



ТЕХНИЧЕСКИ УНИВЕРСИТЕТ – СОФИЯ
ФИЛИАЛ ПЛОВДИВ
ФАКУЛТЕТ ПО ЕЛЕКТРОНИКА И АВТОМАТИКА
КАТЕДРА “КОМПЮТЪРНИ СИСТЕМИ И ТЕХНОЛОГИИ”

Маг. инж. Спиридон Апостолов Арнаудов

СПЕЦИАЛНО ДООПРЕДЕЛЯНЕ НА ЛОГИЧЕСКИ
ФУНКЦИИ ЗА ПРИЛОЖЕНИЕ В ЛОГИЧЕСКОТО
ПРОЕКТИРАНЕ

А В Т О Р Е Ф Е Р А Т

на дисертация за придобиване на образователна и научна степен
"ДОКТОР"

Област: 5. Технически науки
Професионално направление: 5.3. Комуникационна и компютърна техника
Научна специалност: Компютърни системи, комплекси и мрежи

Научен ръководител: Проф. д-р инж. Галидия Петрова

СОФИЯ, 2021 г.

Дисертационният труд е обсъден и насочен за защита от Катедрения съвет на катедра „Компютърни Системи и Технологии“ към Факултет Електроника и Автоматика на ТУ-София на редовно заседание, проведено на 09.06.2021 г.

Публичната защита на дисертационния труд ще се състои на 08.10.2021 г. от 14:00 часа в зала 4425 на IV корпус на Технически университет – София, филиал Пловдив на открито заседание на научното жури, определено със заповед № ОЖ – 5.3-20/ 24.06.2021 г. на Ректора на ТУ-София в състав:

1. Проф. д-р инж. Гриша Валентинов Спасов – председател
2. Доц. д-р инж. Митко Петров Шопов– научен секретар
3. Проф. д-р инж. Станислав Денчев Симеонов
4. Доц. д-р инж. Венета Панайотова Алексиева
5. Доц. д-р инж. Христо Георгиев Вълчанов

Рецензенти:

1. Проф. д-р инж. Гриша Валентинов Спасов
2. Проф. д-р инж. Станислав Денчев Симеонов

Материалите по защитата са на разположение на интересуващите се в канцеларията на Факултет ЕА на ТУ - София, филиал Пловдив блок № 4, кабинет № 4242.

Дисертантът е в самостоятелна форма на обучение към катедра „КСТ“ на факултет ЕА. Изследванията по дисертационната разработка са направени от автора.

Автор: маг. инж. Спиридон Арnaudов

Заглавие: СПЕЦИАЛНО ДООПРЕДЕЛЯНЕ НА ЛОГИЧЕСКИ ФУНКЦИИ ЗА ПРИЛОЖЕНИЕ
В ЛОГИЧЕСКОТО ПРОЕКТИРАНЕ

Тираж: 30 броя

Отпечатано в печатница “Диков 90“ ООД - Асеновград

I. ОБЩА ХАРАКТЕРИСТИКА НА ДИСЕРТАЦИОННИЯ ТРУД

Актуалност на проблема

При проектирането на логически схеми и устройства а така също и на съвременни микрочипове със голяма и свръхголяма степен на интеграция стои основната задача за представяне на изходните функции и системи функции в минимална форма. Често това е невъзможно когато функциите са зададени със някаква степен на неопределеност. От тук произтича и актуалността на проблема, а именно необходимостта за съществуване на инструментариум като междинна обработка за частично или пълно доопределяне на изходните функции. Повечето от процедурите и предварителни обработки за намаляване на неопределеността на логически функции се базират на произволно доопределяне – т. е. с еднаква вероятност неопределени стойности могат да бъдат заместени както с логическа нула, така и с логическа единица. Основната цел е да се намалят до минимум или изцяло като неопределени стойности, като това става най-често в няколко паса от тази предварителна обработка.

Не съществува научно обоснован принцип, по който различните неопределени стойности да се доопределят по някаква стройна, предварително доказна научна методология с цел оптималното присвояване на неопределените стойности, съответно логически нули или единици. Необходимо е да се проведе пълно аналитично изследване с цел създаване на методология за доопределяне на непълно определени функции, както и системи от такива функции на базата на предварително формулирани правила и механизми за тяхното прилагане.

Цел на дисертационния труд, основни задачи и методи за изследване

Целта на дисертационния труд е да се създаде методика за доопределяне на непълно зададени логически функции и системи от логически функции като приложение в логическия синтез.

За постигане на тази цел в настоящия труд се поставят следните задачи:

1. Да се предложи методология за формално описание на базата на обоснована оценка за различни варианти на доопределяне на произволна непълно определена логическа функция.
2. Да се проведе пълно аналитично изследване на предложената методология за специално доопределяне на непълно определени ЛФ.
3. С нагледни примери да се покаже практическата значимост на предложената методология като нов атрибут в приложния инструментариум за синтез на комбинационни логически схеми.

4. На база на проведените аналитични изследвания да се разработят алгоритмични процедури за специално доопределяне като приложни методологически инструменти.
5. Да се изследва възможността за прилагане на съответните алгоритмични процедури за доопределяне при синтез на произволни последователностни схеми.
6. Да се разработят програмни средства за практическо приложение на методологията и процедурите за специално доопределяне и да се извърши практическо изследване за доказване на ефективността им.

Научна новост

Извършено е аналитично изследване и е доказано, че във всяка последователностна схема /краен автомат/ с произволни функции на преходите, всеки тригер с два логически входа може винаги и безусловно да се управлява само с една единствена възбудителна функция. Предложен е Базов Алгоритъм за Автоматни Редукции (BALAR - Basic ALgorithm for Automata Reductions).

Практическа приложимост

На базата на предложена алгоритмична процедура с целочислени таблици за специално доопределяне на логически функции е разработена програмна среда. Обработката на изходните функции чрез тази среда е междинна процедура при опростяване на логически функции и системи от логически функции преди практическата им реализация. Резултатите от проведеното изследване показват много добър ръст на ефективността 12,47% при абсолютно произволно избрани параметри на функциите и с различна степен на неопределеност.

Публикации

Основните постижения и резултати от дисертационния труд са публикувани в седем научни статии, от които една самостоятелна а останалите в съавторство.

Структура и обем на дисертационния труд

Дисертационният труд е в обем от **140** страници, като включва увод, **6** глави за решаване на формулираните основни задачи, списък на основните приноси, списък на публикациите по дисертацията и използвана литература. Цитирани са общо **106** литературни източници, като **57** са на латиница и **43** на кирилица, а останалите са интернет адреси. Работата включва общо **48** фигури и **17** таблици. Номерата на фигурите и таблиците в автореферата съответстват на тези в дисертационния труд.

