

Ордена Трудового Красного Знамени федеральное государственное бюджетное
образовательное учреждение высшего образования
«Московский технический университет связи и информатики»

На правах рукописи

Иванов Валерий Игоревич

**Методы многопутевой маршрутизации
с балансировкой нагрузки и обработки информации
о местоположении абонентских терминалов
в низкоорбитальных спутниковых системах связи
с межспутниковыми линиями**

Специальность 05.12.13 – Системы, сети и устройства телекоммуникаций

Диссертация на соискание учёной степени кандидата технических наук

Научный руководитель:
д.т.н., доц. Терешонок М.В.

Москва, 2020

ОГЛАВЛЕНИЕ

ВВЕДЕНИЕ.....	5
1. КЛАССИФИКАЦИЯ И АНАЛИЗ МЕТОДОВ ОБРАБОТКИ ИНФОРМАЦИИ О МЕСТОПОЛОЖЕНИИ АБОНЕНТСКИХ ТЕРМИНАЛОВ И МЕТОДОВ МАРШРУТИЗАЦИИ В НССС.....	10
1.1 Классификация и анализ методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС	14
1.2 Описание методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС	22
1.2.1 Описание методов обработки информации о местоположении в сетях IP, адаптированных к НССС.....	22
1.2.2 Описание методов обработки информации о местоположении абонентов в сотовых системах, адаптированных к НССС.....	25
1.2.3 Описание методов обработки информации о местоположении абонентов, разработанных изначально для НССС.....	28
1.3 Классификация, анализ и описание методов маршрутизации в НССС	34
1.3.1 Анализ методов централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки.....	37
1.3.2 Выводы по анализу методов централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки.....	43
1.3.3 Анализ методов распределённой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС.....	48
1.3.4 Выводы по анализу методов распределённой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС.....	53
1.4 Выводы по разделу 1.....	54
2. МЕТОД РАСПРЕДЕЛЁННОЙ ОБРАБОТКИ ИНФОРМАЦИИ О МЕСТОПОЛОЖЕНИИ АБОНЕНТСКИХ ТЕРМИНАЛОВ В НССС	56
2.1 Метод рассылки информации о местоположении.....	56
2.2 Метод запроса информации о местоположении.....	61
2.3 Имитационное моделирование и сравнение предложенного метода с другими методами.....	69
2.3.1 Имитационная модель спутниковой системы.....	69

2.3.2 Моделирование предложенного метода	80
2.3.2.1 Сравнение рассылки запросов всем спутникам с рассылкой запросов по старому местоположению.....	80
2.3.2.2 Метод выбора оптимального значения N	83
2.3.3 Сравнение предложенного метода распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС с другими методами	88
2.4 Выводы по разделу 2.....	101
3. МЕТОД ЦЕНТРАЛИЗОВАННОЙ МНОГОПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ С БАЛАНСИРОВКОЙ НАГРУЗКИ В НССС С МЕЖСПУТНИКОВЫМИ ЛИНИЯМИ.....	103
3.1 Описание метода централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС с межспутниковыми линиями и задание задачи балансировки нагрузки	103
3.2 Функция случайного создания и функция случайного изменения решения для алгоритма эвристической оптимизации.....	108
3.3 Функция оценки решения для алгоритма эвристической оптимизации	111
3.4 Алгоритм расчёта маршрутов	113
3.5 Эвристический алгоритм оптимизации для решения задачи балансировки нагрузки.....	123
3.6 Результаты имитационного моделирования	126
3.6.1 Модель спутниковой системы	126
3.6.1.1 Модель спутниковой группировки	126
3.6.1.2 Модель терминалов	126
3.6.2 Сравнение предложенного метода централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС с другими методами.....	129
3.7 Выводы по разделу 3.....	142
4. МЕТОД РАСПРЕДЕЛЁННОЙ МНОГОПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ С БАЛАНСИРОВКОЙ НАГРУЗКИ В НССС	145
4.1 Описание принципа действия метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС	146
4.2 Обоснование предложенного метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС	157

4.2.1 Выбор сочетания методов	158
4.2.2 Метод поиска оптимальных параметров предложенного метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС	163
4.3 Сравнение предложенного метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС с другими методами	169
4.4 Выводы по разделу 4.....	179
ЗАКЛЮЧЕНИЕ	180
СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ.....	182
ПРИЛОЖЕНИЕ. АКТ ОБ ИСПОЛЬЗОВАНИИ РЕЗУЛЬТАТОВ ДИССЕРТАЦИОННОЙ РАБОТЫ	192

ВВЕДЕНИЕ

Актуальность темы исследования

Оптимальное управление трафиком в низкоорбитальных спутниковых сетях связи (НССС) является важной научной задачей. Сложность данной задачи обусловлена непостоянством взаимного расположения спутников и их движением относительно абонентов [12, 13]. В соответствии с концепцией федеральной целевой программы «Комплексное развитие космических информационных технологий на период 2020-2030 годы» в ближайшие годы ожидается увеличение количества связных спутников и многократный рост нагрузки на спутниковую инфраструктуру, что приведёт к необходимости разработки новых методов оптимального управления нагрузкой и маршрутизацией в НССС. Приведённые обстоятельства обуславливают актуальность темы диссертационного исследования.

Объектом исследований выбраны низкоорбитальные спутниковые сети связи, а **предметом исследований** – методы маршрутизации и обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС.

Степень разработанности темы

Управлению трафиком в спутниковых сетях связи посвящено достаточное количество работ, не утративших актуальность и по сей день. К настоящему времени (2020 г.) в трудах Чечина Г.В., Азина Н.В., Камнева В.Е., Кучерявого А.Е., Лазарева В.Г., Лазарева Ю.В. [1, 3, 4, 6-10, 23-31, 36, 38-43, 47, 48, 52-66, 69-72, 75-83] заложены необходимые научные предпосылки для решения проблемных вопросов централизованного поиска местоположения абонентских терминалов и QoS маршрутизации с использованием одного маршрута. В то же время, проблеме распределённого хранения на спутниках данных о местоположении абонентских терминалов исследователи до сих пор (2020 г.) уделяют недостаточно внимания.

Проблематика оптимальной маршрутизации с учётом множества путей между разными спутниками в настоящий момент также недостаточно проработана.

Целью диссертационного исследования является повышение эффективности передачи данных в НССС за счёт использования новых методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов и новых методов маршрутизации.

Для достижения цели диссертационного исследования поставлена **научная задача** разработки новых, более эффективных методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов и маршрутизации в НССС.

Для решения научной задачи и достижения цели диссертационного исследования в работе поставлены и решены три **частные научные задачи**.

1. Разработка и исследование метода распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС.
2. Разработка и исследование метода централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС.
3. Разработка и исследование метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС.

Научная новизна результатов исследования состоит в следующем.

1. Разработан метод распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС. Разработанный метод обеспечивает меньшую задержку ответа на запрос местоположения, чем другие существующие методы обработки информации о местоположении в НССС. Разработанный метод, в отличие от других существующих, работает без использования земных станций, что делает спутниковую группировку независимой от наземного сегмента в рамках обработки информации о местоположении.

2. Разработаны методы централизованной и распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС, обеспечивающие значительное снижение вероятности потери пакетов и

повышение пропускной способности НССС по сравнению с другими существующими методами.

Теоретическая значимость работы обусловлена вкладом в два научных направления:

- 1) развитие методов распределённой обработки служебной геоинформации в сетях с динамически меняющимися связями;
- 2) развитие методов многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в сетях с динамически меняющимися связями.

Практическая значимость работы обусловлена возможностью применения разработанных методов для эффективного управления передачей данных в НССС и, как следствие, для повышения пропускной способности НССС и снижения вероятности потери пакетов в НССС. Созданные методы можно применить не только в НССС, но и в спутниковых системах с другим типом орбит, а также в наземных децентрализованных сетях связи. Практическая значимость работы подтверждена актами о практическом использовании разработанных в ходе диссертационного исследования методов.

Личный вклад

Все основные результаты, составляющие содержание диссертации, получены соискателем самостоятельно.

Достоверность результатов, полученных в ходе диссертационной работы, обеспечена выбором непротиворечивого и адекватного рассматриваемым задачам математического аппарата. Результаты имитационного моделирования подтверждают предложенные теоретические выкладки.

Методология и методы исследования

В работе использованы методы теории алгоритмов, теории оптимизации, теории вероятностей, теории графов, теории эволюционных алгоритмов, теории множеств, статистического моделирования, системного компьютерного моделирования для разработки методов маршрутизации и обработки информации о местоположении в НССС.

Апробация и публикации результатов

По материалам исследования всего опубликовано 13 научных трудов. Основные результаты диссертационной работы изложены в 8 печатных публикациях в рецензируемых изданиях из списка ВАК [11], [12], [13], [14], [15], [18], [20], [22]. Все работы, опубликованные в научно-технических изданиях, написаны без участия соавторов.

Материалы диссертационной работы были доложены и одобрены на шести научно-технических конференциях.

1. Шестая Отраслевая научная конференция «Технологии информационного общества», Москва, МТУСИ, 14 – 15 февраля 2012 г.
2. Седьмая Отраслевая научная конференция «Технологии информационного общества», Москва, МТУСИ, 20 – 21 февраля 2013 г.
3. Восьмая Международная отраслевая научно-техническая конференция «Технологии информационного общества», Москва, МТУСИ, 20 – 21 февраля 2014 г.
4. Информационно-телекоммуникационные технологии и математическое моделирование высокотехнологичных систем, Москва, РУДН, 22–25 апреля 2014 года.
5. Девятая Международная отраслевая научно-техническая конференция «Технологии информационного общества», Москва, МТУСИ, 24 марта 2015 г.
6. Международная научно-техническая конференция «INTERMATIC – 2017», Москва, МИРЭА, 20 – 24 ноября 2017.

Реализация и внедрение результатов

Полученные в ходе диссертационного исследования алгоритмы, программы и методики их применения реализованы в НИР «Перспективы развития сетей спутниковой связи в интересах Российской Федерации на период до 2030 года» и НИР «Мыслитель-2015», выполненных по Государственному заказу в МТУСИ в 2018-2019 гг.

Получено свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ [5].

Структура и объём работы

Текст диссертации изложен на 195 страницах и включает введение, четыре раздела, заключение и приложение. Список литературы содержит 83 наименования. В работе представлены 63 рисунка и 31 таблица.

Основные положения, выносимые на защиту

1. Метод распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС обеспечивает уменьшение задержки ответа на запрос местоположения в 1,1 – 12 раз и ограничивает максимальное количество служебных пакетов, в отличие от существующих методов обработки информации о местоположении абонентов.
2. Метод централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС обеспечивает снижение вероятности потери пакетов в 1,7 раза и повышение пропускной способности системы на 6% по сравнению с существующими методами.
3. Метод распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС обеспечивает снижение вероятности потери пакетов в 1,5 раза и повышение пропускной способности системы на 12% по сравнению с существующими методами.

Соответствие положений, выносимых на защиту, выбранной специальности

Выносимые на защиту положения соответствуют специальности 05.12.13 – Системы, сети и устройства телекоммуникаций.

Положения 1, 2 и 3 входят в определённые в паспорте специальности области исследований № 4, № 11 и № 14, включающие «исследование путей совершенствования управления информационными потоками», «разработку научно-технических основ технологии создания сетей, систем и устройств телекоммуникаций и обеспечения их эффективного функционирования» и «Разработка методов исследования, моделирования и проектирования сетей, систем и устройств телекоммуникаций».

1. КЛАССИФИКАЦИЯ И АНАЛИЗ МЕТОДОВ ОБРАБОТКИ ИНФОРМАЦИИ О МЕСТОПОЛОЖЕНИИ АБОНЕНТСКИХ ТЕРМИНАЛОВ И МЕТОДОВ МАРШРУТИЗАЦИИ В НССС

Низкоорбитальные спутниковые сети связи (НССС) обладают рядом технических преимуществ, что обуславливает практическую значимость их применения для решения широкого круга связанных задач [12]. Благодаря низкой орбите у НССС по сравнению с остальными ССС меньшее время задержки сигнала, а также требуется меньшая мощность сигнала. Поэтому НССС лучше всего среди других спутниковых систем подходят для передачи данных приложений реального времени и мультимедиа.

Из-за низкой высоты орбиты область покрытия каждого спутника очень малая, поэтому для глобального покрытия требуется большое количество спутников. Если абоненты находятся в области покрытия одного спутника, то спутник напрямую обеспечивает связь между этими двумя абонентами. В случае, если абоненты находятся в области покрытия разных спутников (что в НССС происходит почти постоянно), то требуется передавать данные от одного спутника другому. Возможны два основных крайних варианта.

Первый вариант – это наличие в области покрытия каждого спутника земной станции (ЗС). Все ЗС связаны между собой наземными линиями. Передача данных происходит следующим путём: «отправитель – спутник отправителя – ЗС спутника отправителя – наземные линии связи – ЗС спутника получателя – спутник получателя – получатель». Недостаток этого варианта в том, что требуется большое число ЗС и во многих случаях ЗС нельзя разместить в необходимых местах из-за труднодоступной местности или океанов.

Этого недостатка лишён второй вариант. Спутники НССС связывают межспутниковыми линиями в одну сеть (рисунок 1). Передача данных в таком случае проводится по маршруту «отправитель – спутник отправителя – цепочка спутников между спутником отправителя и спутником получателя – спутник получателя – получатель». Для связи двух абонентов спутниковой системы нет необходимости в ЗС, если это не оговорено отдельно на законодательном уровне.

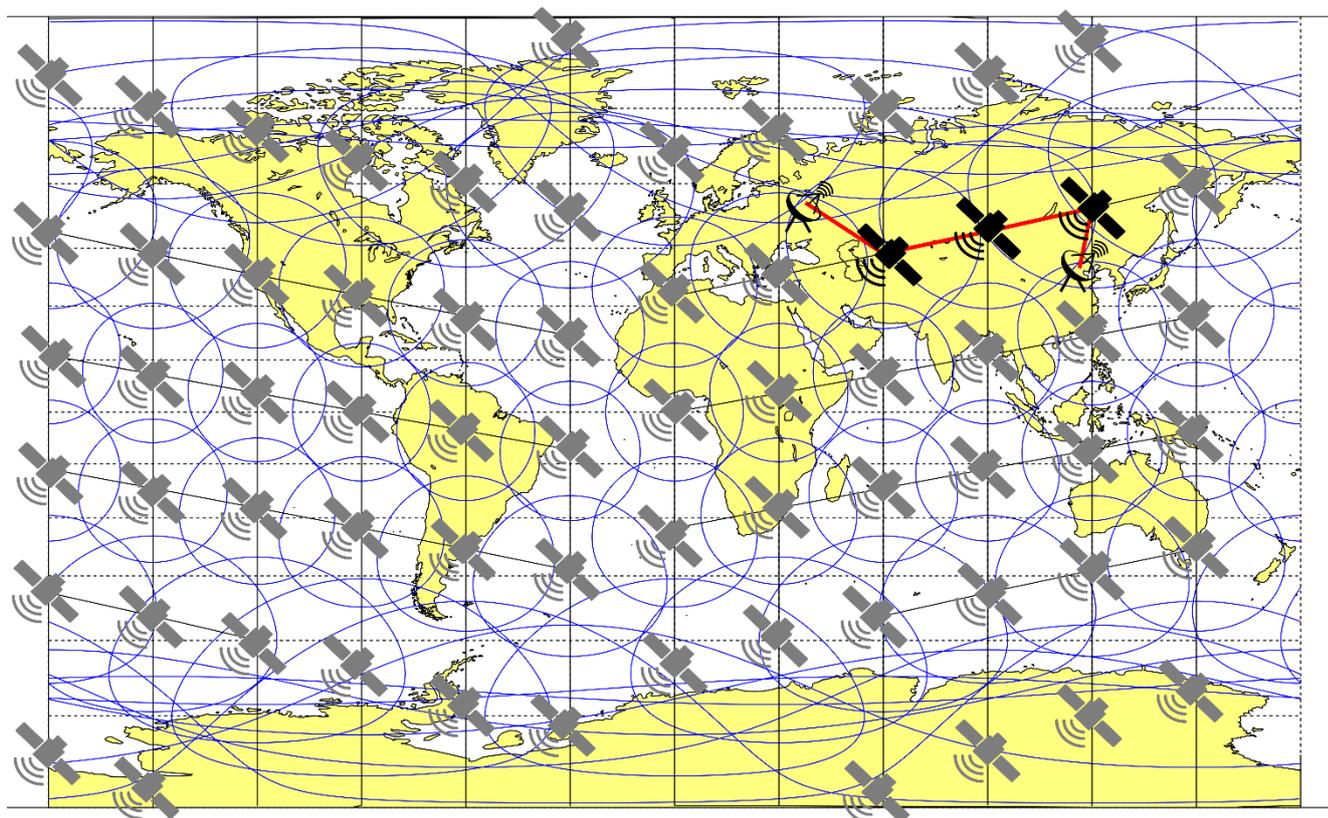


Рисунок 1 – Передача данных в НССС с межспутниковыми линиями

Упомянем также промежуточный, гибридный, вариант. В этом варианте только часть спутников соединены между собой межспутниковыми линиями. Обычно это спутники одной плоскости, а связь между плоскостями осуществляется с помощью ЗС. В общем случае, если два спутника не могут связаться через межспутниковые линии, то передача данных между двумя абонентами происходит по следующему пути: «отправитель – спутник отправителя – цепочка спутников между спутником отправителя и ближайшей к спутнику отправителя ЗС – ближайшая к спутнику отправителя ЗС – наземные линии связи между ближайшей

к спутнику отправителя ЗС и ближайшей к спутнику получателю ЗС – ближайшая к спутнику получателю ЗС – цепочка спутников между ближайшей к спутнику получателю ЗС и спутником получателю – спутник получателю – получателю».

В диссертационной работе рассматривается НССС второго варианта, т.е. НССС с межспутниковыми линиями связи без участия ЗС для передачи данных абонентам.

Каждый спутник в НССС с межспутниковыми линиями выполняет следующие задачи для передачи данных.

1. Управление ресурсами (выделение и высвобождение полосы частот и пр. в зависимости от вида множественного доступа для абонентских терминалов). Введём термин «подключение терминала к спутнику». Терминал подключён к спутнику, если терминалу выделены ресурсы для передачи данных.
2. Установка и разрыв соединения между терминалом и спутником в случае коммутации каналов.
3. Коммутация между лучами и коммутация внутри одного луча. Когда терминал-получатель и терминал-отправитель подключены к одному спутнику, то передача данных производится путём пересылки пакета из одного луча спутника в другой или внутри одного луча.
4. Объединение пакетов для передачи по межспутниковым линиям в потоки. Если терминал-получатель пакета и терминал-отправитель подключены к разным спутникам, то этот пакет можно передать только через межспутниковые линии. Спутник терминала-получателя назовём спутником-получателем. Множество пакетов с одинаковым спутником-получателем образуют один поток.
5. Маршрутизация потоков. После создания потоков с помощью протокола маршрутизации находятся маршруты для потоков, и затем потоки пакетов передаются по этим маршрутам.

В диссертации рассматривается решение четвёртой и пятой задачи.

Четвёртая задача сводится к определению спутника терминала-получателя. Затем пакеты в соответствии со спутником терминала-получателя распределяются по потокам. Задача определения спутника терминала-получателя решается методом обработки информации о местоположении абонентских терминалов.

Пятая задача решается методом маршрутизации. Маршрутизация находит пути доставки пакетов. При этом дополнительно могут решаться следующие задачи.

1. Нахождение пути, удовлетворяющего определённым требованиям, т.е. QoS маршрутизация.
2. Нахождение таких путей для пакетов, с помощью которых удаётся оптимизировать какой-нибудь интегральный параметр спутниковой сети. Например, максимизация пропускной способности и минимизация вероятности потери пакетов из-за перегрузки буферов межспутниковых линий.

Сложность разработки методов обработки информации о местоположении обусловлена тем, что абонентские терминалы из-за малого времени видимости спутника и из-за перекрытия линий видимости рельефом и постройками для сохранения связи часто переключаются между спутниками НССС.

Сложность разработки методов маршрутизации связана с тем, что абонентские терминалы неравномерно распределены по поверхности Земли. Из-за этого необходимо эффективно распределять потоки данных по линиям спутниковой системы, чтобы избежать потерь пакетов данных; иными словами, эффективно управлять балансировкой нагрузки в НССС.

1.1 Классификация и анализ методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС

Множество задач в области обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС решили Чечин Г.В., Азин Н.В., Камнев В.Е., Дас С., Джинглин В. и другие [23-25, 39, 48, 52-54, 57, 59, 63, 64, 69, 75, 76, 81].

Методы ОИюМАТ в НССС можно разделить на три группы в соответствии с тем, какие типы методов брались за основу при их создании и/или с какими типами систем должны быть совместимы методы ОИюМАТ:

1. Методы обработки информации о местоположении в сетях IP, адаптированные к НССС.
2. Методы обработки информации о местоположении абонентов в сотовых системах, адаптированные к НССС.
3. Методы, разработанные изначально для НССС.

На рисунке 2 показана классификация методов ОИюМАТ.

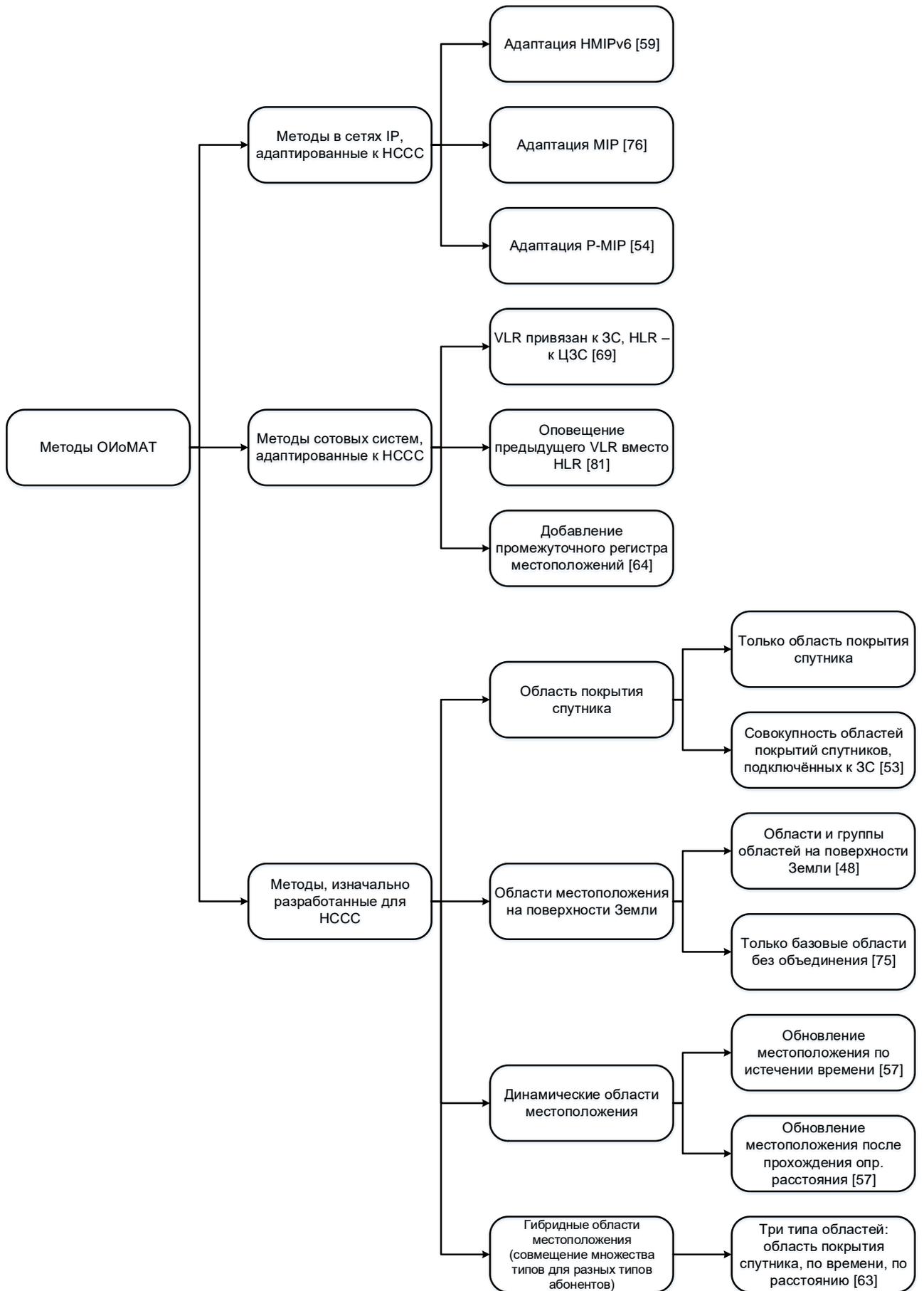


Рисунок 2 – Классификация методов ОIюМАТ

В методах, адаптированных к сетям IP предложены способы адаптации трёх методов управления мобильностью из сетей IP: MIP [76], P-MIP [54], NMIPv6 [59]. А в работе [52] предложен метод, совместимый с сетями IP. В методах управления мобильностью в сетях IP есть понятие домашнего агента (home agent (HA)) и понятие иностранного агента (foreign agent (FA)). IP адрес HA неизменен. Все другие пользователи передают данные на IP адрес HA, а HA передаёт данные дальше FA. Адрес FA может меняться сколько угодно, FA отправляет новый IP адрес HA. ЦЗС выполняет роль HA для всех абонентских терминалов. Роль FA может выполнять как отдельный спутник, так и ЗС, к которой этот спутник подключён. Основное внимание при разработке методов этого типа уделяется минимизации обмена данными между FA и HA. В работе [59] роль FA исполняет спутник терминала. FA меняется только после того, как терминал переключится на спутник другой плоскости или количество переключений превысит 3. До тех пор новые спутники передают данные от терминала спутнику-FA, а спутник-FA передаёт данные HA, и, соответственно, для получения данных терминалом передача ведётся в обратном направлении.

В методах, адаптированных к сотовым сетям, домашний регистр местоположений (HLR) обычно располагается на ЦЗС, а на остальных ЗС – регистры местоположений посетителей (VLR). Области местоположения абонентских терминалов чаще всего являются областями местоположения ЗС. Области местоположения ЗС состоят из совокупности областей покрытия спутников, подключённых к ЗС. Основное внимание в этих методах уделено минимизации передачи данных между HLR и VLR. В работе [81] данные о новом местоположении передаются от текущего VLR к HLR. Когда терминал регистрируется у другого VLR, то новый VLR передаёт данные старому VLR. Получается последовательность VLR. И только при втором переключении отправляются данные на HLR. В работе [64] предложена иерархическая схема, где данные от VLR сначала передаются в промежуточный регистр местоположений, в

который стекаются данные от нескольких ЗС. В HLR данные передаются только при регистрации в VLR нового промежуточного регистра местоположений.

В методах, изначально разработанных для НССС, информация о местоположении передаётся на ЦЗС. При этом информация может передаваться как через последовательность спутников напрямую к ЦЗС, так и сначала к ближайшей ЗС, которая затем передаёт данные по наземным линиям к ЗС. При разработке методов этого типа основное внимание уделено на создании способов запроса местоположения, способов ответа на запрос местоположения, вида областей местоположения при которых оптимизируются какие-либо характеристики методов ОИюМАТ; например, минимизация времени поиска местоположения абонентского терминала или минимизация частоты рассылки служебных сообщений.

Методы этой группы удобно классифицировать по четырём основным типам областей местоположения: область покрытия спутника, область местоположения на основе ЗС, соты на поверхности Земли, динамические области местоположения, гибридные области местоположения.

Обычно в работах не предлагают области местоположения в виде области покрытия спутника, так как терминалы очень часто переключаются между спутниками, что в свою очередь может приводить к высокой частоте обновления местоположений. Из рассмотренных работ только в работе [59] используется этот тип областей местоположения.

Область местоположения на основе ЗС – это совокупность областей покрытия спутников, подключённых к ЗС. При этом спутники могут быть подключены либо напрямую к ЗС, либо через другие спутники (в этом случае обычно для спутников выбирается ближайшая ЗС). Этот тип областей меняется по мере движения спутников.

Области местоположения на поверхности Земли – это разнообразные (обычно это шестигранные соты или прямоугольники) замкнутые контуры и их группы на поверхности Земли.

Динамические области местоположения зависят от перемещения самого терминала, а не от перемещения области покрытия спутника или договорённости о том, где области местоположения должны располагаться. Есть два основных типа динамических областей местоположения. Первый тип основан на расстоянии: терминал передаёт свои текущие координаты, его местоположением считается круглая область с центром, соответствующим переданным координатам, и неким определённым радиусом, при выходе за эту область терминал снова отправляет свои координаты. Второй тип основан на времени и в целом такой же самый, но обновление местоположения происходит по истечении некоего времени или при выходе из области, если это произошло раньше.

Гибридные области местоположения – это сочетание вышеперечисленных типов областей. При этом тип области выбирается в зависимости от типа и/или скорости перемещения, и/или других особенностей терминалов. Чаще всего это сочетание динамических областей местоположения. Например, задание разных радиусов областей местоположения для терминалов, движущихся с разными скоростями [63].

Укажем на достоинства, недостатки и особенности трёх типов методов ОИюМАТ.

У методов первой группы есть два недостатка:

1. Обработка информации о местоположении абонента влияет на маршрутизацию.
2. Методы ОИюМАТ не всегда учитывают случайное переключение терминала между видимыми спутниками.

Достоинство этих методов в хорошей интеграции с IP сетями.

Рассмотрим влияние обработки информации о местоположении на маршрутизацию. Например, в методе МIP для сетей IP подвижный узел сообщает только адрес своего домашнего маршрутизатора. Затем подвижный узел по мере перемещения сообщает домашнему маршрутизатору свой новый IP адрес. Другие узлы передают сначала пакеты домашнему маршрутизатору, а домашний маршрутизатор перенаправляет их подвижному узлу. Применяя МIP и ему подобные методы к спутниковым системам, нельзя получить идентификатор спутника, к которому подключён терминал-получатель, рассчитать кратчайший путь между спутником терминала-отправителя и спутником терминала-получателя, и передать данные по этому пути. Вместо этого пакет передаётся узлу, которому известен спутник терминала-получателя: путь проходит либо через ЗС, либо через дополнительный спутник, который перенаправляет пакеты спутнику, к которому подключён терминал. В методе из публикации [76] используется P-MIP. В этом методе пакеты от всех терминалов сначала передаются на ЦЗС. Затем ЦЗС передаёт пакеты на ЗС второго терминала, а ЗС передаёт пакет спутнику второго терминала.

Рассмотрим то, как методы ОИюМАТ не всегда учитывают случайное переключение терминала между видимыми спутниками. Например, в методе на основе NMIPv6 [59] терминал при переключении на новый спутник сообщает MAP спутнику номер нового спутника. В БДМА хранится номер MAP спутника.

Сначала все пакеты поступают на МАР спутник, затем МАР спутник перенаправляет пакеты спутнику терминала-получателя. Предполагается, что частота переключения терминала между спутниками выше, чем частота изменения МАР спутника. Поэтому, при отправке идентификатора МАР спутника в БДМА уменьшается число служебных сообщений по сравнению с отправкой идентификатора спутника терминала напрямую. Но на деле частота обновления идентификатора МАР спутника и переключения терминала между спутниками может быть приблизительно одинаковой.

Согласно предложенному методу новый МАР спутник выбирается каждый раз, когда терминал переключается на спутник другой орбиты. Терминал может часто переключаться между спутниками разных орбит, в особенности, если терминал находится посередине между спутниками двух соседних орбит. В результате МАР спутник будет изменяться приблизительно с той же частотой, что и спутник, к которому подключён терминал. При изменении МАР спутника используется большее число служебных сообщений, чем при отправке идентификатора нового спутника терминала. Таким образом, использование МАР спутников не уменьшит число сигнальных сообщений.

В методе [76] предлагается использовать историю перемещения терминала. Предполагается, что при повторяющихся маршрутах, например, с работы и на работу, терминал будет подключаться к одним и тем же спутникам в одни и те же моменты времени. На основе этих данных создаётся таблица, по которой можно определить для любого момента времени IP адрес терминала. Если модель движения терминала меняется, то отправляется новая история перемещения в БДМА, и таблица пересчитывается. В действительности терминал из-за рельефа может часто переключаться между видимыми спутниками. Поэтому таблица в большинстве случаев будет недействительной. Значит, обновление модели движения терминала будет очень частым и, скорее всего, по частоте приблизится к частоте переключения терминала между спутниками. Значит, использование

модели не уменьшит число служебных сообщений по сравнению с отправкой идентификатора текущего спутника терминала в БДМА.

Основной недостаток методов второй группы в том, что эти методы требуют наличия множества ЗС. Также в некоторых из методов этой группы предлагается передавать пакеты через ЗС, где находятся VLR и HLR, что влияет на маршрутизацию. Достоинство заключается в использовании хорошо разработанных методов из сотовых систем.

Методы третьей группы изначально разработаны для спутниковых систем. Методы этой группы не влияют на маршрутизацию, могут работать как с одной, так и с несколькими ЗС, учитывают случайное переключение терминалов между видимыми спутниками.

У рассмотренных методов во всех трёх группах есть ещё одно свойство. Во всех методах используются ЗС. На ЗС хранится информация о местоположении терминалов и на ЗС она запрашивается. Тем не менее, можно создать метод распределённой обработки спутниками информации о местоположении абонентских терминалов. В этом методе информация о местоположении терминалов будет распространяться спутниками между спутниками и у них же запрашиваться без участия земных станций, что позволит сделать спутниковую группировку независимой от наземного сегмента в плане поиска местоположения абонента. Автор не нашёл ни одной публикации с распределённым методом ОИюМАТ, поэтому задача создания распределённого метода обработки информации о местоположении терминалов является актуальной. Отметим, что в книге [25] авторами предложена приблизительная оценка количества служебных сообщений при распределённом хранении информации о местоположении на спутниках, однако непосредственно сам метод ОИюМАТ не предложен.

Таким образом, учитывая достоинства методов ОИюМАТ, изначально разработанных для НССС, и отсутствие методов распределённой обработки спутниками информации о местоположении абонентских терминалов, поставим

задачу создания метода распределённого ОИюМАТ в НССС на основе принципов создания методов ОИюМАТ, изначально разработанных для НССС.

Приведём описание методов ОИюМАТ, на основе которых проведён анализ и классификация.

1.2 Описание методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС

1.2.1 Описание методов обработки информации о местоположении в сетях IP, адаптированных к НССС

Рассмотрим методы обработки информации о местоположении в сетях IP, адаптированных к НССС.

В работе [59] предложен метод, который является адаптацией протокола NMIPv6 [44] для НССС. Местоположение терминала – это область покрытия спутника, к которому терминал подключён. При переключении на новый спутник терминал получает новый IP адрес, который должен отправляться в базу данных местоположений абонентов (БДМА) на ЦЗС. Для уменьшения количества служебных сообщений используется локальная область местоположений. Терминал находится в локальной области, если переключается на спутник той же плоскости, что и предыдущий спутник, и количество переключений меньше заданного максимального значения N . Находясь в этой области, терминал отправляет свой IP адрес MAP (Mobility Anchor Node) спутнику. MAP спутник, зная спутник терминала из IP адреса, пересылает все входящие пакеты для терминала. Когда терминал выходит из локальной области, терминал выбирает следующий спутник, на который переключился в качестве MAP и отправляет его IP адрес в БДМА.

Метод, предложенный в работе [76], использует модели движения терминалов и спутников. Модель движения спутников предсказуема и заранее рассчитана. Терминал в процессе работы сохраняет свои координаты и время их определения. На основе этих данных терминал определяет свою модель движения. У терминала может быть несколько моделей движения в разные периоды времени.

Терминал отправляет свои модели движения в БДМА на ЦЗС. Модели движения терминала обычно повторяются изо дня в день, как например, поездка на работу, нахождение в рабочие часы в офисе, поездка обратно. В базе данных совмещаются модели движения спутников и терминалов. На основе этого рассчитывается таблица местоположений терминала (таблица 1).

Таблица 1 – Таблица местоположений терминала

ID модели движения	ID спутника	Время подключения, с	Время нахождения, с	IP адрес терминала
0	1	1800	180	157.158.102.12
0	2	1980	120	157.121.107.17
...
1	27	1500	200	81.215.211.139
1	28	1700	165	81.213.100.141

В первом столбце указана модель движения. Например, в будние дни используется модель с идентификатором 0, в выходные – с идентификатором 1. Второй столбец – это номер спутника. В третьем указано время подключения к спутнику, в четвёртом – нахождение в его области покрытия, в пятом столбце указан IP адрес терминала на время подключения терминала к заданному спутнику. Если модель движения терминала меняется, то терминал обновляет модель движения. За основу метода взят протокол MIP [67]. Метод действует следующим образом:

1. Терминал №1 отправляет модели своего движения в центральную базу данных.
2. Терминал №2, чтобы передать данные терминалу №1, получает таблицу местоположений первого терминала с помощью запроса в БДМА. Из таблицы извлекается текущий IP адрес и начинается передача данных. В определённый момент времени терминал №2

извлекает следующий IP адрес терминала №1 и продолжает передачу данных.

3. Когда терминал №1 изменяет модель движения, отправляется новая модель движения в БДМА. Затем ЦЗС присылает новую таблицу местоположений терминалу №2.

Предложенный метод уменьшает количество обновлений местоположения по сравнению с «чистым» MIP, при котором обновление местоположения происходит каждый раз при переключении на новый спутник.

Метод, предложенный в работе [54], использует двойную область местоположения терминала. Двойная область состоит из области местоположения спутника и области местоположения земной станции. Область местоположения спутника – это область покрытия спутника. Область местоположения земной станции – это совокупность областей покрытия спутников, которые подключены к земной станции. Обновление местоположения терминала происходит только тогда, когда терминал переключается и на новый спутник, и переходит в область местоположения другой земной станции. В этом случае терминал регистрируется в области покрытия новой ЗС. Новая ЗС сообщает ЦЗС о том, что терминал зарегистрирован в области покрытия новой ЗС.

За основу метода взят протокол P-MIP [44]. Функцию домашнего агента выполняет ЦЗС, внешнего агента – ЗС, в области покрытия которой находится терминал. Передача данных между двумя терминалами ведётся по цепочке терминал №1 – ЦЗС – ЗС терминала №2 – спутник терминала №2 – терминал №2. Сначала терминал №1 передаёт пакет данных ЦЗС. ЦЗС передаёт пакет данных ЗС, в области покрытия, которой находится терминал. Затем ЗС запрашивает все свои спутники. Один из спутников, отвечает, что к нему подключён терминал. ЗС передаёт данные этому спутнику. Спутник передаёт данные терминалу.

В методе, предложенном в работе [52], используется множественная адресация. Терминал при переключении на другой спутник поддерживает связь

одновременно с двумя спутниками. Пока переключение не завершено, терминал получает данные от предыдущего спутника. После переключения связь с предыдущим спутником отключается, и передача данных ведётся полностью через новый спутник. Этот метод позволяет во время хэндовера не прерывать передачу данных. Последовательность действий в данном методе следующая:

1. Терминал №1 получает IP адрес от нового спутника. Одновременно с этим терминал №1 получает пакеты от терминала №2 через предыдущий спутник.
2. Терминал №1 отправляет в БДМА свой новый IP адрес, и сообщает терминалу №2 о новом IP адресе.
3. Терминал №2 начинает передавать данные по новому IP адресу и отправляет подтверждение терминалу №1, что начал передачу по новому IP адресу.
4. Терминал №1 после получения подтверждения отправляет сообщение в БДМА об удалении предыдущего IP адреса.
5. После получения запроса БДМА удаляет старый IP адрес.

Один терминал, чтобы связаться с другим, запрашивает IP адрес второго терминала из БДМА, и начинает передачу данных.

1.2.2 Описание методов обработки информации о местоположении абонентов в сотовых системах, адаптированных к НССС

Рассмотрим методы обработки информации о местоположении абонентов в сотовых системах, адаптированных к НССС.

Метод из работы [69] является предшественником описанного выше метода из работы [54]. В нём такая же область местоположения, но за основу в этом методе взят не протокол Р-МIP, а метод обработки информации о местоположении из технологии GSM. Метод использует для обновления местоположения VLR (регистр местоположений посетителей) и HLR (домашний регистр местоположений), также, как и в сотовой системе GSM. К каждой ЗС прикреплен VLR, к ЦЗС прикреплен HLR. Принцип обновления и запроса местоположения

такой же, как и в методе из публикации [54], только вместо регистрации в области покрытия ЗС, проводится регистрация в соответствующем VLR, вместо отправки сообщения ЦЗС о том, что терминал зарегистрирован в области покрытия определённой ЗС, отправляется сообщение в HLR о том, что местоположение терминала хранится в определённом VLR.

В работе [81] предлагается метод уменьшения количества сообщений для регистрации в HLR. Вместо информирования HLR каждый раз при смене местоположения, новый VLR отправляет сообщение старому VLR о том, что терминал покидает его область обслуживания. Предыдущий VLR записывает указатель на новый VLR. Для определения местоположения используется цепочка HLR – предыдущий VLR – новый VLR. Чтобы не увеличивать задержку длина цепочки ограничивается 1.

Процедура регистрации терминала следующая. Терминал передаёт сообщение о регистрации земной станции, в области покрытия которой находится. Затем ЗС отправляет сообщение о регистрации VLR. VLR обновляет запись о местоположении терминала. VLR отправляет сообщение HLR. HLR проводит процедуру аутентификации и записывает идентификатор VLR, где находится терминал. Отправляет подтверждение VLR. HLR отправляет сообщение предыдущему VLR об отмене регистрации. Предыдущий VLR отправляет подтверждение.

Установление соединения происходит следующим образом. Запрос на установление вызова отправляется в HLR. HLR отправляет запрос дальше в VLR. VLR проверяет находится ли терминал в области обслуживания. Если да, то устанавливается вызов. Если нет, то запрос перенаправляется на следующий VLR согласно указателю. После получения ответа HLR обновляет местоположение терминала.

Достоинство метода в том, что при частом переходе туда и обратно между двумя VLR нет необходимости в оповещении HLR. В результате уменьшается число служебных сообщений.

В работе [64] предложен следующий метод. Переход терминала между двумя земными станциями туда и обратно создаёт избыточное количество сообщений обновления местоположений. Для уменьшения их количества предлагается трёхуровневая иерархическая схема из трёх баз данных и локальная схема перенаправления.

Процедура обновления местоположения следующая. Терминал передаёт своё местоположение земной станции, в области покрытия которой находится. Земная станция отправляет запрос на регистрацию VLR. VLR записывает местоположение терминала и отправляет запрос на регистрацию в промежуточный регистр местоположений ILR. ILR записывает идентификатор VLR, в котором хранится местоположение терминала и отправляет запрос на регистрацию HLR. HLR проводит процедуру аутентификации и записывает идентификатор ILR, где находится терминал. HLR отправляет ответ ILR о завершении регистрации терминала. HLR отправляет сообщение об отмене регистрации предыдущему ILR. Предыдущий ILR удаляет запись о местоположении терминала и отправляет подтверждение HLR.

Терминал переходит в область покрытия другой земной станции. У другой земной станции другой VLR, но тот же ILR. Если у земной станции другой ILR, то используется метод обновления местоположения, описанный выше. Если нет, то используется следующий метод. Сначала терминал передаёт своё местоположение земной станции, в области покрытия которой находится. Земная станция передаёт запрос обновления местоположения в новый VLR. VLR обновляет местоположение терминала. Если предыдущий VLR соединён с тем же ILR, что и новый, то новый ILR отправляет предыдущему сообщение об удалении терминала из записей предыдущего VLR и установке указателя на новый. Если терминал возвращается

снова в предыдущий VLR, то просто удаляется указатель на новый VLR без обновления местоположения в ILR.

Таким образом, ILR уменьшает количество служебных сообщений между VLR и HLR. А указатель на предыдущий VLR уменьшает количество служебных сообщений между VLR и ILR.

Для установления вызова передаётся запрос по цепочке HLR – ILR – VLR и, если нужно, по указателю к следующему VLR. Если терминал переключается в область покрытия нового ILR, то обновление местоположения доходит до HLR. В этом случае количество сообщений для обновления местоположения не уменьшается.

1.2.3 Описание методов обработки информации о местоположении абонентов, разработанных изначально для НССС

Рассмотрим методы обработки информации о местоположении абонентов, изначально разработанных для НССС.

В методе, предложенном в работе [53], поверхность земли разделена на области покрытия земными станциями. Область покрытия ЗС – это совокупность областей покрытий спутников, которые видны одной земной станцией. Ни один спутник не виден одновременно двум и более земным станциям. Так как орбитальное движение спутников предсказуемо, то форма областей покрытия земными станциями заранее известна для любого момента времени. Область покрытия ЗС разбита на соты. Соты выбираются не в соответствии с лучами спутников, а географически. На рисунке 3 изображён пример разбиения области покрытия на соты. Область покрытия ЗС (GSCA) разбита на маленькие соты SCC. Множество маленьких сот в центре объединены в одну большую центральную соту ВСС.

Обновление местоположения производится следующим образом. Когда терминал перемещается в пределах большой соты, местоположение не обновляется. Чтобы найти местоположение терминала в пределах большой соты

отправляется запрос по всем лучам спутников, которые покрывают эту соту. Когда терминал перемещается из большой соты в маленькую или из одной маленькой соты в другую маленькую соту, происходит обновление местоположения и его отправка в БДМА на ЗС. Терминал определяет своё местоположение по GPS.

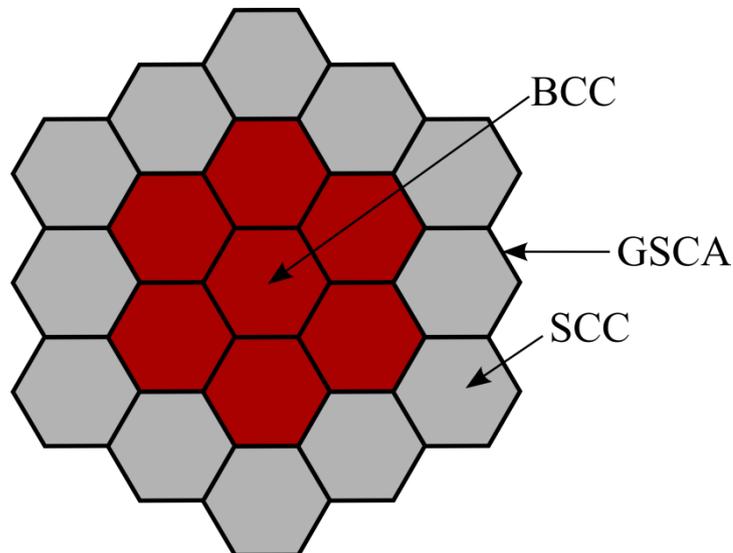


Рисунок 3 – Разбиение области местоположения земной станции на соты

Поиск местоположения терминала и передача данных происходит следующим образом. Пусть терминалу №1 требуется передать пакет терминалу №2. Терминал №1 отправляет сообщение о запросе соединения своей ЗС. ЗС получает из БДМА номер соты, где находится терминал №2. По номеру соты определяется номер ЗС терминала №2. По номеру ЗС определяется спутник, который связан с ЗС терминала №2. ЗС терминала №1 отправляет этому спутнику запрос на соединение с терминалом №2. Этот спутник передаёт запрос ЗС терминала №2. ЗС терминала №2 отправляет запрос терминалу №2 на соединение. Если терминал находится в большой соте, то запрос отправляется по всем лучи, которые покрывают эту соту. Если в обычной, то тоже самое, только количество лучей значительно меньше.

Метод, предложенный в работе [48], опирается на следующие факты:

- Модели движения большинства терминалов повторяются изо дня в день. Например, поездка на работу по одному и тому же маршруту в одно и то же время в будние дни.
- Большинство терминалов находятся в режиме ожидания большую часть дня. Если посмотреть базу данных распределения звонков терминала в течение недели, то получится определённая модель. В рабочие часы звонков больше, в ночное время звонков меньше.

Основываясь на этих фактах, каждые 24 часа разделяются на две фазы:

- Активная фаза. Когда терминал активен большую часть времени. 80% количества звонков приходится на эту фазу и/или 80% суммарной длительности звонков приходится на эту фазу. Обычно рабочие часы.
- Фаза ожидания. На эту фазу соответственно приходится 20% звонков и обычно занимает все время, кроме рабочих часов.

Поверхность Земли разделена на соты и кластеры сот. В активной фазе терминал обновляет своё местоположение каждый раз при переходе в новую соту. В фазе ожидания обновление происходит только при переходе в новый кластер, при перемещениях внутри кластера местоположение не обновляется. Терминал отправляет новое местоположение в БДМА на ЦЗС.

Чтобы определить время активной и пассивной фаз для каждого терминала ведётся база данных. База данных терминала обладает следующими свойствами:

- Обновляется каждую неделю.
- Для каждого дня сохраняется время начала и конца телефонного звонка и номер соты, где находился терминал в момент звонка.
- После каждого дня рассчитывается количество и длительность звонков.
- Ведётся запись времени перехода в другие соты и записываются их номера.

Если терминал впервые подключился к спутниковой системе, то по умолчанию время активной фазы задаётся между 10 утра и 10 вечера. После проверки данных по прошлой неделе устанавливается новое время активной фазы и фазы ожидания.

Чтобы определить спутник, к которому подключён терминал, ЦЗС для терминалов в активной фазе отправляет запрос всем спутникам, которые покрывают соту, для терминалов в пассивной фазе ЦЗС отправляет запрос всем спутникам, которые покрывают кластер.

В работе [75] предложен следующий метод. В НССС спутники постоянно перемещаются и быстро уходят из видимости терминала. Вследствие этого часто происходят переключения с одного на другой спутник, даже для неподвижных терминалов. Чтобы терминал не обновлял местоположение каждый раз при переключении на новый спутник, предложена схема управления местоположением на основе географической информации. Поверхность земли разбита на соты. Обновление местоположения происходит только после перехода терминала в новую соту. Переход в новую соту определяется на основе спутниковой системы навигации. Номер соты, в которой находится терминал, отправляется в БДМА на ЦЗС. Для определения номера спутника, к которому подключён терминал, ЦЗС отправляет запрос через все спутниковые лучи, которые покрывают соту терминала.

В работе [57] предложен следующий метод. По сравнению со статическими областями местоположения (разбиение поверхности Земли на соты), динамические позволяют уменьшить стоимость обновления и запроса местоположения. Терминал использует два счётчика: счётчик расстояния и счётчик времени. Терминал обновляет своё местоположение, когда расстояние от последнего сообщённого местоположения превышает максимально допустимое, либо, когда терминал не обновлял своё местоположение больше заданного времени. Таким образом, местоположение терминала определяется окружностью, центр которой –

последние известные координаты терминала, радиус равен максимальному расстоянию, после которого происходит обновление. Область местоположения терминала покрывает множество лучей спутников. Чтобы определить, к какому именно лучу подключён спутник, используется схема запроса местоположения.

Обычный метод рассылки запроса всем лучам использует много пропускной способности. Последовательная рассылка от одного луча к другому очень медленная. Поэтому используется выборочный метод запроса местоположения. Лучи разделяются на несколько групп по степени успешности запроса. Сначала запрашивается группа лучей, где терминал находится с наибольшей вероятностью. Если не пришло ответа, то запрашивается следующая группа лучей.

Предложено три выборочных метода запроса местоположения. Лучи спутников выделяются в две группы. Методы отличаются способом определения групп.

Первый метод. Первая группа включает в себя лучи, которые покрывают точку с координатами, где терминал обновлялся в последний раз. Остальные лучи входят во вторую группу.

Второй метод. Последнее известное местоположение пользователя представим в виде окружности с радиусом 100 км, с центром в точке с последними известными координатами пользователя. Максимальный радиус области местоположения больше, чем 100 км. В первую группу входят лучи, которые покрывают область радиусом в 100 км. Во вторую группу входят остальные лучи.

Третий метод. Сначала рассчитываем долю покрытия каждым лучом области местоположения терминала. Луч с наибольшей долей покрытия выбирается первым. Удаляем область, которую покрывает луч. Находим следующий луч, у которого наибольшая доля покрытия оставшейся области. И так до тех пор, пока площадь области не уменьшится до 0. Все эти лучи входят в первую группу. Остальные лучи входят во вторую группу.

Таким образом, в первом методе предполагается, что терминал наиболее вероятно находится вблизи последнего сообщённого местоположения. Во втором методе предполагается, что терминал с большой вероятностью находится в пределах 100 км от последнего сообщённого местоположения. В третьем методе предполагается, что с большой вероятностью терминал подключён к тем лучам, которые покрывают наибольшую долю поверхности области местоположения терминала.

В работе [63] предложен гибридный метод обновления местоположения. В методе используются разные способы обновления местоположения в зависимости от скорости движения терминала. Терминалы разделены на три типа в соответствии со скоростью движения: практически неподвижные терминалы, терминалы со средней скоростью, терминалы с высокой скоростью.

Область местоположения практически неподвижных терминалов определяется областью покрытия спутника. Терминал обновляет своё местоположение каждый раз, когда переключается на новый спутник.

Область местоположения терминалов с высокой скоростью определяется как окружность, центр которой соответствует последнему известному местоположению терминала, а радиус равен максимальному расстоянию, на которое терминал может удаляться без обновления местоположения.

У терминалов со средней скоростью местоположением является окружность, центр которой соответствует последнему известному местоположению терминала. Местоположение обновляется через разные промежутки времени, которые зависят от частоты вызовов и частоты переключения на другие спутники за определённый промежуток времени. Радиус окружности переменный и равен расстоянию между координатами терминала за два последних обновления местоположения. Частота обновления местоположения определяется следующей формулой:

$$F = \frac{\lambda e^{-\theta}}{1 - e^{-\theta}},$$

где λ – частота вызовов, θ – отношение частоты вызовов к частоте переключения на другие спутники. В этой формуле предполагается, что вызовы подчиняются Пуассоновскому распределению.

1.3 Классификация, анализ и описание методов маршрутизации в НССС

Множество задач маршрутизации в НССС и в сетях с динамической топологией, коими являются и НССС, решили Кучерявый А.Е., Лазарев В.Г., Лазарев Ю.В., Чечин Г.В., Азин Н.В., Камнев В.Е., Тафт-Плоткин, Лю, Беллур, Кинг и другие [1, 4, 6, 8-10, 23-26, 28-31, 36, 38, 40-42, 43, 47, 55, 56, 58, 60-62, 66, 70-72, 77-80, 82, 83].

