

УДК 004.72

Алгоритм централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в негеостационарной спутниковой системе связи с межспутниковыми линиями

Иванов В. И.

Постановка задачи. Пропускная способность негеостационарных спутниковых систем связи (НГССС) с межспутниковыми линиями связи – ценный и ограниченный (по сравнению с наземными системами связи) ресурс. Абоненты НГССС распределены неравномерно по поверхности Земли, и интенсивности потоков данных от абонентов значительно изменяются в течение суток. Следствием этого является неравномерное распределение потоков данных между спутниками и перегрузки межспутниковых линий, что приводит к потере пакетов данных. Для предотвращения потерь пакетов необходимо разработать эффективный алгоритм маршрутизации с балансировкой нагрузки. **Целью работы** является разработка алгоритма многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НГССС с межспутниковыми линиями связи. **Используемые методы.** Для создания алгоритма многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки использованы методы теории графов и теории оптимизации. **Новизна.** В основе предложенного алгоритмического решения по маршрутизации в НГССС лежит новый алгоритм нахождения наборов маршрутов, имеющих минимум общих линий, и новый алгоритм оценки вероятности потери пакетов при переполнении выходных буферов межспутниковых линий. **Результат.** Исследование, проведенное путём имитационного моделирования, показало, что предложенный алгоритм маршрутизации обеспечивает низкую вероятность потери пакетов при переполнении выходных буферов межспутниковых линий, высокую пропускную способность НГССС, низкую задержку очередей выходных буферов межспутниковых линий. **Практическая значимость:** предложенный алгоритм многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки можно применить для эффективного управления передачей данных в проектируемых НГССС и, как следствие, для повышения пропускной способности НГССС и снижения вероятности потери пакетов в НГССС.

Ключевые слова: спутниковые системы связи, маршрутизация, негеостационарные спутниковые системы связи, балансировка нагрузки, многопутевая маршрутизация.

Введение

Значительное место в спутниковой связи занимают негеостационарные спутниковые системы связи (НГССС) с межспутниковыми линиями связи (рис. 1) [1]. В НГССС обычно входят системы на круговых низких и средних орбитах. Системы на эллиптических орбитах обычно не входят в НГССС. На рисунке 1 показана низкоорбитальная НГССС с межспутниковыми линиями связи, состоящая из 66 космических аппаратов (КА) на полярных орбитах. Передача данных ведётся по пути «терминал-отправитель – КА терминала-отправителя – цепочка КА между КА терминала-отправителя и КА терминала-

Библиографическая ссылка на статью:

Иванов В. И. Алгоритм централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в негеостационарной спутниковой системе связи с межспутниковыми линиями // Системы управления, связи и безопасности. 2018. № 3. С. 69–105. URL: <http://sccs.intelgr.com/archive/2018-03/05-Ivanov.pdf>.

Reference for citation:

Ivanov V. I. Algorithm of centralized multipath routing with load balancing for nongeostationary telecommunication satellite system with intersatellite links. *Systems of Control, Communication and Security*, 2018, no. 3, pp. 69–105. Available at: <http://sccs.intelgr.com/archive/2018-03/05-Ivanov.pdf> (in Russian).

получателя – КА терминала-получателя – терминал-получатель» (на рис. 1 путь отмечен красным цветом).

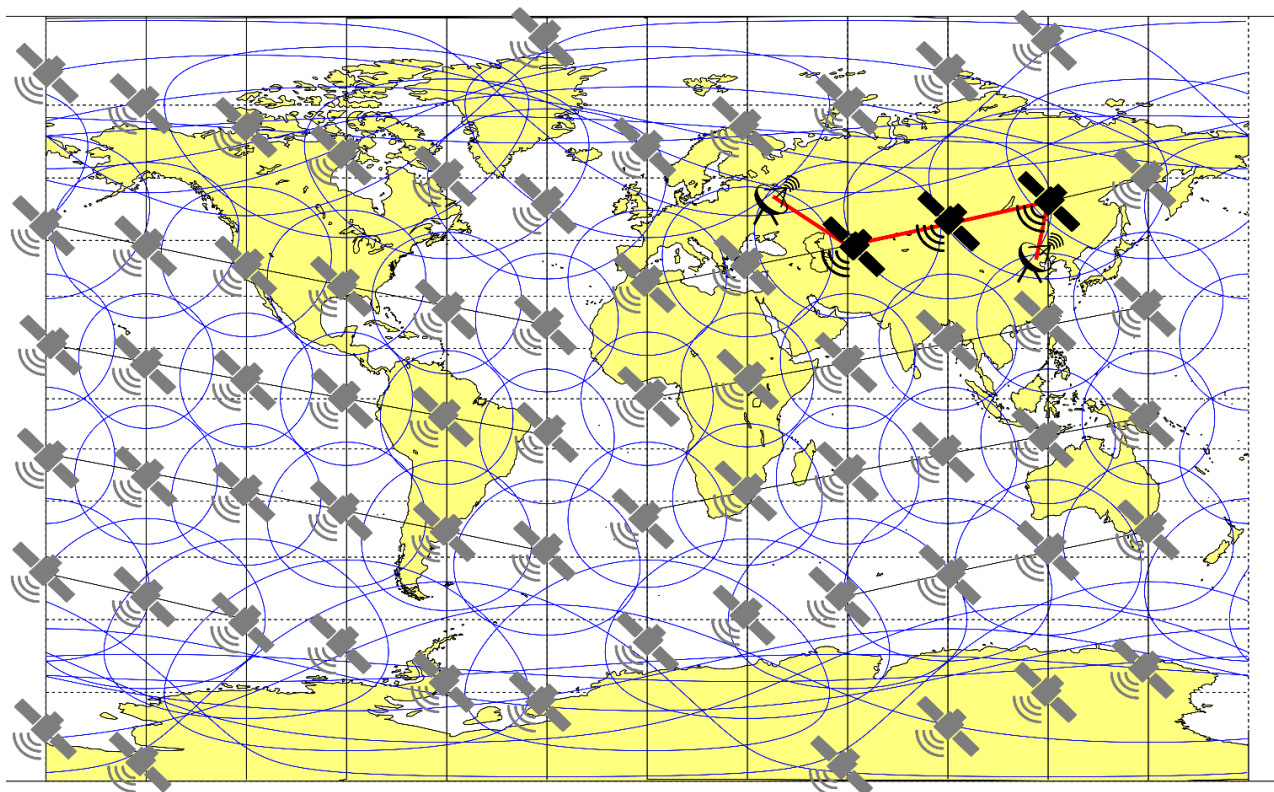


Рис. 1. Передача данных в НГССС с межспутниковыми линиями

Благодаря низкой орбите у НГССС по сравнению с другими спутниковыми системами связи (ССС) меньшее время задержки сигнала, а также требуется меньшая мощность сигнала. Поэтому НГССС лучше всего среди других спутниковых систем подходят для передачи данных приложений реального времени и мультимедиа.

Из-за малой высоты орбиты возникают следующие недостатки.

1. Область покрытия одного КА очень малая по сравнению с геостационарным или высокоэллиптическим КА, поэтому для глобального покрытия требуется большое количество КА.
2. Среднее время видимости КА из-за высокой орбитальной скорости очень малое. На низкой орбите время видимости может составлять несколько минут. Поэтому требуются сложные протоколы хэндовера.
3. Третий недостаток является следствием первого. Если абоненты находятся в покрытии одного КА, то КА напрямую обеспечивает связь между этими двумя абонентами, как в случае геостационарного КА. В случае, если абоненты находятся в области покрытия разных КА (что в НГССС из-за малой области покрытия КА происходит часто), то требуется передать данные от одного КА другому.

Проблема передачи данных от одного КА другому может быть решена двумя основными способами.

Первый способ – расстановка земных станций (ЗС) таким образом, чтобы каждый КА был связан по крайней мере с одной ЗС. Но ЗС крайне сложно расставить по всей поверхности Земли. Поэтому существует второй способ.

Второй способ – связать КА межспутниковыми линиями в полносвязную спутниковую сеть (если не учитывать связи с абонентскими терминалами, находящимися за пределами радиовидимости), чтобы каждый КА ССС мог связаться с другим любым КА ССС через другие КА, не обращаясь к ЗС. С появлением спутниковой сети возникает проблема маршрутизации.

Множество задач маршрутизации в НГССС и в сетях с динамической топологией, коими являются и НССС, решили Макаренко С.И., Новиков Е.А., Михайлов Р.Л., Камнев В.Е., Кучерявый А.Е., Лазарев В.Г., Лазарев Ю.В., Чечин Г.В., Азин Н.В., Тафт-Плоткин, Лю, Беллур, Кинг и другие [1-48].

Существует два основных типа алгоритмов маршрутизации в ССС: 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 [3] посвящена задаче балансировки нагрузки между воздушным и космическим сегментом объединённой на основе Mesh-технологии воздушно-космической сети связи. Однако в работе [3] 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.

Исходя из вышесказанного, маршрутизация с балансировкой нагрузки в НГССС является актуальной задачей. Поэтому в данной работе предложен алгоритм централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НГССС.

Постановка задачи

Маршрутизация с балансировкой нагрузки осуществляется путём расчёта пропорций распределения потоков данных по наборам маршрутов между каж-

дой парой КА. Расчёт проводится один раз в период балансировки нагрузки T (определение T будет дано ниже по тексту).

Последовательность действий алгоритма маршрутизации с балансировкой нагрузки за один период балансировки нагрузки следующая.

1. Каждый КА системы является источником потоков данных для других КА (данные поступают от абонентских терминалов в области покрытия КА) и получателем потоков данных от других КА (данные поступают к абонентским терминалам в области покрытия КА). Потоки данных от абонентских терминалов объединяются в один общий поток, если у этих потоков одинаковый КА-отправитель и КА-получатель. Каждый КА 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 КА отправляет измеренные объёмы потоков данных на центральную земную станцию (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 КА.
4. ЦЗС отправляет КА таблицы маршрутизации на следующий период балансировки нагрузки.

На третьем шаге решается непосредственно сама задача балансировки нагрузки.

Балансировка нагрузки является задачей оптимизации. Задача состоит в следующем.

Дано:

1. Дан граф спутниковой системы $G=(S,L,C,V)$, где S – множество КА, L – множество линий, C – множество скоростей передачи для каждой линии, V – множество объёмов выходного буфера для каждой линии.
2. Дано множество объёмов потоков данных в спутниковой системе $F=\{f_{ij}\}, i, j \in S$, где S – множество КА НССС, f_{ij} – объём потока данных от КА i к КА j за предыдущее время T , названное периодом балансировки нагрузки.
3. Даны наборы маршрутов между каждой парой КА в спутниковой системе $M=\{m_{ij}\}$.
4. Дано значение периода балансировки нагрузки T .

Необходимо: найти такие пропорции распределения $R = \{r_{ij}\}$ потоков данных F по маршрутам M , при которых минимизируется вероятность потери пакетов P из-за переполнения буферов линий.

Иными словами, требуется минимизировать целевую функцию U , определяющую P , по переменной R при заданных переменных G, M, F :

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

Эта задача оптимизации решается эвристическим алгоритмом оптимизации. Для эвристических алгоритмов оптимизации требуется функция оценки решения и функция случайного создания и изменения решений.

Также для решения задачи балансировки нагрузки необходимы наборы маршрутов M .

Поэтому рассмотрим функции для алгоритма эвристической оптимизации и алгоритм поиска маршрутов M .

Функции оценки решения, формирования начального решения и его стохастической модификации для эвристического алгоритма оптимизации

Отметим, что функция в данном случае не является функцией в математическом смысле, а является алгоритмом, потому что в теории оптимизации обычно используется термин функция вне зависимости от того, является ли функция функцией, а не алгоритмом.

