

## СИСТЕМЫ, ПРИБОРЫ И УСТРОЙСТВА

УДК 519.714.5

Л.Д. Черемисинова

**КОМПЛЕКС ПРОГРАММ СИНТЕЗА ЛОГИЧЕСКИХ СХЕМ НА БАЗЕ ПРОГРАММИРУЕМЫХ ЛОГИЧЕСКИХ ИНТЕГРАЛЬНЫХ СХЕМ**

*Описывается программный комплекс решения задач декомпозиции, возникающих при синтезе логических сетей в базе одного из наиболее популярных классов программируемых логических интегральных схем (ПЛИС) – программируемых матриц логики (ПМЛ). Комплекс включает в себя программы факторизации систем дизъюнктивных нормальных форм (ДНФ), синтеза одноуровневых и многоуровневых логических сетей в базе ПМЛ.*

**Введение**

ПЛИС являются перспективной элементной базой и характеризуются в настоящее время быстрыми темпами роста объемов производства и числа применений. Одним из наиболее популярных классов ПЛИС, предназначенных для реализации управляющей логики, являются ПЛИС, имеющие матричную структуру, – ПМЛ. Регулярные матричные структуры, облегчая задачи топологического проектирования, значительно сокращают сроки проектирования, смещая акцент на логическое проектирование.

Типичными ПМЛ такого типа являются кристаллы фирм AMD (серии PAL16L8, PAL16R8, PAL16R6, PAL16R4, PALCE16V8, AmPAL18P8B/AL/A/L, PAL20L8, PAL20R8, PAL20R6, PAL20R4, PALC020RA10, AmPAL22P10B/AL/A, PAL22V10, AmPAL22V10/A, PALCE24V10H-15/25, PALCE26V12, PALCE610 и др.), Intel (серии EPLD5C090, 85C220, 85C224, 85C060, 85C090, 5C060, 5C090 и др.), отечественные ПМЛ (серии 1556ХЛ8, 1556ХП8, 1556ХП6, 1556ХП4) и микросхемы других фирм-производителей [1, 2]. Микросхемы ПЛИС производятся также фирмами Actel, Altera, Atmel, AT&T, Cypress, Intern. CMOS Technology, Lattice, Motorola, PLX Technology, Philips Semiconductor, Texas Instruments, Toshiba, Triquint Systems, Xilinx.

Практически все фирмы-производители ПЛИС поставляют средства автоматизации проектирования цифровых устройств на своих ПЛИС, кроме того, имеются САПР, настраиваемые на некоторые классы ПЛИС, например Baseline 2.0 [3], ASYL+, PLDesigner-XL [4], PALASM, CUPL, ABEL, Gates, PLDshell Plus [5]. Практически все САПР обладают средствами описания логики проектируемых цифровых устройств, моделирования описаний их функционирования, подбора подходящих по размеру микросхем ПЛИС, их программирования и тестирования.

Ограниченность числа входных и выходных шин (а для ПЛИС на основе ПМЛ также и промежуточных) приводит к необходимости декомпозиции функциональных описаний проектируемых устройств, но лишь немногие САПР (например, Gates, PLDesigner) имеют средства автоматизации декомпозиции проекта на блоки меньшего размера, реализуемые на микросхемах ПЛИС. Сведения о реализованных в них методах декомпозиции отсутствуют.

В настоящей работе предлагается комплекс алгоритмов и программ синтеза комбинационной части логических сетей в задаваемом параметрически базе ПМЛ. Алгоритм функционирования реализуемого управляющего устройства задается системой логических уравнений или ДНФ. Ограниченность параметров микросхем ПМЛ приводит к необходимости декомпозиции системы ДНФ, задающей функционирование реализуемого устройства управления, на подсистемы, ограниченные по числу аргументов и конъюнкций в каждом уравнении. В отличие от методов синтеза схем в базе ПЛИС, основанных на декомпозиции общего вида [6, 7], в настоящей работе используется методы, в основе которых лежит частный вид декомпозиции, наиболее подходящий для синтеза схем на базе ПМЛ, – дизъюнктивное разложение. Аналогичный подход, применяемый для синтеза специального вида схем из ПМЛ (одноуровневых), ле-

жит в основе методов, описываемых в монографии [1], а также методов, анализ которых приведен в работе [8].

При использовании дизъюнктивного разложения задача декомпозиции состоит в поиске  $(t, s, q)$ -ограниченного дизъюнктивного базиса системы ДНФ [8]. Каждая ДНФ реализуемой системы представляется в таком базисе в виде дизъюнкции  $(t, q)$ -ограниченных ДНФ дизъюнктивного базиса и реализуется в нем одноуровневой логической сетью. Дизъюнктивное разложение обычно сводится к алгебраическому преобразованию исходной оптимизированной системы ДНФ путем ее факторизации – разбиения конъюнкций и дизъюнкций или вынесения за скобки. Применительно к системам ДНФ целью факторизации является представление их в виде суперпозиции систем ДНФ, ограниченных по всем параметрам.

В работе описывается программный комплекс решения задач, возникающих при синтезе логических сетей в базисе ПМЛ. Комплекс включает в себя программы факторизации систем ДНФ, синтеза одноуровневых и многоуровневых логических сетей в базисе ПМЛ. Приводятся результаты экспериментального исследования предлагаемых программ.

