

О. В. Карсаев, канд. техн. наук, ст. науч. сотр., karsaev@ips-logistic.com,
Федеральное государственное бюджетное учреждение науки Санкт-Петербургский институт
информатики и автоматизации Российской академии наук, Санкт-Петербург

Модификация CGR-алгоритма маршрутизации данных в коммуникационной сети группировки спутников*

Сети связи в космических системах, предполагающих использование группировок спутников, являются DTN-сетями (Delay and Disruption Tolerant Networks). Установление каналов связей в космических сетях связи обладает определенной спецификой: каналы связи могут планироваться. В связи с этим в качестве наиболее перспективного решения задачи маршрутизации данных рассматривается CGR-подход (Contact Graph Routing). В основе этого подхода с учетом указанной специфики лежит расчет плана контактов. На основе этого плана в узлах сети рассчитываются графы контактов, которые используются для поиска кратчайших маршрутов передачи данных.

В данной статье в качестве модификации данного подхода предлагаются два взаимосвязанных решения: поиск маршрутов на основе плана контактов, т. е. без расчета и использования графа контактов, и адаптивный метод поиска необходимой для маршрутизации совокупности кратчайших маршрутов. Суть первого решения состоит в следующем. В стандартном варианте CGR-подхода вершины графа соответствуют планируемым контактам между узлами сети, а ребра — процессам хранения данных в узлах сети. В отличие от этого в предлагаемом варианте вершины графа соответствуют узлам сети, а ребра графа и вес ребер графа определяются динамически, в процессе поиска кратчайших маршрутов. В основе второго решения вводится понятие фронта планирования, под которым понимается список контактов. Искомые маршруты разбиваются на определенное число пулов. В каждом пуле объединяются маршруты, в которых используется определенный контакт из фронта планирования. Фронт планирования обновляется в двух случаях. В случае изменения топологии сети происходит замещение использованных или не установленных контактов последующими контактами с теми же самыми узлами сети, ближайшими по времени. В случае роста трафика сообщений выполняется определенное расширение фронта планирования и используются дополнительные пулы маршрутов. В заключении статьи приводится описание и обоснование ожидаемых преимуществ предложенного подхода.

Ключевые слова: группировка спутников, DTN-сеть, CGR-маршрутизация

Введение

Основой системы планирования и управления группировкой спутников является информационное взаимодействие, разработка которого предопределяется возможностями сети связи. Физической основой сети являются каналы связи, которые могут устанавливаться между спутниками и между спутниками и наземными станциями в интервалах времени, когда они находятся в зоне прямой видимости друг друга. Эти интервалы времени предопределяются следующими основными факторами:

- орбитальное построение и число спутников группировки;
- географическое положение и число наземных станций;
- технические возможности и ограничения системы связи спутников, в частности — максимальная дальность передачи радиосигналов, число каналов связи, которое одновременно может обеспечиваться спутником.

Основной задачей при организации сети связи является маршрутизация передачи данных. В случае космических сетей связи данная задача рассматривается с учетом двух основных факторов: мобильности узлов сети (спутников) и связанности или несвязанности сети. Сеть является связанной, если в любой момент времени между любой парой узлов существует маршрут передачи сообщений.

В случае космических систем, как правило, полагается, что сеть является несвязанной. Связанные сети рассматриваются только в двух частных случаях. В первом случае рассматриваются группировки, состоящие из небольшого числа спутников, находящихся на незначительном расстоянии друг от друга. Такие конфигурации, как правило, рассматриваются в экспериментальных миссиях. В частности, в одном из первых проектов по отработке информационного взаимодействия — Edison Demonstration of Small Sat Network (EDSN) [1] — рассматривалась группировка из восьми спутников, находящихся на расстоянии друг от друга менее 100 км. Во втором случае рассматриваются группировки, состоящие из значи-

*Работа выполнена при финансовой поддержке РФФИ (проект № 18-01-00840).

тельного числа спутников. При этом их число определяется исходя из требования, что сеть должна быть связанной. Такие группировки, в частности, рассматриваются в таких футуристических проектах, как OneWeb [2] и Сфера [3], предполагающих использование 700 и 640 спутников соответственно.

Связанные сети, в которых узлы являются мобильными, обобщенно называются MANET-сетями (от англ. Mobil Ad-hock Network). Маршрутизация в сетях такого типа сводится к распространению в сети данных, описывающих происходящие изменения топологии сети. На основании этих данных в узлах сети пересчитываются таблицы маршрутизации, и после этого продолжается передача сообщений. После пересчета таблиц маршрутизации время передачи сообщений по найденным маршрутам зависит от плотности трафика и пропускной способности каналов связи и составляет, как правило, доли секунды. Однако время распространения служебных данных об изменениях топологии сети может быть весьма существенным. Поэтому в зависимости от конкретных свойств сети (плотности сети, скорости перемещения узлов и др.) рассматриваются различные стратегии и протоколы маршрутизации [4–7].

В случае несвязанных сетей методы маршрутизации разрабатываются на основе иных подходов, учитывающих разрывы сети и временные задержки передачи данных. Такие сети называются DTN-сетями (от англ. Delay-and-disruption Tolerant Networks). Протоколы маршрутизации в таких сетях по аналогии с протоколами маршрутизации в MANET-сетях разрабатываются с учетом конкретных специфических особенностей предметных областей. Обзор протоколов маршрутизации в DTN-сетях можно найти в работе [8].

В DTN-сетях различаются три класса сетей, в которых связь между узлами сети является случайной, вероятностной или планируемой, и соответственно рассматриваются три класса протоколов маршрутизации. Сети связи космических систем относятся к последнему классу, в котором связь между узлами может планироваться. В этом классе DTN-сетей наиболее эффективным и активно развиваемым является CGR-подход (от англ. Contact Graph Routing). Данный подход рассматривается в интеграции с DTN-технологией передачи данных, которая разрабатывается в NASA в рамках программы Advanced Exploration Systems с 2002 г. [9].

В основу этой технологии положен следующий базовый принцип. Если узел не смог передать пакет данных, то этот пакет не удаляется, а сохраняется в узле и передается повторно в рамках последующих контактов. Таким образом, информация всегда доходит до получателя. Для более эффективного использования пропускной способности каналов связи выполняется фрагментация передаваемых данных на несколько пакетов ограниченного размера. Более детальное описание DTN-технологии можно найти в работах [10, 11]. Следует отметить, что Международный консультативный комитет по космическим системам передачи данных (CCSDS) предлагает всем космическим агентствам мира устанавливать на свои новые автоматические и пилотируемые аппараты оборудование, работающее по DTN-технологии. Такое оборудование, в частности, уже используется на Международной космической станции.