Рассмотрим функцию случайного формирования и последующей стохастической модификации решения. Требуется задать случайные пропорции распределения r_{ij} потока данных f_{ij} по набору маршрутов m_{ij} для всех пар КА ij .

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

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 ёмкость линий. Поэтому пропорции распределения потока данных должны быть такими, чтобы чем короче маршрут, тем большая доля потока данных направлялась 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.

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. Равномерно продискретизируем на отрезке $[x_{min}, x_{max}]$ график 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 рис. 2 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 равномерное распределение потока по маршрутам и невозможно получить распределение с направлением потока данных только по кратчайшему пути.

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

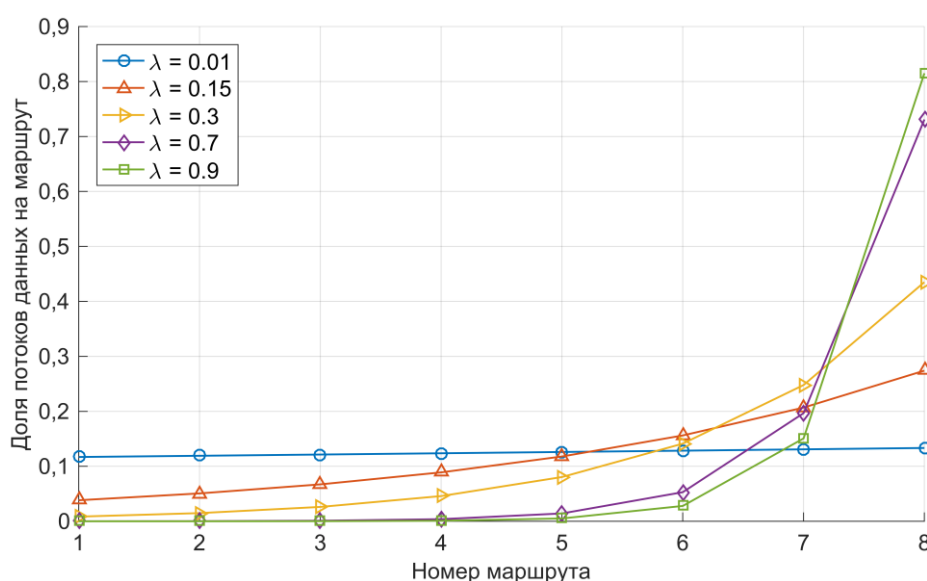


Рис. 2. Пропорции распределения потоков данных по маршрутам

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.

Таким образом, для создания случайных пропорций распределения по маршрутам для одного набора маршрутов случайно выбираем одно из 4-х распределений со следующими вероятностями.

1. Все потоки данных по кратчайшему пути с вероятностью 0,02.
2. Равномерное распределение с вероятностью 0,02.
3. Экспоненциальное распределение с вероятностью 0,48.
4. Случайно перемешанные пропорции на основе экспоненциального распределения с вероятностью 0,48.

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 $R = \{r_{ij}\}$. Функцией случайного изменения решения является перерасчёт пропорций одного случайно выбранного r_{ij} описанным выше способом.

Рассмотрим функцию оценки решения. Функция оценки решения оценивает вероятность потери пакетов из-за переполнения буферов линий НГССС. 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 КА, L – множество линий, C – скорость передачи для каждой линии, V – объем буфера для каждой линии.
2. Множество объемов потоков данных за период балансировки нагрузки в спутниковой системе $F = \{f_{ij}\}, i, j \in S$. f_{ij} – объем потока данных от КА i к КА j за период балансировки нагрузки.
3. Наборы маршрутов между каждой парой КА в системе $M = \{m_{ij}\}$.
4. Значение периода балансировки нагрузки T .
5. Вектор пропорций распределения потоков данных между всеми парами КА $s = (r_{ij}, \dots, r_{kl}, \dots, r_{mn})$.

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 объемы подпотоков, которые равны $f_{ijk} = r_{ijk} f_{ij}$, где $r_{ijk} \in r_{ij} \subset R$. Определяем суммарный объем потоков данных, равный сумме объемов потоков между всеми парами КА $F_{\Sigma} = \sum f_{ij}$.

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 может пройти объём потоков равный CT , где C – скорость передачи линии, а в буфере линии может накопиться объём потоков, равный V . Если объём пришедших потоков I будет больше $CT + V$, то будет потерян объём потоков $W = I - (CT + V)$. I равен сумме объёмов потоков, проходящих через линию.
4. Определим линии, для которых $W > 0$. Соберем эти линии в множество O . Если множество O пусто, то $P_{Oш} = 0$. Завершаем работу алгоритма.
5. В множестве O определяем линию с наибольшим W , 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 $K = (CT + V) / I$.
7. Возьмём все подпотоки, проходящие через эту линию, и умножим их объёмы на K .
8. Удалим линию из множества перегруженных линий O .
9. Пересчитываем W для всех членов O . Если $W \leq 0$, 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 ошибки равна $P_{Oш} = (F_\Sigma - F'_\Sigma) / F_\Sigma$.

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.

Алгоритм поиска маршрутов

Рассмотрим алгоритм поиска набора маршрутов M . Изменения топологии спутниковой системы предсказуемы, и их можно рассчитать заранее на основе законов орбитальной механики. Для этих топологий рассчитываем наборы маршрутов между всеми парами КА.

Опишем алгоритм нахождения множества путей между одной парой КА.

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 [48].

Воспользуемся этим принципом. 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 КА-источник как S_1 и КА-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 КА. Промежуточные КА – это все КА, находящиеся в пределах N_{max} скачков от S_1 . Маршруты находим путём создания дерева маршрутов. Сначала задаём максимальное количество линий в маршруте N_{max} . Затем от КА-источника S_1 проходимся по всему графу G без посещения предыдущих КА. Путь в дереве заканчивается, когда достигнуто максимальное количество линий в маршруте N_{max} , либо достигнут КА-получатель S_2 . На рис. 3 показан КА-источник $S_{3,3}$ (выделен красным цветом). Синими стрелками показаны пути дерева маршрутов, проходящего через КА $S_{3,4}$ (показан фиолетовым цветом), $N_{max} = 3$. На рис. 4 показано само дерево. Для краткости пути, проходящие через оставшиеся ближайшие к КА-источнику КА $S_{4,3}$, $S_{3,2}$, $S_{2,3}$, не показаны. Отметим, что для ряда промежуточных КА может быть несколько маршрутов. Например, к КА $S_{2,5}$ и $S_{4,5}$ (отмечены фиолетово-синим градиентом) существует два маршрута. А к КА $S_{3,4}$ с учётом путей (пути обозначены фиолетовыми стрелками) через другие ближайшие к КА-источнику КА получаем три пути. Помимо маршрутов к листовым узлам извлекаем маршруты и к промежуточным в дереве узлам. Так согласно рисунку 3 дополнительно извлекаем пути к КА $S_{3,4}$, $S_{2,4}$, $S_{3,5}$, $S_{4,4}$. Маршруты к промежуточным КА объединим в множество $M_{S_1 \rightarrow P}$.
2. Находим маршруты от промежуточных КА к КА S_2 . Для этого проводим следующую последовательность действий для каждого маршрута из M_P . Сначала берём последний узел в маршруте (это и есть промежуточный КА). 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 КА 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 .

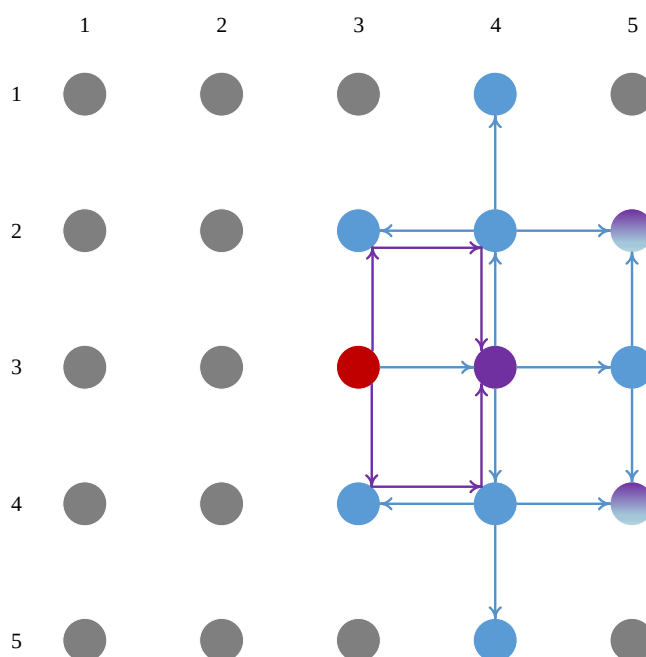


Рис. 3. Иллюстрация дерева маршрутов на графе

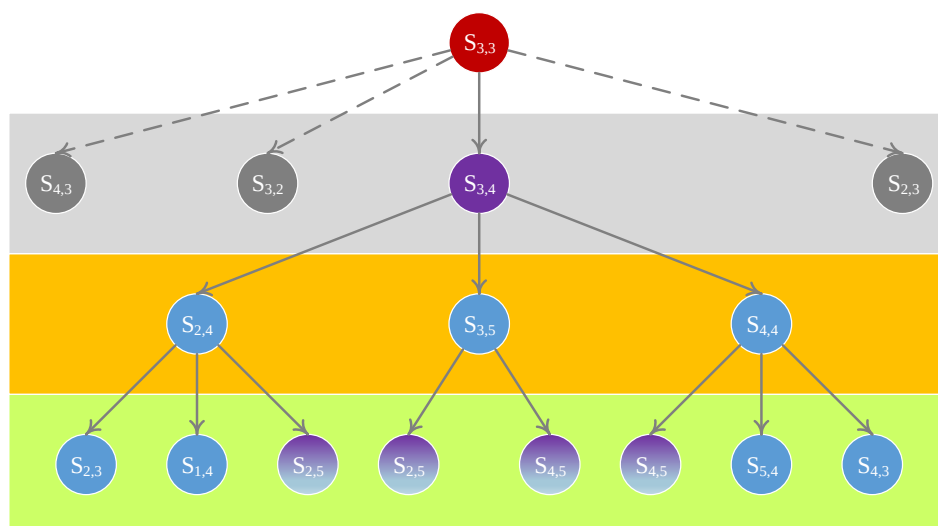


Рис. 4. Дерево маршрутов

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» (рис. 1 и таблица 1) $N_{max} = 4$. На рис. 5 показана гистограмма распределения количества маршрутов и, соответственно, размер множества I для спутниковой системы с параметрами, аналогичными «Iridium». 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.

