

КУЛАКОВ Ю.А.,
КОГАН А.В.,
МОРОЗОВСКИЙ Т.О.

СПОСОБ ОРГАНИЗАЦИИ МНОГОПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ С ПОМОЩЬЮ МОДИФИЦИРОВАННОГО МЕТОДА ВЕТВЕЙ И ГРАНИЦ

Предложен и обоснован модифицированный метод ветвей и границ, с помощью которого строится дерево решений. В основе модифицированного метода ветвей и границ предложен алгоритм формирования множества максимально безопасных частично пересекающихся путей.

A modified branch and bound method for building a decision tree has been proposed and justified. In the modified branch and bound method, an algorithm for forming a set of the safest partially overlapping paths is proposed.

Вступление

Расширение сферы использования беспроводных компьютерных сетей и повышение их мобильности предъявляет новые, более высокие, требования к качеству обслуживания, обеспечению надежности и безопасности передачи информации. Одним из путей решения данной задачи является использование многопутевой маршрутизации, которая позволяет осуществить равномерную загрузку каналов передачи данных.

Обзор существующих решений

Для беспроводных сетей характерной особенностью является быстрота развертывания, простой доступ к информации и возможность масштабирования, однако все эти преимущества одновременно являются и недостатками беспроводных сетей.

В работах [1, 2, 3] предложен способ безопасной многопутевой маршрутизации, который позволяет обеспечивать максимально безопасную передачу информационных сообщений и организовать равномерную загрузку каналов передачи данных. С целью оптимизации процедуры формирования непересекающихся маршрутов целесообразно определить множество непересекающихся маршрутов.

Для уменьшения времени поиска маршрутов был предложен способ с использованием улучшенного перебора, откидывая на каждом шаге алгоритма явно неоптимальные решения. Одним из наиболее эффективных алгоритмов такого рода является метод ветвей и границ.

Постановка задачи

При организации многопутевой маршрутизации формирование путей характеризуется значительной временной сложностью, которая при известных комбинаторных методах поиска путей равна $O(kN^2)$, где: k – количество формируемых путей; N – число узлов коммуникационной сети.

В связи с этим возникает необходимость в разработке нового способа, который позволит сократить время для формирования множества путей.

Решение поставленной задачи

Задачи дискретной оптимизации имеют конечное множество допустимых решений, которые теоретически можно перебрать и выбрать наилучшее. Практически же зачастую это бывает неосуществимо даже для задач небольшой размерности.

В рамках настоящей работы на основе метода ветвей и границ [4] предложен и разработан потоковый алгоритм формирования множества непересекающихся путей, позволяющий существенным образом сократить временную сложность формирования множества непересекающихся путей. Это достигается за счет исключения операции перебора вариантов формирования каждого пути.

В процессе работы алгоритма в соответствии с методом ветвей и границ строится дерево решений, корнем которого является начальная вершина, а листьями являются вершины, смежные с конечной вершиной.

Рассмотрим алгоритм формирования множества путей между начальной вершиной V_1 и конечной вершиной V_{12} , смежными вершинами

для которой являются вершины V_8, V_9, V_{10}, V_{11} (рис. 1). На начальном этапе строится дерево из начальной вершины и смежных с ней вершин.

Например, для графа, представленного на рис. 1, для начальной вершины V_1 смежными являются вершины V_2, V_3, V_4, V_8 .