В упомянутых выше частных конфигурациях космических систем, когда сеть является связанной, использование CGR-подхода также представляется более предпочтительным по сравнению с методами маршрутизации в MANET-сетях вследствие следующих причин. Для обеспечения межспутниковой связи представляется более целесообразным использование направленных каналов связи из-за большей дальности передачи радиосигналов. При этом установление направленных каналов связи требует предварительного планирования и передачу спутникам временных и пространственных параметров для ориентации антенн. Это полностью согласуется с тем, что основой CGR-подхода является расчет и передача спутникам плана контактов. Кроме того, план контактов предполагает включение приемных устройств спутников в определенные интервалы времени. В противном случае они должны постоянно находиться во включенном состоянии, что влечет повышенный расход энергии. Можно заметить, что в ранее упомянутом EDSN-проекте [1] несмотря на связанность сети предполагается установление каналов связи по заранее разработанному плану.

Исходная концептуальная модель CGR-подхода была опубликована в работе [12] в 2011 г. С тех пор этот подход является объектом активного развития, краткий обзор современного состояния CGR-подхода представлен в п. 1 данной статьи. В п. 2 статьи приводится описание новых методов поиска маршрутов, предла-

гаемых автором, и спецификации CGR-подхода в целом с учетом использования этих методов.

1. Современное состояние CGR-подхода

В основу концептуальной модели CGR-подхода положена специфика полета спутников, которая позволяет достаточно точно рассчитывать интервалы времени, когда между спутниками и между спутниками и наземными пунктами появляется возможность передачи информации. На основании этого на Земле рассчитывается план установления каналов связи, который в модели называется планом контактов. Определение контактов в плане включает описание пар узлов, между которыми устанавливаются контакты, запланированные интервалы времени контактов и скорость передачи данных. План контактов рассчитывается централизованно и далее передается всем узлам сети, спутникам и наземным станциям. На основании плана контактов в узлах сети формируются графы контактов, которые используются для поиска маршрутов передачи данных в зависимости от текущего состояния спутников и трафика сообщений.

Одной из первых работ по развитию CGR-подхода была работа [13]. В ней для определения кратчайшего пути была введена метрика самого раннего времени доставки данных в узел назначения и описан способ решения задачи маршрутизации с помощью стандартного алгоритма Дейкстры [14]. Передача данных может начинаться сразу же после установления контактов, либо в текущий момент времени, если контакт уже установлен. При этом расчет значения метрики не является точным. В связи с этим в работе [15] были предложены два взаимосвязанных решения, обеспечивающих более высокую точность планирования: определение оценки самого раннего времени отправки сообщений и управление очередями сообщений в случае превышения пропускной способности контактов с учетом их (сообщений) приоритетов.

Основное время вычислений в рамках CGR-подхода тратится на формирование графов контактов и поиск маршрутов передачи сообщений. Для минимизации этих вычислений в работе [16] было предложено передавать в заголовках пакетов данных маршруты передачи, рассчитанные в исходных узлах маршрута. В этом случае необходимость в маршрутизации

в промежуточных узлах возникает только в том случае, если дальнейшая передача данных по исходному маршруту становится невозможной.

Одной из основных проблем маршрутизации в DTN-сетях является возникновение застоя данных в узлах сети в случае чрезмерного трафика из-за ограничения памяти узлов и пропускных способностей контактов. Эта проблема является объектом исследований во многих работах. В частности, в работе [17] предлагается использовать имеющиеся в узлах структурные данные о возможностях сети в целом, а именно — пропускные способности контактов и ограничения памяти в узлах сети. Использование этих данных позволяет выбирать маршруты с учетом прогнозирования возникновения застоя в промежуточных узлах маршрутов. Однако это решение обладает ограниченными возможностями, так как не позволяет выявлять застои, возникающие в результате входных трафиков из других узлов сети. Для частичного преодоления этой проблемы в работе [18] предлагается подход, в котором при установлении контактов узлы обмениваются данными о наличии свободной памяти. Таким образом, в этом случае может выявляться застой, возникающий в результате входных трафиков из разных исходных узлов, но только в узлах сети, с которыми имеются установленные контакты. Обзор других разрабатываемых подходов к решению проблемы застоя в узлах сети можно найти в работе [19].

Основой CGR-подхода является расчет плана контактов. Содержательный анализ этой задачи рассматривается в работе [20]. Интервалы времени, когда пары узлов находятся в прямой видимости друг друга и в пределах дальности действия передающих устройств, рассчитываются на основе имитационного моделирования движения спутников по своим орбитам и являются исходными данными в этой задаче. На основе этих данных план контактов должен рассчитываться с учетом числа одновременных контактов, которое может устанавливать узел сети, а также с учетом дополнительных ограничений, когда связь между узлами спутников может быть невозможной даже в рамках исходных интервалов времени. В соответствии с этим расчет плана контактов является сложной комбинаторной задачей, для решения которой требуется разработка вспомогательной программной системы. Описание прототипа такой системы приводится в работе [21].

В сетях большой размерности, например, когда узлов более 100 и число контактов в плане может исчисляться миллионами, маршрутизация сообщений с помощью стандартного CGR-подхода может становиться неприемлемой по времени. В связи с этим в работе [22] предлагается компромиссный подход, который позволяет существенно снижать объем вычислений в узлах за счет некоторого увеличения времени доставки сообщений в узлы назначения. Увеличение времени в данном случае является следствием того, что определенное подмножество контактов просто не рассматривается и соответственно не используется при маршрутизации. В основе данного подхода лежит разбиение сети на несколько регионов и разбиение узлов на два типа — обычные региональные узлы и узлы-шлюзы, обеспечивающие передачу сообщений между регионами. При этом региональным узлам передаются планы контактов только с узлами своего региона. Узлы-шлюзы могут относиться к двум или более регионам и соответственно получают планы контактов этих регионов. При этом передача сообщений между узлами разных регионов рассчитывается без учета временных параметров контактов. В рассматриваемом подходе предполагается, что группировка спутников включает геостационарные спутники, наличие которых априори предопределяет основу построения маршрутов передачи данных.

В заключение обзора следует привести ссылку на работу [23], в которой приведена спецификация наиболее полного варианта реализации CGR-подхода, интегрирующая большинство предложенных решений по его развитию.