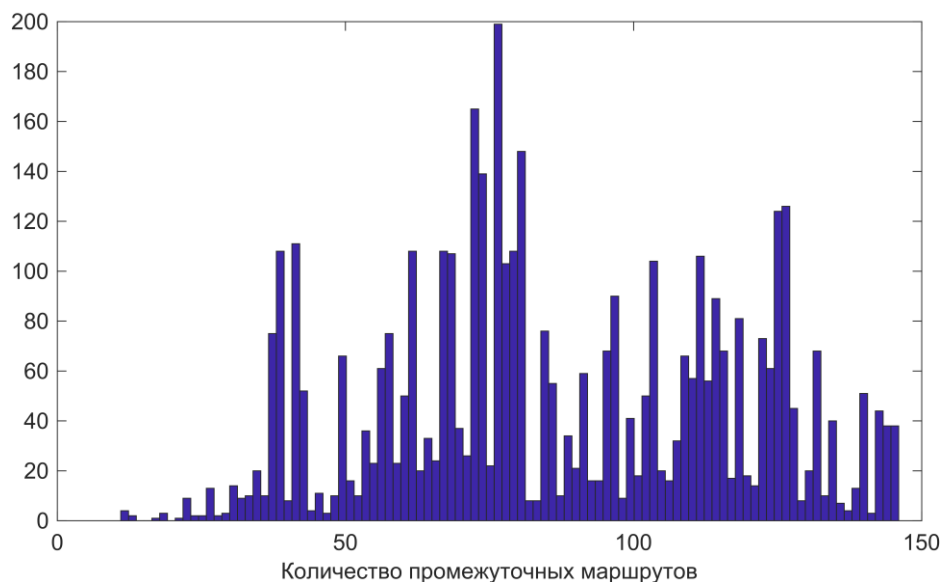


Рис. 5. Гистограмма распределения количества маршрутов

Рассмотрим алгоритм определения набора максимально разрозненных путей V . Целью алгоритма является найти набор путей, которые 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 КА, 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

$$Q = \{q_i\}, |Q| = N, q_i = \{0, 0, 1, \dots, 0, 1, 0, 1\}, |q_i| = |L|.$$

Для каждой линии определим количество путей, которое проходит через неё. Представим результаты определения количества путей в виде множества E

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

$$E = f(Q).$$

Сумму элементов множества E назовем степенью загрузки линий спутниковой системы X

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

Чем длиннее пути из набора 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 X , тем меньше нагрузка на спутниковую систему.

Из каждого элемента множества 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 :

$$\begin{aligned} f(x) &= x - 1, \\ \Lambda &= \{f(x) | x \in E \wedge x > 0\}, \\ Y &= \sum_{z \in \Lambda} z. \end{aligned}$$

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 Y набора маршрутов, тем меньше у маршрутов общих линий.

Оценка набора маршрутов сводится к вычислению 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 нахождения набора максимально разрозненных путей. Для этого используем алгоритм имитации отжига [49]. 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 $k < N$ (если $k = 1$, то получим кратчайший по количеству скачков путь) максимально разрозненных путей V . Решением будет вектор $\vec{r} = (r_1, r_2, \dots, r_k)$, который состоит из k неповторяющихся маршрутов, взятых из I . Для модификации решения случайно выбираем один из маршрутов в $\vec{r}$ и заменяем на любой другой случайно выбранный маршрут из I . Новый маршрут не должен совпадать ни с одним из тех, что уже находятся в $\vec{r}$.
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:

$$P(\vec{r}^*, \vec{r}_{i+1}) = \begin{cases} 1, \text{если} & Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i) < 0; \\ e^{-\frac{(Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i))}{t}}, \text{если} & Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i) \geq 0; \\ 1, \text{если} & Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i) = 0 \wedge X(\vec{r}^*) - X(\vec{r}_i) < 0; \\ 0, \text{если} & Y(\vec{r}^*) - Y(\vec{r}_i) = 0 \wedge X(\vec{r}^*) - X(\vec{r}_i) \geq 0; \end{cases}$$

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

3. **Начальная температура системы.** Определим значение начальной температуры системы следующим образом. Создадим 1000 случайных решений и модифицируем их. Затем определим модуль разности их параметров степени разрозненности $|Y(\vec{x}^*) - Y(\vec{x}_i)|$. В результате получаем 1000 значений разности параметров. Определим квантиль множества на уровне 90%. Начальную температуру требуется выбирать такой, чтобы вероятность перехода на решение хуже текущего 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 хуже текущего 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 a было взято 31 значение a . Значения распределены на интервале $(0, 1)$.
2. Количество итераций до понижения температуры бралось в диапазоне от 30 до 100 итераций с шагом 10 итераций.
3. Количество понижений температуры бралось равным 100, 75 и 50.
4. $k = \{\{x: x \in N \wedge x \geq 1 \wedge x \leq 10\} \cup \{15, 20, 25, 30\}\}$.

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 рис. 6 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.

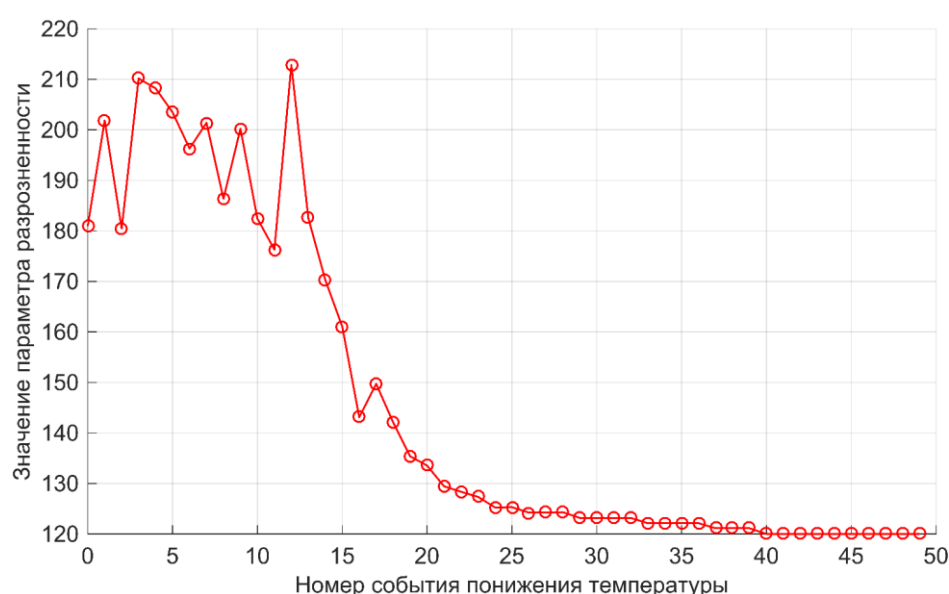


Рис. 6. График охлаждения алгоритма имитации отжига

Таким образом, для НГССС с параметрами, аналогичными НГССС «Iridium», проведены расчёты наборов максимально разрозненных маршрутов размером от 1 до 30 с $N_{\max} = 4$ для определения исходного множества. Подобранные 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 $\omega = 50$.

На рис. 7 показан результат поиска набора из трёх максимально разрозненных маршрутов, найденного с помощью вышеописанного алгоритма поиска набора максимального разрозненных путей. У этих маршрутов нет ни одной общей линии.

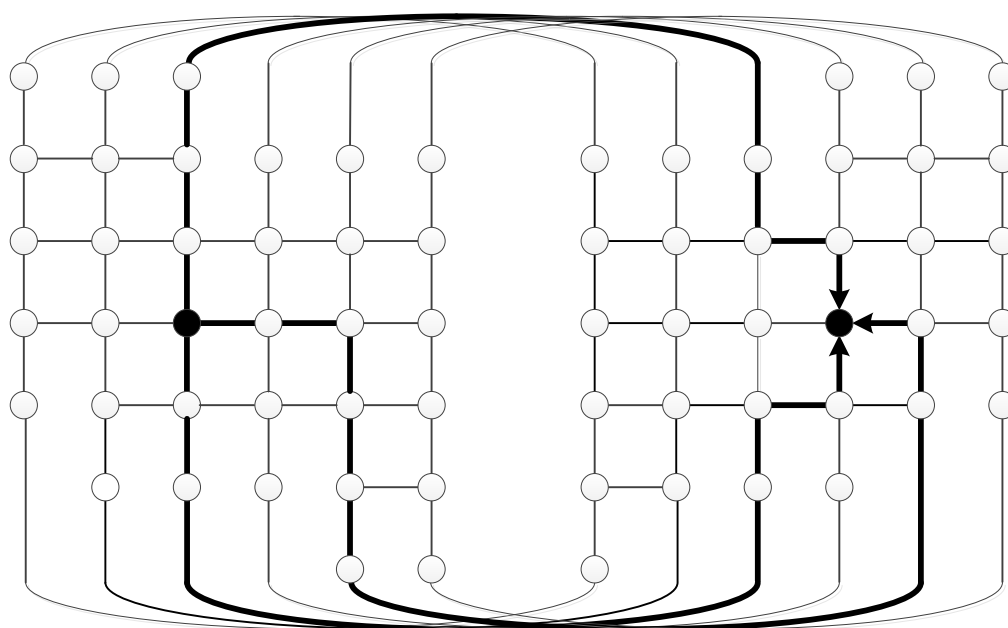


Рис. 7. Набор из трёх максимально разрозненных маршрутов

Постановка задачи на анализ предложенного алгоритма

НГССС с межспутниковыми линиями является совокупностью большого количества статистически зависимых систем массового обслуживания [1]. Точные аналитические выражения для анализа такой системы даже со множеством упрощений получить практически невозможно [1].

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

Проведём анализ предложенного алгоритма путём имитационного моделирования.

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 КА, определяется составом спутниковой группировки, орбитальными параметрами КА группировки, минимальным углом места обеспечения радиосвязи, граничной широтой отключения межорбитальных линий, количеством межспутниковых линий.

Одним из примеров НГССС является НГССС с параметрами, аналогичными НГССС «Iridium».

Поэтому выберем параметры модели НГССС равными опубликованным параметрам системы «Iridium» (таблица 1) [50].

Таблица 1 – Параметры спутниковой группировки

Высота орбиты	780 км
Количество плоскостей	6
Количество КА 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°
Пропускная способность межспутниковых линий	25 Мбит/с
Суммарная пропускная способность линий вниз/вверх одного КА	2 Мбит/с

Модели терминалов и спутников

Модель терминала представляет собой источник пакетов с Парето распределёнными периодами включения и выключения с параметром $\alpha = 1,2$ и математическим ожиданием длительности периодов включения и выключения m равным 200 мс [51]. При моделировании для потоков данных выбираются максимальные скорости передачи данных V_t от 0,5 Мбит/с до 1,5 Мбит/с с шагом 0,1 Мбит/с.

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

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

где r – оператор генерации равномерно распределённой случайной величины $r \in [0; 0,999]$.

Во время периодов включения терминалы непрерывно передают пакеты объёмом $z = 8192$ бит с постоянными скоростями передачи данных, указанными выше. Эти скорости не являются средними.

На рис. 8 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 КА через время d_t , равное времени распространения сигнала до КА. Таким образом, пакет после создания терминалом поступает от терминала на КА 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.

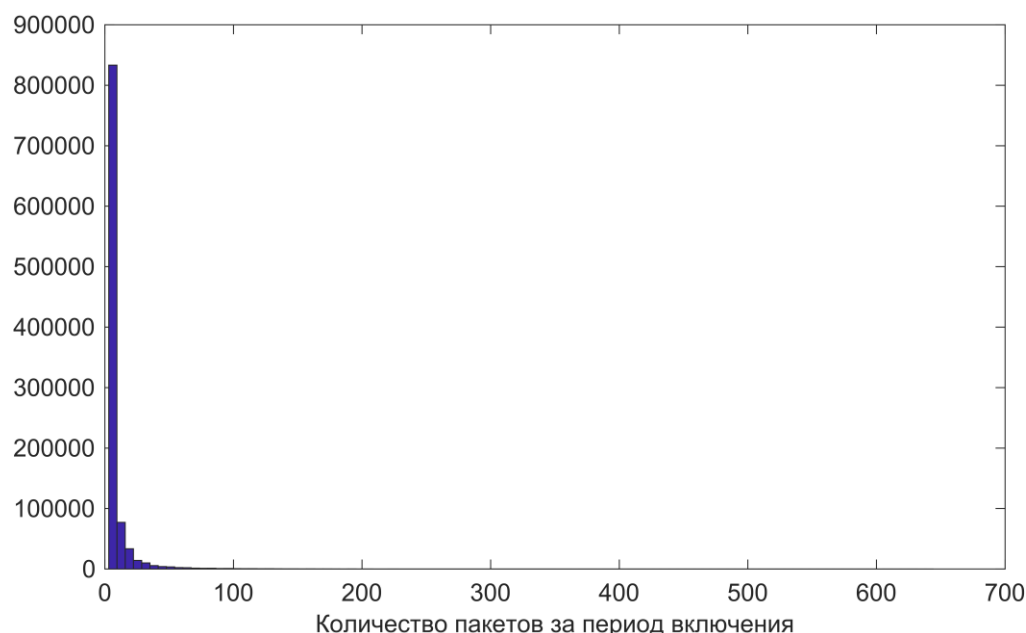


Рис. 8. Гистограмма распределения количества переданных пакетов за периоды включения случайной длительности для интенсивности потоков данных 0,5 Мбит/с

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 рис. 9 изображено распределение терминалов по поверхности Земли.

