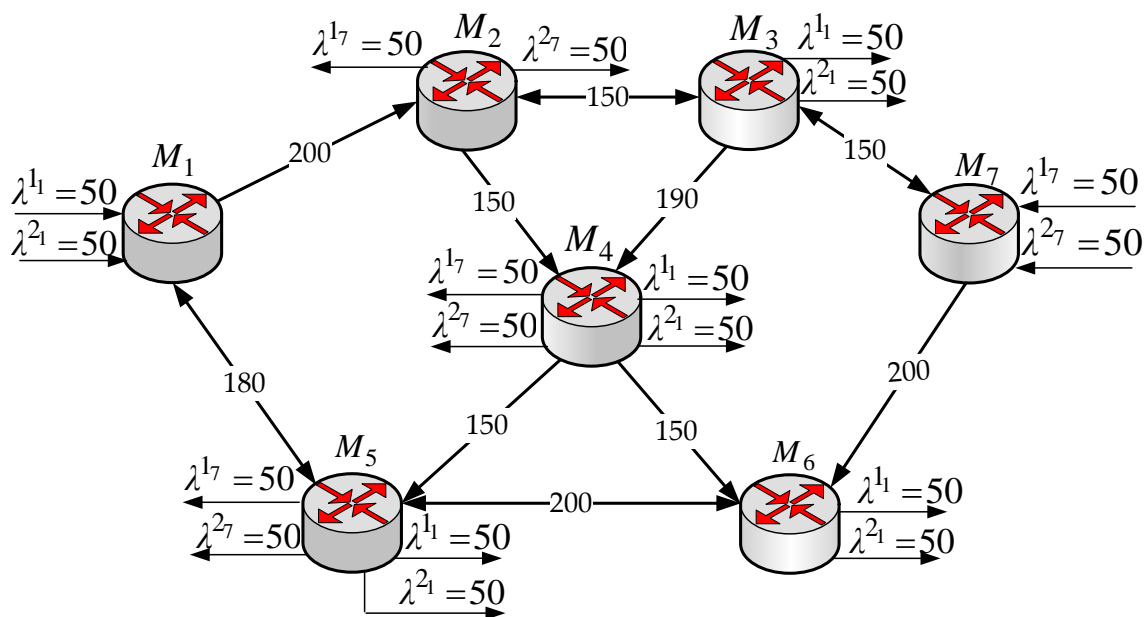


Рис. 4.19. Исходные данные для решения задачи отказоустойчивой многоадресной маршрутизации для четырех потоков

Результаты анализа сходимости координационной процедуры (4.17), (4.18), а также расхождение результатов расчета для централизованной и иерархическо-координационной многоадресной маршрутизации (4.19) представлены в табл. 4.5.

На рис. 4.20, рис. 4.21, рис. 4.22 и рис. 4.23 показаны результаты решения задачи многоадресной маршрутизации для первого, второго, третьего и четвертого потоков соответственно до начала работы координационной процедуры (4.17), (4.18). Результаты приведены для случая максимально возможной загрузки ТКС, т.е. для 200-го варианта расчета (табл. 4.4), когда все потоки имели интенсивность 50 1/с.

**Результаты анализа сходимости метода многоадресной
маршрутизации при наличии 4-х потоков**

№ варианта расчета	Интенсивность первого потока пакетов, 1/с	Интенсивность второго потока пакетов, 1/с	Интенсивность третьего потока пакетов, 1/с	Интенсивность четвертого потока пакетов, 1/с	Количество координирующих итераций (4.17)-(4.18)	$\Delta, \%$
1	10	10	10	10	0	0
2	15	10	10	10	0	0
...					0	0
10	20	20	20	15	0	0
...						...
179	40	35	35	35	0	0
179	40	40	35	35	0	0
180	40	40	40	35	1	11,9
...						...
195	45	45	45	40	1	11,9
196	45	45	45	45	2	11,9
197	50	45	45	45	2	8,1
198	50	50	45	45	2	8,1
199	50	50	50	45	3	9,3
200	50	50	50	50	3	9,3

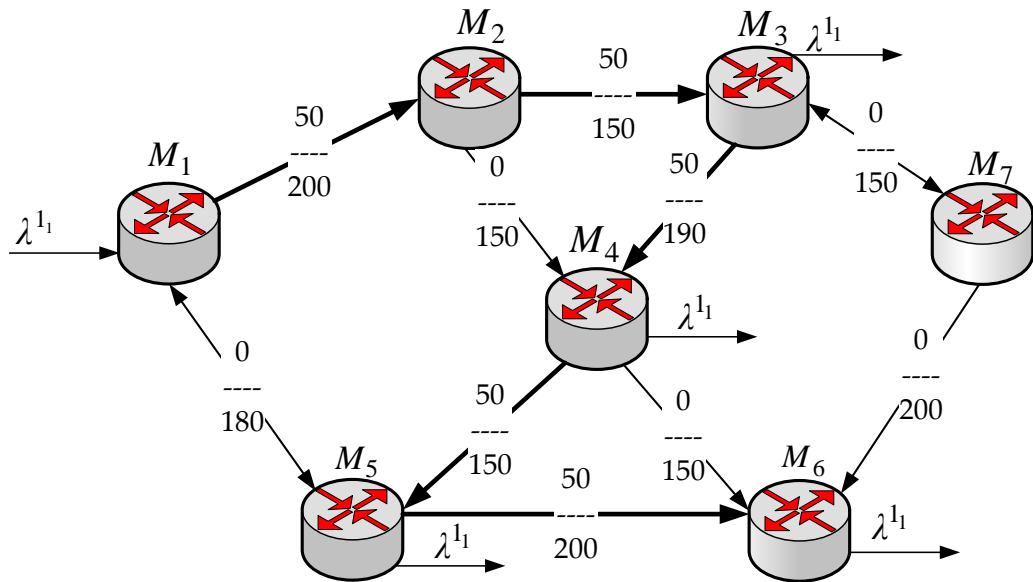


Рис. 4.20. Дерево маршрутов для первого потока пакетов, полученное до начала работы координирующей процедуры

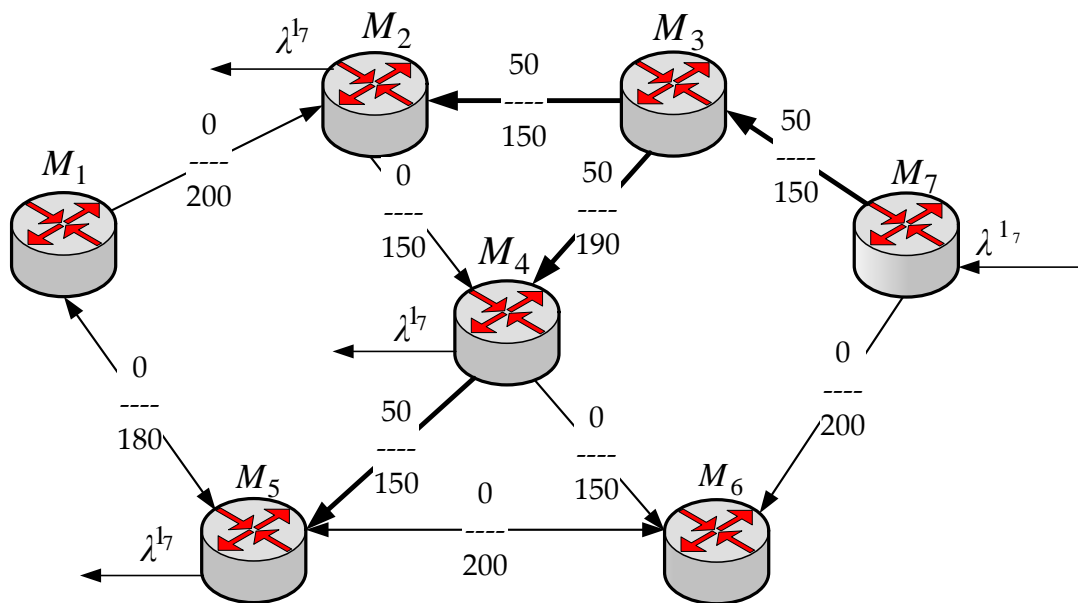


Рис. 4.21. Дерево маршрутов для второго потока пакетов, полученное до начала работы координирующей процедуры

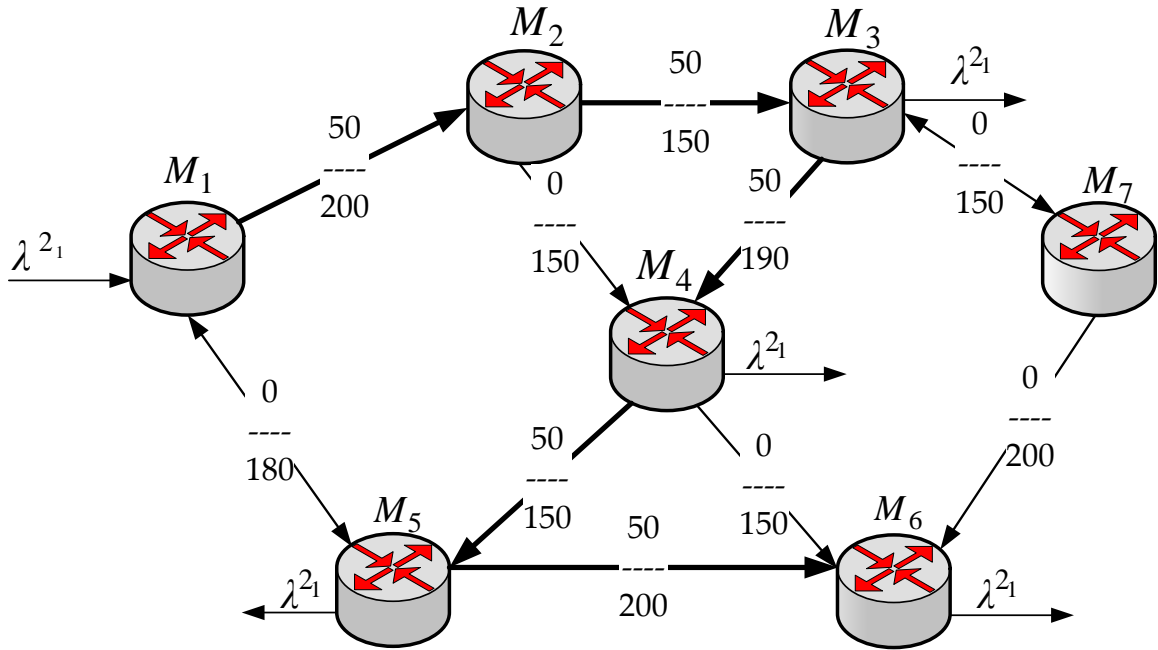


Рис. 4.22. Дерево маршрутов для третьего потока пакетов, полученное до начала работы координирующей процедуры