2. Модификация CGR-подхода

CGR-подход в целом сводится к решению двух задач: к поиску наилучших маршрутов и к планированию передачи имеющихся в узле сообщений на основе найденных маршрутов. Планирование предполагает распределение сообщений между ближайшими по времени контактами и определение очереди (порядка) передачи сообщений в рамках этих контактов в соответствии с приоритетами сообщений. При этом выбор контакта для передачи сообщения предопределяется выбором наилучшего возможного маршрута, так как этот контакт является первым элементом выбранного маршрута.

В результате решения первой задачи для каждого сообщения имеется несколько возможных маршрутов передачи. Наилучшим из них является маршрут, обеспечивающий наиболее раннее время доставки сообщения в узел назначения. Выбор наилучших маршрутов для всех сообщений возможен только при относительно низком трафике. В общем случае выбор наилучших маршрутов выполняется с учетом следующих ограничений.

Ограничение 1. Суммарные объемы данных, которые в соответствии с выбранными маршрутами передаются через соответствующие контакты и узлы сети, не должны превышать пропускной способности этих контактов и объема памяти в этих узлах сети. Это ограничение обобщает ограничения, которые рассматриваются в работах [15] и [17].

Ограничение 2. Сообщение не может передаваться тому узлу, из которого оно было получено. Это ограничение рассматривается в стандартной версии CGR-подхода для избежания заикливания передачи сообщений.

Как можно заметить из обзора, основным объектом исследований CGR-подхода была и остается задача планирования. В данной же статье основное внимание уделяется решению задачи поиска наилучших маршрутов. Предлагается два взаимосвязанных решения: поиск маршрутов на основе плана контактов и адаптивная схема поиска маршрутов.

Поиск маршрутов на основе плана контактов. В основе стандартного CGR-подхода рассматривается построение графа контактов, в котором вершины соответствуют контактам, а ребра — процессу хранения данных в узлах сети. Такое построение графа обеспечивает возможность поиска маршрутов с помощью алгоритма Дейкстры. Следует заметить, что именно это понятие — граф контактов — вынесено в название подхода в целом.

В отличие от этого в данной работе предлагается подход, в котором вершины графа соответствуют узлам сети, а ребра — контактам, которые выбираются динамически в процессе поиска маршрутов. В стандартном алгоритме Дейкстры длина маршрута до вершины графа является суммой весов ребер, из которых состоит этот маршрут. При этом вес ребра не может принимать отрицательных значений. В предлагаемом подходе вместо длины маршрута до вершины графа рассматривается та же метрика, что и в работе [13], — самое раннее

время доставки сообщения в узел сети (в вершину графа).

Однако в соответствии с предлагаемым подходом значения этой метрики определяются в результате выбора контактов из плана контактов следующим образом. Пусть V^1 и V^2 — два узла, между которыми во времени могут возникать (запланированы в плане контактов) контакты, R^1 , R^2 и L^1 , L^2 — соответственно известные маршруты и время доставки сообщения в узлы V^1 и V^2 из какого-то исходного узла V , $L^1 \leq L^2$. В общем случае маршрут R^2 может быть еще не известен, и в этом случае $L^2 = \infty$. Пусть C^{1-2} — самый ранний контакт между узлами V^1 и V^2 после времени L^1 . При этом могут быть две ситуации, этот контакт устанавливается после времени L^1 , т. е.

$$L^1 < \text{start}(C^{1-2}), \quad (1)$$

либо он уже установлен в это время, т. е.

$$\text{start}(C^{1-2}) \leq L^1 < \text{end}(C^{1-2}). \quad (2)$$

В зависимости от этого может быть получена новая оценка $\text{new } L^2$ доставки сообщения из узла V в узел V^2 :

$$\text{new } L^2 = \text{start}(C^{1-2})$$

в случае (1), и

$$\text{new } L^2 = L^1$$

в случае (2).

Следует заметить, что в любом случае выполняется условие $L^1 \leq \text{new } L^2$. Выполнение этого условия в предлагаемом подходе является аналогом базового условия алгоритма Дейкстры о том, что вес ребра графа не может принимать отрицательного значения.

Если при этом также выполняется условие

$$\text{new } L^2 < L^2,$$

тогда для доставки сообщения из узла V в узел V^2 может рассматриваться более короткий путь

$$\text{new } R^2 = \{R^1, C^{1-2}\},$$

состоящий из маршрута R^1 и контакта C^{1-2} .

В соответствии с приведенными пояснениями модификацию стандартного алгоритма Дейкстры, которая используется в предлагаемом подходе, можно представить следующим образом. В соответствии со схемой алгоритма рассматриваются два подмножества узлов сети:

$$\text{Set}^1 = \{<V(i), R(i), L(i)>\}, i = 1(1)k;$$

$$\text{Set}^2 = \{<V(j), [R(j), L(j)]>\}, j = k + 1(1), n,$$

где V — узел сети; R — найденный маршрут до этого узла; L — оценка самого раннего времени доставки сообщения в узел сети; n — число вершин в графе. Квадратные скобки во втором подмножестве указывают, что маршрут до вершины может быть еще не найден. При инициализации алгоритма $\text{Set}^1 = \emptyset$, а для узла V^* , из которого надо найти маршруты, $R = \emptyset$, L равно текущему моменту времени.

На каждой итерации из множества Set^2 выбирается узел сети с наименьшим значением L . На первой итерации им является узел V^* . Для этого узла выбираются узлы, с которыми у него возможны (запланированы в плане контактов) ближайшие во времени контакты, и в соответствии с рассмотренной выше схемой рассчитываются новые оценки самого раннего времени доставки сообщений в эти узлы, и сохраняются новые маршруты. После этого выбранный узел переносится из Set^2 в Set^1 . Поиск завершается, когда $\text{Set}^2 = \emptyset$.

Адаптивная схема поиска маршрутов.

В основе данной схемы для узла V , из которого надо найти маршруты, рассматривается понятие фронта планирования $\text{Front}(V, L)$. Значение параметра L равно текущему времени. Фронт планирования включает все ближайшие на момент времени L контакты этого узла V с другими узлами. Иными словами, во фронт планирования для каждого такого узла включается один контакт, который удовлетворяет условию (1) или условию (2).

На основе каждого контакта C из фронта планирования $\text{Front}(V, L)$ рассчитывается свой пул маршрутов $\text{Route_Pool}(C)$, т. е. маршрутов, в которых первым элементом является этот контакт C . Поиск маршрутов в каждом пуле выполняется рассмотренным выше методом на основе плана контактов. Таким образом, каждый пул $\text{Route_Pool}(C)$ для каждого узла сети содержит по одному наилучшему маршруту до каждого узла сети, начинающемуся контактом C .

