

ОПТИМИЗАЦИОННЫЙ ПОДХОД К КАНАЛЬНОЙ ТРАССИРОВКЕ С УЧЕТОМ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ

Отримано рішення науково-технічної задачі підвищення ефективності систем автоматизації проектування топології мікроелектронних пристроїв з урахуванням завадостійкості. Запропоновано алгоритми проектування з урахуванням завадостійкості топології в каналі.

Получено решение научно-технической задачи повышения эффективности систем автоматизации проектирования топологии микроселектронных устройств с учетом помехоустойчивости. Предложены алгоритмы проектирования с учетом помехоустойчивости топологии в канале.

В настоящее время идеи автоматизации проектирования топологии цифровых систем на кристаллах завоевали широкое признание. Под проектированием топологии понимают определение точного расположения электронных элементов на кристалле или подложке и реализацию всех соединений (трассировка цепей) в соответствии с электрической схемой так, чтобы удовлетворялись технологические требования к электрическим связям.

Разработка новых эффективных по времени и качеству эвристических алгоритмов трассировки является актуальной задачей.

Большое распространение получили каналные алгоритмы трассировки, которые требуют меньших машинных ресурсов и в большинстве случаев обеспечивают полное разведение цепей. Изменяющаяся технология изготовления БИС и СБИС ведет к усложнению эвристик трассировки и постоянно требует новых, нетрадиционных подходов к решению данной проблемы. Так же нужно отметить о существующих ограничениях, усложняющих эту задачу. Может потребоваться, чтобы трассировка была проведена в областях фиксированных размеров или чтобы была минимизирована область трассировки. А возникающие паразитные емкости и индуктивности в соседних соединительных проводниках приводит к искажению формы соответствующих сигналов. Существуют различные подходы к решению задачи канальной трассировки с различными условиями, технологическими ограничениями и правилами [1-3].

Большинство алгоритмов ориентировано на однократную оценку емкостей после завершения процесса проектирования. Размерность реальных схем не позволяет даже проводить полный расчет емкостей для всей системы проводников.

Большая размерность задачи и необходимость многократных оценок требуют применения быстродействующих приближенных методов (например, определения емкостей по геометрическим параметрам проводников), однако сложность структуры микроэлектронных устройств (МЭУ) не позволяет полностью исключить расчет электростатического поля. В практических расчетах печатный монтаж рассматривается обычно как плоскопараллельная система проводников, собственные и взаимные емкости которых рассчитываются через соответствующие погонные параметры. Исследования физических полей в реаль-

ных конструкциях МЭУ показывают, что качественный и количественный характер распределения поля практически не зависит от конкретного положения источника поля на конструктиве. Это позволяет проводить однократный расчет погонных емкостей для каждого слоя многослойной структуры.

Большинство задач конструкторского проектирования имеют дискретный (комбинаторный) характер и могут рассматриваться как задачи комбинаторной оптимизации [4]. Рассмотрим модель канала.

На множествах A_i (множествах разрешенных вариантов трасс i -ой цепи) введем метрику Хаусдорфа, доопределенную для элементов, соответствующих отсутствию выбора;

$$\rho_i(a_{\xi_i^1}^i, a_{\xi_i^2}^i) = \begin{cases} \text{dist}(a_{\xi_i^1}^i, a_{\xi_i^2}^i), \tilde{\xi}_i^1, \tilde{\xi}_i^2 \in I_{N_T}, \\ \varepsilon, \tilde{\xi}_i^1 + \tilde{\xi}_i^2 \neq 0, \tilde{\xi}_i^1 \cdot \tilde{\xi}_i^2 = 0, \\ 0, \tilde{\xi}_i^1 = \tilde{\xi}_i^2 = 0, \end{cases} \quad (1)$$

где N_T – число цепей канала.

Подсчет метрики Хаусдорфа можно значительно упростить, если использовать при этом взвешенную ортогональную метрику исходного евклидова пространства:

$$\rho(M_1 M_2) = |x_1 - x_2| + \beta |y_1 - y_2|, \\ 0 < \beta < \frac{\Delta x}{2(N_m - 1)\Delta y}, \quad (2)$$

где Δx – минимально допустимое расстояние между центрами контактов по оси абсцисс, Δy – расстояние между соседними магистралями канала, N_m – число магистралей.

В этом случае расстояние между трассами цепи можно оценивать расстоянием между соответствующими магистралями:

$$\rho_i(a_{\xi_i^1}^i, a_{\xi_i^2}^i) = \begin{cases} \left| a_{\xi_i^1}^i - a_{\xi_i^2}^i \right|, \tilde{\xi}_i^1, \tilde{\xi}_i^2 \in I_{N_T}, \\ \frac{1}{2}, \tilde{\xi}_i^1, \tilde{\xi}_i^2 \neq 0, \tilde{\xi}_i^1 \cdot \tilde{\xi}_i^2 = 0, \\ 0, \tilde{\xi}_i^1 = \tilde{\xi}_i^2 = 0, \end{cases} \quad (3)$$

При таком способе подсчета метрики полагается, что трассы не имеют физической ширины.