## 1. Программируемые матрицы логики

*Структура ПМЛ.* Основным структурным элементом ПМЛ [1] является программируемая матрица И, на парафазные входы которой поступают входные сигналы и сигналы обратной связи ПМЛ. В строках матрицы И (на промежуточных шинах ПМЛ) реализуются элементарные конъюнкции входных переменных. Строки матрицы И разделены на фиксированные группы – секции, объединяемые по ИЛИ с помощью дизъюнкторов.

Таким образом, на выходе каждого дизъюнктора реализуется ДНФ. Выходы дизъюнкторов подаются на макроячейки одного из двух типов: выходные или вход-выходные. Сигналы с выходных макроячеек подаются на выходные полюсы ПМЛ. Вход-выходные макроячейки при соответствующем программировании могут использоваться как выходные (для передачи сигнала на выход ПМЛ) либо как входные (для подачи сигнала на вход ПМЛ). Во втором случае соответствующая промежуточная секция матрицы И и ее дизъюнкторный элемент не используются.

Большинство ПМЛ допускают монтажное ИЛИ выходных полюсов, что позволяет просто реализовать дизъюнктивные разложения. С точки зрения логического синтеза ПМЛ характеризуется следующими параметрами: числом входных, выходных и вход-выходных полюсов, строк секций матрицы И, связанных с каждой из макроячеек.

*Параметрическое задание базиса.* Комбинационную ПМЛ рассматриваемого типа можно задать как ПМЛ( $t, p, s, \{q_i\}$ ), где  $t, p, s$  – числа соответственно входных, вход-выходных и выходных полюсов,  $q_i$  – число строк  $i$ -й секции матрицы И ПМЛ. Такая ПМЛ может реализовать до  $p + s$  функций, зависящих от  $t + p$  аргументов. Для простоты изложения далее будем говорить о ПМЛ( $t, s, q$ ), для которой  $p = 0$  и все  $q_i$  одинаковы и равны  $q$ , однако программы комплекса настраиваются на заданный набор ПМЛ( $t, p, s, \{q_i\}$ ).

*Параметрическое задание системы ДНФ.* Реализуемую сетью ПМЛ систему ДНФ можно также задать параметрически:  $f(n, m, \mathbf{l}, \mathbf{R})$ , где  $n, m$  – числа аргументов и функций системы;  $\mathbf{l}$  –  $m$ -компонентный вектор, его  $i$ -я компонента  $l_i$  задает число конъюнкций  $i$ -й ДНФ;  $\mathbf{R}$  – матрица, каждая ее компонента  $r_j^i$  задает ранг  $j$ -й конъюнкции  $i$ -й ДНФ.

## 2. Реализация системы ДНФ на ПМЛ

*Задачи реализации системы ДНФ.* В зависимости от соотношения параметров системы ДНФ и базовых ПМЛ выделяются следующие три случая ее реализации.

### 1. Реализация системы ДНФ на одной ПМЛ.

Система ДНФ( $n, m, \mathbf{l}, \mathbf{R}$ ) реализуется на одной ПМЛ( $t, p, s, \{q_i\}$ ), если

$$\begin{aligned} n &\leq t + p; \\ m &\leq s + p, \text{ если } n \leq t, \text{ иначе } m \leq t + s + p - n; \\ l_i &\leq q_i \text{ для всех } i = \{1, 2, \dots, m\}. \end{aligned} \quad (1)$$

### 2. Реализация системы ДНФ одноуровневой сетью ПМЛ.

Система  $ДНФ(n, m, l, R)$  реализуется одноуровневой сетью ПМЛ, если допустимо монтажное «ИЛИ» выходных полюсов и все  $r_j^i \leq t + p$ .

3. Реализация системы ДНФ многоуровневой сетью.

Система  $ДНФ(n, m, l, R)$  реализуется многоуровневой сетью, если нарушается условие одноуровневой реализации. Многоуровневость возникает из-за принципиальной невозможности реализации «длинной» конъюнкции – конъюнкции ранга, большего чем  $t + p$ , на промежуточной шине матрицы И или из-за необходимости введения второго яруса для объединения по ИЛИ реализованных на первом ярусе частей одной ДНФ.

Соответственно упомянутым трем случаям возникают следующие задачи логического синтеза в базисе ПМЛ:

- вложение системы в одну ПМЛ;
- синтез одноярусной сети из ПМЛ;
- синтез многоярусной сети из ПМЛ;
- приведение системы ДНФ к виду, реализуемому одноярусной сетью ПМЛ путем факторизации конъюнкций.

Критерием оптимизации при синтезе является число микросхем ПМЛ.

*Основные определения.* ДНФ (или система ДНФ), у которой ранги всех конъюнкций не превышают  $t$  (ДНФ с «короткими» конъюнкциями), называется ДНФ (или системой) с  $t$ -ограниченными конъюнкциями. Такая ДНФ реализуется одноуровневой сетью из ПМЛ. ДНФ, число аргументов которой не превышает  $t$ , называется  $t$ -ограниченной; она реализуется на одной ПМЛ с  $t$  входными полюсами и неограниченным числом секций или конъюнкций, получаемых в одной секции. Назовем  $t$ -ограниченную ДНФ, содержащую не более  $q$  конъюнкций,  $(t, q)$ -ограниченной. Такая ДНФ реализуется в одной  $q$ -строчной секции ПМЛ с  $t$  входными полюсами.