Для передачи каждого сообщения оптимальным вариантом является выбор наилучшего маршрута, обеспечивающего наиболее раннее время доставки сообщения в узел назначения. Этот маршрут выбирается из числа всех пулов маршрутов. Однако вследствие ограничений сети могут возникать конфликты, разрешение которых сводится к выбору не наилучших маршрутов передачи для какого-то

Поиск наилучших маршрутов над планом контактов
Search for the best routes above the contact plan

№	Set1	B		C		D	
		L	R	L	R	L	R
1	A	1000	A-B	1100	A-C		
2	A, B	1000	A-B	1100	A-C	1100	A-B-D
3	A, B, C	1000	A-B	1100	A-C	1100	A-B-D
4	A, B, C, D	1000	A-B	1100	A-C	1100	A-B-D

чала выбранных контактов $A-B$ и $A-C$ — 1000 и 1100, соответственно.

На второй итерации выбирается узел B , так как у него самое раннее время доставки сообщения (1000). Из оставшихся в Set^2 узлов C и D узел B имеет запланированные контакты только с D . Так как для узла B время доставки сообщения $L = 1000$, выбирается первый контакт $B-D$ с началом в момент времени 1100, и это значение присваивается параметру L в узле D .

На третьей итерации в оставшихся в Set^2 узлах C и D время L одинаковое: $L = 1100$. В этом случае для продолжения поиска может выбираться любой из узлов. В данном случае выбран узел C . При этом самая ранняя доставка сообщения в узел D из узла C возможна в момент времени 1500, что хуже ранее найденного маршрута $A-B-D$ с временем доставки 1100.

На четвертой итерации в Set^1 переносится вершина D , и на этом поиск заканчивается, так как множество Set^2 становится пустым.

Теперь этот же пример используется для пояснения адаптивной схемы поиска. В данном случае во фронт планирования узла A включаются контакты $\langle A-B, 1000 \rangle$ и $\langle A-C, 1100 \rangle$ и рассчитываются соответствующие им пулы маршрутов, $Route_Pool \langle A-B, 1000 \rangle$ и $Route_Pool \langle A-C, 1100 \rangle$. Наилучшим маршрутом до узла D в первом пуле является маршрут $A-B-D$ с временем доставки $L = 1100$ (Route 1), во

втором — маршрут $A-C-D$ с временем доставки $L = 1500$ (Route 3). В данном случае для всех сообщений в адрес D выбирается наилучший маршрут Route 1. Если при планировании выявляется, что какие-то из этих сообщений вследствие ограничений не могут передаваться по этому маршруту, то происходит расширение фронта планирования за счет контакта $\langle A-B, 1300 \rangle$ и расчет дополнительного пула маршрутов $Route_Pool \langle A-B, 1300 \rangle$. В этом пуле до вершины D находится

подмножества сообщений. В этом случае выполняется расширение фронта планирования, т. е. включение дополнительных контактов, и расчет соответствующих пулов маршрутов, начинающихся через эти контакты. При этом совокупность дополнительных контактов определяется следующим образом. Пусть V_List — список сообщений, для которых требуется выбрать новые маршруты, а R_List — список маршрутов, которые рассматривались для передачи этих сообщений. Тогда расширение фронта планирования определяется списком контактов C_List , с которых начинались маршруты из списка R_List . При этом во фронт планирования включается по одному последующему контакту с теми же самыми узлами. Такое адаптивное расширение фронта контактов обеспечивает условие того, что в расширенной совокупности пулов будут содержаться маршруты, обеспечивающие наилучшие возможные маршруты до всех других узлов сети в данный момент времени.

Для наглядного пояснения предлагаемых решений рассмотрим пример (рис. 1), заимствованный из работы [23]. На рис. 1, а приведен план контактов, а на рис. 1, б — граф контактов, сформированный над этим планом, который используется для поиска маршрутов из узла A в узел D в стандартной версии CGR-подхода.

Сначала используем этот пример для наглядного пояснения поиска наилучших маршрутов над планом контактов (табл. 1). На первой итерации выбираются контакты узла A с узлом B (с началом в момент времени 1000) и с узлом C . На основании этих контактов определяются оценки самого раннего времени доставки сообщений в эти узлы (L) и соответствующие маршруты (R). В данных случаях самое раннее время соответствует времени на-

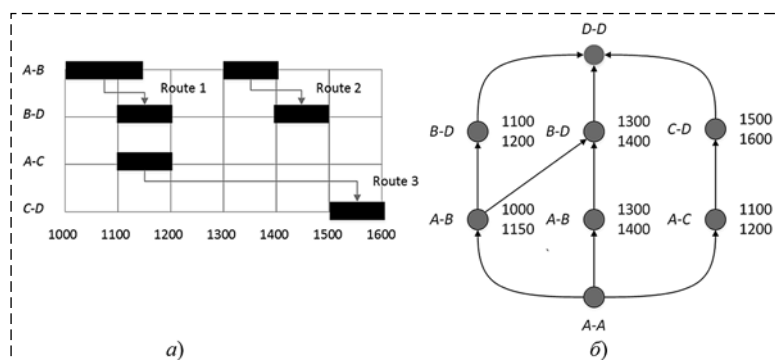


Рис. 1. План (а) и граф (б) контактов
Fig. 1. Plan (a) and graph (b) of contacts

маршрут $A-B-D$ с временем доставки $L = 1400$ (Route 2), который лучше маршрута Route 3 с временем доставки $L = 1500$.

3. Описание алгоритма

В данном разделе приводится описание спецификации алгоритма маршрутизации в целом.

Алгоритм маршрутизации запускается при возникновении соответствующих событий. В зависимости от типов событий алгоритму передаются соответствующие входные данные (табл. 2).

В левой части таблицы перечислены события, при возникновении которых происходит инициирование алгоритма, а в правой части — значения передаваемых входных данных в зависимости от типа события. В случае изменения топологии указывается контакт C , не установление, окончание или потеря которого повлекло изменение топологии сети. Установление контакта также является событием, изменяющим топологию сети. Однако в этом случае алгоритм маршрутизации не вызывается, так как на этот момент времени уже имеется план передачи сообщений, рассчитанный в результате обработки предшествующих событий.

В случае появления нового пакета данных, подлежащего передаче, указывается этот пакет B^* . Он мог быть сгенерирован в данном узле, в частности, в результате выполнения съемки или получен из другого узла. Во втором случае указывается узел N^* , из которого он был получен.