Построим следующие оптимизационные алгоритмы канальной трассировки на основе общей схемы итерационно-последовательного алгоритма [5]:

Алгоритм 1 (алгоритм одиночных переназначений трассировки).

Осуществляется циклический последовательный выбор цепей в порядке их нумерации. Из множества A_i выбирается элемент (трасса) a_i^j которого значение критерия минимально, т.е. элемент с минимальным значением оценки

$$\alpha_{ij} = F(\xi|_{\xi_i=j}). \quad (4)$$

Критерий трассировки представляется в виде

$$F(\xi) = \sum_{k=1}^{N_T} \text{sign} \tilde{\xi}_k l_k(\xi) + \sum_{k=1}^{N_T-1} \sum_{t=k+1}^{N_T} \text{sign} \tilde{\xi}_k \tilde{\xi}_t \times (\lambda_{kt}^1 g_{kt}(\xi) + \lambda_{kt}^2 (c_{kt} - \bar{C})) + \sum_{k=1}^{N_T} \lambda_k (1 - \text{sign} \tilde{\xi}_k), \quad (5)$$

где $l_k(\xi)$ – длина трассы k -ой цепи, $g_{kt}(\xi)$ – суммарная оценка нарушения ограничений непересечения между трассами k -ой и t -ой цепей, C_{kt} – оценка взаимной емкости трасс k -ой и t -ой цепей, подсчитывается по формуле (1), \bar{C} – максимально допустимая взаимная емкость двух трасс, λ_k – штраф за отсутствие выбора трассы для k -ой цепи, $\lambda_{kt}^1, \lambda_{kt}^2$ – штрафные коэффициенты соответствующих геометрических и емкостных ограничений.

Оценки α_{ij} в приращениях относительно варианта $\tilde{\xi}_i = 0$ могут быть записаны:

$$\alpha_{ij} = F(\xi|_{\xi_i=0}) - F(\xi|_{\tilde{\xi}_i=0}) = \begin{cases} F_i(\xi) - \lambda_i, \tilde{j} > 0 \\ 0, \tilde{j} = 0 \end{cases}, \quad (6)$$

где

$$F_i(\xi) = l_i(\xi) + \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^{N_T} \text{sign} \tilde{\xi}_k (\lambda_{ik}^1 g_{ik}(\xi) + \lambda_{ik}^2 (C_{ik} - \bar{C})). \quad (7)$$

При этом оцениваются те элементы a_i^j , для которых $\alpha_i \rho_i(a_i^j, a_{\xi_i}^i) \leq r^n$. Если для всех назначений приращения окажутся положительными, то трасса для i -ой цепи не будет выбрана, будет выбран элемент $a_{i_0}^i$ (если он попал в соответствующую окрестность). В случае выбора в качестве начального решения $\tilde{\xi}^0 = (0, 0, \dots, 0)$ первые N_T шагов алгоритма одиночных переназначений можно рассматривать как последовательный алгоритм получения начального решения трассировки.

Алгоритм 2 (алгоритм парных переназначений трассировки).

Осуществляется циклический последовательный выбор пар цепей в порядке нумерации. Соответствующая подзадача решается алгоритмом минимального риска. Оценки эффективности выбора трасс строятся по формуле (6). В случае задания в качестве начального решения $\tilde{\xi}^0 = (0, 0, \dots, 0)$ алгоритм совмещает этапы

построения начального варианта трассировки и оптимизации построенного варианта трассировки.

Алгоритм 3 (алгоритм групповых переназначений трассировки).

Для выбора подмножеств номеров цепей используется алгоритм, аналогичный алгоритму размытой следящей области в задаче размещения. Точки системы Z располагаются на горизонтальной прямой, проходящей через центр канала. Расстояние от точки Z_n до трасс оценивается в метрике Хаусдорфа, в качестве метрики исходного пространства используется взвешенная ортогональная метрика (2). Расстояние от точки Z_n до трассы равно, таким образом, расстоянию в метрике (2) до наиболее удаленного от точки Z_n контакта данной цепи;

$$\rho(z_n, a_{\xi_i}^i) = \max_{1 \leq j \leq m_i} \|x_n - x_j^i\| + \frac{1}{2} \Delta \beta, \quad (8)$$

где Δ – ширина канала.

Задание радиуса окрестности точки выделяет соответствующий вертикальный участок канала. Выделение для переназначения подмножества цепей, полностью принадлежащих заданному вертикальному участку, позволяет существенно упростить решаемую подзадачу. Рассматриваются взаимовлияния только тех цепей, трассы которых пересекают заданный участок.

Исследование эффективности алгоритмов 1 и 2 было проведено на ряде тестовых задач, результаты решения двух из которых приведены в табл. 1.

Таблица 1
Сравнение эффективности оптимизационных алгоритмов трассировки

Вариант начального решения	Задача 1			Задача 2		
	F(ξ0)	алгоритм 2	алгоритм 3	F(ξ0)	алгоритм 2	алгоритм 3
1	185	83	55	604	372	300
2	101	79	55	776	456	304
3	187	95	55	604	354	302
4	181	83	55	806	316	282
5	79	79	55	400	400	304
6	79	79	55	320	320	300
7	900	57	55	2500	362	302

1, 2, 3, 4 – интервальные алгоритмы; 5 – максимальный алгоритм; 6 – алгоритм минимального риска; 7 – без начального решения.