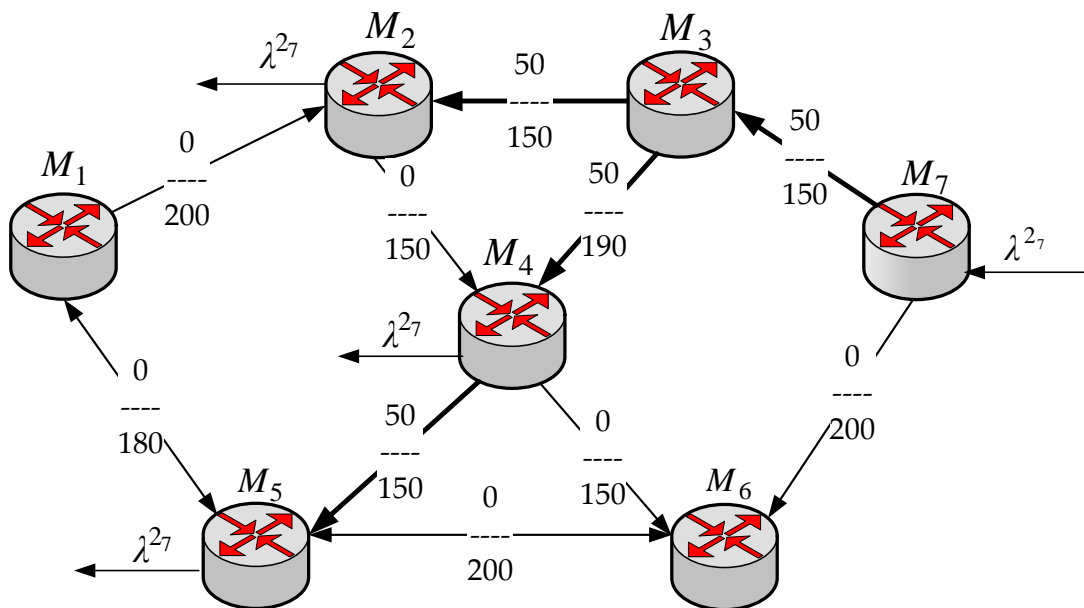


Рис. 4.23. Дерево маршрутов для четвертого потока пакетов, полученное до начала работы координирующей процедуры

На рис. 4.24 показан результирующий порядок маршрутизации четырех многоадресных потоков, полученный до начала работы координирующей процедуры (4.17), (4.18), с указанием перегруженных каналов связи: между маршрутизаторами M_2 и M_3 , M_3 и M_4 , а также между M_4 и M_5 .

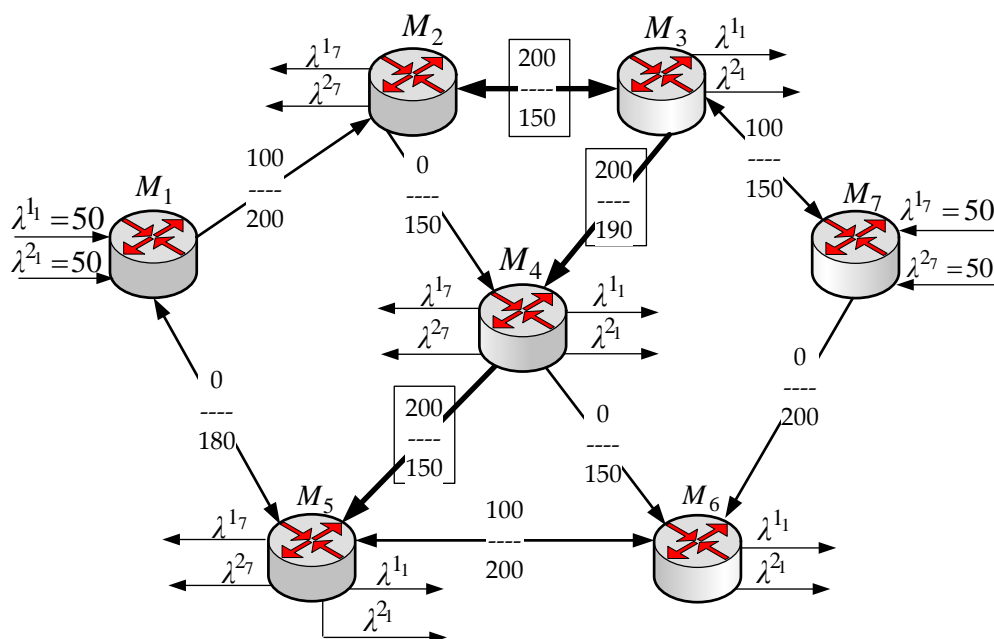


Рис. 4.24. Результирующий порядок маршрутизации четырех многоадресных потоков, полученный до начала работы координирующей процедуры

На рис. 4.24 по-прежнему в разрывах каналов связи указана дробь, в числителе которой указана суммарная интенсивность протекающего агрегированного потока, а в знаменателе – пропускная способность данного канала. На рис. 4.25, рис. 4.26, рис. 4.27 и рис. 4.28 показаны результаты решения задачи многоадресной маршрутизации для первого, второго, третьего и четвертого потоков соответственно после окончания работы координационной процедуры (4.17), (4.18), т.е. после третьей итерации.

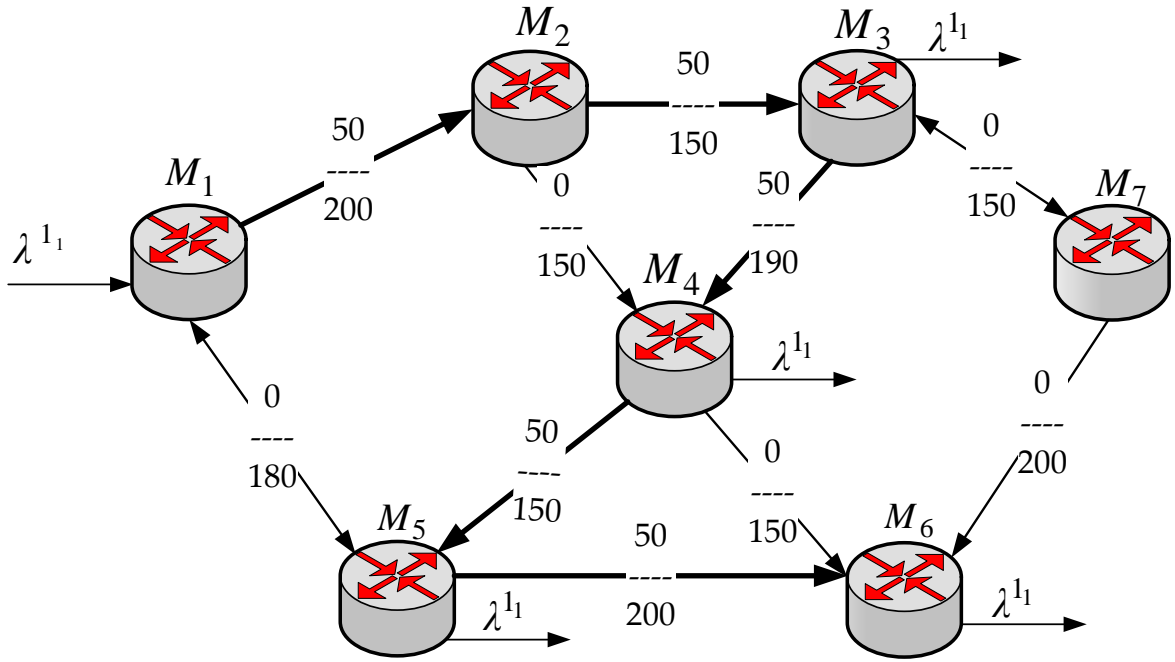


Рис. 4.25. Дерево маршрутов для первого потока пакетов, полученное после окончания работы координирующей процедуры

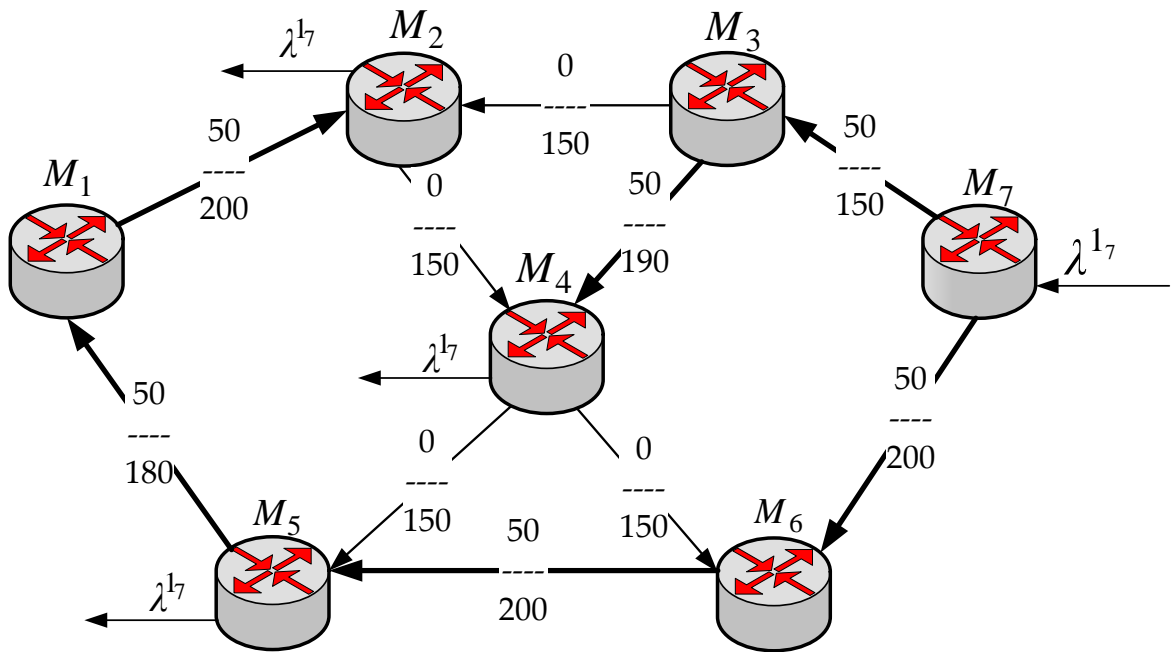


Рис. 4.26. Дерево маршрутов для второго потока пакетов, полученное после окончания работы координирующей процедуры

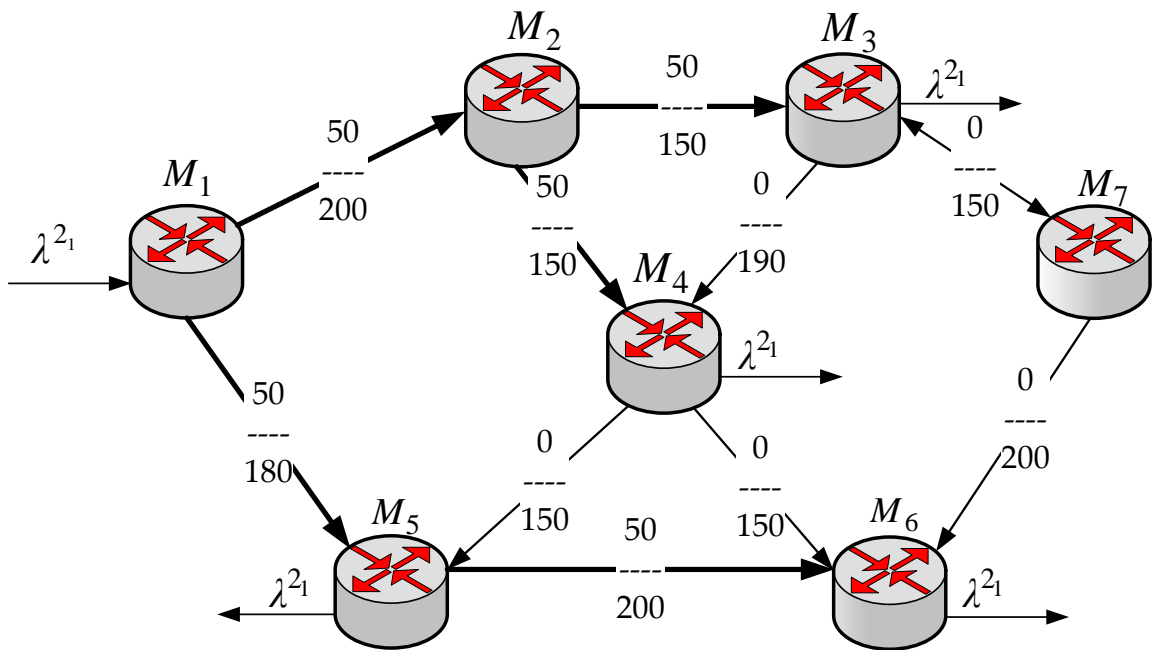


Рис. 4.27. Дерево маршрутов для третьего потока пакетов, полученное после окончания работы координирующей процедуры