Блок-схема алгоритма приведена на рис. 2. При первичном запуске алгоритма выполняется расчет начального фронта планирования и соответствующих пулов маршрутов. При последующих запусках фронт планирования и соответствующие ему пулы маршрутов обновляются только при изменении топологии сети.

Таблица 2
Table 2

Инициирование алгоритма маршрутизации
Routing algorithm initiation

Событие	Входные параметры
• Установление контакта	
• Не установление контакта C • Окончание контакта C • Потеря контакта C ранее запланированного срока	$C^* = C$
• Появление нового пакета B	$B^* = B$
• Если пакет получен из узла N	$N^* = N$

Показателем изменения топологии является не пустое значение входного параметра — контакта C^* . Обновление фронта планирования сводится к выполнению следующих действий. Если есть пакеты, которые были запланированы к передаче в этом контакте, но оказались не переданными, они подлежат повторному планированию. При этом происходит замещение контакта C^* во фронте планирования следующим контактом C с тем же самым узлом и расчет пула маршрутов, начинающихся с этого контакта C . Процедура *Routing*, с помощью которой выполняется расчет пула маршрутов, рассматривается далее.

Примечание 1. На момент обновления фронт планирования может содержать следующий контакт C с тем же самым узлом, что и контакт C^* , и, как следствие, имеются рассчитанные пулы маршрутов через контакты C и C^* . В этом случае при обновлении фронта планирования происходит только удаление контакта C^* и соответствующего пула маршрутов.

Примечание 2. Есть несколько различных ситуаций, когда при удалении контакта какие-

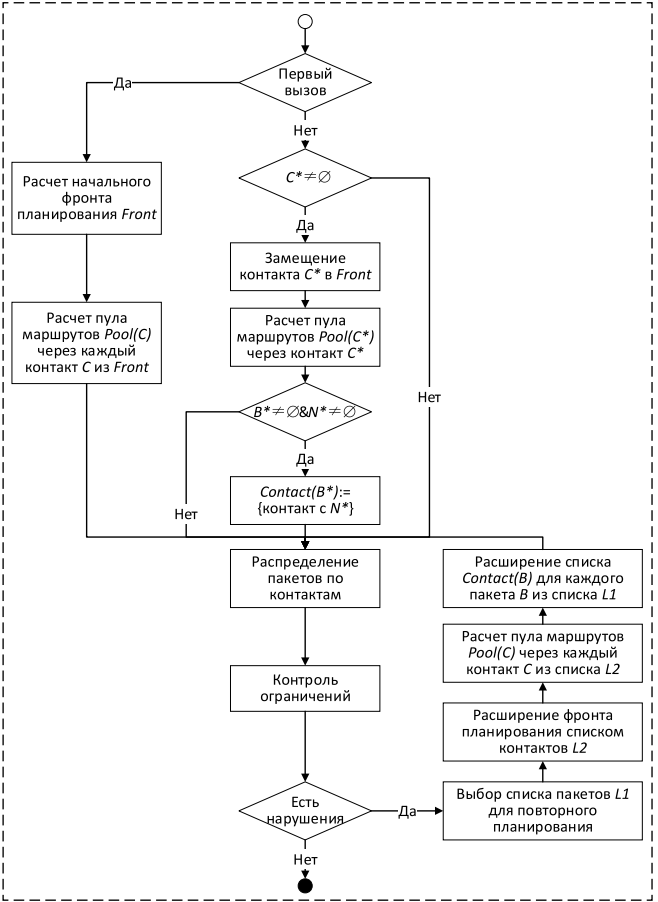


Рис. 2. Блок-схема алгоритма маршрутизации
Fig. 2. Block diagram of routing algorithm

то пакеты из очереди оказываются не переданными. К числу интуитивно понятных ситуаций относятся не установление контакта или преждевременная потеря контакта. При окончании контакта в запланированное время какие-то пакеты могут оставаться не переданными вследствие относительной точности расчета временных параметров плана передачи пакетов. Одна из возможных причин, почему абсолютно точный расчет невозможен, состоит в следующем. Передача очередного пакета начинается после получения служебного сообщения о подтверждении получения предыдущего пакета. В связи с этим передача пакетов фактически начинается позднее запланированного времени, и вследствие этого последний пакет (или пакеты) из очереди может оказаться не переданным до окончания времени контакта.

В последующей части алгоритма итеративно формируется (уточняется) план передачи пакетов: для каждого пакета выбирается маршрут и соответствующий контакт (первый контакт в маршруте) для его передачи, и для каждого контакта определяется порядок (очередь) передачи назначенных пакетов. Итерации состоят из двух шагов.

На первом шаге для каждого пакета, для которого не определен контакт, выбираются маршрут с наиболее ранним временем его доставки до узла назначения и соответствующий контакт. Выбор маршрута для пакета B выполняется с учетом того, что он не может использовать контакты из списка $Contact(B)$. Если пакет B был получен из другого узла N^* , то изначально в этот список вносится контакт, через который пакет B был передан в данный узел, так как выбор этого контакта для дальнейшей передачи пакета влечет нарушение ограничения (2) (см. раздел 2). Если в процессе планирования при выявлении нарушений ограничения (1) данный пакет B выбирается для повторного планирования, в этот список вносится контакт, который рассматривался на данной итерации.

Выбор маршрута и соответствующего контакта включает определение места пакета в очереди контакта, расчет времени начала и окончания его передачи и уточнение этих же временных параметров для всех последующих пакетов в очереди.

Контроль ограничения (1) выполняется на втором шаге итерации с помощью процедуры *Restriction control*, описание которой приводится далее. Проверка ограничений выполняется по-

сле распределения всех пакетов по контактам и расчета временных параметров их передачи и сводится к моделированию передачи пакетов. При выявлении нарушений ограничения (1) выбирается список $L1$ наименее приоритетных пакетов, удаление которых из очередей соответствующих контактов влечет удовлетворение этого ограничения (1). При этом выполняется определение списка контактов $L2$ для расширения фронта планирования и расчет соответствующих пулов маршрутов через эти контакты. Для каждого пакета B из $L1$ в его список $Contact(B)$ добавляется контакт, который рассматривался для его передачи на этой итерации. После этого выполняется повторное планирование передачи всех пакетов из списка $L1$.

Проверка ограничений (Restriction Control). Контроль ограничений сводится к моделированию передачи пакетов по выбранным маршрутам. Если в процессе моделирования выявляется нехватка остаточной возможности какого-то контакта или остаточной памяти узла, это соответствует нарушению ограничений. Листинг процедуры приведен на рис. 3.

