

Анализ задач и модели многопутевой маршрутизации в сетях интернета вещей

А. И. Парамонов

Санкт-Петербургский государственный университет
телекоммуникаций им. проф. М.А. Бонч-Бруевича
e-mail alex-in-spb@yandex.ru

С. Н. Бушеленков

Макрорегиональный филиал «Северо-Запад»
ПАО «Ростелеком»;
Санкт-Петербургский государственный университет
телекоммуникаций им. проф. М.А. Бонч-Бруевича
e-mail bsn1980@yandex.ru

Аннотация. В работе представлены результаты анализа использования многопутевой маршрутизации в сети IoT для решения задач минимизации времени доставки сообщений и увеличения пропускной способности сети между узлом-источником и получателем. Представлена модель многолучевой маршрутизации и анализ полученных результатов. Результаты демонстрируют зависимость времени доставки и пропускной способности от выбора маршрутов.

Ключевые слова: интернет вещей, многопутевая маршрутизация, срок поставки, пропускная способность

I. ВВЕДЕНИЕ

Развитие интернета вещей (ИВ) стало одним из основных направлений развития современной инфокоммуникационной системы. Количество устройств, подключенных к сетям связи сегодня уже превышает численность населения планеты [1, 2] и процесс роста еще далек от завершения. Вполне возможно ожидать, что в перспективе рост численности устройств ИВ приведет к формированию сетей с высокой и сверхвысокой плотностью устройств. В настоящее время под высокой плотностью понимаются сети, в которых в среднем имеется около одного устройства на квадратный метр.

Как было отмечено в ряде работ, высокая плотность устройств с одной стороны создает существенные проблемы, связанные с высоким уровнем взаимных помех, но с другой стороны, в определенных условиях, расширяет возможность выбора структуры сети. В таких сетях, как правило, используются малые мощности передатчиков, а размеры зоны связи исчисляются метрами или десятками метров.

В таких условиях для обеспечения связности сети необходимо использовать протоколы самоорганизации [3], позволяющие строить маршруты между произвольными узлами. Потенциальное количество маршрутов в сети высокой плотности может быть чрезвычайно велико, поэтому при построении логической структуры сети необходимо решать задачи выбора тех или иных маршрутов на основании некоторого критерия.

В общем случае между парой узлов сети может существовать множество маршрутов. В настоящее время известны протоколы много-путевой маршрутизации, в том числе и для сетей ИВ [4, 5]. Они обеспечивают поиск нескольких маршрутов в заданном направлении. Эти

протоколы могут реализовывать поиск как зависимых, так и не зависимых маршрутов.

Строго говоря, абсолютно независимых маршрутов в сети беспроводной связи не существует [6, 7], поэтому в данном случае под независимыми маршрутами будем понимать такие маршруты, в которых нет общих элементов, за исключением первого и последнего участков.

Увеличение количества транзитных участков в маршруте неизбежно приводит к уменьшению эквивалентной скорости передачи данных (увеличению времени доставки) из-за взаимных влияний узлов маршрута. Однако, это может быть единственным способом организации связи между узлами сети. Например, в работе [8] предлагается метод выбора параметров маршрута для обеспечения максимально возможной скорости передачи данных (снижения времени их доставки).

II. АНАЛИЗ И ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ

Основными задачами, с точки зрения организации связи, является обеспечения минимальной задержки доставки данных и достижение максимально возможной скорости передачи данных. При использовании одного маршрута эта задача решается оптимальным выбором транзитных узлов [9] при использовании нескольких маршрутов возникает задача из оптимального или рационального выбора.

Будем полагать, что имеется возможность нахождения n маршрутов между узлом источником s и получателем данных t . Тогда для реализации много-путевой маршрутизации требуется из n имеющихся выбрать k маршрутов, которые наилучшим образом могут решать поставленную задачу, рис. 1. Очевидно, что количество возможных вариантов равно $m = C_n^k$.

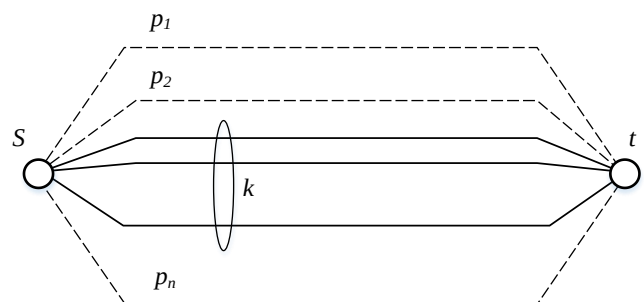


Рис. 1. Модель выбора группы маршрутов

Рассмотрим задачи минимизации времени доставки данных и максимизации скорости передачи данных. В такой формулировке они могут показаться одной и той же задачей, поэтому далее уточним формулировки.

