

При застосуванні пристрою для розв'язання конкретних задач умови роботи даного давача будуть залежати від характеру задачі: різні робочі діапазони, типи джерел та приймачів світла, умови навколишнього середовища (відкрите повітря, дим, рідина і т.д.). В результаті рівень сигналу фотодіода може коливатися в широких межах. Потужний сигнал спотворить роботу вхідних кіл давача, а слабкий сигнал не може бути коректно проаналізований. Обидві ці ситуації призводять до звуження області можливого застосування давача. Для розширення динамічного діапазону вхідного сигналу в давачі реалізовано підсистему автоматичного регулювання підсилення (АРП). Система АРП змінює коефіцієнт підсилення смугового фільтра так, аби рівень вихідного сигналу амплітудного детектора записався приблизно постійним. Алгоритми керування підсистемою АРП реалізовані програмно. В певних застосуваннях сенсора використання підсистеми АРП доцільно лише при інсталяції обладнання, після чого сенсор працюватиме з постійним коефіцієнтом підсилення. Існуюча версія програмного забезпечення дозволяє це реалізувати.

Інші застосування давача

Запропонований інтелектуальний давач може бути використаний для побудови високочутливих давачів електромагнітного поля із використанням модуляційного принципу прийому сигналу (наприклад, в низьковартісних давачах витоку електромагнітних хвиль надвисоких частот для перевірки побутової техніки, зокрема, мікрохвильових печей тощо) різнотипних ємнісних давачів. Завдяки можливості динамічної реконфігурації функції інтелектуального давача можуть бути змінені в процесі роботи для адаптації під конкретну задачу.

1. *Cypress Microsystems, CY8C25122, CY8C26233, CY8C26443, CY8C26643 Device Data Sheet for Silicon Revision AC, Doc. #38-12010 CY Rev. 3.20, 2002, 148p.* 2. *Мартл С.Л., Цифровой спектральный анализ и его приложения – М., 1990. – 584 с.*

УДК 621.38

Мельник Р.А.

Національний університет “Львівська політехніка”,
кафедра “Програмне забезпечення”

НЕЧІТКА КЛАСТЕРИЗАЦІЯ ДЛЯ МІНІМІЗАЦІЇ ЛОГІЧНИХ ФУНКЦІЙ

© Мельник Р.А., 2002

Розглянуто підхід до розв'язування задачі мінімізації логічних функцій на основі нечіткого дерева згортання або нечіткої кластеризації. Описані особливості алгоритмів побудови дерева згортання вершин гіперкубів та обмеження, пов'язані зі специфікою задачі.

The approach for the logical functions minimization on a base of fuzzy reduction tree or fuzzy clusterization is considered. The properties of the optimal reduction tree method and constraints for hyper cubes are described.

Вступ

Для мінімізації логічних функцій відомі методи, що базуються на картах Карно чи перетвореннях таблиць за методами Мак-Квейна, Мак-Класкі [1]. У даній роботі

запропоновано використати поняття нечіткої кластеризації для знаходження складових мінімальних логічних функцій як об'єктів композиції чи декомпозиції. Наявність характеристик суміжності термів та неврахування нульових елементів зменшує обчислювальну складність алгоритму.

1. Наведення логічних функцій

Логічні функції можуть бути наведені табличним, аналітичним, графічним та деякими іншими способами. До найважливіших аналітичних форм логічних функцій належить досконала диз'юнктивна нормальна форма (ДДНФ) та протилежна за змістом до неї досконала кон'юнктивна нормальна форма (ДКНФ), які мають подібні властивості та будуються за подібними правилами з табличного наведення логічної функції. Приклад ДДНФ наведений нижче

$$f(x_1, x_2, x_3) = x_1 \bar{x}_2 x_3 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3 \vee x_1 x_2 x_3.$$

Графічною формою наведення логічних функцій є куби. Кожній вершині куба в тривимірному просторі ставиться у відповідність значення трьох змінних (x_1, x_2, x_3) . Якщо значення функції при цьому дорівнює нулю, то вершина зображається світлим кружечком, якщо ж одиниці – то темним. На кубі для функції $f(x_1, x_2, x_3) = (10010101)$, наведеному на рис.1., зображені категорії з так званого кубічного комплексу: одиничні вершини – 0-куби, ребра з інцидентними одиничними вершинами – 1-куби.

