

Отличительной особенностью программы является слабая зависимость времени работы программы от размерности исходного изображения, т.к. основная процедура нахождения матрицы преобразования выполняется для подматрицы 4x4 с последующим умножением на матрицу Nx4. Поэтому можно считать, что трудоёмкость программы пропорциональна времени перемножения двух матриц размерностью Nx4.

Программа может использоваться в геометрическом процессоре САПР для создания макросов типовых геометрических преобразований моделей проектируемых объектов.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Никулин Е.А. Компьютерная геометрия и алгоритмы машинной графики. – СПб.: БХВ-Петербург, 2003. – 560 с.
2. Роджерс Д., Адамс Дж. Математические основы машинной графики. – М.: Мир, 2001. – 604 с.
3. Ласло Майкл. Вычислительная геометрия и компьютерная графика на C⁺⁺: Пер. с англ. – М.: Бинум, 1997. – 304 с.
4. Порев В.Н. Компьютерная графика. – СПб.: БХВ-Петербург, 2002. – 432 с.
5. Лисяк Н.К., Лисяк В.В. Геометрическое моделирование в САПР: Учебное пособие. – Таганрог: Изд-во ТРТУ, 2005. – 82 с.

УДК 681.3

Н.Н. Орлов

ПОСТРОЕНИЕ СВЯЗЫВАЮЩИХ ДЕРЕВЬЕВ С РАЗНОЙ ШИРИНОЙ ФРАГМЕНТОВ СОЕДИНЕНИЙ*

Введение. Технология производства интегральных схем (ИС) продолжает своё стремительное развитие и в ближайшие годы размер минимального топологического элемента может достигнуть 30 нм., а количество транзисторов у сверхбольших ИС (СБИС) уже достигает 10⁷. Постоянно уменьшающиеся линейные размеры элементов ИС приводят к уменьшению мощности каждого активного компонента в отдельности и увеличению потребляемой мощности ИС в целом, за счет увеличения количества этих компонентов на кристалле. Это привело к тому, что задержки сигналов на межсоединениях доминируют над задержками на транзисторах, а рассеиваемая мощность становится определяющим фактором.

Традиционно, задача оптимизации длины соединений решается при синтезе их топологии на этапе глобальной трассировки путём построения кратчайших покрывающих деревьев или деревьев Штейнера. Если ширина всех соединений одинакова, то их суммарная длина и занимаемая ими площадь, как критерии качества, являются идентичными и отличаются только умножением на константу – ширину проводника. Однако, как известно, ёмкость плоского конденсатора определяется как

$$C = \epsilon \cdot \epsilon_0 \cdot S / d, \quad (1)$$

* Работа выполнена при поддержке: РФФИ (гранты № 07-01-00174, № 06-01-00272), РНП 2.1.2.3193, РНП 2.1.2.2238.

где S – площадь каждой обкладки или меньшей из них, d – расстояние между обкладками, ϵ_0 – электрическая постоянная, ϵ – относительная диэлектрическая проницаемость вещества, находящегося между обкладками. Энергия, запасенная заряженным до постоянного напряжения U плоским электрическим конденсатором, равна

$$E = C \cdot U^2 / 2. \quad (2)$$

Таким образом, для уменьшения паразитной ёмкости межсоединений необходимо уменьшать не только длину соединений, но и общую занимаемую ими площадь в целом и площадь их взаимного пересечения в частности. Так, если уменьшить ширину хотя бы части фрагментов соединения, то, даже при одной и той же их длине и конфигурации, общая занимаемая ими площадь уменьшится.

Постоянное совершенствование технологии производства ИС даёт возможность снижать технологически возможную минимальную ширину межсоединений. При этом общая площадь, занимаемая межсоединениями на кристалле, зачастую, в разы превышает общую площадь, занимаемую активными компонентами, и их процентное соотношение постоянно увеличивается, а проводники минимально-возможной ширины далеко не всегда могут обеспечить прохождение через них требуемой мощности и особенно это касается шин питания и тактовой частоты.

1. Определение необходимой и достаточной ширины соединений. Необходимая и достаточная ширина соединений связана с допустимой плотностью тока для каждого типа или слоя соединений. Плотность тока (J) характеризует силу тока (I), проходящего через единицу площади поперечного сечения проводника (Sc), и равна

$$J = I / Sc. \quad (3)$$

Если заданы максимально допустимая плотность тока (J) и толщина проводника (d), и известен (или его можно определить) сам ток (I), прохождение которого необходимо обеспечить по проводнику, то его необходимую ширину можно определить как

$$W_r = I \cdot k, \quad (4)$$

где $k = 1 / (J \cdot d)$.