Каждый терминал генерирует поток данных определённому получателю. Получатель выбирается случайным образом в пропорциях, описанных в таблице 2. 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 [51].

Модель КА представляет собой маршрутизатор с четырьмя входными и выходными межспутниковыми линиями, а также с линией вниз и вверх для связи с абонентскими терминалами.

Для линий вниз задержка очереди не моделируется, скорость передачи линий вниз такая же, как и у терминалов (у линии вверх), поэтому задержка передачи пакета от КА к терминалу равна $D_t = z/V_t + d_t$.

У каждой выходной межспутниковой линии есть буфер, являющийся FIFO очередью длиной в 200 пакетов объёмом z . Скорость передачи межспут-

никовой линии V_s равна 25 Мбит/с, время передачи z/V_s (обслуживания) пакета составляет $8192/25 \cdot 10^6 \approx 3,277 \cdot 10^{-4}$ с.

Таблица 2 – Распределение потоков данных, %

От \ К	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

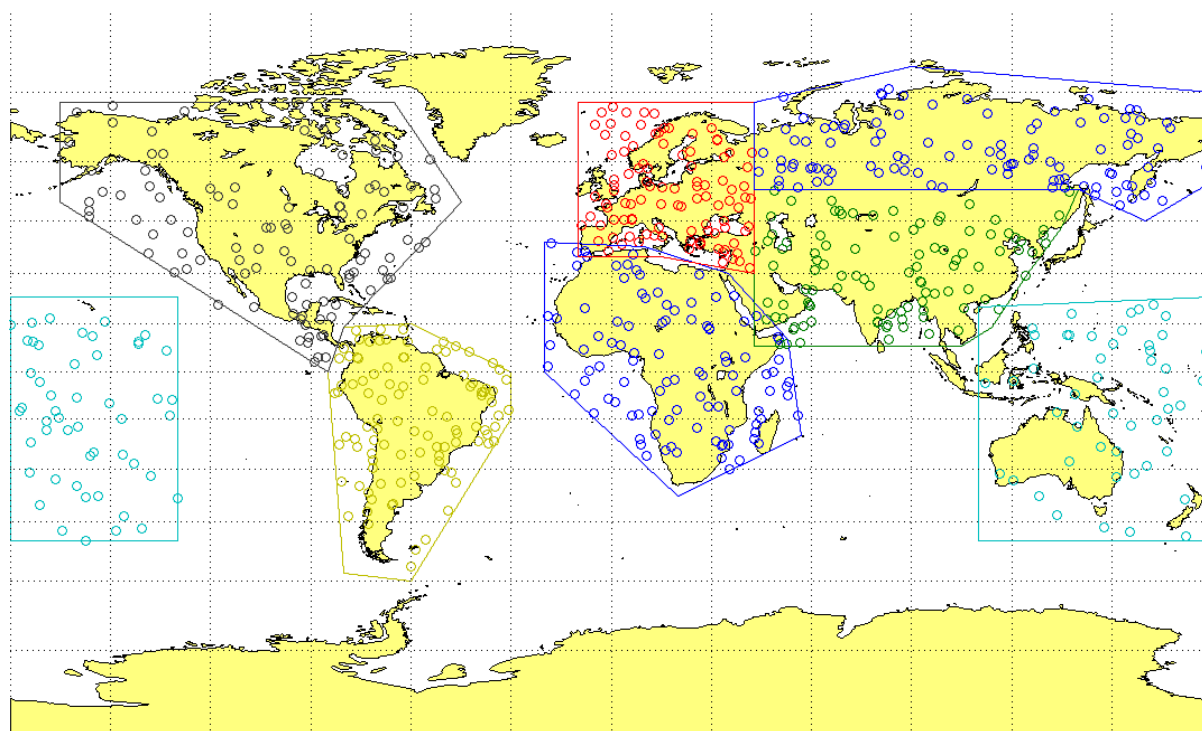


Рис. 9. Распределение терминалов по поверхности Земли

Когда пакет приходит на КА и следующим получателем будет другой КА, а не терминал в области покрытия текущего КА, то пакет моментально добавляется в выходную очередь соответствующей линии в соответствии с таблицей маршрутизации. Если очередь переполнена, то пакет отбрасывается. Если очередь пуста, то пакет передается следующему КА.

Задержки работы маршрутизирующего оборудования не моделируются, и задержка передачи только что пришедшего пакета следующему КА определяется только длиной очереди, скоростью передачи межспутниковой линии и рас-

стоянием до следующего КА: $D_s = z/V_s + d_s + n \cdot z/V_s$, где n – текущее количество пакетов в очереди (пришедший пакет ещё не добавлен в очередь).

Задержка обновления таблиц маршрутизации, время расчёта таблиц маршрутизации и время передачи информации о потоках данных также не моделируется; вышеперечисленное в рамках модели происходит мгновенно.

Сравнение предложенного алгоритма централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НГССС с другими алгоритмами

Рассмотрим результаты имитационного моделирования предложенного алгоритма и сравнение предложенного алгоритма со следующими тремя алгоритмами.

1. Алгоритм маршрутизации с кратчайшими путями.
2. Алгоритм маршрутизации с равномерным распределением потоков данных по маршрутам.
3. Алгоритм с поиском распределения, при котором минимизируется значение загрузки наиболее загруженной линии [53].

Результаты моделирования приведены на графиках. Значение каждой точки графиков является средним значением 20 испытаний, доверительные интервалы рассчитаны для доверительной вероятности 0,99. Длительность моделирования 300 с. Период балансировки нагрузки равен 20 с. В первый период балансировки нагрузки нет данных о предыдущих объёмах потоков данных, поэтому для предложенного алгоритма используются кратчайшие пути.

Сделаем замечания по поводу сравниваемых алгоритмов.

Для решения задачи управления балансировкой нагрузки для предложенного алгоритма выбран генетический алгоритм [52]. Одно из основных достоинств генетического алгоритма – это простота параллельной реализации. Увеличивая размер популяции генетического алгоритма и параллельно обрабатывая элементы популяции, можно значительно ускорить нахождение решения.

В таблице 3 представлены параметры генетического алгоритма, использованные при моделировании. В генетическом алгоритме используется односточечный кроссовер и отбор элитных особей в следующее поколение [52].

Таблица 3 – Параметры генетического алгоритма

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

Рассмотрим свойства генетического алгоритма подробнее. Генетический алгоритм состоит из следующих шагов.

1. Создание начальной популяции – начального множества решений.
2. Оценка вероятности потери пакетов для каждой особи.

3. Отбор элитных особей в следующее поколение.
4. Отбор особей-кандидатов в следующее поколение.
5. Кроссовер особей-кандидатов.
6. Мутация особей-кандидатов.
7. Оценка вероятности потери пакетов для каждой особи.
8. Отбор N' особей-кандидатов в следующее поколение. $N' = N - N_{\text{э}}$, где N – размер популяции, $N_{\text{э}}$ – число элитных особей, которые отобраны в следующее поколение. Увеличение числа созданных поколений на единицу.
9. Если число созданных поколений $P < P_{\text{max}}$, где P_{max} – максимальное число поколений, то переходим к шагу 3. Если $P = P_{\text{max}}$, 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. Рассмотрим оставшиеся шаги алгоритма.

Для отбора элитных особей (шаг 3) в следующее поколение копируем $N_{\text{э}}$ особей с наименьшей оценкой вероятности потери в следующее поколение.

Для отбора особей-кандидатов (шаг 4) в следующее поколение используется алгоритм ранжирования [52]. 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 (при этом могут получаться копии особей). Вероятность выбора одной особи равна отношению ранга особи к сумме рангов.

Рассмотрим алгоритм кроссовера (шаг 5). Будем проводить одноточечный кроссовер. Для этого выбираем случайно число от 2 до значения размерности вектора пропорций распределения особи. Начиная с этого элемента, проведём обмен элементами вектора пропорций двух решений. 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. Та особь, у которой нет пары остаётся неизменной.

Рассмотрим способ отбора особей в следующее поколение (шаг 8). На этом этапе уже отобрано $N_{\text{э}}$ элитных особей в следующее поколение. Теперь берём $N' = N - N_{\text{э}}$ особей с наименьшей оценкой вероятности потери пакетов среди множества особей-кандидатов и добавляем эти особи в следующее поко-

ление. После выбора особей в следующее поколение итерация цикла генетического алгоритма завершается.

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

В алгоритме с равномерным распределением потоков по маршрутам каждый поток в НГССС распределяется поровну между доступными маршрутами.

Опишем алгоритм с поиском распределения, при котором минимизируется значение загрузки наиболее загруженной линии. При решении задачи оптимизации для решения задачи балансировки нагрузки одним из самых распространённых показателей того, насколько хорошо решение, является значение уровня загрузки наиболее загруженной линии в системе [53]. Этот алгоритм основан на предложенном алгоритме, только качество решения оцениванием не по оценке вероятности потери пакетов, а по значению загрузки наиболее загруженной линии.

На рис. 10 показаны графики зависимости вероятности потери пакетов от интенсивности потоков данных, в таблице 4 показаны значения доверительных интервалов. Наибольшая вероятность потери у алгоритма маршрутизации с кратчайшими путями. Затем в сторону уменьшения вероятности потери пакетов идёт алгоритм маршрутизации с равномерным распределением.

У предложенного алгоритма больше вероятность потери пакетов, чем у алгоритма маршрутизации, использующего значение загрузки максимально загруженной линии, в диапазоне интенсивностей от 0,5 Мбит/с до 1,1 Мбит/с. Начиная с 1,2 Мбит/с, у предложенного алгоритма вероятность потери пакетов значительно меньше.

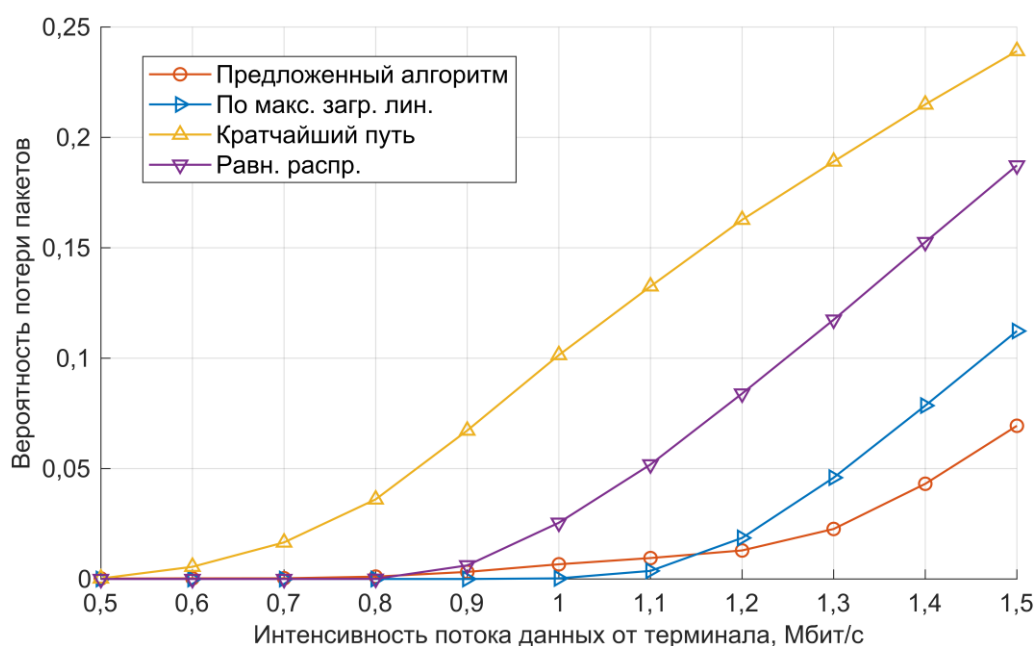


Рис. 10. Зависимость вероятности потери пакетов от интенсивности потоков данных

Таблица 4 – Значения доверительных интервалов для оценок вероятности потери пакетов при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный алгоритм	По максимуму 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
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 рис. 11 показаны графики зависимости пропускной способности НГССС от интенсивности потоков данных, в таблице 5 показаны значения доверительных интервалов. Соотношение между алгоритмами 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 алгоритм с кратчайшими путями. Начиная с 1,2 Мбит/с, предложенный алгоритм обеспечивает наибольшую пропускную способность.