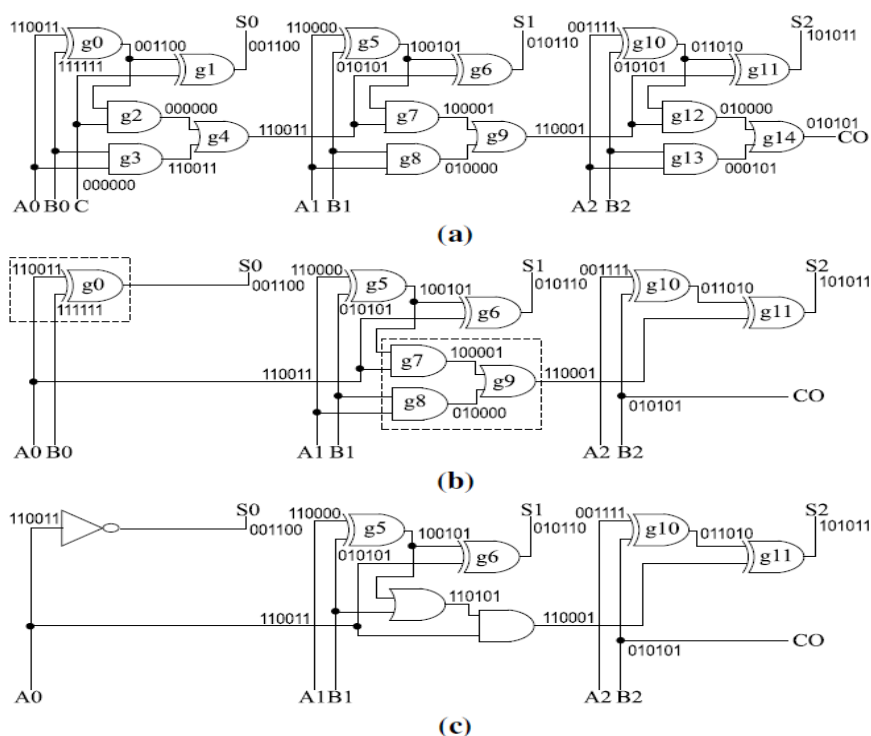
II. СЪДЪРЖАНИЕ НА ДИСЕРТАЦИОННИЯ ТРУД

ГЛАВА 1. ОБЗОР ПО ПРОБЛЕМА

Методите за доопределяне на логически функции намират приложение както в първична елементна база, така и при програмируемите логически устройства, които могат да бъдат: комбинационни – само с логически елементи и последователни – регистри.

Един интересен подход при опростяването на непълно определени функции е т. н. „Minimization of Incompletely Specified Mixed Polarity Reed Muller Functions using Genetic Algorithm (Минимизиране на непълно определени функции на смесена полярност Reed Muller използвайки генетичен алгоритъм).

На фиг. 1.4 е представен пример на суматор с вълново разпространяващ се пренос, т. н. „FastShrink” алгоритъм: (a) оригинална верига, (b) след SignalMerge и (c) след ShannonSynth.



Фиг. 1.4

В този пример вход А може да приема стойности само 3, 4, 5, а вход В само 1 или 7. SignalMerge алгоритъмът първо симулира всички възможни шест входни комбинации на дадения суматор, които да произведат 6-битови комбинации за всички вътрешни сигнали [42, 43, 48, 49]. След това SignalMerge обединява сигнали с идентични комбинации и премахва всички логически елементи, които вече не са свързани (Фигура 1.4 (b)). При това вместо 15 логически елементи в случая остават само 8, което е предпоставка за много по-проста реализация. За да се оптимизира допълнително веригата, е използван ShannonSynth алгоритъм.

Учени от Беларус предлагат друг подход за обработка на системи от непълно зададени булеви функции и реализацията им чрез логическо описание с функционална неопределеност, която е представена от система от свързани блокове, всеки от които е определен чрез система от пълно или непълно зададени булеви функции. Получените резултати позволяват да се заключи, че използването на симулация на многоблокова структура с неопределеност за проверка на логически схеми, дефинирана на набор от интервали от булево пространство може значително да намали частта от пространството, която трябва да бъде проверена.

На другия край на света в страната на изгряващото слънце двама учени Минехиро Тасура и Тсутоми Сасао предлагат интересен метод – BDD_for_CFs (Binary Decision Diagram for Characteristic Function) за представяне за непълно зададени системи логически функции и техните приложения при проектирането на LUT (Look-Up-Tables). Прилагайки алгоритми 3.1 и 3.3 към всяка непълноопределена функция, се вижда, че винаги се получава намаляване на ширините на BDD за CF.

От направения литературен преглед до тук се оформя следният извод: Не съществува научно обоснован принцип, по който различните неопределени стойности да се доопределят по някаква стройна, предварително доказна научна методология с цел оптималното присвояване на неопределените стойности, съответно логически нули или единици. В този аспект могат да бъде формулирана основната цел на дисертационния труд и задачите, които трябва да бъдат постигнати.

Целта на Дисертационния труд е да се създаде методика за доопределяне на непълно зададени логически функции и системи от логически функции като приложение в логическия синтез.

ГЛАВА 2. СПЕЦИАЛНО ДООПРЕДЕЛЯНЕ НА ЛОГИЧЕСКИ ФУНКЦИИ

2.1. Въведение.

Всяка логическа функция /ЛФ/ $f(x_1, x_2, \dots, x_n) = f(x^n)$ или само $f(x)$,

$$/2.1/ \quad f(x): B_2 \times B_2 \times \dots B_2 = B_2^n \rightarrow B_2 \quad B_2 = (0,1)$$

е дефинирана върху пространство от 2^n на брой набора Q_j от значения на независимите променливи:

$$/2.2/ \quad Q_j = (x_1 = \sigma_1^j, x_2 = \sigma_2^j, \dots, x_n = \sigma_n^j), \quad \forall \sigma_i^j \in B_2$$

$$j = \sum_{i=1}^n \sigma_i^j * 2^{n-1}, \quad j = 0, 1, 2, \dots, 2^n - 1$$

и следователно $\{Q_j\} = \{Q^{2^n}\} = B_2^n j = 1 \div 2^n - 1$.