Существует два основных типа алгоритмов маршрутизации в ССС [12]: QoS маршрутизация и маршрутизация с балансировкой нагрузки. QoS маршрутизация – это поиск пути с заданными требованиями для каждой пары получатель-отправитель по отдельности; целью QoS маршрутизации не является увеличение производительности ССС в целом. Маршрутизация с балансировкой нагрузки – это нахождение множества маршрутов для каждой пары отправитель-получатель и выбор из набора маршрутов множества путей с последующим распределением потока данных по ним с целью увеличения параметра или параметров производительности ССС в целом. В большинстве случаев параметр производительности ССС – это пропускная способность.

Анализ литературы показал, что большинство работ посвящено QoS маршрутизации. Задача маршрутизации с балансировкой нагрузки изучена значительно меньше. Например, работа [32] посвящена задаче балансировки нагрузки между воздушным и космическим сегментом объединённой на основе Mesh-технологии воздушно-космической сети связи. Однако в работе [32] не рассматривается задача балансировки нагрузки непосредственно внутри спутникового сегмента.

Задача маршрутизации с балансировкой нагрузки важна (по сравнению с QoS маршрутизацией), так как решение этой задачи направлено непосредственно на максимизацию пропускной способности всей спутниковой системы, а не на удовлетворение требований каждого потока по отдельности. Пропускная способность НГССС очень мала по сравнению с наземными системами связи и дорогая. Поэтому с этой точки зрения маршрутизация с балансировкой нагрузки важнее QoS маршрутизации. Однако отметим, что алгоритмы QoS маршрутизации могут косвенно обеспечивать балансировку нагрузки.

Методы маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС можно разделить на два основных типа (рисунок 4):

1. Методы централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки.
2. Методы распределённой маршрутизации с балансировкой нагрузки.

Достоинство централизованных методов в том, что расчёт маршрутов проводится обычно на Земле в ЦЗС, которой доступно намного больше вычислительной мощности по сравнению со спутниками и также доступна вся информация о спутниковой системе, что позволяет рассчитывать более эффективные маршруты по сравнению с распределёнными методами. Достоинство распределённых методов в том, что задача маршрутизации решается спутниками. Отсюда следует, что спутники не зависят от наземного сегмента и то, что нет необходимости ожидать управляющих команд от ЦЗС. Решения по управлению балансировкой нагрузки будут приниматься быстрее, хотя они могут быть и хуже, чем в случае централизованного управления.

Рассмотрим методы маршрутизации с балансировки нагрузки.

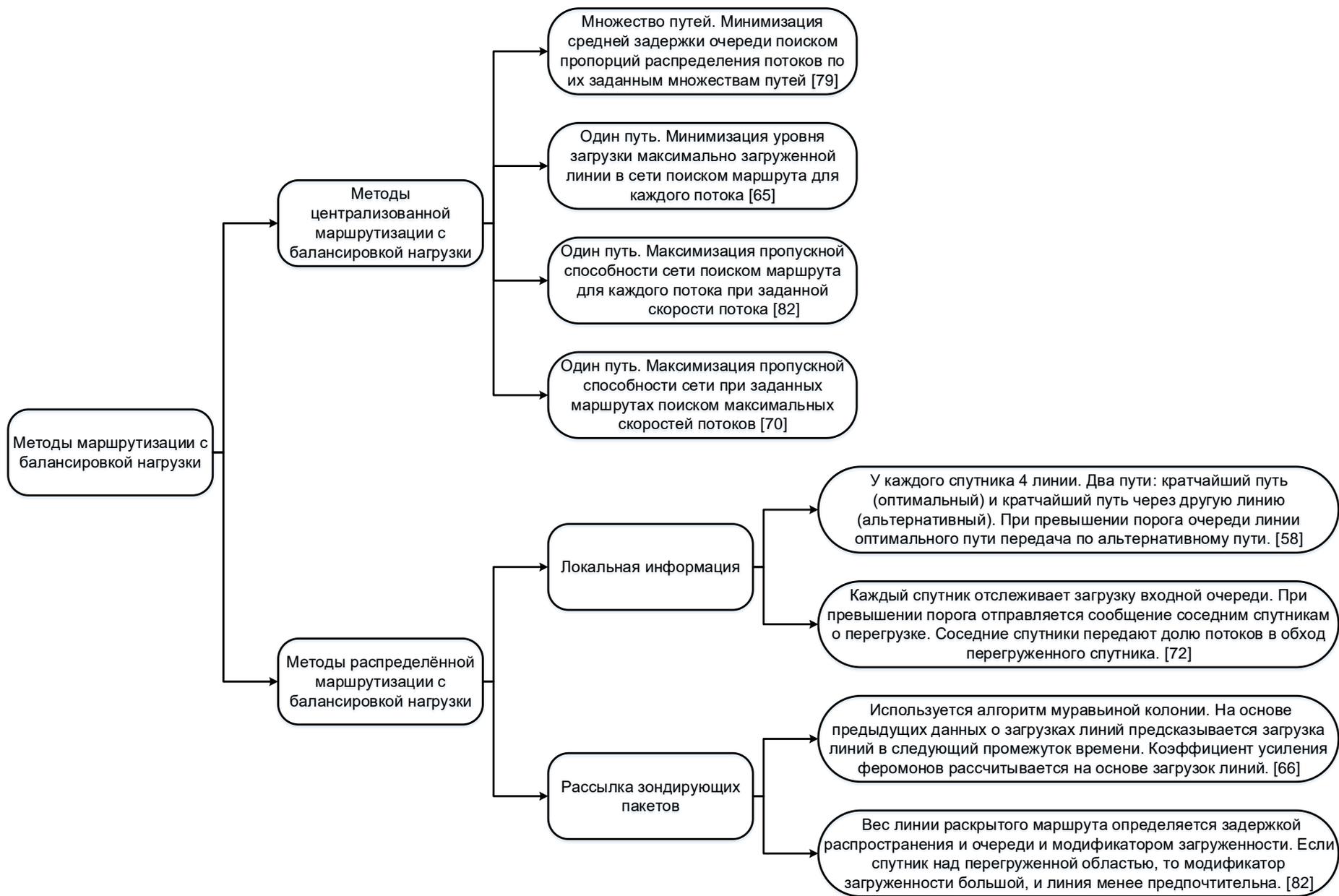


Рисунок 4 – Классификация методов маршрутизации с балансировкой нагрузки

1.3.1 Анализ методов централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки

Рассмотрим задачу централизованной балансировки нагрузки. Задача централизованной балансировки нагрузки сводится к задаче оптимизации. Для решения используется два основных типа алгоритмов оптимизации: алгоритмы эвристической оптимизации и алгоритмы нелинейного программирования.

Автором не были найдены алгоритмы централизованной балансировки нагрузки непосредственно для спутниковых систем связи, поэтому рассмотрим алгоритмы централизованной балансировки нагрузки для обычных сетей.

В работе [80] предложен следующий метод. Дана скорость потоков данных между всеми парами узлов и дан набор маршрутов для каждого потока данных. Цель метода найти пропорции распределения каждого потока данных по маршрутам, при которых минимизируется задержка в очереди.

Зная нагрузку y_e линии e , воспользуемся очередью M/D/1, чтобы определить среднюю задержку этой линии t_e :

$$t_e = 1/(c_e - y_e),$$

где c_e – емкость линии.

Средняя задержка пути t_p – это сумма средних задержек каждого скачка:

$$t_p = \sum_{e \in E} \delta_{eijp} / (c_e - y_e),$$

где $\delta_{eijp} = 1$, если линия e принадлежит маршруту p между узлами i и j .

Интенсивность потока данных по маршруту p равна $h_{ij}\alpha_{ijp}$, где h_{ij} – суммарная интенсивность потока данных между узлами i и j , а α_{ijp} – доля от суммарного потока данных, идущая по маршруту p . Суммарная задержка для пары узлов выражается следующим образом:

$$t_{ij} = \sum_{p \in P_{ij}} \sum_{e \in E} h_{ij} \alpha_{ijp} \delta_{eijp} / (c_e - y_e).$$

Цель метода минимизировать сумму взвешенных задержек t_{ij} :

$$\sum_{\substack{i,j \in V \\ i \neq j}} \sum_{p \in P_{ij}} \sum_{e \in E} h_{ij} \alpha_{ijp} \delta_{eijp} / (c_e - y_e).$$

Загрузка линии равна сумме загрузок от каждого потока данных:

$$y_e = \sum_{\substack{i,j \in V \\ i \neq j}} \sum_{p \in P_{ij}} h_{ij} \alpha_{ijp} \delta_{eijp}.$$

Учитывая выше приведённые формулы, после преобразования получаем, что целевой функцией является следующее выражение:

$$\sum_{e \in E} y_e / (c_e - y_e).$$

Пусть $y_e / (c_e - y_e) = F_e(y_e)$, тогда задача оптимизации формулируется следующим образом:

Минимизировать $\sum_{e \in E} F_e(y_e)$, при ограничениях:

$$\sum_{p \in P_{ij}} \alpha_{ijp} = 1, \text{ при } i, j \in V, i \neq j,$$

$$0 \leq y_e \leq c_e, e \in E,$$

$$\alpha_{ijp} \geq 0, \text{ при } p \in P_{ij}, i, j \in V, i \neq j.$$

Для поиска решения используется алгоритм имитации отжига.

В работе [66] система представлена графом $G = (V, E, C)$. Дан набор потоков данных K . Каждый поток данных описывается триплетом (s_k, t_k, λ_k) , который определяет узел источника s_k , получателя t_k , и требуемую полосу пропускания λ_k для передачи потока данных.

Цель оптимизации – минимизации уровня загрузки максимально загруженной линии.

Пусть C_{ij} представляет емкость линии (i, j) , пусть α представляет максимум загрузки линий среди всех загруженных линий.

Задача оптимизации описывается следующим образом:

Цель оптимизации:

$$\min \alpha.$$

Ограничения:

$$\sum_{(i,j) \in E} X_{ij}^k - \sum_{(j,i) \in E} X_{ji}^k = 0, \text{ при } k \in K, i \neq s_k, t_k.$$

Это ограничение означает, что интенсивность входного потока данных через узел равна интенсивности выходного потока данных для всех узлов, кроме источника и получателя.

$$\sum_{(i,j) \in E} X_{ij}^k - \sum_{(j,i) \in E} X_{ji}^k = 1, \text{ при } k \in K, i = s_k,$$

$$\sum_{(i,j) \in E} X_{ij}^k - \sum_{(j,i) \in E} X_{ji}^k = -1, \text{ при } k \in \mathbf{K}, i = t_k.$$

Два приведённые выше ограничения означают, что для узла получателя и отправителя количество выходных и входных потоков всегда на один меньше.

$$\sum_{k \in \mathbf{K}} \lambda_k X_{ij}^k \leq C_{ij} \alpha, \text{ при } (i, j) \in E.$$

Ограничение выше – это ограничение пропускной способности линии.

$$\sum_{(i,j) \in E} X_{ij}^k \leq h_k, \text{ при } k \in \mathbf{K}.$$

Ограничение выше – это ограничение количества скачков.

В представленных выше формулах X_{ij}^k определяет, проходит ли путь k через линию $(i, j) \in E$, h_k – ограничение количества скачков.

Цель метода – найти такие маршруты, при которых минимизируется уровень загрузки максимально загруженной линии. Маршруты находятся с помощью генетического алгоритма.

В работе [83] предложен следующий метод. При решении задачи балансировки нагрузки могут быть найдены такие маршруты и распределения потоков данных, при которых максимизируется пропускная способность в сети в целом, но при этом одни потоки данных передаются без потерь, а другие теряют практически все свои пакеты.

Определяем максимальную скорость передачи потоков данных следующим образом. Сначала определяем маршруты для потоков данных. Маршрут для каждого потока данных выбирается следующим образом. Берётся кратчайший маршрут между двумя узлами. Затем определяется набор узлов смежных с узлами

из кратчайшего пути. Чтобы получить один маршрут, выбираем случайным образом один из смежных узлов. Затем рассчитываем кратчайший путь от узла-источника к смежному узлу и от смежного узла к узлу-получателю. Объединяем два маршрута и удаляем петли. В результате получаем маршрут для потока данных. Затем, начиная с нуля увеличиваем интенсивность каждого потока данных до тех пор, пока не будет перегружена одна или более линий. Убираются потоки данных, которые проходят через эту линию или линии. Затем уменьшаем пропускную способность линий, через которые проходят убранные потоки данных, на скорость этих потоков данных. Продолжаем увеличивать интенсивность потоков данных, пока не останется ни одного потока данных. Этот метод удовлетворяет критерию справедливости максимин, когда нельзя увеличить скорость одного потока данных, не уменьшив скорость других потоков данных.

Для поиска набора маршрутов используется генетический алгоритм. Решением является набор маршрутов с максимальной пропускной способностью сети, т.е. с наибольшей суммой скоростей потоков данных.

В работе [71] задача балансировки нагрузки задана следующим образом. Пусть состоит сеть из линий L , набора путей P и набора пользователей S . Каждая линия $l \in L$ обладает емкостью C_l . Каждый пользователь определяет уникальную пару источник-получатель. У каждого пользователя $s \in S$ есть набор путей $P(s)$, где каждый путь $p \in P(s)$ – коллекция линий $L(p)$.

Предположим, что скорость передачи пользователя на пути p – $x_{sp}(t)$, тогда суммарная скорость передачи пользователя $y_s(t) = \sum_{p:p \in P(s)} x_{sp}(t)$. Скорость передачи по линии l равна $z_l(t) = \sum_{p:p \in P(l)} x_{sp}(t)$. Пользователь s получает пользу $U_s(y_s(t))$, когда он передает со скоростью $y_s(t)$. Задача максимизации сетевой полезности задается в следующей постановке нелинейной оптимизации.

Максимизировать целевую функцию:

$$\sum_{s:s \in S} U_s(y_s(t)).$$

При ограничениях:

$$\sum_{p:p \in P(s)} x_{sp}(t) = y_s(t),$$

$$\sum_{p:p \in P(l)} x_{sp}(t) \leq C_l,$$

где C_l - максимальная скорость передачи линии.

$$x_{sp}(t) \geq 0.$$

Чтобы найти оптимальное решение, определим функцию Лагранжа для целевой функции:

$$\begin{aligned} L(x, y; \lambda, \mu) = & \sum_{s:s \in S} (U_s(y_s(t)) - \lambda_s y_s(t)) + \sum_{s:s \in S} \sum_{p:p \in P(s)} x_{sp}(t) \lambda_s \\ & - \sum_{l:l \in L(p)} \mu_l + \sum_{l:l \in L} \mu_l (C_l - l^2), \end{aligned}$$

где $\lambda = (\lambda_s, s \in S)$ – вектор коэффициентов Лагранжа $\lambda_s \geq 0$. Коэффициент Лагранжа определяет цену пользователя s за использование единицы полосы пропускания. $\mu = (\mu_l, l \in L)$ – другой вектор коэффициентов Лагранжа, который определяет количество потерянных пакетов в линии l . l^2 – переменная, определяющая свободную полосу пропускания линии.

Находим наибольшее значение функции Лагранжа по переменным x и y , и получаем целевую функцию двойственной проблемы.

$$\begin{aligned}
D(\lambda \mu) &= \max_{xy} L(x y; \lambda \mu) \\
&= \sum_{s:s \in S} A_s(\lambda_s) + \sum_{s:s \in S} \sum_{p:p \in P(s)} B_{sp}(\lambda_s, \gamma_{sp}) - \sum_{l:l \in L(p)} \mu_l \\
&\quad + \sum_{l:l \in L} \mu_l (C_l - l^2),
\end{aligned}$$

где $A_s(\lambda_s) = \max_{y_s(t)} U_s(y_s(t)) - \lambda_s y_s(t)$, $B_{sp}(\lambda_s, \gamma_{sp}) =$

$\max_{x_{sp}(t)} x_{sp}(t)(\lambda_s - \gamma_{sp})$, $\gamma_{sp} = \sum_{l:l \in L(p)} \mu_l$.

Тогда задача оптимизации сводится к следующей:

$$\min D(\lambda \mu).$$

При условии:

$$\lambda_s \geq 0, \mu_l \geq 0, s \in S, l \in L.$$

В этом методе управления балансировкой нагрузки задача оптимизации решается градиентным методом.

1.3.2 Выводы по анализу методов централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки

На основе рассмотренных выше методов для обычных сетей зададим формулировку задачи централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки для НССС. Можно выделить четыре формулировки задачи:

1. Дана скорость потоков данных и множество маршрутов для каждого потока данных. Найти пропорции распределения, при которых минимизируется средняя задержка очереди.
2. Дана скорость потоков данных. Найти по маршруту для каждого потока данных, чтобы минимизировать уровень загрузки самой загруженной линии.

3. Для каждого потока данных дано по одному маршруту. Рассчитать максимальную скорость передачи для каждого потока данных, чтобы максимизировать сумму скоростей всех потоков данных, т.е. пропускную способность сети.
4. Даны потоки данных между определёнными парами узлов. Необходимо определить для каждого потока данных по одному маршруту и максимальную скорость передачи потока данных, чтобы максимизировать сумму скоростей всех потоков данных, т.е. пропускную способность сети.

Определимся сначала с исходными данными. В третьей и четвёртой формулировке максимальная скорость потоков данных не дана, её требуется найти, чтобы максимизировать пропускную способность сети. Недостаток такого подхода в том, что в этих формулировках предполагается, что узлы сети являются источниками потоков данных и могут выбирать скорость передачи потоков данных. Спутники же в НССС не являются источниками потоков данных. Источниками потоков данных являются абонентские терминалы. Спутники движутся по орбите, в их области покрытия появляются и исчезают абонентские терминалы с потоками данных разной интенсивности. В результате интенсивность потока данных от спутника a к спутнику b зависит от числа терминалов в области покрытия спутника a и от скоростей потоков данных терминалов в области покрытия спутника a . Таким образом, будем считать, что скорости потоков данных между спутниками даны.

На основе заданных скоростей потоков данных между спутниками найдём такие маршруты, при которых оптимизируется один из параметров НССС. Определимся с тем, искать ли для каждого потока данных один маршрут или искать множество маршрутов для каждого потока данных и пропорции распределения по ним. При использовании множества маршрутов для каждого потока данных можно более эффективно распределить потоки данных по сети, чем, выбирая только один маршрут для потока данных. Это связано с большим числом степеней свободы для

задачи оптимизации. Поэтому выберем поиск множества маршрутов и пропорций распределения по ним.

Поиск множества маршрутов для всех потоков данных в реальном времени очень сложная задача. Поэтому рассчитаем заранее по определённому критерию наборы маршрутов для всех потоков данных. Для решения задачи балансировки нагрузки будем искать пропорции распределения потоков данных по этим маршрутам.

Определимся теперь с параметром производительности сети, который будем оптимизировать. Отметим, что во всех формулировках косвенно или прямо ставится задача максимизации пропускной способности сети. В формулировке 3 и 4 этим параметром является пропускная способность сети. Недостаток в том, что при таких формулировках необходимо подбирать максимальные скорости потоков данных. Если бы скорости потоков данных были бы заданы, то не всегда можно было бы найти такие маршруты, при которых для всех потоков данных достаточно пропускной способности линий. А значит, в случае заданных скоростей потоков данных формулировка не применима. Мы уже условились, что будем использовать заданные скорости потоков данных, поэтому выберем другой параметр производительности сети.

В формулировке 1 параметром является средняя задержка очереди. Чем меньше задержка очереди, тем меньше пакетов в буфере линии, тем меньше вероятность потери пакетов при переполнении буфера линии, а значит, выше пропускная способность сети. В этой формулировке учитывается наличие буфера линий. Однако у минимизации задержки очереди есть один недостаток. Чтобы минимизировать задержку очереди потоки данных распределяются по разным маршрутам. Эти маршруты будут длиннее кратчайших. В случае обычных сетей задержка распространения сигнала в линиях между узлами близка к 0. Важна только задержка очереди. Поэтому даже, если пути становятся длиннее, а задержка очереди меньше, то и задержка пути будет меньше. В спутниковых системах

задержка распространения сигнала между спутниками большая. Поэтому, если длина пути увеличивается на несколько узлов, то задержка маршрута может тоже сильно увеличиться. Вторым недостатком этой формулировки в том, что нужно знать тип потока данных, проходящего через буфер линии, чтобы оценить задержку очереди этой линии. В работе [80], например, предполагается, что поток данных на входе линии Пуассоновский, и используется соответствующая формула для расчёта задержки очереди. Но большинство потоков данных в современных сетях самоподобные. Для них пока не найдено простых методов для оценки задержки очереди. Кроме этого, для каждой сети необходимо определять её тип потоков данных и затем использовать соответствующие формулы. Отсюда следует, что метод управления балансировкой нагрузки на основе формулировки 1 должен адаптивно определять тип потоков данных и использовать соответствующие формулы оценки задержки очереди, если такие существуют. Таким образом, в НССС необходимо оптимизировать другой параметр производительности сети при балансировке нагрузки.

Во второй формулировке требуется минимизировать уровень загрузки самой загруженной линии. Суть этого подхода в том, что чем меньше уровень загрузки самой загруженной линии, тем меньше уровень загрузки остальных линий. Тогда во многих линиях остаётся значительное количество остаточной пропускной способности. При резких скачках интенсивности потоков данных линии не будут перегружены из-за большого запаса остаточной полосы пропускания, значит, не будут потеряны пакеты из-за перегрузки линии, отсюда повышается пропускная способность сети. Под перегрузкой линии понимаем превышение скорости потоков данных пропускной способности линии. У этой формулировки следующий недостаток. При высокой скорости потоков данных может случиться, что обязательно несколько линий будут перегружены. Но можно пустить потоки данных по более коротким путям, тогда перегруженные линии освободятся и, возможно, останется только одна перегруженная линия. Уровень загрузки этой линии будет больше, чем у самой загруженной линии в предыдущем случае. Но

пакеты будут теряться только в этой линии. Число потерянных пакетов может быть меньше, чем в предыдущем случае, где пакеты теряются в нескольких перегруженных линиях. Таким образом, при высокой скорости потоков данных минимизация уровня загрузки наиболее загруженной линии, наоборот, приводит к увеличению вероятности потери пакетов, а значит, снижает пропускную способность сети.

У параметров производительности сети из вышеприведённых формулировок задачи управления балансировкой нагрузки есть недостатки. Воспользуемся вероятностью потери пакетов из-за переполнения буферов линий в целом по сети. От вероятности потери пакетов напрямую зависит пропускная способность сети. При высокой скорости потоков минимизация вероятности потери пакетов в отличие от минимизации уровня загрузки самой загруженной линии будет находить решения, увеличивающие пропускную способность сети.

Также метод централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС должен учитывать динамическую топологию НССС и неравномерное распределение потоков данных в НССС.

Исходя из вышеописанных рассуждений, ставим задачу создания метода централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузкой в НССС, к которому предъявим следующие требования:

1. Формулировка задачи централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки: даны скорости потоков данных и наборы маршрутов для каждого потока данных, найти пропорции распределения потоков данных по маршрутам, при которых минимизируется вероятность потери пакетов из-за переполнения буферов линий в целом по НССС.
2. Метод централизованной маршрутизации с балансировкой нагрузки должен учитывать динамическую топологию и неравномерное распределение потоков данных в НССС.

1.3.3 Анализ методов распределённой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС

Рассмотрим методы распределённой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС.

В работе [59] потоки данных разделены на два класса:

1. Класс с высоким приоритетом для приложений чувствительных к задержке. Например, голосовая связь.
2. Класс с низким приоритетом для остальных приложений. Например, большинство интернет-приложений без требований к качеству обслуживания.

В рассматриваемой спутниковой системе у каждого спутника четыре межспутниковых линии, при этом, как минимум, две всегда активны. Для каждой пары спутников централизованный алгоритм рассчитывает два пути. Один путь – это кратчайший путь или оптимальный. Линия, с которой начинается этот путь, называется оптимальной. Второй путь выбирается таким, чтобы он проходил не через оптимальную линию, и называется альтернативным, как и линия, с которой начинается этот путь. Всего может быть от одного до трёх альтернативных путей в соответствии с количеством альтернативных линий. Среди них выбирается кратчайший.

Когда появляется новый пакет, спутник определяет оптимальную и альтернативную линию пересылки к получателю.

Пакет с высоким приоритетом по умолчанию пересылается по оптимальной линии. Если буфер оптимальной линии загружен больше, чем на пороговую величину буфера альтернативной линии, то пакет пересылается по альтернативной линии. Пакет с низким приоритетом отправляется всегда по альтернативной линии.

Когда выбрана линия для пересылки, пакет отправляется в обработчик очередей. Обработчик распределяет пакеты в очередь для пересылки пакетов с высоким приоритетом или в очередь для пересылки пакетов с низким приоритетом.

Для очередей может выбираться разная полоса пропускания. Например, 60% для пакетов с высоким приоритетом и 40% для пакетов с низким приоритетом.

Таким образом, чтобы не перегружать оптимальный путь, протокол отправляет пакеты с высоким приоритетом по кратчайшему пути, с низким – альтернативным путём.

В работе [67] предложен метод, основанный на алгоритме муравьиной колонии. Метод учитывает плотность потоков данных на поверхности земли. Мобильные агенты используются для сбора информации о состоянии линий для маршрутизации. С помощью фильтра Калмана предсказывается будущее и текущее состояние сети. На основе будущего и текущего состояния определяются маршруты. В этой работе, в отличие от других, учитывается плотность потоков данных на поверхности земли. В предыдущих работах протоколы были реактивными. В этой работе алгоритм заранее предотвращает перегрузку. Множество агентов обеспечивают распределённость и адаптивность.

Каждый интервал времени Δt отправляется прямой агент $F_{s \rightarrow d}$. Получатель выбирается с вероятностью

$$p_d = \frac{f_{sd}}{\sum f_{sd}}$$

где f_{sd} – число пакетов, отправленных от узла s к узлу d .

$F_{s \rightarrow d}$ записывает маршрут $V_{v_0 \rightarrow v_m} = \{v_0, v_1, \dots, v_m\}$ и задержку каждого скачка с учетом задержки распространения и очереди $T_{v_0 \rightarrow v_m} = \{T_{v_0 \rightarrow v_1}, T_{v_1 \rightarrow v_2}, \dots, T_{v_{m-1} \rightarrow v_m}\}$.

Если $n \in V_{s \rightarrow d}$, $\forall n \in N_k$, все соседи были посещены $F_{s \rightarrow d}$, тогда следующий скачок выбирается случайно, исключая предыдущие.

$$p_{nd} = \begin{cases} \frac{1}{|N_k|-1}, \forall n \in N_k \wedge (n \neq v_{i-1} \vee |N_k| = 1) \\ 0 \text{ иначе} \end{cases}.$$

Иначе:

$$p_{nd} = \begin{cases} \frac{t_{nd} + \alpha l_n}{\sum_{n=1}^{|N_k|-1} t_{nd} + \alpha(|N_k|-2)} \forall n \in N_k \wedge n \notin V_{s \rightarrow d} \\ 0 \text{ иначе} \end{cases}.$$

$\alpha \in [0,1]$ – весовой коэффициент.

$l_n \in [0,1]$ определяет состояние очереди:

$$l_n = 1 - \frac{q_n}{\sum_{n=1}^{|N_k|} q_n}.$$

q_n – число пакетов в очереди от k до n .

$F_{s \rightarrow d}$ удаляется, когда прибывает к получателю. Затем создается $V_{d \rightarrow s}$, который содержит все данные $F_{s \rightarrow d}$. $V_{d \rightarrow s}$ проходит вдоль пути $F_{s \rightarrow d}$ и обновляет локальные данные.

M^k обновляется следующим образом:

$$\begin{aligned} \mu_d &\leftarrow \mu_d + \eta(T_{k \rightarrow d} - \mu_d), \\ \sigma_d^2 &\leftarrow \sigma_d^2 + \eta((T_{k \rightarrow d} - \mu_d)^2 - \sigma_d^2), \\ W_d &= T_{k \rightarrow d}, \text{ если } T_{k \rightarrow d} < W_d. \end{aligned}$$

η – весовой коэффициент.

Затем обновляется коэффициент усиления феромона.

$$r = c_1 \left(\frac{W}{T} \right) + c_2 \left(\frac{I_{\text{sup}} - I_{\text{inf}}}{(I_{\text{sup}} - I_{\text{inf}}) + (T - I_{\text{inf}})} \right).$$

W – наименьшая задержка за последние w измерений. I_{sup} и I_{inf} – супремум и инфимум μ . c_1 и c_2 – весовые коэффициенты.

r определяет текущий статус спутникового узла. Чтобы не было резкого скачка интенсивности потоков, r корректируется предсказанным трафиком.

$$\xi(\alpha) = \frac{(Q - q(t))d_{\text{avg}} + c\Delta t - \hat{p}}{B},$$

$$\gamma = \frac{1}{1 + e^{-a\xi}},$$

a – коэффициент уклона.

$$r = r\gamma.$$

Таблица феромонов обновляется следующим образом:

$$t_{fd} \leftarrow t_{fd} + r(1 - t_{fd}),$$

$$t_{nd} \leftarrow t_{nd} - rt_{nd}, \forall n \in N_k, n \neq f.$$

Остальные линии обновляются, чтобы сумма вероятностей была равна 1.

Таблица маршрутизации обновляется следующим образом.

$$R_{nd}^k = (t_{nd})^\varepsilon,$$

$$R_{nd}^k = \frac{R_{nd}^k}{\sum R_{id}^k}, i \in N_k.$$

ε – настраиваемый параметр.

В работе [83] предполагается, что большая концентрация потоков данных находится в основном в северном полушарии между 0° и 50° с. ш. Поиск маршрутов в системе проводится алгоритмом на основе муравьиной колонии. Стоимость линии определяется как сумма задержки распространения и задержки очереди. Создан специальный модификатор стоимости λ .

$$\lambda = \begin{cases} \left| \frac{\text{lat}_u}{\text{lat}_{tsouth}} \right| e^{-\frac{(\text{lat}_u - 2\text{lat}_{tsouth})}{90}}, & -90 \leq \text{lat}_u \leq \text{lat}_{tsouth} \\ e^{\frac{\text{lat}_u}{90}}, & \text{lat}_{tsouth} \leq \text{lat}_u \leq \text{lat}_c \\ e^{-\frac{(\text{lat}_u - 2\text{lat}_c)}{90}}, & \text{lat}_c \leq \text{lat}_u \leq \text{lat}_{tnorth} \\ \left| \frac{\text{lat}_u}{\text{lat}_{tnorth}} \right| e^{-\frac{\text{lat}_u + 2\text{lat}_c - 2\text{lat}_{tnorth}}{90}}, & \text{lat}_{tnorth} \leq \text{lat}_u \leq 90 \end{cases},$$

где lat_u , lat_{tsouth} и пр. – это широты, определяющие границы полярных регионов и т.д.

Домножая задержку линии на этот модификатор, получаем вес линии. Если спутник находится в полярной области, то вес его линий очень большая и для маршрута эти линии редко выбираются. В результате отводятся потоки данных от загруженных районов северного полушария.

В работе [73] предложен следующий алгоритм. Используются пределы α и β . Если уровень загрузки входной очереди меньше α , то спутник свободен. Между α и β – загружен. Больше β перегружен. После перегрузки спутник сообщает соседним спутникам о перегрузке. Соседние спутники перенаправляют определённую долю потоков данных в обход этого спутника. Доля потоков данных для перенаправления рассчитывается перегруженным спутником на основе уровней нагрузки линий таким образом, чтобы минимизировать вероятность потери пакетов, и отправляется вместе с сообщением о перегрузке.

Потоки данных разделены на три класса:

1. А – чувствительные к задержкам потоки. Такие, как голосовая связь или интерактивные видео-приложения.
2. В – потоки чувствительные к полосе пропускания. Например, видео по запросу или распространение файлов большого объёма.
3. С – потоки без гарантий качества обслуживания. Большинство интернет-приложений без требований к качеству обслуживания.

Перед началом перенаправления определяется доля потоков данных класса С и В в общем потоке данных. В таблице 2 c – доля потоков данных класса С, b – доля потоков данных класса В. В соответствии с долей перенаправляемых потоков X определяется, какие классы потоков данных перенаправлять и в каком объёме. Если $X < c$, то перенаправляются только потоки данных класса С. Если $c = X$, то перенаправляются все потоки данных класса С. Если $c \leq X < b + c$, кроме потоков класса С перенаправляются потоки данных класса В. Когда отношение перенаправления достигает значения $b + c$ и выше, перенаправляются все потоки, кроме класса А. Потоки данных класса А никогда не перенаправляются.

Таблица 2 – Отношение перенаправления

Отношение перенаправления	А	В	С
$X < c$	0	0	X/c
$c \leq X < b + c$	0	$(X - c) / b$	Весь
$b + c \leq X$	0	Весь	Весь

Таким образом, в зависимости от степени перегрузки спутника, соседние спутники сначала перенаправляют потоки данных класса С. Если перегрузка увеличивается, дополнительно перенаправляются потоки данных класса В. Потоки класса А, как потоки чувствительные к задержке, не перенаправляются.

1.3.4 Выводы по анализу методов распределённой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС

Предложено большое число разнообразных методов. Все они работают и при точном подборе параметров обладают высокой эффективностью. Распространены методы на основе алгоритма муравьиной колонии. Это связано с тем, что муравьи в природе, используя простые средства, научились находить короткие пути к еде. Эффективное поведение муравьёв можно имитировать в реальной системе,

рассылая пакеты, имитирующие муравьёв. В эти пакеты по мере прохождения маршрута спутники записывают свойства линий, обновляют таблицу феромонов и т.д. Такой алгоритм отслеживает текущее состояние системы, довольно быстро адаптируется к изменениям потоков данных и ему не нужны большие вычислительные мощности, т.к. процесс определения маршрутов и в результате балансировка нагрузки производится рассылкой относительно небольшого числа пакетов небольшого объёма, а не расчётом маршрутов на графе сети.

При этом пакеты-муравьи пересылаются случайно по спутниковой системе. Вероятность выбора следующей линии зависит от ряда параметров линии. Особенность многих алгоритмов в том, что в них почти никогда напрямую не используется вероятность ошибки линии или вероятность потери пакетов в линии. Вместо этого используется, например, задержка очереди или текущее число пакетов в буфере линии.

Учёт вероятности потери пакетов может быть более эффективным. Поэтому поставим задачу создания метода распределённой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС на основе алгоритма муравьиной колонии, который напрямую учитывает вероятность потери пакетов в линии. Цель распределённого алгоритма балансировки нагрузки такая же, как и для централизованного: найти маршруты и пропорции распределения потоков данных по ним, при которых минимизируется вероятность потери пакетов из-за перегрузки линий в спутниковой системе.

1.4 Выводы по разделу 1

В этом разделе проведён анализ методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов и маршрутизации в низкоорбитальных спутниковых системах связи (НССС).

В результате рассмотрения существующих методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов стало ясно, что не предложено распределённых методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов. Ожидается, что их достоинство по сравнению с централизованными

методами, хранящими информацию о местоположениях на ЦЗС или нескольких ЗС может состоять в том, что информация может храниться распределённо на спутниках. Это позволит уменьшить время ответа на запрос о местоположения, а также сделает спутниковый сегмент независимым от наземного в рамках хранения и обновления информации о местоположении абонентов.

В результате рассмотрения методов маршрутизации в спутниковых системах было выяснено, что хорошо разработаны методы распределённой однопутевой маршрутизации. Методы централизованной однопутевой и многопутевой маршрутизации и методы распределённой многопутевой маршрутизации почти не представлены. Ещё меньше представлены методы маршрутизации описанных выше типов, но с балансировкой нагрузки. Методы маршрутизации с балансировкой нагрузки вместо поиска оптимальных маршрутов отдельно для каждой пары спутников ищут маршруты, оптимизирующие пропускную способность спутниковой системы в целом, что крайне важно ввиду малой и дорогой пропускной способности спутниковых систем в сравнении с наземными.

По результатам анализа поставлены три частные научные задачи.

1. Разработка и исследование эффективности метода распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС.
2. Разработка и исследование метода централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС.
3. Разработка и исследование метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС.

2. МЕТОД РАСПРЕДЕЛЁННОЙ ОБРАБОТКИ ИНФОРМАЦИИ О МЕСТОПОЛОЖЕНИИ АБОНЕНТСКИХ ТЕРМИНАЛОВ В НССС

В этом разделе рассмотрен метод распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов, в котором обработка производится полностью спутниковой группировкой без обращения к наземному сегменту [15, 18, 19]. Рассматриваемый метод декомпозируется на два частных метода: рассылки информации о новом местоположении абонентского терминала и запроса информации о местоположении. Рассмотрим эти методы.

2.1 Метод рассылки информации о местоположении

Метод рассылки информации о местоположении заключается в рассылке информации о местоположении определённому набору спутников. Этот набор спутников назовём группой рассылки. Рассмотрим выбор спутников, входящих в группу рассылки.

Терминал переключается на новый спутник S . Спутник S регистрирует терминал в своей области покрытия и, соответственно, узнает о новом местоположении терминала. Чтобы направить пакеты, отправленные до переключения терминала, новому спутнику, необходимо сообщить предыдущему спутнику S' о том, что терминал переключился на новый спутник. В результате минимальная группа рассылки состоит из нового и предыдущего спутника, спутников S и S' .

Чем больше группа рассылки, тем больше рассылается служебной информации при обновлении местоположения одного терминала. При этом больше спутников знает о местоположении терминала, значит число служебной информации на один запрос меньше. В зависимости от частоты обновления

местоположения и запросов стоит изменять размер группы рассылки, чтобы добиться минимального числа пакетов.

Обозначим множество спутников в группе рассылки символом A . На состав спутников в группе рассылки влияет метод проверки правильности записи о местоположении. При получении запроса о местоположении спутник проверяет, есть ли запись о местоположении в базе данных спутника. Если есть, то необходимо проверить правильность местоположения, чтобы не отправлять ошибочный ответ. В случае спутников S и S' правильность местоположения определяется просто: к новому спутнику терминал подключен, поэтому спутник знает, что местоположение правильное, предыдущему спутнику новый сообщает о том, что терминал переключился к нему, поэтому предыдущий спутник точно знает, что терминал к нему не подключён и запись о местоположении терминала недействительна.

Если рассылать местоположение не только спутникам S и S' , а большему числу спутников, то необходимо создать более сложный метод проверки правильности информации о местоположении, которая хранится на спутнике. Для этого введём две проверки. Перед этим опишем, из чего состоит запись о местоположении терминала. Запись состоит из следующих полей:

1. Идентификатор терминала.
2. Номер спутника, к которому подключён терминал.
3. Координаты терминала.
4. Время определения местоположения терминала.

Теперь опишем две проверки. Первая – проверка по времени существования записи о местоположении. Если время существования больше, чем максимальное время нахождения неподвижного абонентского терминала в области покрытия спутника, то запись о местоположении считаем недействительной. Если время существования меньше, то проверяем, находится ли точка с координатами

терминала в записи о местоположении в области покрытия спутника. Если не находится, то местоположение недействительно.

Но терминал может свободно переключаться между видимыми спутниками. Терминал переключился на новый спутник, новое местоположение было разослано множеству спутников A_1 . Терминал снова переключился на новый спутник. Группа спутников, которой известно новое местоположение, обозначим множеством A_2 . Оба множества могут быть не равны: $A_1 \neq A_2$. В этом случае у спутников из множества $\Delta A = A_1 \setminus A_2$ будет неправильное местоположение, хотя местоположение пройдет две, описанные выше проверки. Можно сообщить спутникам из ΔA о том, что терминал переключился, но в этом случае придется отправлять дополнительные служебные пакеты.

Если сделать группу рассылки полностью, состоящую из всех видимых спутников, тогда $A_1 = A_2$, и все спутники будут получать обновление местоположения. Под видимыми спутниками будем понимать спутники, которые находятся под углом места больше или равном минимальному. В этом случае группа рассылки не зависит от переключения между видимыми спутниками.

Обозначим множество всех видимых спутников V . Если V терминала изменится с V_1 на V_2 , то спутник из $V_2 \setminus V_1$ уже не получат обновления местоположения.

Значит, чтобы определить правильность местоположения, добавляем третью проверку на то, находится ли спутник в группе рассылке. Если нет, то местоположение недействительно.

Таким образом, теперь в группу рассылки входят новый спутник, предыдущий спутник и все видимые спутники.

Чтобы увеличить группу рассылки, добавим спутники на расстоянии N линий одновременно от всех видимых спутников.

Группа рассылки изображена на рисунке 5. Полностью закрашенные круги без штриховки – это видимые терминалом спутники. Если взять $N = 0$, то получим, что новое местоположение рассылается только видимым спутникам. При $N = 2$ в группу рассылки входят видимые спутники и спутники, заштрихованные продольной штриховкой. При $N = 3$ в группу рассылки входят еще и спутники, обозначенные клетчатой штриховкой. При $N = N_{max}$, где N_{max} – количество линий наиболее длинного кратчайшего по количеству линий пути в системе, все спутники системы узнают о новом местоположении терминала.

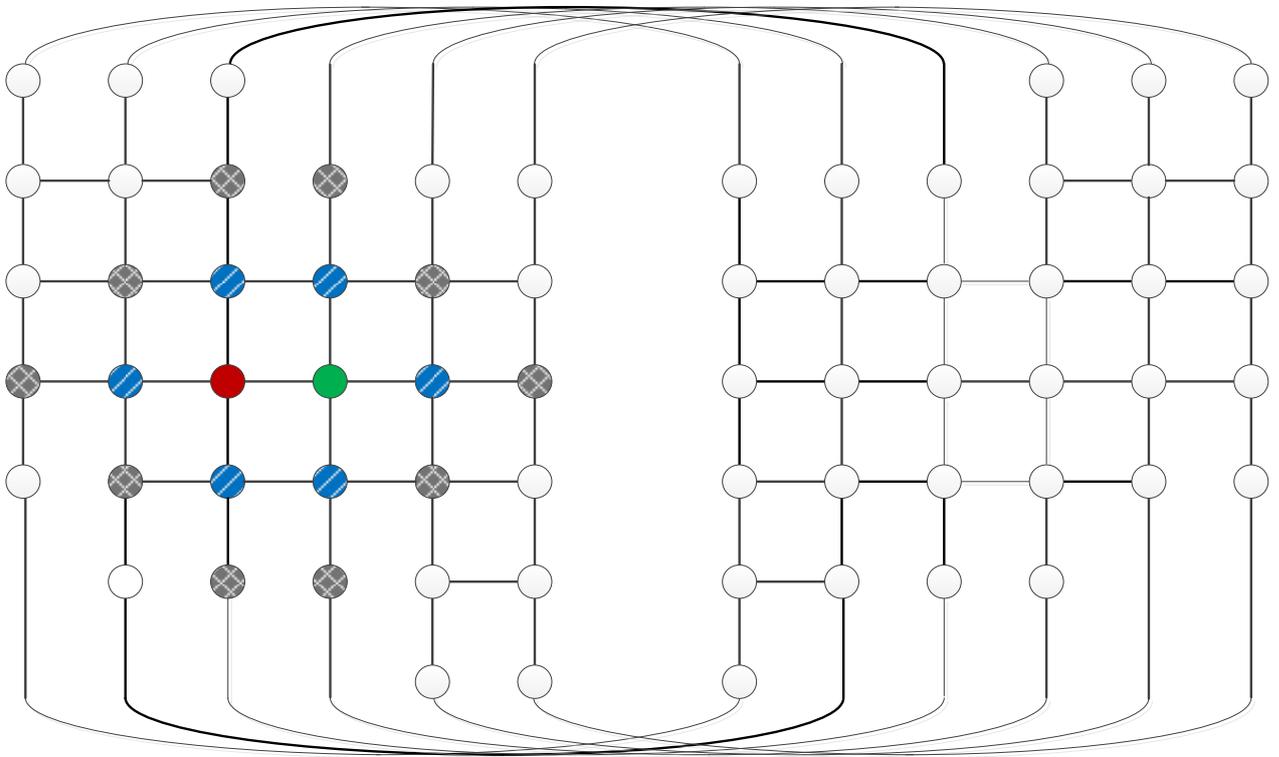


Рисунок 5 – Группа рассылки

Таким образом, суть метода рассылки информации о местоположении в рассылке информации о новом местоположении определённой группе спутников, названной группой рассылки. В эту группу входят следующие спутники:

1. Предыдущий спутник.
2. Новый спутник.
3. Все видимые спутники.

4. Все спутники, находящиеся в пределах N скачков от всех видимых спутников.

Также сформулированы правила для проверки правильности записи о местоположении:

1. Проверка на время существования записи.
2. Проверка на нахождение точки с координатами в области покрытия спутника.
3. Проверка на нахождение в группе рассылки.

Блок-схема метода проверки правильности местоположения изображена на рисунке 6.



Рисунок 6 – Метод проверки правильности местоположения

2.2 Метод запроса информации о местоположении

Сначала на спутник поступает запрос на передачу данных определённому терминалу. Спутнику необходимо узнать местоположение терминала (рисунок 7). Сначала спутник проверяет, есть ли в его базе данных информация о местоположении терминала. Если нет, то спутник рассылает пакет запроса информации о местоположении всем спутникам системы и ожидает ответа на запрос.

Пакет запроса состоит из следующих полей:

1. Идентификатор спутника, который отправил запрос.
2. Идентификатор терминала, чьё местоположение запрашивается.
3. Древо рассылки.
4. Флаг обязательной рассылки всем спутникам.

Идентификатор спутника нужен для получения ответа. Древо рассылки – это множество маршрутов для многоадресной рассылки запроса всем спутникам. Маршруты рассчитываются по данным альманаха спутниковой системы. Смысл флага обязательной рассылки будет объяснён позже.

Если информация о местоположении есть, спутник проверяет, доступен ли терминал. Метод проверки доступности терминала будет описан ниже. Если терминал не доступен, то спутник отправляет ответ о недоступности терминала, передача данных в результате не начинается. Если терминал доступен, то спутник проверяет, действительно ли местоположение. Если местоположение действительно, то спутник разрешает передачу данных терминалу, терминал начинает передавать данные, а спутник пересылает пакеты известному спутнику терминала-получателя.

Если местоположение недействительно, то спутник отправляет запрос по старому местоположению терминала и ожидает ответа на запрос. Время ожидания ответа выберем равным задержке самого длинного пути, умноженной на 2,5.

Метод рассылки запроса по старому местоположению заключается в следующем. В процессе работы НССС можно собрать много устаревших данных о местоположении абонентских терминалов. Данные о местоположении абонентских терминалов берутся из пакетов обновления местоположения и пакетов ответа на запрос местоположения. Устаревшие местоположения можно либо удалить, либо хранить и затем использовать.

Если терминал не перемещался или перемещался относительно медленно, то по координатам из старого местоположения определяем видимые спутники. Как было описано в разделе про обновление местоположения, новое местоположение рассылается всем видимым спутникам. Поэтому очень вероятно, что терминал находится в области покрытия одного из видимых в точке со старыми координатами спутников. Или этот спутник находится в группе рассылки спутника, к которому подключён терминал.

Принцип действия метода отправки запроса по старому местоположению следующий (рисунок 8). Сначала определяется набор видимых спутников. Затем выбирается тот спутник, до которого самый короткий по числу линий путь. Затем создаётся пакет запроса по старому местоположению, и отправляется запрос.

Пакет запроса по старому местоположению состоит из следующих полей:

1. Идентификатор спутника, который отправил запрос.
2. Идентификатор терминала, чьё местоположение запрашивается.
3. Идентификатор спутника-получателя запроса, т.е. ближайшего из видимых спутников.
4. Список видимых спутников.
5. Время определения устаревшего местоположения.
6. Флаг пересылки всем видимым спутникам.

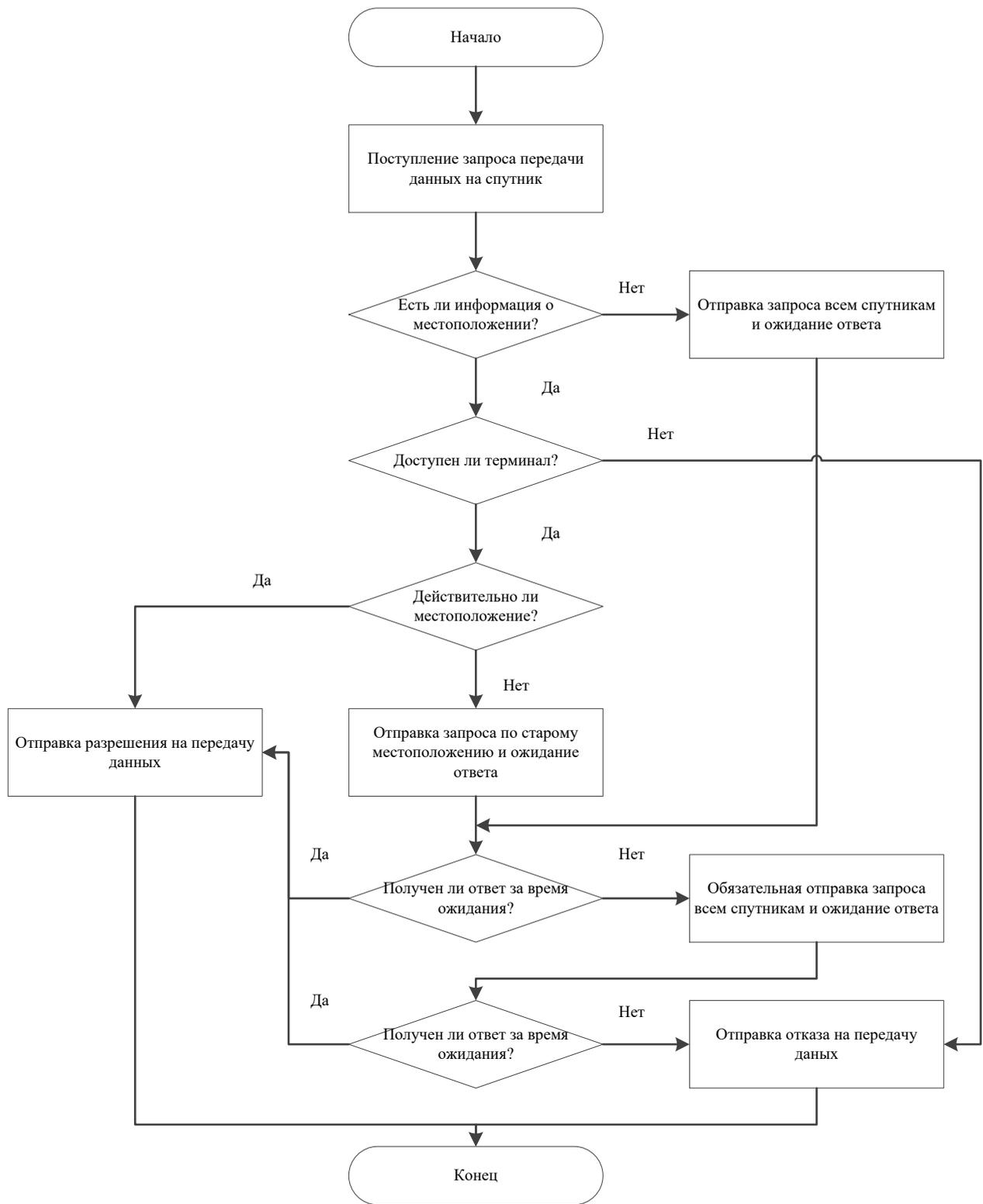


Рисунок 7 – Метод отправки запроса местоположения

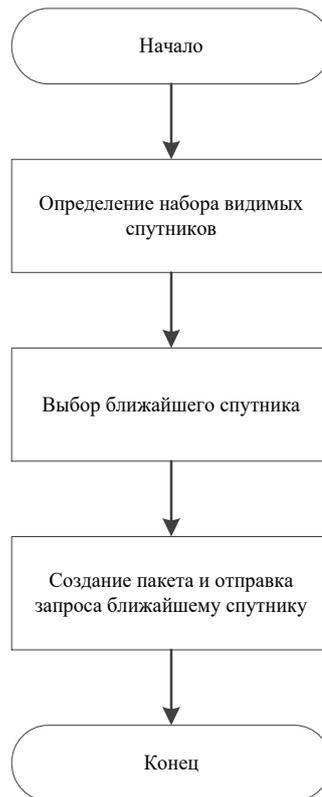


Рисунок 8 – Метод отправки запроса по старому местоположению

Смысл полей будет пояснён чуть ниже по тексту. Пакет запроса по старому местоположению пересылается следующим образом (рисунок 9). Сначала пакет запроса приходит на спутник. Спутник проверяет, пришёл ли пакет к спутнику-получателю. Идентификатор получателя есть в пакете. Если пришёл, то проверяется, есть ли у спутника действительное местоположение терминала. Если есть, то спутник отправляет ответ на запрос. Если нет, то спутник отправляет запрос оставшимся видимым спутникам и помечает во флаге пересылки всем видимым спутникам, что этот запрос предназначен для видимым спутникам. Набор спутников содержится в пакете запроса. Когда видимые спутники получают запрос, то проверяют, есть ли у них действительное местоположение. Если есть, то спутники отправляют ответ, если нет, то просто удаляют пакет запроса. В большинстве случаев у видимого спутника будет информация о местоположении терминала. Но иногда может и не быть, поэтому и рассылаем запрос оставшимся видимым спутникам. Если у видимых спутников не будет действительного

местоположения, то ответа они не отправляют, а рассылка запроса по старому местоположению прекращается.