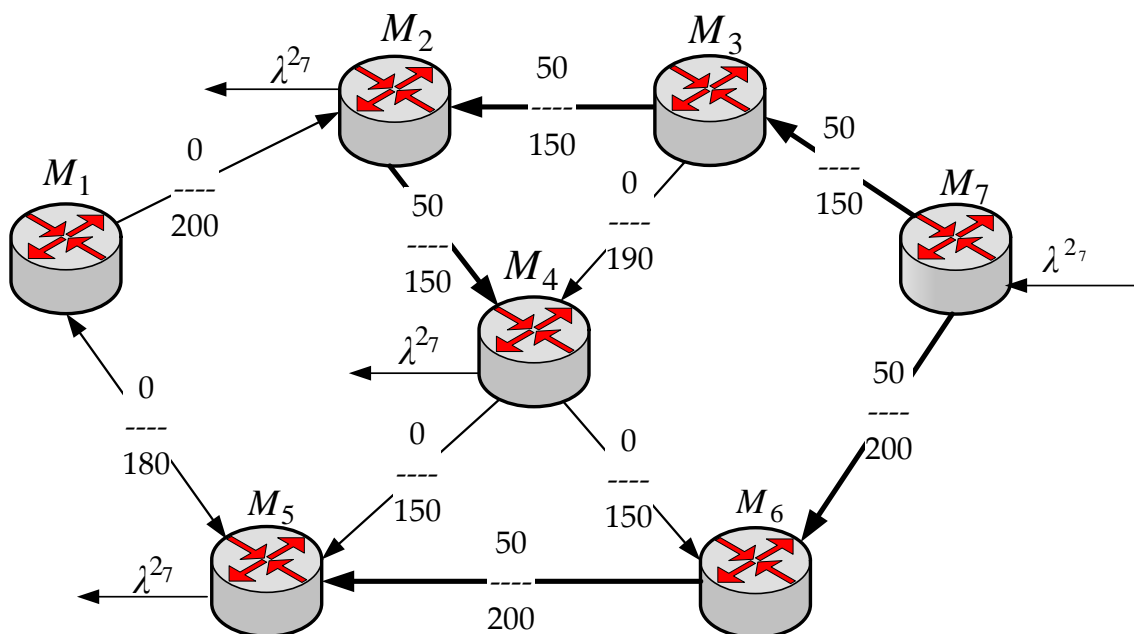


Рис. 4.28. Дерево маршрутов для четвертого потока пакетов, полученное после окончания работы координирующей процедуры

На рис. 4.29 показан результирующий порядок маршрутизации четырех многоадресных потоков, полученный по окончании работы процедуры (4.17), (4.18), т.е. после третьей итерации. В результате работы метода (4.1)-(4.18) перегрузка каналов связи ТКС не наблюдалась.

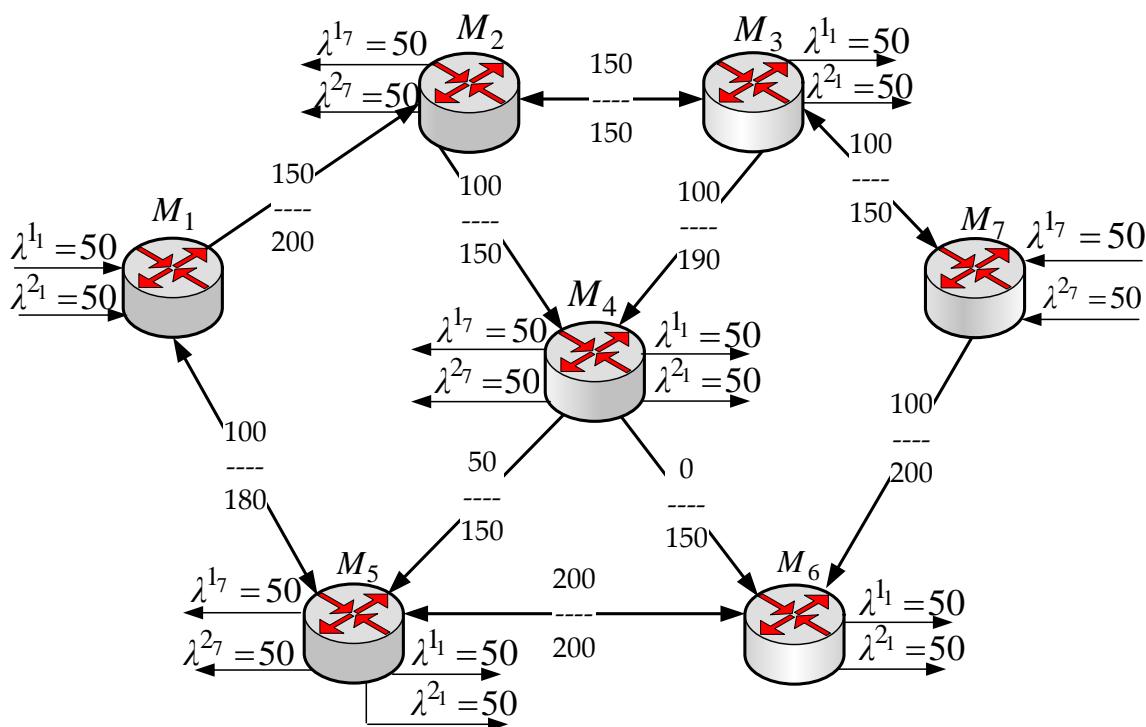


Рис. 4.29. Результирующий порядок маршрутизации четырех многоадресных потоков, полученный по окончании работы координирующей процедуры

В табл. 4.6 приведены результаты сравнительного анализа сходимости метода многоадресной маршрутизации для различного числа потоков, которые своими интенсивностями формируют одну и ту же нагрузку на сеть.

**Результаты сравнительного анализа сходимости метода
многоадресной маршрутизации для различного числа потоков**

№ варианта расчета	Суммарная нагрузка на сеть, 1 /с	Количество координирующих итераций при двух потоках	Количество координирующих итераций при трех потоках	Количество координирующих итераций при четырех потоках
1	20	0	0	0
2	25	0	0	0
3	30	0	0	0
...
30	150	0	0	0
31	155	1	1	1
32	160	1	1	1
33	165	2	1	1
34	170	2	2	1
35	175	3	3	1
36	180	3	3	2
37	185	4	3	2
38	190	5	4	2
39	195	8	5	3
40	200	11	7	3

Как показано на рис. 4.30, число итераций координирующей процедуры (4.17), (4.18) существенно зависит от числа потоков, которые формируют одну и ту же нагрузку на сеть. С ростом числа потоков количество итераций сокращается в среднем в 2-3 раза, что особенно характерно для средних и высоких нагрузок на сеть.

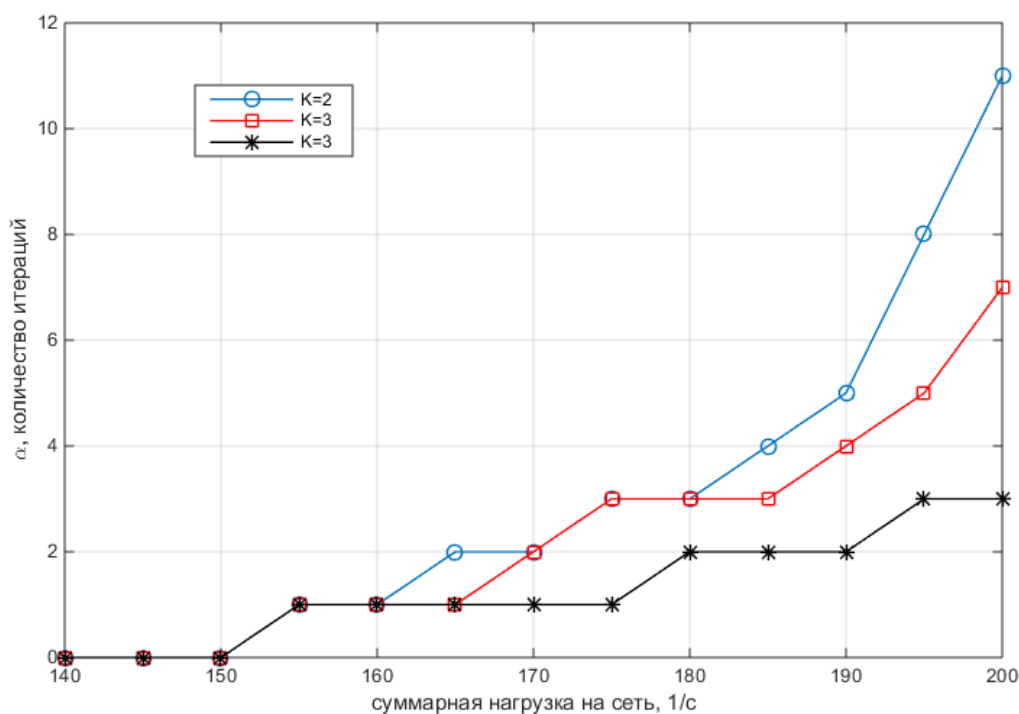


Рис. 4.30. Зависимость числа итераций иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации для различного числа потоков, формирующих нагрузку на сеть

4.4. Выводы по четвертому разделу

1. С целью повышения масштабируемости решений задачи многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в разделе предложен иерархическо-координационный метод, основанный на декомпозиционном представлении полученных во втором и третьем разделах потоковых моделей, использование которого позволило децентрализовать (распределить) расчет многоадресных маршрутов по приграничным маршрутизаторам ТКС.

2. В основу предложенного иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации положен принцип целевой координации, в рамках которого на нижнем уровне приграничными маршрутизаторами обеспечивался расчет искомым многоадресных путей для каждого из

потоков (4.16), а основная задача верхнего уровня состояла в координации решений нижнего уровня (4.17), (4.18) с целью предотвращения возможной перегрузки каналов связи ТКС.

3. Использование иерархическо-координационного метода позволило существенно снизить размерность решаемой оптимизационной задачи (в m раз, где m – число приграничных маршрутизаторов) и сократить (по сравнению с централизованной маршрутизацией) объем циркулирующей в сети служебной информации о ее состоянии.

4. Показано, что эффективность предложенного метода многоадресной маршрутизации во многом определяется скоростью сходимости координирующей процедуры (4.17), (4.18), т.к. чем меньше итераций необходимо для получения искомого оптимального решения, тем ниже объем циркулирующего в сети служебного (координирующего) трафика и время решения задачи в целом. В этой связи проведен анализ предложенного метода с целью проверки (доказательства) сходимости метода к оптимальному решению, количественной оценки числа итераций координационной процедуры (4.17), (4.18) и определения степени влияния структурных и функциональных параметров сети и характеристик циркулирующих в ней потоков на сходимость данной процедуры.