В качестве первой задачи рассмотрим задачу минимизации времени доставки сообщения. Эту задачу можно сравнить с отправкой срочной депеши, копии которой доставляются несколькими курьерами, прибытие в пункт назначения первого же из них является решением задачи. В таком случае использование k маршрутов дает возможность уменьшить время доставки за счет случайного характера задержки. При решении данной задачи происходит k -кратное увеличение трафика [8].

В качестве второй задачи рассмотрим задачу максимизации эквивалентной скорости передачи данных по группе маршрутов. Эту задачу можно сравнить с перегоним большого количества автомобилей с одной автостоянки на другую, решением задачи является прибытие последнего автомобиля в пункт назначения. В таком случае использование k маршрутов дает возможность уменьшить время решения задачи за счет увеличения эквивалентной пропускной способности. В этой задаче большое значение имеет распределение потока по маршрутам.

Эти две задачи можно рассматривать как дуальные. В первой задаче требуется увеличение интенсивности трафика и объема используемых ресурсов. Во второй задаче требуется перераспределение трафика, что не требует увеличения трафика и объема ресурсов. При решении первой задачи выбор $k > 1$ маршрутов всегда обеспечивает уменьшение времени доставки, по сравнению с одним маршрутом. Во второй задаче решение зависит от распределения трафика по маршрутам и может быть, как меньше, так и больше, чем для случая с одним маршрутом. Таким образом, во второй задаче требуется решение подзадачи оптимизации распределения трафика.

III. МОДЕЛЬ МНОГО-ПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ

Будем полагать, что имеется n маршрутов из которых выбирается k маршрутов для решения задачи много-путевой маршрутизации. Также будем полагать, что время доставки по каждому из маршрутов $i=1, \dots, n$ маршрутов является независимой случайной величиной (СВ) X_i с функцией распределения $F_i(x)$, $i=1, \dots, n$.

Решением первой задачи будет СВ

$$Y = \min_i (X_1, X_2, \dots, X_k), \quad i = 1, \dots, k \quad (1)$$

с функцией распределения [10]

$$G_Y(y) = 1 - \prod_{i=1}^k (1 - F_{xi}(y)) \quad (2)$$

Решением второй задачи будет СВ

$$Z = \max_i (X_1, X_2, \dots, X_k), \quad i = 1, \dots, k \quad (3)$$

с функцией распределения

$$G_z(z) = \prod_{i=1}^k F_{xi}(z) \quad (4)$$

Целью решения первой и второй задач является уменьшение математического ожидания результирующих СВ, т.е. $\min E(Y)$ и $\min E(Z)$, соответственно.

Учитывая (2) и (4) можно заметить, что единственным способом уменьшения математического ожидания, в этих задачах, является выбор такого множества $X = \{X_1, X_2, \dots, X_k\}$ из множества $N = \{X_1, X_2, \dots, X_n\}$, $0 \leq k \leq n$, при котором достигается минимум математического ожидания. Разумеется, такой подход возможен только тогда, когда их функции распределения различны, т.е. $F_i(x) \neq F_j(x)$, $i, j = 1, \dots, n$, $i \neq j$. При одинаковых функциях распределения задача выбора теряет смысл, в таком случае все способы выбора равноценны.

В общем случае СВ, представляют описывают время задержки, следовательно, $X_i \geq 0$, $i = 1, \dots, n$. В общем случае верхняя граница этих величин не определена. Однако, в большинстве практических случаев $x_i^{(\min)} \leq X_i \leq x_i^{(\max)}$, т.е. максимальное значение также ограничено. В таком случае можно говорить, что каждая из величин имеет ограниченную область значений $D_i = [x_i^{(\min)}, x_i^{(\max)}]$.

Рассмотрим подход к выбору X_i для решения задач I и II.

Задача I. Допустим, что есть две СВ X_1 и X_2 , причем области их значений не пересекаются, т.е. $D_1 \cap D_2 = \emptyset$, а $x_1^{(\max)} < x_2^{(\min)} = \emptyset$, т.е. априорно $P(X_1 < X_2) = 1$, следовательно выбор минимума однозначен в пользу X_1 . Таким образом, выбираемые маршруты должны удовлетворять условию $D_i \cap D_j \neq \emptyset$, $i, j = 1, \dots, n$, $i \neq j$. Сам выбор может производиться по критерию минимума математического ожидания $\min E(Y)$, например, методом, предложенным в [2].