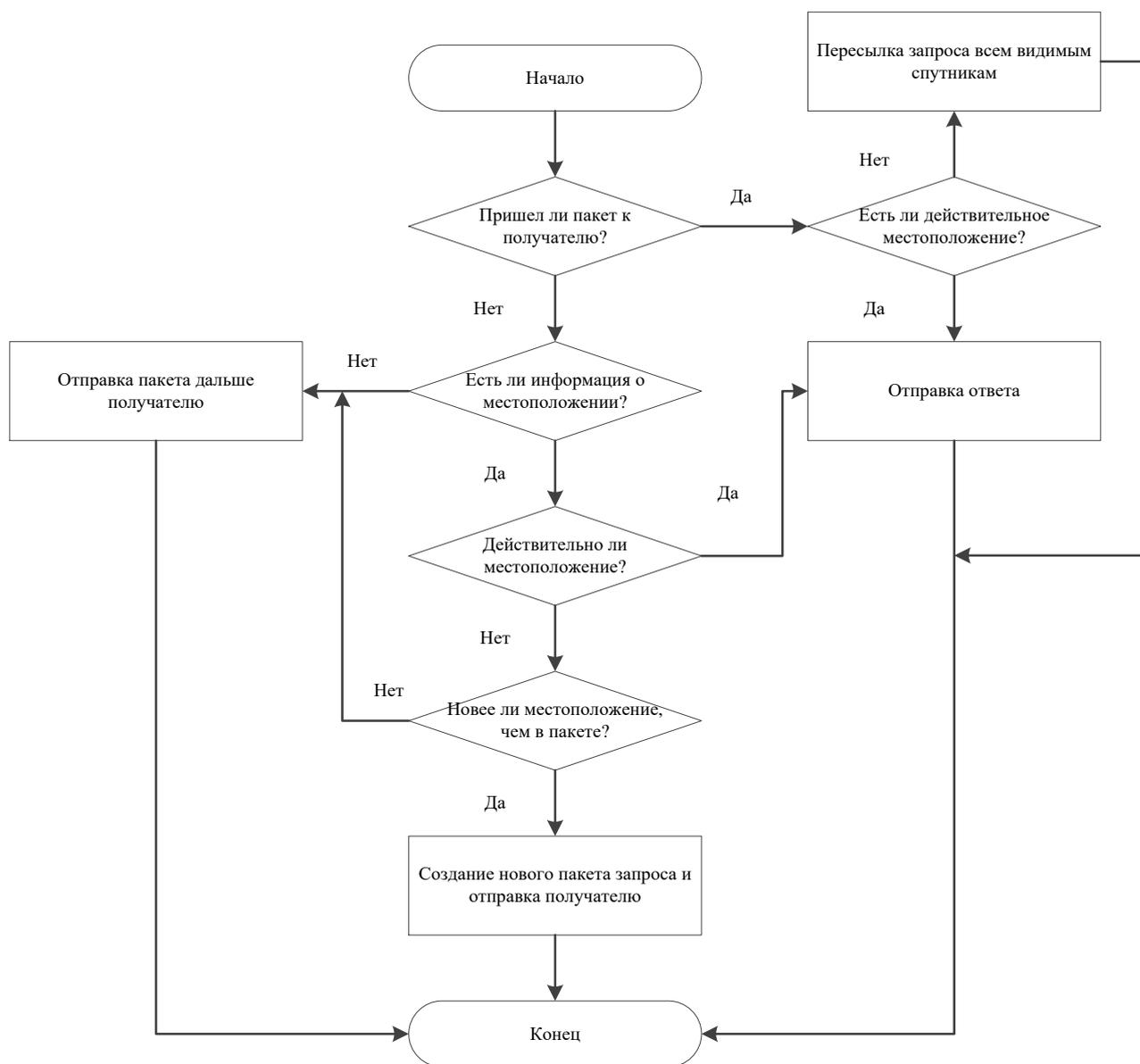


Рисунок 9 – Метод пересылки запроса по старому местоположению

Если пакет не пришёл к получателю, то спутник проверяет, есть ли у него информация о местоположении терминала. Если нет, то спутник отправляет пакет запроса дальше получателю. Если есть, то спутник проверяет, действительна ли информация о местоположении. Если действительна, то отправляется ответ на запрос. Если информация недействительна, то спутник проверяет, новее ли устаревшая информация о местоположении по сравнению с той, на основе которой был создан пришедший пакет запроса. Время определения местоположения

записано в пакете. Если не новее, то пакет запроса пересылается дальше получателю. Если новее, то спутник заново рассчитывает набор видимых спутников и определяет нового получателя. Затем создаёт новый пакет запроса и отправляет новому получателю. Это делается для того, что если пакет запроса создан по слишком устаревшей информации, то терминал может не находиться в области покрытия предполагаемых видимых спутников, пересылка на основе более новой информации о местоположении увеличивает шансы на нахождение терминала.

Когда пакет запроса на основе устаревшей информации о местоположении доходит до получателя, то получатель, если у него есть действительная информация о местоположении, как описано выше, отправляет ответ. Во всех остальных случаях, даже если у получателя есть более новая недействительная информация о местоположении, получатель пересылает пакет запроса оставшимся видимым спутникам. Это сделано для того, чтобы избежать большого числа петель и слишком долгой пересылки пакета запроса.

Польза от отправки запроса по старому местоположению в том, что используется значительно меньшее число пакетов по сравнению с рассылкой запроса всем спутникам.

Рассмотрим, как пересылается пакет запроса, который рассылается всем спутникам (рисунок 10). При приходе пакета спутник сначала проверяет, является ли пакет запроса пакетом запроса по старому местоположению. Если да, то пересылаем пакет запроса по старому местоположению вышеописанным методом. Если нет, то спутник определяет, есть ли информация о местоположении запрашиваемого терминала. Если нет, то пакет рассылается дальше по дереву маршрутов. Если информация о местоположении есть, то проверяется действительна ли она. Если информация действительна, то отправляется ответ.

Если информация недействительна, то определяем, обязательна ли рассылка пакета запроса всем спутникам. Это определяется по флагу обязательной рассылки,

который записан в пакете. Зачем это нужно, будет описано в конце описания метода отправки пакета запроса. Если рассылка обязательна, то рассылаем пакет дальше по дереву маршрутов. Если рассылка не обязательна, то создаём пакет запроса по старому местоположению и отправляем его получателю (метод создания пакета запроса по старому местоположению и отправки описан выше), вместо рассылки пакета запроса всем спутникам.

Теперь вернёмся к описанию метода отправки запроса (рисунок 5). Мы остановились на том, что либо отправляем пакет запроса всем спутникам, либо по старому местоположению. После этого ждём ответа в течение определённого времени. Если за это время ответа не приходит, то либо действительное местоположение терминала неизвестно, либо из-за того, что пакет рассылался по старому местоположению не все спутники, которым известно местоположение, были опрошены. На этот случай рассылаем пакет запрос снова. При этом пакет рассылаем всем спутникам с пометкой обязательной рассылки, чтобы пакет запроса не был отправлен в процессе пересылки по старому местоположению.

Ждём снова такое же время. Если ответ не приходит, то спутник сообщает терминалу о том, что терминал-получатель недоступен, передача данных в результате не начинается. Если ответ приходит, то спутник отправляет терминалу разрешение начинать передачу данных.

Осталось рассмотреть метод пересылки ответа и метод определения доступности терминала. Рассмотрим метод пересылки ответа. Сначала создаётся пакет с ответом. Пакет состоит из следующих полей:

1. Идентификатор спутника, который запросил местоположение.
2. Идентификатор терминала, чьё местоположение запрашивалось.
3. Местоположение терминала, чьё местоположение запрашивалось.

Пакет ответа пересылается кратчайшим путём к спутнику, который запрашивал местоположение. Промежуточные спутники копируют

местоположение терминала в свою базу данных, чтобы при возможности использовать его для отправки запроса по старому местоположению.

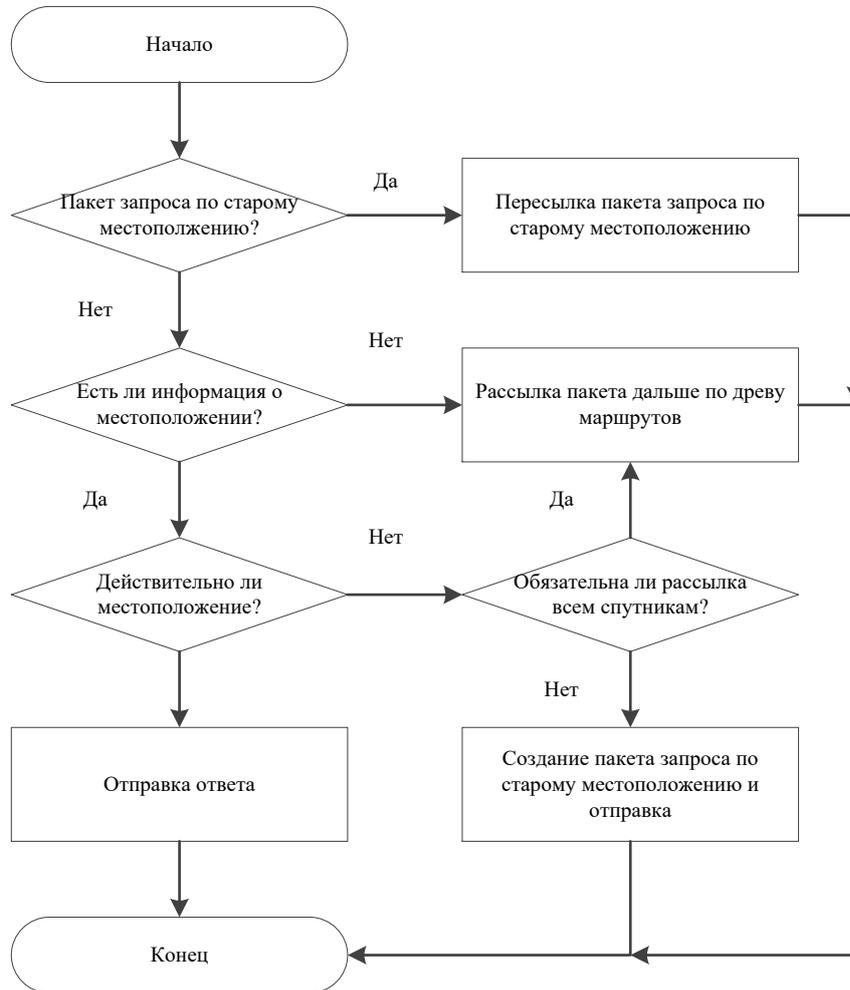


Рисунок 10 – Метод пересылки пакета запроса

Рассмотрим метод определения доступности терминала. Может быть два варианта:

1. Терминал выходит из сети и сообщает об этом своему спутнику. Спутник рассылает сообщение всем остальным спутникам о том, что терминал вышел из сети и недоступен. В результате спутники не будут пытаться запрашивать его местоположение. Когда терминал в следующий раз подключится к сети, спутник терминала сообщит остальным спутникам о том, что терминал доступен.
2. Терминал отключился в результате разрыва связи и не сообщил об этом спутнику. В этом случае, когда один из спутников попытается запросить

местоположение, после двух неуспешных попыток запроса будет известно, что терминал недоступен. Спутник сообщает всем остальным спутникам системы, что он не смог получить местоположение терминала. При получении этого сообщения спутники могут считать терминал недоступным. Однако это может быть кратковременный разрыв связи. Добавим ожидание в течение минуты. За это время один из спутников может успешно запросить местоположение терминала. После этого спутник сообщит всем остальным спутникам о том, что терминал доступен. Если этого сообщения не придёт в течение минуты, то все спутники считают терминал недоступным. После того, как терминал снова подключится, его спутник сообщит остальным спутникам, что терминал доступен.

2.3 Имитационное моделирование и сравнение предложенного метода с другими методами

НССС является совокупностью большого количества статистически зависимых систем массового обслуживания [25]. Точные аналитические выражения для анализа такой системы даже со множеством упрощений получить практически невозможно [25].

Поэтому в настоящее время наиболее точным (и практически единственным) методом исследования НССС является имитационное моделирование.

2.3.1 Имитационная модель спутниковой системы

Мы рассматриваем спутниковую систему как сеть. Сеть определяется топологией. Топология – это совокупность узлов, линий между узлами и свойств линий. Из свойств линий для модели важны задержка распространения линии и пропускная способность.

Совокупность узлов (спутников) и задержка распространения линии, которая определяется расстоянием между спутниками, определяется составом спутниковой группировки, орбитальными параметрами спутников группировки, минимальным

углом места обеспечения радиосвязи, граничной широтой отключения межорбитальных линий, количеством межспутниковых линий.

Для анализа методов маршрутизации и обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС требуется компьютерная модель полносвязной НССС с межспутниковыми линиями. Самым распространённым примером такой НССС является НССС с параметрами аналогичными НССС «Iridium».

Поэтому выберем параметры НССС равными опубликованным параметрам системы «Iridium» (таблица 3) [69].

Таблица 3 – Параметры спутниковой группировки

Высота орбиты	780 км
Количество плоскостей	6
Количество спутников в плоскости	11
Наклонение орбиты	86,4°
Разница долготы восходящего узла между плоскостями	31,6°
Разница долготы восходящего узла между противоположно вращающимися плоскостями	22°
Минимальный угол места	8,2°
Количество межспутниковых линий	4
Граничная широта межспутниковых линий	60°

Выберем значение пропускной способности линий вниз/вверх между спутником и абонентским терминалом. Значение выберем на основе расчёта энергетики линии связи.

В спутниковой системе «Iridium», согласно данным из [46], используются следующие параметры для линии вверх/вниз (таблица 4).

Таблица 4 – Параметры линии вверх/вниз спутниковой системы Iridium

Центральная частота линии вниз/вверх	1,6239 ГГц
Вероятность ошибки линии на бит	0,001
Скорость свёрточного кода	3/4
Длина свёрточного кода	6
Длина кадра TDMA	90 мс
Скорость кадра TDMA	50 кбит/с
Скорость дуплексного канала	4,6 кбит/с
Число временных слотов в кадре TDMA	8
Число дуплексных каналов в кадре TDMA	4
Длительность слота	8,64 мс
Количество битов в слоте	414
Ширина полосы частот спутника	5,15 МГц
Количество FDMA каналов	120
Ширина FDMA канала	41,67 кГц
Число лучей (сот) спутника	48
Размер кластера	12
Модуляция	QPSK
Число FDMA каналов на луч	10
Число дуплексных FDMA-TDMA каналов на луч	$4 \times 10 = 40$
Число дуплексных FDMA-TDMA каналов на спутник	$40 \times 48 = 1920$
Мощность передатчика спутника	400 Вт
Мощность на один частотный канал	$400/48/10 = 0,8(3)$ Вт
Коэффициент усиления антенны в крайнем луче	24,3 дБ

Коэффициент усиления антенны абонентского терминала	0 дБ
---	------

На спутниках системы «Iridium» стоит 3 фазированных антенных решётки. Каждая из них образует 16 лучей. У каждого спутника в итоге 48 лучей. В каждом луче по 10 частотных каналов по 41,67 кГц. Частотные каналы разделены на 8 временных слотов TDMA. Из 8 слотов образуется 4 дуплексных канала. Половина слотов используется для линии вниз, половина – для линии вверх. Скорость дуплексного канала 4,6 кбит/с в обе стороны.

В общей сложности один спутник обеспечивает $4 \times 10 \times 48 = 1920$ дуплексных каналов и $1920 \times 4,6$ кбит/с = 8,832 Мбит/с пропускной способности линии вниз и вверх.

Мощность передатчика спутника 400 Вт равномерно распределяется по частотным каналам. Мощность на один частотный канал равна $400/48/10 = 0,8(3)$ Вт.

Коэффициент усиления антенны в крайнем луче с наибольшей наклонной дальностью равен 24,3 дБ.

У абонентского терминала обычно антенна всенаправленная, поэтому выберем коэффициент усиления антенны абонентского терминала равным 0 дБ.

В системе «Iridium» используется модуляцией ФМ-4 (QPSK) со свёрточным кодом длиной 6 и скоростью 3/4.

Оценим пропускную способность с современными спектрально эффективными сигнально-кодowymi конструкциями (СКК). В стандарте DVB-S2 выбраны одни из самых лучших спектрально эффективных СКК для спутниковой связи [51], поэтому воспользуемся этими конструкциями. В таблице 5 приведены СКК стандарта DVB-S2, их спектральная эффективность и требуемое отношение

сигнал/шум для вероятности ошибки на пакет (188 байт) 10^{-7} . Вероятность ошибки на бит будет приблизительно равна 10^{-9} .

Таблица 5 – Требуемое отношение сигнал/шум для вероятности ошибки на пакет (188 байт) 10^{-7} для сигнально-кодовых конструкций из стандарта DVB-S2

Модуляция и скорость помехоустойчивого кодирования	Спектральная эффективность, (бит/с)/Гц	Отношение сигнал шум E_s/N_0 , дБ
QPSK 1/4	0,490243	-2,35
QPSK 1/3	0,656448	-1,24
QPSK 2/5	0,789412	-0,30
QPSK 1/2	0,988858	1,00
QPSK 3/5	1,188304	2,23
QPSK 2/3	1,322253	3,10
QPSK 3/4	1,487473	4,03
QPSK 4/5	1,587196	4,68
QPSK 5/6	1,654663	5,18
QPSK 8/9	1,766451	6,20
QPSK 9/10	1,788612	6,42
8PSK 3/5	1,779991	5,50
8PSK 2/3	1,980636	6,62
8PSK 3/4	2,228124	7,91
8PSK 5/6	2,478562	9,35
8PSK 8/9	2,646012	10,69
8PSK 9/10	2,679207	10,98
16APSK 2/3	2,637201	8,97
16APSK 3/4	2,966728	10,21
16APSK 4/5	3,165623	11,03

16APSK 5/6	3,300184	11,61
16APSK 8/9	3,523143	12,89
16APSK 9/10	3,567342	13,13
32APSK 3/4	3,703295	12,73
32APSK 4/5	3,951571	13,64
32APSK 5/6	4,119540	14,28
32APSK 8/9	4,397854	15,69
32APSK 9/10	4,453027	16,05

Отношение сигнал/шум (ОСШ) начинается под шумом от -2,35 дБ для QPSK 1/4 и заканчивается 16,05 дБ для 32APSK 9/10.

Чтобы определить пропускную способность, оценим ОСШ в линии вверх/вниз по данным из таблицы 4 и определим, какие СКК из таблицы 5 можно использовать. Из допустимых СКК выберем СКК с наибольшей спектральной эффективностью и определим пропускную способность линии.

ОСШ рассчитывается по следующей формуле:

$$\text{ОСШ} = P + G_{\text{прд}} + G_{\text{пр}} - L_{\text{атм}} - L_{\text{св.пр-во}} - P_{\text{ш}} \text{ [дБ]},$$

где P – мощность передатчика [дБВт];

$G_{\text{прд}}$ и $G_{\text{пр}}$ – коэффициент усиления передающей и приёмной антенны соответственно [дБ];

$L_{\text{атм}}$ – затухание при распространении радиосигнала через атмосферу [дБ];

$L_{\text{св.пр-во}}$ – затухание при распространении радиосигнала в свободном пространстве [дБ];

$P_{\text{ш}}$ – мощность теплового шума приёмника [дБ]. $P_{\text{ш}} = kTB$, где k – постоянная Бльцмана, T – шумовая температура приёмника, B – ширина полосы частот сигнала.

Рассмотрим расчёт затухания при распространении в атмосфере и в свободном пространстве.

Рассмотрим расчёт атмосферного затухания. При распространении через атмосферу радиоволны участвуют в различных эффектах, в результате чего уменьшается плотность потока мощности, приходящего на приёмную антенну, т.е. происходит затухание радиосигнала.

Существует множество моделей оценки затухания электромагнитных волн при распространении через атмосферу. Самой распространённой и проверенной моделью является модель международного союза электросвязи (МСЭ) для оценки затухания линий связи Земля-космос, описанная в рекомендации МСЭ-R P.618-9 [32].

Наибольший вклад в атмосферное затухание вносят следующие слагаемые:

1. Затухание в атмосферных газах (МСЭ-R P.676-10) [33].
2. Затухание в дожде (МСЭ-R P.838-2) [34].
3. Затухание в облаках (МСЭ-R P. 840-6) [35].
4. Затухание из-за рефракции (МСЭ -R P.618-9) [32].

Расчёт этих составляющих описан в рекомендациях МСЭ [32 – 35].

Затухание при распространении в свободном пространстве рассчитывается следующим образом. Сначала рассчитываем наклонную дальность по следующей формуле:

$$l = \sqrt{R_{\text{Земли}}^2 + (R_{\text{Земли}} + H_{\text{орбиты}})^2 - 2R_{\text{Земли}}(R_{\text{Земли}} + H_{\text{орбиты}})\cos(\gamma)},$$

$$\gamma = \arccos\left(\frac{\cos(\beta)}{1 + H_{\text{орбиты}}/R_{\text{Земли}}}\right) - \beta,$$

где $R_{\text{Земли}}$ – радиус Земли; $H_{\text{орбиты}}$ – высота орбиты; γ – геоцентрический угол; β – угол места.

Затем для найденной наклонной дальности рассчитываем затухание при свободном распространении по следующей формуле:

$$L = 20 \lg \left(\frac{4\pi l f}{c} \right) \text{ [дБ]},$$

где c – скорость света; f – частота сигнала.

Для расчёта отношения сигнал/шум используем исходные данные, представленные в таблице 6.

Таблица 6 – Исходные данные для расчёта отношения сигнал/шум

Параметр	Значение
Несущая частота	1,621 ГГц
Мощность сигнала	0,833 Вт
Коэффициент усиления антенны спутника	24,3 дБ
Коэффициент усиления антенны абонентского терминала	0 дБ
Ширина полосы частот сигнала	41,67 кГц
Шумовая температура приёмника спутника и абонентского терминала	300 К
Широта	Та, что соответствует точке с наибольшим затуханием для России и для всего мира.
Долгота	Та, что соответствует точке с наибольшим затуханием для России и для всего мира.
Высота земной станции	0 км
Процент времени недоступности связи	0,01 %
Угол поляризации	45° – круговая поляризация

Одним из параметров для расчёта атмосферного затухания являются координаты земной станции. Строго говоря, земная станция может находиться в

любой точке на поверхности Земли. Поэтому выберем те координаты, где происходит наибольшее атмосферное затухание в мире и в России.

Поиск точки с наибольшим затуханием проводится следующим образом. Сначала проводится расчёт затуханий для сетки точек от 180° з.д. до 180° в.д. и от 90° ю.ш. до 90° с.ш.. В каждом измерении по 100 значений, итого 10000 точек. Затем выбирается точка с наибольшим затуханием в мире и в России.

На рисунке 11 в качестве примера показана контурная карта затуханий для частоты 30 ГГц и угла места 5° . Точка с наибольшим затуханием находится в Океании, на рисунке отмечена красным квадратом. Затухание составляет 268,371 дБ. Точка с наименьшим затуханием во всём мире находится в Антарктиде, на рисунке отмечена зелёным квадратом. Затухание составляет 5,921 дБ. Границы России отмечены красным. В их пределах отмечены точки с наибольшим и наименьшим затуханием, красным и зелёным квадратом соответственно. Наибольшее затухание для России составляет 123,515 дБ. Наименьшее – 38,939 дБ.

На рисунке 12 показана зависимость отношения сигнал/шум от угла места с учётом наибольшего затухания для России и мира.

Минимальный угол места радиолинии вниз/вверх системы «Iridium» равен $8,2^\circ$. При угле места, равному 8° , отношение сигнал/шум равно 14,7 дБ. Это соотношение сигнал/шум позволяет использовать СКК 32APSK со скоростью кодирования $4/5$. С этой СКК умножением ширины полосы частот на спектральную эффективность получаем информационную скорость, равную $3,951571 \times 41,67 = 164,662$ кбит/с. Разделив на 8 временных слотов, получим, что информационная скорость одного дуплексного канала равна 20,583 кбит/с.

Нужно также учесть то, какая доля канального ресурса используется для передачи данных абонента и какая доля ресурсов используется для защитных интервалов, синхронизации и служебной информации. Для простоты расчётов предположим, что абоненту доступно 60% ресурсов. Значит, скорость передачи дуплексного канала будет равна $20,583 \text{ кбит/с} \times 0,6 = 12,35 \text{ кбит/с}$.

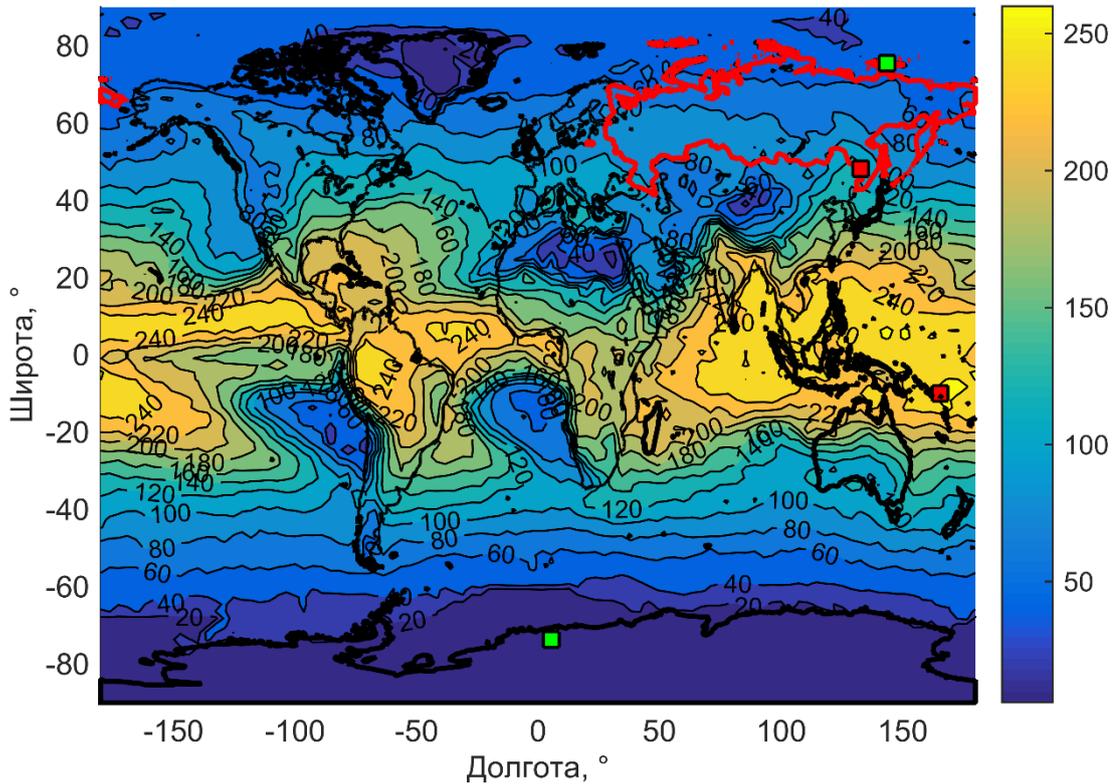


Рисунок 11 – Контурная карта затуханий при распространении через атмосферу в дБ для несущей частоты 30 ГГц и угла места 5°

Учитывая, что спутник предоставляет 1920 дуплексных каналов, то получаем суммарную пропускную способность линии связь вниз/вверх для одного спутника, равной $1920 \times 12,35 \text{ кбит/с} = 23,712 \text{ Мбит/с}$.

В системе 66 спутников, поэтому система может обеспечить $66 \times 1920 = 126720$ дуплексных каналов. При моделировании методов мы будем использовать не более 700 абонентских терминалов, расположенных по всей Земле. В связи с этим предположим, что все каналы системы поровну распределены между всеми 700 абонентами. Тогда получаем скорость дуплексной радиолинии вверх/вниз для одного абонента, равной $126720 \times 12,35 \text{ кбит/с} / 700 = 2,235 \text{ Мбит/с}$. Округлим её до 2 Мбит/с.

Пропускная способность межспутниковых линий системы «Iridium» равна 25 Мбит/с. При этом в публикациях не указывается ширина полосы частот этой линии

и СКК, поэтому выберем пропускную способность межспутниковой линии равной 25 Мбит/с.

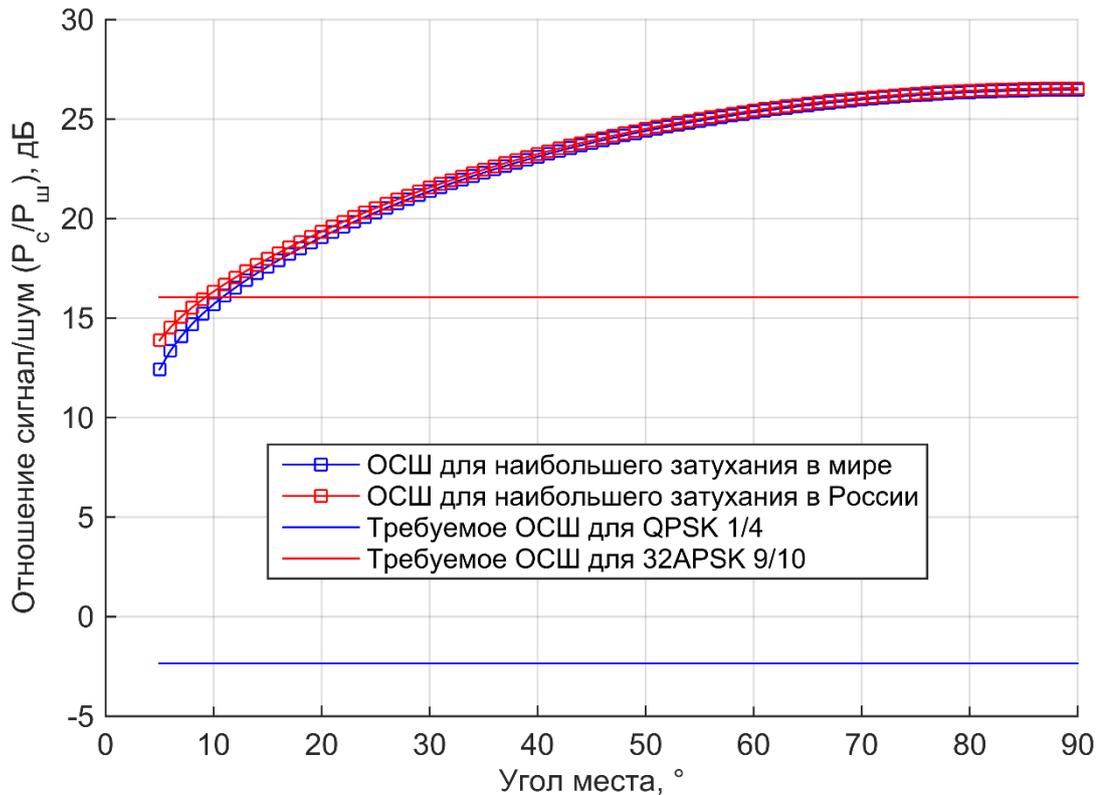


Рисунок 12 – Зависимость отношения сигнал/шум от угла места

Объединим все выбранные параметры модели НССС в одну таблицу (таблица 7).

Таблица 7 – Параметры модели НССС

Высота орбиты	780 км
Количество плоскостей	6
Количество спутников в плоскости	11
Наклонение орбиты	86,4°
Разница долготы восходящего узла между плоскостями	31,6°
Разница долготы восходящего узла между противоположно вращающимися плоскостями	22°
Минимальный угол места	8,2°

Количество межспутниковых линий	4
Пропускная способность межспутниковых линий	25 Мбит/с
Пропускная способность линий вверх/вниз	2 Мбит/с
Граничная широта межспутниковых линий	60°

2.3.2 Моделирование предложенного метода

2.3.2.1 Сравнение рассылки запросов всем спутникам с рассылкой запросов по старому местоположению

Для сравнения в модели используется 100 абонентских терминалов. Терминалы распределены равномерно по поверхности Земли. Время симуляции равно 24 часам. Поток запросов местоположения является простейшим с параметром $\lambda = 3$ запроса местоположения терминала в час.

Используется только одно испытание для оценки значения точки графика. Это связано с тем, что при различных испытаниях графики для метода запроса местоположения у всех спутников и метода запроса местоположения, который используется в предложенном методе ОИюМАТ, качественно не отличаются и явно показывают, что предложенный метод лучше.

На рисунке 13 показана зависимость числа пакетов запроса и ответа для метода рассылки запросов в предложенном алгоритме и рассылки запросов всем спутникам в зависимости от значения N . Число линий самого длинного кратчайшего пути равно 11.

Как видно из рисунка, число пакетов запроса при рассылке запроса всем спутникам приблизительно в 8 раз больше, чем число пакетов при рассылке запроса предложенным методом.

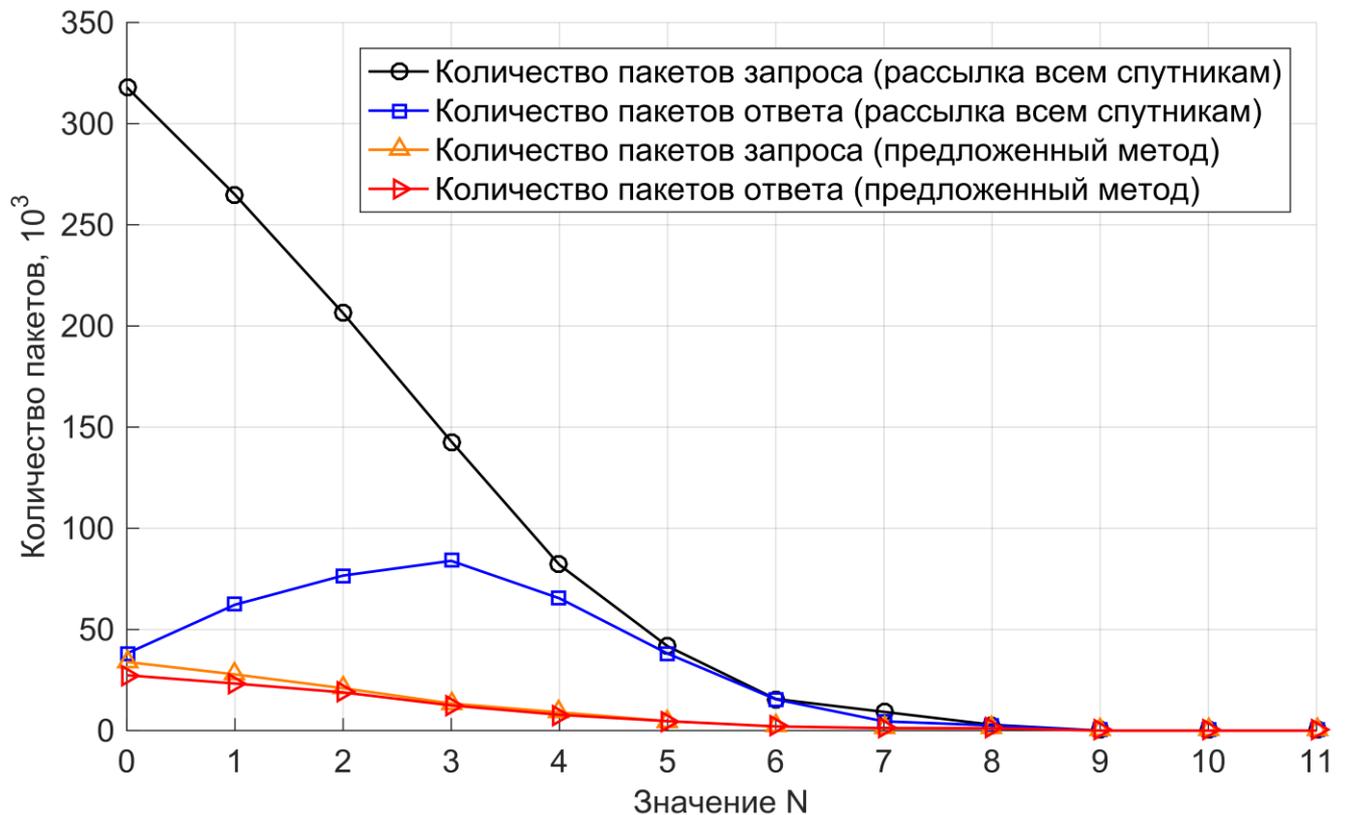


Рисунок 13 – Количество пакетов запроса и ответа для двух методов запроса местоположения

На рисунке 14 изображены графики среднего количества пакетов ответа на один запрос. В предложенном методе почти во всех случаях приходит только один пакет ответа на один запрос. В случае рассылки запроса всем спутникам среднее число пакетов меняется от 1 до 3,5.

Если терминал перемещается быстро, то рассылка запроса по старому местоположению не всегда успешна. На рисунке 15 показаны графики доли неотвеченных запросов для скоростей терминалов 0 км/ч, 150 км/ч, 1200 км/ч.

Как видно из графиков, наибольшее значение достигается при $N = 0$. Для 1200 км/ч доля неотвеченных запросов – 8,6 %, 150 км/ч – 1,1 %, 0 км/ч – 0 %. Когда ответа на запрос нет, запрос рассылается всем спутникам.

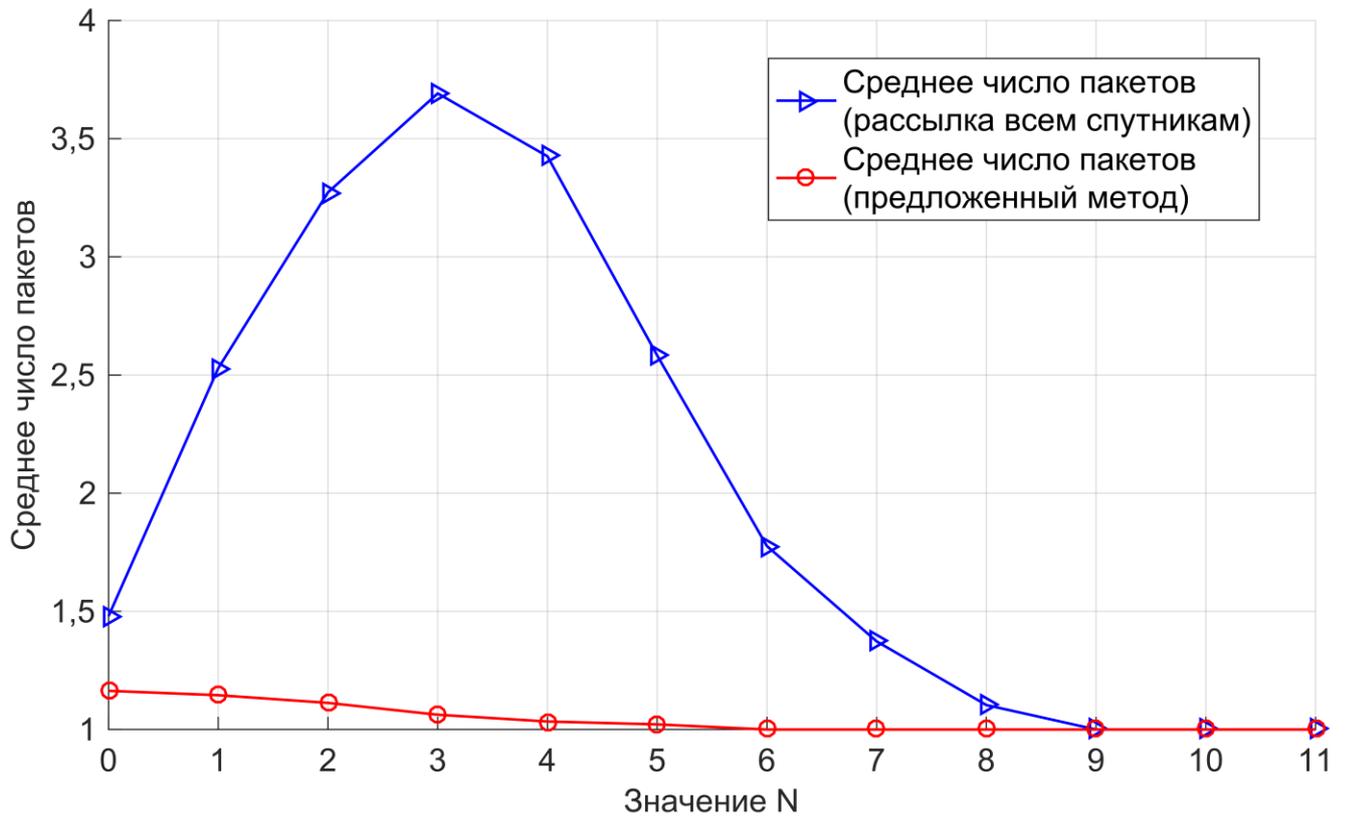


Рисунок 14 – Среднее количество ответов на один запрос для двух методов

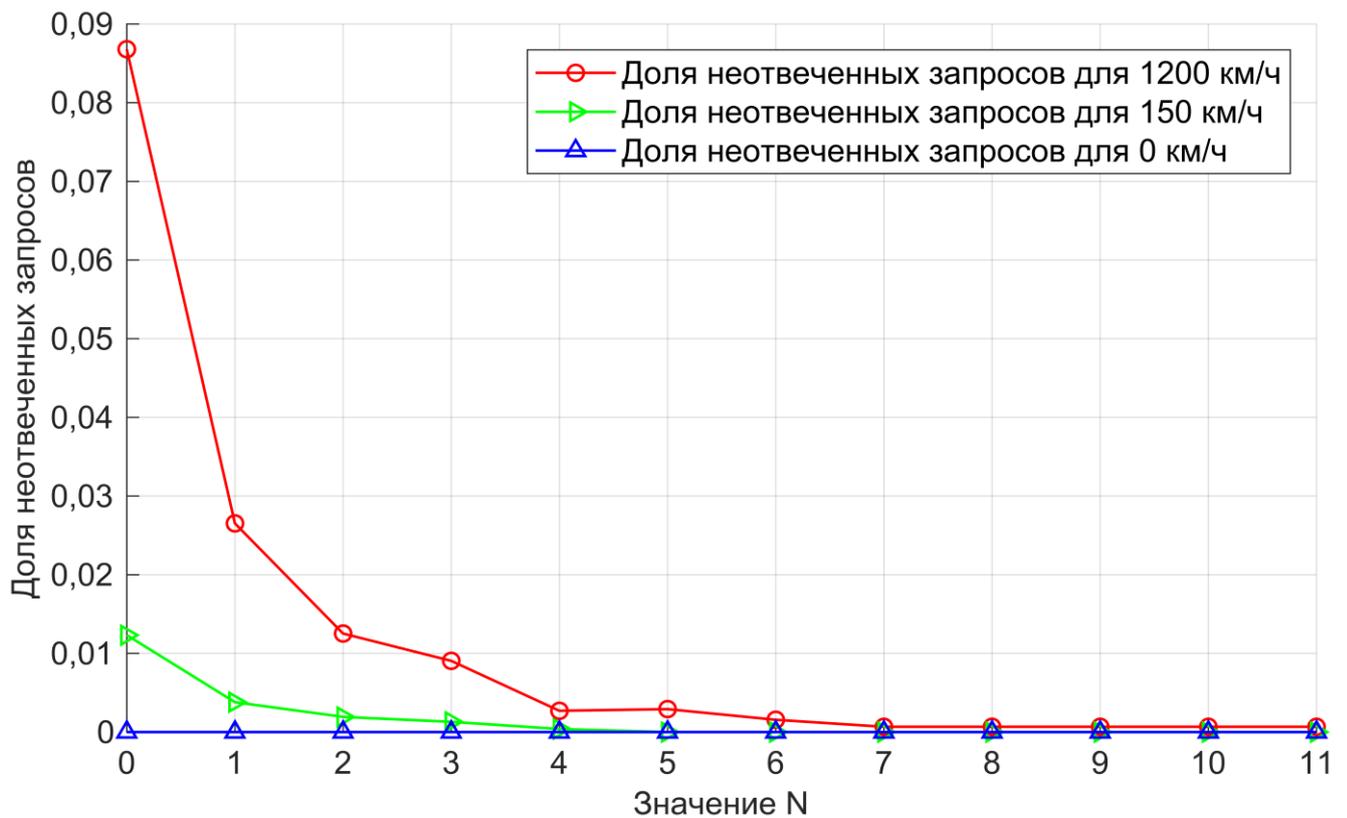


Рисунок 15 – Доля неотвеченных запросов

2.3.2.2 Метод выбора оптимального значения N

В данном разделе предложен метод выбора оптимального значения N . Метод подходит для всех полносвязных НССС с межспутниковыми линиями. В качестве примера мы применяем метод к НССС с характеристиками аналогичными системе «Iridium» (таблица 7).

Рассмотрим выбор значения N . От N зависит количество пакетов обновления местоположения, запроса местоположения и ответа на запрос, а также время ожидания ответа на запрос местоположения.

Чем больше N , тем больше количество пакетов обновления местоположения на одно обновление местоположения и меньше пакетов запроса и ответа на один запрос местоположения. В зависимости от интенсивности запросов местоположения можно выбирать такое N , при котором минимизируется суммарное количество служебных пакетов.

На рисунке 16 показана зависимость количества пакетов обновления местоположения от N . При увеличении N растёт количество пакетов обновления местоположения вплоть до $N = 11$, при котором все спутники получают обновление местоположения (это верно для той модели НССС, которую мы используем, для других НССС N будет другим). На рисунках 17 и 18 показаны зависимости количества пакетов запросов и ответа от интенсивности запросов для всех значений N (от 0 до 11). Число пакетов растёт с увеличением интенсивности запросов и падает с увеличением N .

На рисунке 19 показана зависимость суммарного количества пакетов от интенсивности запросов для всех N . При $N = 0$ и низких интенсивностях запросов мы получаем наименьшее количество служебных пакетов, так как из-за малой группы рассылки рассылается малое количество пакетов обновления местоположения, а из-за малой интенсивности запросов информации о местоположении рассылается малое количество пакетов запроса и ответа на запрос.

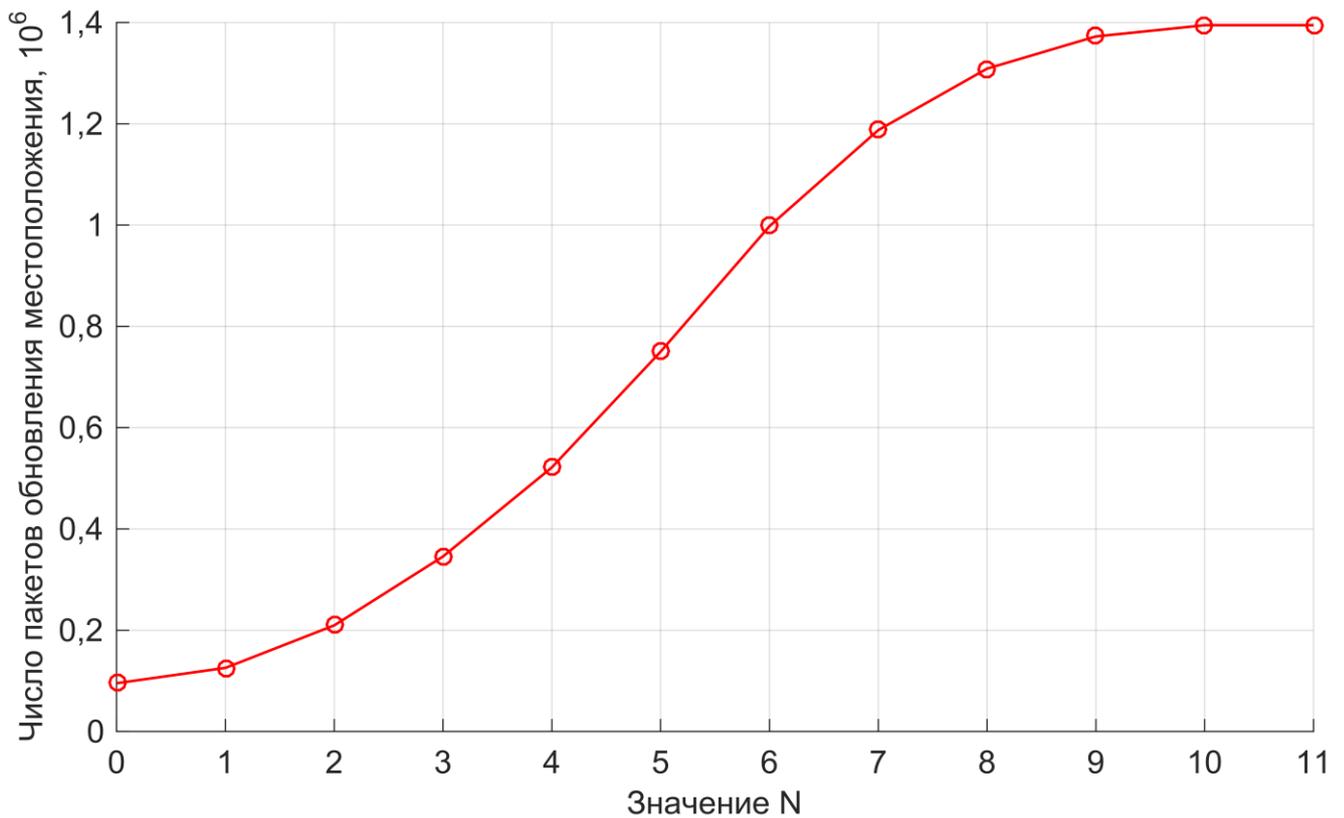


Рисунок 16 – Зависимость количества пакетов обновления местоположения от N

С ростом интенсивности запросов суммарное количество пакетов при $N = 0$ растёт быстрее всего, так как малое количество спутников знает местоположение определённого абонентского терминала и поэтому много рассылается пакетов запроса. При максимальном $N = 11$ мы получаем, что информация о местоположении рассылается всем спутникам. В результате не рассылается ни одного пакета запроса и ответа, так как информация о местоположении известна всем спутникам. Количество служебных пакетов определяется только количеством пакетов обновления местоположения.

По выше рассмотренным зависимостям количества пакетов от интенсивности запросов и N для каждой интенсивности запросов выбираем N , которое обеспечивает наименьшее количество служебных пакетов. На рисунке 20 красным цветом показан график суммарного количества служебных пакетов при использовании оптимального N . В таблице 49 показаны значения оптимальных N в интервале от 0 до 100 запросов в час. Таблица представлена в виде диапазонов. Например в диапазоне $[0; 11,605)$ запрос/ч оптимальное $N = 0$.