Порядок моделирования определяется приоритетом пакетов и временем начала их передачи. В первую очередь выбираются пакеты с наибольшим приоритетом, а при одинаковых приоритетах — пакеты с более ранним временем начала передачи.

Для выбранного пакета последовательно выбираются контакты из маршрута его передачи (строка 3), и выполняется пересчет остаточных возможностей этих контактов и узлов, респондентов данных контактов. Расчет остаточных возможностей контакта и узла выполняется с учетом их использования при передаче предшествующих пакетов (строки 9, 10). Если в результате перерасчета остаточная возможность контакта или узла становится отрицательной (строка 11), это означает нарушение ограничений. В этом случае выполняется обратный перерасчет остаточных возможностей контактов и узлов маршрута, рассмотренных к данному моменту (строки 13—15), и данный пакет добавляется в список NBP_List для перепланирования.

После моделирования прохождения маршрутов всеми пакетами также формируется список контактов $C2List$ (строки 17—19), в результате чего требуется расширение фронта планирования.

Поиск маршрутов (Routing). Листинг процедуры *Routing* приведен на рис. 4. На началь-

ной стадии выполняется инициализация параметров алгоритма (строки 1–7). Все искомые маршруты должны начинаться с контакта узла N с узлом N^1 . Маршрут до узла N^1 соответственно состоит из контакта C^* (строка 3), и на основании этого определяется самое раннее время доставки данных в этот узел N^1 (строка 4). В качестве опорного узла x (строка 8) для первой итерации поиска маршрутов задается узел N^1 .

Вспомогательные параметры

- $I = 1(1)n$ – порядковые номера пакетов для моделирования
- Route (I) – маршрут передачи пакета I
- $V(I)$ – объем данных пакета I
- $C(I, J) / J = 1(1)n^1$ – последовательность контактов в маршруте пакета I
- $N(I, J) / J = 1(1)n^1$ – последовательность узлов в маршруте пакета I
- Cap (C) / Res_Cap (C) – исходная / остаточная пропускная способность контакта C
- Mem (N) / Res_Mem (N) – исходная / остаточная свободная память узла N

```

1 C List := ∅
2 For I = 1(1)n do
3   For J = 1(1)n1 do
4     If Res_Cap (I, J) = Cap (I, J)
5       then
6         Res_Cap (I, J) := Cap (I, J) – V(I)
7         Res_Mem (I, J) := Mem (I, J) – V(I)
8       else
9         Res_Cap (I, J) := Res_Cap (I, J) – V(I)
10        Res_Mem (I, J) := Res_Mem (I, J) – V(I)
11      If Res_Cap (I, J) < 0 or Res_Mem (I, J) < 0
12        then
13          for k = J(1)1
14            Res_Cap (I, J) := Res_Cap (I, J) + V(I)
15            Res_Mem (I, J) := Res_Mem (I, J) + V(I)
16          Add bundle to list (I, NPB_List)
17 For each B ∈ NBP_List
18   C := First contact of route (Route(I))
19   Add contact to list (C, C2List)

```

Рис. 3. Листинг процедуры Restriction Control
Fig. 3. Restriction Control procedure listing

Параметры

- N – узел, из которого выполняется поиск маршрутов
- N^1 – узел, через который должны проходить искомые маршруты
- x, y – произвольный узел сети
- C^* – контакт узла N с узлом N^1
- t^* – текущее время
- Set – список узлов сети за исключением узла N
- Set^1 – список узлов, для которых определены кратчайшие маршруты
- Set^2 – список узлов, для которых кратчайшие маршруты не определены
- Route to (x) – маршрут до узла x (последовательность контактов)
- $L(x)$ – оценка самого раннего времени доставки пакетов в узел x

```

1 Set1 := { N1 }
2 Set2 := Set – Set1
3 Route to (N1) := { C* }
4 L (N1) := max { Start (C*), t* }
5 For each x ∈ Set2 do
6   L (x) := ∞
7   Route to (x) := ∅
8 x := N1
9 While Set2 ≠ ∅
10  Compute (Front (x, L(x)))
11  For each C ∈ Front (x, L(x)) do
12    y := Contact respondent (C)
13    t := max { L(x), Start contact (C) }
14    If t < L (y) then
15      Route to (y) := { Route to (x), C }
16      L(y) := t
17  Delete node from list (x, Set2)
18  Add node to list (x, Set1)
19  x := argmin x ∈ Set2 / L(x)
20 Create Pool (C*)

```

Рис. 4. Листинг процедуры Routing
Fig. 4. Routing procedure listing

Итерация поиска (строки 9–19) начинается с определения фронта планирования для опорного узла с учетом параметра $L(x)$ (строка 10). На основании каждого контакта из фронта планирования определяется самое раннее время t доставки данных из опорного узла в узел y – узел респондент этого контакта (строка 13). Если это время t является более ранним по сравнению с текущим значением времени доставки в этом узле y , тогда для данного узла запоминается новый маршрут и обновляется параметр $L(x)$ (строки 15, 16).

На конечном шаге итерации опорный узел переносится из списка Set^2 в список Set^1 (строка 17) и определяется опорный узел для следующей итерации (строка 18). Им является узел из списка Set^2 с наиболее ранним временем доставки данных. По окончании поиска формируется пул найденных маршрутов $Pool(C^*)$.

4. Оценки преимуществ модификации CGR-подхода

Основным ожидаемым преимуществом является кратное сокращение объема вычислений, связанных с поиском маршрутов. В случае CGR-подхода список маршрутов рассчитывается заново при каждом изменении локальной топологии сети. При этом время расчета можно оценить по формуле

$$nt^1 + nkt^2,$$

где n – число узлов назначения, до которых надо найти маршруты; t^1 – время построения графа контактов; t^2 – время поиска наилучшего маршрута в графе контактов; k – число маршрутов, поиск которых выполняется в графе контактов. Пояснить данную формулу можно следующим образом. В CGR-подходе при каждом изменении топологии выполняется пересчет всех найденных ранее маршрутов. При этом для каждого узла назначения рассчитывается отдельный граф контактов, на основе которого с помощью необходимого числа итераций (k итераций) выполняется поиск соответствующего числа k наилучших маршрутов. Каждая следующая итерация отличается от предыдущей тем, что в графе контактов удаляется контакт с наиболее ранним временем начала, и на каждой итерации в полученном графе находится один наилучший маршрут. Более детальное описание этой методики поиска маршрутов можно найти в работе [23].