Задача II. В отличие от рассмотренного случая, для решения данной задачи могут быть использованы любые маршруты, однако в этом случае первостепенное значение приобретает задача распределения трафика по выбранным маршрутам. В работе [7] предлагается решать задачу в два этапа: на первом этапе выбрать маршруты в предположении равновероятного распределения трафика, а на втором выбрать коэффициенты распределения.

Рассмотрим, в качестве примера, две СВ X_1 и X_2 с различными функциями распределения, плотности вероятности которых приведены на рис. 2.

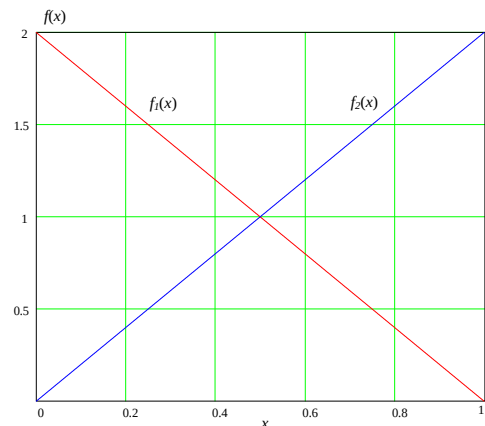


Рис. 2.

Рассмотрим три варианта выбора двух СВ: когда обе величины имеют плотности вероятности $f_1(x)$, когда обе СВ имеют плотности вероятности $f_2(x)$ и разные плотности вероятности $f_1(x)$ и $f_2(x)$. Функция распределения СВ Z приведена на рис. 3.

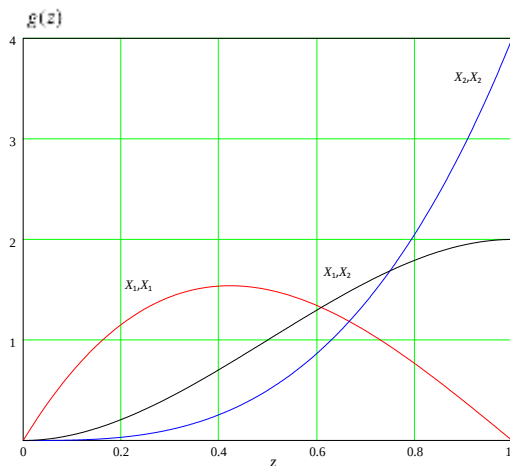


Рис. 3. Результат, полученный согласно (4) для СВ X_1 и X_2

Из приведенных графиков видно, что плотность вероятности результирующей СВ зависит от распределений, выбираемых СВ. Наименьшее среднее значение имеет место при выборе двух СВ с одинаковыми функциями распределения $f_1(x)$, наибольшее при выборе также двух СВ с одинаковыми функциями распределения $f_2(x)$, среднее между ними положение занимает выбор СВ с разными функциями, т.е. $f_1(x)$ и $f_2(x)$. Сравнивая плотности вероятности СВ, приведенные на рис. 2, видно, что наилучший результат дает СВ, которая принимает меньшие значения с большей вероятностью, т.е. X_1 в данном примере.

Таким образом, при выборе маршрута можно руководствоваться видом функции плотности вероятности (гистограммы), предпочтение следует отдать СВ с функциями в большей степени схожими с $f_1(x)$, чем с $f_2(x)$.

Для такого сравнения предлагается использовать аппроксимацию плотности вероятности прямой линией, которой характеризует степень предпочтения выбора. Пример сравнения гистограмм двух СВ X_1 и X_2 приведен на рис. 4.