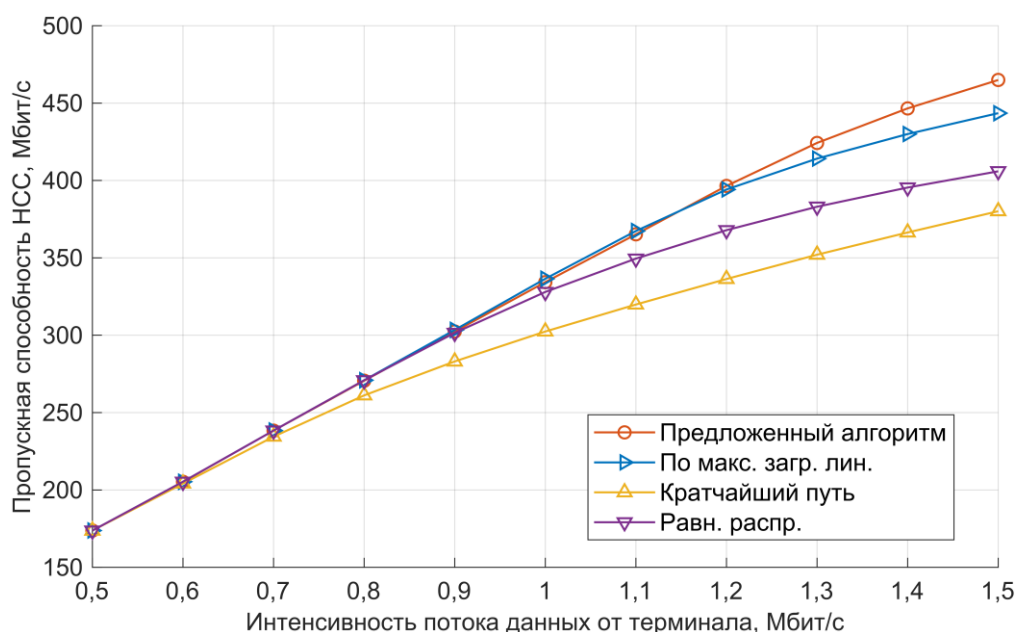


Рис. 11. Зависимость пропускной способности НССС от интенсивности потоков данных

Таблица 5 – Значения доверительных интервалов для оценок пропускной способности НССС при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный алгоритм, Мбит/с	По максимально загруженной линии, Мбит/с	Кратчайший путь, Мбит/с	Равномерное распределение, Мбит/с
0,5	0,593106	0,603002	0,584780	0,602906
0,6	0,723329	0,725919	0,661324	0,725850
0,7	0,866883	0,852004	0,801358	0,851925
0,8	0,988778	0,971357	0,732513	0,969956
0,9	1,046215	1,092967	0,866007	0,988974
1,0	1,279149	1,198654	0,794856	0,976572
1,1	1,405149	1,272811	0,948630	0,923294
1,2	1,373046	1,601512	1,012883	0,971127
1,3	1,138735	1,544842	1,038564	0,745429
1,4	1,778281	1,679337	1,089635	0,949731
1,5	1,396089	2,240311	1,273059	0,929217

То, что предложенный алгоритм обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов и большую пропускную способность НГССС, начиная с интенсивности 1,2 Мбит/с и выше, по сравнению с алгоритмом с оценкой решения по максимально загруженной линии, объясняется следующим. В алгоритме 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 алгоритме оценивается вероятность потери пакетов. При низкой интенсивности потоков, когда перегрузка линий, переполнение буферов, а отсюда и потери пакетов почти невозможны, предложенный алгоритм посылает почти все потоки данных 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 алгоритм с оценкой решения по максимально загруженной линии обеспечивает меньшую вероятность потери пакетов и больше пропускную способность, чем предложенный алгоритм с оценкой решения по вероятности потери пакетов. При высокой интенсивности потоков алгоритм с оценкой решения по максимально загруженной линии уже не может обеспечить большую остаточную пропускную способность в линиях. Это связано со следующим. 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 произойти так, что до перенаправления была перегружена только одна линия, а после –

несколько. Поэтому 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 алгоритма.

На рис. 12 изображены графики зависимости средней задержки пакета в очереди от интенсивности потоков данных, значения доверительных интервалов показаны в таблице 6. Поведение графиков зависимости задержки очереди (рис. 12) похоже на поведение графиков зависимости вероятности потери пакетов (рис. 10), так как и задержка очереди, и вероятность потери пакетов из-за переполнения буфера линии связаны с количеством пакетов в очередях.

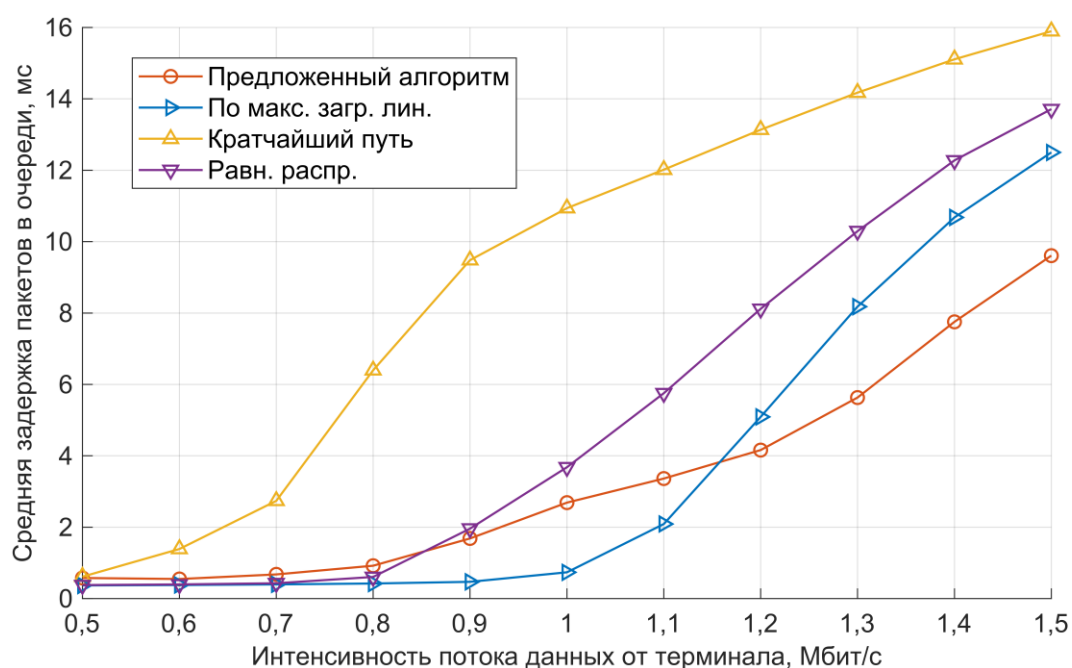


Рис. 12. Зависимость средней задержки пакета в очереди от интенсивности потоков данных

Таблица 6 – Доверительные интервалы оценок средней задержки пакета в очереди при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный алгоритм, мс	По максимальной загруженной линии, мс	Кратчайший путь, мс	Равномерное распределение, мс
0,5	0,051561	0,000516	0,070023	0,000416
0,6	0,064760	0,000595	0,087117	0,000617
0,7	0,083799	0,001123	0,161688	0,001710
0,8	0,121495	0,002347	0,238845	0,029184
0,9	0,142932	0,009631	0,222282	0,109629
1,0	0,175748	0,054920	0,167374	0,070977
1,1	0,171969	0,203800	0,157811	0,109280
1,2	0,171132	0,383702	0,098174	0,112783
1,3	0,226321	0,353585	0,106486	0,139977
1,4	0,257557	0,360057	0,137883	0,135479
1,5	0,307682	0,296421	0,174174	0,109409

У алгоритма с кратчайшими путями наибольшая средняя задержка очереди. Затем в сторону уменьшения идёт алгоритм с равномерным распределением. От 0,5 Мбит/с до 1,1 Мбит/с у алгоритма с оценкой решений по максимальной загрузке линий наименьшая средняя задержка очереди. Начиная с 1,2 Мбит/с и выше, у предложенного алгоритма наименьшая средняя задержка очереди.

На рис. 13 изображены графики зависимости средней задержки маршрута пакетов в зависимости от интенсивности потоков данных, значения доверительных интервалов показаны в таблице 7.

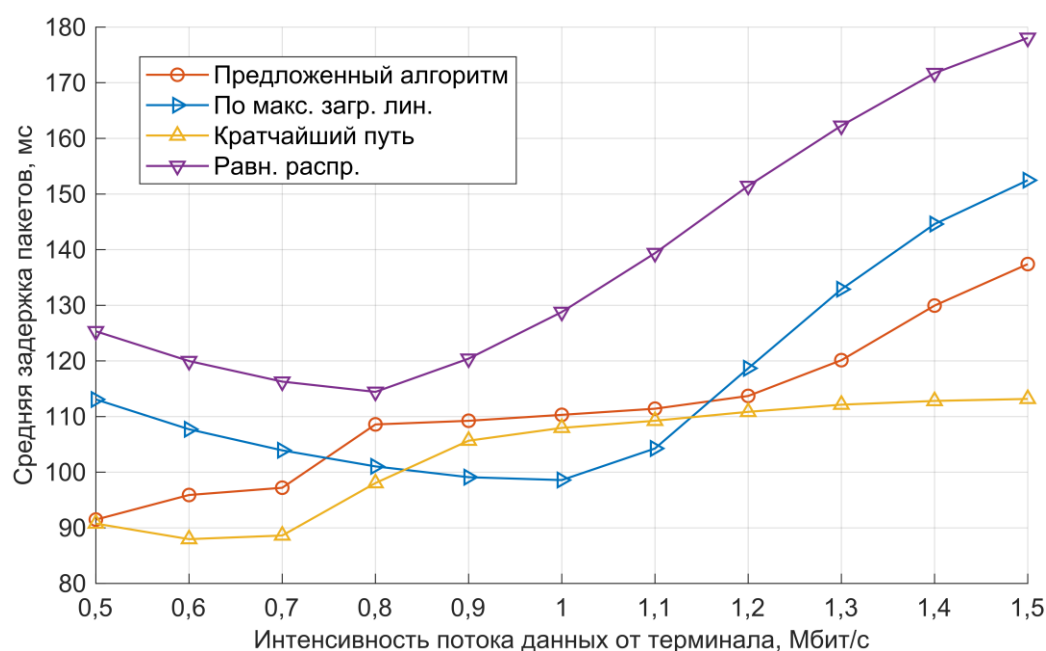


Рис. 13. – Зависимость средней задержки пакета от интенсивности потоков данных

Таблица 7 – Доверительные интервалы оценок средней задержки доставки пакетов при доверительной вероятности 0,99

Интенсивность потока данных, Мбит/с	Предложенный алгоритм, мс	По максимально загруженной линии, мс	Кратчайший путь, мс	Равномерное распределение, мс
0,5	1,041130	0,392912	0,266407	0,082265
0,6	1,387243	0,317959	0,330632	0,098645
0,7	0,546385	0,462482	0,598067	0,086110
0,8	1,841582	0,440668	0,901453	0,229824
0,9	1,174845	0,444067	0,732376	0,707288
1,0	1,022528	0,446512	0,649960	0,456052
1,1	1,086311	1,312379	0,690843	0,652917
1,2	1,234834	2,122907	0,653795	0,710719
1,3	1,229684	1,995954	0,894390	0,887660
1,4	1,454648	1,918899	0,649261	0,725012
1,5	1,547120	1,674792	0,995721	0,468534

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

Начиная с 1,2 Мбит/с и выше, у предложенного алгоритма меньше средняя задержка, чем у алгоритма с оценкой решений по максимально загруженной линии. Как было сказано выше, алгоритм 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 алгоритма также меньше. Это связано с тем, что предложенный алгоритм может передавать пакеты по коротким путям до тех пор, пока не теряются пакеты. Алгоритм 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 алгоритма.