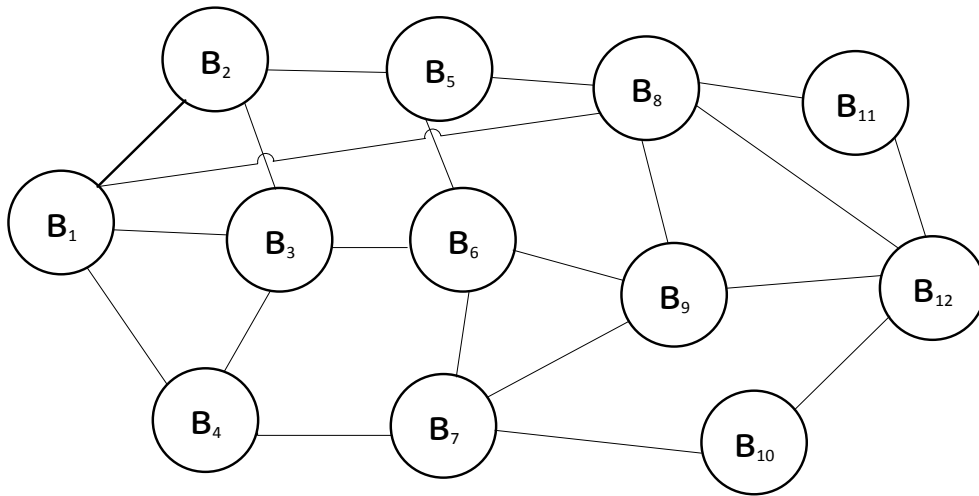


Рис. 1. Граф беспроводной сети

В результате формируется дерево путей (рис. 2). В данном дереве присутствует вершина V_8 , которая рассматривается как лист дерева, так как она непосредственно связана с конеч

ной вершиной V_{12} . Данная вершина не принимает участие в дальнейшем формировании дерева путей. В результате формируется первый путь L_1 , состоящий из вершин $\{V_1, V_8, V_{12}\}$.

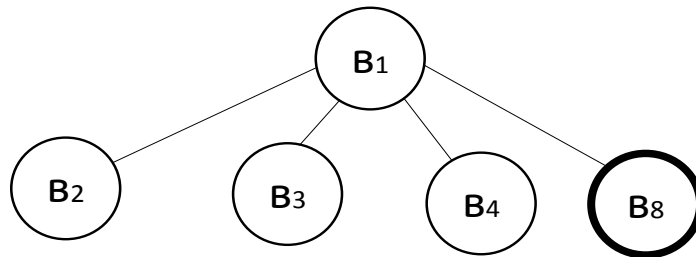


Рис. 2. Начальный этап формирования дерева непересекающихся путей.

На следующем этапе к дереву поочередно добавляются вершины, имеющие минимальное число внешних связей относительно построенного дерева. В данном случае поочередно добавляются вершины V_5, V_6, V_7 . В результате фор

мируется дерево, представленное на рис. 3. Вершина V_5 становится висячей вершиной, так как не имеет внешних связей относительно построенного дерева. Она также не участвует в процессе дальнейшего построения дерева.

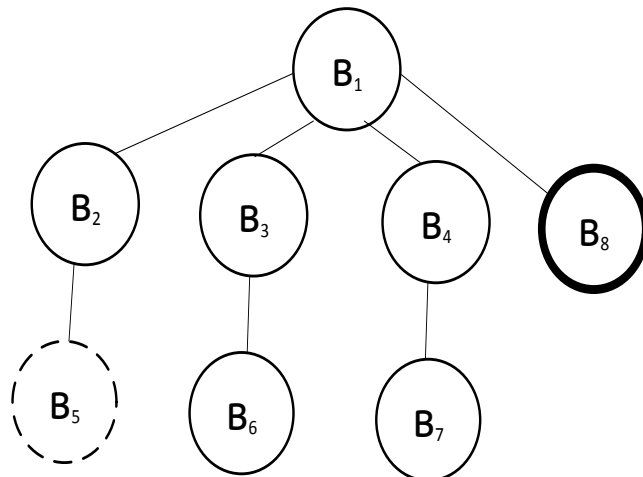


Рис. 3. Промежуточный этап формирования дерева непересекающихся путей

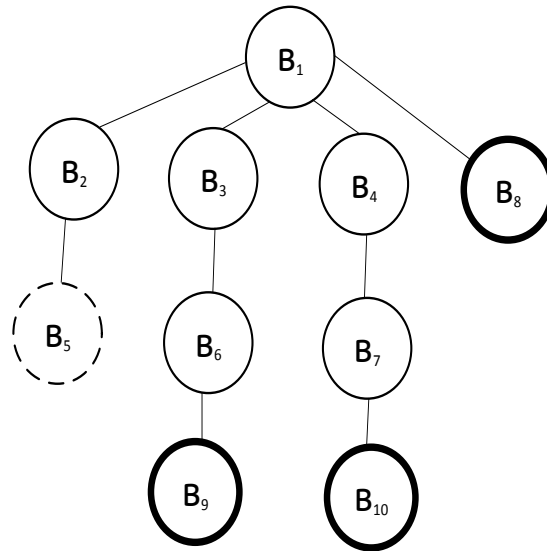


Рис. 4. Заключительный этап формирования дерева непересекающихся путей

На следующем этапе к вершинам V_6 и V_7 сформированного дерева (рис. 3) поочередно добавляются вершины V_9 и V_{10} , которые также являются смежными с конечной вершиной V_{12} . В результате формируется дерево, представленное на рис. 4.