Неконстантната функция $f(x)$, която реализира произволна дихотомия (начин за двупосочна класификация на класове, множества, понятия, термини и други) от вида

$$/2.3/ \quad f(x): \{Q_f^0\}, \{Q_f^1\}; \quad \{Q_f^0\} \cap \{Q_f^1\} = \emptyset, \quad \{Q_f^0\} \cup \{Q_f^1\} = \{Q^{2^n}\}$$

/2.4/ където $\{f(Q_j) = 0\} = \{Q_f^0\} \neq \emptyset$ – нулеви набори /нули/

$f(Q_j) = 1\} = \{Q_f^1\} \neq \emptyset$ – единични набори /единици/ на $f(x)$ се нарича пълно определена. Тя се представя чрез едно от двете подмножества $\{Q_f^0\}$ или $\{Q_f^1\}$, зададено като списък от номерата на съответните /единични или нулеви/ набори, например:

$$f(x_1, x_2, x_3): \{Q_f^1\} = 1, 2, 4, 7$$

Неконстантната функция $f(x)$, която реализира произволна трихотомия (трихотомията е трипосочно класификационно разделение) от вида

$$/2.5/ \quad f(x): \{Q_f^0\}, \{Q_f^1\}, \{Q_f^x\}$$

$$\{Q_f^0\} \cap \{Q_f^1\} = \{Q_f^0\} \cap \{Q_f^x\} = \{Q_f^1\} \cap \{Q_f^x\} = \emptyset, \quad \{Q_f^0\} \cup \{Q_f^1\} \cup \{Q_f^x\} = \{Q^{2^n}\},$$

$$\{f(Q_j) = 0\} = \{Q_f^0\} \neq \emptyset, \quad \{f(Q_j) = 1\} = \{Q_f^1\} \neq \emptyset, \quad \{f(Q_j) = x\} = \{Q_f^x\} \neq \emptyset,$$

където x е неопределено значение, $\{Q_f^x\}$ – неопределени набори, се нарича непълно определена. Такава функция се представя чрез кои да са две от трите подмножества $\{Q_f^0\}$, $\{Q_f^1\}$ и $\{Q_f^x\}$, зададени като списъци от номерата на съответния тип набори, например:

$$/2.6/ \quad f(x_1, x_2, x_3): \{Q_f^1\} = 2, 5; \quad \{Q_f^x\} = 3, 4, 7$$

При това е очевидно, че се постига съществен качествен ефект – новата функция $f'(x)$ е по-слабо неопределена от зададената $f(x)$, тъй като

$$\{Q_f^x\} \subset \{Q_f^x\}, \quad \text{но} \quad \{Q_f^0\} \neq \emptyset \quad \{Q_f^1\} \neq \emptyset \quad \{Q_f^x\} \neq \emptyset$$

2.3. Логически релации импликация и еквивалентност.

Нека е зададена произволна булева алгебра $\mathbf{B}$ и две множества $A, B \in \mathbf{B}$. Ако е изпълнена релацията $A \cap B = B$, то B се включва в A . Тази зависимост се означава с $A \subset B$, аналогично $B \subset A$. Тази зависимост се нарича булево включване и изразява отношение на частично подреждане в булевата алгебра $\mathbf{B}$.

От законите на поглъщане относно операциите пресичане ($\cap$) и обединение ($\cup$) в произволна булева алгебра $\mathbf{B}$

$$A \cup (A \cap B) = A, \quad A \cap (A \cup B) = A \text{ за } \forall A, B \in \mathbf{B}$$

непосредствено следва, че равенствата

$$A \cap B = A \text{ и } A \cup B = B$$

са еквивалентни. Ако те са валидни, то между елементите A и B съществува зависимост, която се означава $A \subset B$ респ. $B \supset A$. Тази зависимост се нарича булево включване и изразява отношение /релация/ на частично подреждане в булевата алгебра $\mathbf{B}$.

2.4. Специално доопределяне на логически функции за установяване на еднократни или двукратни импликативни релации.

Нека за двете непълно определени ЛФ $f(x)$ и $g(x)$

$$/2.38/ \quad f(x): \{Q_f^0\}, \{Q_f^1\}, \{Q_f^x\}; \quad g(x): \{Q_g^0\}, \{Q_g^1\}, \{Q_g^x\}$$

$$f(Q_j) \in (0,1,x), \quad g(Q_j) \in (0,1,x), \quad j = 0,1, \dots, 2^n - 1$$

да бъде справедливо предположението, че те допускат поне по един вариант на доопределяне, такъв, че пълно определените функции

$$f^*(x): f^*(Q_j) \in (0,1) \quad \text{и} \quad g^*(x): g^*(Q_j) \in (0,1), \quad j = 0,1, \dots, 2^n - 1$$

да удовлетворяват условието за импликативна релация /2.28/, т.е.

$$/2.39/ \quad f^*(x) \subset g^*(x) \Leftrightarrow f^*(x) \cdot \bar{g}(x) = 0$$

Валидно е следното твърдение:

Релацията /2.39/ може да се замени еквивалентно с 2 на брой релации от същия тип върху двойките значения на $f^*(x)$ и $g^*(x)$ за всички набори на независимите променливи, т.е.

$$/2.40/ \quad f^*(x) \subset g^*(x) \Leftrightarrow f^*(Q_j) \subset g^*(Q_j), \quad j = 0,1, \dots, 2^n - 1$$

Достоверността на /2.40/ може да се докаже по следния начин:

Пълно определените ЛФ $f^*(x)$ и $g^*(x)$ се развиват в съвършена дизюнктивна нормална форма /СДНФ/

$$/2.41/ \quad f^*(x) = \bigvee_{j=0}^{2^n-1} k_j^1 \cdot f^*(Q_j), \quad \bar{g}^*(x) = \bigvee_{j=0}^{2^n-1} k_j^1 \cdot \bar{g}^*(Q_j)$$

където k_j^1 , $j = 0,1, \dots, 2^n - 1$, са конституенти на единицата /минтерми/ върху входните променливи, след което формите /2.41/ се заместват в дясната част на /2.39/:

$$/2.42/ \quad f^*(x) \cdot \bar{g}(x) = 0 \Leftrightarrow \left(\bigvee_{j=0}^{2^n-1} K_j^1 \cdot f^*(Q_j) \right) \cdot \left(\bigvee_{j=0}^{2^n-1} K_j^1 \cdot \bar{g}^*(Q_j) \right) = 0$$

Дясното равенство в /2.42/ се привежда в каноничен вид, като при преобразуванията се отчита известната зависимост $K_{j_1}^1 \cdot K_{j_2}^1 = 0$, $j_1 \neq j_2$, $j_1, j_2 = 0,1, \dots, 2^n - 1$. В резултат се получава

$$/2.43/ \quad \bigvee_{j=0}^{2^n-1} K_j^1 \cdot f^*(Q_j) \cdot \bar{g}^*(Q_j) = 0$$

Въз основа на известното свойство

$$/2.44/ \quad a \vee b = 0 \Leftrightarrow a = 0 \text{ и } b = 0$$

уравнението /2.43/ се декомпозира на 2 на брой уравнения от вида

$$/2.45/ \quad f^*(Q_j) \cdot \bar{g}^*(Q_j) = 0, \quad j = 0,1, \dots, 2^n - 1$$

В съответствие с /2.23/ всяко от уравненията /2.45/ се разрешава в импликативна релация

$$/2.46/ \quad f^*(Q_j) \cdot \bar{g}^*(Q_j) = 0 \Leftrightarrow f^*(Q_j) \subset g^*(Q_j), \quad j = 0,1, \dots, 2^n - 1$$

Релациите /2.46/ удостоверяват справедливостта на /2.40/.

