

УДК 681.14

А. В. Бессонов, С. Ю. Лузин, Ю. Т. Лячек, С. И. Попов
 Санкт-Петербургский государственный электротехнический
 университет «ЛЭТИ» им. В. И. Ульянова (Ленина)

Динамическое построение деревьев Штейнера в САПР ТороR

Предложен подход к построению деревьев Штейнера с учетом областей, в которых прокладка соединений запрещена. Подход основан на динамическом перестроении сети соединений без дополнительных вершин добавлением точек ветвления и перемещением их в оптимальные положения с использованием силового алгоритма.

Дерево Штейнера, силовое размещение, трассировка печатных плат

При проектировании коммуникаций (дорог, линий электропередач, трубопроводов, соединений на печатной плате) возникает необходимость построения сети минимальной длины. В теории графов известны эффективные (полиномиальные) алгоритмы Краскала и Прима решения задачи построения минимального остовного дерева [1]. Однако в большинстве случаев введение дополнительных вершин позволяет получить сеть меньшей длины. Деревья с дополнительными вершинами называют деревьями Штейнера*. В отличие от задачи построения минимального остовного дерева, для задачи Штейнера (поиск деревьев Штейнера минимальной длины) не известны полиномиальные по сложности методы решения [2]–[4].

В дереве Штейнера все соединения должны быть отрезками, соединяющими вершины (терминальные и дополнительные). В каждой дополнительной вершине должны сходитьсь 3 отрезка, а в терминальных – не более трех. Угол между отрезками, сходящимися в одной точке, не должен быть меньше 120° . Построить дерево Штейнера с выполнением перечисленных достаточных условий нетрудно, но оно не обязательно будет минимальным. Минимальное (черный цвет) и неминимальное (серый цвет) деревья Штейнера приведены на рис. 1.

Если 4 терминальные вершины образуют выпуклый четырехугольник, критерий минимальности прост: пары терминальных вершин, соединенные с дополнительной вершиной, должны быть расположены напротив острых углов, образованных диагоналями четырехугольника. Если диагонали ортогональны, оба дерева имеют одинаковую длину.

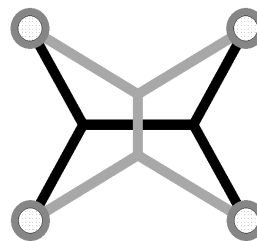


Рис. 1

При проектировании реальных коммуникаций необходимо учитывать наличие различного рода препятствий, что, к сожалению, ограничивает возможность использования как алгоритмов построения минимального остовного дерева (рис. 2, а), так и геометрических методов построения деревьев Штейнера (рис. 2, б).

В работе предлагается подход к построению деревьев Штейнера при наличии препятствий, основанный на динамическом перестроении сети соединений, не содержащей дополнительных вершин. Основные механизмы: создание дополнительных вершин и итерационное перемещение их в точку равновесия с использованием силового алгоритма.

* Синицин С. И. Евклидова задача Штейнера для четырех произвольных планарных терминальных точек. URL: http://graphicon2002.unn.ru/demo/2002/Sinitsin_Re.pdf.

Пусть получена сеть соединений, не содержащая дополнительных вершин. На реальных сетях пары терминальных вершин не всегда соединяются отрезком прямой. На пути соединения могут быть препятствия различной природы. Если соединение пары вершин содержит более одного отрезка (рис. 2, б), в качестве виртуальной терминальной вершины следует использовать конец отрезка, инцидентного вершине.

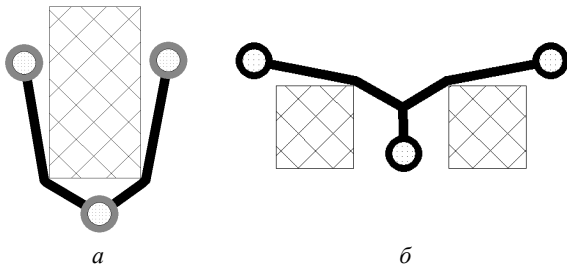


Рис. 2

Силовое размещение. Рассмотрим пример использования силового размещения на модели печатной платы. Огибая элемент(ы) топологии E , проводник $ABCD$ оказывает на него (них) «давление», как бы «выталкивая» со своего пути (рис. 3, а). Это давление направлено к центру окружности и численно равно отношению уменьшения длины проводника к величине сдвига элемента в сторону давления (с необходимым коэффициентом, если стоимость длины для разных проводников различна). Точно так же проводник $ABCD$ «тянет» элементы A и D , к которым прикреплен концами.

