

$$u^*(t) = (L_0^T \Gamma_0^T Q_1 \Gamma_0 L_0 + Q_2 + L_0^T \bar{\Gamma}^T Q_3 \bar{\Gamma} L_0)^{-1} ((L_0^T \Gamma_0^T Q_1 \Gamma_0 + L_0^T \bar{\Gamma}^T Q_3 \bar{\Gamma}) x^*(t + \bar{d}) - (L_0^T \Gamma_0^T Q_1 \Gamma_0 + L_0^T \bar{\Gamma}^T Q_3 \bar{\Gamma}) L \psi(t) - Q_2 \bar{M}(q^{-1}) u^*(t)), \quad (24)$$

где $\Gamma_0 = I_{ss} - \bar{L}\bar{\Gamma}$, или окончательно

$$u^*(t) = (\Gamma L_0 + Q_2)^{-1} (\Gamma x^*(t + \bar{d}) - \Gamma L \psi(t) - Q_2 \bar{M}(q^{-1}) u^*(t)). \quad (25)$$

Здесь $\Gamma = L_0^T \Gamma_0^T Q_1 \Gamma_0 + L_0^T \bar{\Gamma}^T Q_3 \bar{\Gamma}$.

Уравнение (25) задает локально-оптимальный закон управления объектом типа (1) при неизвестной матрице взаимодействия на основе использования системы многошаговых адаптивных упределителей.

Список литературы: 1. Goodwin G. C., Long R. S. Generalization of Results on Multivariable Adaptive Control // Inst. of Electrical and Electronic Eng. (IEEE) Trans. on Automatic Control. 1980. 25, N 6. P. 1241—1245. 2. Dugard L., Goodwin G. C., Xianyu X. The Role of the Interactor Matrix in Multivariable Stochastic Adaptive Control // Automatica. 1984. 20, N 5. P. 701—709. 3. Бодянский Е. В., Плисс И. П., Соловьева Т. В. Многошаговые оптимальные упределители многомерных нестационарных стохастических управляемых процессов // Докл. АН УССР. Сер. А. 1986. № 12. С. 47—49. 4. Бодянский Е. В., Плисс И. П., Соловьева Т. В. Синтез квазипрямых адаптивных регуляторов // Там же. 1987. № 1. С. 59—61. 5. Borison U. Self-Tuning Regulators for a Class of Multivariable Systems // Prepr. IV Intern. Federation on Automatic Control (IFAC) Symp. Identification and System Parameter Estimation. Moscow, 1976. Pt 3. P. 420—429.

Поступила в редколлегию 26.06.87

УДК 681.32.621

В. В. СЕМЕНЕЦ, канд. техн. наук, В. Н. ХРАМЦОВ,
А. И. ДОВНАРЬ

АЛГОРИТМ МИНИМИЗАЦИИ ЧИСЛА ПЕРЕХОДНЫХ ОТВЕРСТИЙ ПРИ ПРОЕКТИРОВАНИИ ДВУСТОРОННИХ ПЕЧАТНЫХ ПЛАТ

При проектировании двусторонних печатных плат возникает задача рационального расслоения совмещенной топологии схемы. Ее решение позволяет уменьшить количество переходных отверстий, а значит, улучшить механические характеристики платы, облегчить ее изготовление. Кроме того, появляется возможность для доработки ранее непроведенных соединений. Описанные в работах [1; 2] алгоритмы позволяют существенно снизить количество переходов по сравнению с результатами тривиального расслоения, однако эти алгоритмы обладают рядом недостатков. Наиболее существенным из них является эвристический характер используемых подходов, принципиально не гарантирующий получение точного решения задачи. Данные подходы аналогичны методам последовательного размещения элементов. Чтобы избежать этих недостатков, нами предлагается сводить исход-

ную задачу расслоения топологии к задаче целочисленной оптимизации. Получение точного либо достаточно близкого к точному решения зависит лишь от возможностей используемых оптимизационных методов.

Примем, что электрические соединения выполнены ортогональной трассировкой, никакие два вертикальных или горизонтальных отрезка не пересекаются между собой. Пусть рисунок совмещенной топологии схемы содержит N отрезков. Для данной системы отрезков построим граф пересечений $G = (R, Q)$, в котором вершины $R = (r_1, r_2, \dots, r_N)$ соответствуют отрезкам системы. Наличие ребра между вершинами свидетельствует о пересечении отрезков. Отрезки, принадлежащие одной трассе и имеющие общую точку, назовем смежными [1]. Построенный граф является двудольным, а значит, данную систему отрезков всегда можно распределить по двум слоям без пересечений в каждом из них. Пусть рассматриваемый граф k имеет компонент связности $G_1, G_2, \dots, G_k$.

Раскраска любой компоненты связности в два цвета однозначно определяется цветом любой ее вершины. Выделим в каждой компоненте связности по одной корневой вершине. Раскраска графа обусловлена раскраской корневых вершин; всего возможно, таким образом, 2^k вариантов раскраски расслоения топологии. Необходимо выбрать вариант с минимальным количеством переходных отверстий.