В резултат на проведения анализ импликативната релация между ЛФ $f^*(x)$ и $g^*(x)$ се привежда до система от импликативни релации от същия тип върху всички двойки значения на тези функции.

Две произволни пълно определени ЛФ $p(x)$ и $v(x)$ допускат в общ случай за всеки набор Q от независимите променливи четири различни двойки значения -

$$[p(Q_j), v(Q_j)] \in (00, 01, 10, 11).$$

Съгласно /2.18/ дефиниционното условие /2.46/ се удовлетворява само за три от тези двойки – 00, 01 и 11. Следователно решението на групата уравнения /неравенства/ /2.46/ може да се представи във вида

$$/2.47/ \quad [f^*(Q_j), g^*(Q_j)] \in (00, 01, 11), \quad j = 0, 1, \dots, 2^n - 1$$

Зависимостите /2.47/ изразяват в явен вид дефиниционното /ограничително/ условие за допустимите значения на функциите $f^*(x)$ и $g^*(x)$, при които е изпълнена релацията /2.40/.

Прието бе, че функциите $f^*(x)$ и $g^*(x)$ са получени чрез доопределяне на непълно определените ЛФ $f(x)$ и $g(x)$ от /2.38/. За всеки набор Q $f(x)$ и $g(x)$ допускат в общ случай девет /3/ различни двойки значения:

$$/2.48/ \quad f(Q_j) \in (0, 1, x) \text{ и } g(Q_j) \in (0, 1, x)$$

$$/2.49/ \quad [f(Q_j), g(Q_j)] \in (0, 1, x). (0, 1, x) = (0, 1, x)^2$$

$$[f(Q_j), g(Q_j)] \in (00, 01, 0x, 10, 11, 1x, x0, x1, xx), \quad j = 0, 1, \dots, 2^n - 1$$

Съпоставянето на /2.47/ и /2.49/ води до следната констатация:

Задачата за специално доопределяне на непълно определените ЛФ $f(x)$ и $g(x)$ от /2.38/ за установяване на имплекативната релация /2.39/ се свежда до трансформация /редукция/ на възможните двойки значения от /2.49/ до допустимите двойки значения /2.47/, т.е. в общ вид

$$/2.50/ \quad [f(Q_j), g(Q_j)] \xrightarrow{\text{доопределяне}} [f^*(Q_j), g^*(Q_j)], \quad j = 0, 1, \dots, 2^n - 1$$

или с конкретни значения

$$/2.51/ \quad \begin{array}{cccc} 00 & 10 & x0 & 00 \\ 01 & 11 & x1 & 01 \\ 0x & 1x & xx & 11 \end{array} \xrightarrow{\text{доопределяне}}$$

Очевидно е, че необходимото и достатъчно условие, за да се реализира трансформацията /2.51/, е зададените непълно определени ЛФ $f(x)$ и $g(x)$ да не съдържат нито една двойка определени значения 10. Ако това условие е изпълнено, то двойките значения, които съдържат неопределеност, се доопределят, както следва:

$x0$ се заменя с 00; $1x$ се заменя с 11

$$/2.52/ \quad 0x \text{ и } x1 \text{ се запазват;}$$

xx се заменят с $0x$ или $x1$

По аналогичен начин се решава задачата за специално доопределяне, при което се установяват останалите три еднократни имплекативни релации /2.29/ до /2.31/.

Необходимите и достатъчни условия за установяване на еднократни и двукратни имплекативни релации и съответните трансформации съгласно /2.52/ до /2.55/, /2.61/ и /2.62/ при специално доопределяне на непълно определени логически функции са систематизирани в Таблица 2.2. Тя може да се интерпретира както в методологичен аспект, така и като приложен инструмент за логическо проектиране на КЛС.

Таблица 2.2. НДУ за установяване на едно и двукратни импликативни релации.

Двойки значения	$[f^*(Q_j), g^*(Q_j)]$							
	Релации							
$[f(Q_j), g(Q_j)]$	1) $f^* \subset g^*$	2) $f^* \subset \bar{g}^*$	3) $\bar{f}^* \subset g^*$	4) $g^* \subset f^*$	5) $f^* = g^*$	6) $f^* = \bar{g}^*$		
0 0	0 0	0 0	НЕ!	0 0	0 0	НЕ!		
0 1	0 1	0 1	0 1	НЕ!	НЕ!	0 1		
0 х	0 х	0 х	0 1	0 0	0 0	0 1		
1 0	НЕ!	1 0	1 0	1 0	НЕ!	1 0		
1 1	1 1	НЕ!	1 1	1 1	1 1	НЕ!		
1 х	1 1	1 0	1 х	1 х	1 1	1 0		
х 0	0 0	х 0	1 0	х 0	0 0	1 0		
х 1	х 1	0 1	х 1	1 1	1 1	0 1		
х х	0/х х/1	0/х х/0	1/х х/1	1/х х/0	0/1 0/1	0/1 1/0		

2.5. Пример за приложение в логическото проектиране

С помощта на един прост пример ще бъде илюстрирано приложението на специалното доопределяне при проектиране на КЛС. На тази база ще бъде направена и съпоставка с някои конвенционални методи за комбинационен синтез.