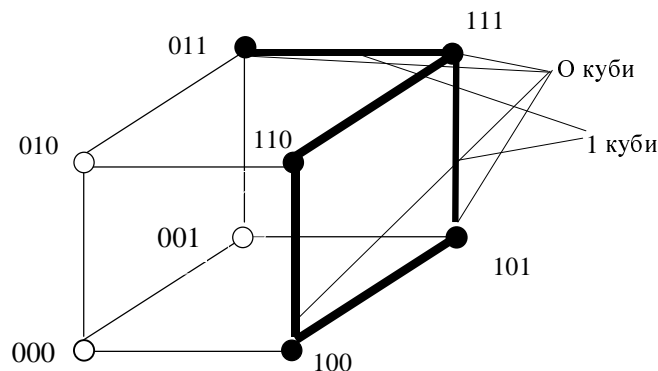


Рис. 1. Зображення функції кубом

На рис.1 відсутні 2-куби – сторони куба, що містять два 1-куби. Для функцій 4-х змінних будують два куби різних розмірів, суміщених по центру. Тобто збільшення розмірності веде до ускладнення рисунків і вже для розмірності 5 практично неможливо графічно будувати куби

2. Нечітка кластеризація для мінімізації логічних функцій

Гіперкуби є зручними для спрощення логічних функцій, наприклад, для наведення їх у диз'юнктивній нормальній формі (ДНФ) з мінімальним числом кон'юнкцій. Для цього необхідно на кубі всі одиниці (темні вершини) покрити p -підкубами: 0-підкуб зображає кон'юнкцію всіх змінних, 1-підкуб зображає кон'юнкцію на одиницю менше змінних. Чотири одиниці – це 2-підкуб, або кон'юнкція змінних, кількість яких менша на два від вхідної кількості і т.д. Якщо вибрано найбільші p -підкуби та використано, по можливості, найменшу їх кількість, то ДНФ буде найкоротшою.

Куби (рис.1) з використанням понять p -підкубів, як і карти Карно, є зручними для побудови найкоротшої диз'юнктивної форми. Задача формулюється так: знайти мінімальну за кількістю імплікант ДНФ і за кількістю символів в них таку, щоб

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \min_{(i,s)} \bigvee x_1^{a_1} x_2^{a_2} \dots x_n^{a_n},$$

де i, s – відповідно, кількість складових та загальна кількість символів змінних в них.

Аналіз зазначеного процесу мінімізації логічних функцій показує, що він зводиться до знаходження найбільших покриттів з 2^k сусідніх заповнених комірок (вершин кубів). Необхідно, щоб кожна заповнена комірка входила в деяке покриття. Імпліканта, що відповідає покриттю комірок, містить символи тих змінних, значення яких збігаються у всіх об'єднаних комірках.

Зазначена задача розв'язується різними методами, що характеризуються різною алгоритмічною складністю [1]. Зауважимо, що дана задача належить до класу декомпозиційних, оскільки множини комірок (на картах Карно) та вершин гіперкубів, для яких характерними є властивості зв'язності, розбиваються на групи. Крім того, особливістю мінімізації логічних функцій є те, що групи комірок перетинаються. Розглянемо спосіб мінімізації, що безпосередньо ґрунтується на зазначених особливостях і ефективно застосовується для логічного проектування топології НВІС [2] саме на основі дерева нечіткої кластеризації.

Одиничні значення логічної функції (темні вершини гіперкуба на рис.1) формують множину елементів X_1 – вхідної для побудови дерева згортання. Далі з множини X_1 формуються рівноцінні за критерієм F групи вершин. Такі групи утворюються об'єднанням (композицією) двох і більше вершин. Сформовані групи належать до множини X_2 другого рівня дерева згортання $T(X, F)$ і т.д. Цей процес продовжується, поки існують вершини, які можуть бути об'єднані.

Функція F для вибору вершин на об'єднання і згортання, яка зазвичай використовується для пошуку найкращих претендентів на об'єднання, тут відображає суміжність двох вершин (0-кубів), сумісності ребер (1-кубів) та інших характеристик зв'язності, на основі яких формуються елементи p -підкубів. Наприклад, на рис.1 суміжні вершини (0-куби) (011) і (111), (111) і (101), (111) і (110), (110) і (100) утворюють 1-куби (-11), (1-1), (11-) та (1-0). Два 1-куби (1-1), (11-) утворюють 2-куб (1--).