Система ДНФ называется  $(t, s, q)$ -ограниченной, если она содержит не более  $s$   $(t, q)$ -ограниченных ДНФ с общим числом аргументов  $t$ . Система ДНФ называется  $(t, p, s, q)$ -ограниченной, если она является  $(t + k, p + s - k, q)$ -ограниченной ( $k \leq p$ ). Такие системы ДНФ реализуются на одной ПМЛ  $(t, p, s, q)$ .

Множество  $W(t, s, q)$ -ограниченных систем ДНФ  $W^i$  есть система с множеством аргументов  $X = (\cup X_i) \setminus (\cup Y_i)$  и функций  $Y = (\cup Y_i) \setminus (\cup X_i)$ , где  $X_i$  и  $Y_i$  – множества аргументов и функций системы  $W^i$  ДНФ. Система  $W(t, s, q)$ -ограниченных систем ДНФ реализуется сетью из ПМЛ  $(t, s, q)$ .

Из вышесказанного следует, что задача реализации системы ДНФ в базисе ПМЛ  $(t, s, q)$  сводится к ее декомпозиции на минимальное число  $(t, s, q)$ -ограниченных систем ДНФ. Среди таких декомпозиций выделяется один практический класс дизъюнктивных разложений систем ДНФ, в основе которых лежит задача поиска  $(t, s, q)$ -ограниченного дизъюнктивного базиса системы ДНФ – системы  $W(t, s, q)$ -ограниченных систем  $W^i$  ДНФ.

Система  $W(t, s, q)$ -ограниченных систем  $W^i$  ДНФ является дизъюнктивным базисом системы  $F$  ДНФ с  $t$ -ограниченными конъюнкциями (покрывает систему  $F$ ), если каждая ДНФ  $f_k \in F$  может быть представлена в виде дизъюнкции  $(t, q)$ -ограниченных ДНФ  $w_i^l \in W^l \in W$ . Такая суперпозиция реализуется (если допустимо монтажное ИЛИ выходных полюсов) одноуровневой сетью ПМЛ.

### 3. Состав программного комплекса

*Назначение комплекса.* Комплекс предназначен для получения логических схем, реализуемых на серийно выпускаемых ПМЛ.

*Исходными данными* для комплекса являются системы логических уравнений или ДНФ, описывающие комбинационную часть управляющего устройства, и параметрические описания базовых ПМЛ используемой для синтеза серии ПЛИС.

*Результат* – структурное описание логической сети из ПМЛ заданной серии.

*Решаемые задачи.* Комплекс включает в себя программы, решающие задачи из области синтеза логических сетей на базе серийно выпускаемых ПМЛ:

- факторизации множества конъюнкций, входящих в ДНФ системы;
- факторизации системы ДНФ;
- синтеза одноуровневых логических сетей в базисе ПМЛ;

– синтез многоуровневых логических сетей в базе ПМЛ.

Программы синтеза одноуровневых логических сетей в базе ПМЛ применимы к системам ДНФ, все конъюнкции которых имеют ограниченный ранг, не превышающий число входных полюсов ПМЛ. Программы факторизации конъюнкций и системы ДНФ в целом играют вспомогательную роль при синтезе многоуровневых логических сетей в базе ПМЛ. Факторизация системы ДНФ может быть выполнена предварительно – перед синтезом логической сети в рассматриваемом базе ПМЛ – или в процессе ее построения. Первый подход предполагает двухэтапность синтеза логической сети: выполнение факторизации длинных конъюнкций системы ДНФ и синтез одноуровневой сети в базе ПМЛ путем группирования полученных коротких конъюнкций – дизъюнктивного разложения ДНФ системы. Второй подход состоит в выполнении факторизации в процессе синтеза многоуровневой сети в базе ПМЛ.

*Экспериментальное исследование* программ, реализованных в рамках программного комплекса, имеет целью исследовать эффективность, в том числе и сравнительную, подходов к решению задач, которые возникают при синтезе логических схем на базе ПЛИС.

Эксперименты проводились на системах ДНФ, взятых из библиотеки MCNC benchmark set. В качестве условного базиса ПМЛ принята комбинационная ПМЛ PAL10L10, имеющая 10 парафазных входных шин и 10 макроячеек, объединяющих по 8 промежуточных шин. Число входных, вход-выходных и выходных полюсов этой ПМЛ равно соответственно 8, 2, 8, а число строк в секциях матрицы И – 8. Системы ДНФ были предварительно подвергнуты минимизации с помощью программы, реализующей усовершенствованный вариант [9] известной программы ESPRESSO ИС.

Эксперименты проводились на ПЭВМ с микропроцессором Pentium 100. Каждый прорешенный пример характеризовался значениями следующих параметров:

- числами  $n$  и  $m$  аргументов и функций системы ДНФ;
- числами  $k$  и  $k_l$  различных и длинных конъюнкций системы ДНФ;
- средними рангами  $r$  и  $r_l$  всех и только длинных конъюнкций.