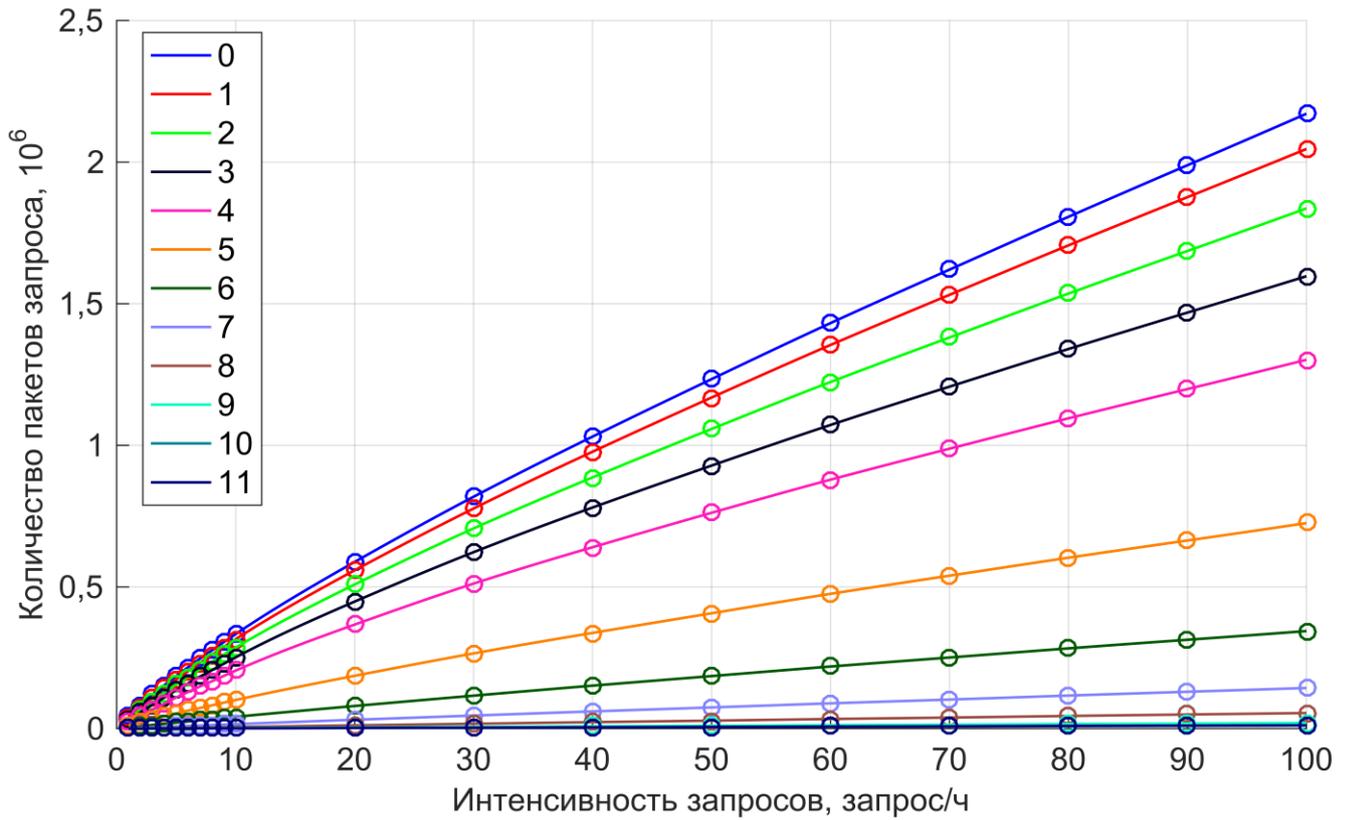


Рисунок 17 – Зависимость числа пакетов запроса от интенсивности запросов

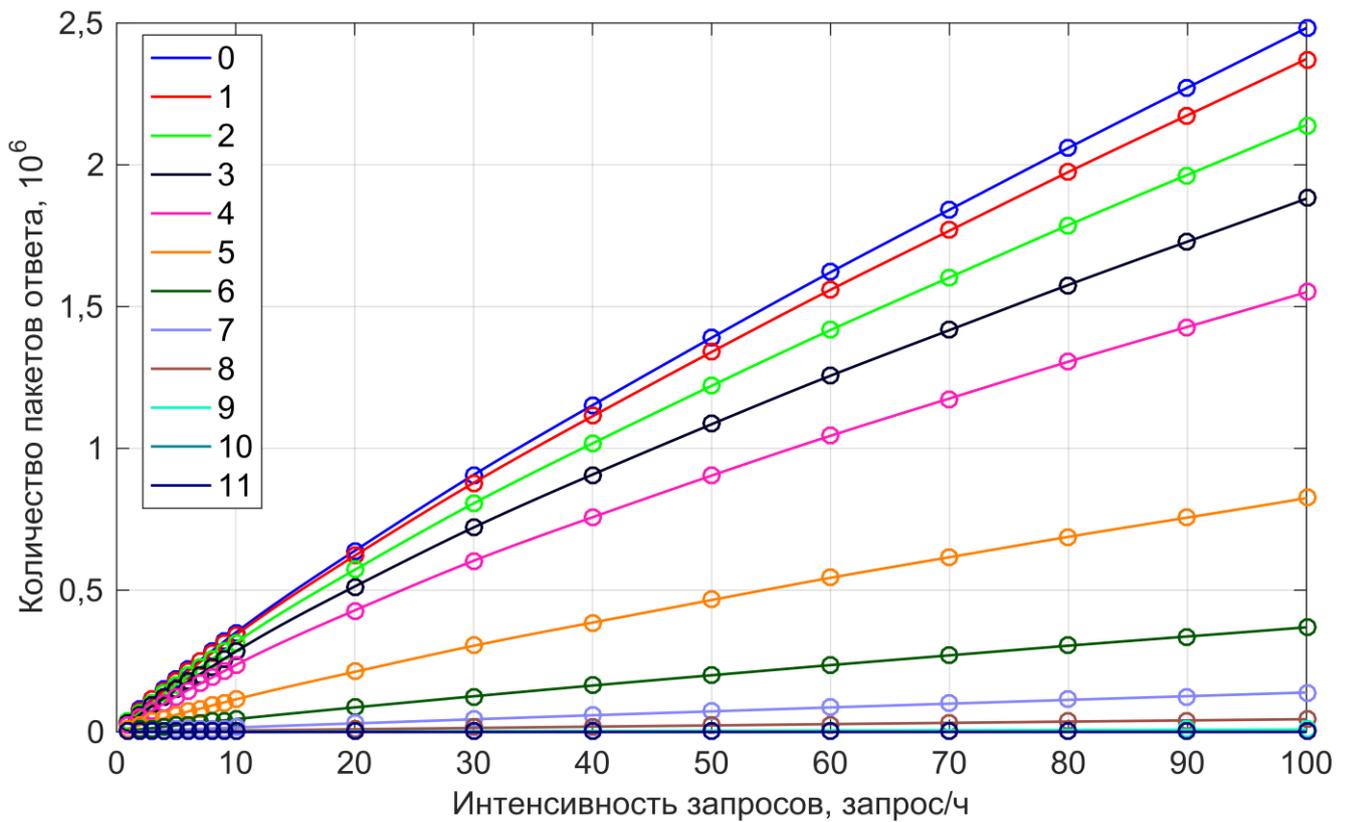


Рисунок 18 – Зависимость числа пакетов ответа от интенсивности запросов

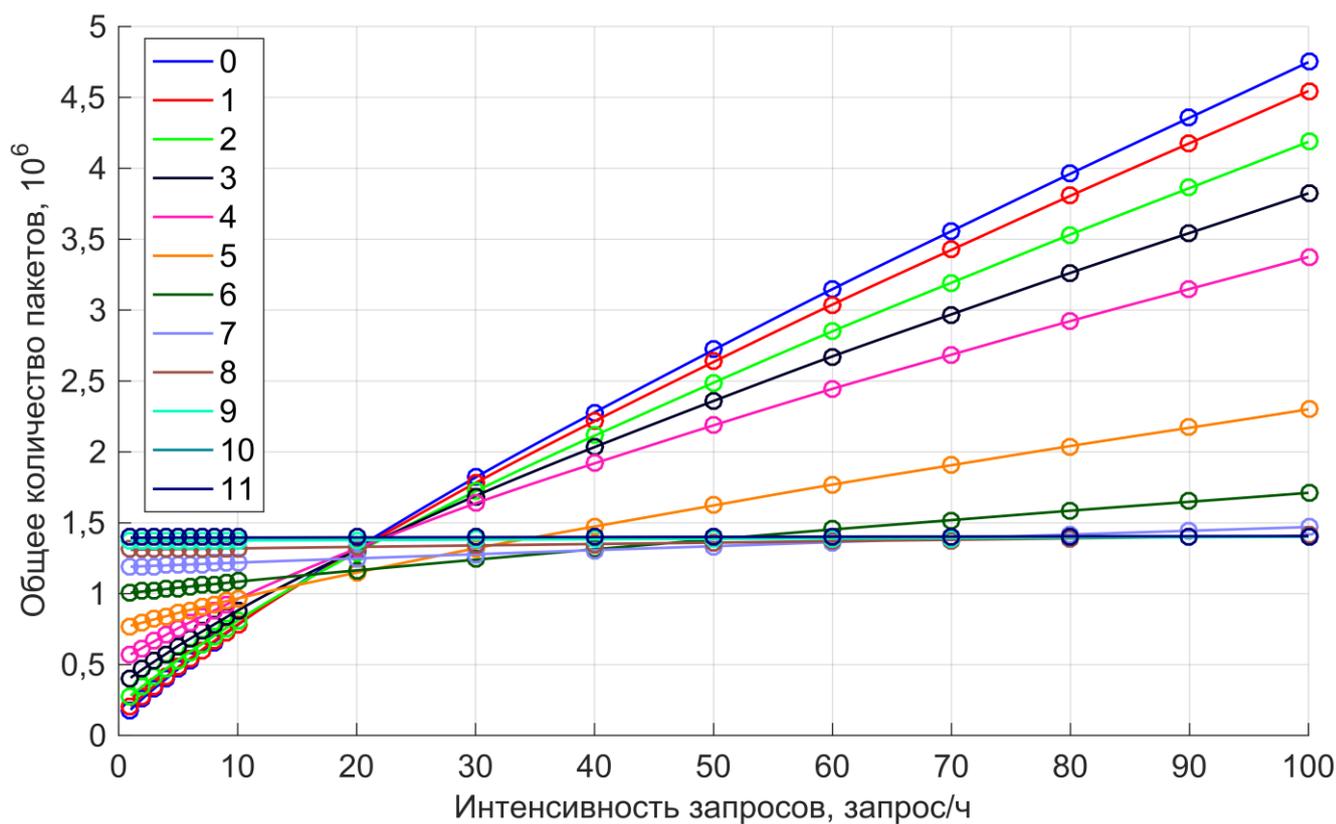


Рисунок 19 – Зависимость общего числа пакетов от интенсивности запросов

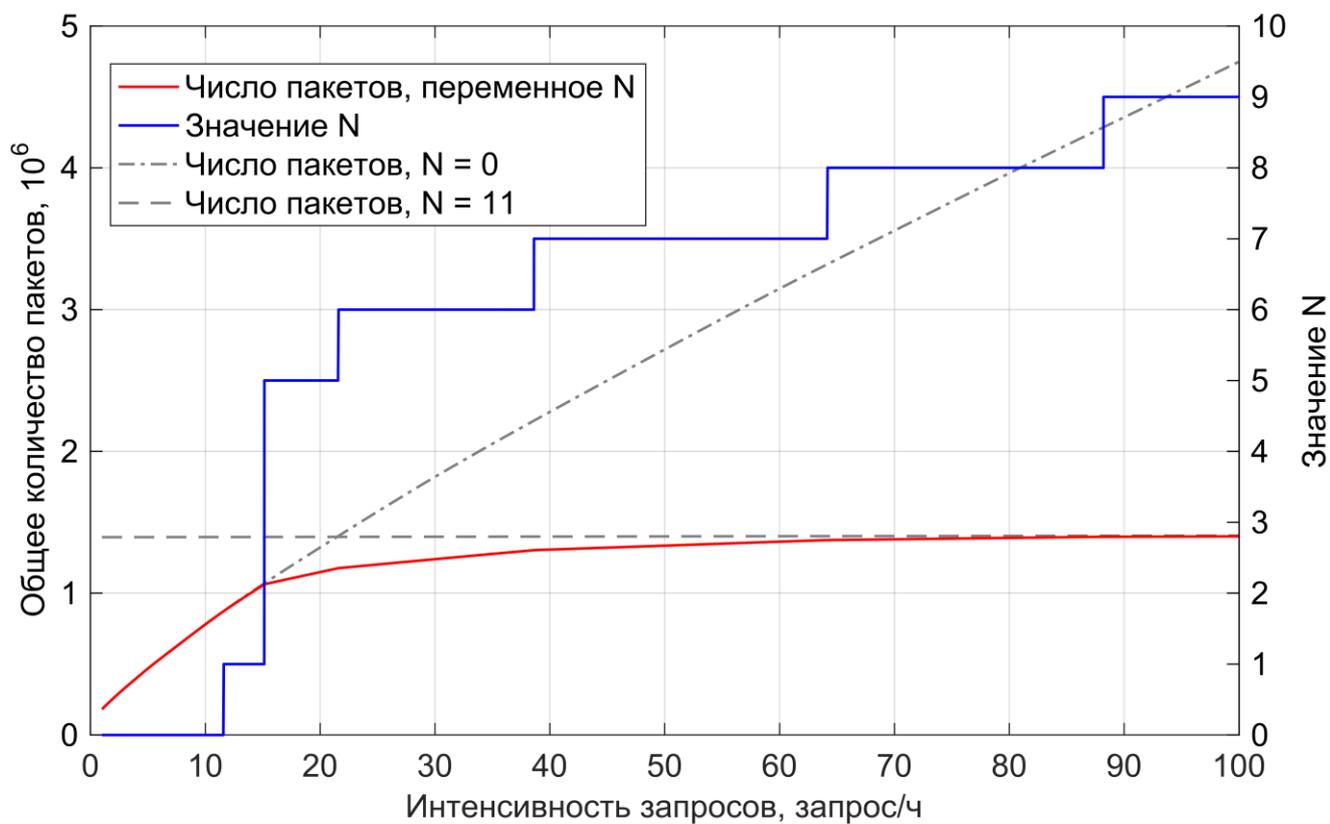


Рисунок 20 – Минимальное общее число служебных пакетов

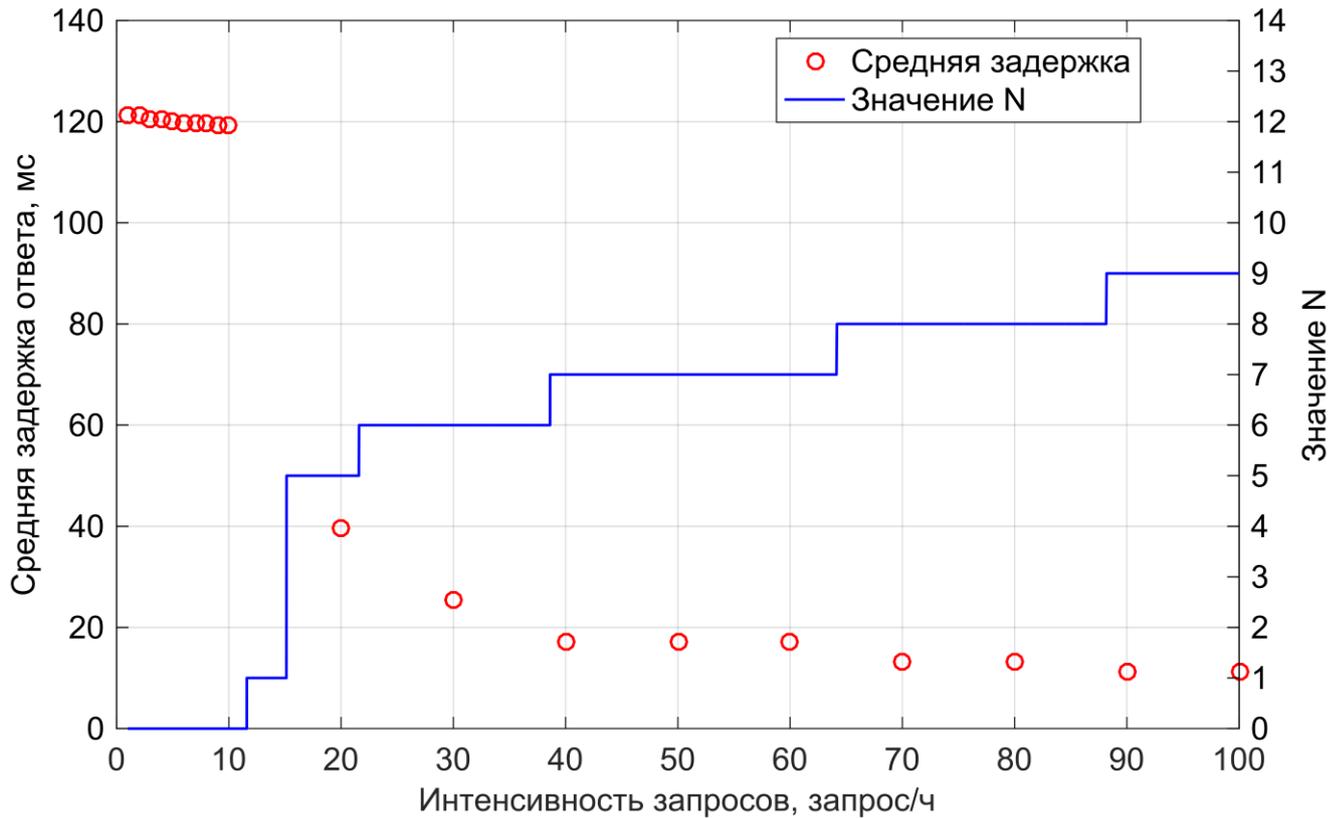


Рисунок 21 – Средняя задержка ответа на запрос местоположения

На рисунке 21 показана зависимость средней задержки ответа на запрос местоположения от интенсивности запросов при использовании оптимальных N . При росте интенсивности запросов растёт N , поэтому растёт количество спутников, которым рассылается местоположение. Отсюда падает время задержки ответа на запрос, так как растёт вероятность того, что близкорасположенные спутники ответят на запрос. Отметим, что при одном и том же N задержка ответа на запрос почти одинаковая, кроме случая с низкими интенсивностями запросов (диапазон от 0 до 10 запрос/ч). Это связано с тем, что при увеличении интенсивности запросов в системе накапливается больше устаревшей информации о местоположении, а значит, информация о местоположении находится быстрее. Поэтому в диапазоне от 0 до 10 запрос/ч при постоянном $N = 0$ мы видим уменьшение задержки ответа. Дальше при бóльших N и интенсивностях запросов новая информация о местоположении рассылается намного чаще и намного больше накапливается устаревшей информации о местоположении, поэтому при одном значении N задержка почти одинаковая и не уменьшается с ростом интенсивности.

Таблица 8 – Значения оптимальных N , обеспечивающих наименьшее количество служебных пакетов

Начало диапазона, запрос/ч	Конец диапазона, запрос/ч	Значение N
0	11,605	0
11,606	15,144	1
15,145	21,602	5
21,603	38,619	6
38,62	64,176	7
64,177	88,2	8
88,201	100	9

Таким образом, в зависимости от интенсивности запросов выбираем такое N , при котором минимизируется количество служебных пакетов. Значения N представлены в таблице 49.

2.3.3 Сравнение предложенного метода распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов в НССС с другими методами

В этом разделе приведены результаты моделирования предложенного метода обработки информации о местоположении терминалов и сравнение с другими методами.

В спутниковых системах существует два типа областей местоположения. Первый тип областей местоположения определяется областью покрытия спутника. Терминал каждый раз обновляет информацию о местоположении, когда переключается на следующий спутник. Второй тип – это географические области местоположения. Поверхность земли разбивается на области, при выходе из которых терминал обновляет информацию о своём местоположении. Достоинство первого типа областей местоположения в том, что при запросе информации о местоположении нет необходимости уточнять, к какому именно спутнику

подключён терминал. Недостаток в том, что терминалы часто обновляют информацию о местоположении из-за малой области покрытия и быстрого движения низкоорбитальных спутников по орбите. У второго типа областей местоположения наоборот. Большинство терминалов обычно редко выходит за пределы географических областей местоположения, поэтому обновление информации о местоположении также происходит редко. Но при этом необходимо рассылать запрос множеству спутников, которые видны в пределах географической области местоположения, чтобы узнать, к какому из них подключён абонентский терминал.

Сравним предложенный метод с методами в таблице 9. Методы обозначены именем первого автора в публикациях. Методы Jinglin и Atiquzzaman используют области местоположения первого типа, по области покрытия спутника. Методы Tsunoda и Zhang используют области местоположения второго типа, по областям на поверхности Земли. Приведём краткое описание методов.

Таблица 9 – Список методов для сравнения

Название метода	Название публикации
Jinglin	Research on Hierarchical Location Management Scheme in LEO Satellite Networks [60]
Tsunoda	Supporting IP/LEO Satellite Network by Handover-Independent IP Mobility Management [76]
Atiquzzaman	TraSH-SN: A Transport Layer Seamless Handoff Scheme for Space Networks [53]
Zhang	An IP mobility management scheme with dual location areas for IP/LEO satellite network [55]

В методах Jinglin и Atiquzzaman информация о местоположении обновляется каждый раз при переключении на новый спутник. В первом методе информация в одних случаях отправляется управляющему спутнику в пределах нескольких линий от спутника, на который переключился терминал, в других случаях ЦЗС. Во втором

методе новое местоположение отправляется всегда ЦЗС. В обоих методах запрос местоположения отправляется на ЦЗС, затем ЦЗС отправляет ответ спутнику, который запросил местоположение.

В методе Tsunoda поверхность Земли разбита на соты и обновление информации о местоположении происходит только при переходе в другую соту. Информация о новом местоположении отправляется на ЦЗС. Запрос информации о местоположении отправляется сначала на ЦЗС. Затем ЦЗС отправляет запрос всем спутникам, которые покрывают соту, в которой находится терминал. Затем один из спутников отправляет ответ спутнику, который запрашивал местоположение терминала.

В методе Zhang используется множество ЗС и одна ЦЗС. Для моделирования используется 10 ЗС, включая ЦЗС. Каждый спутник определяет, кратчайший по задержке путь ко всем ЗС. Спутник выбирает ту ЗС, которая ближе всего. Местоположение терминала определяется ЗС, к которой подключён его спутник. Если новый спутник связан с другой ЗС, то терминал отправляет запрос на регистрацию на новую ЗС. После регистрации ЗС по наземным линиям сообщает ЦЗС о том, что определённый терминал находится в её области покрытия. Для связи спутник терминала-отправителя отправляет запрос на ЦЗС. ЦЗС, зная ЗС терминала, отправляет запрос ЗС терминала по наземным линиям. ЗС терминала опрашивает спутники, подключённые к ней. Один из спутников отправляет сообщение спутнику терминала-отправителя, что терминал-получатель подключён к нему.

Используется следующая модель НССС для сравнения методов. В модели используется спутниковая система с параметрами аналогичными параметрам спутниковой системы «Iridium» (таблица 7).

В модели используется 100 терминалов, равномерно распределённых по поверхности земли. Каждый терминал перемещается прямолинейно со скоростью 100 км/ч. Начальный азимут движения выбирается случайно. Время

моделирования равно 24 часам. Параметры методов для сравнения взяты из соответствующих публикаций. ЦЗС для всех методов находится в точке с координатами г. Москва.

Методы промоделированы для интенсивностей запроса местоположения от одного терминала равных 1, 10, 20, 30, 40, 50, 60, 70, 80, 90, 100 запрос/ч. Поток запросов пуассоновский. Для оценки значения каждой точки проводилось 20 испытаний. Доверительные интервалы рассчитаны для доверительной вероятности 0,99.

Приступим к сравнению методов.

Графики зависимости суммарного количества пакетов обновления местоположения от интенсивности запросов местоположения показаны на рисунке 22, значения доверительных интервалов представлены в таблице 10. У предложенного метода при низких интенсивностях запросов количество пакетов обновления меньше, чем у метода Jinglin. Остальные методы рассылают меньше пакетов обновления, чем предложенный. У методов Tsunoda и Zhang пакетов обновления значительно меньше потому, что местоположение терминала – это область на поверхности Земли, за которую терминалы выходят реже, чем переключаются между спутниками. Количество пакетов для предложенного метода и методов Atiqzaman и Jinglin почти одинаково, так как обновление происходит при переключении на новый спутник. При всех остальных интенсивностях у предложенного метода наибольшее количество пакетов обновления, так как при увеличении интенсивности запросов увеличивается количество спутников, которым рассыляется новое местоположение, чтобы уменьшить суммарное количество служебных пакетов. На рисунке 22 указано изменение N , и видно, что при одном значении N одинаковое количество пакетов обновления. У остальных методов количество пакетов обновления не зависит от интенсивности запросов.

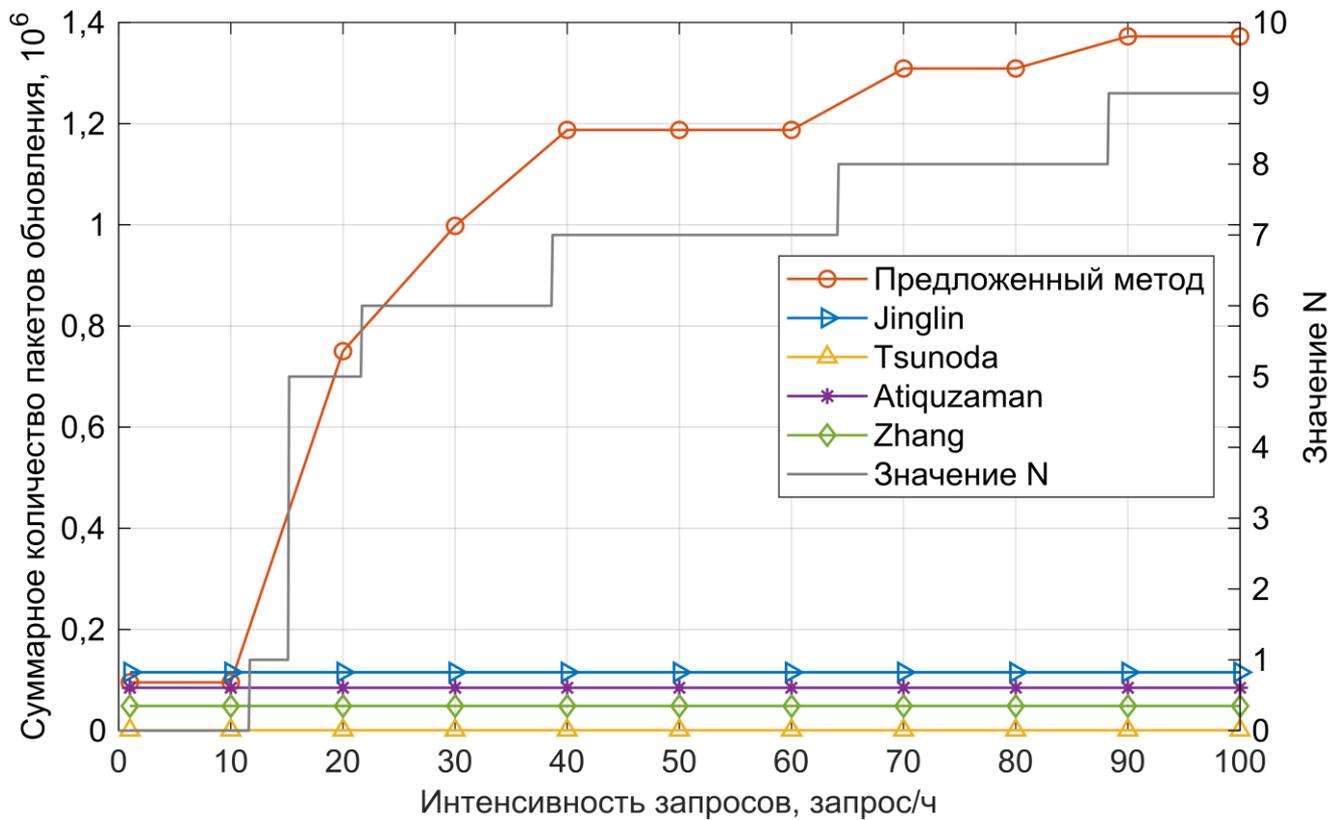


Рисунок 22 – Суммарное количество пакетов обновления информации о местоположении абонентских терминалов

Таблица 10 – Значения ширин доверительных интервалов для оценок суммарного количества пакетов обновления информации о местоположении при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность, запрос/ч	Предложенный метод	Jinglin	Tsunoda	Atiqzaman	Zhang
1	14551	6430	57	4062	4964
10	14551	6430	57	4062	4964
20	8036	6430	57	4062	4964
30	4844	6430	57	4062	4964
40	8419	6430	57	4062	4964
50	8419	6430	57	4062	4964
60	8419	6430	57	4062	4964
70	16329	6430	57	4062	4964
80	16329	6430	57	4062	4964
90	22037	6430	57	4062	4964

100	22037	6430	57	4062	4964
-----	-------	------	----	------	------

Графики зависимости суммарного количества пакетов запроса местоположения от интенсивности запросов местоположения показаны на рисунке 23, значения доверительных интервалов показаны в таблице 11. Количество пакетов запроса всех методов, кроме предложенного, растёт линейно с ростом интенсивности запросов. У метода Zhang скорость роста наименьшая. Это связано с большим количеством ЗС. Пакет запроса передаётся на ближайшую ЗС, поэтому меньше пакетов запросов передаётся по межспутниковым линиям НССС.

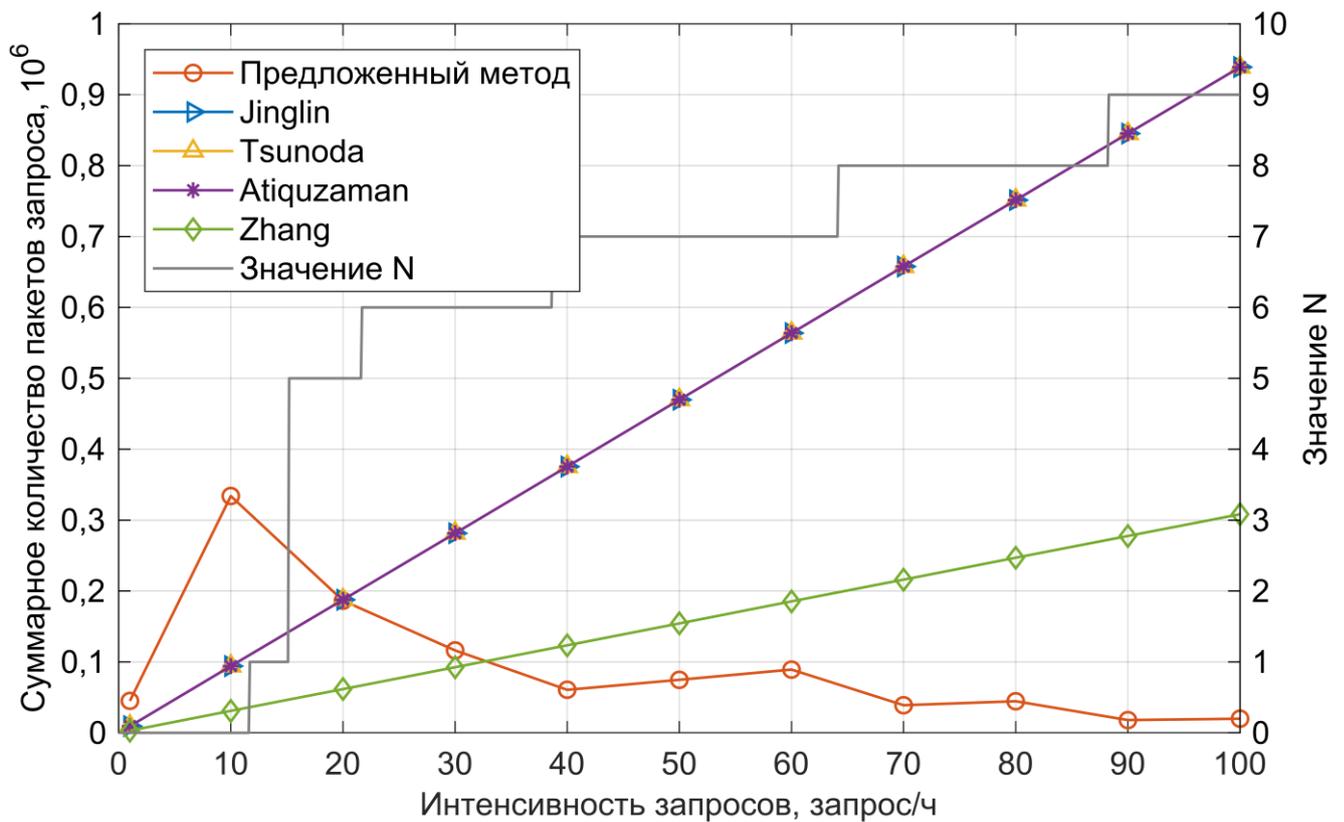


Рисунок 23 – Суммарное количество пакетов запроса информации о местоположении абонентских терминалов

Графики методов Jinglin, Tsunoda и Atiquzaman совпадают. Это связано с тем, что запросы в этих методах отправляются на ЦЗС. После интенсивности 40 запросов в час у предложенного метода наименьшее количество пакетов запроса. В точке с интенсивностью 10 запросов в час у графика для предложенного метода находится максимум. Сначала используется минимальная группа рассылки,

количество пакетов запроса растёт линейно. Затем с повышением интенсивности запросов увеличивается группа рассылки, и поэтому количество пакетов запроса падает. При высокой интенсивности запросов почти всем спутникам известно местоположение терминала, поэтому пакеты запроса почти не рассылаются. При одинаковых N количество пакетов запроса у предложенного метода растёт линейно.

Таблица 11 – Значения ширин доверительных интервалов для оценок суммарного количества пакетов запроса информации о местоположении при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность, запрос/ч	Предложенный метод, пакетов	Jinglin, пакетов	Tsunoda, пакетов	Atiquzaman, пакетов	Zhang, пакетов
1	3767	366	366	366	255
10	37377	3899	3899	3899	2688
20	32337	7629	7629	7629	5107
30	20847	10987	10987	10987	7564
40	9603	14977	14977	14977	10197
50	11656	18750	18750	18750	12850
60	14052	22737	22737	22737	15391
70	5946	26338	26338	26338	17702
80	6680	30195	30195	30195	20596
90	2222	33605	33605	33605	23070
100	2672	36780	36780	36780	25508

Графики зависимости суммарного количества пакетов ответа на запрос местоположения от интенсивности запросов информации о местоположении показаны на рисунке 24, значения доверительных интервалов показаны в таблице 12. Вид графиков количества пакетов ответа повторяет в целом вид графиков

количества пакетов запроса, так как количество пакетов ответ зависит напрямую от количества пакетов запроса. Максимум графика для предложенного метода находится в точке с интенсивностью 10 запрос/ч. Начиная с 20 запрос/ч у предложенного метода наименьшее количество пакетов ответа. Графики методов Jinglin и Atiquzaman совпадают, так как в обоих методах ЦЗС отправляет ответ запросившему спутнику. Количество пакетов ответа у предложенного метода стремится к 0 с увеличением интенсивности запросов, так как с увеличением интенсивности всё больше спутников получает информацию о местоположении, а значит всё чаще нет необходимости отправлять пакеты запроса. При одинаковых N количество пакетов ответа у предложенного метода растёт линейно.

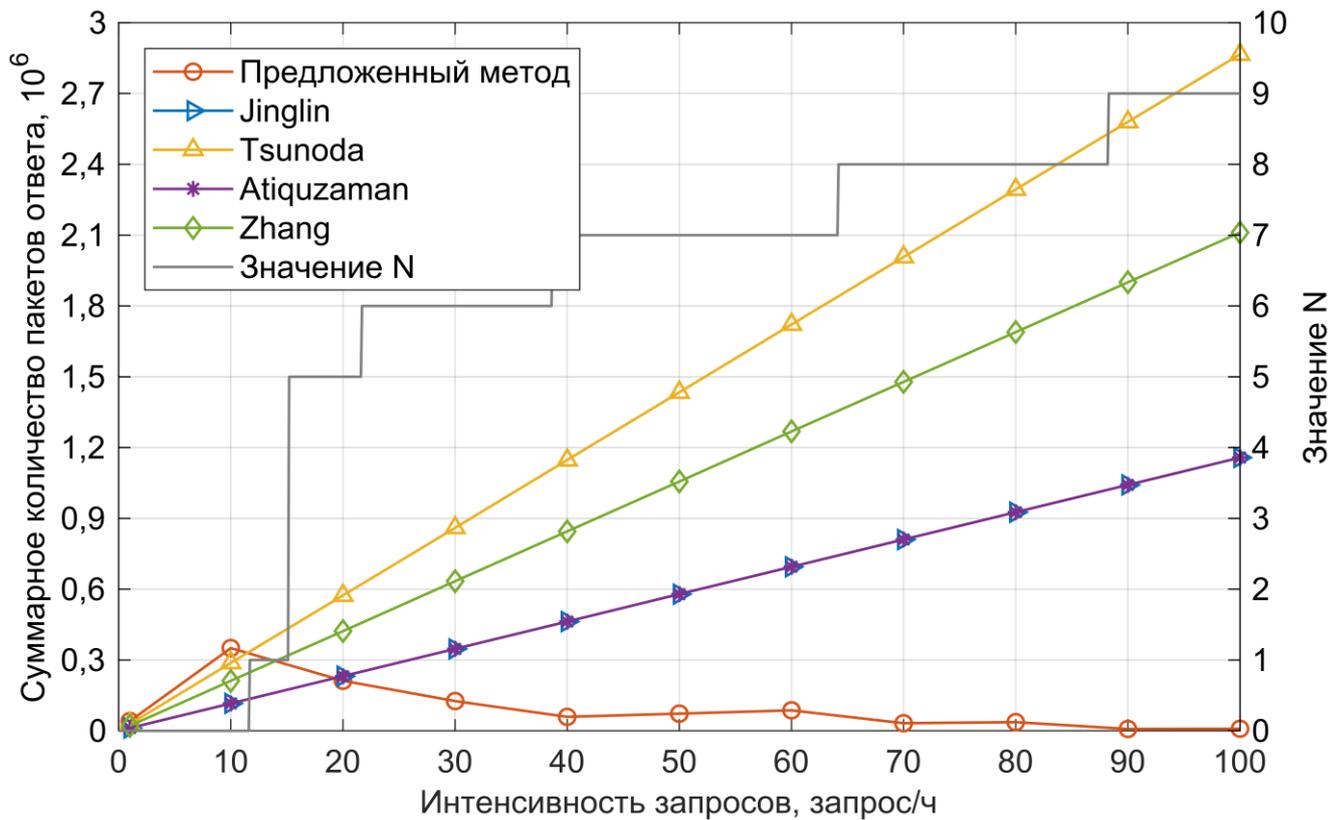


Рисунок 24 – Суммарное количество пакетов ответа на запрос информации о местоположении абонентских терминалов

Таблица 12 – Значения ширин доверительных интервалов для оценок суммарного количества пакетов ответа на запрос информации о местоположении при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность, запрос/ч	Предложенный метод, пакетов	Jinglin, пакетов	Tsunoda, пакетов	Atiquzaman, пакетов	Zhang, пакетов
1	7054	392	1166	392	1081
10	64509	3718	14154	3718	11899
20	51044	6728	27667	6728	23809
30	28024	9918	40907	9918	35335
40	11159	13067	54564	13067	46709
50	13622	16994	68593	16994	57887
60	16244	20213	83232	20213	70882
70	6105	23551	97501	23551	83001
80	7031	27183	110827	27183	94807
90	1616	29737	125372	29737	107049
100	1743	32655	138303	32655	119013

Наконец, рассмотрим два основных показателя методов ОИюМАТ: среднее время задержки ответа на запрос и суммарное количество служебных пакетов.

На рисунке 25 показаны графики зависимости среднего времени задержки ответа на запрос информации о местоположении от интенсивности запросов информации о местоположении, значения доверительных интервалов показаны в таблице 13. В моделях методов терминал-отправитель сначала отправляет запрос связи с терминалом-получателем на свой спутник. Спутник терминала-отправителя находит спутник терминала-получателя и отправляет терминалу отправителю разрешение на передачу данных. Время задержки ответа – это время ожидания терминалом разрешения на связь после отправки запроса на связь. Минимальное

время ожидания будет в том случае, если спутник уже знает местоположение терминала-получателя; время ожидания будет составлять сумму задержек линии связи вниз и вверх.

У предложенного метода время ожидания наименьшее. С увеличением интенсивности запросов оно стремится к средней сумме задержек линий связи вниз и вверх, так как почти все спутники узнают местоположения терминалов. При низких интенсивностях запросов среднее время задержки близко к времени у методов Jinglin и Atiquzaman. При одинаковых N , как мы видели раньше при выборе оптимального N , время задержки почти не изменяется, кроме случая с низкими интенсивностями запросов.

Среднее время задержки ответа методов Jinglin и Atiquzaman совпадает, так как у них отличается только метод обновления местоположения, а методы запроса и ответа совпадают.

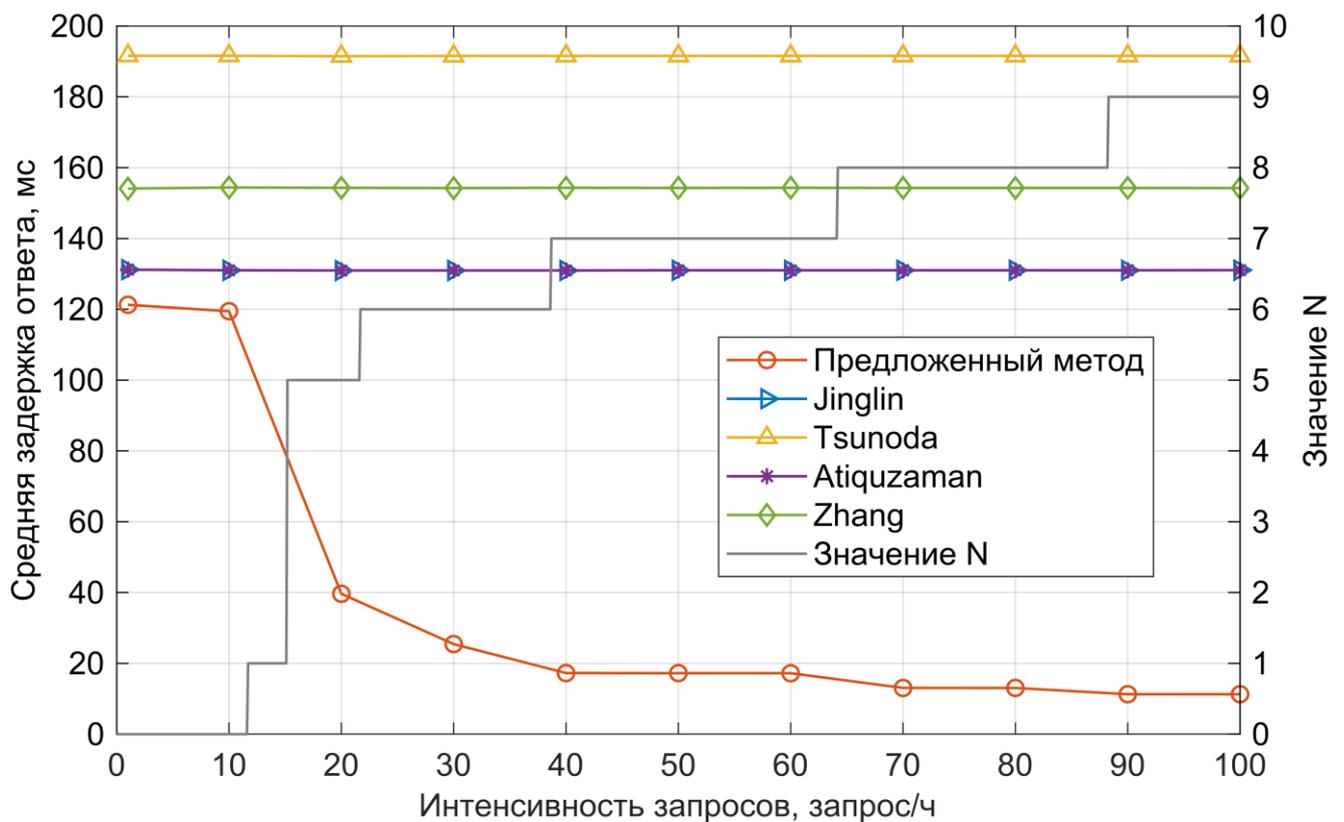


Рисунок 25 – Средняя задержка ответа

У методов Tsunoda и Zhang среднее время задержки ответа ощутимо больше, чем у предложенного метода и методов Jinglin и Atiquzaman. Это связано с тем, что ЦЗС в методах Tsunoda и Zhang отправляет запросы спутникам, покрывающим области местоположения терминалов, уже после этого спутник, к которому подключён терминал, отправляет ответ, в отличие от случая, когда ЦЗС уже знает спутник терминала и отправляет ответ напрямую.

Таблица 13 – Значения ширин доверительных интервалов для оценок среднего времени задержки ответа на запрос информации о местоположении при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность, запрос/ч	Предложенный метод, мс	Jinglin, мс	Tsunoda, мс	Atiquzaman, мс	Zhang, мс
1	2,146	3,917	3,881	3,917	3,485
10	1,228	3,760	4,024	3,76	3,305
20	1,335	3,697	3,933	3,697	3,111
30	0,998	3,613	3,872	3,613	3,204
40	0,547	3,691	4,02	3,691	3,253
50	0,525	3,674	3,96	3,674	3,164
60	0,527	3,664	3,94	3,664	3,202
70	0,243	3,654	3,984	3,654	3,195
80	0,253	3,697	3,962	3,697	3,189
90	0,070	3,611	3,952	3,611	3,159
100	0,065	3,632	3,941	3,632	3,239

На рисунке 26 изображены графики зависимости суммарного количества служебных пакетов от интенсивности запросов местоположения, значения доверительных интервалов показаны в таблице 14. У предложенного метода после интенсивности запросов 60 запрос/ч наименьшее количество пакетов.

При этом у всех методов, кроме предложенного, количество пакетов растёт неограниченно с ростом интенсивности запросов. У предложенного метода количество пакетов ограничивается случаем, когда при обновлении информации о местоположении новая информация рассылается всем спутникам, тогда рассылки пакетов запроса не происходит и суммарное количество пакетов определяется только количеством пакетов обновления местоположения.

При интенсивностях запросов от 1 до 60 запрос/ч количество пакетов предложенного методов не превышает больше, чем в 2,5 раза, количество пакетов остальных методов. После 60 запрос/ч, как было сказано выше, у предложенного метода наименьшее количество пакетов.

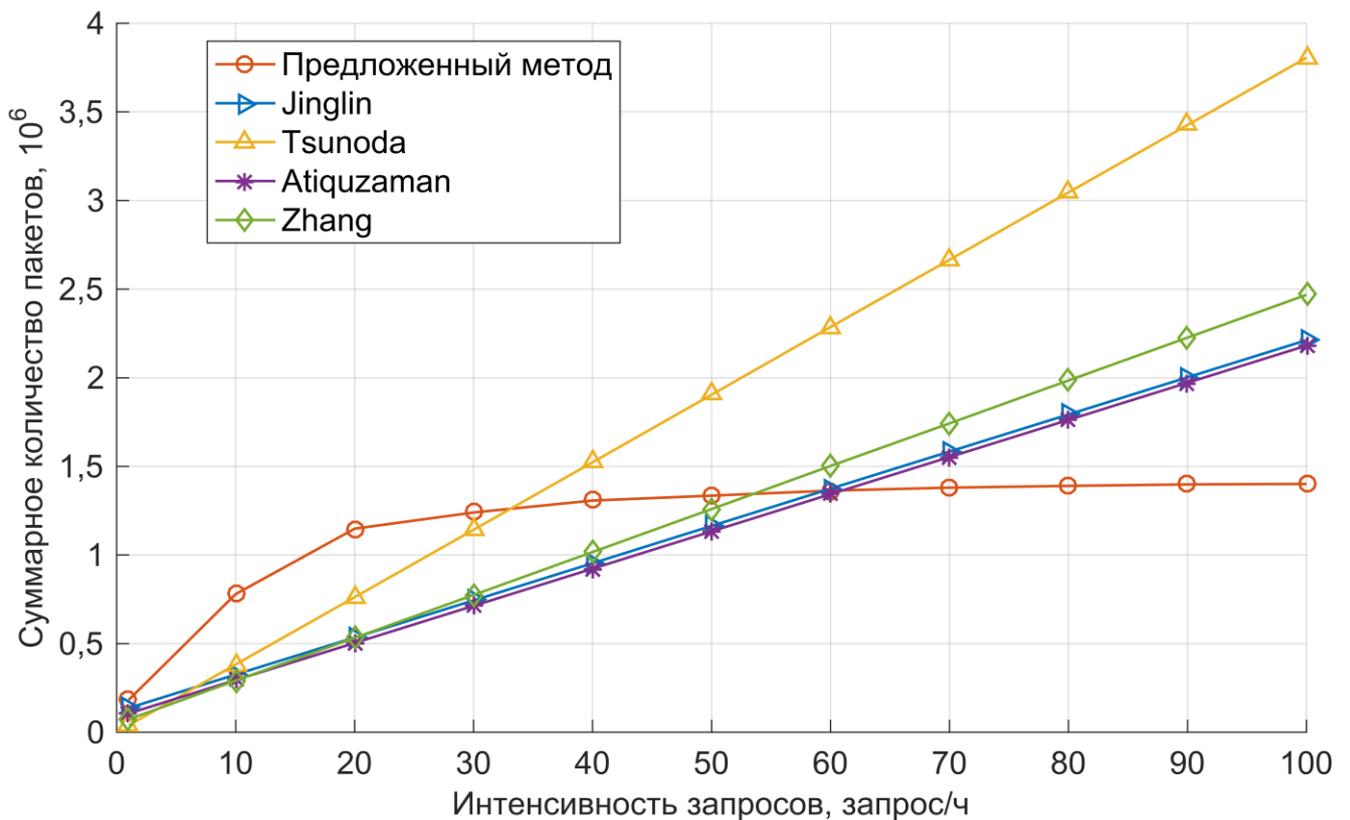


Рисунок 26 – Суммарное количество пакетов

Таблица 14 – Значения ширин доверительных интервалов для оценок суммарного количества служебных пакетов при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность, запрос/ч	Предложенный метод	Jinglin, пакетов	Tsunoda, пакетов	Atiquzaman, пакетов	Zhang, пакетов
1	24487	6626	1418	4477	5895
10	116072	12559	16987	11354	18605
20	76270	18882	33050	18027	32267
30	45633	25164	48526	24519	45759
40	27631	32170	65066	31652	59467
50	32049	39767	81866	39356	72780
60	36981	47019	99421	46582	87929
70	27786	53924	116346	53507	101907
80	29411	61433	132323	60991	116149
90	25396	67378	149434	66935	130495
100	25925	73444	164469	73033	144716

Таким образом, по результатам моделирования можно сделать следующие выводы:

1. Предложенный распределённый метод ОИюМАТ обеспечивает наименьшую задержку ответа на запрос местоположения среди рассмотренных методов.
2. При низкой интенсивности запросов местоположения количество служебных пакетов у предложенного метода не больше, чем в 2,5 раза по сравнению с остальными рассмотренными методами, при высокой интенсивности запросов количество служебных пакетов минимально. У предложенного метода, в отличие от остальных рассмотренных, количество служебных не растёт неограниченно с повышением интенсивности запросов и ограничивается константой.

2.4 Выводы по разделу 2

В этом разделе предложен метод распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов в низкоорбитальных спутниковых системах связи (НССС). Рассмотрен принцип действия метода. Предложен метод выбора оптимальных параметров метода. Проведён выбор параметров и моделирование метода. В конце раздела проведено сравнение предложенного метода с другими методами на основе имитационного моделирования. По результатам моделирования и сравнения с другими методами обработки информации о местоположении абонентских терминалов (ОИюМАТ) сделаны следующие выводы:

1. Предложенный распределённый метод ОИюМАТ обеспечивает наименьшую задержку ответа на запрос местоположения среди рассмотренных методов. В худшем случае задержка составляет 120 мс у предложенного метода против 132 мс у ближайшего метода. При этом у предложенного метода задержка ответа уменьшается по мере увеличения количества спутников-получателей (количество спутников увеличивается по мере увеличения интенсивности запросов местоположения для уменьшения суммарного количества служебных пакетов) новой информации о местоположении вплоть до 11 мс. У остальных методов нет адаптивности, задержка ответа постоянная и не уменьшается.
2. При низкой интенсивности запросов местоположения (до 30 запросов в час) количество служебных пакетов у предложенного метода наибольшее: не больше чем в 2,5 раза по сравнению с методом с наименьшим количеством пакетов. При интенсивности от 30 до 60 запросов в час количество служебных пакетов медленно перестаёт расти и становится постоянным, а у остальных методов продолжается линейный рост прямо пропорционально интенсивности запросов. После 60 запросов в час количество пакетов остальных методов больше, а у

предложенного метода, соответственно, количество пакетов
наименьшее.

3. МЕТОД ЦЕНТРАЛИЗОВАННОЙ МНОГОПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ С БАЛАНСИРОВКОЙ НАГРУЗКИ В НССС С МЕЖСПУТНИКОВЫМИ ЛИНИЯМИ

3.1 Описание метода централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС с межспутниковыми линиями и задание задачи балансировки нагрузки

Достоинства централизованных протоколов маршрутизации [11].

1. Центральным узлом, рассчитывающим таблицы маршрутизации, используется вся информация о сети. Благодаря этому получаются оптимальные решения маршрутизации для всей сети.

2. Узлы сети не нагружены расчётом таблиц маршрутизации.

3. Центральный узел может сохранять всю историю таблиц маршрутизации.

Недостатки централизованных протоколов маршрутизации.

1. Новые таблицы маршрутизации дальние узлы получают позже.

2. Низкая отказоустойчивость. Достаточно выхода из сети центрального узла, рассчитывающего таблицы маршрутизации.

3. Низкая масштабируемость. Необходимо знание всей сети. Для больших сетей это может быть неосуществимо.

Многопутевую маршрутизацию с балансировкой нагрузки в НССС с межспутниковыми линиями осуществим следующим образом. За определённый период времени T , который назовём периодом балансировки нагрузки, каждый спутник НССС определяет суммарный объём переданных данных для каждого потока данных, источником которого спутник является. Поток данных – это совокупность пакетов, переданных от одного спутника другому. В конце периода балансировки нагрузки все спутники передают значения объёмов потоков данных на ЦЗС. ЦЗС берёт заранее рассчитанные наборы маршрутов и находит на основе измеренных объёмов потоков данных пропорции распределения потоков данных

по маршрутам. Пропорции находятся такие, чтобы минимизировать вероятность потери пакетов при переполнении буферов линий. Затем ЦЗС из наборов маршрутов и пропорций распределения по ним составляет таблицы маршрутизации для каждого спутника и каждому спутнику отправляет соответствующую таблицу маршрутизации. Если в следующем периоде балансировки нагрузки будет несколько изменений топологии НССС, то расчёт пропорций распределения проводится несколько раз и соответственно на каждый спутник отправляется несколько таблиц маршрутизации, по одной на каждую топологию. Спутники используют присланные таблицы маршрутизации в течение следующего периода балансировки нагрузки [11].

Таким образом, последовательность действий метода за один период балансировки следующая [11].

1. Каждый спутник системы является одновременно источником потоков данных по отношению к другим спутникам системы (данные изначально поступают от абонентских терминалов в области покрытия спутника) и получателем потоков данных от других спутников (данные в конечном счёте поступают к абонентским терминалам в области покрытия спутника). Потоки данных от абонентских терминалов объединяются в один общий поток, если у этих потоков одинаковый спутник-отправитель и спутник-получатель. Каждый спутник измеряет объём общего потока, источником которого является, за период балансировки нагрузки T . Значение T должно быть относительно небольшим, чтобы в следующем периоде балансировки нагрузки объём потоков данных не сильно отличался от предыдущего периода.
2. В конце периода балансировки нагрузки каждый спутник отправляет измеренные объёмы потоков данных на ЦЗС.
3. Для каждой топологии в следующем периоде балансировки нагрузки ЦЗС:

- 3.1. Определяет пропорции распределения потоков данных по заранее рассчитанным маршрутам. Маршруты могут быть рассчитаны заранее, так как топология спутниковой системы предсказуема.
- 3.2. ЦЗС из наборов маршрутов и пропорций распределения составляет таблицы маршрутизации для каждого спутника.
4. ЦЗС отправляет спутникам таблицы маршрутизации на следующий период балансировки нагрузки.

На третьем шаге решается непосредственно сама задача балансировки нагрузки [11]. Балансировка нагрузки является задачей оптимизации, состоящей в следующем.

Дана НССС. Спутниковая система представлена в виде графа $G = (S, L, C, V)$, где S – множество спутников, L – множество линий, C – емкость линий, V – объем выходного буфера для каждой линии. В спутниковой системе используется многопутевая маршрутизация. Между всеми парами спутников даны наборы маршрутов M и значения объемов потоков данных F за период балансировки нагрузки. Цель балансировки нагрузки найти такие пропорции распределения R потоков данных из множества F по наборам маршрутов из множества M , при которых минимизируется вероятность потери P пакетов при переполнении буфера линии в НССС [11].

Продолжим задание задачи балансировки нагрузки. Пусть m_{ij} – множество маршрутов от спутника i к спутнику j . M_i – множество маршрутов от спутника i ко всем остальным спутникам. Пусть M – множество всех маршрутов. Соотношение между множествами следующее:

$$m_{ij} \subset M_i \subset M, \quad i, j \in S.$$

Зададим вектор пропорций $r_{ij} = (r_{ij1}, r_{ij2}, \dots, r_{ij|m_{ij}|})$, $\sum_{r_{ijk} \in r_{ij}} r_{ijk} = 1$, где $|m_{ij}|$ – число маршрутов в m_{ij} . Вектор пропорций r_{ij} определяет распределение потока данных f_{ij} по множеству маршрутов m_{ij} . Поток данных разделяется на

совокупность потоков данных, идущих по разным маршрутам. Сумма объёмов $\sum \lambda_{f_{ijk}}$ отдельных потоков данных за T , идущих по разным маршрутам, равна объёму потока данных $\lambda_{f_{ij}}$ за T ; объём отдельных потоков данных пропорционален коэффициенту пропорциональности из вектора пропорций $\lambda_{f_{ijk}} = \lambda_{f_{ij}} r_{ijk}$:

$$\lambda_{f_{ij}} = \sum \lambda_{f_{ijk}} = \sum \lambda_{f_{ij}} r_{ijk}.$$

Для пропорций зададим аналогичные множества, что и для маршрутов.

$$r_{ij} \subset R_i \subset R, \quad i, j \in S.$$

Задача балансировки нагрузки – это задача оптимизации, которая задаётся следующим образом:

Минимизировать целевую функцию при заданных G, M, F :

$$\min_R P = U(G, M, F, R).$$

При условии:

Введём следующие обозначения:

λ_{ijkab} – объём потока данных от спутника i к спутнику j , который проходит по маршруту m_{ijk} , на выходе из линии от спутника a к спутнику b ;

$z_{ijkab} = \{0,1\}$ – если коэффициент равен 0, то поток данных от спутника i к спутнику j , который проходит по маршруту m_{ijk} , не проходит через линию от спутника a к спутнику b , если 1, то наоборот [11].

