

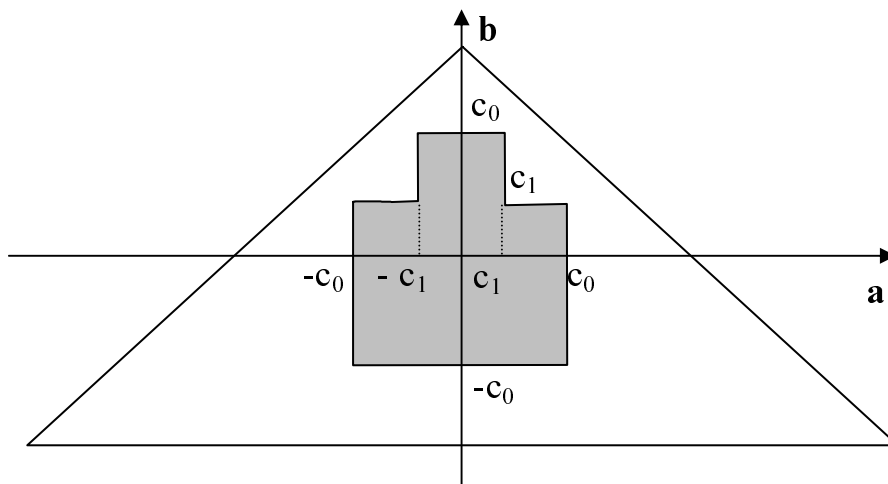


Рис. 2

Тут $c_0=0.5$, $c_1=0.25$

Порівняння з результатами чисельного експерименту дає змогу з великою вірогідністю вважати, що виявлена область дає не лише достатні, а й необхідні умови стійкості.

1. S. R. Parker. *Limit-Cycle Oscillations in Digital Filters* // *IEEE Trans. on Circuit Theory*, Nov. 1971. 2. B. D. Green and L. E. Turner. *New Limit Cycle Bounds for Digital Filters* // *IEEE Trans. on Circuits and System*. 1988. №4. 3. Барбашин Е.А. *Введение в теорию устойчивости*. М. 1967.

УДК 621.382

Базилевич Р.П., Рибак О.Г.

ДУ “Львівська політехніка”, кафедра ПЗ

ОПТИМІЗАЦІЯ ПАКУВАННЯ ПРОГРАМОВАНИХ ЛОГІЧНИХ МАТРИЦЬ НА ОСНОВІ ОПТИМАЛЬНОГО ЗГОРТАННЯ СХЕМ

© Базилевич Р.П., Рибак О.Г., 2000

Розроблено нові ітераційні алгоритми оптимізації пакування програмованих логічних матриць. Оптимізація реалізується на основі парного групового обміну елементів та кластерів довільних розмірів, виділених методом оптимального згортання. Експерименти підтвердили ефективність запропонованого підходу.

ВСТУП

Метод оптимального згортання схем [1] створює широкі можливості для розв’язування різноманітних задач декомпозиції, в тому числі і задач пакування. Суть методу полягає в паралельному об’єднанні пар елементів або кластерів, які мають найкращі значення критерію згортання з наступним послідовним укрупненням аж до повного згортання всієї

схеми. Проблемі пакування присвячена велика кількість наукових досліджень [2-4] проте отримувана за допомогою існуючих алгоритмів якість є недостатньою. Враховуючи високу вартість ПЛМ, легко побачити зиск від скорочення їх кількості, необхідної для забезпечення функціональної повноти схем. Пропонується новий алгоритм оптимізації пакування (в поєднанні з алгоритмом одержання початкового розв'язку [5]), який ґрунтується на методі оптимального згортання схеми (ОЗС).

ФОРМУЛЮВАННЯ ЗАДАЧІ

Задано схему $N=\{P, E\}$, та початковий розв'язок задачі

$$P^*=\{P^1, \dots, P^k\},$$

де

$$P=\{p_1, \dots, p_n\} \text{ - множина елементів схеми,} \quad (1)$$

$$E=\{e_1, \dots, e_m\} \text{ - множина зв'язків схеми;} \quad (2)$$

система множин зв'язків, інцидентних до кожного елемента:

$$E(P)=\{E(p_1), \dots, E(p_n)\}, (\forall p \in P) [p \rightarrow E(p)=\{e \mid e \text{ є інцидентним до } p\}]; \quad (3)$$

система множин елементів, інцидентних до кожного зв'язку:

$$P(E)=\{P(e_1), \dots, P(e_m)\}, (\forall e \in E) [e \rightarrow P(e)=\{p \mid p \text{ є інцидентним до } e\}]; \quad (4)$$

Початковий розв'язок задачі задається як:

$$P^*=\{P_1, \dots, P_k\},$$

де k – кількість підсхем початкового розв'язку, $P_i = \{P_{i1}, \dots, P_{ini}\}$ – множина елементів i -ї підсхеми розв'язку.