Алгоритмы синтеза оценивались с помощью двух параметров:

- числа  $p$  ПМЛ в сети;
- времени  $t$  выполнения программы в секундах (целое число секунд; 0, если время не превышает секунду).

#### 4. Факторизация системы ДНФ

Математически задача факторизации множества  $U$  конъюнкций (или дизъюнкций) ставится следующим образом. Имеется булева матрица  $\mathbf{B}$ , строки которой задают факторизуемые конъюнкции (столбцам соответствуют литералы: переменные и их инверсии), и вектор  $\mathbf{b}$ , задающий множество возможных литералов факторов. Последнее множество может совпадать с множеством всех литералов конъюнкций или быть его подмножеством, что имеет место при выполнении факторизации в процессе синтеза многоуровневой схемы в базе ПМЛ, когда фактор реализуется на базе частично заполненной ПМЛ. Задаются также ограничения на длину фактора – числа  $m_{min}$  и  $m_{max}$ , определяющие минимальное и максимальное числа возможных литералов фактора.

Фактор в матричном виде представляется единичным минором булевой матрицы  $\mathbf{B}$ , на пересечении строк (соответствующих конъюнкциям из порождающего множества  $U_s$  фактора) и столбцов (соответствующих литералам фактора) которого находятся единицы. Задача факторизации сводится к построению множества единичных миноров ограниченного размера, покрывающего булеву матрицу  $\mathbf{B}$ .

Кроме одноклассовых факторов возможны и многоклассовые, задаваемые ДНФ. Многоклассовый фактор представляет собой, по сути, порождающее множество  $U_s \in U$  одноклассового фактора, включающее в себя конъюнкции из одной и той же (или одних и тех же) ДНФ. В матричном виде многоклассовый фактор представляется минором, дополняющим единичный минор, который соответствует одноклассовому фактору, до строчного минора, включающего строки из порождающего множества  $U_s$ .

Задача факторизации решается известными методами [10] пошагового построения множества факторов. На каждом шаге выбирается один фактор, удовлетворяющий заданным огра-

ничениям и обеспечивающий максимум некоторого стоимостного критерия. В методах, положенных в основу программ представляемого в настоящей работе комплекса, за этот критерий принято число длинных конъюнкций, для которых выделяемый фактор уменьшает (на единицу) необходимое число факторов для их реализации в заданном базисе.

Программный комплекс содержит три программы факторизации конъюнкций (различающиеся точностью решения и быстродействием): с поиском на каждом шаге наилучшего фактора, поиском на каждом шаге наилучшего фактора из ограниченного множества, направленным построением на каждом шаге одного фактора – и одну программу совместной факторизации конъюнкций и дизъюнкций системы ДНФ. Все программы реализуют алгоритмы факторизации с направленным построением на каждом шаге одного фактора.

*Факторизация конъюнкций с поиском на каждом шаге наилучшего фактора.* Алгоритм, лежащий в основе этой программы, основан на предварительном построении множества максимальных единичных миноров булевой матрицы  $\mathbf{B}$  [10] и, соответственно, множества допустимых факторов и их порождающих множеств. Все факторы количественно оцениваются. На каждом шаге алгоритма выбирается один лучший фактор. После этого производится коррекция [11] множества всех возможных факторов и их оценок. Факторизация выполняется до тех пор, пока множество возможных факторов ни опустеет.

*Факторизация конъюнкций с поиском на каждом шаге наилучшего фактора из ограниченного множества.* Алгоритм, лежащий в основе этой программы, является модификацией первого. Он заключается в последовательном выборе строк матрицы  $\mathbf{B}$ , обычно с наибольшим весом (из заданного множества  $\mathbf{b}$ ), и построении множества максимальных единичных миноров булевой матрицы  $\mathbf{B}$  на множестве литералов, задаваемом этим выражением [10]. Метод эффективен при полной факторизации множества выражений, так как каждое длинное выражение должно быть факторизовано.

*Факторизация конъюнкций с направленным построением на каждом шаге одного фактора.* Первый шаг этого метода так же, как и во втором методе, состоит в выборе строки из матрицы  $\mathbf{B}$  с наибольшим числом литералов из множества, заданного вектором  $\mathbf{b}$ . Далее это приближение повторяется: всякий раз ищется новая строка из числа не включенных в порождающее множество формируемого фактора, покомпонентная конъюнкция которого с найденным фактором имеет наибольшее число литералов. За искомый принимается фактор, имеющий наилучшую оценку среди всех полученных в процессе поиска факторов.

*Факторизация конъюнкций и дизъюнкций системы ДНФ.* Факторизация конъюнкций и дизъюнкций производится независимо с помощью направленного алгоритма, положенного в основу третьей программы факторизации.

Для экспериментального исследования программ факторизации отобраны те из систем ДНФ библиотеки benchmark set, которые содержат хотя бы одну длинную конъюнкцию ранга, большего чем 10. Максимальная длина фактора и факторизованных выражений в экспериментах принималась равной 10, а качество факторизации оценивалось двумя параметрами:

– числом  $k$  выделенных факторов (соответственно  $k_1, k_2, k_3$  для первого, второго и третьего методов);

– временем  $t$  факторизации (соответственно  $t_1, t_2, t_3$ ) в секундах (целое число секунд).