В модифицированном CGR-подходе в основе схемы поиска наилучших маршрутов рассматривается фронт планирования и соответствующее число пулов маршрутов до всех остальных узлов сети. В каждом пуле содержится по одному наилучшему маршруту до каждого другого узла сети. При этом при изменении локальной топологии сети требуется пересчет только одного пула маршрутов. Таким образом, время пересчета маршрутов оценивается длительностью всего лишь одной итерации поиска t^2 .

Второе ожидаемое преимущество состоит в следующем. Передача сообщений в CGR-подходе после установления контактов начинается по прошествии определенного времени, которое тратится на решение задачи маршрутизации. В модифицированном CGR-подходе план передачи сообщений рассчитывается (уточняется) до установления контактов. Таким образом, время контактов используется более эффективно.

Третье ожидаемое преимущество состоит в следующем. В случае CGR-подхода определение горизонта времени, в рамках которого выбираются контакты для построения графов, определяется эмпирическим образом, "с запасом времени". Выбор слишком короткого горизонта времени может привести к потере (не нахождению) каких-то наилучших маршрутов до узлов назначения. Вместе с тем выбор слишком длинного горизонта времени приводит к увеличению объема и времени вычислений. В модифицированном CGR-подходе задача выбора горизонта планирования не рассматривается вовсе. Вместо нее при необходимости выполняется расширение фронта планирования и расчет дополнительных пулов маршрутов.

Заключение

В статье предложена модификация CGR-подхода к маршрутизации данных в космической DTN-сети связи. С учетом используемых решений она может называться *Contact Plan Routing (CPR)*, маршрутизация на основе плана контактов. Предложенная модификация обеспечивает существенное повышение оперативности маршрутизации данных в целом по сравнению со стандартным CGR-подходом.

1. **Hanson J., Sanchez H., Oyadomari K.** The EDSN Inter Satellite Communications Architecture // Proceedings of the AIAA/USU Conference on Small Satellites. 2014. SSC14-WS1.
2. **URL:** https://www.nasa.gov/home/hqnews/2012/nov/HQ_12-391_DTN.html.
3. **URL:** [https://ru.wikipedia.org/wiki/Сфера_\(спутниковая_система_связи\)](https://ru.wikipedia.org/wiki/Сфера_(спутниковая_система_связи)).
4. **Yang P., Tian C., Yu Y.** Analysis on optimizing model for proactive ad hoc routing protocol // Proceedings of the IEEE Military Communications Conference. 2005. P. 2960–2966.
5. **Yassein M., Damer N.** Flying Ad-Hoc Networks: Routing Protocols, Mobility Models, Issues // International Journal of Advanced Computer Science and Applications. 2016. Vol. 7, N. 6. P. 162–168.
6. **Singh J., Mahajan R.** Performance analysis of AODV and OLSR using OPNET // International Journal of Computer Trends & Technologies. 2013. N. 5. P. 114–117.
7. **Brown T., Doshi S., Jadhav S., Henkel D.** A full-scale wireless ad hoc network test bed // Proceedings of the International Symposium on Advanced Radio Technologies. 2005. P. 50–60.
8. **Kawakib K., Mohd H., Suhaidi H.** Survey and Comparison of Operating Concept for Routing Protocols in DTN // Journal of Computer Science. Vol. 12, N. 3. 2016. P. 141–152.
9. **URL:** <https://www.nasa.gov/directorates/heo/aes/index.html>.
10. **URL:** <https://tools.ietf.org/html/rfc4838>.
11. **Caini C.** 2 — Delay-tolerant networks (DTNs) for satellite communications // Advances in Delay-Tolerant Networks (DTNs) / Ed. J. Rodrigues. Oxford: Woodhead Publishing. 2015. P. 25–47.
12. **URL:** <https://tools.ietf.org/pdf/draft-burleigh-dtnrg-cgr-01.pdf>.
13. **Segui J., Jennings E., Burleigh S.** Enhancing contact graph routing for delay tolerant space networking // Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference. 2011. P. 1–6.
14. **Dijkstra E.** A note on two problems in connexion with graphs // Numerische Mathematik. 1959. Vol. 1, N. 1. P. 269–271.
15. **Bezergiannidis N., Caini C., Montenero D., Ruggieri M., Thaoussidis V.** Contact graph routing enhancements for delay tolerant space communications // Proceedings of the 7th Advanced Satellite Multimedia Systems Conference and the 13th Signal Processing for Space Communications Workshop. 2014. P. 17–23.
16. **Birrane E., Burleigh S., Kasch N.** Analysis of the contact graph routing algorithm: bounding interplanetary paths // Acta Astronautica. 2012. Vol. 75. P. 108–119.
17. **Madoery P., Fraire J., Finochietto J.** Congestion management techniques for disruption-tolerant satellite networks // International Journal of Satellite Communications and Networking. 2018. Vol. 36, N. 2. P. 165–178.
18. **Marchese M., Patrone F.** A source routing algorithm based on CGR for DTN-nanosatellite networks // Global Communications Conference, IEEE. 2017.
19. **Silva A., Burleigh S., Hirata C., Obraczka K.** A survey on congestion control for delay and disruption tolerant networks // Ad Hoc Networks. Vol. 25. Part B. 2015. P. 480–494.
20. **Fraire J., Finochietto J.** Design Challenges in Contact Plans for Disruption-Tolerant Satellite Networks // IEEE Communications Magazine. May 2015. Vol. 53. P. 163–169.
21. **Fraire J.** Introducing Contact Plan Designer: A Planning Tool for DTN-Based Space-Terrestrial Networks // 6th International Conference on Space Mission Challenge for Information Technology. 2017. P. 124–127.
22. **Madoery P., Fraire J., Raverta F., Burleigh S.** Managing Routing Scalability in Space DTNs // 6th IEEE International Conference on Wireless for Space and Extreme Environments. 2018.
23. **Fraire J., Madoery P., Burleigh S., Feldmann S., Finochietto S., Charif A., Zergainoh N., Velazco R.** Assessing Contact Graph Routing Performance and Reliability in Distributed Satellite Constellations // Journal of Computer Networks and Communications. Vol. 2017. Article ID 2830542. 18 p.