5. На численных примерах продемонстрирована работа иерархическо-координационного метода многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации, что позволило проанализировать влияние особенностей сетевой структуры и загруженности сети на сходимость координационной процедуры (4.17), (4.18). Как правило, при загруженности сети до 70-75% координация не требовалась, т.к. распределенный расчет многоадресных путей каждым из приграничных маршрутизаторов не приводил к перегрузке каналов связи ТКС. При большей загруженности сети процесс координации носил итерационный характер и сходился за конечное число шагов (от 1 до 11).

6. В ходе исследования установлено, что число итераций координирующей процедуры (4.17), (4.18) существенно зависит от числа потоков, которые формируют одну и ту же нагрузку на сеть. С ростом числа потоков количество итераций сокращается в среднем в 2-3 раза, что особенно характерно для средних и высоких нагрузок на сеть. Кроме того, экспериментальным путем установлено, что иерархическо-координационная многоадресная маршрутизация, реализуемая в рамках метода (4.1)-(4.18), обеспечивала оптимальность получаемых решений, достаточно близких (до 10-12%) к результатам централизованной многоадресной маршрутизации. Поиск глобального оптимума, достигаемого при централизованной маршрутизации, приводил к дополнительным (но не вызванным технологическими требованиями) итерациям, число которых могло составлять от 15 до 23% от минимально необходимых.

7. При практической реализации предлагаемого метода многоадресной маршрутизации в современных ТКС функции координации решений, полученных на приграничных маршрутизаторах сети, могут быть положены или на один из сетевых маршрутизаторов (по аналогии с назначенным в IP-сети маршрутизатором (Designated Router, DR)), или на сервер маршрутов сетевой операционной системы в ходе функционирования программно-конфигурируемой сети (Software-defined Networking, SDN) [104, 105].

ВЫВОДЫ ПО РАБОТЕ

В диссертационной работе решена *актуальная научно-прикладная задача*, связанная с оптимизацией процессов многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях путем разработки соответствующих математических моделей и методов для повышения производительности и масштабируемости ТКС в целом. По результатам решения поставленной научно-прикладной задачи можно сделать ряд важных выводов.

1. В ходе проведенного анализа установлено, что известные технологические и протокольные решения по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации не обеспечивают удовлетворение требований, предъявляемых к перспективным решениям в этой области. Поэтому большинство передовых концепций и технологий, таких как Traffic Engineering (TE), Fast IGP Convergence, Fast ReRoute и др., не могут в полной мере реализовать потенциал заложенных в них возможностей, связанных с повышением качества обслуживания и масштабируемости в ТКС. Установлено, что причина этого заключается в несовершенстве математических моделей и методов, заложенных в протоколы маршрутизации, механизмы управления очередями и др. К сожалению, в современных маршрутных протоколах преимущественно используются графовые модели и методы поиска кратчайшего пути, в рамках которых достаточно сложно, а в большинстве случаев и невозможно учесть требования системного характера, предъявляемые к решениям по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации. Эти модели не обеспечивают в должной мере учет характеристик циркулирующих в сети потоков пакетов, не позволяют сделать управляемым процесс борьбы с перегрузкой каналов связи, затрудняют реализацию основных схем защиты элементов сети, направленных на повышение уровня отказоустойчивости маршрутных решений.

2. Впервые предложена потоковая модель многоадресной маршрутизации в мультисервисной телекоммуникационной сети, которая также охватывает случай маршрутизации широковещательных потоков. Новизна модели состоит в том, что учет потокового (мультипотокового) характера современного сетевого трафика осуществлен за счет представления модели системой линейных уравнений состояния загруженности и предотвращения перегрузки каналов связи. Использование модели позволило оптимизировать процесс многоадресной и широковещательной маршрутизации множества потоков на основании расчета маршрутных переменных в ходе решения задачи булевого или смешанного целочисленного линейного программирования.

3. Получила дальнейшее развитие потоковая модель отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети, в рамках которой формализованы условия реализации основных схем резервирования элементов сети: защиты узла, канала, маршрута и их пропускных способностей. Новизна модели заключается, во-первых, в получении условий предотвращения перегрузки каналов связи, по которым, в общем случае, одновременно могут протекать потоки как основных, так и резервных маршрутов, что позволило в ходе реализации как однопутевой, так и многопутевой маршрутизации предотвратить перегрузку каналов связи даже в случае, если только некоторые потоки будут переключаться из основных путей на резервные. Во-вторых, в модификации подлежащей минимизации целевой функции путем введения квадратичного члена, отвечающего за то, чтобы резервный путь как можно меньше отличался по составу каналов и узлов от основного – в идеале лишь на проблемный элемент сети, подлежащий последующей защите.

4. Использование усовершенствованной модели отказоустойчивой маршрутизации способствовало тому, что резервированию подлежали минимальные объемы пропускной способности каналов связи сети, что поло-

жительно сказалось на ее производительности (рост от 15-20% до 75-125%), а также позволило повысить масштабируемость решений по отказоустойчивой маршрутизации путем сокращения числа задействованных каналов связи в среднем от 1,2 до 1,7 раз при реализации схемы защиты узла и от 1,4 до 1,8 раз при реализации схемы защиты канала в зависимости от длины «кратчайшего» пути, измеряемого числом образующих его КС.

5. Получил дальнейшее развитие иерархическо-координационный метод многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети, основанный на декомпозиционном представлении потоковых моделей многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации. Новизна метода заключается в том, что он, основываясь на принципе целевой координации, позволяет реализовать иерархическо-координационную маршрутизацию не только одноадресных, но и многоадресных, а также широковещательных потоков. Использование в методе принципа целевой координации позволило отказаться от централизации расчетов, наделить функциями маршрутизации все приграничные маршрутизаторы, и в конечном итоге повысить масштабируемость решений по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации.

6. Результаты анализа предложенного метода, который проводился с целью проверки сходимости метода к оптимальному решению, подтвердили его работоспособность и эффективность с точки зрения повышения масштабируемости конечных решений по многоадресной и отказоустойчивой маршрутизации. Исследовалось влияние структуры сети, количества и характеристик потоков по сходимости метода. Установлено, что, как правило, при загруженности сети до 70-75% координация не требовалась, так как распределенный расчет многоадресных путей каждым из приграничных маршрутизаторов не приводил к перегрузке каналов связи ТКС. При большей загруженности сети процесс координации носил итерационный характер и сходился за конечное число шагов (от 1 до 11). С ростом коли-

чества потоков число итераций сокращается в среднем в 2-3 раза, что особенно характерно для средних и высоких нагрузок на сеть. Кроме того, экспериментальным путем установлено, что иерархическо-координационная многоадресная маршрутизация, реализованная в рамках метода (4.1)-(4.18), обеспечивала оптимальность получаемых решений, достаточно близких (до 10-12%) к результатам централизованной многоадресной маршрутизации.

7. Основные положения диссертации изложены в 22 научных работах. Среди работ 6 статей, из которых 5 в научных специализированных изданиях, утвержденных МОН Украины, 1 статья в иностранном специализированном журнале. Четыре статьи выложены в наукометрической базе e-library (РИНЦ). Кроме того, материалы диссертации опубликованы в 15 материалах и тезисах докладов на научно-технических конференциях и форумах, из которых четыре конференции проходили под эгидой IEEE. Материалы этих конференций также выложены в наукометрических базах Scopus и IEEE Xplore Digital Library. Три конференции проходили за рубежом. Получен патент на полезную модель.

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

1. Бакланов И. Г. NGN: принципы построения и организации / И. Г. Бакланов; под ред. Ю. Н. Чернышова. – М.: Эко-Трендз, 2008. – 400 с.
2. Семенов Ю. В. Проектирование сетей связи следующего поколения / Ю. В. Семенов – СПб.: Наука и Техника, 2005. – 240 с.
3. Росляков А.В. Сети следующего поколения NGN / А.В. Росляков. – М.: Эко-Трендз, 2008. – 424 с.
4. Medhi D. Network routing: algorithms, protocols, and architectures / Deepankar Medhi, Karthikeyan Ramasamy. – Morgan Kaufmann Publishers, 2007. – 788 p.
5. Pióro M. Routing, Flow, and Capacity Design in Communication and Computer Networks / M. Pióro, D. Medhi. – Morgan Kaufmann, 2004. – 765 p.
6. Остерлох Х. Маршрутизация в IP-сетях. Принципы, протоколы, настройка / Х. Остерлох. – С.Пб.: BHV-С.Пб., 2002. – 512 с.
7. Hussain I. Fault-Tolerant IP and MPLS Networks (Networking Technology). / I. Hussain. – Indianapolis: Cisco Press, 2005. – 336 p.
8. Koren I. Fault-Tolerant Systems / I. Koren, C. Krishna. Morgan Kaufmann, 2007. – 399p.
9. Hariyawan M.Y. Comparison Analysis of Recovery Mechanism at MPLS Network / M.Y. Hariyawan // International Journal of Electrical and Computer Engineering (IJECE), 2011. – 1(2). – P. 151-160.
10. Лемешко А.В. Поточковые модели многоадресной и широковещательной маршрутизации в телекоммуникационных сетях [Электронный ресурс] / А.В. Лемешко, К.М. Арус // Проблемы телекомунікацій. – 2013. – № 1 (10). – С. 38 - 45. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2013/1/1/131_lemeshko_multicast.pdf.
11. Лемешко А.В. Модель отказоустойчивой маршрутизации многоадресных и широковещательных потоков в MPLS-сети / А.В. Лемешко, К.М. Арус // Системи обробки інформації. – 2013. – №9 (116). – С. 160 - 163.
12. Лемешко А.В. Особенности математического описания процессов многоадресной маршрутизации потоковыми моделями / А.В. Лемешко, К. Арус // Труды Северо-Кавказского филиала Московского технического университета связи и информатики, часть I. – Ростов-на-Дону: СКФ МТУСИ, 2014. – С. 94-98.

13. Арус К. Предотвращение перегрузки каналов связи при реализации отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационной сети / К. Арус, А.С. Еременко // Труды Северо-Кавказского филиала МТУСИ, часть I. – Ростов-на-Дону: ПЦ «Университет» СКФ МТУСИ, 2015. – С. 42–46.
14. Лемешко А.В. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети [Электронный ресурс] / А.В. Лемешко, Е.С. Невзорова, К.М. Арус // Проблемы телекоммуникацій. – 2015. – № 1 (16). – С. 54-71. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_lemeshko_coordination.pdf.
15. Lemeshko O.V. Fault-Tolerant Unicast, Multicast and Broadcast Routing Flow-Based Models / O.V. Lemeshko, К.М. Arous, O.S. Yeremenko // Scholars Journal of Engineering and Technology. – 2015. – 3(4A). – P. 343-350.
16. Лемешко А.В. Поточковая модель многоадресной маршрутизации / А.В. Лемешко, Кинан Моххамед Арус // Материалы 23-й Международной конференции "СВЧ-техника и телекоммуникационные технологии" (КрыМиКо'2013), Севастополь, 8-13 сентября 2013 г., в 2 т. – Севастополь: Вебер, 2013. Т.1. – С. 523-524.
17. Лемешко А.В. Модель отказоустойчивой маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационных сетях / А.В. Лемешко, К.М. Арус // Проблемы инфокоммуникаций. Наука и технологии (PIC S&T-2013): Сборник научных трудов первой международной научно-практической конференции, Харьков 9-11 октября 2013 г. – Харьков: ХНУРЭ, 2013. – С. 157-160.
18. Лемешко А.В. Повышение отказоустойчивости решений задач многоадресной и широковещательной маршрутизации в телекоммуникационных сетях / А.В. Лемешко, К.М. Арус // Труды Международной научно-технической конференции «Фундаментальные проблемы радиоэлектронного приборостроения» (INTERMATIC – 2013), часть 5, 2 – 6 декабря 2013 г. – Москва. – С. 91-94.
19. Лемешко А.В. Повышение надежности системы многоадресной и широковещательной маршрутизации в телекоммуникационных сетях / А.В. Лемешко, К.М. Арус // Сборник научных трудов II Международной конференции «Ресурсоэффективные системы в управлении и контроле: взгляд в будущее», в 4т. Т.1. – Томск: Изд-во Томского политехнического университета, 2013. – С. 124-127.
20. Arous K.M. Analysis of Fast ReRoute Model For Multicast And Broadcast Flows in MPLS Network / К.М. Arous, А.А. Romanyuk, N.A. Korolyuk // Modern Problems of Radio

Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proceedings of the international Conference TCSET'2014. – Lviv-Slavske, Ukraine, February 25 - March 1, 2014: Publishing House of Lviv Polytechnic, 2014. – P. 97-99.