В задаче 1 канал содержит 9 цепей, которые необходимо развести на 8 магистралях. В задаче 2 25 цепей канала необходимо развести на 15 магистралях. Координаты контактов цепей: (-1; 7), (-2; 5), (1; -3), (-4; -17); (2; -6), (-7; 22), (-8; 16), (-9; -13), (-10; 13), (-12; -24), (-14; 17), (-15; -18), (-16; -22), (9; -19), (14; -20), (12; -21), (11; -23), (18; -25), (4; 6), (8; 24), (20; 25), (3; 10), (-5; 21), (19; 23), (-11; 15). В качестве начального решения использовались результаты работы различных последовательных алгоритмов трассировки. Исследовался также вариант, в котором начальное решение отсутствовало. Для всех вариантов начальных решений (ни одно из них не было допустимым) алгоритм 3 находил допустимый с точки зрения ограничений вариант трассировки. Алгоритм 1,

как правило, не находил допустимого решения, однако позволял существенно приблизить его к допустимой области. Можно сделать вывод, что в задаче трассировки, обладающей жесткими ограничениями, алгоритм 1, обладающий сильными локальными свойствами, недостаточно эффективен. Эффективно применение алгоритма 2, являющегося более мощным средством оптимизации.

Применение к решению данных задач алгоритма 3 с объемом решаемых подзадач, равным 5, также позволило найти во всех случаях допустимое решение. Введение ограничений на межпроводниковые емкости ограничивает, в конечном счете, длину параллельного горизонтального участка двух трасс. В варианте решения задачи 1, соответствующему минимальному значению суммарной длины трасс, равной 55, длина параллельных участков трасс цепей 1 и 8, а также цепей 6 и 9, находящихся на соседних магистралях, равна 5. Решение задачи 1 с учетом ограничений на длину соседних параллельных участков трасс позволило подучить алгоритмом 4-3 вариант трассировки (4, 5, 7, 8, 2, 3, 1, 6, 8), для которого суммарная длина трасс равна 61, однако длина параллельных участков трасс на соседних магистралях не превышает 4.

ВЫВОДЫ

1. Построены алгоритмы проектирования помехоустойчивой топологии в канале на основе общей схемы итерационно-последовательного алгоритма. Проведено сравнение предложенных алгоритмов с известными на тестовых и практических задачах.

2. Проведены исследования влияния решающих правил на результат решения задачи КТ.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Shervani N. Algorithms for VLSI physical design automation. Kluwer Academic Publishers, USA, 1995. – 538 p.
2. Yoshimura T., Kuh E.S. Efficient algorithms for channel routing. IEEE Trans. Comput.-Aided Des. Integrated Circuits & Syst., 1982, vol.1, no.1, pp. 25-35.
3. Burstein M. Channel routing. Layout Design and Verification, Elsevier Science, 1986, pp. 133-167.
4. Семенец В.В., Иванов В.Г. Анализ структуры задачи проектирования топологии микросистемных устройств // Радиоэлектроника и информатика. – 2007. – №3. – С. 113-118.
5. Иванов В.Г. Разработка итерационных алгоритмов канальной трассировки // Автоматизированные системы управления и приборы автоматки. – 2008. – №3/3(33) – С. 29-39.

REFERENCES: 1. Shervani N. Algorithms for VLSI physical design automation. Kluwer Academic Publishers, USA, 1995. 538 p. 2. Yoshimura T., Kuh E.S. Efficient algorithms for channel routing. IEEE Trans. Comput.-Aided Des. Integrated Circuits & Syst., 1982, vol.1, no.1, pp. 25-35. 3. Burstein M. Channel routing. Layout Design and Verification, Elsevier Science, 1986, pp. 133-167. 4. Semenec V.V., Ivanov V.G. Analiz struktury zadachi proektirovaniya topologii mikroelektronnyh ustrojstv. Radioelektronika i informatika, 2007, no.3, pp. 113-118. 5. Ivanov V.G. Razrabotka iteracionnyh algoritmov kanal'noj trassirovki. Avtomatizirovannye sistemy upravlenija i pribory avtomatiki, 2008, no.3/3(33), pp. 29-39.

Поступила (received) 19.11.2013

*Иванов Виталий Геннадьевич, к.т.н.,
Институт химических технологий
Восточноевропейского национального университета
им. Владимира Даля,
93009, Луганская обл., Рубежное, ул. Ленина, 31,
тел/phone +38 06453 50156, e-mail: vetgen@e-mail.ua*

*V.G. Ivanov
Chemical Technology Institute of Volodymyr Dahl East Ukrainian
National University*

31, Lenin Str., Rubizhne, Lugansk region, 93009, Ukraine

Optimization noise stability based approach to channel routing.

A solution to an efficiency improvement problem for microelectronic device topology design automation systems is obtained with allowance for noise stability. Noise-stable channel topology designing algorithms are introduced.

Key words – multi-layered digital system, crystal, design automation, topology, channel routing, optimization.