Нека е зададена системата от три непълно определени ЛФ на три променливи

$$\begin{aligned}
 /2.63/ \quad f_1(x): \{Q_{f_1}^1\} &= 0,2,3,4,7; & \{Q_{f_1}^x\} &= 1; \\
 f_2(x): \{Q_{f_2}^1\} &= 0,2,7; & \{Q_{f_2}^x\} &= 3,6; \\
 f_3(x): \{Q_{f_3}^1\} &= 0,1,4,6; & \{Q_{f_3}^x\} &= 0,3,5;
 \end{aligned}$$

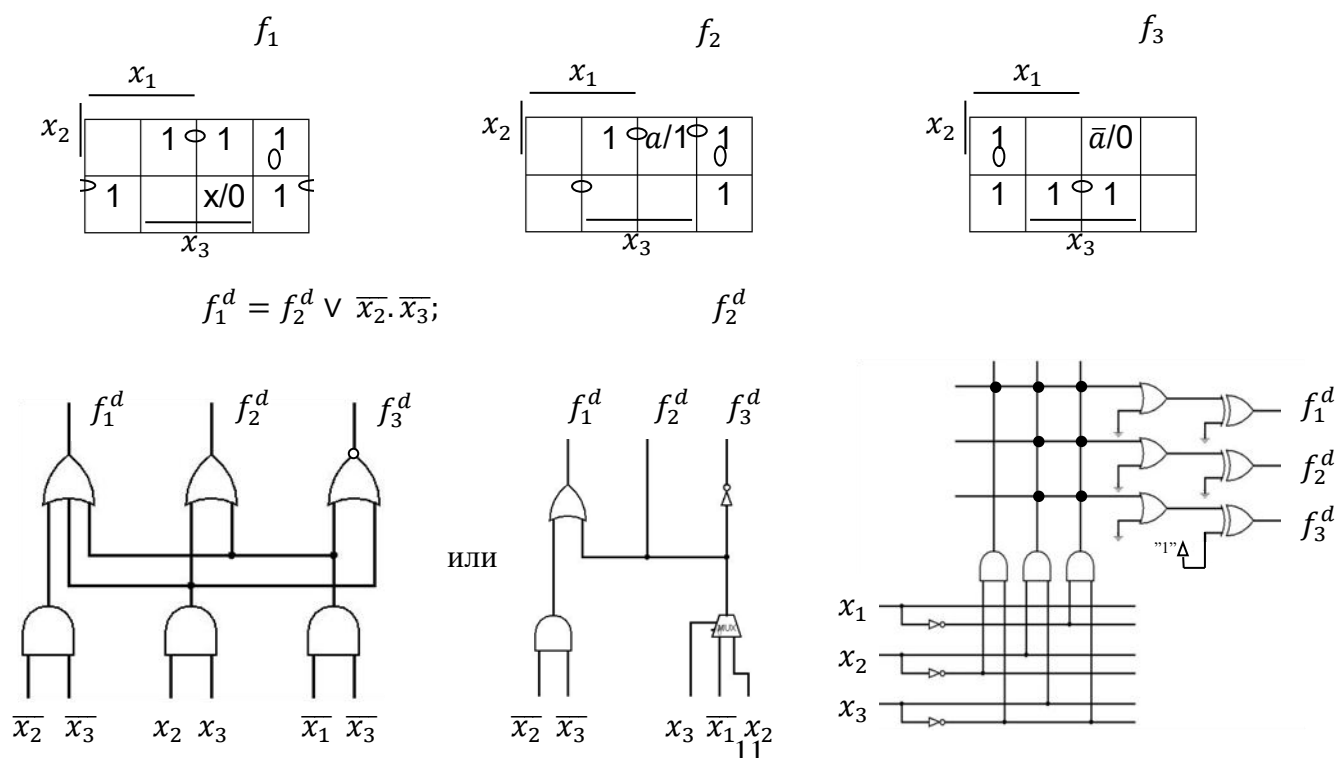
в съответствие, с която трябва да се синтезира КЛС с 3 входа и 3 изхода /3,3 КЛС/.

Тривиалната процедура за синтез предполага минимизация на всички функции поотделно – евристично чрез карти на Вейч или систематично по метода на Мак - Класки – Куайн – Петрик. При този подход релации от типа импликация или еквивалентност /респ. противоравенство/ между доопределените функции може да възникнат само случайно и поради това те практически остават неразпознати и неизползвани.

Таблица 2.3 Доопределяне на функциите f_1, f_2, f_3 .

Набор N	Зададени функции $f_1 f_2 f_3$	Доопределяне			
		Вариант а $f_1^a f_2^a f_3^a$	Вариант b $f_1^b f_2^b f_3^b$	Вариант с $f_1^c f_2^c f_3^c$	Вариант d $f_1^d f_2^d f_3^d$
0	1 1 x	1 1 1	1 1 0	1 1 1	1 1 0
1	x 0 1	1 0 1	1 0 1	0 0 1	x/0 0 1
2	1 1 0	1 1 0	1 1 0	1 1 0	1 1 0
3	1 x x	1 1 0	1 1 1	1 1 0	1 a/1 a/0
4	1 0 1	1 0 1	1 0 1	1 0 1	1 0 1
5	0 0 x	0 0 1	0 0 0	0 0 1	0 0 1
6	0 x 1	0 1 1	0 1 1	0 0 1	0 0 1
7	1 1 0	1 1 0	1 1 0	1 1 0	1 1 0

Приложението на описаната в предходния раздел методология за специално доопределяне по отношение на функциите от системата /2.63/ е показано на фиг. 2.5 и в графа „вариант d” на Таблица 2.3. Постигнатите чрез целенасочено търсене релации $f_2^d \subset f_1^d$ и $f_3^d \subset f_2^d$ водят до оптимална реализация на тази 3,3 КЛС, както в първична елементна база, така и в ПЛМ. Този извод се основава на сравнението между количествените оценки на реализираните от фигура 2.2 до фигура 2.5.



Фиг. 2.5 Минимизация на системата функции и реализацията им чрез мултиплексор.

2.6. Заключение. Основни приноси в глава 2.

Основните резултати и приноси, характеризиращи изложеното в глава 2 изследване и анализ, могат да се обобщят, както следва:

1. Предложено е формално описание и е обоснована оценка на броя на различните варианти на доопределяне на произволна непълно определена функция.
2. Проведено е пълно аналитично изследване и е предложена методология за специално доопределяне на непълно определени ЛФ за установяване на еднократни и двукратни имплицативни релации.
3. Демонстрирана е практическата значимост на предложената методология като нов атрибут в приложния инструментариум за синтез на КЛС.

ГЛАВА 3.

