

# АРХІТЕКТУРА ТА КОМПОНЕНТИ КОМП'ЮТЕРНИХ СИСТЕМ

Т. Коротєєва

Національний університет "Львівська політехніка"

УДК 621.3.049.77

## ТРАСУВАННЯ В КАНАЛІ ДЛЯ ПРОГРАМОВАНИХ ЛОГІЧНИХ ІНТЕГРАЛЬНИХ СХЕМ

© Коротєєва Т., 2003

*Розглянуто моделі та багаторівневий алгоритм розв'язування задачі трасування в каналі для програмованих логічних інтегральних схем. Проаналізовано результати етапу мікротрасування ПЛІС.*

*The models and algorithm for channel routing problem for FPGA is considered. Results of experimental research of micro-routing for FPGA was considered.*

### 1. Аналіз методів мікротрасування НВІС

Однією зі складових задач мікротрасування програмованих логічних інтегральних схем (ПЛІС) є призначення вертикальних (горизонтальних) складових (ВС) дерев Штейнера (ДШ), що отримані на етапі макротрасування, на вільні магістралі каналів. Основною відмінністю мікротрасування є врахування технологічних особливостей конкретного типу НВІС. Для конструкцій з регулярним розміщенням елементів (матричні ВС, ПЛІС) найчастіше використовується каналне трасування. Регулярне розміщення створює сукупності вертикальних і горизонтальних магістралей, які становлять відповідно вертикальні і горизонтальні канали. Поряд з таким критерієм, як мінімізація сумарної довжини з'єднань, в каналному трасуванні найважливішим критерієм вважається рівномірне завантаження всіх каналів. Зазвичай використовують метод інтервалів або послідовного заповнення магістралей [5]. Методом інтервалів всі з'єднання реалізуються прямими лініями, тобто кожне з'єднання розміщується лише на одній магістралі. Алгоритм ламаних ліній "Доглер" [4] побудований на принципах роботи алгоритму послідовного заповнення магістралей. Він дозволяє з допомогою

ламаної лінії переходити на магістраль, що лежить вище, якщо вона звільняється. Але якщо застосовується поділ вертикальних і горизонтальних відрізків ланцюгів по різних шарах, тоді кожний поворот з'єднання вимагає додаткових переходів з одного шару на інший. Динамічна тактика послідовного заповнення магістралей дозволяє розміщувати з'єднання по черзі на верхніх і на нижніх магістралях. Таким алгоритмом вдається провести трасування з щільністю, наближеною до теоретично оптимальної.

Значне розповсюдження отримали алгоритми моделювання еволюції. Це добре відома оптимізаційна методологія, що базується на аналогії процесів природної селекції в біології. Структурні модифікації представляються послідовностями символів, вибраних з деякого алфавіту. Пошук в полі таких представлень відбувається так званими генетичними алгоритмами, які успішно використовуються при проектуванні НВІС в задачі каналного трасування [2]. Аналізується не одне рішення, а деяка підмножина квазіоптимальних рішень. Існує можливість виходу з локальних оптимумів, що дозволяє отримувати кращі рішення, ніж при розв'язанні задач каналного трасування традиційними алгоритмами. Кожне рішення оцінюється з точки зору мінімізації цільової функції (довжина ланцюга, число магістралей та інше). Відбираються кращі рішення, які становитимуть наступне покоління, після чого цикл повторюється.

Проте наведені алгоритми каналного трасування недоцільно використовувати для розв'язання задачі мікротрасування ПЛІС, по-перше, через їх високу ресурсоемність. По-друге, для ПЛІС відсутня задача трасування в чотиристоронньому каналі завдяки присутності блоків перемикачів. Тому пропонується використання універсального методу оптимального призначення фрагментів трас на магістралі каналів [1] для ПЛІС, який дозволяє врахувати бажані зони призначення фрагментів трас, тим самим зменшити довжину трас та збільшити показник економії ресурсів магістралей.

## 2. Формулювання задачі призначення фрагментів дерев на магістралі каналів ПЛІС

Вертикальні складові ДШ відрізняються між собою довжиною, кількістю лівих і правих горизонтальних складових ДШ, розташуванням контактів на горизонтальних ребрах дискретів ДТРП. Ці характеристики впливають на координати призначення вертикальних фрагментів. Для формування вагової функції, що вказує на границі бажаних координат призначення за критерієм кількості ГС, використовується функція  $f_1 = kp - kl$ , де  $kl$ ,  $kp$  – відповідно кількість лівих і правих ГС. Приклади зон “бажаності” (“Б”) і “небажаності” (“Н”) при різних варіантах розташування контактів та підходу ГС наведені на рис. 1.