Результаты экспериментов собраны в табл. 1. Прочерки в ней означают, что решение примера соответствующим методом было прервано после одного часа его решения на ПЭВМ.

Экспериментальные испытания методов факторизации показали:

– второй из предложенных алгоритмов, обеспечивая практически то же качество, что и первый метод, имеет существенно большее быстродействие;

– для больших примеров наиболее приемлем третий, приближенный алгоритм факторизации.

## 5. Одноуровневая реализация системы ДНФ

Задача синтеза одноуровневой сети ПМЛ состоит в покрытии системы ДНФ с  $t$ -ограниченными конъюнкциями системой  $(t, s, q)$ -ограниченных систем ДНФ. Критерием оптимизации является мощность искомого покрытия.

Задача реализации системы ДНФ с  $t$ -ограниченными конъюнкциями в базисе ПМЛ( $t, s, q$ ) сводится к поиску  $(t, s, q)$ -ограниченного дизъюнктивного базиса системы ДНФ – системы  $W$  ( $t, s, q$ )-ограниченных систем  $W^l$  ДНФ.

Таблица 1

Результаты исследования алгоритмов факторизации

Пример	$m$	$n$	$m_l$	$r$	$r_l$	$k_1$	$k_2$	$k_3$	$t_1$	$t_2$	$t_3$
<i>misex4</i>	29	50	4	6	12	2	4	2	0	0	0
<i>sao2</i>	58	20	30	7	9	2	2	2	351	14	0
<i>duke2</i>	87	44	35	8	11	7	4	6	97	1	0
<i>table3</i>	175	28	140	11	12	12	12	29	985	22	0
<i>cps</i>	192	48	101	11	17	10	13	10	3001	1083	0
<i>apex1</i>	206	90	91	8	9	15	9	13	979	6	0
<i>apex3</i>	280	108	88	8	9	5	5	9	845	4	0
<i>t481</i>	481	32	400	9	10	–	17	18	–	2	4
<i>apex4</i>	438	18	251	8	9	4	4	4	1002	561	1
<i>alu4</i>	580	28	162	7	11	19	20	36	571	4	1
<i>apex2</i>	1035	78	950	13	14	–	63	63	–	2180	97
<i>cordic</i>	1180	46	1024	15	17	–	–	55	–	–	176

**Задание систем ДНФ.** При поиске разложения системы ДНФ с силу парафазности входов ПМЛ система ДНФ задается парой булевых матриц  $B$  и  $V$  размерности соответственно  $n \times l$  и  $m \times l$ . Пара  $b_i, v_i$  одноименных строк матриц  $B$  и  $V$  задает соответственно множество аргументов  $i$ -й конъюнкции и множество функций, в ДНФ которых эта конъюнкция входит.

Система ДНФ, реализуемая на ПМЛ, в свою очередь, задается парой  $B^j, V^j$ : секционированной булевой матрицей  $B^j$ ,  $i$ -я секция которой задает множество реализуемых соответствующей секцией ПМЛ конъюнкций (точнее, множество аргументов конъюнкций), и булевой матрицей  $V^j$ ,  $i$ -я строка которой задает множество функций, ДНФ которых принадлежат конъюнкции  $i$ -й секции. Размерности этих матриц соответственно  $n \times \sum l_i$  и  $m \times d$ , где число конъюнкций в  $i$ -й секции  $l_i \leq q$ , число секций матрицы  $B^j$   $d \leq p + s$ . Секционированная булева матрица  $B^j$  является  $(t, p, s, q)$ -ограниченной.

**Задача реализации системы ДНФ.** Задача реализации системы ДНФ, задаваемой парой  $B, V$ , одноуровневой сетью сводится к построению покрытия этой пары минимальным по мощности множеством  $(t, p, s, q)$ -ограниченных пар  $\{B^j, V^j\}$ . Секция  $B^j_i$  матрицы  $B^j$  является строчным минором матрицы  $B$ , определяемым на множестве строк  $b_l \in B$ . Соответствующие им строки  $v_l \in V$  совпадают со строкой  $v^j_i$ .

Реализуемые методы синтеза одноуровневой сети носят итеративный характер. Процесс заполнения ПМЛ мыслится как процесс формирования пары  $B^k, V^k$ , задающей систему ДНФ( $n_k, m_k, l_k$ ), которая реализуется на одной ПМЛ (и удовлетворяет условию (1)). Пара  $B^k, V^k$  наращивается за счет совместимых с ней конъюнкций  $b_i, v_l \in B, V$ , таких, что их включение в  $B^k, V^k$  не нарушает  $(t, p, s, q)$ -ограниченности последней.

Программный комплекс содержит две программы синтеза одноуровневой сети в базисе ПМЛ, различающиеся подходами к решению задачи синтеза и, соответственно, точностью решения и быстродействием. Соответствующие методы основаны:

- на последовательном включении и заполнении ПМЛ сети;
- параллельном включении и заполнении ранее включенных в сеть ПМЛ.