Крім того, задані обмеження на кількість елементів та кількість зовнішніх зв'язків для кожної підсхеми, які не можуть перевищити заданого значення:

$$n_i \leq n_{i \max}, \quad (6)$$

$$m_i^{\text{ex}} \leq m_{i \max}^{\text{ex}}. \quad (7)$$

Кожну підсхему можна представити як деякий кластер схеми

$$Q_i=\{P_i, E_i^{\text{in}}, E_i^{\text{ex}}\},$$

де P_i – множина елементів кластера; E_i^{in} – множина цілком внутрішніх зв'язків кластера, тобто таких зв'язків, що охоплюють лише елементи схеми: $(\forall e \in E_i^{\text{in}}) [P(e) \subseteq P_i]$; E_i^{ex} – множина комбінованих зв'язків кластера, тобто таких зв'язків що охоплюють як елементи кластера Q_i так і елементи інших кластерів одночасно: $(\forall e \in E_i^{\text{ex}}, \exists p_a, p_b \in P(e)) [(p_a \in P_i) \& (p_b \notin P_i)]$.

Необхідно отримати на основі розбиття P^* таке нове розбиття P^+ , щоб мінімізувати загальну кількість частин:

$$P \rightarrow P^* \rightarrow P^+ = \{P^+_1, \dots, P^+_s\}, \quad s \leq k, \quad s \rightarrow \min;$$

та загальну кількість зовнішніх зв'язків: $\sum m_i^{\text{ex}} \rightarrow \min$; при забезпеченні виконання заданих обмежень, одержаних на основі (6), (7):

$$(\forall P_i \in P^+) [n_i \leq n_{i \max}], (\forall P_i \in P^+) [m_i^{\text{ex}} \leq m_{i \max}^{\text{ex}}].$$

АЛГОРИТМ ОПТИМІЗАЦІЇ

Початковий розв'язок P^* може бути оптимізований з двох точок зору. Перш за все, зменшення, наскільки це є можливим, числа виділених частин k . Цей критерій є основним при розв'язуванні задач пакування, оскільки кількість програмованих логічних матриць, якими реалізується конкретна схема, значною мірою визначає її ефективність, в тому числі швидкодію та вартість. По друге, важливим є зменшення загальної кількості зовнішніх зв'язків, які з'єднують між собою утворені частини множини P^* . Цей критерій також суттєво впливає на ефективність схеми. Обидва критерії певним чином пов'язані між собою, зменшення кількості зовнішніх зв'язків сприяє зменшенню кількості частин.

Розглянемо спочатку реалізацію алгоритму мінімізації кількості зовнішніх зв'язків.

Алгоритм, що пропонується, є ітераційним алгоритмом перестановок кластерів (обмінів), кожна його ітерація складається з оптимізації всіх можливих пар частин початкового розв'язка. Алгоритм завершує свою роботу, коли на черговій ітерації не було здійснено жодного обміну.

Алгоритм оптимізації довільної пари частин (P_i, P_j) наступний:

Крок 1. Для кожної групи P_i та P_j будуємо окремо два дерева згортки T_i, T_j як описано в [5].

Крок 2. Для всіх пар вершин обох дерев, в результаті обміну яких обмеження (7) порушуватись не буде, визначаємо кількість зовнішніх зв'язків для підсхем, які одержуються в результаті обміну.

Крок 3. Серед розглянутих на кроці 2 пар вершин вибираємо:

а) якщо для обох груп P_i та P_j порушення обмеження (7) не було, то пару, для якої сумарна кількість зовнішніх зв'язків після обміну мінімальна;

б) якщо для однієї з груп є порушення на кількість зв'язків і існують обміни в результаті яких обмеження виконується для обох частин, то вибираємо обмін, який утворює частини з найменшим сумарним значенням зовнішніх зв'язків; в інакшому випадку вибираємо обмін, при реалізації якого кількість зовнішніх зв'язків для частини з порушенням обмежень стане найменшим, а для іншої частини обмеження не порушуються.