Выводы

В данной работе предложен алгоритм централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в негеостационарных спутниковых системах связи с межспутниковыми линиями.

Задача многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки задана как задача нахождения таких пропорций распределения потоков данных по наборам маршрутов, при которых минимизируется вероятность потери пакетов в НГССС. Задача маршрутизации с балансировкой нагрузки является NP сложной проблемой оптимизации поиска пропорций распределения потоков по заданным маршрутам. Поэтому решение находится эвристическими алгоритмами оптимизации. Для эвристического алгоритма оптимизации, решающего задачу многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки, предложены основные необходимые функции: функция оценки решения, случайного создания решения, случайного изменения решения. Для решения задачи маршрутизации с балансировкой нагрузки выбран генетический алгоритм оптимизации. Подобраны параметры генетического алгоритма оптимизации.

Основной новизной работы является алгоритм поиска набора маршрутов, имеющих минимум общих линий, и алгоритм оценки вероятности потери пакетов в НГССС при переполнении выходных буферов межспутниковых линий.

Проведён анализ предложенного алгоритма централизованной многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в НГССС и сравнение с другими алгоритмами на основе имитационного моделирования. Из результатов имитационного моделирования следует, что предложенный алгоритм обеспечивает.

1. Низкую вероятность потери пакетов при переполнении выходных буферов межспутниковых линий НГССС по сравнению с другими рассмотренными при имитационном моделировании алгоритмами.
2. Высокую пропускную способность НГССС по сравнению с другими рассмотренными при имитационном моделировании алгоритмами.
3. Низкую задержку очереди по сравнению с другими рассмотренными при имитационном моделировании алгоритмами.

Отметим пути улучшения предложенного алгоритма:

1. Добавление алгоритма QoS маршрутизации к предложенному алгоритму. В предложенном алгоритме определяются пропорции распределения потоков данных по маршрутам. Можно в пределах этих пропорций распределять потоки данных в соответствии с их требованиями.
2. Совмещение предложенного алгоритма с алгоритмом 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 алгоритм. Предложенный алгоритм, 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).

Литература

1. Камнев В. Е., Черкасов В. В., Чечин Г. В. Спутниковые сети связи: учебное пособие. – М.: Альпина, 2004. – 536 с.
2. Аганесов А. В., Макаренко С. И. Модель объединенной воздушно-космической сети связи с децентрализованным принципом ретрансляции информационных потоков на основе mesh-технологий // Инфокоммуникационные технологии. 2016. Т. 14. № 1. С. 7-16.
3. Аганесов А. В., Макаренко С. И. Балансировка информационной нагрузки между воздушным и космическим сегментами объединенной воздушно космической сети связи, построенной на основе mesh-технологии // Научные технологии в космических исследованиях Земли. 2016. Т. 8. № 1. С. 17-25.
4. Аганесов А. В., Макаренко С. И. Модель воздушно-космической сети связи с иерархическим принципом ретрансляции информационных потоков. // Радиотехнические и телекоммуникационные системы. 2015. № 4 (20). С. 43-51.
5. Аганесов А. В. Модель сети спутниковой связи на основе протокола случайного множественного доступа S-ALOHA // Системы управления, связи и безопасности. 2015. № 2. С. 99-134.

6. Аганесов А. В. Анализ качества обслуживания в воздушно-космической сети связи на основе иерархического и децентрализованного принципов ретрансляции информационных потоков // Системы управления, связи и безопасности. 2015. № 3. С. 92-121.

7. Новиков Е. А., Уткин Д. Р., Шадрин А. Г., Квасов М. Н. Оценка своевременности связи при передаче мультисервисного трафика в сети спутниковой связи специального назначения // Системы управления, связи и безопасности. 2018. № 1. С. 136-155.

8. Митряев Г. А., Новиков Е. А., Уткин Д. Р. Модель прогнозирования пользовательской нагрузки в обратном канале сети спутниковой связи на основе вейвлет-преобразования // Проблемы технического обеспечения войск в современных условиях. Труды II межвузовской научно-практической конференции. 2017. С. 140-143.

9. Новиков Е. А., Зиннуров С. Х. Модель гибкого обслуживания трафика сложной структуры и алгоритм оперативного резервирования дополнительных каналов в земных станциях спутниковой связи // Системы управления, связи и безопасности. 2017. № 1. С. 98-115.

10. Новиков Е. А., Зиннуров С. Х., Гапонов В. В., Астахов Е. Н. Модель гибкого обслуживания мультисервисного трафика в земных станциях спутниковой связи // Современные проблемы создания и эксплуатации вооружения, военной и специальной техники. III Всероссийская научно-практическая конференция. – СПб.: ВКА им. А.Ф. Можайского, 2016. – С. 344-348.

11. Новиков Е. А., Уткин Д. Р. Прогнозирование пользовательской нагрузки, поступающей на коммутационное оборудование земной станции военной сети спутниковой связи // Современные проблемы создания и эксплуатации вооружения, военной и специальной техники. III Всероссийская научно-практическая конференция. – СПб.: ВКА им. А.Ф. Можайского 2016. С. 378-382.

12. Новиков Е. А. Применение моделей структурной динамики при решении задачи распределения частотно-временного ресурса сети спутниковой связи на основе стандарта DVB-RCS // Информационно-управляющие системы. 2013. № 3 (64). С. 78-83.

13. Михайлов Р. Л. Модели и алгоритмы маршрутизации в транспортной наземно-космической сети связи военного назначения // Системы управления, связи и безопасности. 2015. № 3. С. 52-82.

14. Huang C., Liu F. A distributed class-based alternative routing under a congestion control architecture for LEO satellite networks // 2010 IEEE International Conference on Wireless Communications, Networking and Information Security (WCNIS). 2010. P. 431-435.

15. Na Z., Gao Z., Cui Y., Chen L., Guo Q. Agent-Based Distributed Routing Algorithm with Traffic Prediction for LEO Satellite Network // International Journal of Future Generation Communication & Networks. 2013. Vol. 6. No. 3. P. 67.

16. Sun W., Zhang Y., Zhang H., Li S. An Optimal Rate Control and Routing Scheme for Multipath Networks // Int. J. of Computers, Communications & Control. Vol. 6. No. 4. 2011. P. 657-668.
17. Taft-Plotkin N., Bellur B., Ogier R. Quality of Service Routing using Maximally Disjoint Paths // IWQoS '99. 1999 Seventh International Workshop on Quality of Service. 1999. P. 119-128.
18. Taleb T., Mashimo D., Jamalipour A., Kato N. Explicit Load Balancing Technique for N GEO Satellite IP Networks With On-Board Processing Capabilities // IEEE/ACM Transactions on Networking. 2009. Vol. 17(1). P. 281-293.
19. Yoshida K., Tsuru M., Oie Y., Koppen M. Evolutionary Routing-Path Selection in Congested Communication Networks // Proceedings of the 2009 IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics. 2009. P. 2224-2229.
20. Zhang J., Xi K., Zhang L., Chao H. J. Optimizing Network Performance Using Weighted Multipath Routing // 21st International conference on Computer Communications and Networks (ICCCN). 2012. P. 1-7.
21. Zhang Z., Nelakutidi S. On Selection of Paths for Multipath Routing // IWQoS 2001. LNCS 2092. 2001. P. 170-184.
22. Zhu J., Rao Y., Fu L., Chen W., Shao X. Load Balancing Routing Based on Agent for Polar-orbit LEO Satellite Networks // Journal of Information & Computational Science. 2012. Vol. 9. No. 5. P. 1373-1384.
23. Zihe G., Qing G., Zhenyu N. A distributed Multipath Routing Strategy for LEO Satellite Networks // Tamkang Journal of Science and Engineering. 2011. Vol. 14. No. 2. P. 161-169.
24. Камнев В. Е. Преимущества и недостатки спутниковых сетей связи, использующих негеостационарные орбитальные группировки ретрансляторов // Сборник докладов 4-й Международной конференции «Спутниковая связь – IS-SC-2000». – М.: МЦНТИ, 2000. – 362 с.
25. Лазарев В. Г., Лазарев Ю. В. Динамическое управление потоками информации в сетях связи. – М.: Радио и связь, 1983. – 215 с.
26. Ateya A. A., Vybornova A., Kirichek R., Koucheryavy A. Multilevel Cloud Based Tactile Internet System // 19th International Conference on Advanced Communication Technology (ICACT). 2017. P. 105-110.
27. Kirichek R., Vladyko A., Paramonov A., Koucheryavy A. Software-Defined Architecture for Flying Ubiquitous Sensor Networking // 19th International Conference on Advanced Communication Technology (ICACT) 2017. P. 158-162.
28. Hoang T., Kirichek R., Paramonov A., Houndonougbo F., Koucheryavy A. Adaptive Routing in Wireless Sensor Networks Under Electromagnetic Interference // 31st International Conference on Information Networking (ICOIN). 2017. P. 76-79.
29. Атея А. А., Выборнова А. И., Кучерявый А. Е. Многоуровневая облачная архитектура для услуг тактильного интернета // Электросвязь. 2017. № 2. С. 26-30.
30. Hoang L. Tr., Kirichek R. V., Paramonov A. I., Koucheryavy A. E. Development of Methods to Maintain the Functionality of Wireless Sensor Networks

Under Intentional Electromagnetic Interference Conditions // Электросвязь. 2017. № 3. С. 32-38.

31. Шкляева А. В., Киричек Р. В., Парамонов А. И., Кучерявый А. Е. Сбор данных с наземного сегмента летающей сенсорной сети как система массового обслуживания // Интернет вещей и 5G. 2016. С. 12-16.

32. Нуриллоев И. Н., Киричек Р. В., Парамонов А. И., Кучерявый А. Е. Обеспечение связности наземных сегментов летающей сенсорной сети с помощью БПЛА // Интернет вещей и 5G. 2016. С. 21-25.

33. Кучерявый А. Е., Выборнова А. И. Тактильный интернет // Актуальные проблемы инфотелекоммуникаций в науке и образовании: сборник научных статей V международной научно-технической и научно-методической конференции. 2016. С. 6-11.

34. Киричек Р. В., Кулешов А. А., Кучерявый А. Е. Метод обнаружения беспилотных летательных аппаратов на базе анализа трафика // Труды учебных заведений связи. 2016. Т. 2. № 1. С. 77-82.

35. Kirichek R., Paramonov A., Koucheryavy A. Swarm of Public Unmanned Aerial Vehicles as a Queuing Network // Communications in Computer and Information Science. 2016. Vol. 601. P. 111-120.