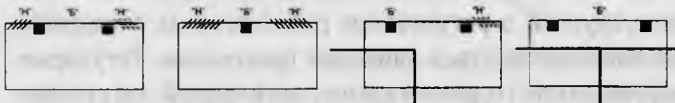


Рис. 1. Варіанти зон “бажаності” і “небажаності”

Наприклад, для вертикального каналу, зображеного на рис.2,а, зони бажаності за критерієм кількості ГС розподіляться рівномірно в межах вертикального каналу, не роблячи перешкод одна для однієї. Коли зони бажаності ВС різних ДШ накладаються одна на одну, виникає конфліктна ситуація. Вона вирішується попереднім сортуванням ВС згідно з їх ваговими коефіцієнтами. Найвищий пріоритет мають ВС, що з'єднують ГС, які підходять до неї з одного боку (рис. 2,б,в).

Найнижчий пріоритет надається ВС, що з'єднують ГС, які підходять з різних боків (рис. 2,з).

Якщо вертикальна складова ДШ в каналі проходить через  $n$  граней, що містять контакти, то загальна зона "бажаності" створюється перетином проєкцій зон "Б" всіх граней каналу. При цьому можливі випадки: 1) загальна зона "Б" створена перетином всіх складових зон (рис.3,а); 2) загальна зона "Б" складається з фрагментів-перетинів груп складових зон (рис.3,б).

У першому випадку як функції для відображення степені бажаності призначення ланцюга на вільні проходи приймаємо:

$$f_2 = x_c - Dx,$$

де  $x_c$  – координата середини загальної зони "Б",  $Dx$  – половина ширини загальної зони "Б". У другому випадку як загальну зону "Б" приймаємо фрагмент, що утворений перетином найбільшого числа зон "Б" окремих граней, і використовуємо ту саму функцію  $f_2$ . Якщо всі фрагменти зони однакові за кількістю складових, то як загальну зону "Б" використовують найбільшу за шириною.

Функції  $f_1$  та  $f_2$  не порівняльні між собою і тому побудувати результуючу функцію-критерій важко. Необхідно умовно перераховувати складові функції  $f_1$  через складові функції  $f_2$ . Для цього необхідно розширити зони "бажаності" в гранях, що містять

горизонтальні складові, як це показано на рис.3 в,г.

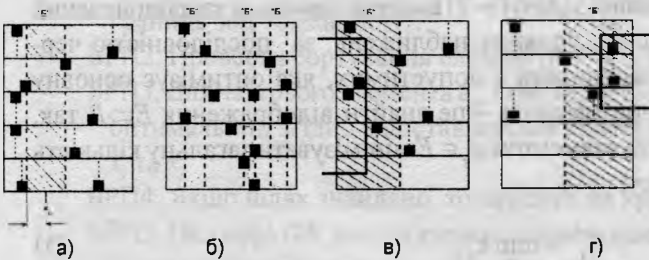


Рис.3. Приклади загальних зон "бажаності"

горизонтальні складові, як це показано на рис.3 в,г. Отже, підрахунок функції  $f_2$  для кожної ВС ДШ у вертикальному каналі створює можливість сортувати їх з точки зору: 1) порядку їх призначення на позиції вільних проходів при використанні стратегії "зліва – направо" або навпаки; 2) орієнтовної прив'язки конкретних ВС до позиції проходу при будь-якій стратегії; 3) пріоритету призначення окремих ВС з близькими значеннями  $x_c$  (менше значення  $Dx$  – більший пріоритет). Після сортування ланцюгів у вертикальному каналі виконується їх призначення на вертикальні магістралі.

Отже, задача призначення координат для вертикальних фрагментів є дискретною оптимізаційною задачею з обмеженнями: необхідно знайти невідомі, що можуть набувати певних дискретних значень,  $x = x_1, x_2, \dots, x_n, x_i \in N$ , де  $N$  – множина натуральних чисел, і які мінімізують лінійну функцію

$$F = f_1 \times x_1 + f_2 \times x_2 + \dots + f_n \times x_n, \quad (1)$$

де  $f_i$  – вагові функції для кожної ВС ДШ, при виконанні обмежень

$$x_{ic} - Dx_i < x_i < x_{ic} + Dx_i, \quad x_i \neq x_j, \quad i < j, \quad x_i \in N, \quad x_j \in N. \quad (2)$$

Обмеження (2) пов'язані з необхідністю перебування фрагментів в зонах "бажаності" та неможливістю різним фрагментам призначити однакові координати.