Крок 4. Якщо на кроках 2 та 3 не знайдено жодного обміну, то переходимо до оптимізації наступної пари груп, в інакшому випадку реалізуємо обмін і переходимо на крок 2.

Для зменшення кількості частин початкового розв'язку пропонується об'єднувати в одну нову частину пару або більше частин поточного розв'язку, для яких кількість зовнішніх зв'язків близька до обмеження задачі (7), а кількість елементів менша від обмеження (6) – так, щоб для цієї нової групи кількість елементів не перевищувала заданого обмеження. Одержана таким чином група буде містити порушення лише за кількістю зовнішніх зв'язків. Після такого об'єднання переходимо до мінімізації кількості зовнішніх зв'язків. Якщо після такої оптимізації порушення обмеження ліквідується, то отриманий результат приймаємо за новий розв'язок. У протилежному випадку частину з порушенням обмеження намагаємось розбити на меншу кількість частин, ніж вона була раніше утворена. Часто такий підхід дає позитивний результат.

ЕКСПЕРИМЕНТАЛЬНІ РЕЗУЛЬТАТИ

Для експериментального дослідження взято 8 описаних в [4] тестів. В таблицях 1 та 2 наведені характеристики тестів та результати, отримані методами RFM, SC та ОЗС без оптимізації [5] та з оптимізацією (описаний в цій статті). При розв'язанні задач з таблиці 1 використовуються обмеження в 64 елементи та 58 зовнішніх зв'язків для кожної з підсхем, для методу ОЗС без оптимізації параметри I та λ відповідно дорівнюють ∞ та 0. Для задач з таблиці 2 використано обмеження в 320 елементів та 144 зовнішні зв'язки ($I = 5$ та $\lambda = 20\%$).

Таблиця 1

Тест	Елементів	Зв'язків	RFM	SC	ORTM початковий	ORTM оптимізація	Теоретичний мінімум
C3540	373	569	6	6	8	6	6
C5315	531	936	11	12	12	10	9
C7552	611	1057	11	11	12	10	10
C6288	833	1472	14	14	14	14	14

Таблиця 2

Тест	Елементів	Зв'язків	RFM	SC	ORTM початковий	ORTM оптимізація	Теоретичний мінімум
S15580	842	1265	4	3	4	3	3
S13207	915	1377	7	6	6	4	3
S38417	2221	3216	12	10	10	8	7
S38584	2904	3884	17	14	14	10	10

ВИСНОВКИ

Як показали експериментальні результати, комплексне використання алгоритму ОЗС без оптимізації (одержання початкового розв'язку) та з оптимізацією дають не гірші, а в 5 випадках кращі результати ніж широковідомі алгоритми оптимізації. Зазначимо, що в чотирьох випадках, враховуючи обмеження на кількість елементів, поліпшення неможливо одержати теоретично. У випадках, коли теоретичний мінімум не досягнуто, відмінність від оптимуму є мінімально можливою – тільки на одну частину (тести s13207, s38417).

Результати експериментів підтвердили доцільність використання для розв'язання задач даного класу алгоритми, що ґрунтуються на методі оптимального згортання схеми.

1. Базилевич Р.П. Декомпозиційні та топологічні методи автоматизованого проектування електронних пристроїв. Львів, 1981. 2. Ober U., Glesner M. Multiway netlist partitioning onto FPGA-based board architecture. Proc. European Design Automation Conference with EURO-VHDL (EURO-DAC'95), 1995, pp.150-155. 3. Kuznar R., Brglez F., Kozminski K. Cost minimization of partitioning into multiple devices. IEEE/ACM 30th Design Automation Conference, 1993. 4. Nan-Chi Chou, Lung-Rtien Liu, Chung-Kuan Cheng, Wei-Jin Dai, Rodney Lindelof. Local Ration Cut and Set Covering Partitioning for Huge Logic Emulation System. IEEE Trans. On CAD of Integrated Circuit and System, vol.14, no.9, Sept.1995, pp1085-1092. 5. Базилевич Р.П., Рибак О.Г. Алгоритм початкового пакування на основі оптимального згортання схеми. В цьому віснику.