После окончания формирования дерева непересекающихся путей вершины V_8 , V_9 и V_{10} соединяются с конечной вершиной V_{12} . Таким образом, формируется три непересекающихся пути (рис.5)

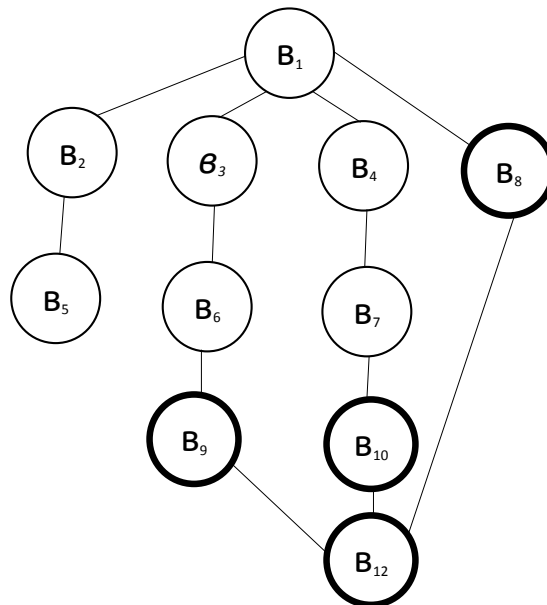


Рис. 5. Заключительный этап формирования множества непересекающихся путей

Следует отметить, что предложенный алгоритм позволяет также формировать множество частично пересекающихся путей. Например, при повторном использовании вершины V_8 может быть сформирован четвертый, частично пересекающийся путь, проходящий через вершины $V_1, V_2, V_5, V_8, V_{11}, V_{12}$.

В рамках данной работы была разработана моделирующая программа в ходе которой проведена серия экспериментов, которые сравни-

вают количество элементарных операций, выполненных предложенным алгоритмом и двумя другими алгоритмами, находящими множество непересекающихся путей между парой вершин s и t .

Принцип работы последних можно описать с помощью следующего обобщенного алгоритма.

Шаг 1. Инициализировать множество непересекающихся путей Ω пустым.

Шаг 2. Найти кратчайший путь $P = \{(s, u_1), (u_1, u_2), \dots, (u_k, t)\}$ из вершины s в вершину t ; если такого пути не существует – завершить работу алгоритма: множество непересекающихся путей Ω сформировано.

Шаг 3. Добавить найденный путь P в множество непересекающихся путей Ω .

Шаг 4. Удалить из графа все ребра, инцидентные промежуточным вершинам u_i ($u_i \neq s, u_i \neq t$) найденного пути P , после чего перейти на шаг 2.

Для нахождения кратчайшего пути между парой вершин на шаге 2 этого обобщенного алгоритма могут быть использованы различные методы. В проведенных в рамках данной работы экспериментах для этих целей был использован классический алгоритм Дейкстры, а также модифицированный алгоритм Дейкстры.

Также можно отметить, что при необходимости шаг 4 этого обобщенного алгоритма может быть изменен для поиска множества путей, не имеющих общих ребер, но допускающего общие вершины. В этом случае на данном шаге достаточно удалять только ребра, непосредственно вошедшие в путь P .

Для проведения экспериментов был разработан генератор графов, который создает графы заданных размерностей в виде слоистых ацик-

лических сетей. Генератор работает согласно следующим правилам.

Количество слоев в генерируемой сети зависит от заданного количества вершин n и равно значению \sqrt{n} , округленному к ближайшему целому. Первый слой всегда содержит только одну вершину s , последний – только одну вершину t . Количество вершин в остальных слоях сети распределено равномерно, отклонение от среднего значения не должно превышать 20%. Ребра создаются только между вершинами соседних слоев, причём из вершины s ребра идут ко всем вершинам следующего слоя, в вершину t – из всех вершин предпоследнего слоя. Для остальных пар вершин из соседних слоев вероятность появления ребра между ними составляет 80%.

Используя разработанный генератор, было осуществлено по 1000 запусков каждого из трех тестируемых алгоритмов для разных размерностей генерируемых сетей. Полученные показатели количества выполненных элементарных операций были усреднены для каждой размерности отдельно.

При увеличении размерности сети до 200 узлов (рис. 6), временная сложность поиска множества непересекающихся путей используя алгоритмы Дейкстры и модифицированный алгоритм Дейкстры больше по сравнению с предложенным потоковым алгоритмом.