Условия:

$$\sum \lambda_{ijkab} z_{ijkab} = C_{ab} T,$$

$$i, j, a, b \in S, i \neq j, a \neq b, k \in Z, k \in [1, |m_{ij}|].$$

Условие означает, что за период балансировки нагрузки объём выходных потоков данных из линии не может превышать ее емкости C_{ab} (максимальной

скорости передачи линии), умноженной на длительность периода балансировки нагрузки T .

$$\lambda_{f_{ijk}} \geq 0, \quad i \neq j, k \in \mathbf{Z}, k \in [1, |\mathbf{m}_{ij}|].$$

Условие означает, что объём потока данных по маршруту может быть больше или равен 0.

$$\sum \lambda_{f_{ijk}} = \lambda_{f_{ij}}, \quad i \neq j, k \in \mathbf{Z}, k \in [1, |\mathbf{m}_{ij}|],$$

$$\sum_{r_{ijk} \in r_{ij}} r_{ijk} = 1.$$

Два условия выше означают, что сумма пропорций распределения потока данных по маршрутам равна 1 и сумма объёмов потоков данных по маршруту равна объёму исходного потока данных до разделения.

$$\sum v_{iab} \leq V_{ab}, \quad a \neq b.$$

Условие означает, что суммарный объем пакетов, находящихся в буфере линии, не может превышать ёмкость буфера (измеряется в количестве пакетов или битах). При превышении ёмкости буфера пакеты теряются.

Рассмотрим решение задачи балансировки нагрузки [11]. Эта задача оптимизации решается эвристическим алгоритмом оптимизации. Для эвристических алгоритмов оптимизации требуется функция оценки решения и функция случайного создания и изменения решений.

Также непосредственно для многопутевой маршрутизации требуется найти набор маршрутов \mathbf{M} [11].

Поэтому рассмотрим алгоритм поиска маршрутов \mathbf{M} и функции оценки решения и случайного создания и изменения решения для алгоритма эвристической оптимизации.

3.2 Функция случайного создания и функция случайного изменения решения для алгоритма эвристической оптимизации

Отметим, что функция случайного создания и функция случайного изменения решения в данном случае не является функцией в математическом смысле, а является алгоритмом, поскольку в теории оптимизации обычно используется термин функция вне зависимости от того, является ли функция функцией, а не алгоритмом.

Рассмотрим функцию случайного создания и функцию случайного изменения решения. Требуется задать случайные пропорции распределения r_{ij} потока данных f_{ij} по набору маршрутов m_{ij} для всех пар спутников ij .

Расчёт пропорций распределения для одного набора маршрутов основан на случайном задании начальных пропорций как зависящего, так и не зависящего от длин маршрутов [17].

Рассмотрим сначала способ случайного задания пропорций, зависящего от длин маршрутов. От длины маршрутов выбор пропорций распределения зависит следующим образом. Используется предположение, что чем короче маршрут, тем меньше линий загружает поток данных, идущий по нему, значит другие потоки могут использовать свободную пропускную способность линий. Поэтому пропорции распределения потока данных должны быть такими, чтобы чем короче маршрут, тем большая доля потока данных направлялась бы по этому маршруту. Для того, чтобы создать пропорции распределения подобным образом, удобно воспользоваться экспоненциальной функцией $y = e^{\lambda x}$.

Последовательность определения пропорций распределения потока данных по N маршрутам на основе экспоненциальной функции следующая [22].

1. Зададимся минимальным и максимальным значением $x_{min} = 1$ и $x_{max} = 2N$, где N – количество маршрутов в наборе маршрутов.
2. Выберем с равномерным распределением случайное значение λ в диапазоне $[0,1]$.

3. Осуществим равномерную дискретизацию на отрезке $[x_{min}, x_{max}]$ непрерывных значений экспоненциальной функции $y = e^{\lambda x}$ с выбранным на предыдущем шаге значением λ таким образом, чтобы получить $N + 1$ значений y и чтобы были получены значения функции в x_{min} и x_{max} .
4. Проведём нормировку значений y по формуле $y = (y - y_{min}) / (y_{max} - y_{min})$.
5. На основе множества чисел y получаем множество чисел $r = \{y_2 - y_1, y_3 - y_2, y_4 - y_3, \dots, y_{N+1} - y_N\}$. Множество r состоит из N экспоненциально возрастающих чисел больше 0, сумма которых равна 1. Эти числа используем в качестве пропорций распределения потока данных по N маршрутам. Маршруты сортируются по убыванию длины. Первое наименьшее значение из r соответствует длиннейшему маршруту, последнее наибольшее – кратчайшему маршруту.

Случайно изменяя параметр λ , можно случайно получать распределение потока данных по маршрутам от равномерного ($\lambda = 0$) до такого, где практически весь объем потоков данных принадлежит кратчайшему маршруту. На рисунке 27 изображены пропорции распределения для 8 маршрутов с разными значениями λ .

Тем не менее, с помощью вышеописанного способа (способа с экспоненциальным распределением по маршрутам) почти невозможно получить распределение с направлением потока данных только по кратчайшему пути [22].

Чтобы добиться направления потока только по кратчайшему пути, с небольшой вероятностью будем выбирать равномерное распределение по маршрутам и распределение по кратчайшему пути.

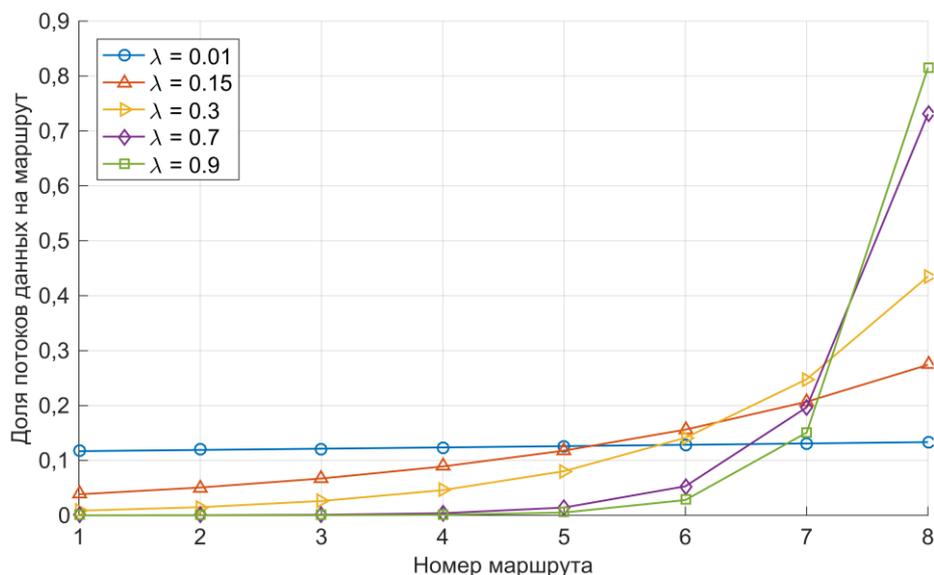


Рисунок 27 – Пропорции распределения потоков данных по маршрутам

Теперь опишем способ получения пропорций распределения потока, не зависящий от длин маршрутов. Для этого берём пропорции распределения, полученные на основе экспоненциального распределения, и случайно перераспределяем значения пропорций между маршрутами [17].

Таким образом, для создания случайных пропорций распределения по маршрутам для одного набора маршрутов случайно выбираем одно из 3-х распределений со следующими вероятностями.

1. Все потоки данных по кратчайшему пути с вероятностью 0,01.
2. Экспоненциальное распределение с вероятностью 0,49.
3. Случайно перемешанные пропорции на основе экспоненциального распределения с вероятностью 0,5.

Вероятности выбраны опытным путём с целью достижения сходимости алгоритма эвристической оптимизации; значения вероятностей могут не быть оптимальными.

Функцией создания случайного решения является расчёт пропорции распределения вышеописанным способом для всех наборов маршрутов m_{ij} ; в результате получается случайное решение $\mathbf{R} = \{r_{ij}\}$. Функцией случайного

изменения решения является перерасчёт пропорций одного случайно выбранного множества r_{ij} описанным выше способом.

3.3 Функция оценки решения для алгоритма эвристической оптимизации

Рассмотрим функцию оценки решения. Функция оценки решения оценивает вероятность потери пакетов из-за переполнения буферов линий НССС. Предполагается, что используются выходные буферы линий. Для оценки вероятности потери пакетов дано следующее.

1. Граф спутниковой системы $G = (S, L, C, V)$, где S – множество спутников, L – множество линий, C – скорость передачи (пропускная способность) для каждой линии, V – объем буфера для каждой линии.
2. Множество объёмов потоков данных за период балансировки нагрузки в спутниковой системе $F = \{f_{ij}\}, i, j \in S$. f_{ij} – объём потока данных от спутника i к спутнику j за период балансировки нагрузки.
3. Наборы маршрутов между каждой парой спутников в системе $M = \{m_{ij}\}$.
4. Значение периода балансировки нагрузки T .
5. Вектор пропорций распределения потоков данных между всеми парами спутников $R = (r_{ij}, \dots, r_{kl}, \dots, r_{mn})$.

Функция оценки решения основана на следующем алгоритме.

1. Разбиваем каждый поток f_{ij} на множество подпотоков, каждый из которых идёт по маршруту $m_{ijk} \in m_{ij} \subset M$. Определяем объёмы подпотоков, которые равны $f_{ijk} = r_{ijk}f_{ij}$, где $r_{ijk} \in r_{ij} \subset R$. Определяем суммарный объём потоков данных, равный сумме объёмов потоков между всеми парами спутников $F_{\Sigma} = \sum f_{ij}$.
2. Создаём множество N . В этом множестве для каждой линии из L содержится список подпотоков, проходящих через соответствующую линию из L . Чтобы получить множество N , для каждого подпотока f_{ijk}

проходим по его маршруту m_{ijk} и добавляем к информации о соответствующей линии номер нового потока.

3. За период балансировки нагрузки T через линию i может пройти объём потоков равный $C_i T$, где C_i – скорость передачи линии i , а в буфере линии может накопиться объём потоков, равный V_i . Если объём пришедших потоков I_i будет больше $C_i T + V_i$, то будет потерян объём потоков $W_i = I_i - (C_i T + V_i)$.
4. Определим линии, для которых $W_i > 0$. Соберем эти линии в множество O . Если множество O пусто, то вероятность потери пакетов $P = 0$. Завершаем работу алгоритма. Иначе переходим к следующему шагу.
5. В множестве O определяем линию с наибольшим W_i , т.е. самую перегруженную линию.
6. Для этой линии определим, во сколько раз нужно уменьшить интенсивность подпотоков, проходящих через неё, чтобы не происходило потерь. Это значение равно $K_i = (C_i I_i + V_i) / I_i$.
7. Возьмём все подпотоки, проходящие через эту линию, и умножим их объёмы на K_i .
8. Удалим самую перегруженную линию из множества перегруженных линий O .
9. Пересчитываем W_i для всех членов O . Если $W_i \leq 0$, то удаляем линию из множества O .
10. Если множество O непустое, то возвращаемся к шагу 5. Если пустое, то переходим к шагу 11.
11. Определяем заново суммарный объём потоков, равный сумме подпотоков с уменьшенными значениями их объёмов $F'_\Sigma = \sum f'_{ij}$.
12. Оценка вероятности потери пакетов равна $P = (F_\Sigma - F'_\Sigma) / F_\Sigma$.

Таким образом, мы сначала оцениваем, какой суммарный объём потоков может пройти по спутниковой системе без потерь F'_Σ . Затем F'_Σ отнимаем от суммарного значения объёма потоков, который должен пройти по спутниковой

системе F_{Σ} , получая оценку объёма потерянных потоков. Затем эту оценку делим на F_{Σ} , получая оценку вероятности потери пакетов P .

3.4 Алгоритм расчёта маршрутов

Рассмотрим алгоритм расчёта набора маршрутов M [11, 16]. Изменения топологии спутниковой системы предсказуемы, и их можно рассчитать заранее на основе законов орбитальной механики. Для этих топологий рассчитываем наборы маршрутов между всеми парами спутников. Расчёт наборов маршрутов сводится к расчёту набора маршрутов для каждой пары спутников. Рассмотрим способ нахождения множества путей между одной парой спутников.

Считается, что распределение потока данных по множеству путей, у которых минимум общих линий или их вообще нет, минимизирует вероятность потери пакетов, т.к. перегрузка одной линии в худшем случае перегружает только один маршрут [72].

Воспользуемся этим принципом для определения набора путей. Для определения набора путей найдём набор путей с минимальным количеством общих между путями линий. Найдём сначала множество путей, из которого затем выберем набор путей, у которых минимум общих линий. Назовём эти пути максимально разрозненными. Множество, из которого будем выбирать максимально разрозненные пути, назовём исходным множеством I .

Опишем поиск исходного множества путей I . Обозначим спутник-источник как S_1 и спутник-получатель как S_2 . Граф спутниковой системы обозначим как G . Поиск набора путей I проводится следующим образом.

1. Находим маршруты от S_1 к промежуточным спутникам. Промежуточные спутники – это все спутники, находящиеся в пределах N_{max} скачков от S_1 . Маршруты находим путём создания древа маршрутов. Сначала задаём максимальное количество линий в маршруте N_{max} . Затем от спутника-источника S_1 проходимся по всему графу G без посещения предыдущих

спутников. Путь в древе заканчивается, когда достигнуто максимальное количество линий в маршруте N_{max} , либо достигнут спутник-получатель S_2 . На рисунке 28 показан спутник-источник $S_{3,3}$ (выделен красным цветом, первый индекс указывает на ряд, второй – на колонку). Синими стрелками показаны пути древа маршрутов, проходящего через спутник $S_{3,4}$ (показан фиолетовым цветом), $N_{max} = 3$. На рисунке 29 показано само древо. Пути, проходящие через оставшиеся ближайшие к спутнику-источнику спутники $S_{4,3}$, $S_{3,2}$, $S_{2,3}$, не показаны. Отметим, что для ряда промежуточных спутников может быть несколько маршрутов. Например, к спутникам $S_{2,5}$ и $S_{4,5}$ (отмечены фиолетово-синим градиентом) существует два маршрута. А к спутнику $S_{3,4}$ с учётом путей (пути обозначены фиолетовыми стрелками) через другие ближайшие к спутнику-источнику спутники получаем три пути. Помимо маршрутов к листовым узлам извлекаем маршруты и к промежуточным в древе узлам. Так согласно рисунку 3 дополнительно извлекаем пути к спутникам $S_{3,4}$, $S_{2,4}$, $S_{3,5}$, $S_{4,4}$. Маршруты к промежуточным спутникам объединим в множество $M_{S_1 \rightarrow P}$.

2. Находим маршруты от промежуточных спутников к спутнику S_2 . Для этого проводим следующую последовательность действий для каждого маршрута из $M_{S_1 \rightarrow P}$. Сначала берём последний узел в маршруте (это и есть промежуточный спутник). Обозначим его как S_Ω . Затем берём копию графа G и удаляем все линии, ведущие к остальным узлам в маршруте. От узла S_Ω находим на основе изменённого графа кратчайший путь к S_2 . Пути от промежуточных спутников объединяем в множество $M_{P \rightarrow S_2}$.
3. Соединяем соответствующие маршруты во множествах $M_{S_1 \rightarrow P}$ и $M_{P \rightarrow S_2}$. Объединяем их в исходное множество I .

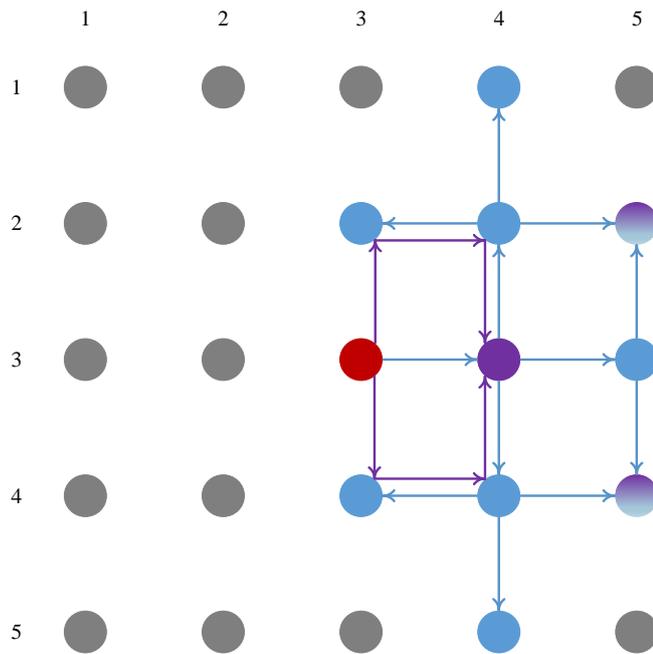


Рисунок 28 – Иллюстрация дерева маршрутов на графе

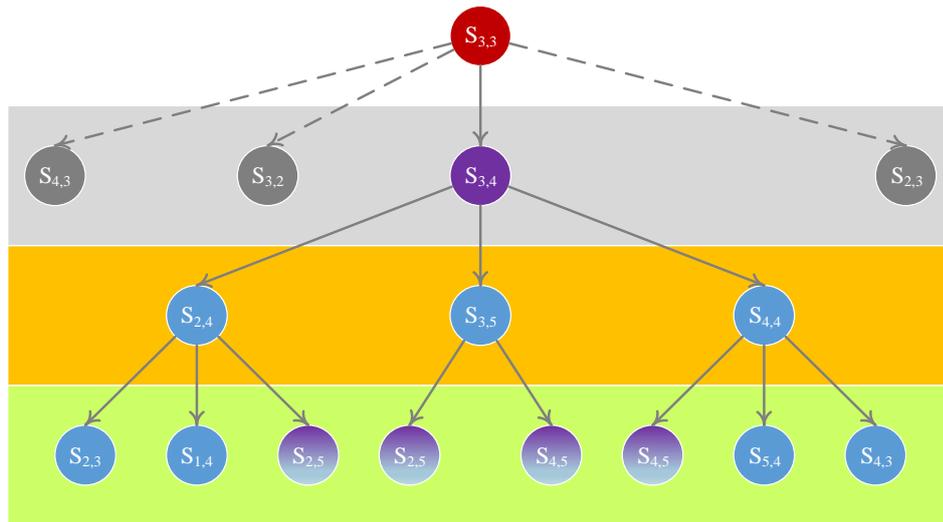


Рисунок 29 – Дерево маршрутов

Значение параметра N_{max} выбираем таким, чтобы через все линии спутниковой системы проходил по крайней мере один путь из множества I . Например, для спутниковой системы с параметрами аналогичными «Iridium» (таблица 7) $N_{max} = 4$.

На рисунке 30 показана гистограмма распределения количества маршрутов и, соответственно, размер множества I для спутниковой системы с параметрами, аналогичными «Iridium», для всех пар спутников. Расчёт проведен только для одного снимка топологии спутниковой системы, но распределение между разными

снимками топологий почти не отличается, а минимальное количество маршрутов не падает ниже 11.

Основные параметры распределения следующие:

- 1) минимальное значение равно 11 маршрутам;
- 2) среднее значение равно 87,324 маршрутам;
- 3) медианное значение равно 81 маршрутам;
- 4) максимальное значение равно 146 маршрутам.

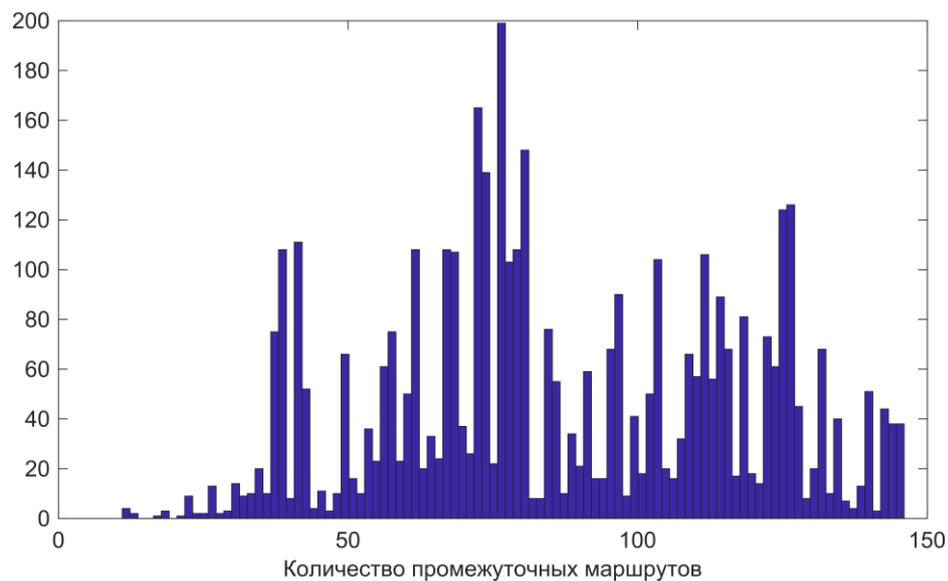


Рисунок 30 – Гистограмма распределения количества маршрутов

Рассмотрим алгоритм определения набора максимально разрозненных путей V . Целью является найти набор путей, которые максимально отличаются друг от друга (имеют минимум общих линий). Это является задачей оптимизации. Определим для задачи оптимизации способ оценки решения.

Для этого введём два параметра оценки набора путей. Пусть дан граф спутниковой системы $G = (S, L)$, где S – множество спутников, L – множество линий. Пусть дан набор из N путей, обозначим его Q . Путь q_i в наборе Q представлен в виде вектора из 0 и 1, где 0 соответствует тому, что путь не проходит через соответствующую линию спутниковой системы, а 1 – наоборот. Длина вектора q_i равна количеству линий в спутниковой системе

$$\mathbf{Q} = \{\mathbf{q}_i\}_1^N, |\mathbf{Q}| = N, \mathbf{q}_i = \{0,0,1, \dots, 0,1,0,1\}, |\mathbf{q}_i| = |\mathbf{L}|.$$

Для каждой линии определим количество путей, которые проходят через неё. Представим результаты определения количества путей в виде множества \mathbf{E}

$$f(\mathbf{Q}) = \left\{ \sum_{\mathbf{q}_i \in \mathbf{Q}, x_1 \in \mathbf{q}_i, i=1}^{i=|\mathbf{Q}|} x_1, \sum_{\mathbf{q}_i \in \mathbf{Q}, x_2 \in \mathbf{q}_i, i=1}^{i=|\mathbf{Q}|} x_2, \dots, \sum_{\mathbf{q}_i \in \mathbf{Q}, x_{|\mathbf{q}_i|} \in \mathbf{q}_i, i=1}^{i=|\mathbf{Q}|} x_{|\mathbf{q}_i|} \right\},$$

$$\mathbf{E} = f(\mathbf{Q}).$$

Сумму элементов множества \mathbf{E} назовем степенью загрузки линий спутниковой системы X

$$X = \sum_{x \in \mathbf{E}} x.$$

Чем длиннее пути из набора \mathbf{Q} , тем через большее количество линий они проходят, отсюда один и тот же поток данных загрузит большее количество линий, чем при использовании более коротких маршрутов. Чем меньше значение параметра степени загрузки линий X , тем меньше нагрузка на спутниковую систему.

Из каждого элемента множества \mathbf{E} , который больше 0, вычтем 1. Просуммируем все элементы и получим оценку того, насколько разрознены пути в наборе. Назовём эту оценку степенью разрозненности набора путей Y :

$$f(x) = x - 1,$$

$$\mathbf{\Lambda} = \{f(x) | x \in \mathbf{E} \wedge x > 0\},$$

$$Y = \sum_{z \in \mathbf{\Lambda}} z.$$

Степень разрозненности Y означает следующее. Пусть даны два набора по пять путей, каждый из которых проходит через три линии. В первом наборе все маршруты проходят через разные линии, т.е. ни у одной пары маршрутов нет общих линий. Во втором наборе все маршруты проходят через одни и те же линии, т.е. полностью совпадают. Степень загрузки линий X у обоих маршрутов равна 15.

Степень разрозненности Y у первого набора равна 0, т.к. через каждую линию проходит не больше одного маршрута, а второго набора равна 12, т.к. через три линии проходят все 5 маршрутов. Таким образом, чем меньше значение параметра степени разрозненности Y набора маршрутов, тем меньше у маршрутов общих линий.

Оценка набора маршрутов сводится к вычислению двух параметров: X и Y . Набор маршрутов A лучше набора B в том случае, если $Y_A < Y_B$. Если значения Y равны, то лучшим будет тот набор, у которого значение X наименьшее. В этом случае мы получаем такой же разрозненный набор, но с более короткими маршрутами.

Теперь решим задачу оптимизации. Для этого используем алгоритм имитации отжига [75].

Алгоритм имитации отжига основан на имитации физического процесса, который происходит при остывании и кристаллизации вещества. Предполагается, что атомы уже выстроились в кристаллическую решётку, но ещё допустимы переходы отдельных атомов из одной ячейки в другую. Также предполагается, что процесс происходит при постепенно понижающейся температуре. Переход атома из одной ячейки в другую переходит с некоторой вероятностью, причём вероятность уменьшается с понижением температуры. Устойчивая кристаллическая решётка соответствует минимуму энергии атомов, поэтому атом переходит либо в состояние с меньшим уровнем энергии, либо остаётся в текущем состоянии.

При помощи моделирования такого процесса ищется такое значение x или вектор значений $\vec{x} = (x_1, \dots, x_m)$, при котором достигается минимум некоторой числовой функции $F(\vec{x})$.

Чтобы найти минимум функции алгоритм последовательно перемещается от одной точки пространства решений к другой точке, образуя следующую

последовательность: $\vec{x}_0, \vec{x}_1, \dots, \vec{x}_n$. \vec{x}_0 – это начальное решение алгоритма, обычно выбирается случайно. Следующая точка (решение) последовательности решений \vec{x}_{i+1} получается на основе предыдущей точки \vec{x}_i следующим образом. Сначала точка \vec{x}_i случайным образом модифицируется. В результате получается точка \vec{x}^* . Точка \vec{x}^* становится точкой \vec{x}_{i+1} с вероятностью $P(\vec{x}^*, \vec{x}_{i+1})$, которая вычисляется в соответствии с распределением Гиббса:

$$P(\vec{x}^*, \vec{x}_{i+1}) = \begin{cases} 1, & F(\vec{x}^*) - F(\vec{x}_i) < 0 \\ e^{-(F(\vec{x}^*) - F(\vec{x}_i))/t}, & F(\vec{x}^*) - F(\vec{x}_i) \geq 0 \end{cases}$$

где t – аналог текущей температуры кристалла.

Процесс модификации решения и последующий возможный переход к следующему решению называется итерацией алгоритма имитации отжига.

Поиск решения происходит следующим образом. Сначала задаётся начальная температура кристалла. Такая, чтобы вероятность перехода на решение хуже текущего, была близка к единице. Затем производится определённое количество итераций. После этого температура понижается, и итерации продолжаются, снова понижается температура и т.д. Обычно температура понижается по экспоненциальному закону. Критерием остановки считается превышение максимального количества понижений температуры или малая изменчивость решения на протяжении нескольких понижений температуры.

Теперь опишем параметры алгоритма имитации отжига для поиска набора максимально разрозненных путей.

1. **Способ представления и модификации решения.** Дано исходное множество I из N путей. Требуется найти множество из $k < N$ максимально разрозненных путей. Решением будет вектор $\vec{r} = (r_1, r_2, \dots, r_k)$, который состоит из k неповторяющихся маршрутов, взятых из исходного множества. Для модификации решения случайно выбираем один из маршрутов в \vec{r} и заменяем на любой другой случайно выбранный маршрут из исходного

множества. Новый маршрут не должен совпадать ни с одним из тех, что уже находятся в решении.

2. Критерий перехода к новому решению. Модифицированное решение \vec{r}^* , созданное на основе решения \vec{r}_i , становится решением \vec{r}_{i+1} с вероятностью $P(\vec{r}^*, \vec{r}_{i+1})$, которая определяется следующим выражением:

$$P(\vec{r}^*, \vec{r}_{i+1}) = \begin{cases} 1, & Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i) < 0 \\ e^{-(P(\vec{r}^*) - P(\vec{r}_i))/t}, & Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i) > 0 \\ 1, & Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i) = 0 \text{ и } X(\vec{r}^*) - X(\vec{r}_i) < 0' \\ 0, & Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i) = 0 \text{ и } X(\vec{r}^*) - X(\vec{r}_i) \geq 0 \end{cases}$$

где $Y(\vec{x})$ – значение параметра степени разрозненности маршрутов, $X(\vec{x})$ – значение параметра степени загрузки линий набором маршрутов.

3. Начальная температура системы. Для разных значений k начальная температура будет разной. Определим значение начальной температуры следующим образом. Создадим 1000 случайных решений и модифицируем их. Затем определим модуль разности их параметров степени разрозненности $|P(\vec{x}^*) - P(\vec{x}_i)|$. В результате получаем 1000 значений разности параметров. Определим квантиль множества на уровне 90%. Начальную температуру требуется выбирать такой, чтобы вероятность перехода на решение, менее оптимальное по сравнению с текущим, была близка к 1. Если отношение разности параметров к начальной температуре будет 0,01, то значение вероятности перехода равно $e^{-0,01} \approx 0,99$. Отсюда делим значение квантиля на уровне 90% на 0,01 и получаем значение начальной температуры. Таким образом, получаем начальную температуру, при которой в 90% случаях вероятность перехода на решение, менее оптимальное по сравнению с текущим, будет больше 0,99.

4. Функция понижения температуры. Воспользуемся следующей функцией $t_k = \alpha t_{k-1}$, $\alpha \in (0,1)$. α определяется опытным путём.

5. *Количество итераций до понижения температуры β* . Определяется опытным путём.

6. *Критерий завершения поиска решения*. Определённое количество понижений температуры ω . Определяется опытным путём.

Три последних параметра определяются опытным путём. Опишем способ опытного определения этих параметров.

Была создана четырёхмерная сетка из трёх параметров алгоритма и множества значений k :

1. Для поиска α было взято 31 значение α . Значения распределены на интервале $(0, 1)$. $\alpha = \{x: x = (1/30)n, n \in Z \wedge n \geq 0 \wedge n \leq 30\}$.
2. Количество итераций β до понижения температуры бралось в диапазоне от 30 до 100 итераций с шагом 10 итераций. $\beta = \{x: x = 10n, n \in N \wedge n \geq 3 \wedge n \leq 10\}$.
3. Количество понижений температуры ω до завершения работы алгоритма имитации отжига бралось равным 100, 75 и 50, т.е. $\omega = \{50, 75, 100\}$.
4. Значения k равны следующим: $k = \{\{x: x \in N \wedge x \geq 1 \wedge x \leq 10\} \cup \{15, 20, 25, 30\}\}$.

Затем запускался алгоритм оптимизации и строился график поиска решения (график охлаждения в терминах алгоритма имитации отжига). Оптимизация выполнялась только на одном множестве I , $N = 78$, $k = \{\{x: x \in N \wedge x \geq 1 \wedge x \leq 10\} \cup \{15, 20, 25, 30\}\}$, и для каждой точки в четырёхмерном пространстве проводилось только одно испытание. На рисунке 31 изображён график охлаждения алгоритма имитации отжига для поиска набора из 30 максимально разрозненных маршрутов из исходного множества с 78 маршрутами. График показывает значение параметра разрозненности найденного набора маршрутов на последней итерации перед понижением температуры.

Стоит выбирать те значения параметров, при которых обеспечивалось наименьшее значение минимизируемой функции на последней итерации. Но, изучив графики, видно, что значение минимизируемой функции с параметрами α , β и ω выше следующих почти не снижалось: $\alpha = 0,7$, $\beta = 50$, $\omega = 50$. Поэтому в угоду скорости выполнения алгоритма были выбраны вышеуказанные значения.

Таким образом, для НССС с параметрами, аналогичными НССС «Iridium», проведены расчёты наборов максимально разрозненных маршрутов размером от 1 до 30 с $N_{max} = 4$ для определения исходного множества. Подобраны следующие параметры:

1. Функция понижения температуры. $t_k = \alpha t_{k-1}$, где $\alpha = 0,7$.
2. Количество итераций перед понижением температуры $\beta = 50$.
3. Критерий остановки. Число понижений температуры $\omega = 50$.

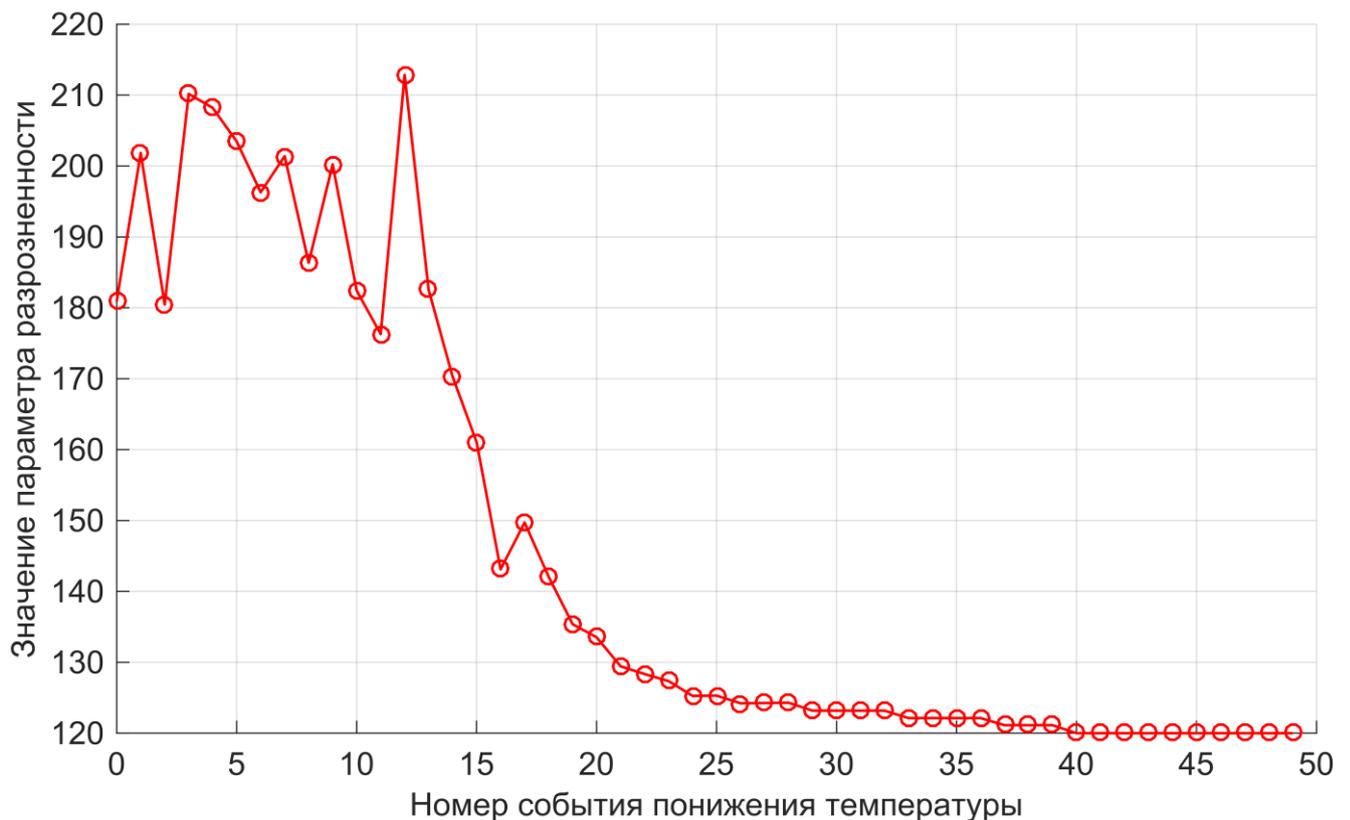


Рисунок 31 – График охлаждения алгоритма имитации отжига

8. Отбор N' особей-кандидатов в следующее поколение. $N' = N - N_3$, где N – размер популяции, N_3 – число элитных особей, которые отобраны в следующее поколение. Увеличение числа созданных поколений на единицу.
9. Если число созданных поколений $P < P_{max}$, где P_{max} – максимальное число поколений, то переходим к шагу 3. Если $P = P_{max}$, то переходим к шагу 10.
10. Выбираем особь с наименьшей оценкой вероятности потери пакетов.

Случайное создание решения (шаг 1), оценка вероятности потери пакетов (шаг 2 и 7) и случайное изменение решения (мутация) (шаг 6) уже описаны выше в разделах про функцию случайного создания и изменения решения и про функцию оценки решения. Рассмотрим оставшиеся шаги алгоритма.

Для *отбора элитных особей в следующее поколение* (шаг 3) копируем N_3 особей с наименьшей оценкой вероятности потери в следующее поколение.

Для *отбора особей-кандидатов в следующее поколение* (шаг 4) используется алгоритм ранжирования [2]. Сначала сортируем особи текущего поколения по убыванию вероятности ошибки. Затем каждой особи присуждаем ранг равный её порядковому номеру. У лучшей особи с наименьшей оценкой вероятности потери пакетов будет наибольший ранг равный N . Затем случайно выбираем N особей, которые станут кандидатами в следующее поколение. Вероятность выбора одной особи равна отношению ранга особи к сумме рангов.

Рассмотрим *способ кроссовера* (шаг 5). Будем проводить одноточечный кроссовер. Для этого выбираем случайно число от 2 до значения размерности вектора пропорций распределения особи \mathbf{s} . Начиная с этого элемента, проведём обмен элементами вектора пропорций двух решений (рисунок 33). Мы не заменяем, начиная с первого элемента, так как, если поменять все элементы местами, то получим те же два решения, что и были до кроссовера.

Способ выбора пар для кроссовера следующий. Берём множество особей, равновероятно выбираем одну из особей. Удаляем эту особь из списка особей, которые можно выбирать. Затем выбираем равновероятно вторую особь. Эту особь также удаляем из списка выбора. Так образуется первая пара. Затем выбираем остальные пары, пока не останется одна или ни одной особи. Между созданными парами проводим кроссовер с вероятностью кроссовера.

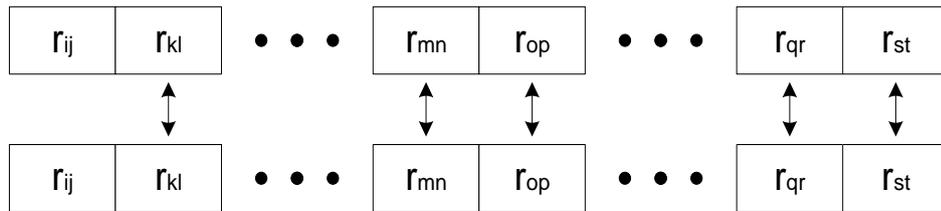


Рисунок 33 – Кроссовер

Рассмотрим *способ отбора особей в следующее поколение* (шаг 8). На этом этапе уже отобрано N_3 элитных особей в следующее поколение. Теперь берём $N' = N - N_3$ особей с наименьшей оценкой вероятности потери пакетов среди множества особей-кандидатов и добавляем эти особи в следующее поколение. После выбора особей в следующее поколение итерация цикла генетического алгоритма завершается.

В таблице 15 представлены параметры генетического алгоритма.

Таблица 15 – Параметры генетического алгоритма

Размер популяции, особей	40
Количество поколений	100
Доля элитных особей	0,15
Вероятность мутации	0,05
Вероятность кроссовера	0,85

3.6 Результаты имитационного моделирования

3.6.1 Модель спутниковой системы

3.6.1.1 Модель спутниковой группировки

Воспользуемся моделью НССС, описанной в разделе 2, параметры которой представлены в таблице 7. Ёмкость всех буферов линий равна 200 пакетам. Буфер является FIFO очередью.

3.6.1.2 Модель терминалов

Модель терминала является источником потока данных с Парето распределёнными периодами включения и выключения с параметром $\alpha = 1,2$ и математическим ожиданием длительности периодов включения и выключения $m = 200$ мс [73]. При моделировании для потоков данных выбираются скорости передачи данных V_t от 0,5 Мбит/с до 1,5 Мбит/с с шагом 0,1 Мбит/с, $V_t = \{0,1n : n \in N \wedge n \geq 5 \wedge n \leq 15\}$; для одного процесса моделирования выбирается только одна одинаковая для всех потоков скорость передачи данных.

Длительность l периодов включения и выключения источников определяется на основе Парето распределения следующим образом:

$$l(r) = \frac{m(\alpha - 1)/\alpha}{(1 - r)^{1/\alpha}}, r \in [0; 0,999],$$

где r – равномерно распределённая случайная величина, $r \in [0; 0,999]$.

Во время периодов включения терминалы непрерывно передают пакеты объёмом $z = 8192$ бит с постоянной скоростью передачи данных; скорости передачи данных указаны выше, эти скорости не являются средними.

На рисунке 34 показана гистограмма распределения количества переданных пакетов за период включения случайной длительности для скорости 0,5 Мбит/с. Длина выборки равна 10^6 . Количество пакетов $n = \lceil l/(z/V_t) \rceil$. Пакет будет передан тогда, когда время начала передачи находится внутри периода включения, поэтому количество пакетов округляем вверх до целого числа. z/V_t – это время передачи

(обслуживания) одного пакета терминалом, оно составляет от $8192/(0,5 \cdot 10^6) \approx 0,016$ с до $8192/(1,5 \cdot 10^6) \approx 0,005$ с. Затем пакет будет доставлен на спутник через время d_t , равное времени распространения сигнала до спутника. Таким образом, пакет после создания терминалом поступает от терминала на спутник через время $D_t = z/V_t + d_t$.

Параметры распределения количества пакетов для 0,5 Мбит/с и 1,5 Мбит/с следующие (сначала идёт значение параметра для 0,5 Мбит/с):

- 1) минимальное значение: 3 и 7;
- 2) среднее значение: 8,881 и 25,539;
- 3) медианное значение: 4 и 11;
- 4) максимальное значение: 643 и 1930.

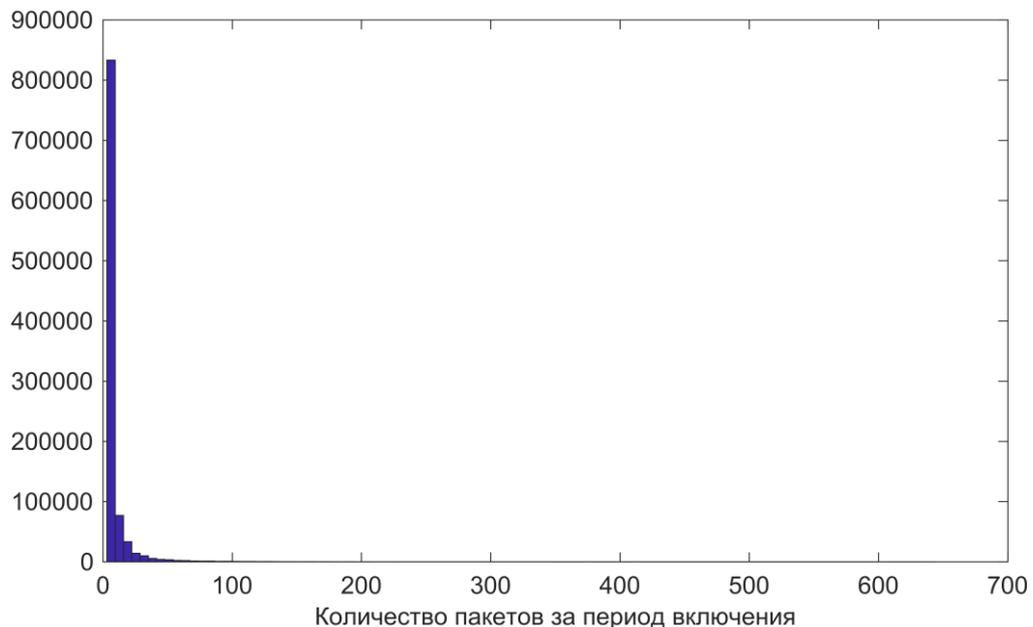


Рисунок 34 – Гистограмма распределения количества переданных пакетов за периоды включения случайной длительности для интенсивности потоков данных 0,5 Мбит/с

В модели заданы 700 терминалов, которые случайным образом расположены на поверхности Земли в 7 областях: Россия, Азия, Европа, Африка, Северная Америка, Южная Америка, Океания. В каждой области случайным образом

равномерно расположены 100 терминалов. На рисунке 35 изображено распределение терминалов по поверхности Земли.

Каждый терминал генерирует поток данных определённому получателю. Получатель выбирается случайным образом в пропорциях, описанных в таблице 16. Например, 60% терминалов, находящихся в России, передают данные терминалам, находящимся в России, 15% терминалов передают данные терминалам, находящимся в Европе. Это изменённая версия распределения потоков данных из публикации [73].

Таблица 16 – Распределение потоков данных, %

К От	Россия	Европа	Азия	Африка	Океания	Северная Америка	Южная Америка
Россия	60	15	10	5	2	10	5
Европа	15	35	10	25	10	10	12
Азия	7	10	60	5	12	10	8
Африка	3	2	2	20	2	2	2
Океания	2	3	6	3	34	3	3
Северная Америка	10	30	10	40	38	55	30
Южная Америка	3	5	2	2	2	10	40

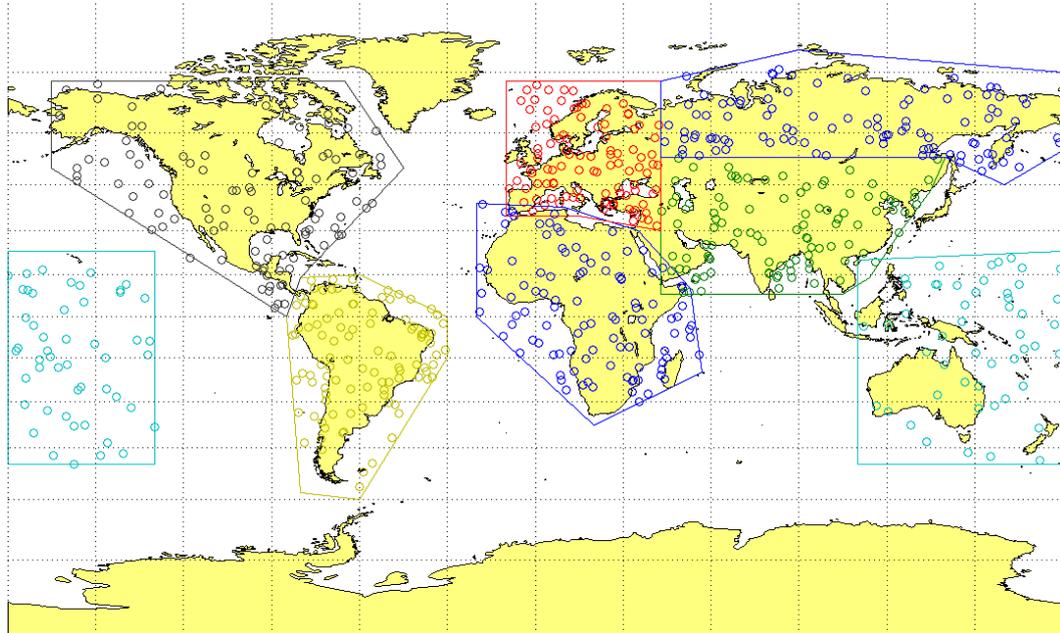


Рисунок 35 – Распределение терминалов по поверхности Земли

3.6.2 Сравнение предложенного метода централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС с другими методами

В этом разделе приведены результаты имитационного моделирования предложенного метода и сравнение предложенного метода со следующими методами:

1. Метод с кратчайшими путями.
2. Равномерное распределение потоков по маршрутам.
3. Поиск распределения, при котором минимизируется значение загрузки наиболее загруженной линии.

Результаты моделирования приведены на графиках. Значение каждой точки графиков оценено по 20 испытаниям, доверительные интервалы рассчитаны для доверительной вероятности 0,99. Длительность моделирования 300 с. Период балансировки нагрузки равен 20 с. Длительность моделирования соответствует тому, что максимальное время видимости терминала одним спутником в моделируемой НССС обычно не превышает 300 с. Период балансировки соответствует составляет 1/15 от максимального времени видимости; за это время в большинстве случаев терминалы всё ещё находятся в области покрытия

спутников, поэтому и топология НССС и интенсивности потоков квазистатичны за время периода балансировки нагрузки.

В методе с кратчайшими путями используется алгоритм Дейкстры для нахождения кратчайшего пути. Кратчайшие пути ищутся по задержке распространения линий. Соответственно каждый поток данных в НССС не распределяется по множеству путей, а передаётся по одному кратчайшему пути.

В равномерном распределении потоков по маршрутам каждый поток в НССС распределяется поровну между доступными маршрутами.

При решении задачи оптимизации для балансировки нагрузки одним из самых распространённых показателей того, насколько хорошо решение, является значение уровня загрузки наиболее загруженной линии в системе [66]. В третьем методе для сравнения мы используем предложенный метод, только вместо описанного выше метода оценки вероятности потери пакетов оцениваем решение по значению загрузки наиболее загруженной линии.

На рисунке 36 показаны графики зависимости вероятности потери пакетов от интенсивности потоков данных, в таблице 17 показаны значения доверительных интервалов. Наибольшая вероятность потери у метода с кратчайшими путями. Затем идёт равномерное распределение. Затем идут два оставшиеся метода. Как видно из графика, у предложенного метода больше вероятность потери пакетов, чем у метода по максимально загруженной линии, в диапазоне интенсивностей от 0,5 Мбит/с до 1,1 Мбит/с. Начиная с 1,2 Мбит/с, у предложенного метода вероятность потери пакетов значительно меньше.

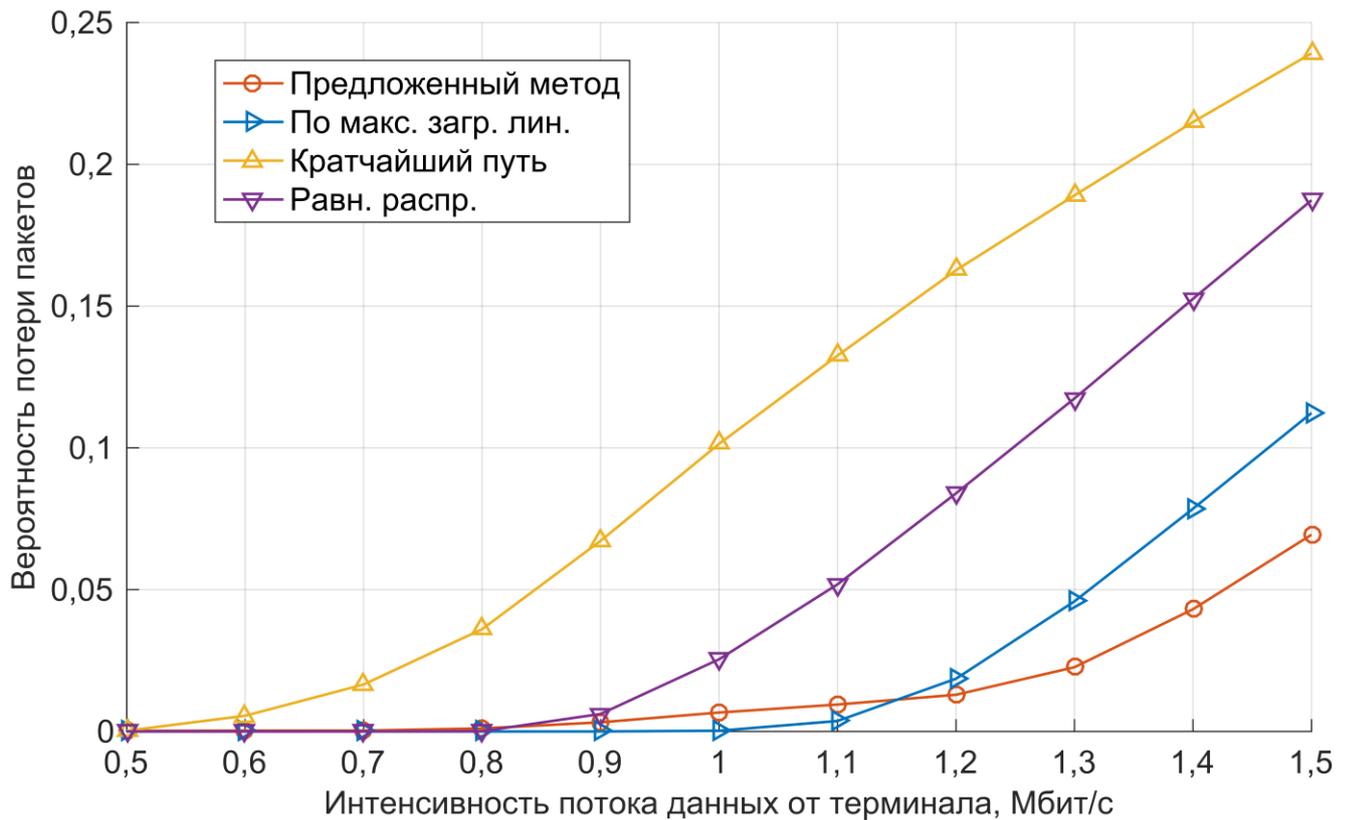


Рисунок 36 – Зависимость вероятности потери пакетов от интенсивности потоков данных

Таблица 17 – Значения ширин доверительных интервалов для оценок вероятности потери пакетов при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод	По максимально загруженной линии	Кратчайший путь	Равномерное распределение
0,5	0,000137	0,000000	0,000165	0,000000
0,6	0,000217	0,000001	0,000732	0,000001
0,7	0,000221	0,000002	0,000847	0,000002
0,8	0,000465	0,000004	0,001273	0,000061
0,9	0,000763	0,000024	0,001380	0,000801
1,0	0,000831	0,000137	0,002112	0,001391
1,1	0,001074	0,000775	0,002043	0,001459
1,2	0,001028	0,002443	0,001897	0,001643

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод	По максимально загруженной линии	Кратчайший путь	Равномерное распределение
1,3	0,001923	0,003851	0,002269	0,002211
1,4	0,002667	0,004356	0,001974	0,001716
1,5	0,002054	0,004120	0,001487	0,001759

На рисунке 37 показаны графики зависимости пропускной способности НССС от интенсивности потоков данных, в таблице 18 показаны значения доверительных интервалов. Соотношение между методами такое же, как и в случае с графиками вероятности потери пакетов, т.к. вероятность потери пакетов и пропускная способность системы взаимосвязаны. Наименьшую пропускную способность обеспечивает метод с кратчайшими путями. Начиная с 1,2 Мбит/с, предложенный метод обеспечивает наибольшую пропускную способность.