21. Арус К.М. Нелинейная модель отказоустойчивой маршрутизации потоков в транспортной MPLS-сети / К.М. Арус, А.К. Хасан, А.А. Романюк // Материалы XVIII Международного молодежного форума «Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке». Т.4. Международная конференция «Перспективы развития телекоммуникационных и информационно-измерительных технологий». ХНУРЭ, 14-16 апреля 2014 г. – Харьков: ХНУРЭ. – С. 13-14.

22. Lemeshko O. Fast ReRoute Model for Different Backup Schemes in MPLS-Network / O. Lemeshko, K. Arous // Proceedings of First International IEEE Conference «Problems of Infocommunications. Science and Technology» (PICS&T-2014). – Kharkiv, Ukraine: 14-17 October, 2014. – PP. 39-41.

23. Лемешко О.В. Боротьба з перевантаженням телекомунікаційної мережі в умовах реалізації відмовостійкої маршрутизації мультипотокowego трафіка / О.В. Лемешко, К.М. Арус, Н. Тарікі // Матеріали 69-ї науково-технічної конференції професорсько-викладацького складу, науковців, аспірантів та студентів. Частина II. 5 - 7 грудня 2014 року. – Одеса: ОНАЗ, 2014. – С. 50-53.

24. Лемешко О.В. Модель відмовостійкої маршрутизації з реалізацією різних схем резервування ресурсів мережі в умовах мультипотокowego трафіку / О.В. Лемешко, К.М. Арус // Матеріали всеукраїнської науково-практичної конференції «Сучасні проблеми телекомунікацій і підготовка фахівців в галузі телекомунікацій – 2014» СПТЕЛ – 2014. – Львів: НУ "Львівська політехніка", 2014. – С. 15-20.

25. Лемешко А.В. Модель отказоустойчивой маршрутизации для различных схем резервирования сетевых ресурсов / А.В. Лемешко, К.М. Арус // Материалы Международной научно-технической конференции «Фундаментальные проблемы радиоэлектронного приборостроения, INTERMATIC–2014», 1–5 декабря 2014 г., Москва. / Под ред. академика РАН А.С. Сигова. – М.: МГТУ МИРЭА, 2014, часть 1. – С. 221-224.

26. Lemeshko O. Multicast Fast Re-Route Schemes for Multiflow Case / O. Lemeshko, Kinan Arous, Mohammed A.jabbar A.wahhab // Proceedings of XIIIth International IEEE conference «The experience of designing and application of CAD systems in microelectronics», CADSM'2015, 24-27 February 2015, Lviv-Poljana, Ukraine. – Lviv: Lviv Polytechnic Publishing House. – P. 422-424.

27. Арус К.М. Обеспечение масштабируемости решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационных сетях / К.М. Арус, А.С. Еременко // 19-й Международный молодежный форум «Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке». Сб. материалов форума. Т. 4. – Харьков: ХНУРЭ. – 2015. – С. 29 – 30.
28. Лемешко А.В. Обеспечение отказоустойчивости решений по многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети в условиях передачи мультимедийного трафика / А.В. Лемешко, К.М. Арус, А.С. Еременко // IX Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2015: Збірник матеріалів конференції. – К.: НТУУ «КПІ», 2015. – С. 146 – 148.
29. Еременко А.С. Модель отказоустойчивой маршрутизации с поддержкой масштабируемости решений в телекоммуникационных сетях / А.С. Еременко, К.М. Арус, Н. Тарики // Тези доповідей четвертої міжнародної науково-технічної конференції "Проблеми інформатизації", 9-10 квітня 2015 року. – Київ: ДУТ, 2015. – С. 33.
30. Арус К.М. Підвищення масштабованості рішень щодо відмовостійкості маршрутизації в телекомунікаційних мережах військового призначення / К.М. Арус, О.С. Еременко // Тези доповідей одинадцятої наукової конференції Харківського університету повітряних сил імені Івана Кожедуба, 8-9 квітня 2015 року. – Х: ХУПС. – С. 55.
31. Патент на корисну модель 99837 Україна, МПК G06G 3/00 (2015.01). Спосіб відмовостійкої маршрутизації мультимедийного трафіку з підтримкою різних схем резервування мережних ресурсів / О.В. Лемешко, К.М. Арус, Т.В. Вавенко; власник Харківський національний університет радіоелектроніки. – № u201500068. Заявл. 05.01.2015, Опубл. 25.06.2015. Бюл. №12.
32. ITU-T Recommendation Y.101: Global Information Infrastructure terminology: Terms and definitions // ITU-T. 2000. – 22 p.
33. ITU-T Recommendation Y.110: Global Information Infrastructure principles and framework architecture // ITU-T. 1998. – 47 p.
34. ITU-T Recommendation Y.120: Global Information Infrastructure scenario methodology // ITU-T. 1998. – 17 p.
35. ITU-T Recommendation Y.130: Information communication architecture // ITU-T. 2000. – 50 p.
36. ITU-T Recommendation Y.140: Global Information Infrastructure (GII): Reference points for interconnection framework // ITU-T. 2000. – 33 p.

37. Багатоканальний електровз'язок та телекомунікаційні технології: Підручник / О.В. Лемешко, В.В. Поповський, В.А. Лошаков, за ред. В.В. Поповського // Харків: ТОВ "Компанія СМІТ", 2010. – 470 с.
38. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP: пер. с англ./ Ш. Вегешна // М.: Издат. дом "Вильямс", 2003. – 386 с.
39. Marsic I. Computer Networks: Performance and Quality of Service / I. Marsic // Rutgers University, 2013. – 500 p.
40. Álvarez S. QoS for IP/MPLS networks / S. Álvarez. // Cisco Press, 2006. – 299 p.
41. Chen-Khong T. QoS-based routing algorithm for PNNI ATM networks / Chen-Khong T., Jianning M., Lawrence W. C. // Comput. Commun. – 2002. – Vol.25, № 7. – P.714-729.
42. Руденко И. Маршрутизаторы CISCO для IP-сетей / И. Руденко. – М.: КУДИС-ОБРАЗ, 2003. – 656 с.
43. Хелеби С. Принципы маршрутизации в Internet / С. Хелеби, Д. Мак-Ферсон. – М: Издательский дом «Вильямс», 2001. – 1100 с.
44. Pragyansmita P. Survey of Multicast Routing Algorithms and Protocols / P. Pragyansmita, S.V. Raghavan // Proceedings of the Fifteenth International Conference on Computer Communication (ICCC 2002). – 2002. – P. 902-926.
45. Williamson B. Developing IP Multicast Networks / B. Williamson. – Cisco Press, 2000. – 592 p.
46. Rosenberg E. A Primer of Multicast Routing / E. Rosenberg. – Springer Briefs in Computer Science, 2012. – 117 p.
47. Joseph V. Deploying Next Generation Multicast-enabled Applications: Label Switched Multicast for MPLS VPNs, VPLS, and Wholesale Ethernet / V. Joseph, S. Mulugu. Kindle Edition. Elsevier Inc, 2011. – 560 p.
48. Dalal Y.K. Reverse path forwarding of broadcast packets / Y.K. Dalal, R.M. Metcalfe // Communications of the ACM. – 1978. – Vol. 21, Issue 12. – PP. 1040-1048.
49. Keshav S., Paul S. Centralized Multicast / S. Keshav, S. Paul // Computer Science Department, Cornell University, USA, Technical Report TR98-1688, 1998.
50. Oliveira C.A.S. A Survey of Combinatorial Optimization Problems in Multicast Routing / C.A.S. Oliveira, P.M. Pardalos // Computers and Operations Research. – 2005. – Vol. 32, Issue 8. – PP. 1953-1981.

51. Жарикова В.О. Математическая модель анализа многоадресной маршрутизации в мультисервисной сети связи / В.О. Жарикова, С.Н. Новиков // Доклады Томского государственного университета систем управления и радиоэлектроники. – 2012. – № 1-2 (25). – С. 92-96.
52. Paul P. Survey of multicast routing algorithms and protocols / P. Paul, S.V. Raghavan // Proceedings of the Fifteenth International Conference on Computer Communication (ICCC 2002). – 2002. – PP. 902-926.
53. Wang Y. Explicit routing algorithms for Internet Traffic Engineering / Y. Wang, Z. Wang // Proc. of 8th International Conference on Computer Communications and Networks. Paris, 1999. – P. 582-588.
54. Lemeshko O. A flow-based model of two-level routing in multiservice network / O. Lemeshko, Ahmad M. Hailan, Ali S. Ali. // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proceedings of the international Conference TCSET'2010. – Lviv-Slavsko: Publishing House of Lviv Polytechnic, 2010. – P. 225.
55. Segall A. The modeling of adaptive routing in data communications networks / A. Segall // IEEE Trans. on communications. – 1975. –Vol. 25, № 1. – P.85 – 95.
56. Лемешко А.В. Динамическая модель комплексного решения задач маршрутизации и абонентского доступа в территориально-распределенных телекоммуникационных сетях / А.В. Лемешко, А.Г. Беленков // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. – 2003. – Вып. 18. – С. 134 – 139.
57. Евсеева О.Ю. Решение задачи иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационных сетях методом предсказания взаимодействия // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. Харьков: НАКУ «ХАИ». – 2003. – Вып.21. – С. 102-111.
58. Лемешко А.В. Исследование модели управления трафиком с анализом областей превентивного ограничения его интенсивности на границе сети / А.В. Лемешко, Ю.Н. Добрышкин, С.А. Щербинин // Моделювання та інформаційні технології. Збірник наукових праць. Вип. 49. – К.: Інститут проблем моделювання в енергетиці Національної АН України. – 2008. – С. 65-71.
59. Лемешко А.В., Стерин В.Л. Динамическая модель структурно-функционального синтеза транспортной ТКС [Электронный ресурс] // Проблеми телекомунікацій. – 2011. – № 3 (5). – С. 8 – 17. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2011/3/1/113_lemeshko_synthesis.pdf.