36. Vybornova A., Paramonov A., Koucheryavy A. Analysis of the Packet Path Lengths in the Swarms for Flying Ubiquitous Sensor Networks // Communications in Computer and Information Science. 2016. Vol. 678. P. 361-368.

37. Dao N., Koucheryavy A., Paramonov A. Analysis of Routes in the Network Based on a Swarm of Uavs // Lecture Notes in Electrical Engineering. 2016. Vol. 376. P. 1261-1271.

38. Вырелкин А. Д., Выборнова А. И., Кучерявый А. Е. Исследование возможности применения БПЛА как мобильного шлюза летающей сенсорной сети для наземных автономных сенсорных сетей // Информационные технологии и телекоммуникации. 2016. Т. 4. № 1. С. 29-36.

39. Шкляева А. В., Киричек Р. В., Кучерявый А. Е. Методы тестирования летающих сенсорных сетей // Информационные технологии и телекоммуникации. 2016. Т. 4. № 2. С. 43-52.

40. Кучерявый А. Е., Владыко А. Г., Киричек Р. В., Маколкина М. А., Парамонов А. И., Выборнова А. И., Пирмагомедов Р. Я. Перспективы научных исследований в области сетей связи на 2017-2020 годы // Информационные технологии и телекоммуникации. 2016. Т. 4. № 3. С. 1-14.

41. Аль-Кадами Н. А., Кучерявый А. Е. Критерии покрытия, связанности и плотности в 2-х мерных и 3-х мерных беспроводных сенсорных сетях // Юбилейная 70-я всероссийская научно-техническая конференция, посвящённая Дню радио. 2015. С. 205-206.

42. Koucheryavy A., Vladiko A., Kirichek R. State of the Art and Research Challenges for Public Flying Ubiquitous Sensor Networks // Lecture Notes in Computer Science. 2015. Vol. 9247. P. 299-308.

43. Тамаркин В. М., Чечин Г. В., Хромов А. В., Азиев Н. В. Анализ алгоритмов управления информационными потоками в межспутниковых каналах низкоорбитальных сетей передачи данных // 2-я Международная

конференция «Спутниковая связь» (22-24 сентября 1996, г. Москва). Том 1. – М.: МЦНТИ, 1996. – С. 173-177.

44. Чечин Г. В. Метод исследования низкоорбитальных сетей связи с различными алгоритмами построения системы информационного обмена // 2-я Международная конференция «Спутниковая связь», 22-24 сентября 1996. Том 1. – М.: МЦНТИ, 1996. – С. 178-184.

45. Гусаков Г. С., Тузов Г. И. Моделирование региональной низкоорбитальной системы спутниковой связи с наземными ретрансляторами // Электросвязь. № 2. 1998. – С. 22-24.

46. Чечин Г. В., Колышко Е. В. Оптимизация параметров алгоритмов резервирования при обеспечении непрерывности соединений и переназначении каналов в низкоорбитальных сетях связи // 3-я Международная конференция «Спутниковая связь», 22-24 сентября 1998. Том 2. – М.: МЦНТИ, 1998. – С. 170-172.

47. Абакумов П. А., Кучерявый А. Е. Алгоритм кластеризации для мобильных беспроводных сенсорных сетей в трёхмерном пространстве // Электросвязь. 2015. № 9. С. 11-14.

48. Taft-Plotkin N., Bellur B., Ogier R. Quality of Service Routing using Maximally Disjoint Paths // IWQoS '99. 1999 Seventh International Workshop on Quality of Service. 1999. P. 119-128.

49. Tsitsiklis J., Bertsimas D. Simulated Annealing // Statistical Science. 1993. Vol. 8. No. 1. P. 10-15.

50. Pratt S R. An operational and performance overview of the IRIDIUM low earth orbit satellite system // IEEE Communications Surveys. 2009. Vol. 2. No. 2. P. 2-10.

51. Taleb T., Mashimo D., Jamalipour A., Kato N. Explicit Load Balancing Technique for NGEOSatellite IP Networks with On-Board Processing Capabilities // IEEE/ACM Transactions on Networking. 2009. Vol. 17(1). P. 281-293.

52. Аверченков В. И., Казаков П. В. Эволюционное моделирование и его применение. – М.: Флинта, 2011. – 201 с.

53. Meng D., Ling Y. A Genetic Optimization Algorithm to Solve the Problem of the Load-Balancing of Network Load // IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security. 2006. Vol. 6. No. 7B. P. 63-68.

References

1. Kamnev V. E., Cherkasov V. V., Chechin G. V. Sputnikovye seti svyazi [Satellite Telecommunication Networks]. Moscow, Alpina Publ., 2004, 536 p. (in Russian).

2. Aganesov A. V., Makarenko S. I. Model of united air-space network with decentralized traffic routing based on Mesh technology. *Infocommunicacionnyye tehnologii*, 2016, no. 1, pp. 7-16 (in Russian).

3. Aganesov A. V., Makarenko S. I. The traffic balancing method between aero and space segments in aerospace network based on Mesh-technology. *H&ES Research*, 2016, vol. 8, no. 1, pp. 17-25 (in Russian).

4. Aganesov A. V., Makarenko S. I. Aerospace communications network model with traffic routing hierarchical principle. *Radio and telecommunication systems*, 2015, no. 4, pp. 43-51 (in Russian).

5. Aganesov A. V. Model of Satellite Network with S-Aloha Protocol. *Systems of Control, Communication and Security*, 2015, no. 2, pp. 99-134. Available at: <http://journals.intelgr.com/sccs/archive/2015-02/04-Aganesov.pdf> (accessed 30 June 2018) (in Russian).

6. Aganesov A. V. Quality of Service of Aerospace Network Based on Hierarchical and Decentralized Routing Protocols. *Systems of Control, Communication and Security*, 2015, no. 3, pp. 92-121. Available at: <http://journals.intelgr.com/sccs/archive/2015-03/06-Aganesov.pdf> (accessed 30 June 2018) (in Russian).

7. Novikov E. A., Utkin D. R., Shadrin A. A., Kvasov M. N. Assessment of timeliness of communication in a process of transmission of a multi-service traffic for a special purpose satellite communication network. *Systems of Control, Communication and Security*, 2018, no. 1, pp. 136-155. Available at: <http://sccs.intelgr.com/archive/2018-01/07-Novikov.pdf> (accessed 30 June 2018) (in Russian).

8. Mitryaev G. A., Novikov E. A., Utkin D. R. Model' prognozirovaniya pol'zovatel'skoj nagruzki v obratnom kanale seti sputnikovoj svyazi na osnove vejvlet-preobrazovaniya [The wavelet transformation based prediction model of user load in the satellite telecommunication network backward channel]. *Problemy tekhnicheskogo obespecheniya vojsk v sovremennyh usloviyah, Trudy II mezhvuzovskoj nauchno-prakticheskoy konferencii* [Problems the technical support of troops in modern conditions, the Proceedings of the II interuniversity scientific-practical conference], 2017, pp. 140-143 (in Russian).

9. Novikov E. A., Zinnurov S. H. Flexible Service Model of Complex Traffic and Real-time Algorithm of Channel Reserve for Satellite Earth Stations. *Systems of Control, Communication and Security*, 2017, no. 1, pp. 98-115. Available at: <http://sccs.intelgr.com/archive/2017-01/07-Novikov.pdf> (accessed 30 June 2018) (in Russian).

10. Novikov E. A., Zinnurov S. H., Gaponov V. V., Astahov E. N. Model' gibkogo obsluzhivaniya mul'tiservisnogo trafika v zemnyh stanciyah sputnikovoj svyazi [Flexible Service Model of Complex Traffic for Satellite Earth Stations]. *Sovremennye problemy sozdaniya i ekspluatacii vooruzheniya, voennoj i special'noj tekhniki. III Vserossijskaya nauchno-prakticheskaya konferenciya* [Modern problems of creation and operation of weapons, military and special equipment. III all-Russian scientific and practical conference]. Sankt-Peterburg, Mozhaisky Military Space Academy, 2016, pp. 344-348 (in Russian).

11. Novikov E. A., Utkin D. R. Prognozirovanie pol'zovatel'skoj nagruzki, postupayushchej na kommutacionnoe oborudovanie zemnoj stancii voennoj seti sputnikovoj svyazi [The prediction of user load arriving at the switching equipment of military satellite telecommunication network earth station]. *Sovremennye problemy sozdaniya i ekspluatacii vooruzheniya, voennoj i special'noj tekhniki. III Vserossijskaya nauchno-prakticheskaya konferenciya* [Modern problems of creation

and operation of weapons, military and special equipment. III all-Russian scientific and practical conference]. Sankt-Peterburg, Mozhaisky Military Space Academy, 2016, pp. 378-382 (in Russian).

12. Novikov E. A. Primenenie modelej strukturnoj dinamiki pri reshenii zadachi raspredeleniya chastotno-vremennogo resursa seti sputnikovoj svyazi na osnove standarta DVB-RCS [The application of structural dynamic models for the solving of satellite telecommunication network based on DVB-RCS standard frequency-time resource allocation task]. *Informacionno-upravlyayushchie sistemy*, 2013, no. 3 (64), pp. 78-83 (in Russian).

13. Mikhailov R. L. Routing models and algorithms of transport terrestrial-cosmic military network. *Systems of Control, Communication and Security*, 2015, no. 3, pp. 52-82. Available at: <http://journals.intelgr.com/sccs/archive/2015-03/04-Mikhailov.pdf> (accessed 30 June 2018) (in Russian).

14. Huang C., Liu F. A distributed class-based alternative routing under a congestion control architecture for LEO satellite networks. *2010 IEEE International Conference on Wireless Communications, Networking and Information Security (WCNIS)*, 2010, pp. 431-435.

15. Na Z., Gao Z., Cui Y., Chen L., Guo Q. Agent-Based Distributed Routing Algorithm with Traffic Prediction for LEO Satellite Network. *International Journal of Future Generation Communication & Networks*, 2013, vol. 6, no. 3, pp. 67-84.

16. Sun W., Zhang Y., Zhang H., Li S. An Optimal Rate Control and Routing Scheme for Multipath Networks. *Int. J. of Computers, Communications & Control*, 2011, vol. 6, no. 4, pp. 657-668.

17. Taft-Plotkin N., Bellur B., Ogier R. Quality of Service Routing using Maximally Disjoint Paths. *IWQoS '99. 1999 Seventh International Workshop on Quality of Service*, 1999, pp. 119-128.

18. Taleb T., Mashimo D., Jamalipour A., Kato N. Explicit Load Balancing Technique for NGEOSatellite IP Networks with On-Board Processing Capabilities. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2009, vol. 17(1), pp. 281-293.

19. Yoshida K., Tsuru M., Oie Y., Koppen M. Evolutionary Routing-Path Selection in Congested Communication Networks. *Proceedings of the 2009 IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, 2009, pp. 2224-2229.

20. Zhang Z., Nelakutidi S. Optimizing Network Performance Using Weighted Multipath Routing. *21st International conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, 2012, pp. 1-7.

21. Zhang Z., Nelakutidi S. On Selection of Paths for Multipath Routing. *IWQoS 2001*, 2001, pp. 170-184.

22. Zhu J., Rao Y., Fu L., Chen W., Shao X. Load Balancing Routing Based on Agent for Polar-orbit LEO Satellite Networks. *Journal of Information & Computational Science*, 2012, vol. 9, no. 5, pp. 1373-1384.

23. Zihe G., Qing G., Zhenyu N. A distributed Multipath Routing Strategy for LEO Satellite Networks. *Tamkang Journal of Science and Engineering*, 2011, vol. 14, no. 2 pp. 161-169.