### 3. Алгоритм багаторівневого призначення

Сформульована задача (1–2) має однорівневий характер, тобто фрагменту призначається відрізок магістралі, який з'єднує два горизонтальні канали. В реальності вертикальні фрагменти мають проходити через два і більше горизонтальні канали. Першим способом розв'язання даної задачі є поетапне використання алгоритму однорівневого призначення послідовно до всіх рівнів структури [1]. Однак при цьому способі кожний черговий розв'язок не враховує попередніх розв'язків, тобто суцільні вертикальні фрагменти будуть реалізовані ламаними лініями. Другий підхід – це комплексне розв'язування задачі багаторівневого призначення [3]. Для цього вводиться множина ресурсів (відрізків магістралей між горизонтальними каналами у межах вертикального каналу):

$$R = \{R_1, R_2, \dots, R_n\},$$

де  $R_i = \{r_{i+1}, r_{i+2}, \dots, r_{iq}\}$  – підмножина відрізків з  $i$ -го каналу до  $i+1, i+2, \dots, q$  каналів;  $n$  – кількість каналів.

Вводиться подібна множина вертикальних фрагментів дерев:

$$E = \{E_1, E_2, \dots, E_n\},$$

де  $E_i = \{e_{i+1}, e_{i+2}, \dots, e_{ii}\}$ .

Для розв'язування сформульованої задачі (1–2) використовується запропонований у роботах [1,3] евристичний метод послідовних наближень: за послідовністю черговому фрагменту призначається координата з допустимих, яка оптимізує основну функцію мети. Розв'язати задачу призначення – це знайти відображення  $E \Rightarrow R$  так, щоб при закріпленні ресурсу  $r_{iq} \in R$  за елементом  $e_{ii} \in E$  мінімізувати загальну кількість переходів з однієї магістралі на іншу:

$$F_1^* = \min_{i \in N} k_i, \quad (3)$$

де  $i$  – кількість варіантів відображення.

Крім цього, в задачі використовуються додаткові критерії оптимальності [3]:

– довжина  $\Delta_i$  незадіяних ресурсів при відображенні фрагментів відрізками більшої ніж потрібно довжини, тобто

$$F_2^* = \min_{i \in N} \Delta_i, \quad (4)$$

де фізичний зміст  $\Delta_i$  проілюстровано на рис. 4,б;

– довжина горизонтальних фрагментів, необхідних для реалізації переходів між вертикальними складовими

$$F_3^* = \min_{i \in N} S_i = \min_{i \in N} \sum_j d_{ij}, \quad (5)$$

де  $S_i$  – сума відстаней між відрізками, які відображають один вертикальний фрагмент

(наприклад, на рис.4,а  $S_1=d$ , на рис. 4,б  $S_2=d_1+d_2$ , на рис.4,в  $S_3=0$ ). Значення  $d_{ij}$  визначається з врахуванням технологічних обмежень на відстань між двома з'єднаннями в межах каналу.

Одним з можливих підходів до розв'язування поставленої задачі є послідовний перебір реалізацій і вибір оптимальної відносно функцій мети. Для знаходження реалізацій і обчислення значення функцій будуються дві моделі ресурсів як зважені орієнтовані графи [1]:

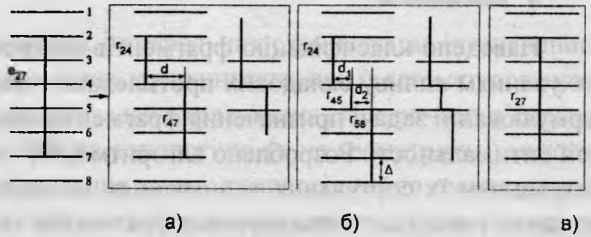


Рис.4. Приклад відображення вертикального фрагмента  $e_{27}$

- адекватна модель (граф  $GA(X,U)$ ), в якій множині каналів відповідає множина вершин  $X$ , множині ресурсів  $R$  – множина дуг  $U$ , координати ресурсу в системі номерів магістралей – вага дуги в орієнтованому графі;
- надлишкова модель (граф  $GN(X,U)$ ), в якій множині каналів відповідає множина вершин  $X$ , мінімальним (одиничним) фрагментам ресурсів – множина дуг  $U$ , координатам ресурсів – ваги дуг.

Підсумовуючи все вище сказане, опишемо алгоритм багаторівневого призначення в межах одного вертикального каналу.

#### Алгоритм БРП:

БРП1. Для кожного елемента  $e_{ij} \in E$  підрахувати значення вагової функції  $f_{ij}$  з врахуванням впливу горизонтальних складових, контактів та відповідних границь зон "бажаності".