Кількісно умови суміжності кубів i, j такі

$$C_i(0) - C_j(0) = 2^k$$

$$C_i(1) - C_j(1) = 2^k,$$

де $C_i(0), C_j(1)$ – кон'юнктерми відповідних p -кубів.

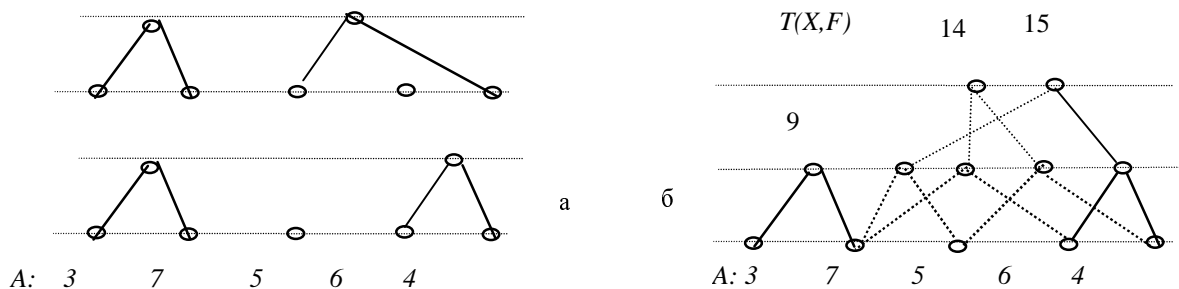


Рис. 2. Деревя згортання вершин гіперкубів

Побудова традиційного дерева згортання над множиною вершин гіперкуба не дає необхідних результатів декомпозиції через те, що, увійшовши в одне піддерево, вхід вершини в інші піддерева блокується (на рис. 2, а наведено два можливі дерева згортання). Тобто раз побудоване дерево не може бути прийняте як єдине можливе.

Інша картина декомпозиції утворюється, якщо будувати так зване нечітке дерево розбиття [2], в якому допускається присутність однієї вершини дерева у різних вершинах піддерев. Сам процес згортання також не є вільним, оскільки необхідно дотримуватись обмежень на кількісний склад вершини, що утворюється. Зокрема, кількісний склад визначається числом 2^k . Нечітке дерево відображає процес покриття одиничних клітинок на карті Карно, коли одна клітинка входить в різні покриття. Для темних вершин куба з рис. 1 нечітке дерево згортання наведено на рис. 2, б (проміжні вершини не пронумеровані). Вершина 7 увійшла в три вершини вищого рівня, вершини 5, 6, 4 увійшли двічі у вищі вершини. Кінцевим результатом розбиття є вершини 9, 14, і 15, з яких можливими є два варіанти вершинного покриття: 9, 14 та 9, 15, які за своїм змістом є однаковими для отримання мінімальної логічної функції

$$f = x_2 x_3 \vee x_1.$$

Приклад. Для заданих значень логічної функції побудувати мінімальний її аналітичний вираз ДНФ: $f=1$ для 0000, 0100, 0101, 1000, 1001, 1100. Для спрощення позначимо вхідні кортежі десятковими числами : 0, 4, 5, 8, 9, 12. На нечіткому дереві згортання маємо пари на першому рівні дерева (1-куби) : (0,4), (0,8), (4,5), (4,12), (8,9). На другому рівні маємо один 2-куб (0,8,4,12), який є кон'юнкцією $x'_3 x'_4$. Виділені вершини формують покриття. Доповненнями до 2-куба приймаються 1-куби (4,5), (8,9) з кон'юнкціями $x_1 x'_2 x'_3$ та $x'_1 x_2 x'_3$. Отже, мінімізована ДНФ матиме вигляд

$$f = x'_3 x'_4 \vee x_1 x'_2 x'_3 \vee x'_1 x_2 x'_3.$$

Дерево згортання для даного прикладу зображено на рис. 3. Для спрощення рисунка пронумеровані тільки вершини базового рівня, а ребра повторного входження у вершини вищих рівнів позначені штриховою лінією.

Розглянемо основні кроки алгоритму побудови нечіткого дерева згортання.