60. Стерин В.Л. Технично-экономическая модель многоэтапного структурного и функционального синтеза телекоммуникационной сети [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникацій. – 2013. – № 1 (10). – С. 3 – 12. – Режим доступа к журн.: http://pt.journal.kh.ua/2013/1/1/131_sterin_design.pdf.
61. Sage Research, IP Service Provider Downtime Study: Analysis of Downtime Causes, Costs and Containment Strategies, August 17, 2001, Prepared for Cisco SPLOB.
62. Макаренко С.И. Время сходимости протоколов маршрутизации при отказах в сети // Системы управления, связи и безопасности. – 2015. – №2. – С. 45-98.
63. Pan P., Swallow G., Avici Ed. RFC 4090: Fast Reroute Extensions to RSVP-TE for LSP Tunnels // IETF. – 2005. – 38 p.
64. Previdi S. RFC 6981: A Framework for IP and MPLS Fast Reroute Using Not-Via Addresses // IETF. – 2013. – 34 p.
65. Bryant S. RFC 5714: IP Fast Reroute Framework // IETF. – 2010. – 14 p.
66. Atlas A., Zinin A. RFC 5286: Basic Specification for IP Fast Reroute: Loop-Free Alternates // IETF. – 2008. – 41 p.
67. Poretsky S., Imhoff B., Michielsen K. RFC 6413: Benchmarking Methodology for Link-State IGP Data-Plane Route Convergence // IETF. – 2011. – 42 p.
68. Manral V., White R., Shaikh A. RFC 4063: Considerations When Using Basic OSPF Convergence Benchmarks // IETF. – 2011. – 11 p.
69. Gomes T. Protected shortest path visiting specified nodes / T. Gomes, S. Marques, L. Martins, M. Pascoal, D. Tipper // 7th International Workshop «Reliable Networks Design and Modeling (RNDM)», 2015. – P. 120-127.
70. Kamran M. Multiple Fault Tolerance in MPLS Network using Open Source Network Simulator / M. Kamran, A.N. Mian // Proceedings of the 4th International Conference on Open-Source Systems and Technologies (ICOSST 2010). – P. 22-24.
71. Had M., Geo C., Pap M., Vass V. A Hybrid Fault-Tolerant Algorithm for MPLS Networks / M.Had, C.Geo, M.Pap, V.Vass // WWIC 2008. – P. 41-52.
72. Raj A. A Survey of IP and Multiprotocol Label Switching Fast Reroute Schemes / A. Raj, O.Ibe // Comput. Netw. 2007. vol. 51. № 8. pp. 1882–1907.
73. Xi K. IP fast reroute for double-link failure recovery / K. Xi, H. Chao // Proceeding of the 28th IEEE conference GLOBECOM'09. – 2009. – P. 1035-1042.

74. Sundarrajan A. Fast Rerouting for IP Multicast Under Single Node Failures / A. Sundarrajan, S. Ramasubramanian // Global Communications Conference (GLOBECOM'2013). – 2013. – Publisher: IEEE. – P. 2076- 2081.
75. Tam A.S.-W. A Fast Reroute Scheme for IP Multicast / A.S.-W. Tam, Xi Kang, H.J. Chao // Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2009). – 2009, Publisher: IEEE. – P. 1-7.
76. Liu V. Spare capacity allocation using shared backup path protection for dual link failures / V. Liu, D. Tipper // Computer Communications. – 2013. – Vol. 36, issue 6. – P. 667-677.
77. RFC 2702: Requirements for Traffic Engineering Over MPLS // IETF. PROPOSED STANDARD. September. 1999. – 29 p.
78. Seok Y. Dynamic Constrained Traffic Engineering for Multicast Routing / Y. Seok, Y. Lee, Y. Choi, C. Kim // Proc. Wired Communications and Management. – 2002. – Vol. 2343. – P. 278-288.
79. Гэри М. Вычислительные машины и труднорешаемые задачи / М. Гэри, Д. Джонсон – М.: Мир, 1982. – 416 с.
80. Маслаченок Ю.С. Финансовый менеджмент в коммерческом банке / Ю.С. Маслаченок. – М.: Перспектива, 1996. – 159 с.
81. Хоролич Г.Б. Эволюционные алгоритмы решения задач смешанной целочисленной оптимизации // Автореферат диссертации на соискание ученой степени кандидата технических наук. Специальность: 05.13.01 - Системный анализ, управление и обработка информации, 2002, Красноярск: Сибирская аэрокосмическая академия им. ак. М.Ф. Решетнева. – 164 с.
82. Lee Y., Constrained multipath routing method in a multi-protocol label switching (MPLS) network / Y. Lee, C. Kim, Y. Seok, Y. Choi, T. Jeong // Patent number: 7889661. Febr. 15. – 2011. – 9 p.
83. Lee Y. A Constrained Multipath Traffic Engineering Scheme for MPLS Networks / Y. Lee, Y. Seok, Y. Choi, C. Kim // Proc. IEEE ICC'2002. – 2002. – P. 2431-2436.
84. Lemeshko A.V. Research on Tensor Model of Multipath Routing in Telecommunication Network with Support of Service Quality by Greater Number of Indices / A.V. Lemeshko,

O.Yu. Evseeva, S.V. Garkusha // *Telecommunications and RadioEngineering*. – 2014. – Vol.73, No 15. – P. 1339-1360.

85. Лемешко А.В. Поточковая модель маршрутизации с учетом потерь пакетов на узлах телекоммуникационной сети / А.В. Лемешко, О.Ю. Евсеева, С.В. Гаркуша // *Радиотехнические и телекоммуникационные системы*. – 2013. – № 2. – С. 52-60.

86. Лемешко А.В. Математическая модель отказоустойчивой маршрутизации, представленная алгебраическими уравнениями состояния MPLS-сети / А.В. Лемешко, Е.В. Козлова, А.А. Романюк // *Системи обробки інформації*. – 2013. – Вип.2(109). – С.217-219.

87. Лемешко А.В. Поточковая модель отказоустойчивой маршрутизации в MPLS-сети / А.В. Лемешко, Е.В. Козлова, А.А. Романюк // *Материалы 23-й Международной конференции "СВЧ-техника и телекоммуникационные технологии"*, Севастополь, 8-13 сентября 2013 г., в 2 т. – Севастополь: Вебер, 2013. Т.1. – С. 509-510.

88. Lemeshko O. Design schemes for MPLS Fast ReRoute / O. Lemeshko, A. Romanyuk, H.Kozlova // *XIIth International Conference The experience of designing and application of cad systems in microelectronics, Polyana-Svalyava-(Zakarpattya), UKRAINE 19-23 February 2013: Publishing House of Lviv Polytechnic*, 2013. – P. 202-203.

89. Лемешко О.В. Результати порівняльного аналізу поточкових моделей маршрутизації в телекомунікаційних мережах / О.В. Лемешко, О.А. Дробот, Д.В. Симоненко // *Збірник наукових праць ХУПС*. – 2007. – Вип. 1(13). – С. 66-69.

90. Tawarmalani M. Global optimization of mixed-integer nonlinear programs: A theoretical and computational study / M. Tawarmalani, N.V. Sahinidis // *Mathematical Programming*. – 2004. – Vol. 99(3). – P. 563-591.

91. Tawarmalani M. Convexification and global optimization in continuous and mixed-integer nonlinear programming: theory, algorithms, software, and applications, nonconvex optimization and its applications / M. Tawarmalani, N.V. Sahinidis. Series, 65. – Boston MA: Kluwer Academic Publishers, 2002. – 499 p.

92. Kocis G.R. Computation Experience with DICOPT: solving MILNP problems in process systems engineering / G.R. Kocis, I.E. Grossmann // *Computers Chem. Eng.* – 1989. – Vol. 13. – P. 307-315.

93. Костевич Л.С. Математическое программирование: Информ. технологии оптимальных решений / Л.С. Костевич. – Мн.: Новое знание, 2003. – 150 с.
94. Бертсекас Д. Условная оптимизация и методы множителей Лагранжа. – М.: Радио и связь, 1987. – 400 с.
95. Сейдж Э.П. Оптимальное управление системами. Пер. с англ. под ред. Б.Р.Левина / Э.П. Сейдж, Ч.С. Уайт. – М.: Радио и связь, 1982. – 392 с.
96. Еремин И.И. О методе "штрафов" в выпуклом программировании // Кибернетика. – 1967. – № 4. – С.63-67.
97. Чен К. MATLAB в математических исследованиях: Пер. с англ. / К. Чен, П. Джиблин, А. Ирвинг. – М.: Мир, 2001. – 346 с.
98. Ануфриев И.Е. MATLAB 7 / И.Е. Ануфриев, А.Б. Смирнов, Е.Н. Смирнова – СПб.: БХВ-Петербург, 2005. – 1104 с.
99. Дьяконов В. П. MATLAB 7.* / R2006 / R2007: Самоучитель / В. П. Дьяконов – М.: ДМК Пресс, 2008. – 768 с.
100. Месарович М. Теория иерархических многоуровневых систем / М. Месарович, Д. Мако, И. Такахака. – М.: Мир, 1973. – 344 с.
101. Сингх М. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление / М. Сингх, А. Титли. – М.: Машиностроение, 1986. – 494 с.
102. Лемешко А.В. Модель и метод иерархической маршрутизации на основе резервирования ресурсов в сети IP/IntSev / А.В. Лемешко, Ахмад М. Хайлан, М.В. Семеняка // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. 2010. – Вып. 163. – С. 79-84.
103. Lemeshko O. The Increasing Convergence of Coordination Procedure in The Implementation of Multipath Hierarchical Routing / O. Lemeshko, O.Nevzorova, A. Hailan // Proc. of First IEEE Conference PICST. – Kharkiv, Ukraine: 14-17 October, 2014. – P. 45-48.
104. Software-Defined Networking: The New Norm for Networks // Open Networking Foundation, 2012. – 12 p.
105. Nadeau T. SDN: Software Defined Networks / T. Nadeau, K. Gray // O'Reilly Media, 2013. – 384 p.

ПРИЛОЖЕНИЕ А

РЕЗУЛЬТАТЫ АНАЛИЗА СХОДИМОСТИ ПРЕДЛОЖЕННОГО ИЕРАРХИЧЕСКО-КООРДИНАЦИОННОГО МЕТОДА ДЛЯ ТРЕХ ПОТОКОВ

При обслуживании 3-х потоков исходные данные для последующих расчетов указаны в табл. А.1 и представлены на рис. А.1.