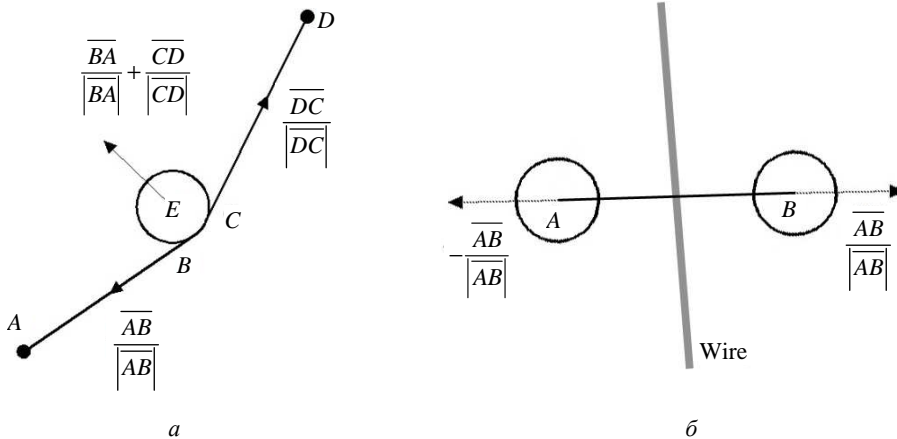


Рис. 3

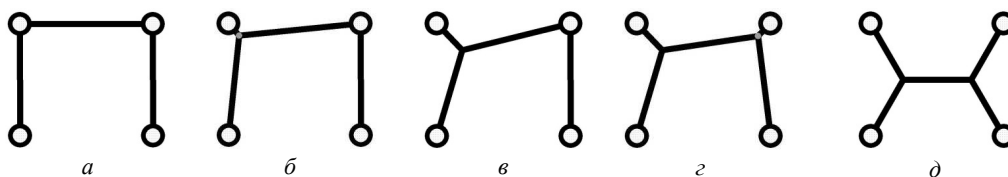


Рис. 4

Одновременно с этим проводник (wire) «расталкивает» элементы топологии, например A и B , между которыми он проходит (рис. 3, б). Суммарная сила, приложенная к элементу (компоненту, межлольному переходу, точке ветвления проводников) всеми проводниками, определяет, в какую сторону должен сдвинуться элемент и как сильно.

Перемещение осуществляется с уменьшением шага на каждой итерации.

Локальная оптимизация. Наличие угла, меньшего 120° (рис. 4, а и в), между парой сегментов, инцидентных одной вершине (терминальной или дополнительной), – признак локальной неоптимальности подсети. В этом случае следует добавить дополнительную вершину: пара сегментов заменяется на 3 сегмента, инцидентных дополнительной вершине (рис. 4, б и г). Положение дополнительных вершин оптимизируется с использованием силового алгоритма (рис. 4, в и д).

Если добавленная вершина оказалась смежной с другой добавленной, следует проверить минимальность четырехконтактной сети.

Если четырехконтактная сеть не минимальна (рис. 5, а):

- выбрать пару «диагональных» (принадлежащих диагонали четырехугольника) терминальных либо виртуальных терминальных вершин;
- отрезок, соединяющий терминальную (виртуальную терминальную) вершину с ближней к ней добавленной вершиной, заменить отрезком,

соединяющим терминальную (виртуальную терминальную) вершину с дальней добавленной (рис. 5, б);

– положение дополнительных вершин оптимизировать с использованием силового алгоритма (рис. 5, в).

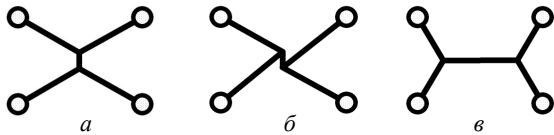


Рис. 5

Случай мешающего объекта. Рассмотрим оптимизацию дерева Штейнера при наличии мешающего объекта. На рис. 6, а приведен пример минимального связывающего дерева для сети. Как было показано ранее, у верхней терминальной вершины добавляется новая нетерминальная вершина (рис. 6, б). Новой вершине занять оптимальное положение с помощью силового алгоритма мешает терминальная вершина.

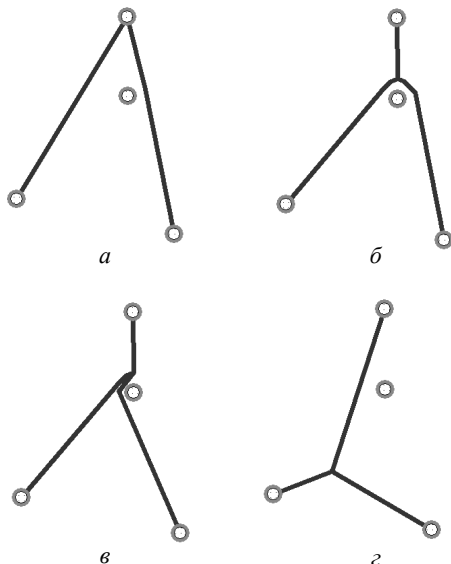


Рис. 6

В данном случае можно продолжить оптимизацию положения терминальной вершины, если переложить один из двух огибающих путей с другой стороны от мешающей вершины (рис. 6, в). Итоговое положение показано на рис. 6, г.

Случай мешающей сети. Рассмотрим оптимизацию сети соединений в случае, когда построению дерева Штейнера мешают другие сети. Клином называется ситуация, в которой путь в одной сети net 1 огибает терминальную вершину другой сети net 2. При этом к огибаемой вершине также построен путь [5]. Таким образом проложенный путь в сети net 2 мешает проложить более короткий путь сети net 1.