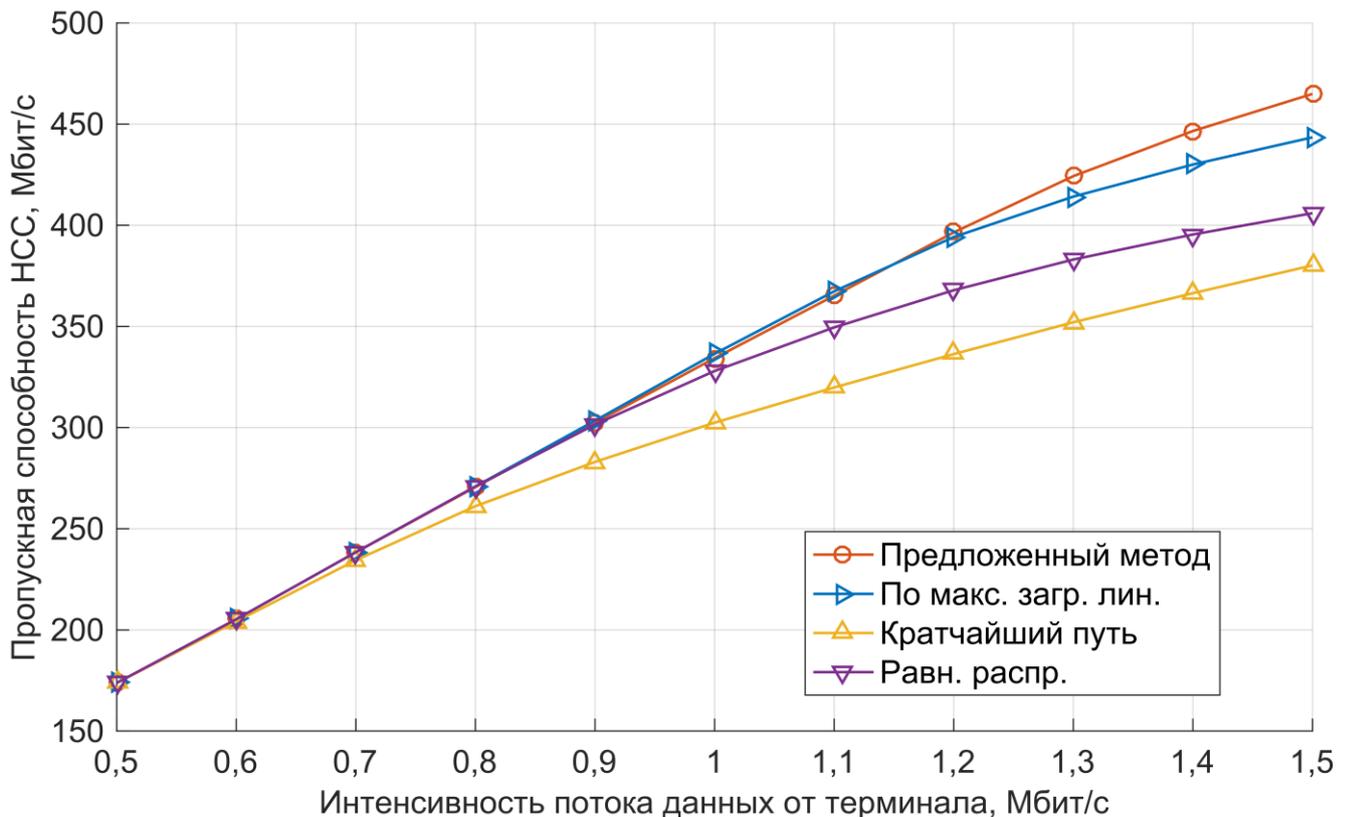


Рисунок 37 – Зависимость пропускной способности НССС от интенсивности потоков данных

Таблица 18 – Значения ширин доверительных интервалов для оценок пропускной способности НССС при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод, Мбит/с	По максимально загруженной линии, Мбит/с	Кратчайший путь, Мбит/с	Равномерное распределение, Мбит/с
0,5	0,593	0,603	0,584	0,602
0,6	0,723	0,725	0,661	0,725
0,7	0,866	0,852	0,801	0,851
0,8	0,988	0,971	0,732	0,969
0,9	1,046	1,092	0,866	0,988
1,0	1,279	1,198	0,794	0,976
1,1	1,405	1,272	0,948	0,923
1,2	1,373	1,601	1,012	0,971
1,3	1,138	1,544	1,038	0,745
1,4	1,778	1,679	1,089	0,949
1,5	1,396	2,240	1,273	0,929

То, что предложенный метод обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов и большую пропускную способность НССС, начиная с интенсивности 1,2 Мбит/с и выше, по сравнению с методом с оценкой решения по максимально загруженной линии, объясняется следующим. В методе с оценкой решения по максимально загруженной линии мы находим решение с минимальным значением загрузки максимально загруженной линии. Если интенсивность потоков данных низкая, то распределение потоков получается таким, что у всех линий в системе будет много остаточной полосы пропускания.

В результате этого при больших скачках интенсивности потоков теряется меньше пакетов, т.к. в линиях большой запас остаточной пропускной способности.

В предложенном же методе оценивается вероятность потери пакетов. При низкой интенсивности потоков, когда перегрузка линий, переполнение буферов, а отсюда и потери пакетов почти невозможны, предложенный метод может послать все потоки данных, например, по кратчайшим путям. В результате в этих линиях будет значительно меньше остаточной пропускной способности, чем в остальных линиях НССС. Тогда при резком скачке интенсивности вероятность потери пакетов в буферах этих линий значительно выше. Поэтому при низких интенсивностях от 0,5 Мбит/с до 1,1 Мбит/с метод с оценкой решения по максимально загруженной линии обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов и больше пропускную способность, чем предложенный метод с оценкой решения по вероятности потери пакетов. При высокой интенсивности потоков метод с оценкой решения по максимально загруженной линии уже не может обеспечить большую остаточную пропускную способность в линиях. Также стоит отметить следующее. Можно уменьшить уровень загрузки наиболее загруженной линии, перенаправив потоки в обход по другим маршрутам, которые будут в большинстве случаев длиннее начальных. В результате нагрузится большее число линий. При большой интенсивности потоков может быть такая ситуация, что до перенаправления была перегружена только одна линия, а после – несколько. В результате, уменьшение степени загрузки наиболее загруженной линии в системе при большой интенсивности потоков ведёт к увеличению вероятности потери пакетов вместо ожидаемого уменьшения. Такого недостатка нет у предложенного метода.

На рисунке 38 изображены графики зависимости средней задержки маршрута пакетов в зависимости от интенсивности потоков данных, значения доверительных интервалов показаны в таблице 19. Наибольшая средняя задержка у метода с равномерным распределением потоков. Это связано с тем, что этот метод, в отличие от остальных, распределяет меньше потоков по более коротким маршрутам, когда это возможно. Метод с кратчайшими путями передаёт потоки по кратчайшим путям. Если передавать потоки по слишком длинным маршрутам, то один и тот же поток будет занимать больше линий и соответственно будет меньше

полосы пропускания в этих линиях для остальных потоков. Поэтому необходимо распределять потоки так, чтобы они передавались через как можно меньшее число линий, но при этом обходили перегруженные линии. Это учитывается в предложенном методе и методе с оценкой решения по максимально загруженной линии. Так как выбираются более короткие маршруты, то и средняя задержка получается меньше.

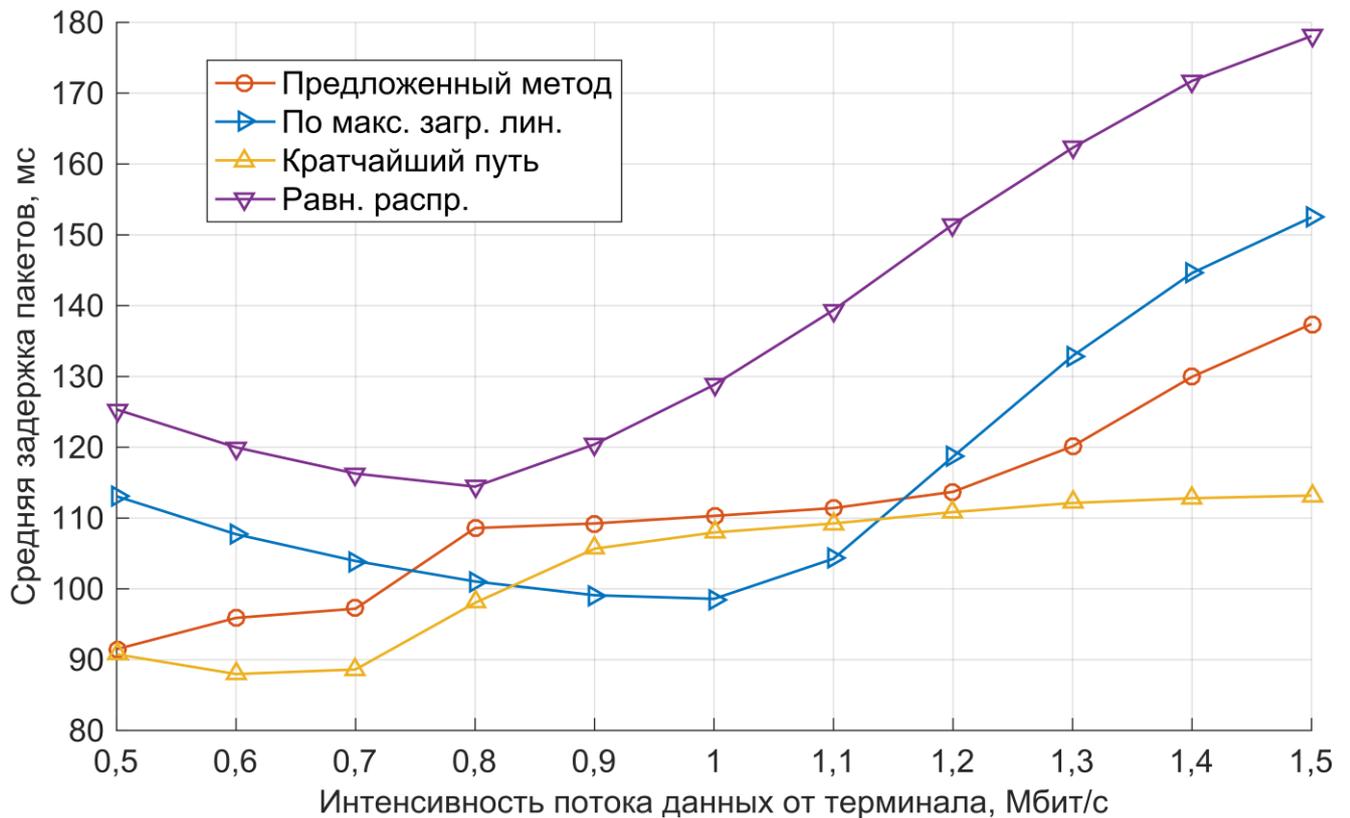


Рисунок 38 – Зависимость средней задержки пакета от интенсивности потоков данных

Таблица 19 – Значения ширин доверительных интервалов оценок средней задержки доставки пакетов при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод, мс	По максимально загруженной линии, мс	Кратчайший путь, мс	Равномерное распределение, мс
0,5	1,041	0,392	0,266	0,082
0,6	1,387	0,317	0,330	0,098

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод, мс	По максимально загруженной линии, мс	Кратчайший путь, мс	Равномерное распределение, мс
0,7	0,546	0,462	0,598	0,086
0,8	1,841	0,440	0,901	0,229
0,9	1,174	0,444	0,732	0,707
1,0	1,022	0,446	0,649	0,456
1,1	1,086	1,312	0,690	0,652
1,2	1,234	2,122	0,653	0,710
1,3	1,229	1,995	0,894	0,887
1,4	1,454	1,918	0,649	0,725
1,5	1,547	1,674	0,995	0,468

У метода с кратчайшими путями средняя задержка меньше, чем у предложенного метода. Это связано с тем, что, чтобы передать пакеты без потерь, предложенный метод направляет потоки данных по более длинным путям, не только по кратчайшему пути.

Начиная с 1,2 Мбит/с и выше, у предложенного метода меньше средняя задержка, чем у метода с оценкой решений по максимально загруженной линии. Как было сказано выше, метод с оценкой решений по максимально загруженной линии при высокой интенсивности может выбирать такие решения, которые, наоборот, больше перегружают линии, чем разгружают. В результате увеличения загрузки линий увеличивается задержка очереди. А с увеличением задержки очереди растёт и задержка маршрута. В диапазоне от 0,5 Мбит/с до 0,7 Мбит/с средняя задержка пакетов у предложенного метода также меньше. Это связано с тем, что предложенный метод может передавать пакеты по коротким путям до тех пор, пока не теряются пакеты. Метод с оценкой решений по максимальной загрузке линий распределяет потоки с самого начала по разным маршрутам, чтобы

уменьшить максимальную загрузку линий. Эти маршруты зачастую длиннее, чем в случае предложенного метода.

На рисунке 38 в диапазоне интенсивностей потока данных от 0,5 до 0,9 Мбит/с поведение графика для предложенного метода отличается от графиков для остальных методов. Построим график для предложенного метода с большим количеством точек. График показан на рисунке 39.

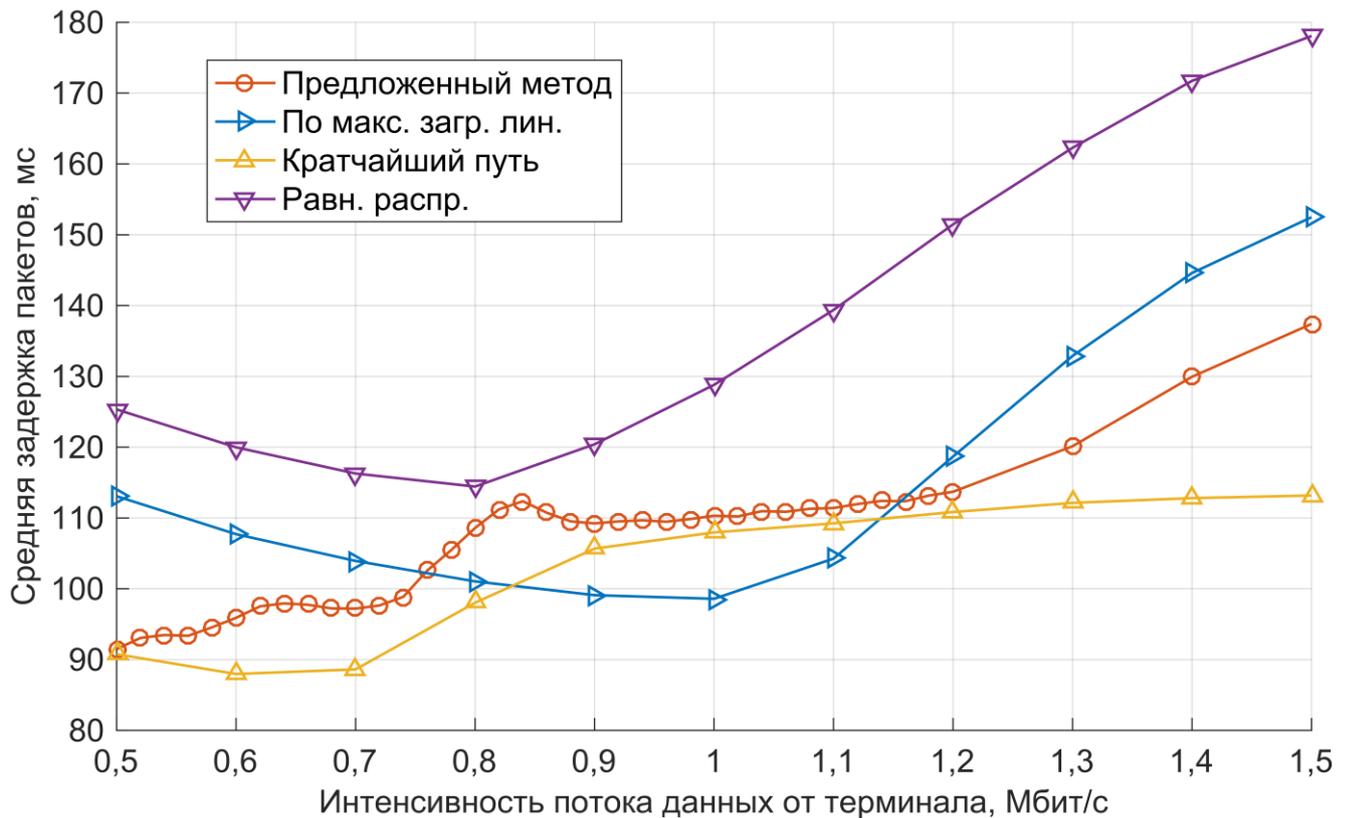


Рисунок 39 – Зависимость средней задержки пакета от интенсивности потоков данных с большим количеством точек для предложенного метода

Видно, что график не является монотонным в диапазоне от 0,5 до 0,9 Мбит/с. Если посмотреть на график с зависимостью вероятности потери пакетов (рисунок 36), то мы увидим, что заметная потеря пакетов начинается с 0,9 Мбит/с. Также и с 0,9 Мбит/с график зависимости средней задержки становится монотонным. Начиная с 1,2 Мбит/с средняя задержка пакетов начинает возрастать быстрее. Это совпадает с более быстрым возрастанием вероятности потери пакетов после 1,2

Мбит/с. Увеличение задержки и вероятности потери прямо связано с увеличением загрузки очередей.

Монотонную часть графика после 0,9 Мбит/с объяснить достаточно просто. Так как предложенный метод ищет пропорции, которые уменьшают вероятность потери пакетов, то следствием этого является меньшая загрузка очередей, а значит, задержка в очереди и среднее время доставки пакета.

В случае интенсивностей потоков данных ниже 0,9 Мбит/с всё более непонятно. Если поток не перегружает линии, то предложенный метод направляет весь поток по кратчайшему пути. Мы видим, что при 0,5 Мбит/с средняя задержка доставки пакетов для предложенного метода почти равна средней задержке для метода с кратчайшими путями. Это связано с тем, что предложенный метод почти все потоки полностью направляет по кратчайшим путям. С повышением интенсивности потоков данных растёт и задержка, так как потоки отводятся от кратчайших путей. Вопрос, почему задержка от 0,5 до 0,9 Мбит/с растёт немонотонно, требует дополнительного исследования.

На рисунке 40 изображены графики зависимости средней задержки пакета в очереди от интенсивности потоков данных, значения доверительных интервалов показаны в таблице 20. У метода с кратчайшими путями наибольшая средняя задержка очереди. Затем идёт метод с равномерным распределением. От 0,5 Мбит/с до 1,1 Мбит/с у метода с оценкой решений по максимальной загрузке линий наименьшая средняя задержка очереди. Начиная с 1,2 Мбит/с и выше, у предложенного метода наименьшая средняя задержка очереди. Поведение графиков зависимости задержки очереди (рисунок 40) похоже на поведение графиков зависимости вероятности потери пакетов (рисунок 36), так как и задержка очереди, и вероятность потери пакетов из-за переполнения буфера линии связаны с количеством пакетов в очередях.

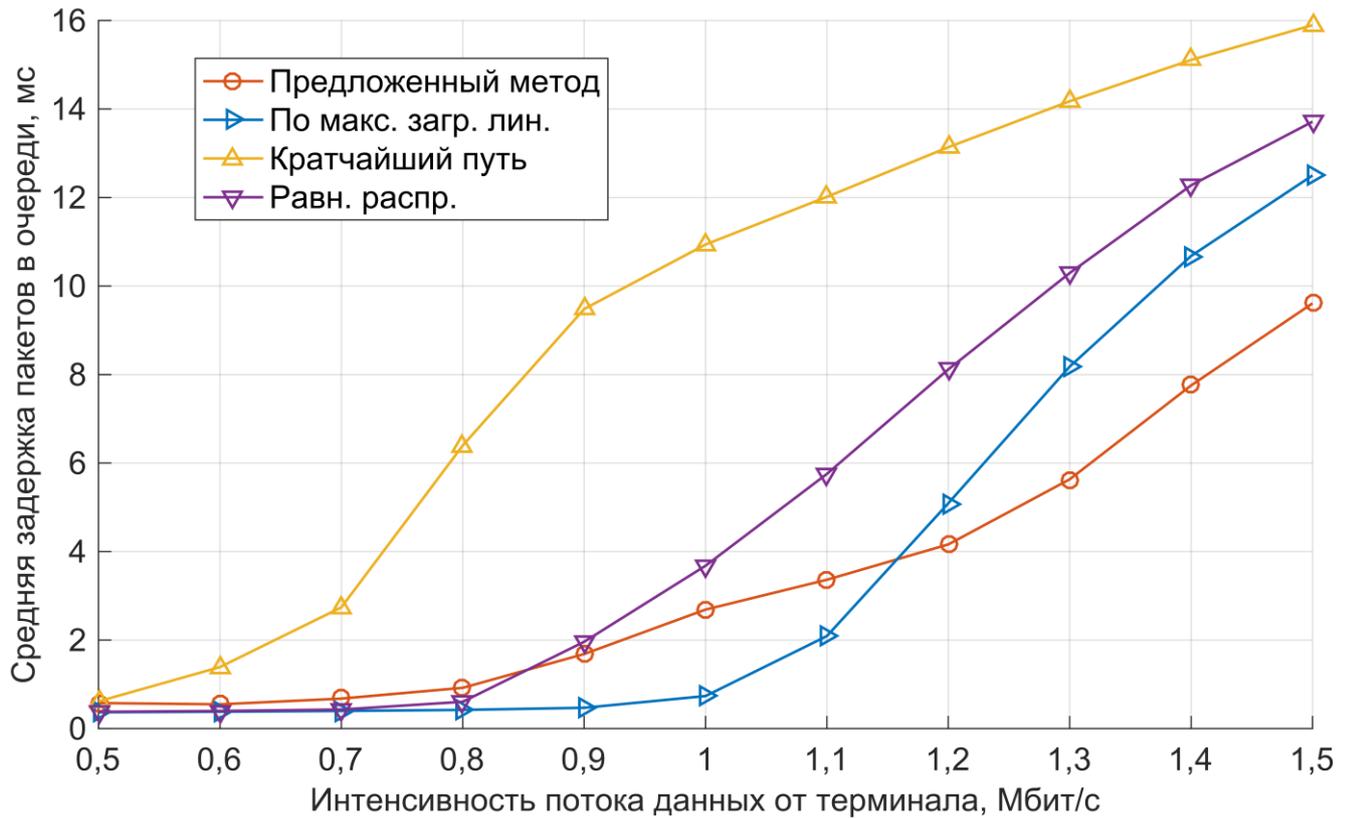


Рисунок 40 – Зависимость средней задержки пакета в очереди от интенсивности потоков данных

Таблица 20 – Значения ширин доверительных интервалов оценок средней задержки пакета в очереди при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод, мс	По максимально загруженной линии, мс	Кратчайший путь, мс	Равномерное распределение, мс
0,5	0,051	0,001	0,07	0,001
0,6	0,064	0,001	0,087	0,001
0,7	0,083	0,001	0,161	0,002
0,8	0,121	0,002	0,238	0,029
0,9	0,142	0,009	0,222	0,109
1,0	0,175	0,054	0,167	0,07
1,1	0,171	0,203	0,157	0,109
1,2	0,171	0,383	0,098	0,112

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод, мс	По максимально загруженной линии, мс	Кратчайший путь, мс	Равномерное распределение, мс
1,3	0,226	0,353	0,106	0,139
1,4	0,257	0,36	0,137	0,135
1,5	0,307	0,296	0,174	0,109

На рисунке 41 изображено распределение задержек маршрутов пакетов для интенсивности потока данных от терминала 1,5 Мбит/с. У метода с кратчайшими путями значения распределения больше, чем у остальных методов. Это показывает, что у большинства пакетов меньше задержка пути, чем у других методов. Затем идёт предложенный метод, метод с оценкой решений по максимальной загрузке линий и метод с равномерным распределением потоков данных по маршрутам.

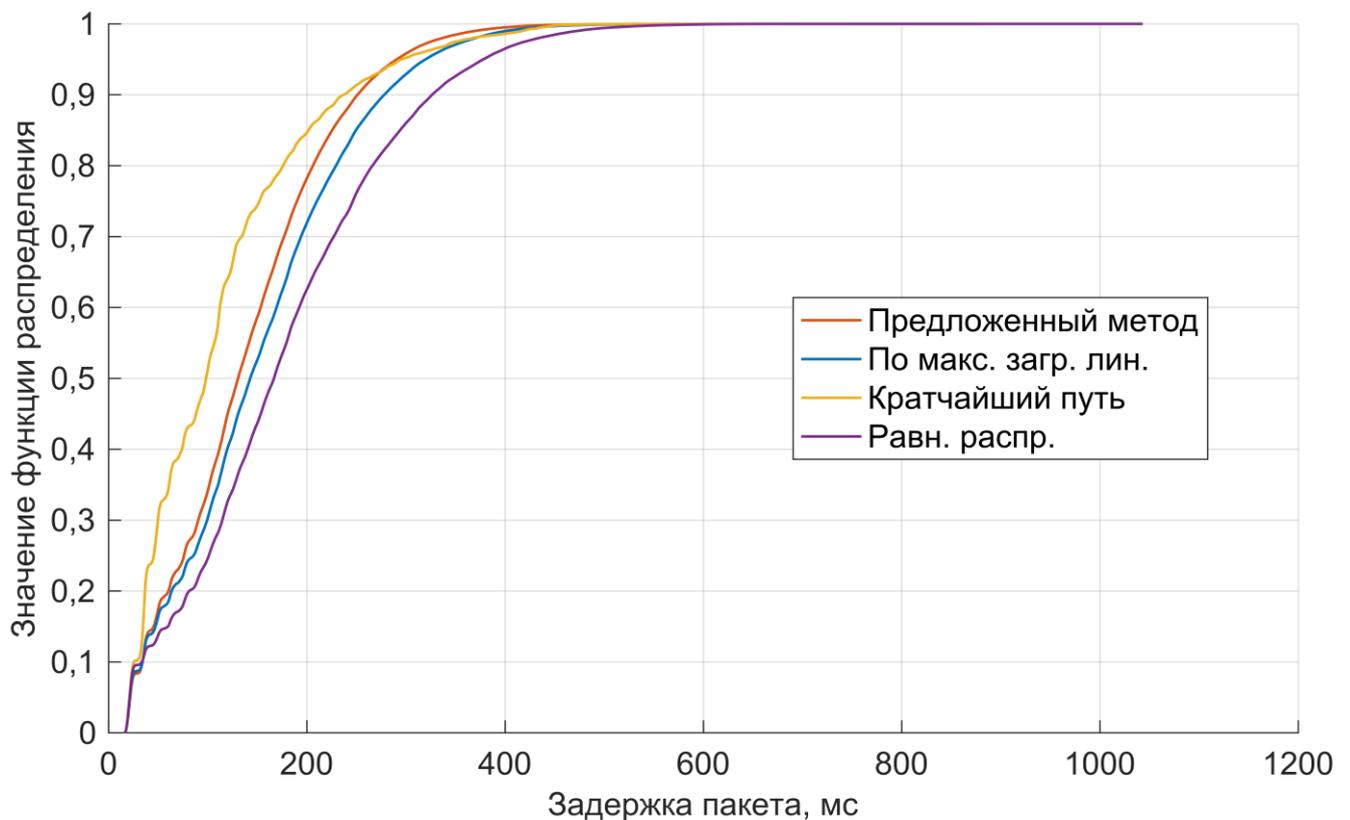


Рисунок 41 – Распределение задержек маршрутов пакетов для интенсивности потока данных от терминала 1,5 Мбит/с

На рисунке 42 изображены графики распределения задержек пакетов в очереди для интенсивности потока данных от терминала 1,5 Мбит/с. Как видно из графика, у предложенного метода значения распределения больше, чем у остальных методов. Это показывает, что предложенный метод обеспечивает наименьшую задержку в очереди по сравнению с остальными методами. Чем меньше задержка очереди, тем меньше пакетов в очереди и тем менее вероятна потеря пакетов.

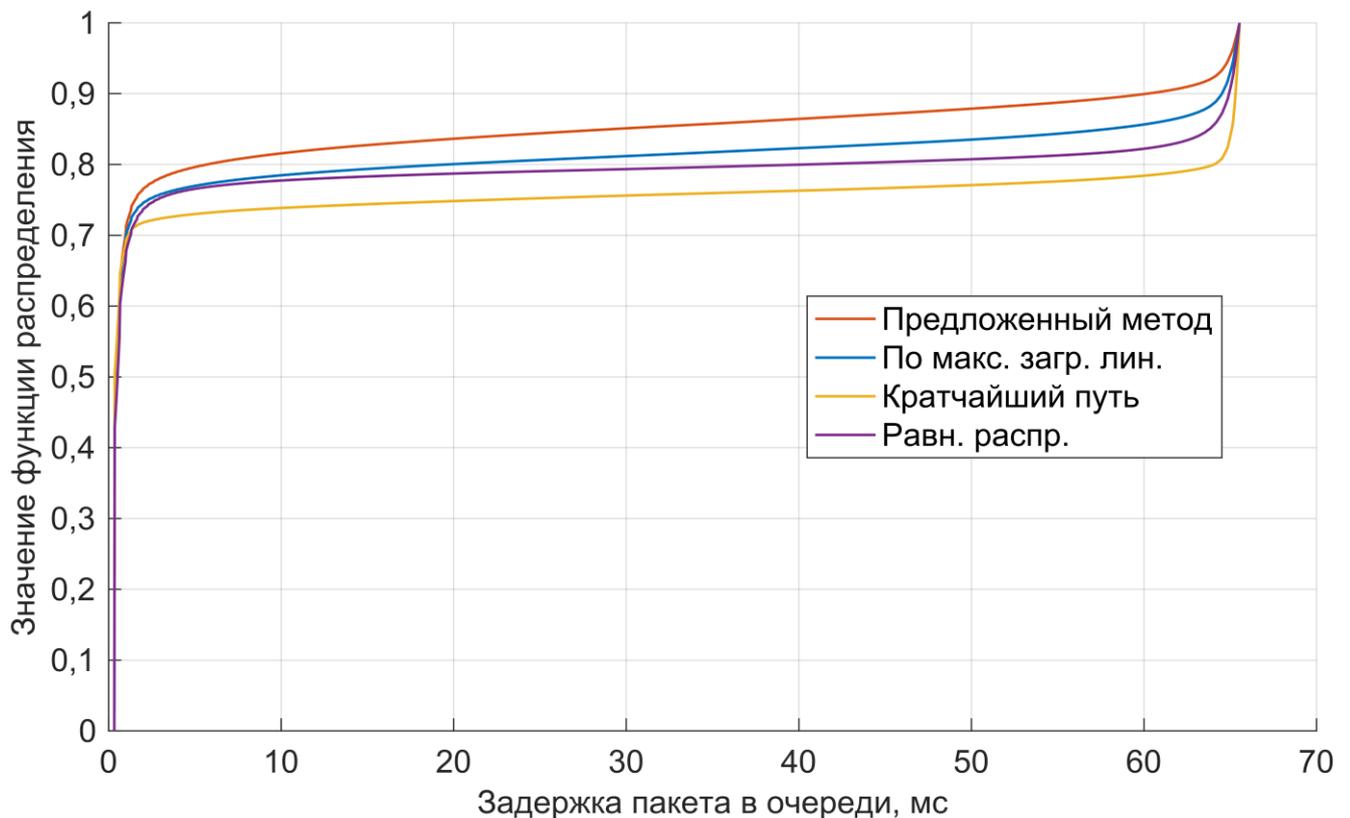


Рисунок 42 – Распределение задержек пакетов в очереди для интенсивности потока данных от терминала 1,5 Мбит/с

3.7 Выводы по разделу 3

В этом разделе предложен метод централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС.

Задача балансировки нагрузки задана как задача нахождения таких пропорций распределения потоков данных по наборам маршрутов, при которых минимизируется вероятность потери пакетов в НССС. Задача балансировки нагрузки является NP сложной задачей оптимизации поиска пропорций распределения потоков по заданным маршрутам. Поэтому решение находится эвристическими алгоритмами оптимизации.

Предложен алгоритм нахождения наборов маршрутов с минимальным количеством общих линий. Распределение потоков по наборам маршрутов с минимальным количеством общих линий обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов.

У любого алгоритма эвристической оптимизации есть три основных составляющих: функция оценки решения, функция случайного создания решения, функция случайного изменения решения. Соответственно предложен алгоритм оценки вероятности потери пакетов в НССС, являющийся функцией оценки решения; предложен алгоритм создания случайных пропорций распределения потоков данных по наборам маршрутов, на основе которого созданы функция случайного создания решения и функция случайного изменения решения.

Выбран генетический алгоритм эвристической оптимизации для решения задачи балансировки нагрузки и подобраны его параметры.

Проведено имитационное моделирование предложенного метода и сравнение с другими методами на основе имитационного моделирования. Из результатов имитационного моделирования следует, что предложенный метод обеспечивает:

1. Низкую вероятность потери пакетов при переполнении буферов межспутниковых линий НССС по сравнению с другими рассмотренными при имитационном моделировании методами. До 1,1 Мбит/с предложенный метод уступает методу с минимизацией уровня загрузки максимально загруженной линии. Наибольшая разница соответствует 1 Мбит/с с вероятностью потери у предложенного метода, равной 0,01, и у метода с минимизацией уровня загрузки максимально загруженной линии, равной 0 (при этом у метода кратчайших путей вероятность потери составляет 0,1 и у метода с равномерным распределением – 0,03). Начиная с 1,2 Мбит/с у предложенного метода вероятность потери пакетов наименьшая.
2. Высокую пропускную способность НССС по сравнению с другими рассмотренными при имитационном моделировании методами. До 1,1 Мбит/с у предложенного метода пропускная способность чуть меньше, чем у метода с минимизацией уровня загрузки максимально загруженной линии. Начиная с 1,2 Мбит/с у предложенного метода наибольшая пропускная способность. При 1,5 Мбит/с предложенный метод обеспечивает 475 Мбит/с, метод с минимизацией уровня загрузки максимально загруженной линии обеспечивает 445 Мбит/с.
3. Низкую задержку очереди по сравнению с другими рассмотренными при имитационном моделировании методами. Задержка очереди ведёт себя так же, как и вероятность потери пакетов, так как вероятность потери пакетов и задержка очереди зависят от количества пакетов в буферах линий.

Отметим пути улучшения предложенного метода:

1. Добавление алгоритма QoS маршрутизации к предложенному методу. В предложенном методе определяются пропорции распределения потоков данных по маршрутам. Можно в пределах этих пропорций распределять потоки данных в соответствии с их требованиями передачи.

2. Совмещение предложенного метода с методом минимизации загрузки максимально загруженной линии. Как показало имитационное моделирование, при низких интенсивностях потоков данных минимизация загрузки максимально загруженной линии обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов, чем предложенный метод. Предложенный метод, в свою очередь, обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов при высоких интенсивностях потоков данных. Необходимо адаптивно совмещать два алгоритма, чтобы достичь наименьшей вероятности потери пакетов на всём диапазоне интенсивностей потоков данных.
3. Разработка алгоритма оценки вероятности потери пакетов для общего входного буфера линий (предложенный алгоритм разработан для случая отдельного выходного буфера для каждой линии).

4. МЕТОД РАСПРЕДЕЛЁННОЙ МНОГОПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ С БАЛАНСИРОВКОЙ НАГРУЗКИ В НССС

В этом разделе предложен метод распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС [14]. В предложенном методе каждый спутник периодически рассылает в течение периода балансировки нагрузки T служебные пакеты. Служебные пакеты случайно пересылаются, пока не доходят до получателя. Затем пакеты отправляются обратно. После того, как пакеты возвращаются, спутники определяют по информации, содержащейся в пакетах маршруты и пропорции распределения потоков данных по ним.

Достоинства распределённых протоколов маршрутизации [14].

1. Намного выше отказоустойчивость. При выходе одного узла из сети просто обновляется состояние сети.

2. Сеть более масштабируемая, так как каждый узел сам определяет свои таблицы маршрутизации.

Недостатки распределённых протоколов маршрутизации [14].

1. Вычисления таблиц маршрутизации нагружают узлы сети.

2. Сбор информации о сети каждым узлом может быть более накладной, чем отправка данных центральному узлу.

Неполное знание о сети отдельными узлами, отсюда большая вероятность расчёта субоптимальных маршрутов.

Рассмотрим метод.

4.1 Описание принципа действия метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС

Каждый спутник периодически через время $t_p < T$ рассылает служебные пакеты для поиска маршрутов к тем спутникам, к которым передавались данные за последние N периодов балансировки нагрузки.

Последовательность рассылки следующая (рисунок 43). Последовательно проходим по таблице со временем последней передачи пакета (таблица 21). Если время, прошедшее после последней передачи пакета определённому спутнику-получателю, больше длительности N периодов балансировки нагрузки, т.е. больше NT , или пакеты этому спутнику вообще не передавались, то ничего не делаем и переходим к следующей записи в таблице. Если время меньше, то создаём и отправляем служебный пакет для поиска маршрута. Таким образом, ищем маршруты только до тех спутников, которым передавались в последнее время пакеты.

Служебный пакет состоит из следующих полей:

1. Идентификатор спутника-источника.
2. Идентификатор спутника-получателя.
3. Вектор с последовательностью спутников в маршруте пакета M .
4. Вектор с вероятностями ошибок всех пройденных пакетом линий P .
5. Вектор с задержками всех пройденных пакетов линий D .

В пакет перед отправкой записывается идентификатор спутника-источника, идентификатор спутника-получателя и в вектор с последовательностью маршрутов M записывается идентификатор спутника-отправителя (рисунок 43).

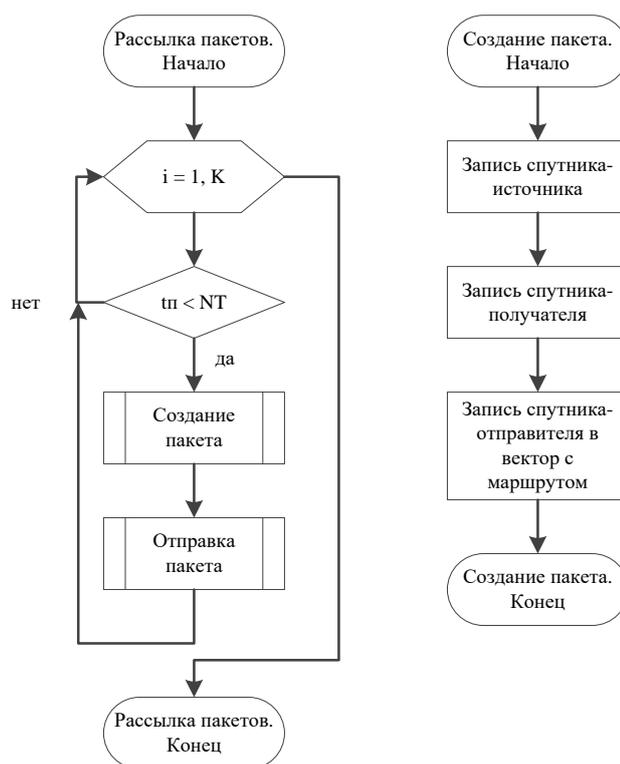


Рисунок 43 – Создание и отправка служебного пакета

Таблица 21 – Таблица времени последней передачи пакета

Идентификатор спутника-получателя	Время последнего отправленного пакета
1	—
2	—
*	*
15	16:32:28
*	*
32	16:33:15
*	*
66	—

В вектор M в процессе пересылки пакета добавляются номера спутников, через которые прошел пакет. В вектор P и D , добавляются вероятность ошибки и задержка линий, через которые прошёл пакет. Когда пакет доходит до получателя,

он содержит маршрут до получателя и вероятности ошибок и задержки пройденных линий. Векторы в этом случае выглядят следующим образом:

- $M = \{S_1, S_2, \dots, S_N\}$, где S_1 – спутник-источник, S_N – спутник-получатель.
- $P = \{P_{1-2}, P_{2-3}, \dots, P_{N-1-N}\}$, где P_{1-2} – вероятность ошибки линии между спутником-источником и вторым спутником в маршруте, P_{N-1-N} – вероятность ошибки линии между предпоследним спутником в маршруте и спутником-получателем.
- $D = \{D_{1-2}, D_{2-3}, \dots, D_{N-1-N}\}$, где D_{1-2} – задержка линии между спутником-источником и вторым спутником в маршруте, D_{N-1-N} – задержка линии между предпоследним спутником в маршруте и спутником-получателем.

Рассмотрим, как определяется задержка и вероятность ошибки линии. Существует два основных типа очередей: входная и выходная.

На рисунке 44 изображён спутник с выходной очередью. На спутник S_1 поступают пакеты от абонентских терминалов в его области покрытия и от соседних спутников S_2, S_3, S_4, S_5 . Пакеты поступают в маршрутизатор. Маршрутизатор определяет следующий узел для передачи пакета и передаёт пакет в очередь соответствующей линии. Если очередь переполнена, то пакет теряется. Если в очереди есть место, то пакет добавляется в очередь. Из очереди пакеты передаются на передатчик. До тех пор, пока передатчик не закончит передачу пакета, очередь заблокирована. После завершения передачи одного пакета передаётся следующий. Чтобы определить вероятность ошибки линии, за определённый период времени подсчитывается число потерянных пакетов в буфере и число переданных пакетов. Затем число потерянных пакетов делим на сумму потерянных и переданных, и получаем вероятность потери пакетов в очереди $p_{\text{потери}}$. Есть ещё вероятность ошибки при приёме пакета следующим

спутником $p_{пр}$. Пусть спутник S_1 передает пакеты спутнику S_2 . Спутник S_2 может узнать об ошибке либо с помощью помехоустойчивого кода, который не смог исправить ошибку, но определил её наличие, либо, например, по несовпадению хэш-суммы. Спутник S_2 может сообщать об ошибках приема спутнику S_1 , или вероятность ошибки линии можно обновить после того, как пакет придет на спутник S_2 . Тогда вероятность ошибки линии $p_{ош} = 1 - (1 - p_{потери})(1 - p_{пр})$. В работе $p_{пр}$ не учитывается, поэтому $p_{ош} = p_{потери}$.

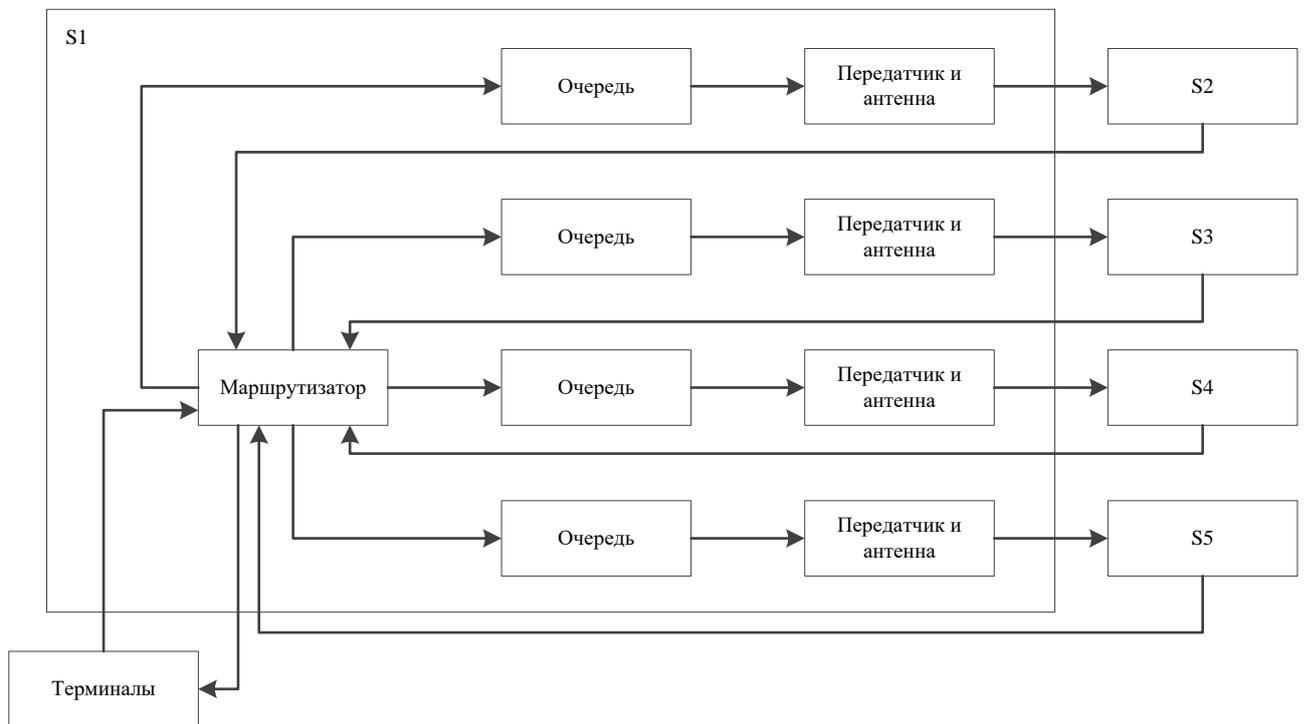


Рисунок 44 – Спутник с выходной очередью

Задержка линии определяется суммой задержки распространения и задержки очереди. Задержка распространения определяется на основе расстояния между спутниками, которое известно из альманаха спутниковой группировки. Альманах спутниковой группировки может быть записан в память всех спутников.

Задержку очереди можно определить по-разному. В разделе 4.2 описаны возможные способы и на основе моделирования выбран один из них.

В случае входной очереди вероятность ошибки и задержка линии определяются по-другому (рисунок 45). Пакеты от соседних спутников и терминала сначала поступают во входную очередь. Если очередь переполнена, то пакеты теряются, если нет, то добавляются. Маршрутизатор берет первый пакет в очереди и определяет следующий узел его маршрута. Если в данный момент по линии, которая ведёт к следующему узлу, ведётся передача, маршрутизатор ждёт освобождения линии. Когда линия освобождается, маршрутизатор извлекает пакет из очереди и передаёт его в передатчик линии.

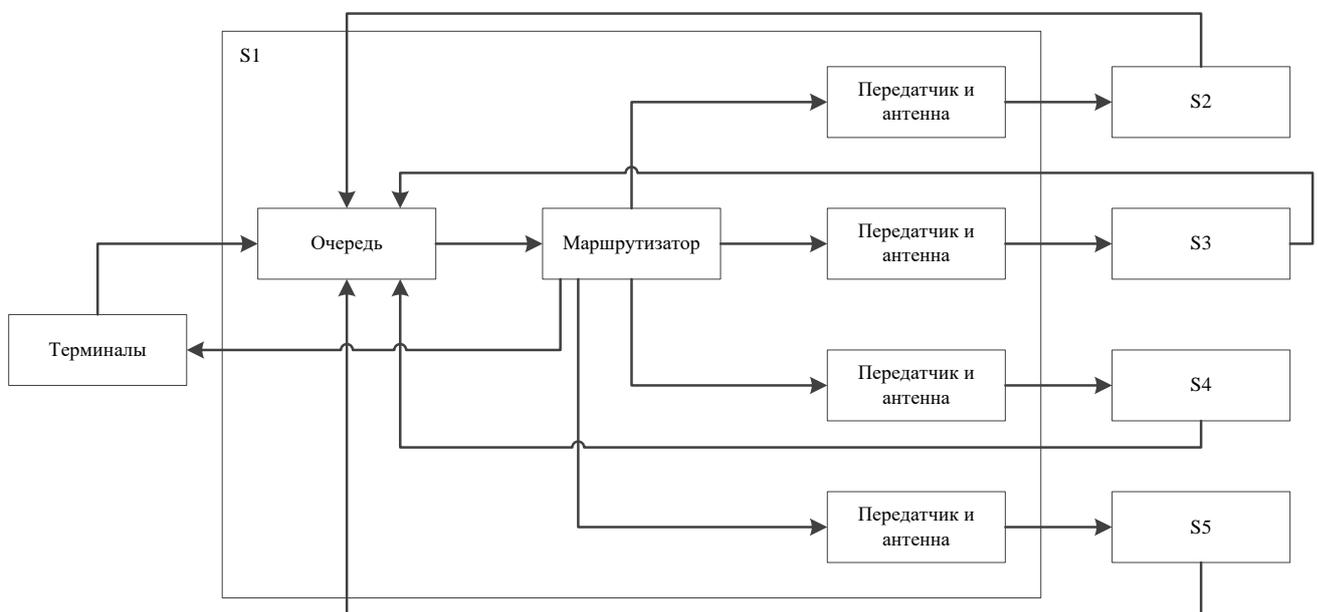


Рисунок 45 – Спутник с входной очередью

Задержка распространения линии и вероятность ошибки приёма определяется так же, как и для случая с выходной очередью. Задержка очереди и вероятность потери пакета линии между спутником S_1 и S_2 равна задержке очереди и вероятности потери входной очереди на спутнике S_2 .

Поэтому в случае с выходными очередями задержку и вероятность ошибки линии в вектора \mathbf{P} и \mathbf{D} добавляем перед отправкой на следующий спутник, а в случае входной очереди – после получения пакета следующим спутником.

Рассмотрим метод отправки служебного пакета (рисунок 46). Этот метод используется при отправке пакета от спутника-источника и при пересылке пакетов. Сначала проверяем, прошёл ли пакет больше, чем N скачков. Если пакет прошёл больше, то удаляем пакет. Если не ограничить количество скачков, то пакет может очень долго блуждать по спутниковой системе, и, когда пакет вернётся к отправителю, информация в нём будет сильно устаревшей. Количество скачков равно числу элементов в векторе M минус один.

Если пакет прошёл меньше, чем N скачков, то извлекаем из пакета идентификатор спутника-источника и спутника-получателя. Проверяем, пришёл ли пакет к получателю. Если да, то удаляем из вектора M с маршрутом пакета петли, и отправляем пакет обратно к источнику по маршруту без петель. Кроме удаления петель из M , удаляем задержку и вероятность ошибки соответствующих линий из векторов P и D . Метод отправки пакета назад будет описан чуть ниже по тексту.

Если пакет не пришёл к получателю, то случайно выбираем следующую линию для отправки пакета. Метод случайного выбора будет описан чуть ниже по тексту. В вектор M служебного пакета добавляем номер спутника, к которому ведет следующая линия, в вектор P добавляем вероятность ошибки следующей линии, если используется выходная очередь, предыдущей, если используется входная очередь, в вектор D добавляем задержку следующей линии, если используется выходная очередь, предыдущей, если используется входная очередь.

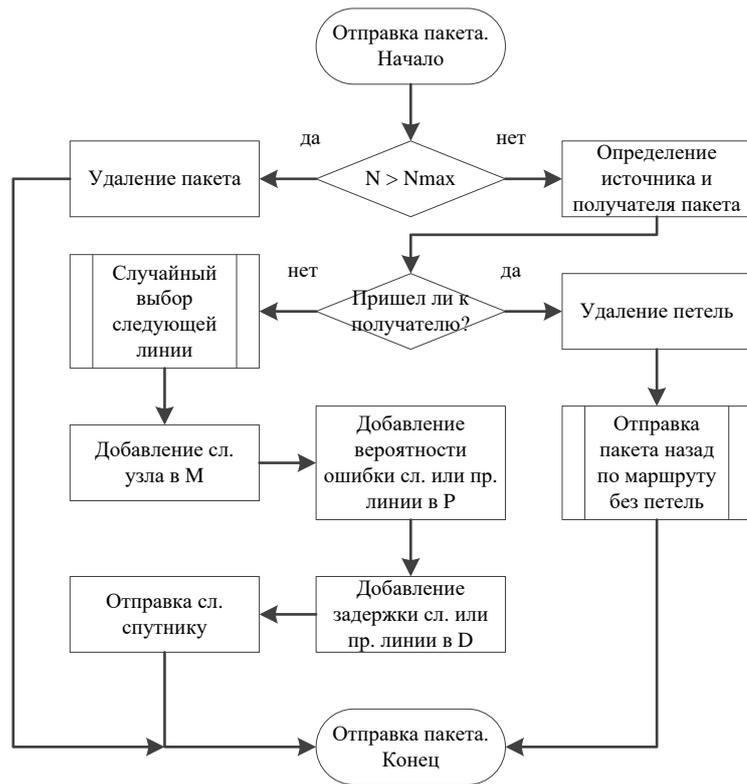


Рисунок 46 – Алгоритм отправки служебного пакета

Затем пакет отправляется к следующему спутнику, к которому ведёт следующая линия.

Рассмотрим метод отправки пакета назад (рисунок 47). После прихода к получателю служебный пакет отправляется назад по пройденному маршруту. Перед этим в маршруте удаляются петли. Маршрут обратной отправки пакета следующий:

$M_{\text{обр}} = \{S_N, S_{N-1}, \dots, S_1\}$, где S_N – спутник-получатель, S_1 – спутник-источник.