Таблица А.1

Характеристики трех многоадресных потоков

№ потока	Интенсивность потока, 1/с	Узел-отправитель	Узлы-получатели
1	$\lambda^{1i} = 10 \div 50$	M_1	M_3, M_4, M_5, M_6
2	$\lambda^{17} = 10 \div 100$	M_7	M_2, M_4, M_5
3	$\lambda^{2i} = 10 \div 50$	M_1	M_3, M_4, M_5, M_6

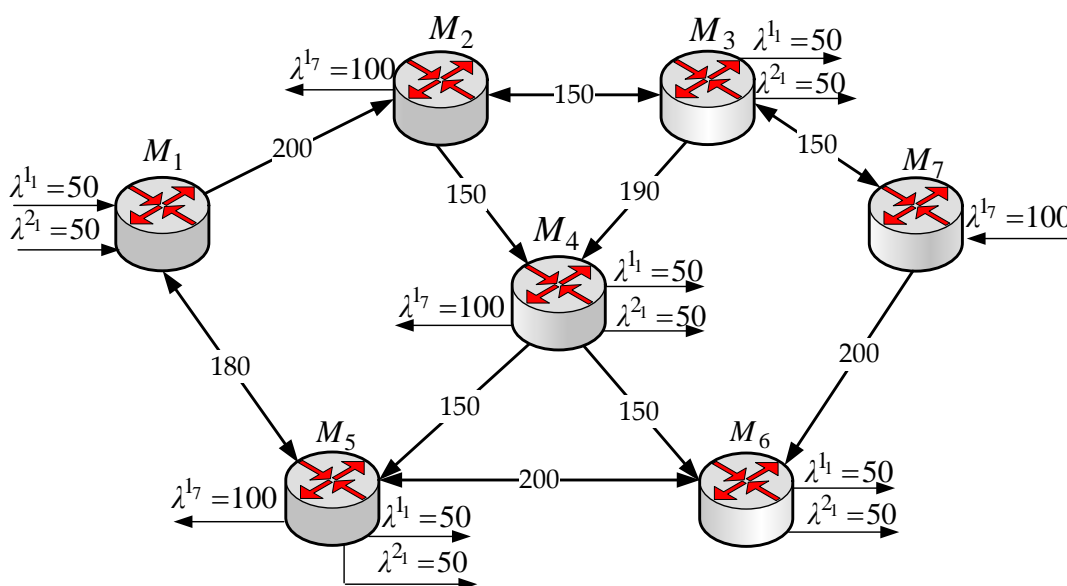


Рис. А.1. Исходные данные для решения задачи отказоустойчивой многоадресной маршрутизации для трех потоков

Результаты анализа сходимости координационной процедуры (4.17), (4.18), а также расхождение результатов расчета для централизованной и иерархическо-координационной многоадресной маршрутизации (4.19) представлены в табл. А.2

Таблица А.2

Результаты анализа сходимости метода многоадресной маршрутизации при наличии 3-х потоков

№ варианта расчета	Интенсивность первого потока пакетов, 1/с	Интенсивность второго потока пакетов, 1/с	Интенсивность третьего потока пакетов, 1/с	Количество координирующих итераций (4.17), (4.18)	Δ , %
1	10	10	10	0	0
2	15	10	10	0	0
...	
10	20	20	20	0	0
...	
180	30	40	35	0	6,3
181	30	90	35	1	8,7
...	
194	40	90	40	2	8,9
195	45	90	40	3	9,5
196	45	90	45	3	9,5
197	45	95	45	3	9,6
198	50	95	45	4	9,2
199	50	95	50	5	9,8
200	50	100	50	7	10,1

На рис. А.2, рис. А.3 и рис. А.4 показаны результаты решения задачи многоадресной маршрутизации для первого, второго и третьего потоков соответственно до начала работы координационной процедуры (4.17),

(4.18). Результаты приведены для случая максимально возможной загрузки ТКС, т.е. для 200-го варианта расчета (табл. А.2).

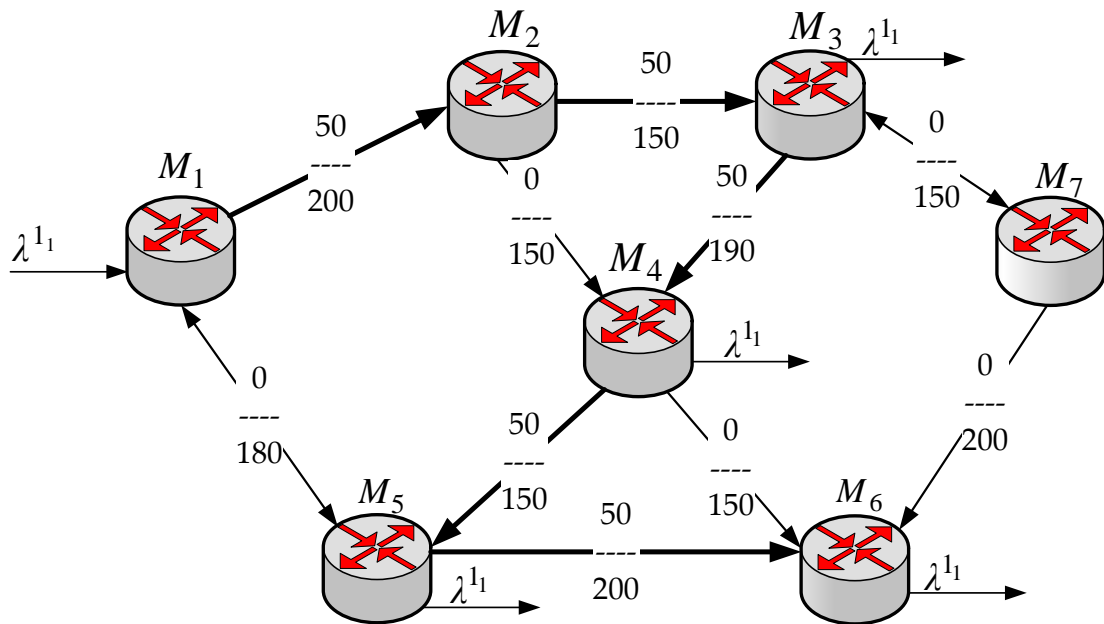


Рис. А.2. Дерево маршрутов для первого потока пакетов, полученное до начала работы координирующей процедуры

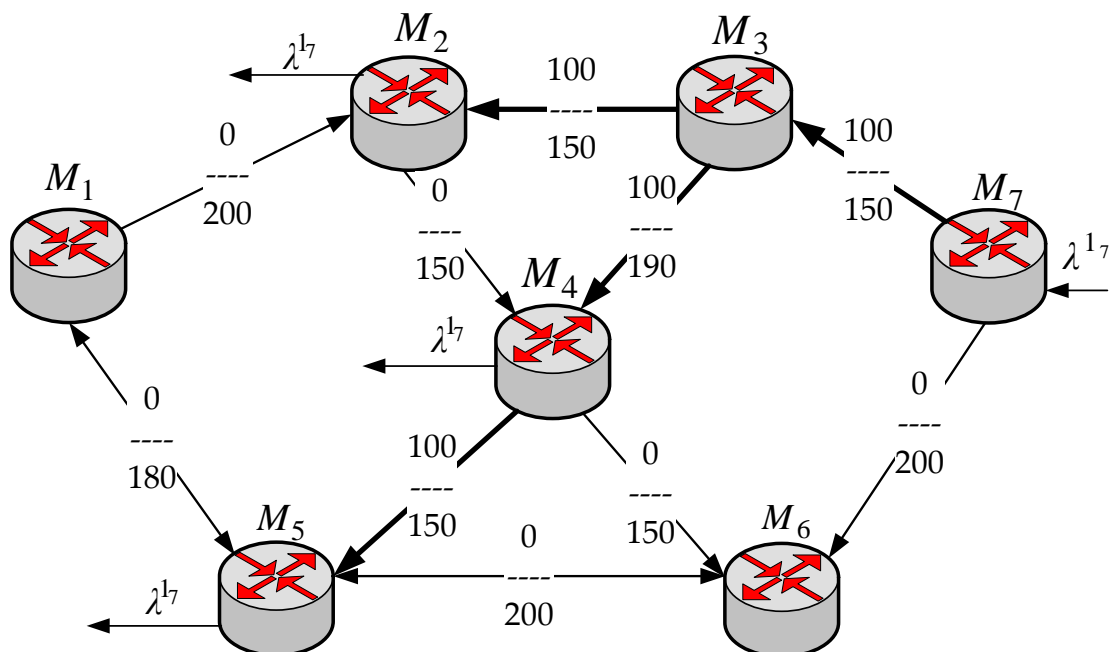


Рис. А.3. Дерево маршрутов для второго потока пакетов, полученное до начала работы координирующей процедуры

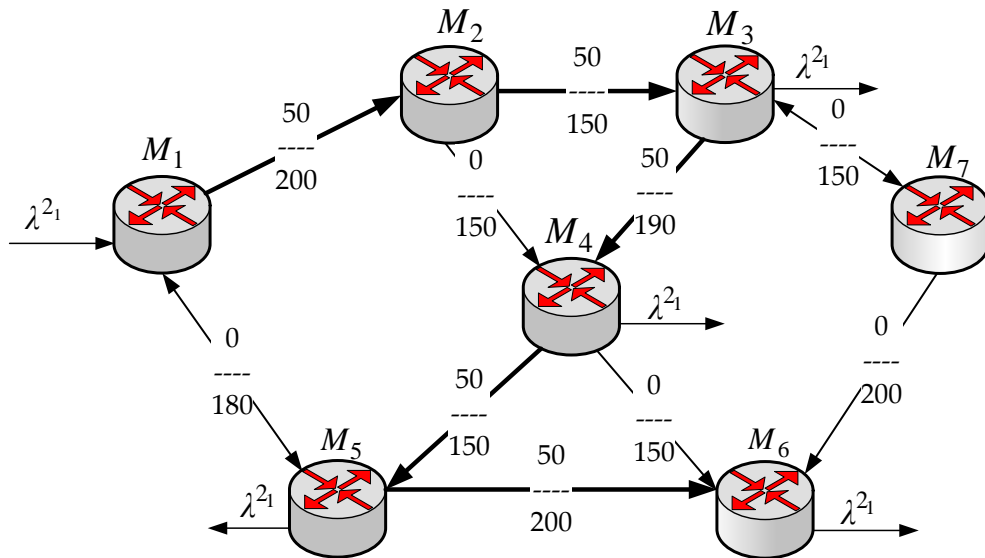


Рис. А.4. Дерево маршрутов для третьего потока пакетов, полученное до начала работы координирующей процедуры

На рис. А.5 показан результирующий порядок маршрутизации трех многоадресных потоков, полученный до начала работы координирующей процедуры (4.17), (4.18), с указанием перегруженных каналов связи: между маршрутизаторами M_2 и M_3 , M_3 и M_4 , а также между M_4 и M_5 .

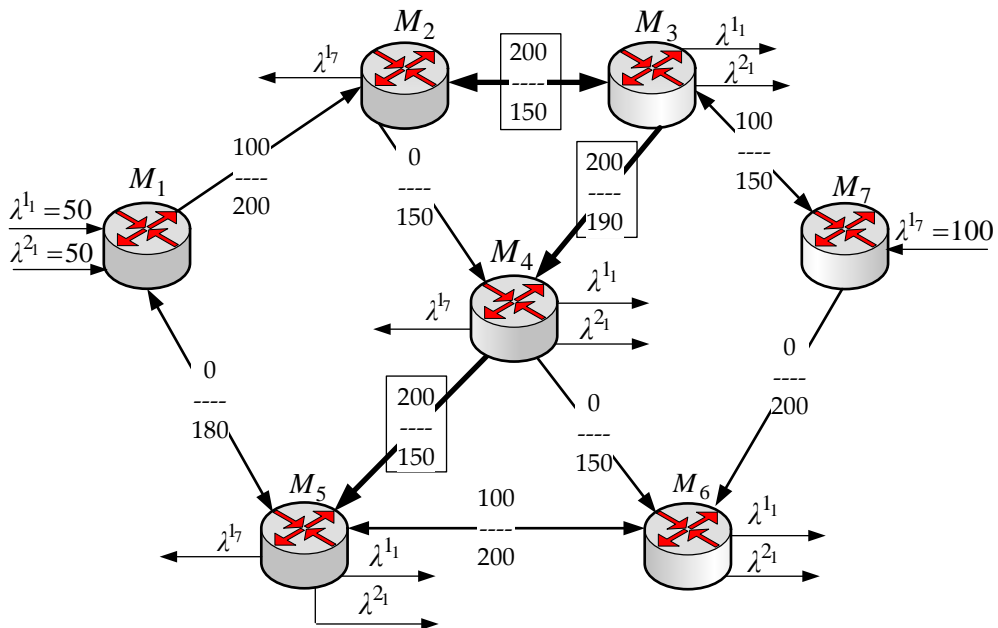


Рис. А.5. Результирующий порядок маршрутизации трех многоадресных потоков, полученный до начала работы координирующей процедуры

На рис. А.6, рис. А.7 и рис. А.8 показаны результаты решения задачи многоадресной маршрутизации для первого, второго и третьего потоков соответственно после окончания работы координационной процедуры (4.17), (4.18), т.е. после седьмой итерации.