ДЕСКРИПТОРНИТЕ ФУНКЦИИ КАТО АНАЛИТИЧЕН ИНСТРУМЕНТ В СПЕЦИАЛНОТО ДООПРЕДЕЛЯНЕ

3.1. Въведение

На всяка непълно определена ЛФ $f(x)$ може да бъде поставена в обратимо и еднозначно съответствие съвкупност от три пълно определени ЛФ, дефинирани, както следва:

$$/3.1/ f(x): \{Q_f^0\}, \{Q_f^1\}, \{Q_f^x\} \Leftrightarrow f(x): f_0(x), f_1(x), f_x(x)$$

$$/3.2/ f_0(x): \{Q_{f_0}^0\}, \{Q_{f_0}^1\}, \text{ като } \{Q_{f_0}^0\} = \{Q_f^0\} \cup \{Q_f^x\}; \{Q_{f_0}^1\} = \{Q_f^1\}$$

$$/3.3/ f_1(x): \{Q_{f_1}^0\}, \{Q_{f_1}^1\}, \text{ като } \{Q_{f_1}^0\} = \{Q_f^0\} \cup \{Q_f^x\}; \{Q_{f_1}^1\} = \{Q_f^1\}$$

$$/3.4/ f_x(x): \{Q_{f_x}^0\}, \{Q_{f_x}^1\}, \text{ като } \{Q_{f_x}^0\} = \{Q_f^0\} \cup \{Q_f^1\}; \{Q_{f_x}^1\} = \{Q_f^x\}$$

Функциите f_0 , f_1 и f_x съгласно /3.1/ до /3.4/ могат да бъдат наречени дескрипторни по отношение на непълно определената ЛФ $f(x)$, тъй като се явяват нейно адекватно описание:

При условие, че непълно определената ЛФ $f(x)$ е зададена непротиворечиво, за съответната тройка дескрипторни функции са валидни следните зависимости:

$$/3.5/ f_0 \vee f_1 \vee f_x = 1; \quad f_0 * f_1 = f_0 * f_x = f_1 * f_x = 0$$

$$/3.6/ f_0 = \overline{f_1 \vee f_x} = \overline{f_1} * \overline{f_x}; \quad \overline{f_0} = f_1 \vee f_x$$

$$/3.7/ f_1 = \overline{f_0 \vee f_x} = \overline{f_0} * \overline{f_x}; \quad \overline{f_1} = f_0 \vee f_x$$

$$/3.8/ f_x = \overline{f_0 \vee f_1} = \overline{f_0} * \overline{f_1}; \quad \overline{f_x} = f_0 \vee f_1$$

$$/3.9/ f_0 * \overline{f_1} = f_0 * \overline{f_x} = f_0; \quad f_1 * \overline{f_0} = f_1 * \overline{f_x} = f_1; \quad f_x * \overline{f_0} = f_x * \overline{f_1} = f_x;$$

Като един прост илюстративен пример ще бъде показано представянето чрез дескрипторни функции на непълно определената ЛФ, зададена с /2.6/ в раздел 2.1:

Таблица 3.1

Набор N	0	1	2	3	4	5	6	7	Списъчно представяне
$f(x)$	0	0	1	x	x	1	0	x	$\{Q_f^0\} = 0,1,6; \{Q_f^1\} = 2,5; \{Q_f^x\} = 3,4,7$
f_0	1	1	0	0	0	0	1	0	$\{Q_{f_0}^0\} = 2,3,4,5,7; \{Q_{f_0}^1\} = 0,1,6$
f_1	0	0	1	0	0	1	0	0	$\{Q_{f_1}^0\} = 0,1,3,4,6,7; \{Q_{f_1}^1\} = 2,5$
f_x	0	0	0	1	1	0	0	1	$\{Q_{f_x}^0\} = 0,1,2,5,6; \{Q_{f_x}^1\} = 3,4,7$

Дескрипторните функции са универсален апарат както за аналитични изследвания, така и за изграждане и програмна реализация на алгоритми за произволна обработка на непълно определени ЛФ. В настоящата глава от дисертационния труд ще бъде показано използването на дескрипторните функции като формален аналитичен инструмент в методологията на специалното доопределяне на непълно определени ЛФ за установяване на еднократни и двукратни имплицативни релации.

3.2. Базови зависимости за специално доопределяне чрез дескрипторни функции.

В съответствие с формализма на дескрипторните функции задачата за специално доопределяне се формулира в следния вид:

Дескрипторните функции f_0, f_1 и f_x , g_0, g_1 и g_x , с които са представени зададените непълно определени ЛФ $f(x)$ и $g(x)$ /изходни дескрипторни функции, ИДФ/

$$/3.10/ f(x): f_0, f_1, f_x; \quad g(x): g_0, g_1, g_x$$

да бъдат преобразувани в дескрипторни функции f_0^*, f_1^* и f_x^* , g_0^*, g_1^* и g_x^* , които дефинират доопределените функции $f^*(x)$ и $g^*(x)$.

$$/3.11/ f^*(x): f_0^*, f_1^*, f_x^*; \quad g^*(x): g_0^*, g_1^*, g_x^*;$$

т.е. да се изпълни следната процедура

$$/3.12/ f(x), g(x) \xrightarrow{\text{доопределяне}} f^*(x), g^*(x) \Leftrightarrow \left\{ \begin{matrix} f_0, f_1, f_x \\ g_0, g_1, g_x \end{matrix} \right\} \xrightarrow{\text{доопределяне}} \left\{ \begin{matrix} f_0^*, f_1^*, f_x^* \\ g_0^*, g_1^*, g_x^* \end{matrix} \right\}$$

За краткост по-нататък дескрипторните функции на доопределените ЛФ $f^*(x)$ и $g^*(x)$ ще бъдат наричани доопределени дескрипторни функции /ДДФ/. Това наименование е само условно, тъй като дескрипторните функции винаги са пълно определени и следователно не подлежат на доопределяне в същинския смисъл на това понятие.

Таблица 3.2. Съответствие двойки дескрипторни функции и техните сечения.

Множества от двойки значения $\{[f(Q_j), g(Q_j)]\}$	$\{00\} \quad \{01\} \quad \{0x\} \quad \{10\} \quad \{11\} \quad \{1x\} \quad \{x0\} \quad \{x1\} \quad \{xx\}$
Сечения на дескрипторните функции	$f_0g_0 \quad f_0g_1 \quad f_0g_x \quad f_1g_0 \quad f_1g_1 \quad f_1g_x \quad f_xg_0 \quad f_xg_1 \quad f_xg_x$

Зависимостите за имплицативната релация $f^*(x) \subset g^*(x)$, приведени в първата функционална графа на Таблица 2.2, може да бъдат интерпретирани чрез дескрипторни функции, както следва:

Необходимото и достатъчно условие /НДУ/ за съществуване на релацията $f^* \subset g^*$ е сечението f_1g_0 да бъде тъждествено равно на 0 / $f_1g_0 \equiv 0$ /. Ако това условие е изпълнено, доопределянето на $f(x)$ и $g(x)$ се свежда до следните трансформации:

- наборите, съответстващи на сечението $f_x g_0$, се причисляват към нулевите набори на доопределената ЛФ $f^*(x)$, т.е. към f_0^* ;
- наборите $f_1 g_x$ се отнасят към единиците на доопределената ЛФ $g^*(x)$, т.е. към g_1^* ;
- наборите $f_0 g_x$ остават неопределени за $g^*(x)$ към g_x^* ;
- наборите $f_x g_1$ остават неопределени за $f^*(x)$ към f_x^* ;
- сечението на неопределените набори $f_x g_x$ може да се трансформира в два варианта: като нули за $f^*(x)$ /към f_0^* и неопределеност за $g^*(x)$ /към g_x^* /или като неопределеност за $f^*(x)$ към f_x^* / и единици $g^*(x)$ /към g_1^* /.