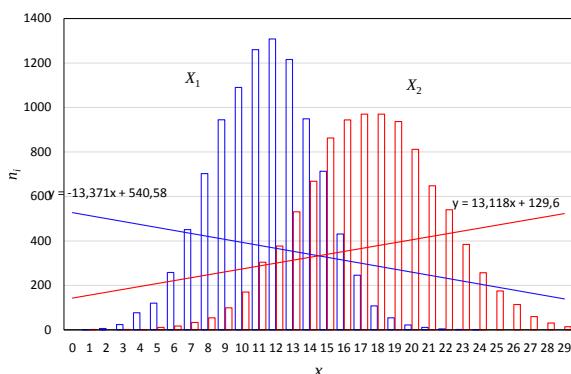


Рис. 4. Сравнение двух гистограмм

Из приведенного примера видно, что аппроксимация одного гистограммы X_1 имеет отрицательный коэффициент наклона, а для величины X_2

положительный. В данном примере интуитивно понятно, что X_1 предпочтительней, однако численное значение коэффициента наклона прямой дает возможность получить численную характеристику СВ для принятия решения о ее выборе. Таким образом, при наличии статистических данных (гистограммы) о времени доставки, при выборе маршрутов в группу можно использовать предложенный метод, что дает возможность минимизировать математическое ожидание (4).

Рассмотрим далее выбор коэффициентов распределения трафика. Время передачи доли данных по каждому маршруту равно $T_i = \frac{\beta_i L}{b_i}$.

При выборе k маршрутов эквивалентная скорость передачи данных по группе маршрутов b_s будет равна

$$b_s = \sum_{i=1}^k b_i. \quad (5)$$

Тогда время передачи T всего объема данных L , в идеальном случае будет равно

$$T = \frac{L}{b_s}. \quad (6)$$

Очевидно, что такое решение можно получить если абсолютно точно разделить весь объем передаваемых данных пропорционально скоростям передачи по каждому из маршрутов, т.е. когда доля данных передаваемых в i -м маршруте будет равна.

$$\beta_i = \frac{b_i}{\sum_{i=1}^k b_i} \quad (7)$$

Коэффициенты распределения трафика могут быть использованы как вероятность отправки пакета по соответствующему маршруту.

Рассмотренный метод позволяет решить задачу повышения пропускной способности при использовании многопутевой маршрутизации и может быть альтернативой методу, предложенному в [7].

IV. Выводы

Применение многопутевой маршрутизации в сетях интернета вещей позволяет решить задачи минимизации времени доставки сообщений и повышения пропускной способности сети между источником и получателем данных.

Предложенный метод повышения пропускной способности позволяет производить близкий к оптимальному выбор маршрутов, что повышает эффективность использования сетевых ресурсов. В ряде случаев, в частности, при значительной длине маршрута, предложенный метод является эффективным средством реализации услуг, имеющих повышенные требования к скорости передачи данных.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

- [1] Кучерявый А.Е. Интернет Вещей // Электросвязь. 2013. № 1. С. 21-24.
- [2] Кучерявый А.Е. Сети связи 2030 [Текст] / А.Е. Кучерявый, А.С. Бородин, Р.В. Киричек // Электросвязь. 2018. № 11. С. 52-56.

- [3] Нуриллоев И.Н., Парамонов А.И., Кучерявый А.Е. Метод оценки и обеспечения связности беспроводной сенсорной сети // *Электросвязь*. 2017. № 7. С. 39-44.
- [4] Keum D. Trust Based Multipath QoS Routing Protocol for Mission-Critical Data Transmission in Tactical Ad-Hoc Networks / D. Keum, J. Lim, Y. Ko // *Sensors*. 20. (2020) 3330. 10.3390/s20113330. <https://doi.org/10.3390/s20113330>.
- [5] Wu C. Multimedia Independent Multipath Routing Algorithms for Internet of Things Based on a Node Hidden Communication Model / C. Wu, J.W. Yang // *Future Internet*. 2019. Vol.11, 240. 20 p. <https://doi.org/10.3390/fi11110240>.
- [6] Парамонов А.И., Бушеленков С.Н. Модель сети доступа интернета вещей на основе решетчатой структуры // *Информационные технологии и телекоммуникации*. 2021. Т. 9, № 1. С.37-46.
- [7] Бушеленков С.Н. Эффективный метод многопутевой маршрутизации // *Электросвязь*. 2022. № 3. С. 12-18.
- [8] Кашкаров Д.В., Парамонов А.И., Кучерявый А.Е. Метод повышения эффективности URLLC в перспективных сетях связи. // *Электросвязь*. 2022. № 2. С. 32-37.
- [9] Бушеленков С.Н., Парамонов А.И. Метод выбора маршрутов в беспроводной сети интернета вещей высокой плотности // *Электросвязь*. 2021. № 12. С. 14-20.
- [10] Вентцель Е.С., Овчаров Л.А. Теория вероятностей и ее инженерные приложения. М.: Высшая школа, 2000. 480 с.