В известных методах синтеза одноуровневых сетей [1, 12–14] искомая сеть строится путем последовательного включения и заполнения ПМЛ искомой сети, секции ПМЛ заполняются также последовательно. Один из реализуемых в настоящей работе методов относится к методам последовательного формирования ПМЛ, но отличается от них параллельным заполнением секций ПМЛ. Другой метод основан на параллельном заполнении ПМЛ, это позволяет получить более качественное решение. Кроме того, предлагаемые в работе подходы к синтезу одно-

уровневых сетей в базе ПМЛ отличаются тем, что в них на каждом шаге используются оценки вариантов заполнения, позволяющие количественно оценить последствия выбора, причем не только сиюминутный выигрыш, но и ухудшение ситуации на следующем шаге.

*Синтез одноуровневой сети путем последовательного включения и заполнения ПМЛ сети.* Реализуемый программой алгоритм синтеза основан на поочередном заполнении ПМЛ сети: на каждом шаге строится одна  $(t, p, s, q)$ -ограниченная система ДНФ  $B^k, V^k$ , покрывающая, возможно, большую часть непокрытого остатка системы ДНФ  $B, V$ . Процедура формирования пары  $B^k, V^k$  является итеративной: на каждом шаге выбирается и включается в  $B^k, V^k$  одна совместимая с ней конъюнкция  $b_i, v_i \in B, V$ . Введена следующая количественная оценка варианта выбора конъюнкции [8], позволяющая оценить последствия включения  $b_i, v_i \in B, V$  в  $B^k, V^k$ :

$$S(b_i, v_i; B^k, V^k) = S(B, V; B^k, V^k) - S(B, V; B^k, V^k), \quad (2)$$

где  $B^k, V^k$  – пара, полученная из  $B^k, V^k$  после включения в нее пары  $b_i, v_i$ ;  $S(B, V; B^k, V^k)$  – степень совместимости пар  $B, V$  и  $B^k, V^k$ , определяемая числом пар  $b_i, v_i \in B, V$ , совместимых с парой  $B^k, V^k$ . Эта оценка показывает число непокрытых пар  $b_i, v_i \in B, V$ , ставших несовместимыми с  $B^k, V^k$  в результате включения в нее пары  $b_i, v_i$ . Вариант совмещения с минимальным значением этой оценки наиболее предпочтителен: выбор такой конъюнкции  $b_i$  оставляет больше возможностей для дальнейшего наращивания  $B^k, V^k$ .

*Синтез одноуровневой сети путем параллельного включения и заполнения ранее включенных в сеть ПМЛ.* Реализуемый программой алгоритм синтеза основан на параллельном заполнении сразу нескольких ПМЛ сети, что сводится к последовательному построению одновременно множества пар  $\{B^i, V^i\}$ . На каждом шаге итеративной процедуры анализируется текущее решение: нереализованный остаток системы ДНФ – пара  $B, V$  – и множество частично заполненных ПМЛ – множество пар  $\{B^i, V^i\}$  [8]. Элементарный шаг алгоритма состоит в выборе одной из частично сформированных пар  $B^k, V^k$  и совместимой с ней конъюнкции  $b_i, v_i \in B, V$ , такой, что ее включение в  $B^k, V^k$  не нарушает  $(t, p, s, q)$ -ограниченности последней. В качестве оценки предпочтительности варианта используется оценка (2). Новая пара  $B^k, V^k$  вводится всякий раз, когда является пара  $b_i, v_i \in B, V$ , не совместимая ни с одной из существующих пар  $B^k, V^k$ .

*Экспериментальное исследование* программ синтеза одноуровневых сетей на базе ПМЛ, основанных на последовательном и параллельном заполнении ПМЛ, проводилось на множестве систем ДНФ библиотеки benchmark set с короткими конъюнкциями (ранга, меньшего чем 10).

Методы оценивались двумя параметрами:

- числом  $p$  ПМЛ в сети (соответственно  $p_1, p_2$  для двух подходов);
- временем  $t$  синтеза ( $t_1, t_2$  для двух подходов) в секундах (целое число секунд).

Результаты экспериментов собраны в табл. 2.

Таблица 2

Результаты исследования алгоритмов синтеза одноуровневых сетей

Пример	$n$	$m$	$k$	$r$	$p_1$	$p_2$	$t_1$	$t_2$
<i>5xp1</i>	7	10	66	4	3	3	1	1
<i>rd84</i>	8	4	255	6	4	4	30	23
<i>rd53</i>	5	3	31	4	1	1	0	0
<i>con1</i>	7	2	9	2	1	1	0	0
<i>rd73</i>	7	3	127	5	2	2	2	2
<i>xor5</i>	5	1	16	5	1	1	0	0
<i>misex1</i>	8	7	13	4	1	1	0	0
<i>9sym</i>	9	1	87	6	2	2	0	0
<i>z9sym</i>	9	1	101	6	2	2	0	0
<i>clip</i>	9	5	137	5	3	3	2	2
<i>b12</i>	15	9	44	3	3	3	1	0
<i>ex4</i>	128	28	279	5	42	37	17	154

Экспериментальные испытания предложенных алгоритмов синтеза одноуровневых схем показали, что метод параллельного заполнения ПМЛ сети ни для одного из прорешенных примеров не проиграл по качеству решения (числу  $p$  ПМЛ в синтезированной схеме) методу последовательного заполнения ПМЛ, несильно проигрывая ему по времени решения.