Каждой вершине $r_j (j = \overline{1, N})$ поставим в соответствие переменную x_j , принимающую значения 0 или 1 в зависимости от цвета вершины. Очевидно, будет лишь k независимых переменных $\{x_{i_1}, x_{i_2}, \dots, x_{i_k}\}$, отвечающих, например, корневым вершинам. Рассмотрим вершину r_i . Множество вершин, соответствующих отрезкам, смежным с i -м, обозначим через $T(r_i)$. Число вершин из $T(r_i)$, цвет которых не совпадает с цветом r_i , обозначим через d_i :

$$d_i = \sum_{j: r_j \in T(r_i)} |x_i - x_j|. \quad (1)$$

Тогда число переходных отверстий, отвечающих фиксированной раскраске графа G ,

$$F = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^N d_i. \quad (2)$$

Исходная задача, таким образом, имеет вид

$$X^* = \arg \min F(X), \quad (3)$$

где $X = (x_{i_1}, x_{i_2}, \dots, x_{i_k})$, $x_{ij} \in \{0, 1\}$, $j = \overline{1, k}$.

В случае, когда число компонент связности k велико и перебор всех 2^k вариантов раскраски невозможен, следует воспользоваться каким-либо приближенным алгоритмом дискретной оптимизации [3]. Был применен метод локального поиска, аналогичный методу вектора града с единичной окрестностью. Осуществив первоначальную рас-

краску графа G и изменив по очереди цвета каждой из корневых вершин, определим, как изменится при этом общее количество переходных отверстий. Из k вариантов раскраски выбирается вариант, дающий наибольшее уменьшение числа межслойных переходов. Процесс останавливается, когда ни одно из варьирований цветов не дает уменьшения. Отметим, что в процессе оптимизации нет необходимости вычислять выражение (2), достаточно лишь вычислять разность значений функции (2) в соответствующих точках — составляющие вектора спада $\Delta = (\Delta_1, \Delta_2, \dots, \Delta_k)$. На последнем остановимся подробнее.

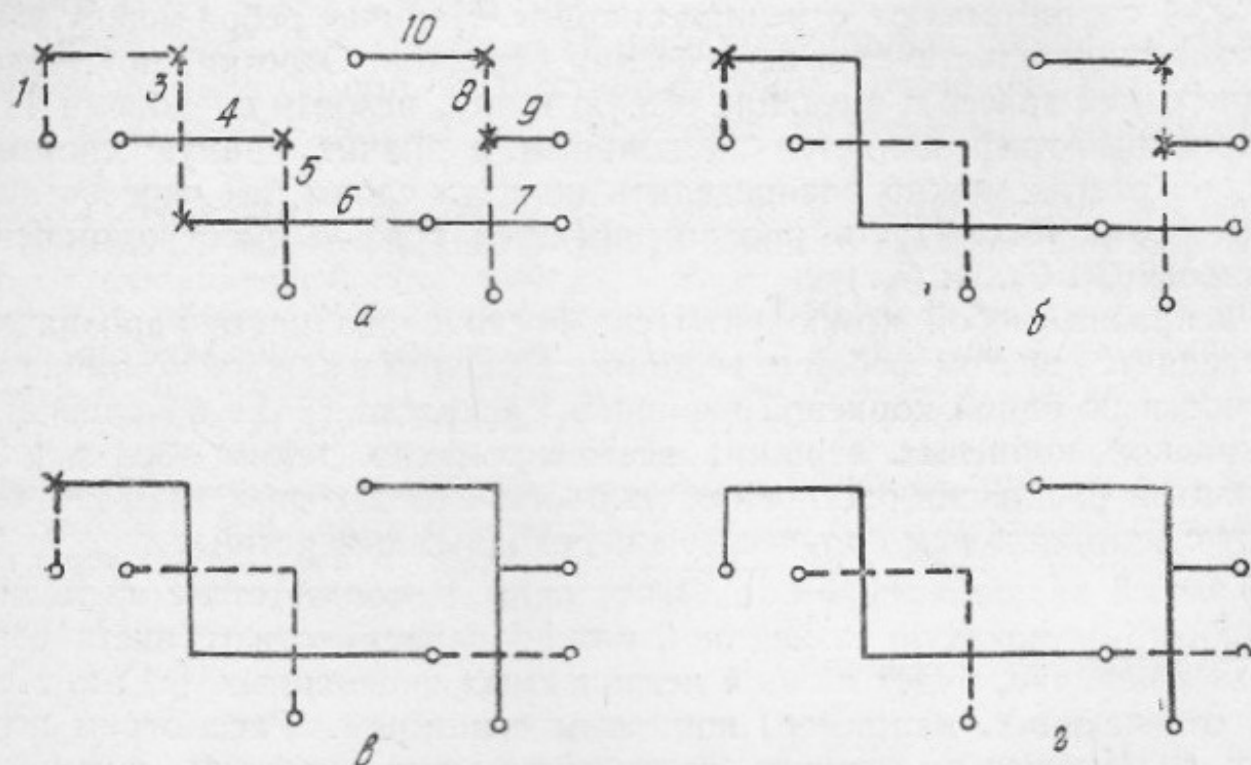


Рис. 1

Пусть изменение цветов происходит в компоненте связности с номером j , включающей вершины $r_{t_1}, r_{t_2}, \dots, r_{t_j}$. Обозначим через $S(r_i)$ множество вершин, не принадлежащих p -й компоненте связности ($r_i \in G_p$) и соответствующих отрезкам, смежным с i -м. Для вершины $r_i \in G_j$ подсчитаем следующие характеристики:

$$\mu_i = \sum_{t: r_t \in S(r_i)} |x_t - x_i|; \quad (4)$$

$$v_i = \text{card } S(r_i) - \mu_i. \quad (5)$$

Тогда

$$\mu(G_j) = \sum_{t: r_t \in G_j} \mu(r_t) \quad (6); \quad v(G_j) = \sum_{t: r_t \in G_j} v(r_t) \quad (7).$$

Значение j -й компоненты вектора спада Δ_j составит

$$\Delta_j = \mu(G_j) - v(G_j). \quad (8)$$

Пересчет компонент вектора Δ от шага к шагу также организуется достаточно экономично.

Рассмотрим следующий пример [1]. На рис. 1, а изображен тривиальный вариант расслоения совмещенной топологии схемы. Соответствующий граф пересечений системы отрезков дан на рис. 2. Ход процесса оптимизации отражен ниже, текущие варианты расслоения показаны на рис. 1, а — 1, з.

$$\begin{aligned} X_0 &= (0, 1, 0, 1, 0, 1, 1, 0, 1, 1); F_0 = 6; \Delta_0 = (1, 2, 3, 2, 2, 1, 1); \\ X_1 &= (0, 1, 1, 0, 0, 1, 1, 0, 1, 1); F_1 = 3; \Delta_1 = (1, 0, -3, -2, 2, 1, 1); \\ X_2 &= (0, 1, 1, 0, 0, 1, 0, 1, 1, 1); F_2 = 1; \Delta_2 = (1, 0, -3, -2, -2, -1, -1); \\ X_3 &= (1, 1, 1, 0, 0, 1, 0, 1, 1, 1); F_3 = 0; \Delta_3 = (-1, -2, -3, -2, -2, -1, -1). \end{aligned}$$

Окончательный вариант оптимален, так как переходные отверстия отсутствуют. Окончательный вариант, приведенный в работе [1] и полученный по предложенному в ней приближенному алгоритму, хуже: он дает четыре переходных отверстия.

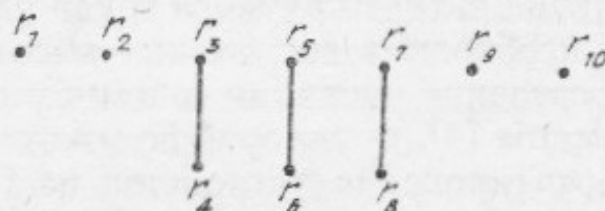


Рис. 2

При проектировании реальных схем в соответствии с нашим подходом количество переходных отверстий по сравнению с результатами тривиального расслоения уменьшалось на 60 ... 65 %. Минимизация переходных отверстий совместно с последующей доработкой ранее непроложенных трасс позволяла во многих случаях добиваться 100 %-й автоматической трассировки соединений.

Список литературы: 1. Селютин В. А. Машинное конструирование электронных устройств. М., 1977. 384 с. 2. Столяр С. П. Алгоритм расслоения совмещенной топологии печатных плат // Автоматизация проектирования электрон. аппаратуры. Таганрог, 1984. Вып. 3. С. 140—145. 3. Сергиенко И. В., Лебедева Т. Т., Рошин В. А. Приближенные методы решения дискретных задач оптимизации. К., 1980. 276 с.

Поступила в редколлегию 19.05.86

УДК 681.3.023

А. М. ПРЯНИЦКИЙ, канд. техн. наук, И. И. СОЙНИКОВ

АЛГОРИТМ АВТОМАТИЗИРОВАННОГО ПРОЕКТИРОВАНИЯ ЦИФРОВЫХ УСТРОЙСТВ НА БИС ПРОГРАММИРУЕМЫХ ЛОГИЧЕСКИХ МАТРИЦ

Эффективность создаваемых устройств цифровой техники во многом обусловлена уровнем разработок проектов, а также сроками их выполнения. Однако сроки разработок становятся все более длительными. Одна из причин их увеличения — возрастающая сложность проектируемых устройств. При этом большинство проектно-конструкторских работ ведется старыми методами, без использования современной техники. Поэтому в развитых странах осуществляется программа автоматизации проектных работ. В середине 80-х гг. в США насчитывалось порядка 20 тыс. САПР [1]. В СССР на 12-ю пятилетку намечена обширная программа работ по созданию и использованию САПР в различных отраслях народного хозяйства.