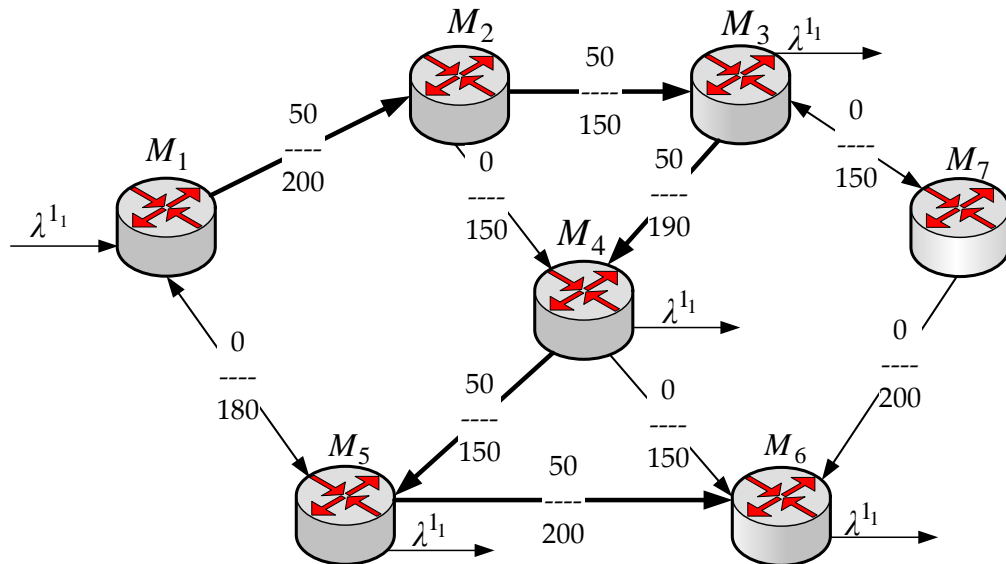


Рис. А.6. Дерево маршрутов для первого потока пакетов, полученное после окончания работы координирующей процедуры

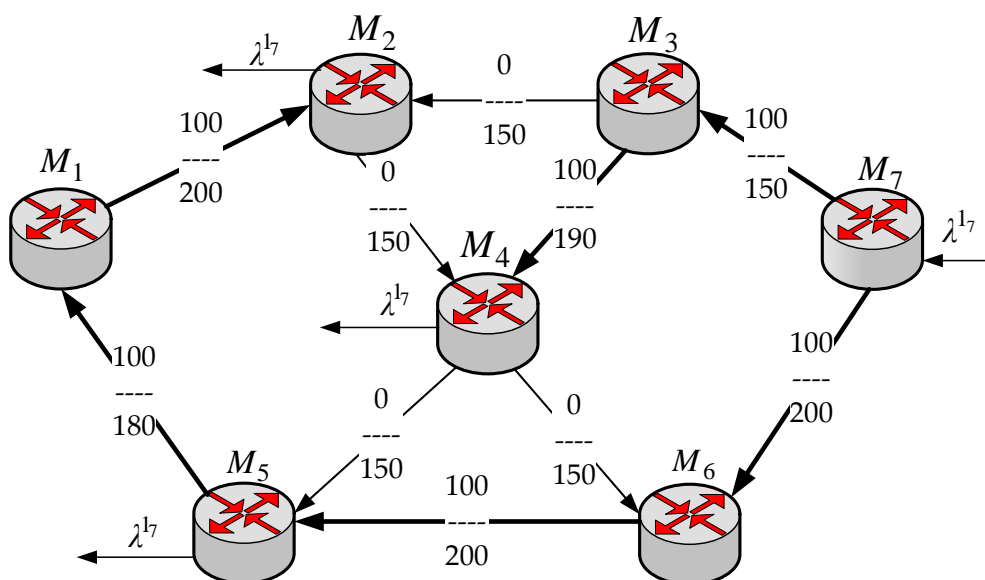


Рис. А.7. Дерево маршрутов для второго потока пакетов, полученное после окончания работы координирующей процедуры

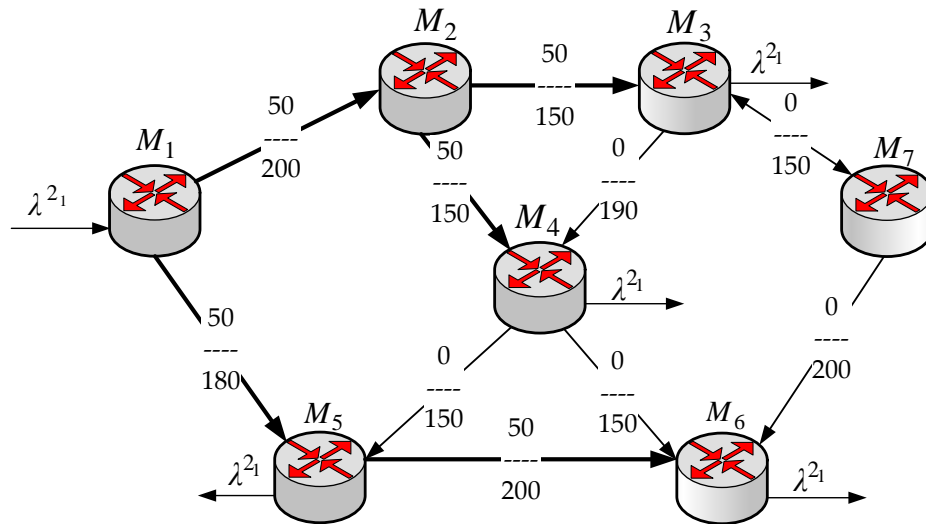


Рис. А.8. Дерево маршрутов для третьего потока пакетов, полученное после окончания работы координирующей процедуры

На рис. А.9 показан результирующий порядок маршрутизации трех многоадресных потоков, полученный по окончании работы координирующей процедуры (4.17), (4.18), т.е. после 7 итерации. В результате работы метода (4.1)-(4.18) перегрузка каналов связи ТКС не наблюдалась.

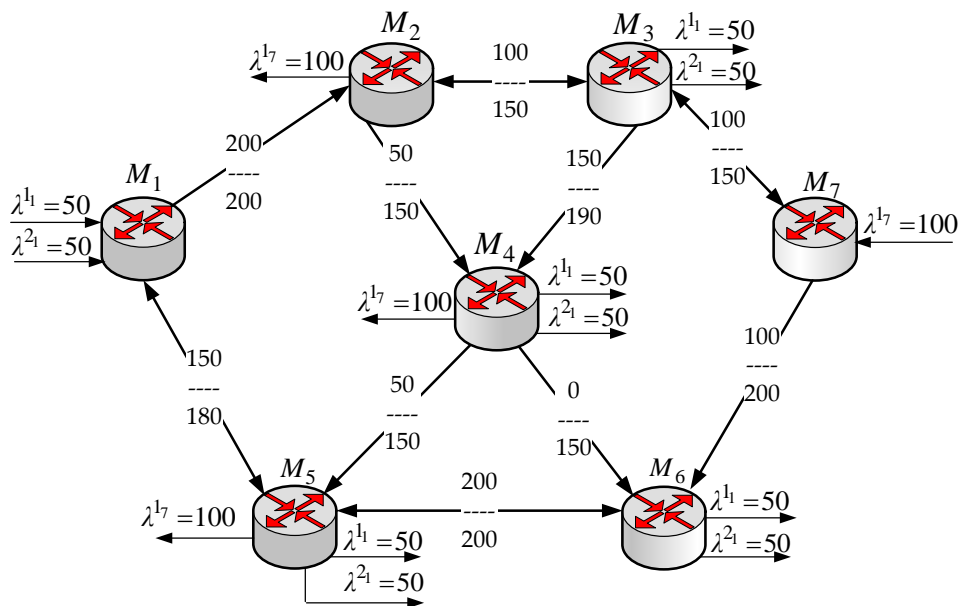
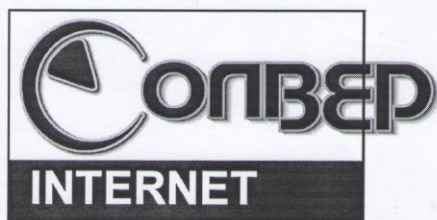


Рис. А.9. Результирующий порядок маршрутизации трех многоадресных потоков, полученный по окончании работы координирующей процедуры

ПРИЛОЖЕНИЕ Б

АКТЫ ВНЕДРЕНИЯ



НВ ТОВ "СОЛВЕР"

36037 м. Полтава, просп. М.Вавілова, 3 к. 51
 а/с 1700, м. Полтава, 36003
 Код ЄДРПОУ 21042304
 тел./факс (0532) 62-99-99
 E-mail: buh@solver.net.ua
 Web: <http://www.opti.net.ua>



АКТ

про використання

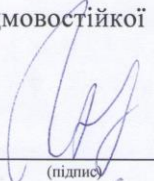
Науково-виробничим товариством з обмеженою відповідальністю "СОЛВЕР"
 результатів дисертаційної роботи Аруса Кінана за темою
 "Потокові моделі та метод багатоадресної та відмовостійкої маршрутизації в
 мультисервісних телекомунікаційних мережах", представлену на здобуття
 наукового ступеня доктора технічних наук за спеціальністю
 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Комісія у складі:

голови – технічного директора Григор'єва О. А.,
 членів – провідного фахівця відділу планування мережі Землякова О. В.,
 розглянула результати дисертаційної роботи Аруса К.М. та дійшла висновку, що
 матеріали дисертації використані при аналізі продуктивності телекомунікаційної
 системи, яка проектується під час розвитку телекомунікаційної інфраструктури
 Науково-виробничого товариства з обмеженою відповідальністю "СОЛВЕР", а
 саме:

1. Потокова модель багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі.
2. Потокова модель відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційній мережі.

Голова комісії



 (підпис)

О. А. Григор'єв

Член комісії

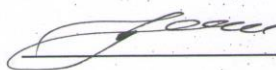


 (підпис)

О. В. Земляков

ЗАТВЕРДЖУЮ

Проректор з науково-педагогічної роботи
Харківського національного університету
радіоелектроніки



проф. *Лесна Н.С.



« 21 » 8 2015 р.

АКТ

про впровадження результатів дисертаційної роботи Аруса К.М. за темою «Потокові моделі та метод багатоадресної та відмовостійкої маршрутизації в мультисервісних телекомунікаційних мережах», представлену на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі.

Комісія у складі:

голови – д.т.н., проф., зав. каф. ТКС Поповського В.В.;

членів – к.т.н., доц. каф. ТКС Москалець М.В.;

– к.т.н., доц. каф. Єпішкін С.О.

склала даний акт у тому, що результати дисертаційної роботи Аруса К.М., а саме:

1. Потокова модель багатоадресної маршрутизації в мультисервісній телекомунікаційній мережі.
2. Потокова модель відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційній мережі.

впроваджені у навчальному процесі кафедри телекомунікаційних систем ХНУРЕ в курсі лекцій та на практичних заняттях дисципліни «Управління та маршрутизація в ТКС».

Голова комісії

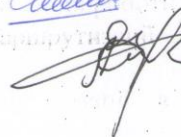


В.В. Поповський

Члени комісії



М.В. Москалець



С.О. Єпішкін