Modification of the CGR-Algorithm on Data Routing in a Communication Network of Satellite Constellation

O. V. Karsaev, karseav@ips-logistic.com,

St. Petersburg Institute for Informatics and Automation of the Russian Academy of Sciences,
St. Petersburg, 199178, Russian Federation

Corresponding author: **Karsaev O. V.**, Senior Researcher,
St. Petersburg Institute for Informatics and Automation of the Russian Academy of Sciences,
St. Petersburg, 199178, Russian Federation, e-mail: karseav@ips-logistic.com

Accepted on October 01, 2019

Abstract

Communication networks in space systems involving the use of satellite constellations are DTN networks (Delay and Disruption Tolerant Networks). The establishment of communication channels in space communication networks has certain specifics: communication channels can be planned. In this regard, the CGR approach (Contact Graph Routing) is considered as the most promising solution to the problem of data routing. At the basis of this approach, taking into account this specificity, the calculation of the contact plan is considered. On the basis of this plan in the network nodes contact graphs are calculated, which are used to search the shortest data transmission routes. The paper proposes two interrelated solutions as a modification of this approach: the route search based on the contact plan, i.e. without calculation and use of the contact graph, and an adaptive method of finding the set of shortest routes required for routing. The essence of the first solution is as follows. In the standard CGR approach, the graph vertices correspond to the planned contacts between the network nodes, and the edges correspond to the data storage processes in the network nodes. In contrast, in the proposed approach, the vertices of the graph correspond to the nodes of the network, and the edges of the graph and their weight are determined dynamically, in the process of finding the shortest routes. The second solution is based on the concept of the planning front, which means a list of the closest contacts in time. The required routes are divided into a certain number of pools. Each pool combines the routes that use the specified contact from the planning front. The planning front is updated in two cases. If the network topology changes, the completed or not established contacts are replaced by subsequent ones with the same network nodes that are closest in time. If message traffic grows, a certain extension of the planning front and the use of additional route pools are performed. The article concludes with a description and justification of the expected advantages of the proposed approach.

Keywords: Satellite constellation, Delay-and-Disruption Tolerant Networks, Contact Graph Routing

Acknowledgement: The work is supported by RFBR (grant no. 18-01-00840).

For citation:

Karsaev O. V. Modification of the CGR-Algorithm on Data Routing in a Communication Network of Satellite Constellation, *Mekhatronika, Avtomatizatsiya, Upravlenie*, 2020, vol. 21, no. 2, pp. 75–85.

DOI: 10.17587/mau.21.75-85

References

1. Hanson J., Sanchez H., Oyadomari K. The EDSN Inter Satellite Communications Architecture, *Proceedings of the AIAA/USU Conference on Small Satellites*, 2014, SSC14-WS1.
2. Available at: https://www.nasa.gov/home/hqnews/2012/nov/HQ_12-391_DTN.html.
3. Available at: [https://ru.wikipedia.org/wiki/Сфера_\(спутниковая_система_связи\)](https://ru.wikipedia.org/wiki/Сфера_(спутниковая_система_связи)).
4. Yang P., Tian C., Yu Y. Analysis on optimizing model for proactive ad hoc routing protocol, *Proceedings of the IEEE Military Communications Conference*, 2005, pp. 2960–2966.
5. Yassein M., Damer N. Flying Ad-Hoc Networks: Routing Protocols, Mobility Models, Issues, *International Journal of Advanced Computer Science and Applications*, 2016, vol. 7, no. 6, pp. 162–168.
6. Singh J., Mahajan R. Performance analysis of AODV and OLSR using OPNET, *International Journal of Computer Trends & Technologies*, 2013, no. 5, pp. 114–117.
7. Brown T., Doshi S., Jadhav S., Henkel D. A full-scale wireless ad hoc network test bed, *Proceedings of the International Symposium on Advanced Radio Technologies*, 2005, pp. 50–60.
8. Kawakib K., Mohd H., Suhaidi H. Survey and Comparison of Operating Concept for Routing Protocols in DTN, *Journal of Computer Science*, 2016, vol. 12, no. 3, pp. 141–152.
9. Available at: <https://www.nasa.gov/directorates/heo/aes/index.html>.
10. Available at: <https://tools.ietf.org/html/rfc4838>.
11. Caini C. 2 — Delay-tolerant networks (DTNs) for satellite communications, *Advances in Delay-Tolerant Networks (DTNs)*, Ed. J. Rodrigues, Oxford, Woodhead Publishing, 2015, pp. 25–47.
12. Available at: <https://tools.ietf.org/pdf/draft-burleigh-dtnrg-cgr-01.pdf>
13. Segui J., Jennings E., Burleigh S. Enhancing contact graph routing for delay tolerant space networking, *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference*, 2011, pp. 1–6.
14. Dijkstra E. A note on two problems in connexion with graphs, *Numerische Mathematik*, 1959, vol. 1, no. 1, pp. 269–271.
15. Bezirgiannidis N., Caini C., Montenero D., Ruggieri M., Thaoussidis V. Contact graph routing enhancements for delay tolerant space communications, *Proceedings of the 7th Advanced Satellite Multimedia Systems Conference and the 13th Signal Processing for Space Communications Workshop*, 2014, pp. 17–23.
16. Birrane E., Burleigh S., Kasch N. Analysis of the contact graph routing algorithm: bounding interplanetary paths, *Acta Astronautica*, 2012, vol. 75, pp. 108–119.
17. Madoery P., Fraire J., Finochietto J. Congestion management techniques for disruption-tolerant satellite networks, *International Journal of Satellite Communications and Networking*, 2018, vol. 36, no. 2, pp. 165–178.
18. Marchese M., Patrone F. A source routing algorithm based on CGR for DTN-nanosatellite networks, *Global Communications Conference*, IEEE, 2017.
19. Silva A., Burleigh S., Hirata C., Obraczka K. A survey on congestion control for delay and disruption tolerant networks, *Ad Hoc Networks*, 2015, vol. 25, Part B, pp. 480–494.
20. Fraire J., Finochietto J. Design Challenges in Contact Plans for Disruption-Tolerant Satellite Networks, *IEEE Communications Magazine*, May 2015, vol. 53, pp. 163–169.
21. Fraire J. Introducing Contact Plan Designer: A Planning Tool for DTN-Based Space-Terrestrial Networks, *6th International Conference on Space Mission Challenge for Information Technology*, 2017, pp. 124–127.
22. Madoery P., Fraire J., Raverta F., Burleigh S. Managing Routing Scalability in Space DTNs, *6th IEEE International Conference on Wireless for Space and Extreme Environments*, 2018.
23. Fraire J., Madoery P., Burleigh S., Feldmann S., Finochietto S., Charif A., Zergainoh N., Velazco R. Assessing Contact Graph Routing Performance and Reliability in Distributed Satellite Constellations, *Journal of Computer Networks and Communications*, vol. 2017, Article ID 2830542, 18 p.