При заданном напряжении (U) необходимую ширину (W_r) можно определить также как

$$W_r = P_w \cdot j_{wp}, \quad (5)$$

где $j_{wp} = 1 / (U \cdot J \cdot d)$, а P_w – электрическая мощность.

Так как толщина проводников и максимально допустимая плотность тока постоянные, то требуемая ширина проводника однозначно может быть сопоставлена с силой тока или мощностью и можно оперировать любым из этих параметров.

При синтезе топологии межсоединений невозможно реализовать проводник любого размера, т.к. имеются технологические ограничения на минимально возможную ширину соединений – W_{min} и минимально возможный шаг её увеличения – ΔW .

Если требуемая ширина проводника – W_r больше W_{min} то, с учётом W_{min} и ΔW , необходимая и достаточная ширина этого проводника может быть рассчитана следующим образом:

$$W_i = W_{min} + \Delta W \cdot (1 + k), \quad (6)$$

где k – целая часть от деления: $(W_r - W_{min}) / \Delta W$.

Площадь пространства, занимаемая проводником на кристалле, складывается из площади самого проводника и пространства требуемого для обеспечения необходимых зазоров между соединениями. При этом минимально допустимый зазор, как правило: $Z = W_{\min}$, а общая занимаемая межсоединением площадь, состоящая из n -фрагментов, определяется как

$$S_{C_{total}} = \sum_{i=1}^{i=n} (W_i + Z) \cdot L_i, \quad (7)$$

где W_i – необходимая и достаточная ширина фрагмента соединения, L_i – его длина.

2. Соединение источника электрических сигналов с приёмниками.

Заданы:

- ◆ вершина (точка), являющаяся источником;
- ◆ множество вершин, являющихся приёмниками;
- ◆ потребляемая мощность каждого из приёмников;
- ◆ соотношение требуемой мощности и ширины соединения – j_{wp} ;
- ◆ минимально возможная ширина соединений W_{\min} ;
- ◆ минимально возможный шаг увеличения ширины – ΔW ;
- ◆ требуемый зазор между соединениями – Z .

Требуется, с учётом заданных j_{wp} , W_{\min} , ΔW и Z , соединить с источником все приёмники непосредственно, или через другие приёмники таким образом, чтобы потребности по потребляемой мощности всех приёмников были обеспечены необходимой и достаточной шириной всех соответствующих фрагментов соединений, а совокупная занимаемая ими площадь была минимальна.

Структурная схема алгоритма, построения дерева соединений источника электрических сигналов с приёмниками (ДСИП), показана на рис. 1.

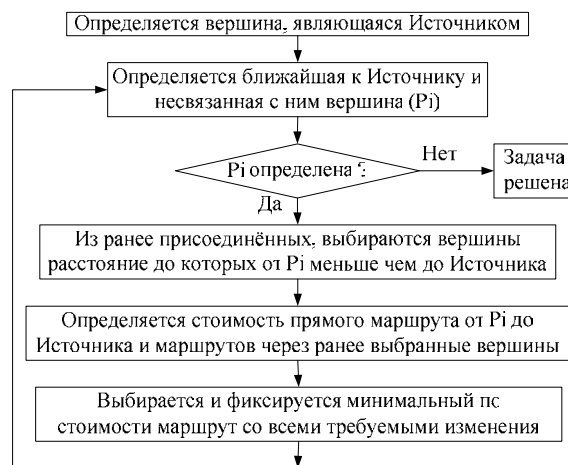


Рис. 1. Алгоритм построения ДСИП

Следует отметить, что стоимость маршрута складывается из занимаемой площади нового фрагмента соединения и совокупности всех требуемых увеличений площади ранее проложенных фрагментов соединений.

Рассмотрим работу алгоритма на примере (рис. 2). Пусть требуется соединить с источником (И) три приемника – P1, P2 и P3 мощностью 200, 80 и 120 условных единиц соответственно. Если все технологические ограничения отсутствуют, и все соединения могут быть осуществлены проводниками требуемой ширины, то опти-

мальным по площади будет прямое соединение источника с приёмниками, как они и соединены на рис. 2.

Пусть: $W_{min} = 120$, $\Delta W = 60$, а для простоты рассмотрения зададим: $j_{wp} = 1$, а $Z = 0$.

Итерация № 1. Выбирается вершина P3, как ближайшая к Источнику, и выполняется её соединение на прямую с Источником (P3 -> И) с минимально-возможной шириной соединения: 120.