Аналогично се изразяват и всички останали зависимости в Таблица 2.2. В резултат на това дефиниционната Таблица 2.2, интерпретирана по този начин, добива вида, показан като Таблица 3.3. В нея са представени необходимите и достатъчни условия и разпределенията /принадлежностите/ на сеченията на ИДФ по отношение на ДДФ за случаите на еднократни и двукратни имплицативни релации между доопределените ЛФ $f^*(x)$ и $g^*(x)$.

3.3. Аналитични форми на доопределените дескрипторни функции

Таблицата на разпределенията /Таблица 3.3/ е основен методологичен инструмент за използване на дескрипторните функции в специалното доопределяне. Тя не е удобна за непосредствено приложение в аналитични изследвания или в алгоритмични реализации на специалното доопределяне, но въз основа на нея може да се получат аналитични форми на ДДФ, които са подходящи за посочените случаи.

Таблица 3.3. Таблица на разпределенията.

Сечения	Разпределение на сеченията при съответни релации					
	1) $f^* \subset g^*$	2) $f^* \subset \bar{g}^*$	3) $\bar{f}^* \subset g^*$	4) $g^* \subset f^*$	5) $f^* = g^*$	6) $f^* = \bar{g}^*$
$f_0 g_0$	f_0^*, g_0^*	f_0^*, g_0^*	=0!	f_0^*, g_0^*	f_0^*, g_0^*	=0!
$f_0 g_1$	f_0^*, g_1^*	f_0^*, g_1^*	f_0^*, g_1^*	=0!	=0!	f_0^*, g_1^*
$f_0 g_x$	f_0^*, g_x^*	f_0^*, g_x^*	f_0^*, g_1^*	f_0^*, g_0^*	f_0^*, g_0^*	f_0^*, g_1^*
$f_1 g_0$	=0!	f_1^*, g_0^*	f_1^*, g_0^*	f_1^*, g_0^*	=0!	f_1^*, g_0^*
$f_1 g_1$	f_1^*, g_1^*	=0!	f_1^*, g_1^*	f_1^*, g_1^*	f_1^*, g_1^*	=0!
$f_1 g_x$	f_1^*, g_1^*	f_1^*, g_0^*	f_1^*, g_x^*	f_1^*, g_x^*	f_1^*, g_1^*	f_1^*, g_0^*
$f_x g_0$	f_0^*, g_0^*	f_x^*, g_0^*	f_1^*, g_0^*	f_x^*, g_0^*	f_0^*, g_0^*	f_1^*, g_0^*
$f_x g_1$	f_x^*, g_1^*	f_0^*, g_1^*	f_x^*, g_1^*	f_1^*, g_1^*	f_1^*, g_1^*	f_0^*, g_1^*
$f_x g_x$	f_0^*, g_x^*	f_0^*, g_x^*	f_1^*, g_x^*	f_1^*, g_x^*	f_1^*, g_1^*	f_0^*, g_1^*
	f_x^*, g_1^*	f_x^*, g_0^*	f_x^*, g_1^*	f_x^*, g_0^*	f_1^*, g_1^*	f_1^*, g_0^*

Пълни аналитични форми на ДДФ.

Те се получават, като всяка ДДФ се изрази съгласно Таблица 3.3 като логическа сума от съответните сечения на ИДФ, както следва:

$$\text{релация } f^* \subset g^*, \text{ НДУ } f_1 \cdot g_0 = 0$$

$$f_0^* = f_0 g_0 \vee f_0 g_1 \vee f_0 g_x \vee f_x g_0 \vee \alpha f_x g_x$$

$$f_1^* = f_1 g_1 \vee f_1 g_x$$

$$/3.13/ \quad f_x^* = f_x g_1 \vee \alpha f_x g_x$$

$$g_0^* = f_0 g_0 \vee f_x g_0$$

$$g_1^* = f_1 g_1 \vee f_0 g_1 \vee f_1 g_x \vee f_x g_0 \vee \alpha f_x g_x$$

$$g_x^* = f_0 g_x \vee \alpha f_x g_x$$

Опростени /съкратени/ форми на ДДФ. Представените в /3.13/ до /3.18/ пълни параметрични форми на ДДФ могат да бъдат значително опростени. За тази цел се използват:

- основните характеристични зависимости /3.5/ до /3.9/ между дескрипторните функции;
- наличието на едно или две тавтологично нулеви сечения, които изразяват НДУ за съответната релация. Всяко такова сечение може да бъде добавено в произволна логическа сума в качеството му на незначещ /несъществен/ терм съгласно $a \vee 0 = a \quad \forall a$

Аналитичното преобразуване за опростяване на ДДФ ще бъде показано подробно само в случай /3.13/, както следва:

$$\rightarrow f_0^* = g_0^* = f_0 g_0 \vee f_0 g_x \vee f_x g_0 \vee \alpha f_x g_x$$

$$f_1^* = g_1^* = f_1 g_1 \vee f_1 g_x \vee f_x g_1 \vee \alpha f_x g_x$$

$$f_x^* = g_x^* = \emptyset$$

$$\rightarrow f_0^* = f_0 g_0 \vee f_0 g_1 \vee f_0 g_x \vee f_x g_0 \vee \alpha f_x g_x =$$

$$= f_0 \underbrace{(g_0 \vee g_1 \vee g_x)}_{=1 \text{ съгласно (3.5)}} \vee f_x g_0 \vee \alpha f_x g_x =$$

$$= f_0 \vee f_x g_0 \vee f_1 g_0 \vee \alpha f_x g_x = f_0 \vee g_0 (f_1 \vee f_x) \vee \alpha f_x g_x =$$

$$= f_0 \vee g_0 \bar{f}_0 \vee \alpha f_x g_x = f_0 \vee g_0 \vee \alpha f_x g_x$$

Редуцирани форми на ДДФ. От характеристичните зависимости /3.5/ до /3.9/ елементарно следва, че за представяне и обработка на произволна непълно определена ЛФ са достатъчни само /кои да са/ две дескрипторни функции. Функциите на голям брой променливи $/n \geq 10/$ най-често са силно неопределени и затова се задават със списъци само на нулевите и на единичните си набори /раздел 2.1/.