24. Kamnev V. E. Preimushchestva i nedostatki sputnikovyh setej svyazi, ispol'zuyushchih negeostacionarnye orbital'nye gruppirovki retranslyatorov [The

advantages and flaws of satellite telecommunication networks employing groups of nongeostationary retranslators]. *Proceedings of 4-th international conference "Satellite Telecommunication – 2000"*, Moscow, International Centre for Scientific and Technical Information, 2000, 362 p. (in Russian).

25. Lazarev V. G., Lazarev Y. V. *Dinamicheskoe upravlenie potokami informacii v setyah svyazi* [The dynamic management of information flows in the telecommunication networks]. Moscow, Radio i svyaz', 1983, 215 p. (in Russian).

26. Ateya A. A., Vybornova A., Kirichek R., Koucheryavy A. Multilevel Cloud Based Tactile Internet System. *19th International Conference on Advanced Communication Technology (ICACT)*, 2017, pp. 105-110.

27. Kirichek R., Vladyko A., Paramonov A., Koucheryavy A. Software-Defined Architecture for Flying Ubiquitous Sensor Networking. *19th International Conference on Advanced Communication Technology (ICACT)*, 2017, pp. 158-162.

28. Hoang T., Kirichek R., Paramonov A., Houndonougbo F., Koucheryavy A. Adaptive Routing in Wireless Sensor Networks Under Electromagnetic Interference. *31st International Conference on Information Networking (ICOIN)*, 2017, pp. 76-79.

29. Ateya A. A., Vybornova A. I., Kucheryavyj A. E. Mnogourovnevaya oblachnaya arhitektura dlya uslug taktil'nogo interneta [The multilevel cloud architecture for the services of tactile internet]. *Elektrosvyaz*, 2017, no. 2, pp. 26-30 (in Russian).

30. Hoang L. Tr., Kirichek R. V., Paramonov A. I., Koucheryavy A. E. Development of Methods to Maintain the Functionality of Wireless Sensor Networks Under Intentional Electromagnetic Interference Conditions. *Elektrosvyaz*, 2017, no. 3, pp. 32-38.

31. Shklyayeva A. V., Kirichek R. V., Paramonov A. I., Kucheryavyj A. E. Sbor dannyh s nazemnogo segmenta letayushchej sensornoj seti kak sistema massovogo obsluzhivaniya [The data acquisition from land segment of flying sensor network as the system of mass service]. *Internet veshchej i 5G*, 2016, pp. 12-16 (in Russian).

32. Nurilloev I. N., Kirichek R. V., Paramonov A. I., Kucheryavyj A. E. Obespechenie svyaznosti nazemnyh segmentov letayushchej sensornoj seti s pomoshch'yu BPLA [The provision of connectivity of land segments of flying sensor network via the UAV]. *Internet veshchej i 5G*, 2016, pp. 21-25 (in Russian).

33. Kucheryavyj A. E., Vybornova A. I. Taktil'nyj internet [The tactile internet]. *Aktual'nye problemy infotelekkommunikacij v nauke i obrazovanii sbornik nauchnyh statej V mezhdunarodnoj nauchno-tekhnicheskoj i nauchno-metodicheskoj konferencii*, 2016, pp. 6-11 (in Russian).

34. Kirichek R. V., Kuleshov A. A., Kucheryavyj A. E. Metod obnaruzheniya bespilotnyh letatel'nyh apparatov na baze analiza trafika [The method of unmanned aerial vehicle localisation based on traffic analysis]. *Trudy uchebnyh zavedenij svyazi*, 2016, vol. 2, no. 1, pp. 77-82 (in Russian).

35. Kirichek R., Paramonov A., Koucheryavy A. Swarm of Public Unmanned Aerial Vehicles as a Queuing Network. *Communications in Computer and Information Science*, 2016, vol. 601, pp. 111-120.

36. Vybornova A., Paramonov A., Koucheryavy A. Analysis of the Packet Path Lengths in the Swarms for Flying Ubiquitous Sensor Networks. *Communications in Computer and Information Science*, 2016. vol. 678, pp. 361-368.

37. Dao N., Koucheryavy A., Paramonov A. Analysis of Routes in the Network Based on a Swarm of Uavs. *Lecture Notes in Electrical Engineering*, 2016, vol. 376, pp. 1261-1271.

38. Vyrelkin A. D., Vybornova A. I., Kucheryavyj A. E. Issledovanie vozmozhnosti primeneniya BPLA kak mobil'nogo shlyuza letayushchej sensornoj seti dlya nazemnyh avtonomnyh sensoryh setej [The research of possibility of application UAV as a mobile gateway of flying sensor network for terrestrial autonomous sensor networks]. *Informacionnye tekhnologii i telekommunikacii*, 2016, vol. 4, no. 1, pp. 29-36 (in Russian).

39. Shklyaeva A. V., Kirichek R. V., Kucheryavyj A. E. Metody testirovaniya letayushchih sensoryh setej [The methods of testing flying sensor networks]. *Informacionnye tekhnologii i telekommunikacii*, 2016, vol. 4, no. 2, pp. 43-52 (in Russian).

40. Kucheryavyj A. E., Vladyko A. G., Kirichek R. V., Makolkina M. A., Paramonov A. I., Vybornova A. I., Pirmagomedov R. Y. Perspektivy nauchnyh issledovanij v oblasti setej svyazi na 2017-2020 gody [The perspectives of scientific research in the area of telecommunication networks for 2017-2020 years]. *Informacionnye tekhnologii i telekommunikacii*, 2016, vol. 4, no. 3, pp. 1-14 (in Russian).

41. Al'-Kadami N. A., Kucheryavyj A. E. Kriterii pokrytiya, svyazannosti i plotnosti v 2-h mernyh i 3-h mernyh besprovodnyh sensoryh setyah [The criteria of coverage, density and connectivity in 2-dimensional and 3-dimensional wireless sensor networks]. *Yubilejnaya 70-ya vs Rossijskaya nauchno-tekhnicheskaya konferenciya, posvyashchyonnaya Dnyu radio*, 2015, pp. 205-206 (in Russian).

42. Koucheryavy A., Vladyko A., Kirichek R. State of the Art and Research Challenges for Public Flying Ubiquitous Sensor Networks. *Lecture Notes in Computer Science*, 2015, vol. 9247, pp. 299-308.

43. Tamarkin V. M., Chechin G. V., Hromov A. V., Azii N. V. Analiz algoritmov upravleniya informacionnymi potokami v mezhsputnikovyyh kanalah nizkoorbital'nyh setej peredachi dannyh [The analysis of algorithms of information flow management in the intersatellite channels of low Earth orbit networks of data transmission]. *2-ya Mezhdunarodnaya konferenciya «Sputnikovaya svyaz'»*, 1996, vol. 1, pp. 173-177 (in Russian).

44. Chechin G. V. Metod issledovaniya nizkoorbital'nyh setej svyazi s razlichnymi algoritmami postroeniya sistemy informacionnogo obmena [The method of research of low Earth orbit telecommunication networks with various algorithms of formation of information exchange system]. *2-ya Mezhdunarodnaya konferenciya «Sputnikovaya svyaz'»*, 1996, vol. 1, pp. 178-184 (in Russian).

45. Gusakov G. S., Tuzov G. I. Modelirovanie regional'noj nizkoorbital'noj sistemy sputnikovoj svyazi s nazemnymi retranslyatorami [The simulation of regional low Earth orbit satellite telecommunication system with terrestrial retranslators]. *Elektrosvyaz'*, 1998, no. 2, pp. 22-24 (in Russian).

46. Chechin G. V., Kolyshko E. V. Optimizaciya parametrov algoritmov rezervirovaniya pri obespechenii nepreryvnosti soedinenij i perenaznachenii kanalov v nizkoorbital'nyh setyah svyazi [The optimisation of parameters of reservation with provision of connection uninterruptability and reallocation of channels algorithm in low Earth orbit telecommunication networks]. *3-ya Mezhdunarodnaya konferenciya «Sputnikovaya svyaz'»*, 1998, vol. 2, pp. 170-172 (in Russian).

47. Abakumov P. A., Kucheryavyj A. E. Algoritm klasterizacii dlya mobil'nyh besprovodnyh sensornyh setej v tryohmernom prostranstve [The clustering algorithm for mobile wireless sensor networks in three-dimensional space]. *Elektrosvyaz'*, 2015, no. 9, pp. 11-14 (in Russian).

48. Taft-Plotkin N., Bellur B., Ogier R. Quality of Service Routing using Maximally Disjoint Paths. *IWQoS '99. 1999 Seventh International Workshop on Quality of Service*, 1999, pp. 119-128.

49. Tsitsiklis J., Bertsimas D. Simulated Annealing. *Statistical Science*, 1993, vol. 8, no. 1, pp. 10-15.

50. Pratt S. R. An operational and performance overview of the IRIDIUM low earth orbit satellite system. *IEEE Communications Surveys*, 2009, vol. 2, no. 2, pp. 2-10.

51. Taleb T., Mashimo D., Jamalipour A., Kato N. Explicit Load Balancing Technique for NGEOSatellite IP Networks with On-Board Processing Capabilities. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2009, vol. 17(1), pp. 281-293.

52. Averchenkov V. I., Kazakov P. V. *Evolucionnoe modelirovanie i ego primeneniye* [Evolutionary simulation and its application]. Moscow, Flinta Publ., 2011, 201 p. (in Russian).

53. Meng D., Ling Y. A Genetic Optimization Algorithm to Solve the Problem of the Load-Balancing of Network Load. *IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security*, 2006, vol. 6, no. 7B, pp. 63-68.

Статья поступила 16 марта 2018 г.

Информация об авторе

Иванов Валерий Игоревич – научный сотрудник. Московский технический университет связи и информатики. Область научных интересов: маршрутизация в негеостационарных спутниковых системах связи; маршрутизация в ad hoc сетях связи. E-mail: ivanovvi89@gmail.com

Адрес: 111024, Москва, Авиамоторная ул., 8а.

Algorithm of Centralized Multipath Routing with Load Balancing for Nongeostationary Telecommunication Satellite System with Intersatellite Links

V. I. Ivanov

Purpose. The capacity of nongeostationary telecommunication satellite system (NGTSS) with intersatellite links is precious and scarce (compared to terrestrial telecommunication systems) resource. Subscribers terminals are unevenly distributed on the Earth and data flows from terminals are oscillating drastically during the day. Hence, the uneven distribution of data flows and intersatellite links overloading forms, which leads to the loss of data packets. To prevent packet loss, it is necessary to create the effective routing algorithm with load balancing. **The goal of paper** is to create the algorithm of centralized multipath routing with load balancing for NGTSS with intersatellite links. **Methods.** The methods of graph theory and optimisation theory are used to create the algorithm of multipath routing with load balancing. **Novelty.** The new algorithm of route sets with a minimum number of common links search and the new algorithm of packet loss probability estimation due to link exit buffer overload comprise the novelty of proposed algorithm. **Results.** The research has shown that proposed algorithm of centralized multipath routing with load balancing provides the low probability of packet loss due to NGTSS intersatellite link exit buffer overload, high throughput of NGTSS, low queuing delay of exit buffers of NGTSS links. **Practical relevance.** The proposed algorithm of centralized multipath routing with load balancing is acceptable to use for effective control of data transmission in NGTSS under development and, as a consequence, for the increase of throughput of NGTSS and for the lowering the packet loss probability of NGTSS.

Keywords: telecommunication satellite systems, routing, nongeostationary telecommunication satellite systems, load balancing, multipath routing, decentralised network.

Information about author

Valeriy Igorevich Ivanov – Research Officer. Moscow Technical University of Communications and Informatics. Field of research: nongeostationary satellite telecommunication systems routing; ad hoc telecommunication networks routing. E-mail: ivanovvi89@gmail.com

Address: Russia, 111024, Moscow, Aviamotornaya st., 8a.