На рис. 7, а приведен пример простого клинча в топологии печатного монтажа. Имеется цепь net 1, состоящая из трех проводников, соединенных точкой ветвления (нетерминальной вершиной). Имеется один проводник цепи net 2. Путь из проводников первой цепи огибает терминальную вершину второй цепи. При этом каждой из двух терминальных вершин цепи net 2 инцидентен только один проводник.

Данный тип клинча, в котором участвуют только две цепи, можно обнаружить двумя возможными способами:

– мешающий проводник проходит мимо левой терминальной вершины (рис. 7, а), к которой идет путь цепи net 1;

– один из отрезков, проведенных от левой терминальной вершины (рис. 7, а), например ребро триангуляции, пересекает сначала мешающий проводник net 2, а затем проводник цепи net 1.

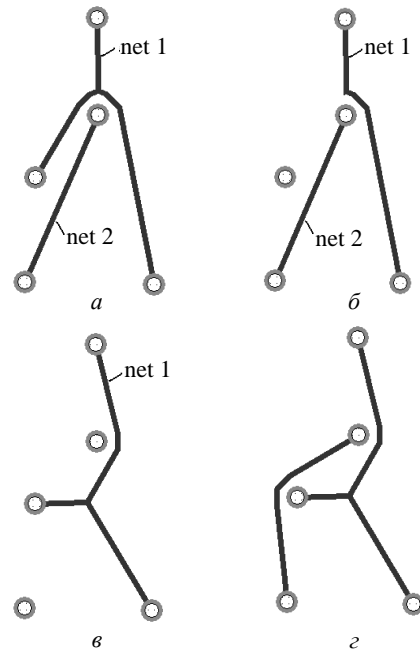


Рис. 7

Для устранения клинча следует:

1. Удалить проводник, инцидентный левой вершине цепи net 1 (рис. 7, б).

2. Удалить мешающий проводник цепи net 2 и соединить оторванную терминальную вершину цепи net 1 кратчайшим путем с проводником той же цепи. При этом добавится новая нетерминальная вершина (рис. 7, в).

3. Переложить мешающий проводник цепи net 2 с другой стороны от левой терминальной вершины (рис. 7, г) цепи net 1.

4. Определить оптимальное место для новой нетерминальной вершины силовым алгоритмом.

Предложенный подход реализован в САПР ТороR. Он не гарантирует построение минимальной по суммарной длине сети, но, в отличие от других подходов, позволяет при минимальных временных затратах минимизировать длину сети

с произвольным числом терминальных вершин, при этом учитываются области, в которых прокладка соединений запрещена, а также мешающие сети.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Томас Х. Кормен. Алгоритмы: построение и анализ. 2-е изд. М.: Издательский дом «Вильямс», 2005.
2. Гэри М., Джонсон Д. Вычислительные машины и труднорешаемые задачи. М.: Мир, 1982.
3. Melzak Z. A. On the problem of Steiner // Canadian Mathematics Bulletin. 1961. № 4. P. 143–149.

4. Cockayne E. J. On the efficiency of the algorithm for Steiner minimal trees // SIAM J. Appl. Math. 1970. № 18. P. 150–159.
5. Лузин С. Ю., Попов С. И., Попов Ю. И. Автоматизация устранения клинчей в топологии печатного монтажа // Науч.-техн. вестн. информационных технологий, механики и оптики. 2012. № 4 (80). С. 116–121.

A. V. Bessonov, S. Yu. Luzin, Yu. T. Lyachek, S. I. Popov
Saint-Petersburg State Electrotechnical University «LETI»

DYNAMIC CONSTRUCTION STEINER TREES IN CAD ТороR

An approach is proposed for Steiner trees construction in the case of presence of areas through which the objects connecting is prohibited. The approach is based on a dynamic rebuilding of network connections without additional vertices by adding branch points, and moving them to the optimal position using the force-based algorithm.

Steiner tree, force-based placement, PCB routing

УДК 681.3.06(075.8)

А. И. Ларистов, Ю. Т. Лячек, Мусаид Абдулфаттах Мохаммед Обади
Санкт-Петербургский государственный электротехнический
университет «ЛЭТИ» им. В. И. Ульянова (Ленина)

Проблемы организации web-ориентированной версии системы топологического проектирования печатных плат

Проведено сравнение трассировщиков печатных плат, выявлены основные функции системы топологического трассировщика ТороR и определены особенности организации web-ориентированной версии САПР топологического проектирования печатных плат на его основе.

САПР, трассировка печатных плат, облачные вычисления, web-браузер

В настоящее время при проектировании печатных плат используются различные САПР, обеспечивающие их топологическую трассировку. Среди наиболее широко используемых следует отметить зарубежные системы Spectra/Electra (файлы .dsn), PCAD (.pcb и .asc) различных версий выпуска (2000–2006), Expedition 2005–2007 гг. (.hkp), Eagle (.brd), а также систему оте-

чественных разработчиков ТороR (.fst)*. Следует отметить, что стоимость лицензий на использование этих систем достаточно высока и составляет от нескольких десятков до сотен тысяч долларов, причем по мере усложнения этих систем она

* Сайт разработчиков топологического трассировщика ТороR. URL: <http://www.eremex.com>.