Итерация № 2. Выбирается вершина P2, как ближайшая к Источнику и к уже присоединённой вершине P3. Определяется стоимость прямого маршрута к Источнику. Если расстояние от P2 до P3 меньше чем до Источника, определяется стоимость маршрута P2<->P3, P3<->И. Стоимость этого маршрута будет складываться из стоимости соединения P2<->P3 с шириной соединения: 120 и увеличение ширины соединения P3<->И со 120 до 240. Выбирается и фиксируется прямое соединение P2<->И с шириной соединения: 120.

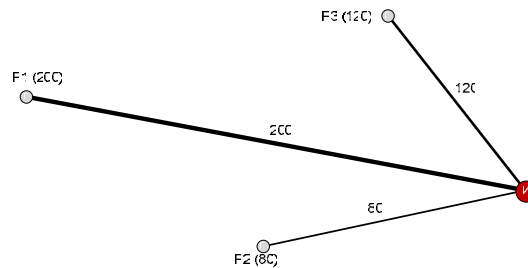


Рис. 2. Пример соединения Источника с приёмниками

Итерация № 3. Выбирается вершина P1, как ближайшая к Источнику и к уже присоединённым вершинам P2 и P3. Определяется стоимость прямого маршрута к Источнику и маршрутов через P2, и через P3. Выбирается и фиксируется минимальный по стоимости маршрут: P1<->P2, P2<->И, при этом ширина соединения P1<->P2: 240, а соединения P2<->И увеличивается со 120 до 300 (рис. 3).

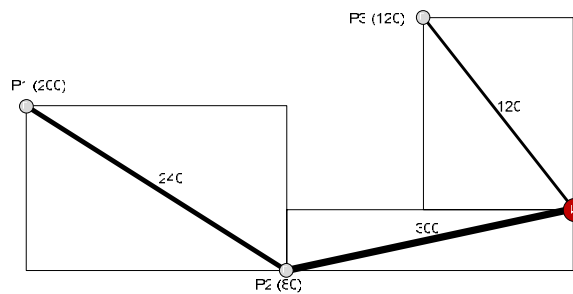


Рис. 3. Итоговое ДСИП

4. **Построение дерева Штейнера с разной шириной фрагментов соединений.**

На рис. 4 приведена структурная схема алгоритма, построения ортогонального дерева Штейнера с разной шириной фрагментов соединений посредством пере-строения ДСИП.

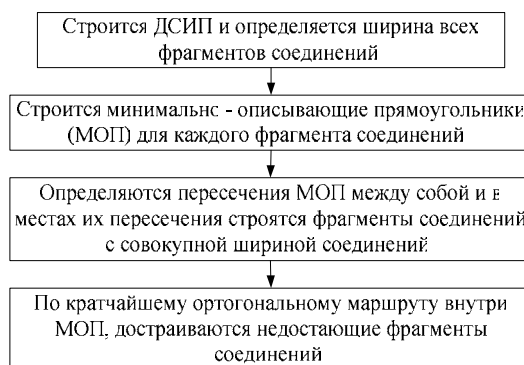


Рис. 4. Алгоритм построения дерева Штейнера

На рис. 5 показан результат перестроения выше рассмотренного примера (см. рис. 3) ДСИП в дерево Штейнера.

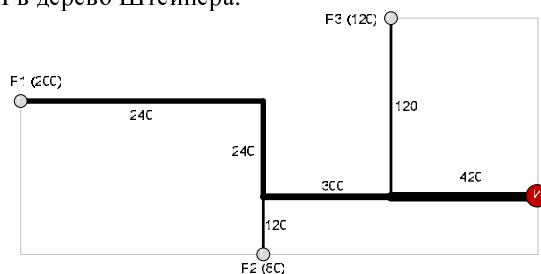


Рис. 5. Дерево Штейнера

Заключение. Предложенный подход к построению связывающих деревьев даёт возможность существенно сэкономить площадь, занимаемую межсоединениями, за счёт минимизации ширины соединений, а невысокая трудоёмкость алгоритмов позволяет им быть использованными при решении задач синтеза топологии межсоединений ИС. Следующим шагом существенной минимизации площади соединений является построение деревьев Штейнера с разной шириной фрагментов соединений с возможностью их диагональной прокладки – под углом в 45° .

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Naveed Sherwani. Algorithms for VLSI physical design automation. – Boston /Dordrecht/ London: Kluwer academic publishers, 1995.
2. Жан М. Рабаи, Ананта Чандракасин, Боривоже Николич. Цифровые Интегральные Схемы: Методология проектирования. – Издательский дом «Вильямс», 2007.