П0. Для всіх $A_i, A_j \in X$.

П1. Формування пар елементів i -го рівня та підрахунок функції суміжності, тобто $\forall (A_i, A_j (j > i)) \rightarrow F(A_{ij})$.

П2. Формування пар суміжних елементів $F(A_{ij})$ для всіх $A_i, A_j \in X$

П3. Об'єднання пар елементів A_i, A_j , тобто формування нових елементів A_{ij} .

П4. Кінець (для всіх $A_i, A_j \in X$).

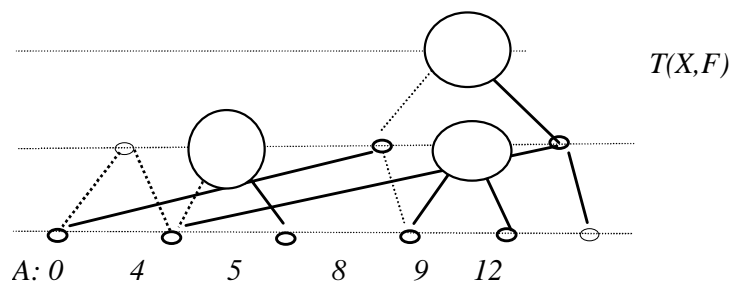


Рис. 3. Дерево згортання кортежів логічної функції

Квадратна обчислювальна складність $O(n^2)$ даного алгоритму (співставляються між собою всі вершини) робить проблематичним його використання для послідовностей значної розмірності. В практичній реалізації прискорення алгоритму полягає в обчисленні функції F не для всіх можливих пар базової множини X_I , а тільки для тих пар, які відрізняються між собою одним ненульовим розрядом. Для цього перед застосуванням алгоритму кортежі підлягають математичному сортуванню за кількістю ненульових розрядів (складність алгоритму $O(n)$). Утворюються групи, в межах яких кортежі мають однакову кількість одиничних розрядів (рис. 4). Порівнюються кортежі з двох сусідніх груп, як це проілюстровано фігурними дужками на рис. 4.

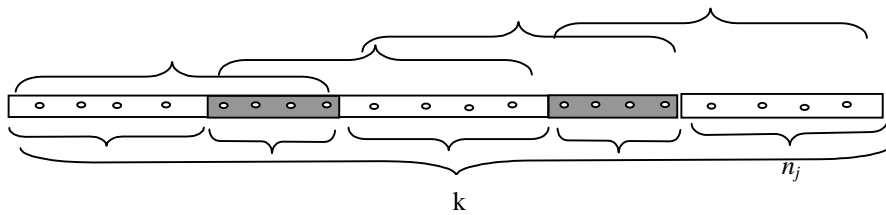


Рис. 4. Посортовані k груп кортежів аргументів логічних функцій

При відповідних значеннях k часова складність алгоритму зменшиться до величини $O(n^2) \Rightarrow O(n_{i*}) \approx O(n \log n)$ при $n_i \approx n_j \approx n/k$, або до $O(n)$, при $n \approx k^2$.

Покриття утворюють вершини верхнього рівня дерева згортання, тобто ті, які вже не можуть брати участі у згортанні. Вони містять вершини різних рівнів дерева згортання включно з базовими (темними вершинами гіперкуба). Для оцінки якості покриття (кількості символів у функції) визначається сума рівнів вершин, які утворюють покриття. Чим більше рівнів об'єднання вершин – тим менше символів у виразі логічної функції. Кількість фрагментів розбиття за допомогою дерева згортання відповідає кількості імплікант у виразі логічної функції. Пошук покриттів – це перебір комбінацій утворених фрагментів розбиття.

Висновок

Метод мінімізації логічних функцій на основі побудови нечіткого дерева згортання реалізовано комплексом програм, який застосовується для розбиття, пакування та розміщення НВІС. Ядром програми є процедури згортання, перебору покриттів. Паралельні підходи до розв'язування задач декомпозиції продемонстрували свою ефективність і в задачах логічного проектування НВІС.

1. Савельев П.В., Коняхин В.В. *Функционально-логическое проектирование БИС.* – М., 1990. – 156 с. 2. Мельник Р.А. *Алгоритми ієрархічного моделювання просторової та площинної топології НВІС.* – Львів, 1999. – 180 с.