## 6. Многоуровневая реализация системы ДНФ

Система ДНФ( $n, m, l, R$ ) реализуется многоуровневой сетью, если нарушается условие одноуровневой реализации. Наиболее известным и практичным приемом многоуровневой реализации систем ДНФ является факторизация множества конъюнкций, конечная цель которой заключается в получении системы ДНФ с  $t$ -ограниченными конъюнкциями (системы с внутренними переменными), которая может быть реализована одноуровневой сетью с минимальным числом ПМЛ.

Программный комплекс содержит три программы синтеза многоуровневой сети в базисе ПМЛ. Лежащие в их основе методы реализуют системы ДНФ с длинными конъюнкциями путем:

- предварительной полной факторизации системы ДНФ;
- выполнения факторизации в процессе синтеза;
- предварительной нетривиальной факторизации системы ДНФ.

*Синтез многоуровневой сети путем предварительной полной факторизации системы ДНФ.* Перед реализацией системы ДНФ выполняется факторизация множества длинных конъюнкций системы ДНФ. Полученная система ДНФ с  $t$ -ограниченными конъюнкциями реализуется с помощью алгоритмов синтеза одноуровневой сети.

*Синтез многоуровневой сети путем выполнения факторизации в процессе синтеза.* Реализуемый подход к синтезу многоуровневых сетей состоит в выполнении факторизации длинных конъюнкций в процессе одноуровневой реализации коротких конъюнкций системы ДНФ. Основная идея этого подхода состоит в чередовании двух процедур:

- введения в сеть новой ПМЛ и реализации на ней максимально возможного числа коротких конъюнкций;
- построения и реализации фактора (для длинных конъюнкций), реализуемого на свободных ресурсах частично заполненной ПМЛ.

Реализуемая система ДНФ делится в процессе синтеза многоуровневой сети на две подсистемы, включающие соответственно короткие и длинные конъюнкции. Соответственно пара  $B, V$ , задающая эту систему ДНФ, распадается на  $(B, V)_s$  и  $(B, V)_l$ . В процессе заполнения очередной ПМЛ множество  $(B, V)_s$  сокращается; в процессе факторизации конъюнкций из  $(B, V)_l$  сокращается множество  $(B, V)_l$ , а  $(B, V)_s$  пополняется за счет длинных конъюнкций, ставших короткими.

В зависимости от того, какой свободный ресурс имеет дозаполняемая ПМЛ и соответственно какой вид имеет реализуемая ею ДНФ, выделяется одно- или многотермовый фактор. Если входной ресурс ПМЛ исчерпан (имеются только незадействованные выходные полюсы и соответствующие им секции матрицы И ПМЛ), на ПМЛ возможна реализация только однотермового фактора на множестве литералов, соответствующих переменным, закрепленным за входами данной ПМЛ.

Если выходной ресурс ПМЛ исчерпан (имеются только незадействованные входные полюсы и свободные строки секций матрицы И), на ПМЛ возможна реализация только многотермового фактора – ДНФ, реализуемой в не заполненных до конца секциях матрицы И ПМЛ. Эта ДНФ определена на множестве переменных, закрепленных за входами данной ПМЛ, и получается в результате выделения фактора для множества длинных конъюнкций функции, реализуемой в этой незаполненной секции.

В случае наличия входного и выходного ресурса возможны оба приведенных выше способа дозаполнения ПМЛ. Из всех возможных факторов обоих типов выбирается тот, который обеспечивает максимум стоимостного критерия [15]. В качестве базового алгоритма факторизации при синтезе многоуровневой сети используется алгоритм с направленным построением на каждом шаге одного фактора.

*Синтез многоуровневой сети путем предварительной нетривиальной факторизации системы ДНФ.* Перед реализацией системы ДНФ выполняется нетривиальная факторизация

множества длинных конъюнкций, при которой каждый фактор входит не менее чем в две конъюнкции. Факторизация оставшихся длинных конъюнкций производится в процессе одноуровневой реализации коротких конъюнкций, как во втором подходе.

Для экспериментального исследования программ синтеза многоуровневых сетей на базе ПМЛ отобраны те из систем ДНФ библиотеки benchmark set, которые содержат хотя бы одну длинную конъюнкцию ранга, большего чем 10 (табл. 3). Методы оценивались следующими двумя параметрами:

- числом  $p$  ПМЛ в сети (соответственно  $p_1, p_2, p_3$  для трех подходов);
- временем  $t$  синтеза ( $t_1, t_2, t_3$ ) в секундах.

В качестве базового алгоритма факторизации используется наиболее простой, третий из приведенных в разд. 4 алгоритмов.