БРП2. Провести сортування елементів  $e_{ij} \in E$  за їх ваговими функціями.

БРП3. Для чергового елемента  $e_{ij}$ , який задається парою  $(x_i, x_j)$ , на графі  $GA$  знайти оптимальний згідно з поставленими критеріями (3 – 5) шлях між вершинами  $x_i$  та  $x_j$ .

БРП4. Якщо шлях знайдено, то перейти на крок БРП3, інакше на крок БРП5.

БРП5. На графі  $GN$  знайти оптимальний згідно з поставленими критеріями (3 – 5) шлях між вершинами  $x_i$  та  $x_j$ . Перейти на крок БРП3.

Алгоритм закінчує роботу, якщо розглянуті всі елементи множини  $E$ . Роботу алгоритму БРП необхідно повторити для всіх вертикальних каналів.

Для ПЛІС орієнтація каналів зв'язків не суттєва, тому для призначення ГС ДШ використовуються ті самі міркування, що і для призначення ВС. Проводиться умовний поворот на 90 градусів, і горизонтальні канали розглядаються як вертикальні.

Практична перевірка роботи алгоритму БРП була проведена на реальних промислових тестах ПЛІС. У таблиці в полі "Ресурс" наведені показники (у відсотках) економії ресурсів магістралей каналів при використанні алгоритму БРП порівняно з методом послідовного заповнення магістралей. Дані таблиці показують, що економія ресурсів каналів практично для всіх схем в середньому становить 14 відсот-

Результати застосування алгоритму БРП на етапі мікротрасування ПЛІС

Схема	Isymml	Term1	Apex7	Allu2	Allu4	Vda	Еквпрп1	К2	Busk	Oma	Binc	Dfsm	Z03	Середнє:
Ресурс (%)	14,7	16,2	14,8	15,7	15,4	13,7	9,5	11,6	13,4	14,3	12,8	14,2	15,5	14
Длс(%)	11,6	15,3	13,2	17,1	12,8	9,8	8,7	10,5	9,6	12,3	16,6	12,7	14,5	12,7

ків. У полі “D<sub>лб</sub>” записаний показник зменшення (у відсотках) сумарної довжини ланцюгів схем, що в середньому становить 13 відсотків.

#### 4. Висновки

Наведено класифікацію фрагментів ланцюгів як складових дерев Штейнера з врахуванням впливу складових протилежного напрямку та контактів ланцюгів. При формуванні задачі призначення фрагментів ланцюгів ПЛІС введені додаткові критерії оптимальності. Розроблено алгоритм БРП – призначення фрагментів ланцюгів з врахуванням їх сортування за значенням вагових функцій. Практичне застосування методу оптимального призначення фрагментів та алгоритму БРП на етапі мікротрасування ПЛІС дозволило зменшити сумарну довжину ланцюгів на 13% та зекономити ресурси каналів на 14%.

1. Мельник Р.А. Алгоритми ієрархічного моделювання просторової та площинної топології НВІС. – Львів: НУ “Львівська політехніка”, 1999. – 180 с.
2. Давиденко В.Н., Курейчик В.М. Генетический алгоритм для трассировки двухслойных каналов // Автоматизация проектирования. – 1999. – №1. – С.5 – 14.
3. Мельник Р.А., Коротеева Т.А. Назначение цепей на магистрали вертикальных каналов / Львов :ЛПИ, 1992. – 6 с. – Рус. – Деп. в УкрИНТИ, № 1317 – Укр92.
4. Deutsch D.N. Compacted channel routing // Proceedings of IEEE International conference on Computer Aided design. – 1985. – P.223 –225.
5. Маркосян С.Е. О раскраске вершин графов интервалов// Вопросы радиоэлектроники. – Сер. VII. ЭВТ, 1972. – Вып.4. – С.3 – 6.

Р. Базилевич, Д. Алієва

Національний університет “Львівська політехніка”

УДК 621.382

## ФОРМУВАННЯ ПЛОСКИХ УКЛАДОК ДЛЯ ЛІНІЙЧАТИХ СТРУКТУР ЕЛЕКТРОННИХ ВУЗЛІВ

© Базилевич Р., Алієва Д., 2003

*Запропоновано алгоритм формування плоских укладок для лінійчатих структур з обмеженням на число шарів. Алгоритм має поліноміальну обчислювальну складність та є придатним для задач великої розмірності.*

*Rapid growth of electronic circuit complexity requires a further search for new effective approaches to solve CAD problems. The main question in topological routing*