Сначала определяется номер источника и получателя пакета. Затем определяется вероятность ошибки промежуточного маршрута от спутника, куда пришёл пакет, к спутнику-получателю. Пусть дан вектор с вероятностью ошибок линий $P = \{P_{1-2}, \dots, P_{K-K+1}, \dots, P_{N-1-N}\}$, где P_{K-K+1} – вероятность ошибки линии от спутника, куда пришел пакет, к следующему спутнику в маршруте, который

прошел служебный пакет. Вероятность ошибки промежуточного маршрута от спутника S_K к спутнику-получателю S_N определяется следующим выражением:

$$P_{\text{ош}}^{K \rightarrow N} = 1 - \prod_{k=K}^{N-1} (1 - P_{k-k+1}).$$

Затем вероятность ошибки промежуточного маршрута добавляется в таблицу статистики (таблица 22).



Рисунок 47 – Алгоритм отправки служебного пакета назад

Таблица 22 – Таблица статистики

Номер спутника-источника	Номер спутника-отправителя	Вектор в-ти ошибок марш-в
23	48	0,05 0,01 0,07 0,03 ... 0,09
*	*	*
38	9	0,03 0,02 0,09 0,06 ... 0,09

В таблицу статистики записываются вероятности ошибок маршрутов по отдельности для каждой пары спутник-источник и спутник-получатель. В векторе вероятности ошибок хранятся только те значения, которые были получены не раньше, чем t времени назад.

После добавления вероятности ошибки в статистику проверяется, пришёл ли пакет к спутнику-источнику. Если пакет не пришёл, то пакет отправляется дальше.

Если пакет пришёл, то сначала обновляется предварительная таблица маршрутизации, затем пакет удаляется.

Предварительная таблица маршрутизации показана в таблице 23. Сначала идёт номер спутника-получателя. Затем идентификатор маршрута. Идентификатор маршрута получаем следующим образом. Сначала последовательность номеров спутников в маршруте преобразуем в текстовую строку. Идентификатором является значение хэш-функции полученной текстовой строки. Значение получаем алгоритмом MD5. Затем в таблице идёт вектор с последовательностью спутников в маршруте, последняя известная вероятность ошибки маршрута и последняя известная задержка маршрута.

Предварительная таблица маршрутизации обновляется следующим образом. Сначала из вектора M в пакете определяем идентификатор маршрута. Проверяем, есть ли маршрут с таким идентификатором. Если есть, то обновляем задержку и вероятность ошибки маршрута. Задержку и вероятность ошибки маршрута получаем из векторов P и D . Если записи с таким идентификатором нет, то создаём новую запись в таблице.

Таблица 23 – Предварительная таблица маршрутизации

Номер спутника-получателя	Идентификатор маршрута	Последовательность спутников в маршруте	Вероятность ошибки маршрута	Задержка маршрута, с
23	1bc29b36f623ba82aaf6 724fd3b16718	1 2 5 10 16 23	0,003	0,148
*	*	*	*	*
38	d41d8cd98f00b204e980 0998ecf8427e	1 2 4 15 26 27 38	0,01	0,132

Рассмотрим метод случайного выбора следующей линии. Сначала определяется множество линий-кандидатов L , из которого затем выберем одну линию. В работе [84] L состоит только из тех линий, которые не ведут к спутникам, через которые пакет уже прошёл. Если нельзя выбрать ни одну линию, то L состоит из всех линий, кроме той, что ведет к предыдущему спутнику. Это делается для того, чтобы служебный пакет меньше пересылался до прихода к получателю и, чтобы было меньше петель маршрута.

Для предложенного метода распределённого управления балансировкой нагрузки возьмём все линии спутника в множество L . Петли маршрутов, как было описано выше, удалим, когда пакет придёт к получателю. В результате выбора среди всех линий спутника (а не тех, которые ещё не были пройдены, например) пакет будет свободно пересылаться по спутниковой системе, но, как будет показано в разделе 4.2, этот подход даёт лучшие результаты по сравнению с тем, что описан выше.

После определения L выбираем случайно одну из линий с вероятностью:

$$p_i = \frac{(1 - \bar{p}_i)}{\sum_{k \in L} (1 - \bar{p}_k)}$$

\bar{p}_i – среднее значение вероятности ошибки промежуточных маршрутов, идущих через линию i . Вероятности ошибки берём из таблицы статистики (таблица 22).

В конце периода балансировки нагрузки на основе предварительной таблицы маршрутизации (таблица 23) определяются маршруты и пропорции распределения потоков данных по ним.

Для одного получателя таблица маршрутизации рассчитывается следующим образом. Сначала определим диапазон изменения задержек найденных маршрутов, т.е. определим минимальное значение задержки маршрутов d_{min} и максимальное значение задержки маршрутов d_{max} . Затем удалим маршруты, чья задержка больше значения:

$$b = d_{min} + (d_{max} - d_{min})a, \text{ где } a \in [0,1].$$

Параметр a выбирается опытным путём. В результате удаляются маршруты со слишком большими задержками. Удаляем маршруты по следующей причине. При балансировке нагрузки использование только кратчайших по числу линий путей ведёт к перегрузке отдельных линий и увеличению вероятности потери пакетов. В то же время, если использовать слишком длинные обходные пути, один и тот же поток загружает большее число линий, что тоже увеличивает вероятность потери пакетов. Поэтому в наборе путей не должно быть слишком длинных путей. Слишком длинные пути удаляем вышеописанным методом. Задержка путей одновременно учитывает и число линий, и задержку очередей.

Оставшиеся пути копируем в таблицу маршрутизации. Пропорции распределения определяем, исходя из равенства скоростей потери пакетов, предложенного в работе [81]:

$$p_i r_i R = p_{i+1} r_{i+1} R = \dots = p_k r_k R.$$

p_i – вероятность ошибки маршрута, R – интенсивность потока данных, r_i – доля интенсивности потока данных, которая приходится на маршрут i .

Рассылкой служебных пакетов мы определили наборы маршрутов для тех получателей, которым в последнее время передавались пакеты данных. Для остальных получателей рассчитываем кратчайшие пути по задержке распространения межспутниковых линий.

В течение следующего периода балансировки нагрузки используются маршруты, рассчитанные в предыдущем периоде. Когда межспутниковые линии отключаются, маршруты, проходящие через них, удаляются из предварительной и обычной таблицы маршрутизации, а пропорции пересчитываются заново. Если к какому-либо получателю удаляются все маршруты, то рассчитывается кратчайший маршрут по задержке распространения линий до этого получателя.

4.2 Обоснование предложенного метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС

В этом разделе путём имитационного моделирования обосновано сочетание методов, которое используется в предложенном методе, и предложен метод поиска параметров метода распределённой маршрутизации с балансировкой нагрузки.

В начале разработки метода было несколько вариантов оценки текущей задержки очереди, определения множества линий-кандидатов и пр. Путём имитационного моделирования выбрано то сочетание методов, которое обеспечивает наименьшую вероятность потери пакетов в спутниковой системе.

Метод выбора параметров также основан на имитационном моделировании. Использована такая же модель спутниковой системы и потоков данных, как и в 3 разделе при моделировании метода централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки.

4.2.1 Выбор сочетания методов

Сначала отметим, что для оценки значения каждой точки следующих графиков проводится только одно испытание (один прогон имитационной модели), при этом для каждого из методов используются одинаковые задающие числа для генераторов случайных чисел.

Это связано с тем, что при проведении множества испытаний дисперсия получаемых данных была не велика, и для оценки того, какой метод обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов достаточно и одного испытания.

Рассмотрим выбор метода оценки текущей задержки очереди. Задержку очереди можно оценить тремя основными способами:

1. По задержке последнего, отправленного из очереди пакета.
2. По средней задержке пакетов, отправленных за последний отрезок времени. Для сравнения выбраны последние 0,5 с.
3. По числу пакетов в очереди.

Разъясним третий способ. Задержка очереди зависит от числа пакетов в очереди и скорости выхода пакетов из очереди. Тогда задержку можно оценить по следующей формуле $d = nv/R$, где d – оценка текущей задержки очереди, n – число пакетов в очереди, v – средний размер пакета, R – скорость передачи линии.

На рисунке 48 представлены результаты моделирования с тремя способами оценки текущей задержки очереди. Как видно из рисунка, наименьшую вероятность ошибки обеспечивает способ оценки текущей задержки очереди по числу пакетов в очереди, значит, его и выбираем.

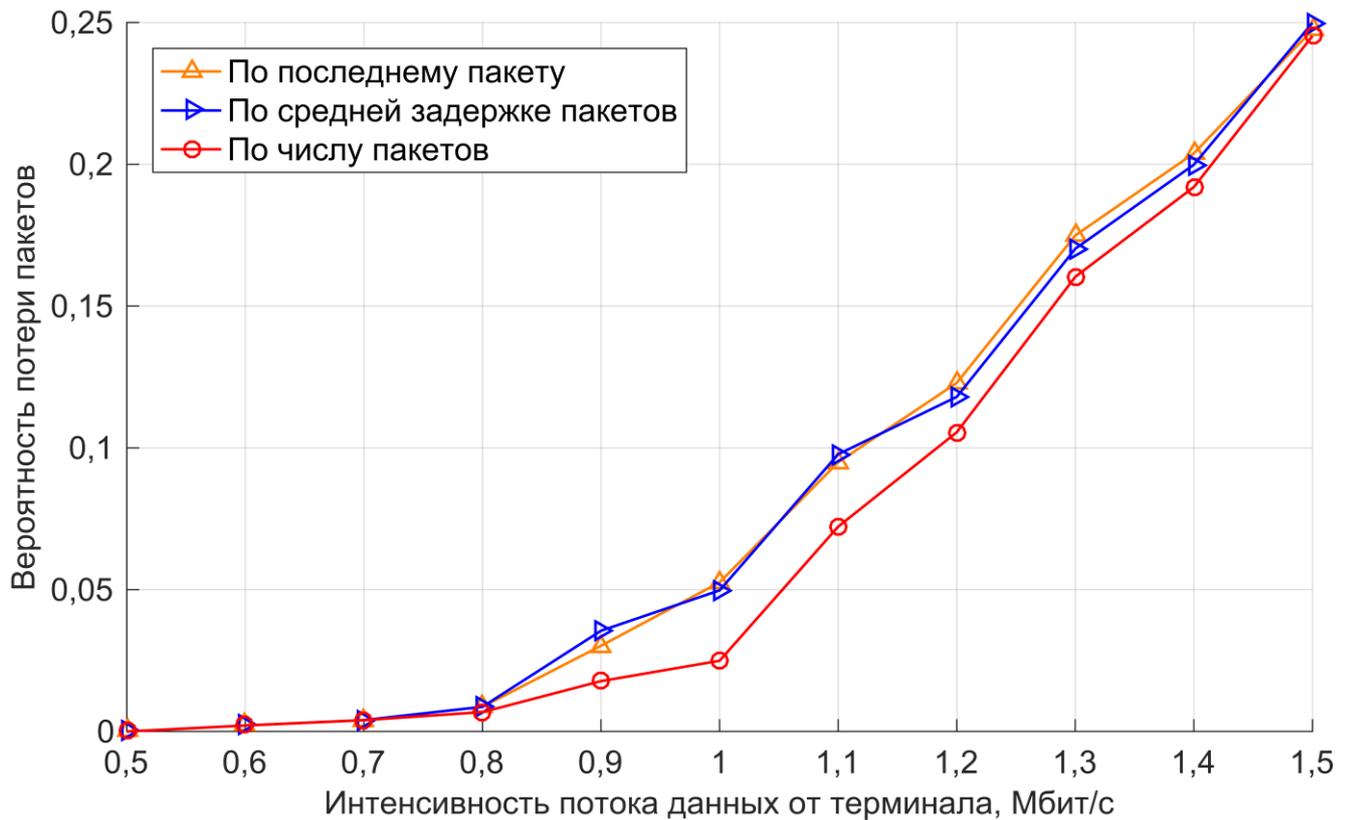


Рисунок 48 – Выбор метода оценки текущей задержки очереди

Рассмотрим метод выбора множества линий-кандидатов для метода случайного выбора следующей линии (рисунок 49). Выбираем среди двух методов:

1. Выбор всех линий спутника.
2. Выбор линий, как в алгоритме MASMR [81].

В алгоритме MASMR множество линий-кандидатов состоит только из тех линий, которые не ведут к спутникам, через которые пакет уже прошёл. Если нельзя выбрать ни одну линию, то множество состоит из всех линий, кроме той, что ведёт к предыдущему спутнику. Это делается для того, чтобы служебный пакет меньше пересылался до прихода к получателю и возникало меньше петель маршрута.

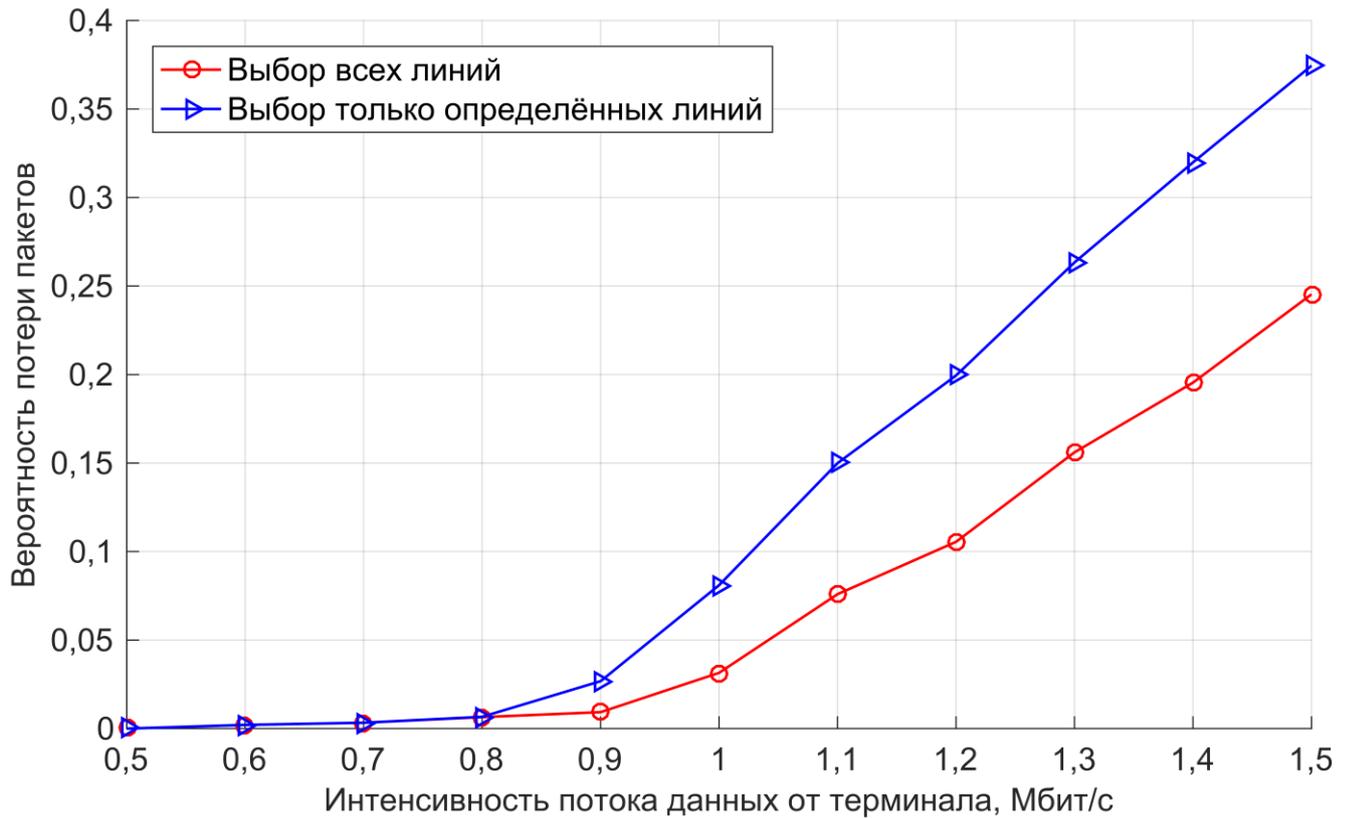


Рисунок 49 – Метод выбора множества линий-кандидатов

Как видно из рисунка 49, выбор всех линий обеспечивает меньшую вероятность ошибки.

Рассмотрим выбор метода случайного выбора следующей линии (рисунок 50). Для каждой линии собирается статистика по свойствам маршрутов, которые идут через линию.

Есть два основных свойства маршрутов: задержка и вероятность потери пакета. Вероятность выбора следующей линии определяем либо пропорционально средней вероятности потери пакета в маршрутах, либо пропорционально средней задержке маршрутов.

Как видно из рисунка 50, выбор по вероятности потери обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов в спутниковой системе.

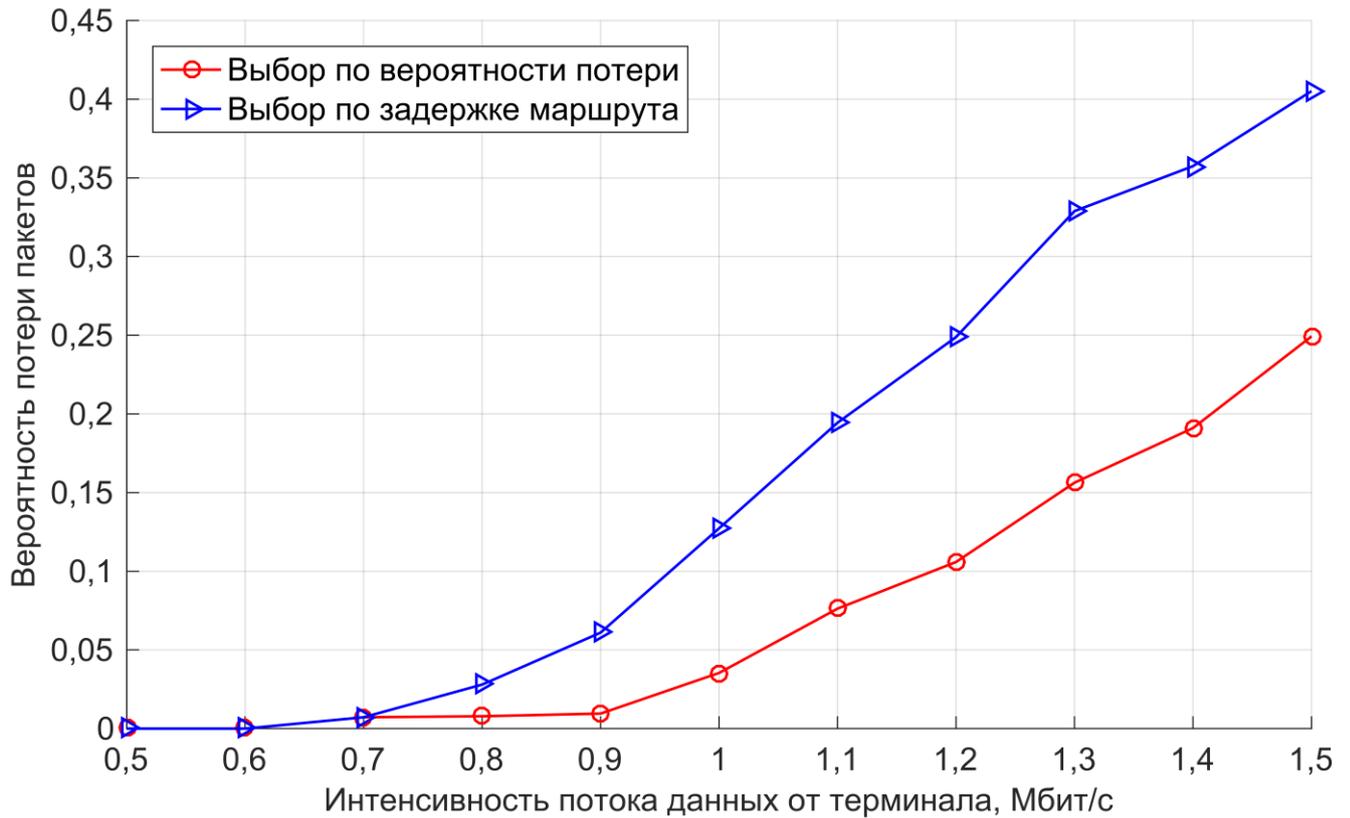


Рисунок 50 – Метод выбора следующей линии

Рассмотрим выбор метода определения пропорций. Сначала был создан следующий метод. Его предварительная таблица маршрутизации показана в таблице 24. Эта таблица такая же, как и та, что описана в разделе 4.1, только вместо вероятности ошибки мы записываем число служебных пакетов, которые прошли по определённым путям. Доля потоков на один путь определяется отношением числа служебных пакетов, прошедших по этому пути, к суммарному числу служебных пакетов, прошедших по всем путям, отобранным в таблицу маршрутизации:

$$r_i = \frac{N_i}{\sum_{k \in R} N_k},$$

где N_i – число служебных пакетов, прошедших по маршруту i , R – множество отобранных путей.

В следующем периоде балансировки нагрузки счётчик числа пакетов обнуляется и подсчёт ведётся заново.

Сравним этот метод с методом определения пропорций на основе вероятности потери пакетов маршрутов, который описан в разделе 4.1.

Таблица 24 – Предварительная таблица маршрутизации

Номер спутника-получателя	Идентификатор маршрута	Последовательность спутников в маршруте	Число служебных пакетов	Задержка маршрута, с
23	1bc29b36f623ba82aa f6724fd3b16718	1 2 5 10 16 23	12	0,148
*	*	*	*	*
38	d41d8cd98f00b204e9 800998ecf8427e	1 2 4 15 26 27 38	23	0,132

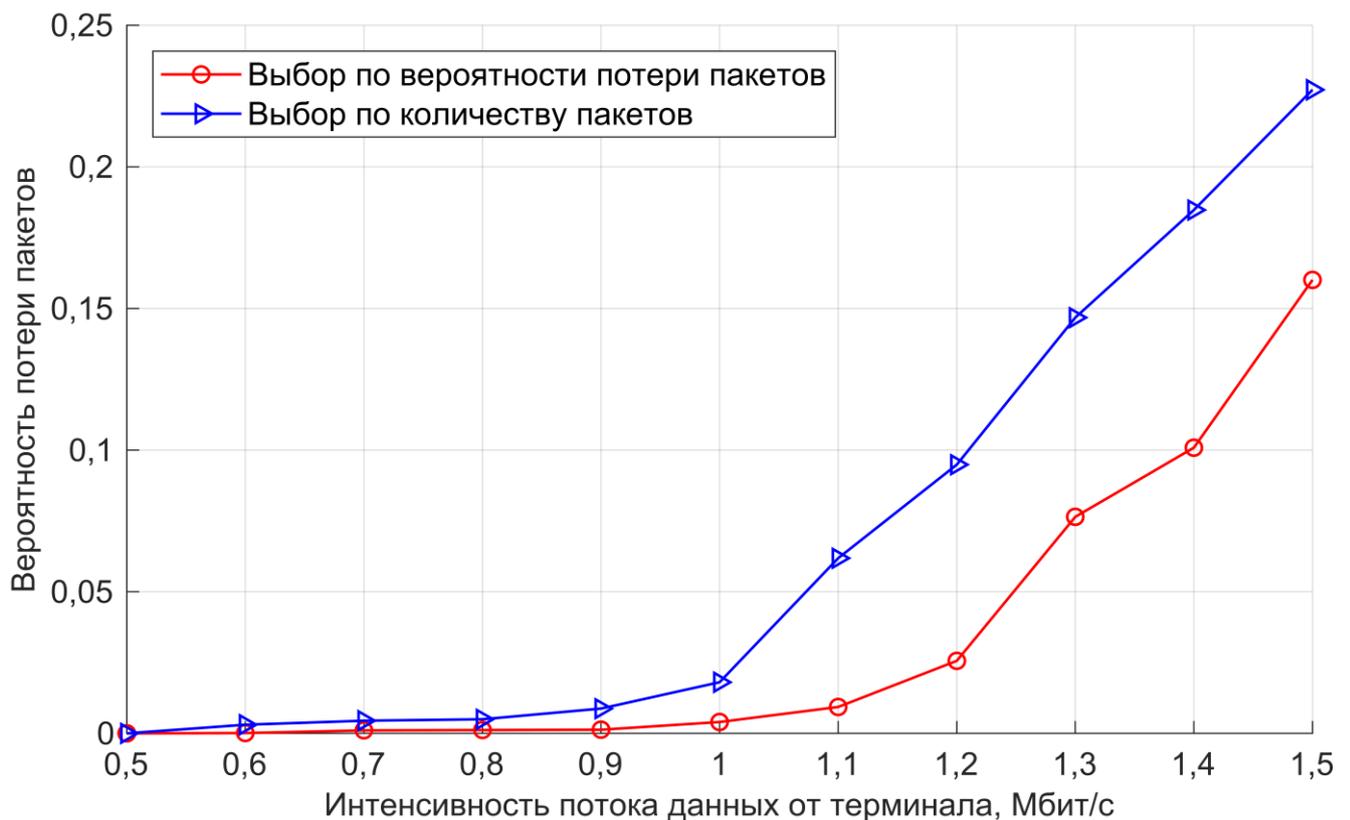


Рисунок 51 – Метод определения пропорций распределения потоков данных по маршрутам

Как видно из рисунка 51, метод определения пропорций по вероятности потери пакетов обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов в спутниковой системе, чем метод определения пропорций по количеству служебных пакетов.

4.2.2 Метод поиска оптимальных параметров предложенного метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС

У предложенного метода следующий список параметров:

1. Максимальное число скачков служебного пакета N .
2. Период рассылки служебных пакетов γ .
3. Параметр a .
4. Период балансировки нагрузки или период обновления таблицы маршрутизации T .
5. Период определения вероятности потери пакетов в линиях ε .
6. Период определения средней вероятности потери маршрутов ω .

Можно полагать, что поиск оптимальных параметров для предложенного метода, при которых минимизируется вероятность потери пакетов, является NP сложной задачей многопараметрической оптимизации. Поэтому в общем случае параметры необходимо искать с помощью эвристических методов многопараметрической оптимизации. Оценка решения будет проводится с помощью имитационного моделирования.

Поиск решения в 6-мерном пространстве (шесть параметров метода) может быть очень долгим. Поэтому, как будет показано ниже по тексту, можно выбрать параметры и на основе сечений; т.е. сначала выбрать некое приблизительное решение (чем решение ближе к оптимальному, тем лучше) зафиксировать пять остальных параметров и выбрать то значение шестого параметра, которое обеспечивает минимум вероятности потери пакетов, и так повторить для остальных параметров.

На примере НССС с параметрами из таблицы 7 подберём значение для каждого из параметров. Для этого берём фиксированную скорость передачи данных от терминалов, меняем значение параметра в определённом диапазоне, и получаем график зависимости вероятности потери пакетов от значения параметра. Моделирование проводим для трёх скоростей: 1 Мбит/с, 1,2 Мбит/с, 1,5 Мбит/с. Оценка значения каждой точки проводится только по одному испытанию, для всех точек используются одинаковые задающие числа для генераторов случайных чисел.

На рисунке 52 показан подбор значения максимального числа скачков N . Если $N = 0$, то алгоритм работает, как алгоритм кратчайших путей, так как служебные пакеты не рассылаются. Вероятность потери пакетов в этом случае наибольшая.

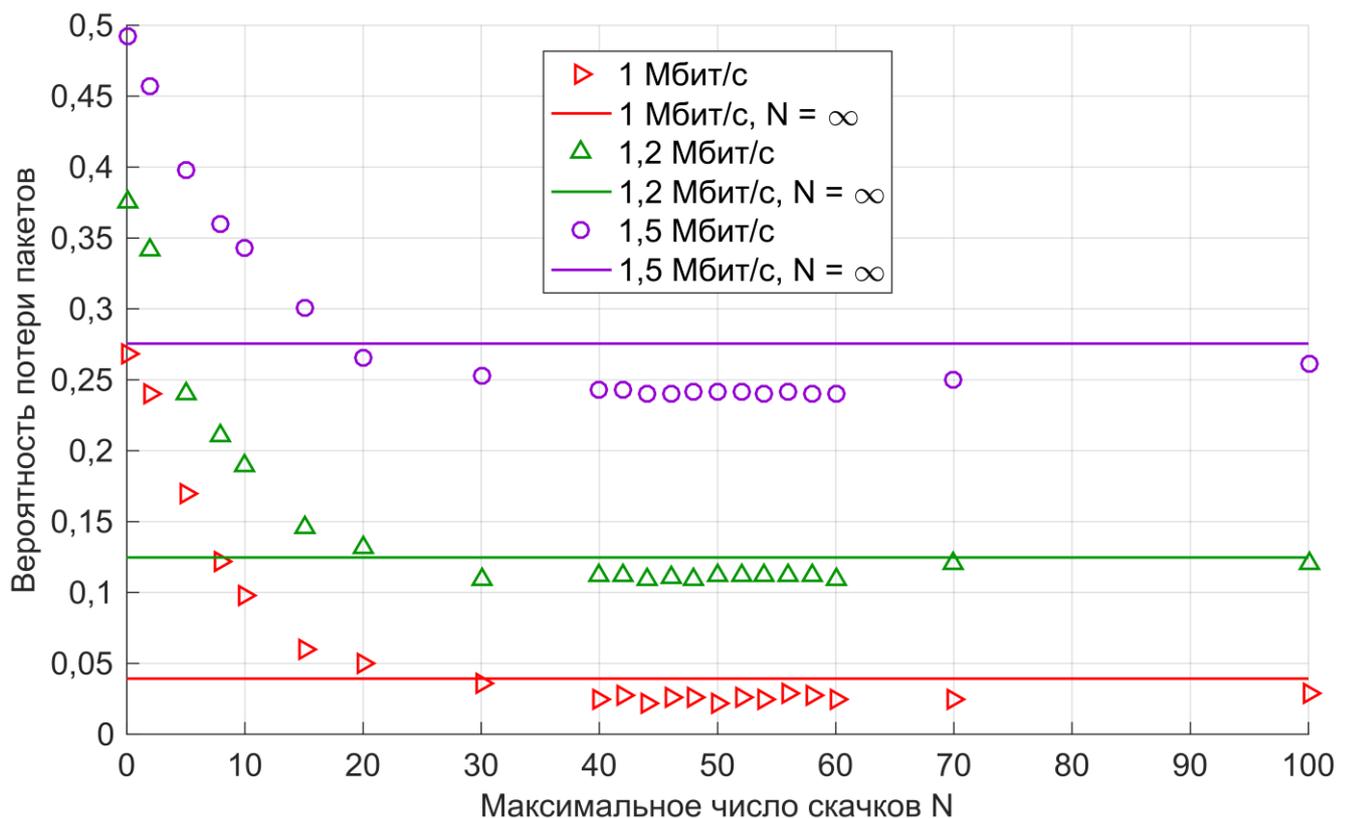


Рисунок 52 – Подбор значения максимального числа скачков служебного пакета

С увеличением N пакеты рассылаются дальше по системе, в результате лучше определяются маршруты, и вероятность потери пакетов снижается вплоть

до $N = 50$. После $N = 50$ вероятность ошибки возрастает вплоть до значения, которое показано прямой линией на графике. Это значение соответствует $N = \infty$. Вероятность ошибки увеличивается из-за того, что при большом N пакеты могут очень долго пересылаться, тогда информация о задержках и вероятностях ошибок линий, собранная в пакетах, устаревает. Согласно графику выбираем $N = 50$.

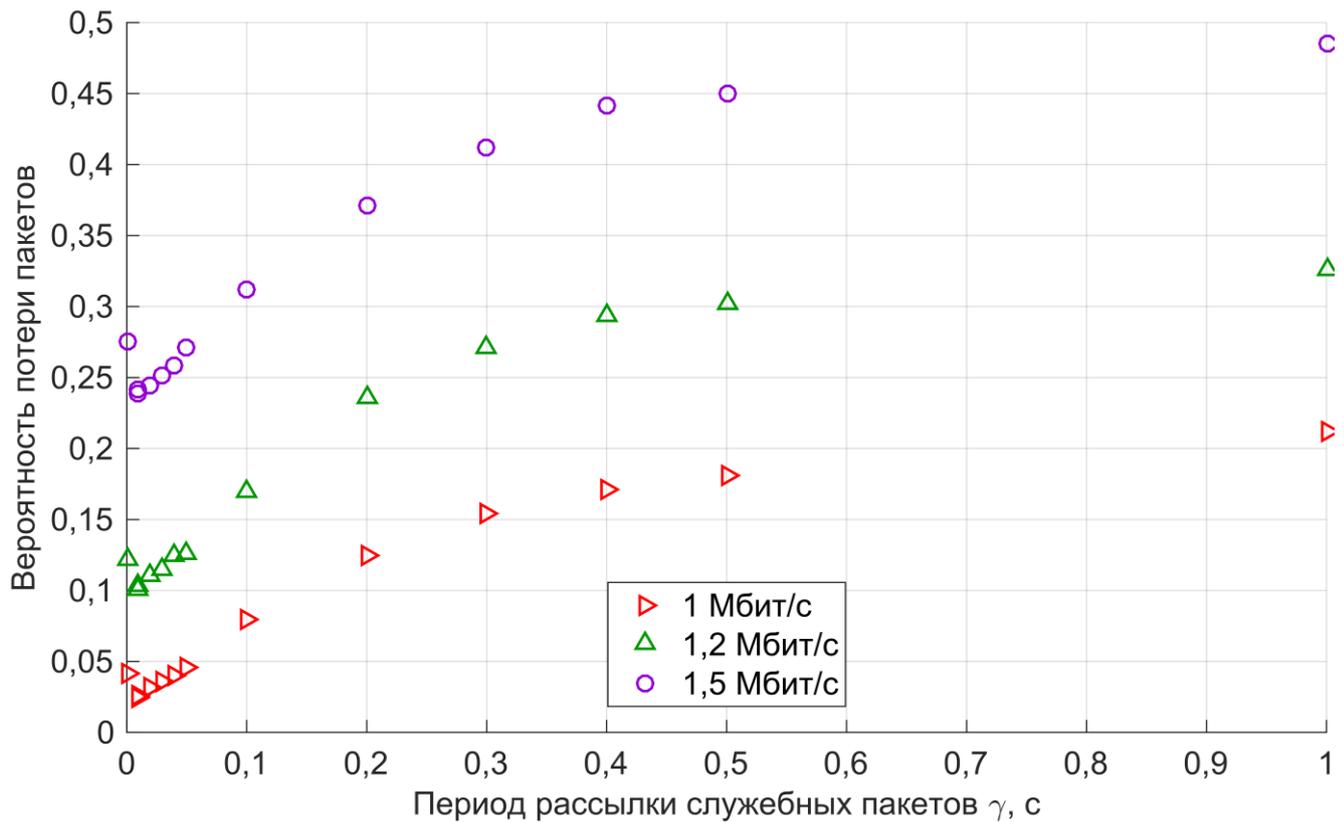
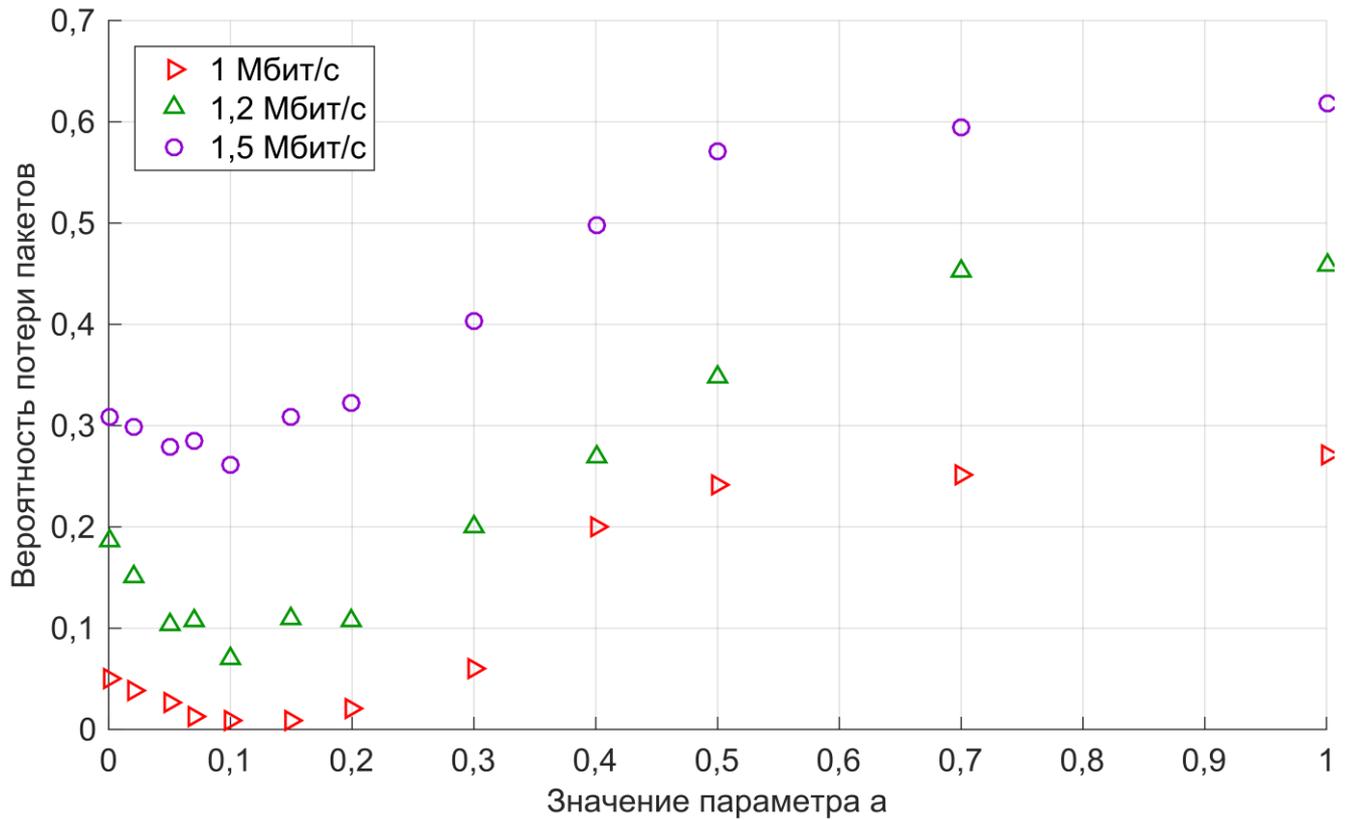
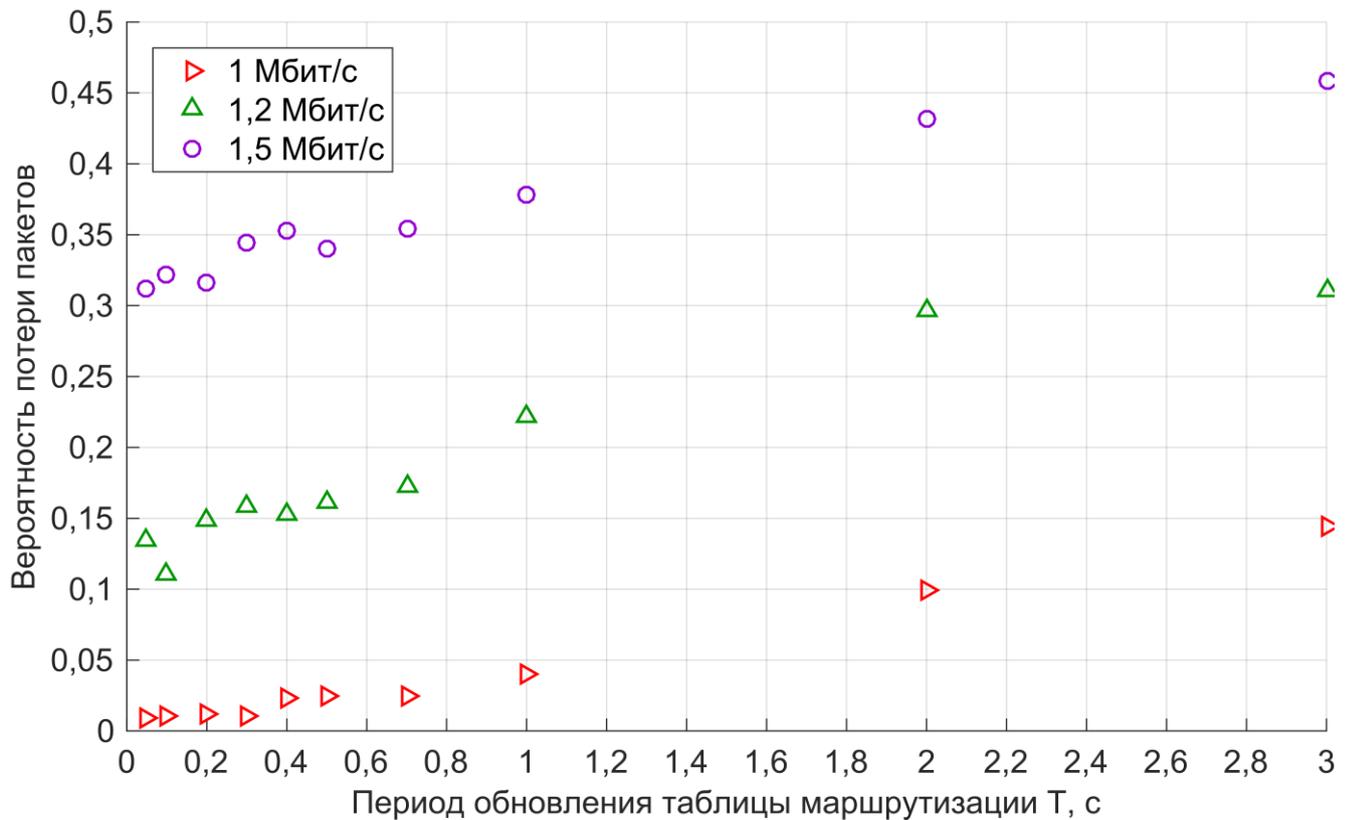


Рисунок 53 – Подбор периода рассылки служебных пакетов γ

Определим период рассылки служебных пакетов γ (рисунок 53). Чем больше значение γ , тем больше вероятность ошибки, так как реже происходит поиск маршрутов. При этом у графиков есть минимум вблизи $\gamma = 0,009$ с. Меньше этого значения вероятность ошибки также увеличивается. Выбираем значение $\gamma = 0,009$ с.

Подберём значение параметра a (рисунок 54). При $a = 0$ выбираются только маршруты с наименьшей задержкой. При $a = 1$ выбираются все найденные маршруты.

Рисунок 54 – Подбор значения параметра a Рисунок 55 – Подбор значения периода обновления таблицы маршрутизации T

Как видно из графиков, при использовании путей с наименьшей задержкой минимум вероятности ошибки не достигается. Минимум достигается при a вблизи 0,1. Поэтому выберем $a = 0,1$.

Определим период обновления таблицы маршрутизации T (рисунок 55). Как видно из графиков, чем меньше период, тем меньше вероятность потери пакетов. При этом после $T = 0,1$ с скорость уменьшения близка к 0. Поэтому выберем $T = 0,1$ с.

Вероятность потери пакетов в линии определяется подсчётом числа отправленных и числа потерянных пакетов за определённый период времени ε . Определим этот период. Как видно на графиках из рисунка 56, при значениях близких к 0 самая большая вероятность потери пакетов, с увеличением ε вероятность падает. При достижении $\varepsilon = 0,2$ с вероятность потери практически не изменяется. Поэтому выберем $\varepsilon = 0,2$ с.

Средняя вероятность потери пакетов маршрутов для случайного выбора следующей линии определяется по вероятностям потери пакетов, собранным за последнее время. Это последнее время названо периодом ω . Определим ω .

Как видно из графиков на рисунке 57, вероятность потери пакетов практически не меняется в зависимости от значения периода ω . Это связано с тем, что соотношение средних вероятностей потерь пакетов для линий одного спутника не изменяется сильно в зависимости от ω , несмотря на то, что отдельные значения средних вероятностей изменяются. На графике для 1,5 Мбит/с можно заметить небольшое падение при значении $\omega = 1$ с. Поэтому выберем $\omega = 1$ с. Сведём значения параметров в одну таблицу (таблица 25).

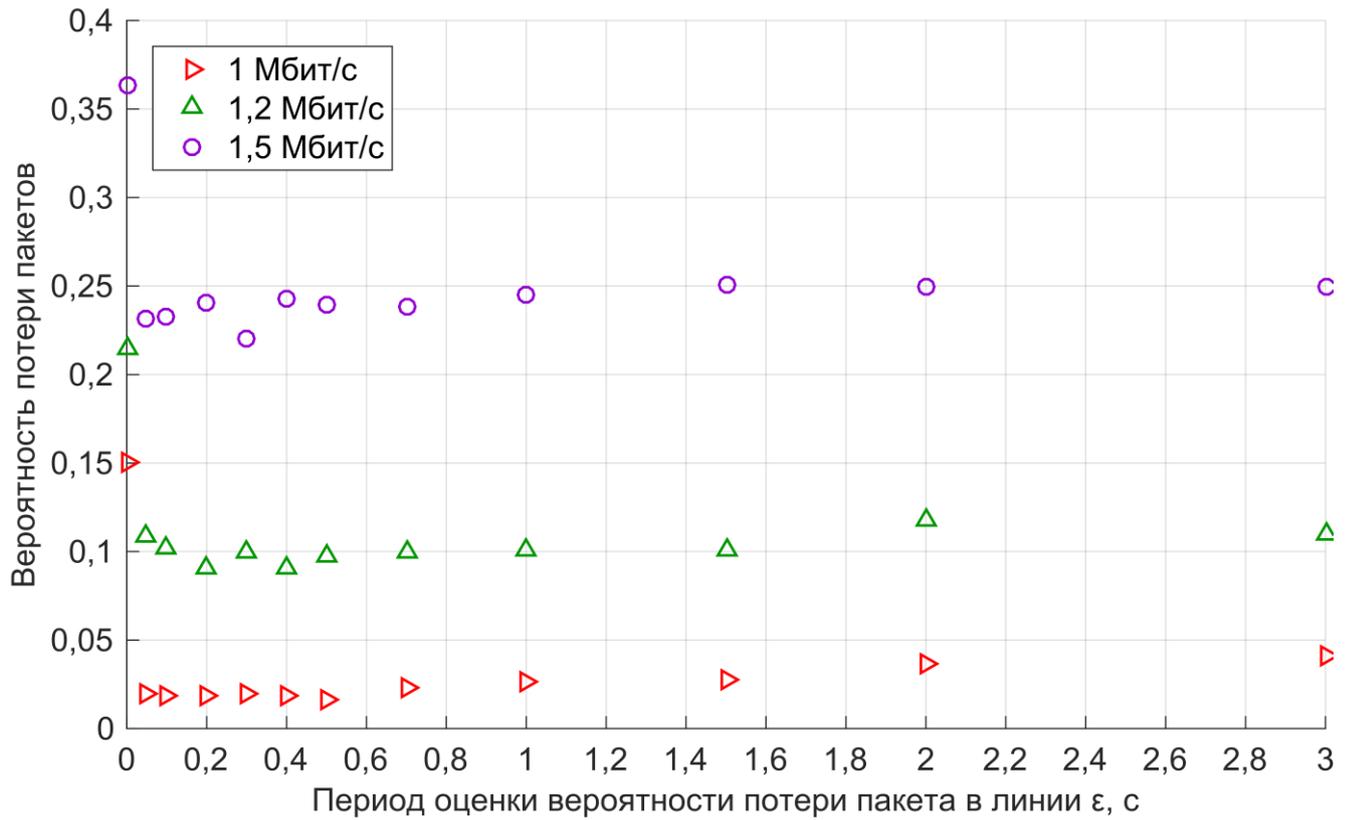


Рисунок 56 – Подбор периода определения вероятности потери пакетов в линиях ε

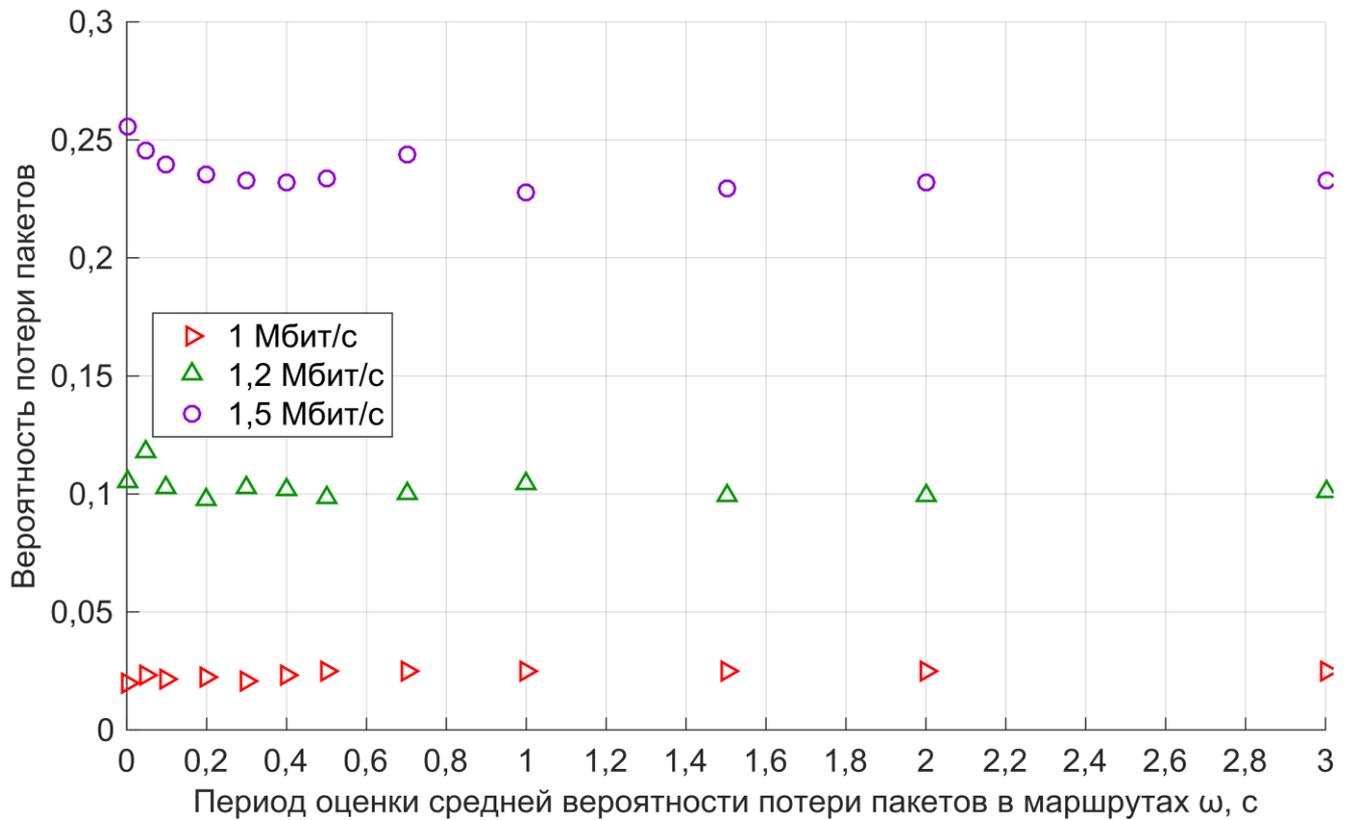


Рисунок 57 – Подбор периода для расчёта средней вероятности потери пакетов в маршрутах ω

Таблица 25 – Значения параметров метода

Название параметра	Значение
Максимальное число скачков служебного пакета N	50
Период рассылки служебных пакетов γ	0,009 с
Параметр a	0,1
Период балансировки нагрузки или период обновления таблицы маршрутизации T	0,1 с
Период определения вероятности потери пакетов в линиях ε	0,2 с
Период определения средней вероятности потери пакетов в маршрутах ω	1 с

4.3 Сравнение предложенного метода распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС с другими методами

В этом разделе проведено сравнение предложенного метода с методом ELB [74] и алгоритмом кратчайших путей. Для сравнения используем моделирование на основе модели, описанной в разделе 2, параметры которой представлены в таблице 7. Параметры предложенного метода приведены в таблице 25, параметры метода ELB взяты из публикации [74]. Для расчёта кратчайших путей используется алгоритм Дейкстры. Расчёт кратчайших путей проводится по задержкам распространения линий. Модель спутниковой системы такая же, как и в 3 разделе при моделировании централизованного алгоритма за исключением того, что в системе используется входной буфер на спутнике вместо выходного. Ёмкость входного буфера 200 пакетов. Алгоритм ELB разработан для входного буфера, поэтому в модели используется входной буфер. Длительность моделирования 20 с.

Для оценки значения каждой точки графиков, представленных ниже, проведено 20 испытаний, доверительные интервалы рассчитаны для доверительной вероятности 0,99.

На рисунке 58 построены графики зависимости вероятности потери пакетов в спутниковой системе от интенсивности потоков данных от терминалов для трёх методов, доверительные интервалы представлены в таблице 26. Предложенный метод обеспечивает наименьшую вероятность потери пакетов.