Таблица 3

Результаты исследования алгоритмов синтеза многоуровневых сетей

Пример	$n$	$m$	$k$	$k_l$	$r$	$r_l$	$p_1$	$p_2$	$p_3$	$t_1$	$t_2$	$t_3$
<i>misex2</i>	25	18	29	4	6	12	6	6	6	0	0	0
<i>duke2</i>	22	29	87	24	8	12	14	14	14	1	0	0
<i>table5</i>	17	15	158	120	11	13	38	48	38	1	2	2
<i>table3</i>	14	14	175	140	11	12	35	44	35	1	3	1
<i>cps</i>	24	109	192	101	11	17	33	36	33	7	12	7
<i>apex1</i>	45	45	206	16	8	12	34	33	34	1	1	2
<i>apex3</i>	54	50	280	2	8	11	42	42	42	31	31	33
<i>t481</i>	16	1	481	144	9	12	277	383	276	28	26	27
<i>alu4</i>	14	8	580	110	7	11	88	113	88	24	33	20
<i>apex2</i>	39	3	1035	868	13	15	553	735	551	511	3982	460
<i>cordic</i>	23	2	1180	1024	15	17	26	288	26	159	14074	137

Экспериментальные испытания алгоритмов синтеза многоуровневых схем показали полное превосходство третьего подхода к синтезу многоуровневых сетей в базе ПМЛ, основанного на предварительной (полной или неполной) факторизации длинных конъюнкций, и по качеству получаемых сетей, и по быстрдействию над двумя первыми. Этот подход имеет преимущества по отношению к первому при наличии большого числа мало связанных с другими длинных конъюнкций. В то же время его превосходство над вторым подходом сказывается при наличии в системе длинных конъюнкций, каждая из которых принадлежит более чем одной ДНФ.

### Список литературы

1. Соловьев, В.В. Проектирование цифровых систем на основе программируемых логических интегральных схем / В.В. Соловьев. – М.: Горячая линия – Телеком, 2001. – 636 с.
2. Survey of Programmable Logic Devices // VLSI System Design. – 1986. – № 10. – P. 55–65.
3. CAD System Description. Baseline 2.0 [Electronic resource]. – June, 1998. – Mode of access: <http://www.eda.org/rassp/documents/atl/CAD.pdf>.
4. САПР PLDesigner-XL [Electronic resource]. – Mode of access: <http://www.msclub.ce.sctpu.edu.ru/pld/CAD/minc.html>.
5. Шипурин, С. Настольная кремневая фабрика / С. Шипурин, А. Буров // Компьютеры. Программы. – № 2. – 1996. – С. 24–28.
6. TOP: An Algorithm for Three-Level Optimization of PLDs / D.M. Miller [et al.] // Proc. of the Int. Workshop on Logic Synthesis. – Lake Tahoe, CA, 1999. – P. 251–254.
7. Kania, D. Two-level logic synthesis on PLA-based CPLD and FPGA using decomposition / D. Kania // Proc. of the 25th Int. EUROMICRO Conf. – Milan, Italy, 1999. – Vol. 1. – P. 278–281.
8. Черемисинова, Л.Д. Синтез одноуровневых схем в базе программируемых матриц логики / Л.Д. Черемисинова // Известия НАН Беларуси. Сер. физ.-техн. наук. – 2004. – № 2. – С. 90–96.

9. Гольдберг, Е.И. Метод сбрасывания решения с локального минимума при многозначной минимизации / Е.И. Гольдберг. – Минск, 1992. – 10 с. (Препринт / Академия наук Беларуси, Ин-т техн. кибернетики; № 13).

10. Черемисинова, Л.Д. К факторизационному методу синтеза многоуровневых схем на БИС / Л.Д. Черемисинова // Цифровая обработка информации и управление в чрезвычайных ситуациях: докл. I Междунар. конф. Минск, сентябрь 1998. – Минск: Ин-т техн. кибернетики НАН Беларуси, 1998. – Т. 1. – С. 227–232.

11. Синтез асинхронных автоматов на ЭВМ / А.Д. Закревский [и др.]. – Минск: Наука и техника, 1975. – 184 с.

12. Бибило, П.Н. Синтез одноуровневых схем на базе программируемых матриц логики / П.Н. Бибило, Д.М. Терешко // Автоматизация проектирования дискретных систем: сб. науч. тр. – Минск: Ин-т техн. кибернетики АН Беларуси, 1995. – С. 57–66.

13. Кардаш, С.Н. Алгоритм синтеза одноярусных схем из ПМЛ / С.Н. Кардаш // Методы и алгоритмы логического проектирования: сб. науч. тр. – Минск: Ин-т техн. кибернетики АН Беларуси, 1996. – С. 85–90.

14. Оранов, А.М. К синтезу комбинационных схем в базе ПЛИС / А.М. Оранов // Автоматика и вычислительная техника. – 1996. – № 1. – С. 43–53.

15. Черемисинова, Л.Д. Метод синтеза многоуровневых сетей в базе ПМЛ / Л.Д. Черемисинова // Автоматика и вычислительная техника. – 1999. – № 3. – С. 69–76.

Поступила 01.03.06

*Объединенный институт проблем  
информатики НАН Беларуси,  
Минск, Сурганова, 6  
e-mail: cld@newman.bas-net.by*

**L.D. Cheremisinova**

### **SOFTWARE PACKAGE FOR LOGIC NETWORK SYNTHESIS USING PROGRAMMABLE LOGIC DEVICES**

Software package for solving decomposition problems arising when synthesizing combinational networks on the basis of one of the most popular Programmable Logic Devices (PLD) class – combinational Programmable Array Logic (PAL) is described. The package includes programs of factorization of systems of disjunctive normal forms, programs of synthesis of single-level and multi-level PAL networks.