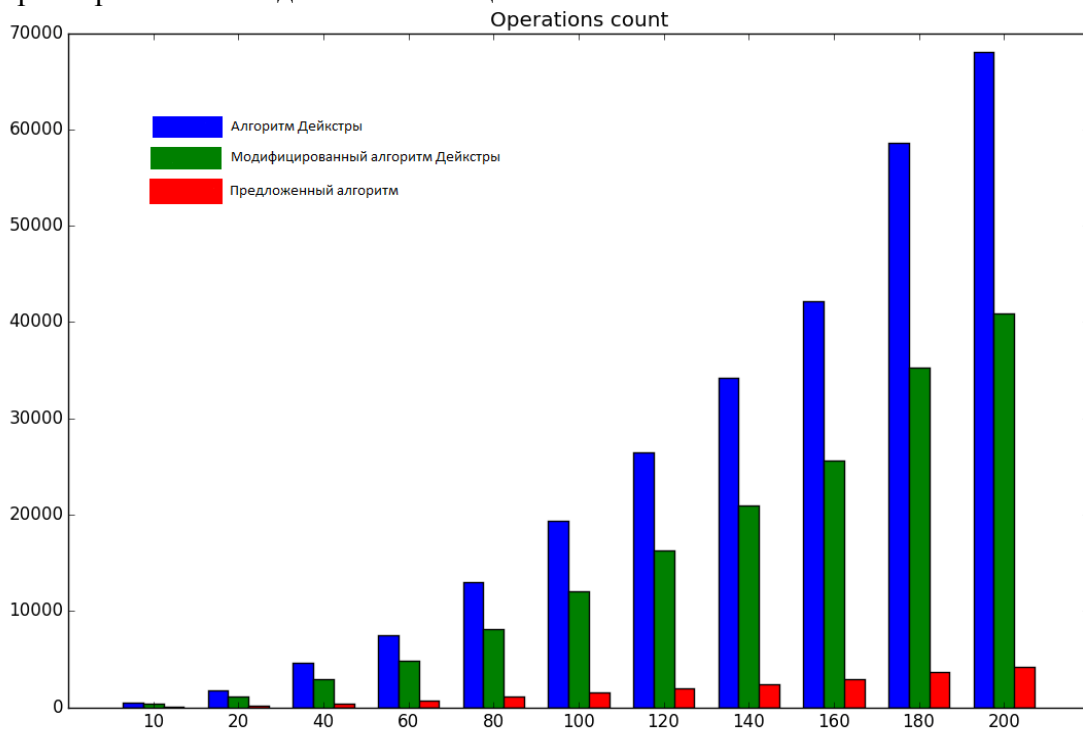


Рис. 6. Зависимость среднего количества выполненных операций от размерности сети (200 узлов)

Выводы

В работе предложен и обоснован модифицированный метод ветвей и границ, с помощью которого строится дерево решений. В основе модифицированного метода ветвей и границ предложен алгоритм формирования множества максимально безопасных частично пересекающихся путей. Предложенный в работе алгоритм

многопутевой маршрутизации характеризуется меньшей временной сложностью по сравнению с известными алгоритмами. В практическом плане использования полученных результатов позволяет повысить уровень безопасности беспроводных сетей за счет выбора оптимального числа надежных путей передачи.

Список литературы

1. Кулаков Ю.А. Безопасная многопутевая маршрутизация в беспроводных сетях большой размерности / Ю.А. Кулаков, В.В. Лукашенко, А.В. Левчук // Научно-Практический Журнал «Захист Інформації». – 2011. – Т.2, №51. – С.5-10.
2. Кулаков Ю.А. Разработка и моделирование процесса безопасной многопутевой передачи информации в мобильных сетях / Ю.А. Кулаков, А.В. Коган, А.А. Пирогов // Вісник НТУУ «КПІ». Інформатика, управління та обчислювальна техніка: збірник наукових праць. – К.: Век+, 2011. – № 54. – С. 145-149.
3. А. Кофман. Введение в прикладную комбинаторику. – М.: «Наука», 1975. – 480 с.
4. Кулаков Ю.А. Способ и средства конструирования трафика на основе безопасной многопутевой маршрутизации в мобильных сетях / Ю.А. Кулаков, В.В. Лукашенко, А.В. Коган // «Известия» Национальной Академии Наук Азербайджана, Серия «Проблемы управления и информатики». – 2014. – Т. XXXIV, №3. – С. 62-68.