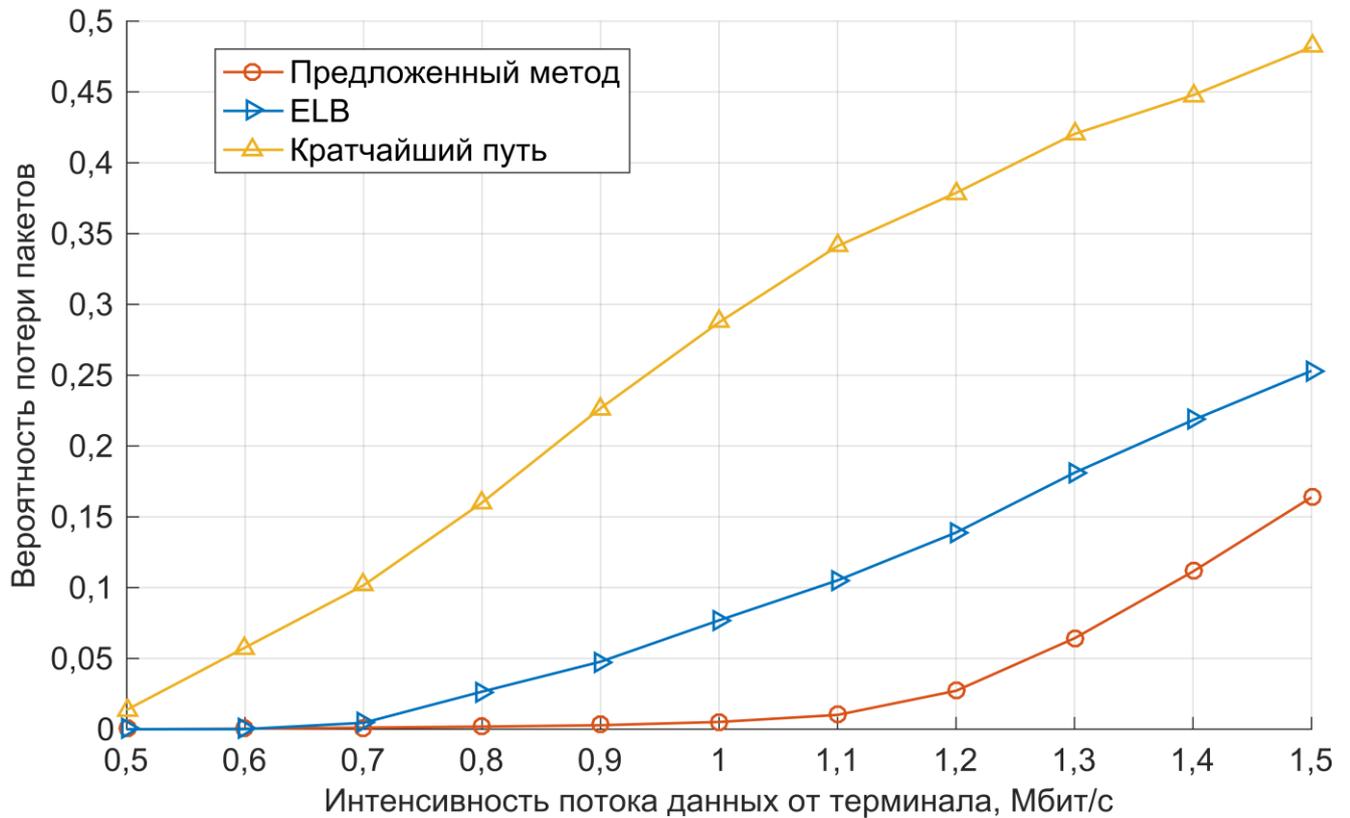


Рисунок 58 – Вероятность потери пакетов

Таблица 26 – Значения ширин доверительных интервалов оценки вероятности потери пакетов при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод	ELB	Кратчайший путь
0,5	0	0	0,006177
0,6	0,000273	0,000109	0,007437
0,7	0,000381	0,002093	0,010758

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод	ELB	Кратчайший путь
0,8	0,000699	0,004525	0,020171
0,9	0,000746	0,006969	0,022429
1,0	0,001196	0,011695	0,023816
1,1	0,002460	0,009448	0,024425
1,2	0,007046	0,010768	0,016634
1,3	0,009401	0,011757	0,015453
1,4	0,015768	0,010479	0,020108
1,5	0,019948	0,009145	0,015980

На рисунке 59 изображены графики пропускной способности спутниковой системы, значения доверительных интервалов представлены в таблице 27. Предложенный метод обеспечивает наибольшую пропускную способность.

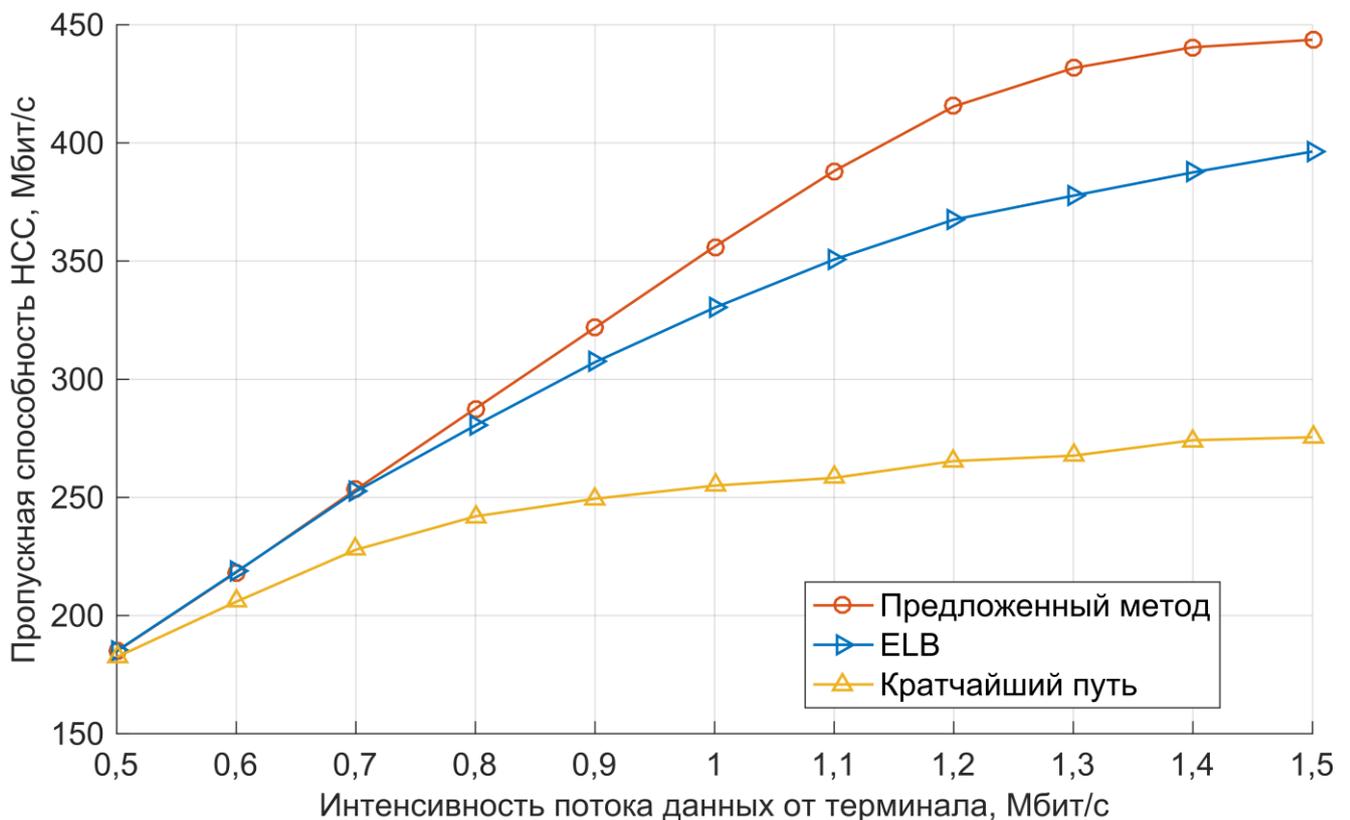


Рисунок 59 – Пропускная способность

Таблица 27 – Значения ширин доверительных интервалов оценки пропускной способности при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод, Мбит/с	ELB, Мбит/с	Кратчайший путь, Мбит/с
0,5	2,121	2,115	2,183
0,6	2,575	2,535	2,109
0,7	2,955	2,557	2,086
0,8	3,285	2,917	5,251
0,9	3,86	3,582	6,719
1,0	4,077	5,531	7,803
1,1	4,079	3,610	8,787
1,2	4,477	3,119	6,220
1,3	4,553	4,104	6,524
1,4	7,106	4,775	9,861
1,5	9,215	3,405	8,461

На рисунке 60 изображены графики средней задержки пакетов, доверительные интервалы представлены в таблице 28. При низкой интенсивности потоков, от 0,5 до 0,7 Мбит/с, у предложенного метода наибольшая задержка. Это связано с тем, что предложенный метод ищет пути случайно. Метод находит несколько путей. Самые длинные из них отсекаются. Среди оставшихся путей не все пути кратчайшие. При низкой интенсивности потоков потери пакетов практически отсутствует, значит, вероятности ошибок найденных маршрутов приблизительно одинаковы и близки к 0. В этом случае предложенный метод распределяет потоки по найденным путям почти равномерно вместо того, чтобы отправить почти все потоки по кратчайшему найденному пути.

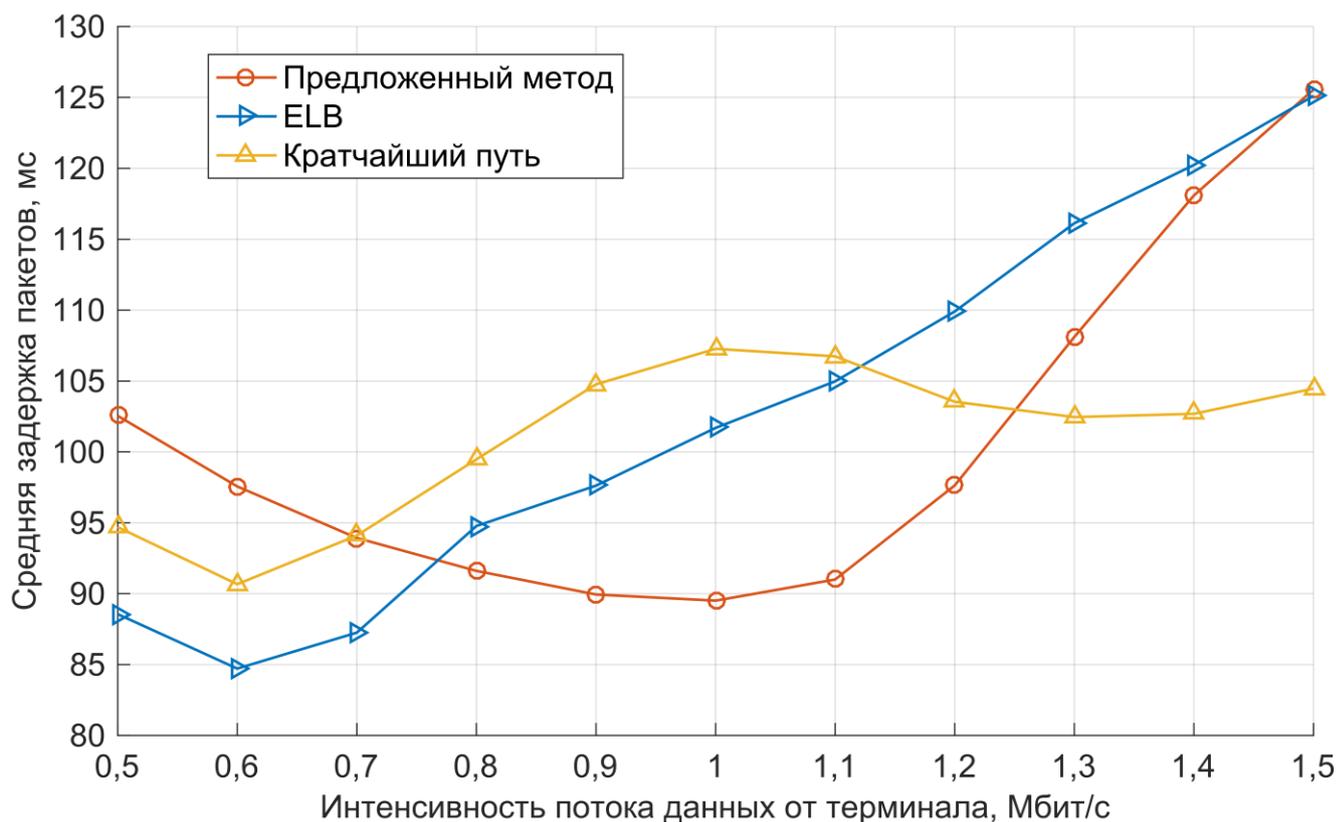


Рисунок 60 – Средняя задержка доставки пакетов

Таблица 28 – Значения ширин доверительных интервалов оценки средней задержки доставки пакетов при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод, мс	ELB, мс	Кратчайший путь, мс
0,5	0,604	0,334	1,323
0,6	0,688	0,476	0,860
0,7	0,798	1,887	1,917
0,8	0,764	1,747	2,519
0,9	0,742	1,608	2,673
1,0	1,248	1,931	1,956
1,1	2,036	1,672	2,319
1,2	3,755	2,025	1,944
1,3	3,747	1,685	1,711
1,4	5,384	1,544	2,192
1,5	4,051	1,352	2,507

Метод ELB передаёт данные по кратчайшим путям. Кратчайший путь определяется по задержке, состоящей из задержки распространения и задержки очереди. Если есть перегруженные спутники, то метод передаёт данные в обход этих спутников. При низкой интенсивности спутники не перегружаются, поэтому пакеты пересылаются по кратчайшим путям. Метод ELB в отличие алгоритма кратчайших путей учитывает ещё и задержку очереди, поэтому средняя задержка у метода ELB меньше, чем у алгоритма кратчайших путей.

В алгоритме кратчайших путей данные всегда передаются кратчайшими путями. Основную роль в задержке играет задержка распространения, т.к. задержка очереди при низкой интенсивности потоков незначительна. Поэтому у алгоритма кратчайших путей тоже очень низкая задержка.

В диапазоне от 0,8 Мбит/с до 1,1 Мбит/с самая низкая задержка у предложенного метода, на втором месте метод ELB, и самая большая задержка у алгоритма кратчайших путей. Из-за роста интенсивности увеличивается задержка очереди. Алгоритм кратчайших путей её не учитывает. Метод ELB учитывает, поэтому его задержка меньше.

Из-за роста интенсивности увеличиваются потери пакетов, поэтому предложенный метод не только находит пути и отбирает среди них более короткие по сравнению с остальными, но и, основываясь на вероятности потери пакетов в маршрутах, лучше распределяет потоки по этим маршрутам.

После 1,1 Мбит/с рост задержки алгоритма кратчайших путей практически останавливается, а у двух других алгоритмов задержка продолжает расти. Это связано с тем, что алгоритм кратчайших путей все также передаёт данные по кратчайшим путям. В этом случае задержка тех пакетов, которые все-таки не были потеряны, определяется задержкой распространения и максимальной задержкой очереди.

Два других алгоритма пытаются находить пути в обход слишком загруженных линий и спутников. Чем выше интенсивность, тем больше окольных

путей нужно находить. Задержка у этих путей больше, чем задержка кратчайшего пути, буферы линий которого полностью загружены.

Рассмотрим теперь поведение графиков для двух других методов после 1,1 Мбит/с. Рост задержки у метода ELB продолжает расти почти линейно. Задержка предложенного метода начинает расти более резко, чем у метода ELB. При этом при 1,5 Мбит/с задержка у предложенного метода немного больше.

На рисунке 61 изображены графики изменения задержки пакетов в очереди, значения доверительных интервалов представлены в таблице 29. Во всём диапазоне интенсивностей у предложенного метода наименьшая средняя задержка пакетов в очереди. Чем меньше средняя задержка очереди, тем меньше загрузка буферов линий и меньше вероятность потери пакетов.

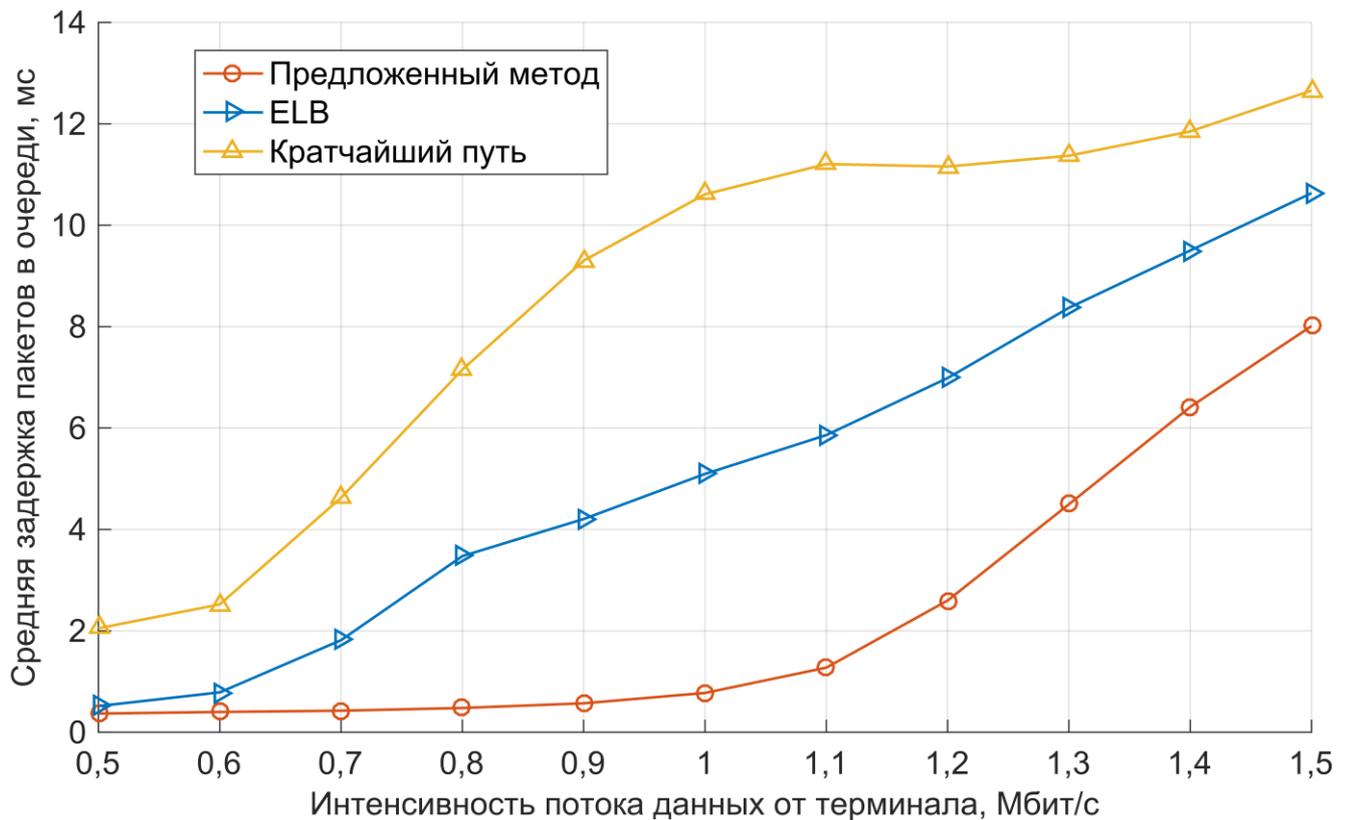


Рисунок 61 – Средняя задержка пакетов в очереди

Таблица 29 – Значения ширин доверительных интервалов оценки средней задержки пакетов в очереди при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный метод, мс	ELB, мс	Кратчайший путь, мс
0,5	0,005	0,018	0,281
0,6	0,004	0,054	0,196
0,7	0,009	0,297	0,546
0,8	0,02	0,222	0,547
0,9	0,038	0,243	0,613
1,0	0,098	0,276	0,493
1,1	0,162	0,226	0,372
1,2	0,484	0,334	0,245
1,3	0,459	0,292	0,284
1,4	0,8	0,298	0,352
1,5	0,59	0,268	0,376

На рисунке 62 изображено распределение задержек доставки пакетов для интенсивности потоков 1,5 Мбит/с. У алгоритма кратчайшего пути график идёт выше остальных, что показывает, что с этим методы пакеты доставляются раньше, чем при использовании двух других методов. У предложенного метода и у ELB графики почти совпадают.

В таблице 30 представлено восприятие человеком задержки звука согласно стандарту G.114 [47]. Для приложений реального времени требуется задержка меньше 100 мс [47].

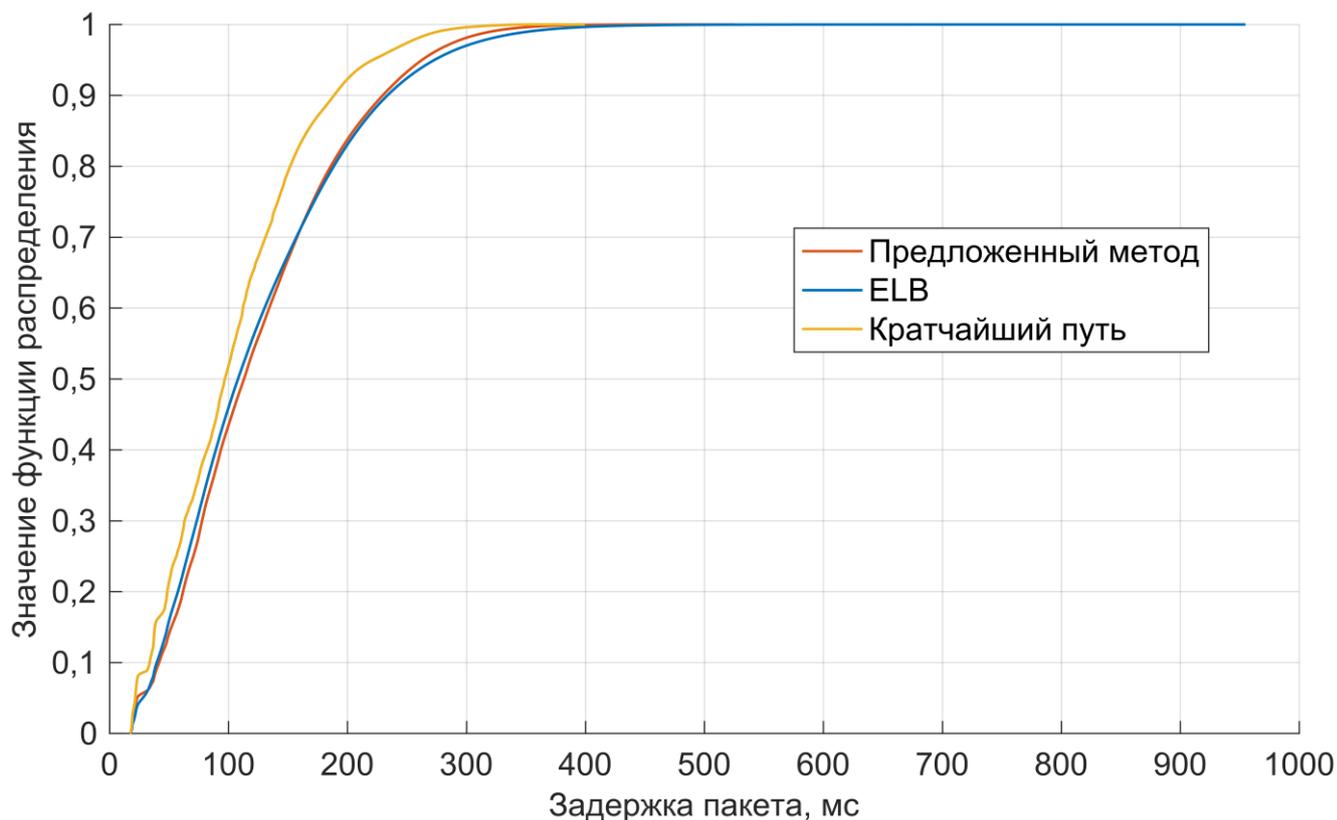


Рисунок 62 – Распределение задержки доставки пакетов для интенсивности 1,5 Мбит/с

Таблица 30 – Восприятие задержки звука

Задержка в одну сторону, мс	Восприятие человеком
0 – 150	Приемлемо для большинства пользователей
150 – 400	Приемлемо, но ощущается ухудшение
400 и выше	Неприемлемо

В таблице 31 приведены значения функции распределения предложенного метода для 100, 150 и 400 мс.

Таблица 31 – Значения функции распределения вероятности (ФРВ) у предложенного метода для 100, 150 и 400 мс

Задержка, мс	100	150	400
Значение ФРВ	0,43	0,7	0,998

Как видно из таблицы 31, с помощью предложенного метода при интенсивности потоков в 1,5 Мбит/с можно передать 43% пакетов с задержкой меньше 100 мс, 70% пакетов – с задержкой меньше 150 мс и 99,89% пакетов можно передать с задержкой меньше 400 мс.

Таким образом, несмотря на то, что у предложенного метода в некоторых случаях больше задержка пакетов, чем у остальных методов, предложенный метод всё равно позволяет передавать потоки данных приложений реального времени.

На рисунке 63 изображены графики распределения задержки пакетов в очереди для скорости 1,5 Мбит/с. Почти на всем диапазоне задержек значение функции распределения у предложенного метода больше, чем у остальных, что подтверждает выводы по средней задержке очереди, приведённые к рисунку 60.

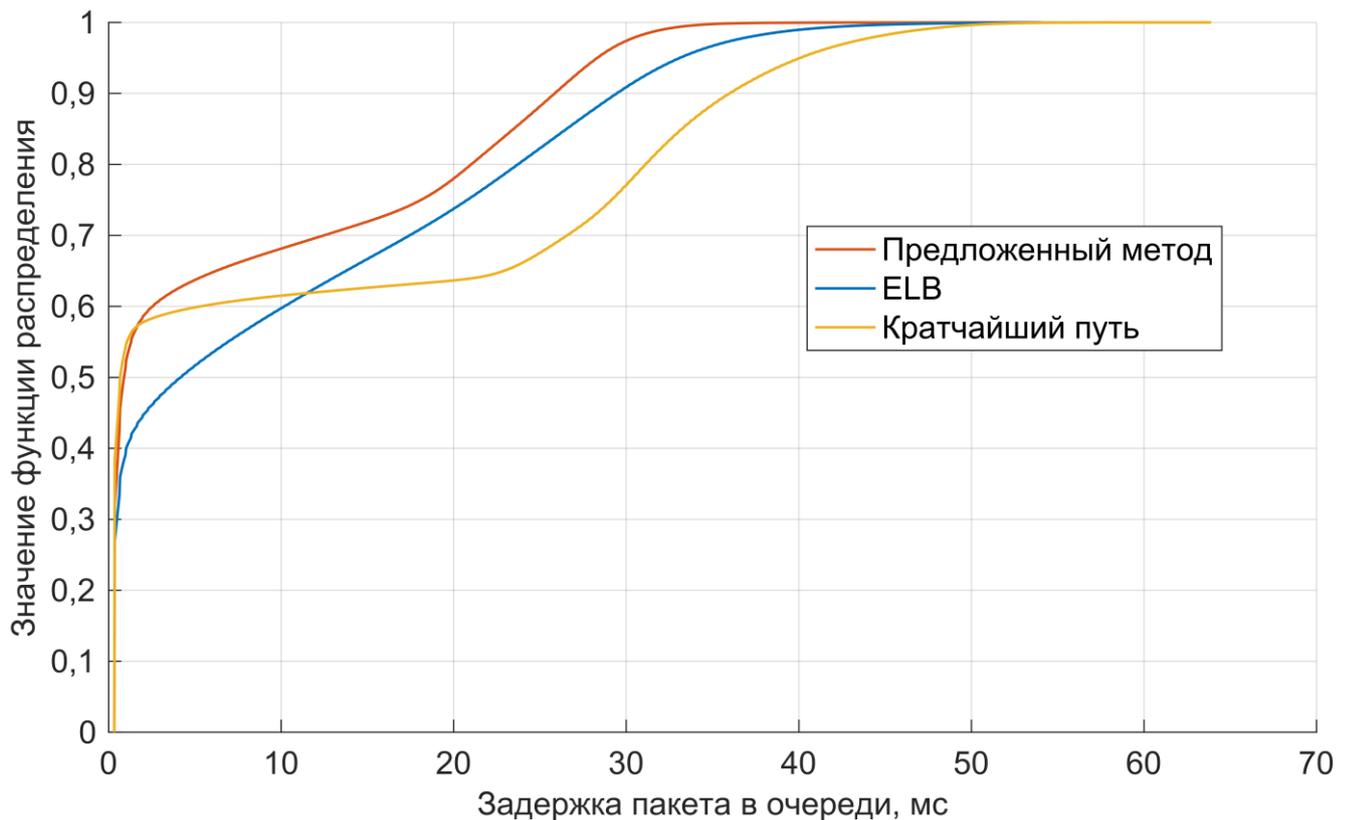


Рисунок 63 – Распределение задержки пакетов в очереди для интенсивности 1,5 Мбит/с

4.4 Выводы по разделу 4

В этом разделе предложен метод распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузкой в низкоорбитальных спутниковых системах связи (НССС). Приведено описание метода и предложен метод выбора его параметров. Проведено имитационное моделирование метода и сравнение предложенного метода с другими методами.

Согласно результатам имитационного моделирования, предложенный метод распределённого управления балансировкой нагрузки в НССС обеспечивает допустимую для приложений реального времени задержку пакетов. По сравнению с другими рассмотренными при имитационном моделировании методами предложенный метод обеспечивает:

1. Низкую вероятность потери пакетов в НССС. При 1,1 Мбит/с – 0,01, 0,075, 0,29, при 1,5 Мбит/с – 0,16, 0,25, 0,48 для предложенного метода, метода ELB и метода кратчайших путей соответственно.
2. Низкую задержку пакетов в очереди буферов линий в НССС. При 1,5 Мбит/с – 8 мс, 10,48 мс, 12,36 мс для предложенного метода, метода ELB и метода кратчайших путей соответственно.
3. Высокую пропускную способность НССС. При 1,5 Мбит/с – 449 Мбит/с, 398 Мбит/с, 275 Мбит/с для предложенного метода, метода ELB и метода кратчайших путей соответственно.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Основные результаты диссертационной работы сведены к следующему.

1. Разработан метод распределённой обработки информации о местоположении абонентов в низкоорбитальных спутниковых системах связи (НССС). В этом методе, в отличие от других существующих, база данных местоположений абонентов хранится распределённо на спутниках. Для получения неизвестной информации о местоположении спутник отправляет запрос местоположения другим спутникам. Проведено имитационное моделирование предложенного метода и сравнение с другими существующими методами. Результаты имитационного моделирования показали, что предложенный метод обеспечивает меньшую задержку ответа на запрос местоположения абонентского терминала по сравнению с другими рассмотренными методами.

2. Разработан новый метод централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС. Задача централизованной балансировки нагрузки сводится к задаче оптимизации определённого параметра производительности системы связи. Основное отличие созданного метода от существующих в том, что в качестве параметра производительности используется вероятность потери пакетов в целом по спутниковой системе. Специально создан алгоритм для оценки вероятности потери пакетов в целом по спутниковой системе. Проведено имитационное моделирование метода, которое показало, что разработанный метод обеспечивает низкую вероятность потери пакетов, низкую задержку очереди и высокую пропускную способность НССС по сравнению с другими рассмотренными методами.

3. Разработан новый метод распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС. Проведено имитационное моделирование метода и сравнение с другими методами. Моделирование показало, что разработанный метод обеспечивает низкую вероятность потери пакетов, низкую задержку очереди и высокую пропускную способность НССС по сравнению с другими рассмотренными методами.

Таким образом, цель диссертационной работы достигнута, научная задача разработки новых, более эффективных методов обработки информации о местоположении абонентских терминалов и маршрутизации в НССС решена.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Абакумов, П.А. Алгоритм кластеризации для мобильных беспроводных сенсорных сетей в трехмерном пространстве / П.А. Абакумов, А.Е. Кучерявый // Электросвязь. – 2015. – № 9. – С. 11-14.
2. Аверченков, В.И. Эволюционное моделирование и его применение. / В.И. Аверченков, П.В. Казаков. – М.: Флинта, 2016. – 200 с.
3. Аджемов, А.С. Применение интегральной модели для оценки эффективности построения системы спутниковой связи / А.С. Аджемов, Е.В. Буйдинов, Т.А. Кузовкова // Электросвязь. – 2016. – № 4. – С. 25-29.
4. Акимов, А.А. Особенности размещения наземных станций в системах связи через негеостационарные ИСЗ / А.А. Акимов // Электросвязь. – 1998. – № 2. – С. 10-15.
5. Акимов, А.А. Утилита моделирования многолучевых диаграмм направленности / А.А. Акимов, В.И. Иванов, Л.В. Курахтенков // свидетельство о регистрации программы для ЭВМ RUS 2016660029 18.07.2016.
6. Аль-Кадами, Н.А. Критерии покрытия, связанности и плотности в 2-х мерных и 3-х мерных беспроводных сенсорных сетях. / Н.А. Аль-Кадами, А.Е. Кучерявый // В сборнике: Юбилейная 70-я всероссийская научно-техническая конференция, посвящённая Дню радио 2015. – 2015. – С. 205-206.
7. Андреев, С.Д. Пространственно-временной подход к анализу гетерогенных систем связи / С.Д. Андреев, Е.А. Кучерявый, К.Е. Самуйлов // Электросвязь. – 2018. – № 9. – С. 20-26.
8. Атея, А.А. Многоуровневая облачная архитектура для услуг тактильного интернета. / А.А. Атея, А.И. Выборнова, А.Е. Кучерявый // Электросвязь. – 2017. – № 2. – С. 26-30.
9. Вырелкин, А.Д. Исследование возможности применения БПЛА как мобильного шлюза летающей сенсорной сети для наземных автономных

- сенсорных сетей. / А.Д. Вырелкин, А.И. Выборнова, А.Е. Кучерявый // Информационные технологии и телекоммуникации. – 2016. – Т. 4. – № 1. – С. 29-36.
10. Гусаков, Г.С. Моделирование региональной низкоорбитальной системы спутниковой связи с наземными ретрансляторами / Г.С. Гусаков, Г.И. Тузов // Электросвязь. – 1998. – № 2. – С. 37-48.
11. Иванов, В.И. Алгоритм централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в негеостационарной спутниковой системе связи с межспутниковыми линиями / В.И. Иванов // Системы управления, связи и безопасности. – 2018. – № 3. – С. 69-105.
12. Иванов, В.И. Исследование протоколов маршрутизации в негеостационарных спутниковых системах / В.И. Иванов // Т-Comm: Телекоммуникации и транспорт. – 2012. – Т. 6. – № 6. – С. 19-21.
13. Иванов, В.И. Метод инженерного расчета областей совместного покрытия спутниковой системы / В.И. Иванов // Т-Comm: Телекоммуникации и транспорт. – 2013. – Т. 7. – № 11. – С. 88-92.
14. Иванов, В.И. Метод распределённого управления балансировкой нагрузки в низкоорбитальной спутниковой системе связи / В.И. Иванов // Т-Comm: Телекоммуникации и транспорт. – 2015. – Т. 9. – № 12. – С. 67-71.
15. Иванов, В.И. Метод распределенного управления информацией о местоположении абонентов низкоорбитальной спутниковой системы / В.И. Иванов // Т-Comm: Телекоммуникации и транспорт. – 2014. – Т. 8. – № 4. С. 33-37.
16. Иванов, В.И. Метод расчета набора путей с минимальным количеством общих линий / В.И. Иванов // В сборнике: Информационно-телекоммуникационные технологии и математическое моделирование высокотехнологичных систем материалы Всероссийской конференции с международным участием. – 2014. – С. 94-96.
17. Иванов, В.И. Метод централизованного управления балансировкой нагрузки в низкоорбитальной спутниковой системе связи / В.И. Иванов //

- Фундаментальные проблемы радиоэлектронного приборостроения. – 2017. – Т. 17. – № 4. – С. 1074-1077.
- 18.Иванов, В.И. Протокол управления децентрализованной базой данных местоположения абонентских терминалов в негеостационарных спутниковых системах / В.И. Иванов // Т-Comm: Телекоммуникации и транспорт. – 2013. – Т. 7. – № 11. – С. 93-96.
- 19.Иванов, В.И. Распределенное управление информацией о местоположении абонентов низкоорбитальной спутниковой системы / В.И. Иванов // В сборнике: Информационно-телекоммуникационные технологии и математическое моделирование высокотехнологичных систем материалы Всероссийской конференции с международным участием. – 2014. – С. 97-100.
- 20.Иванов, В.И. Точность определения местоположения в децентрализованной многопозиционной радиолокационной системе / В.И. Иванов // Т-Comm: Телекоммуникации и транспорт. – 2016. – Т. 10. – № 10. – С. 56-59.
- 21.Иванов, В.И. Точность определения местоположения в многопозиционной радиолокационной системе дальномерным методом / В.И. Иванов // В сборнике: Технологии информационного общества X Международная отраслевая научно-техническая конференция: сборник трудов. – 2016. – С. 126-127.
- 22.Иванов, В.И. Централизованный метод балансировки нагрузки в низкоорбитальной спутниковой системе / В.И. Иванов // Т-Comm: Телекоммуникации и транспорт. – 2014. – Т. 8. – № 4. – С. 38-42.
- 23.Камнев, В.Е. Место негеостационарных спутниковых сетей в глобальной информационной инфраструктуре. / Камнев В.Е. // М.: Электросвязь. – 2001. – № 4. С. 18-24.
- 24.Камнев, В.Е. Преимущества и недостатки спутниковых сетей связи, использующих негеостационарные орбитальные группировки ретрансляторов. / В.Е. Камнев // Сборник докладов 4-й Международной конференции «СПУТНИКОВАЯ СВЯЗЬ – IC-SC-2000». – М.: МЦНТИ. – 2000. – Т. 2. – С. 362.

25. Камнев, В.Е. Спутниковые сети связи. Учебное пособие. / В.Е. Камнев, В.В. Черкасов, Г.В. Чечин. – М.: Альпина, 2004. – 536 с.
26. Киричек, Р.В. Метод обнаружения беспилотных летательных аппаратов на базе анализа трафика. / Р.В. Киричек, А.А. Кулешов, А.Е. Кучерявый // Труды учебных заведений связи. – 2016. – Т. 2. – № 1. – С. 77-82.
27. Кулаков, М.С. Разработка протокола маршрутизации самоорганизующейся ad hoc сети для систем АЗН-В / М.С. Кулаков, С.С. Шаврин // Труды учебных заведений связи. – 2016. – Т. 2. – № 2. – С. 88-93.
28. Перспективы научных исследований в области сетей связи на 2017-2020 годы / А.Е. Кучерявый [и др.] // Информационные технологии и телекоммуникации. – 2016. – Т. 4. – № 3. – С. 1-14.
29. Кучерявый, А.Е. Тактильный интернет / А.Е. Кучерявый, А.И. Выборнова // Актуальные проблемы инфотелекоммуникаций в науке и образовании: сборник научных статей V международной научно-технической и научно-методической конференции. – 2016. – С. 6-11.
30. Лазарев, В.Г. Динамическое управление потоками информации в сетях связи. / В.Г. Лазарев, Ю.В. Лазарев. – М.: Радио и связь. – 1983. – 215 с.
31. Обеспечение связности наземных сегментов летающей сенсорной сети с помощью БПЛА / И.Н. Нуриллоев [и др.] // Интернет вещей и 5G. – 2016. С. 21-25.
32. Рекомендация МСЭ-R P.618-9. Данные о распространении радиоволн и методы прогнозирования, необходимые для проектирования систем связи Земля-космос [Электронный ресурс]. – Режим доступа: https://www.itu.int/dms_pubrec/itu-r/rec/p/R-REC-P.618-9-200708-S!PDF-R.pdf, свободный. – Загл. с экрана.
33. Рекомендация МСЭ-R P.676-10 (09/2013). Затухание в атмосферных газах [Электронный ресурс]. – Режим доступа: https://www.itu.int/dms_pubrec/itu-r/rec/p/R-REC-P.676-10-201309-I!PDF-R.pdf, свободный. – Загл. с экрана.
34. Рекомендация МСЭ-R P.838-2. Модель погонного ослабления в дожде, используемая в методах прогнозирования [Электронный ресурс]. – Режим

- доступа: https://www.itu.int/dms_pubrec/itu-r/rec/p/R-REC-P.838-2-200304-S!PDF-R.pdf, свободный. – Загл. с экрана.
- 35.Рекомендация МСЭ-R P.840-6 (09/2013). Ослабление из-за облачности и тумана [Электронный ресурс]. URL: https://www.itu.int/dms_pubrec/itu-r/rec/p/R-REC-P.840-6-201309-I!PDF-R.pdf, свободный. – Загл. с экрана.
- 36.Анализ алгоритмов управления информационными потоками в межспутниковых каналах низкоорбитальных сетей передачи данных / В.М. Тамаркин [и др.] // 2-я Международная конференция «Спутниковая связь». – 1996. – Т. 1. – С. 173-177.
- 37.Украинцев, Ю.Д. История связи и перспективы развития телекоммуникаций: Учебное пособие / Ю.Д. Украинцев, М.А. Цветов. – Ульяновск: УлГТУ. – 2009. – 120 с.
- 38.Чечин, Г.В. Метод исследования низкоорбитальных сетей связи с различными алгоритмами построения системы информационного обмена / Г.В. Чечин // 2-я Международная конференция «Спутниковая связь». – 1996. – Т. 1. – С. 178-184.
- 39.Чечин, Г.В. Анализ вероятностно-временных характеристик информационного обмена в низкоорбитальных сетях связи с различными вариантами организации адресно-маршрутной базы данных / Г.В. Чечин, Н.В. Азин // 2-я Международная конференция «Спутниковая связь». – 1996. – Т. 1. С. 188-193.
- 40.Чечин, Г.В. Оптимизация параметров алгоритмов резервирования при обеспечении непрерывности соединений и переназначении каналов в низкоорбитальных сетях связи. / Г.В. Чечин, Е.В. Колышко // 3-я Международная конференция «Спутниковая связь». – 1998. – Т. 2. – С. 170-172.
- 41.Шкляева, А.В. Методы тестирования летающих сенсорных сетей. / А.В. Шкляева, Р.В. Киричек, А.Е. Кучерявый // Информационные технологии и телекоммуникации. – 2016. – Т. 4. – № 2. – С. 43-52.

42. Сбор данных с наземного сегмента летающей сенсорной сети как система массового обслуживания / Шкляева А.В. [и др.] // Интернет вещей и 5G. – 2016. С. 12-16.
43. Ateya, A. Multilevel Cloud Based Tactile Internet System / A. Ateya [et al.] // 19th International Conference on Advanced Communication Technology (ICACT). – 2017. – P. 105-110.
44. PMIPv6 Overview [Electronic resource] / Bedekar A. // Режим доступа: www.ietf.org/proceedings/68/slides/netlmm-1.pdf, свободный. – Загл. с экрана.
45. Chang, D. Basic capacity calculation methods and benchmarking for MF-TDMA and MF-CDMA communication satellites / D. Chang, O. de Weck // International Journal of Satellite communications. – 2005. – Vol. 23, Issue 3. – P. 153-171.
46. Chen, Y. QoS Requirements of Network Applications on the Internet / Y. Chen, T. Farley, N. Ye // Information, Knowledge, Systems Management. – 2004. – No. 4. – P. 55-76.
47. Dao, N. Analysis of Routes in the Network Based on a Swarm of Uavs / N. Dao, A. Koucheryavy, A. Paramonov // Lecture Notes in Electrical Engineering. – 2016. – Vol. 376. – P. 1261-1271.
48. A Time based Mobility Management Method for Leo Satellite Networks / S. Das [et al.] // International Journal of Computer Applications. – 2012. – Vol. 42. – No. 2. – P. 33-40.
49. Dijkstra, E.W. A note on two problems in connexion with graphs / E.W. Dijkstra // Numerische Mathematik – Springer Science+Business Media. – 1959. – Vol. 1, Issue 1. – P. 269–271.
50. ETSI EN 302 307 v1.2.1 (2009-08). Digital Video Broadcasting (DVB); Second generation framing structure, channel coding and modulation systems for Broadcasting, Interactive Services, News Gathering and other broadband satellite applications (DVB-S2) [Electronic resource]. Режим доступа: https://www.etsi.org/deliver/etsi_en/302300_302399/302307/01.02.01_60/en_302307v010201p.pdf, свободный. – Загл. с экрана.

51. A Study of Networks Simulation Efficiency: Fluid Simulation vs. Packet-level Simulation / D.R. Figueiredo [et al.] // INFOCOM 2001. Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. – 2001. – Vol. 3. – P. 1244-1253.
52. Fu S., Ivancic W., Atiquzzaman M. TraSH-SN: A Transport Layer Seamless Handoff Scheme for Space Networks. / S. Fu, W. Ivancic, M. Atiquzzaman // NASA Earth Science Technology Conference (ESTC). – 2004. – P. 327-332.
53. Area based Mobility Management by using GPS in LEO Satellite Networks / Ganguly D. [et al.] // International Journal of Computer Application. – 2012. – No. 42(13). – P. 41-43.
54. Guo, Q. An IP Mobility Management Scheme With Dual Location Areas for IP/LEO Satellite Network / Q. Guo, Z. Zhang // Journal of Zhejiang University SCIENCE. – 2012. P. 355-364.
55. Development of Methods to Maintain the Functionality of Wireless Sensor Networks Under Intentional Electromagnetic Interference Conditions / L.Tr. Hoang // Elektrosviaz'. – 2017. – No 3. P. 32-38.
56. Hoang, T. Adaptive Routing In Wireless Sensor Networks Under Electromagnetic Interference / T. Hoang [et al.] // 31st International Conference on Information Networking (ICOIN). – 2017. – P. 76-79.
57. Hu, F. Selective Paging Schemes for LEO Satellite Network Based on Dynamic Location Area / F. Hu, L. Zhu // 2010 International Conference on Communications, Circuits and Systems (ICCCAS). – 2010. – P. 186-189.
58. Huang, C. A distributed class-based alternative routing under a congestion control architecture for LEO satellite networks / C. Huang, F. Liu // 2010 IEEE International Conference on Wireless Communications, Networking and Information Security (WCNIS). – 2010. – P. 431-435.
59. Jinglin, W. Research on Hierarchical Location Management Scheme in LEO Satellite Networks / W. Jinglin, C. Zhigang // 2010 2nd International Conference on Future Computer and Communication (ICFCC). – 2010. – Vol. 1. – P. 127-131.

60. Kirichek, R. Swarm of Public Unmanned Aerial Vehicles as a Queuing Network / R. Kirichek, A. Paramonov, A. Koucheryavy // Communications in Computer and Information Science. – 2016. – Vol. 601. – P. 111-120.
61. Software-Defined Architecture For Flying Ubiquitous Sensor Networking / Kirichek R. [et al.] // 19th International Conference on Advanced Communication Technology (ICACT). – 2017. – P. 158-162.
62. Koucheryavy, A. State Of The Art and Research Challenges for Public Flying Ubiquitous Sensor Networks / A. Koucheryavy, A. Vladyko, R. Kirichek // Lecture Notes in Computer Science. – 2015. – Vol. 9247. – P. 299-308.
63. Dynamic Location Update Strategy in LEO Systems / W. Liang [et al.] // The 9th Asia-Pacific Conference on Communications, 2003. APCC 2003. – 2003. – Vol. 3. – P. 878-882.
64. McNair, J. Location Registration and Paging in Mobile Satellite Systems / J. McNair // Fifth IEEE Symposium on Computers and Communications. Proceedings. ISCC. – 2000. – P. 232-237.
65. Meng, D. A Genetic Optimization Algorithm to Solve the Problem of the Load-Balancing of Network Load / D. Meng, Y. Ling // IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security. – 2006. – Vol. 6, No. 7B. – P. 63-68.
66. Agent-Based Distributed Routing Algorithm with Traffic Prediction for LEO Satellite Network / Z. Na [et al.] // International Journal of Future Generation Communication & Networks. – 2013. – Vol. 6, No. 3. – P. 67.
67. Perkins, E.C. IP Mobility Support for IPv4 [Electronic resource]. Режим доступа: www.ietf.org/rfc/rfc3220.txt, свободный. – Загл. с экрана.
68. Pratt S.R. An operational and performance overview of the IRIDIUM low earth orbit satellite system. // IEEE Communications Surveys, Vol. 2, No. 2, December 2009. pp. 2 – 10.
69. Qing, G. A Location Management Strategy based on Dual Location Areas in LEO Satellite Network / G. Qing, M. Fanyu, Z. Zhu // Information Technology Journal. – 2011. – No. 10. – P. 894-898.

70. An Optimal Rate Control and Routing Scheme for Multipath Networks / W. Sun [et al.] // *Int. J. of Computers, Communications & Control*. – 2011. – Vol. 6, No. 4. – P. 657-668.
71. Taft-Plotkin, N. Quality of Service Routing using Maximally Disjoint Paths / N. Taft-Plotkin, B. Bellur, R. Ogier // *IWQoS '99. 1999 Seventh International Workshop on Quality of Service*. – 1999. – P. 119-128.
72. Explicit Load Balancing Technique for N GEO Satellite IP Networks With On-Board Processing Capabilities / T. Taleb [et al.] // *IEEE/ACM Transactions on Networking*. – 2009. – Vol. 17(1). – P. 281-293.
73. The Internet Engineering Task Force (IETF) [Electronic resource]. Режим доступа: <https://www.ietf.org/rfc/rfc4140.txt>, свободный. – Загл. с экрана.
74. Tsitsiklis, J. Simulated Annealing / J. Tsitsiklis, D. Bertsimas // *Statistical Science*. – 1993. – Vol. 8, No. 1. – P. 10-15.
75. Supporting IP/LEO Satellite Network by Handover-Independent IP Mobility Management / H. Tsunoda [et al.] // *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. – 2004. – Vol. 22, No. 2. – P. 300-307.
76. Tuysuz, A. Satellite Mobility Pattern based Handover Management Algorithm in LEO Satellites / A. Tuysuz, F. Alagoz // *ICC '06. IEEE International Conference on Communications*. – 2006. – P. 1867-1872.
77. Vybornova A. Analysis of the Packet Path Lengths in the Swarms for Flying Ubiquitous Sensor Networks / A. Vybornova, A. Paramonov, A. Koucheryavy // *Communications in Computer and Information Science*. – 2016. – Vol. 678. – P. 361-368.
78. Evolutionary Routing-Path Selection in Congested Communication Networks / K. Yoshida [et al.] // *Proceedings of the 2009 IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*. – 2009. – P. 2224-2229.
79. Optimizing Network Performance Using Weighted Multipath Routing / J. Zhang [et al.] // *21st International conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*. – 2012. – P. 1-7.

- 80.Zhang, Z. On Selection of Paths for Multipath Routing / Z. Zhang, S. Nelakutidi // IWQoS 2001. – 2001. – P. 170-184.
- 81.Zhou, J. One-Step Pointer Forwarding Strategy for Location Registration in LEO Satellite Network / J. Zhou, L. Zhu, S. Wu // 2004 International Conference on Communications, Circuits and Systems. – 2004. – Vol. 1. – P. 492-496.
- 82.Load Balancing Routing Based on Agent for Polar-orbit LEO Satellite Networks / J. Zhu [et al.] // Journal of Information & Computational Science. – 2012. – Vol. 9, No. 5. – P. 1373-1384.
- 83.Zihe, G. A distributed Multipath Routing Strategy for LEO Satellite Networks / G. Zihe, G. Qing, N. Zhenyu // Tamkang Journal of Science and Engineering. – 2011. – Vol. 14, No. 2. – P. 161-169.

ПРИЛОЖЕНИЕ. АКТ ОБ ИСПОЛЬЗОВАНИИ РЕЗУЛЬТАТОВ ДИССЕРТАЦИОННОЙ РАБОТЫ

ФЕДЕРАЛЬНОЕ АГЕНТСТВО СВЯЗИ

Ордена Трудового Красного Знамени
федеральное государственное
бюджетное образовательное
учреждение высшего образования

«МОСКОВСКИЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ
УНИВЕРСИТЕТ СВЯЗИ И
ИНФОРМАТИКИ»
(МТУСИ)



FEDERAL COMMUNICATIONS
AGENCY OF
THE RUSSIAN FEDERATION

MOSCOW TECHNICAL
UNIVERSITY
OF COMMUNICATIONS
AND INFORMATICS
(MTUCI)

ул. Авиамоторная, д. 8а, Москва, 111024,
www.mtuci.ru; mtuci.pf; e-mail: kanc@mtuci.ru
Телефон (495) 957-77-31; факс (495) 957-77-36
ОГРН 1027700117191; ИНН/КПП 7722000820/772201001; ОКПО 01179952;
ОКВЭД 85.22, 46.19, 58.19, 61.10, 68.32, 72.19, 85.21, 85.23, 85.42.9; ОКТМО 45388000

_____ 20 ____ г. № _____
На № _____ от _____

УТВЕРЖДАЮ
Ректор МТУСИ



С.Д. Ерохин

_____ 2020 г.

АКТ

об использовании результатов диссертационной работы

Иванова Валерия Игоревича на тему

«Методы многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки и обработки информации о местоположении абонентских терминалов в низкоорбитальных спутниковых системах связи с межспутниковыми линиями»

Комиссия в составе:

начальник НИО, д.т.н., проф. С.С. Аджемов;
ведущий научный сотрудник, д.т.н., доц. Н.В. Кленов;
ведущий научный сотрудник, к.т.н., с.н.с. В.С. Алешин

составила настоящий акт о том, что **результаты** диссертационной работы «Методы маршрутизации и управления информацией о местоположении абонентских терминалов в низкоорбитальных спутниковых системах связи с межспутниковыми линиями», представленной на соискание учёной степени кандидата технических наук, **использованы** в МТУСИ при выполнении НИОКР в соответствии со следующей таблицей.

№ п.п.	Результат диссертационной работы	Шифр НИОКР, в которых использован результат диссертационной работы	Итог использования результата диссертационной работы в НИОКР
1	Метод распределённой обработки информации о местоположении абонентских терминалов в низкоорбитальных спутниковых системах связи (НССС)	НИР «Перспективы развития сетей спутниковой связи в интересах Российской Федерации на период до 2030 года», № госучёта АААА-Б19-219021290165-8	Алгоритм централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в низкоорбитальной спутниковой системы связи с межспутниковыми линиями
2	Методы централизованной и распределённой многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НССС, учитывающие наличие множества путей между разными спутниками и обеспечивающие значительное снижение вероятности потери пакетов и повышение пропускной способности НССС по сравнению с другими существующими методами	НИР «Мыслитель-2015», Государственный контракт от 26.07.2018 г. № 1820187150042452655001951	Методы и алгоритмы маршрутизации для мобильных телекоммуникационных систем, основанных на концепции когнитивного радио Программные модели устройств маршрутизации для мобильных телекоммуникационных систем, основанных на концепции когнитивного радио

Использование предложенных в диссертации Иванова Валерия Игоревича на тему «Методы многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки и обработки информации о местоположении абонентских терминалов в низкоорбитальных

спутниковых системах связи с межспутниковыми линиями» научных методов и технических решений позволило реализовать алгоритмы функционирования и программные модели устройств многопутевой маршрутизации для различных систем подвижной связи, разрабатываемых МТУСИ в рамках Государственных контрактов и Государственного задания на научно-исследовательские работы.



д.т.н., проф. С.С. Аджемов



д.т.н., доц. Н.В. Кленов

к.т.н., с.н.с. В.С. Алешин