За определяне на редуцираните форми на ДДФ е достатъчно в съкратените аналитични форми на f_0^* , f_1^* , g_0^* и g_1^* в Таблица 3.4а до Таблица 3.4в да се елиминира сечението $f_x g_x$. От /3.8/ следва, че

$$/3.20/ \quad f_x g_x = (\bar{f}_0 \vee \bar{f}_1)(\bar{g}_0 \vee \bar{g}_1) = \bar{f}_0 \bar{f}_1 \bar{g}_0 \bar{g}_1$$

Таблица 3.4 а

ДДФ	НДУ, релация	
	$f_1 \cdot g_0 = 0 \rightarrow f^* \subset g^*$	$f_1 \cdot g_1 = 0 \rightarrow f^* \subset \bar{g}^*$
f_0^*	$f_0 \vee g_0 \vee \alpha f_x g_x$	$f_0 \vee g_1 \vee \alpha f_x g_x$
f_1^*	f_1	f_1
f_x^*	$f_x(g_1 \vee \alpha g_x)$	$f_x(g_0 \vee \alpha g_x)$
g_0^*	g_0	$g_0 \vee f_1 \vee \alpha f_x g_x$
g_1^*	$g_1 \vee f_1 g_1 \vee \alpha f_x g_x$	g_1
g_x^*	$g_x(f_0 \vee \alpha f_x)$	$g_x(f_1 \vee \alpha f_x)$

3.4. Парциални релации – зависимости между дескрипторните функции

Изследването на парциалните релации ще бъде проведено в следните два разреза:

- парциални релации от I род, които изразяват зависимости между едноименните ИДФ и ДДФ $/f_0$ и f_0^* , f_1 и f_1^* и т.н./;
- парциални релации от II род, които характеризират зависимостите между отделните ДДФ.

Парциални релации от I род. Класифицирането и тълкуването на тези релации ще бъде описано подробно само за случая, показан в лявата половина на таблица 3.4а [94] (само за релацията $f^* \subset g^*$).

Записът $f_0^* = f_0 \vee g_0 \vee \alpha f_x g_x$ може да бъде интерпретиран като

$$/3.23/ f_0^* = f_0 \vee \Delta_{f_0}^\alpha, \quad \Delta_{f_0}^\alpha = g_0 \vee \alpha f_x g_x$$

от което съгласно /3.22/ следва, че

$$/3.24/ f_0 \subset f_0^*$$

Парциални релации от II род. За систематичното изследване на тези отношения е необходимо да се определят и анализират деветте възможни сечения между дескрипторните функции $f^*(x)$ и дескрипторните функции на $g^*(x)$. Тук ще бъде приведен подробен анализ само за случая на имплицативната релация $f^*(x) \subset g^*(x)$ съгласно лявата половина на таблица 3.4а

$$- f_0^* g_0^* = (f_0 \vee g_0 \vee \alpha f_x g_x) \cdot g_0 = g_0 = g_0^*,$$

т.е. $f_0^* g_0^* = g_0^*$ и следователно съгласно /2.14/

$$/3.29/ g_0^* \subset f_0^*$$

$$\begin{aligned} - f_0^* g_1^* &= (f_0 \vee g_0 \vee \alpha f_x g_x) \cdot (f_1 \vee g_1 \vee \alpha f_x g_x) = \\ &= f_0 g_1 \vee \underbrace{f_0 f_1}_{=0} \vee \underbrace{\alpha f_0 f_x g_x}_{=0} \vee \underbrace{g_0 g_1}_{=0} \vee \underbrace{g_0 f_1}_{=0} \vee \underbrace{\alpha f_x g_x g_0}_{=0} \vee \underbrace{\alpha f_x g_x g_1}_{=0} \vee \underbrace{\alpha f_1 f_x g_x}_{=0} \\ &\quad \vee \underbrace{\alpha \bar{\alpha} f_x g_x}_{=0} = f_0 g_1 \end{aligned}$$

Таблица 3.7

Обща релация	Парциални релации от Прод		
	НДУ	Инвариантно сечение	Характеристична парциална релация
$f^* \subset g^*$	$f_1^* g_0^* = f_1 g_0 = 0$	$f_0^* g_1^* = f_0 g_1 = 0$	$f_0^* \vee g_1^* = 1 \rightarrow \bar{f}_0^* \subset g_1^*$
$f^* \subset \bar{g}^*$	$f_1^* g_1^* = f_1 g_1 = 0$	$f_0^* g_0^* = f_0 g_0 = 0$	$f_0^* \vee g_0^* = 1 \rightarrow \bar{f}_0^* \subset g_0^*$
$\bar{f}^* \subset g^*$	$f_0^* g_0^* = f_0 g_0 = 0$	$f_1^* g_1^* = f_1 g_1 = 0$	$f_1^* \vee g_1^* = 1 \rightarrow \bar{f}_1^* \subset g_1^*$
$g^* \subset f^*$	$f_0^* g_1^* = f_0 g_1 = 0$	$f_1^* g_0^* = f_1 g_0 = 0$	$f_1^* \vee g_0^* = 1 \rightarrow \bar{f}_1^* \subset g_0^*$

3.5. Непротиворечивост на специално доопределените функции

Въпросът за непротиворечивост на доопределените ЛФ $f^*(x)$ и $g^*(x)$ ще бъде разгледан в следните два аспекта:

- непротиворечивост на дескрипторните функции, които дефинират доопределените ЛФ $f^*(x)$ и $g^*(x)$;
- непротиворечивост на произволни покрития на $f^*(x)$ и $g^*(x)$ по отношение на установената между тях импликативна релация.

По първия аспект на изследването за непротиворечивост е достатъчно да се докаже, че ДДФ на $f^*(x)$ и $g^*(x)$ от Таблица 3.4 а,б,в удовлетворяват зависимостите /3.5/ безусловно, т.е. за произволен разпределителен параметър α . Пълнен анализ ще бъде приведен само за случая от лявата половина на Таблица 3.4а (за релацията $f^* \subset g^*$).

$$/3.46/ \quad f_0^* \vee f_1^* \vee f_x^* = 1$$

Действително

$$\begin{aligned} f_0^* \vee f_1^* \vee f_x^* &= (f_0 \vee g_0^* \vee \alpha f_x g_x) \vee f_1 \vee (f_0 g_1 \vee \alpha f_x g_x) = \\ &= f_0 \vee f_1 \vee g_0 \vee f_x g_1 \vee f_x g_x = f_0 \vee f_1 \vee g_0 \vee f_x \bar{g}_0 = \\ &= f_0 \vee f_1 \vee f_x \vee g_0 = 1 \vee g_0 = 1 \end{aligned}$$

$$/3.47a/ \quad f_0^* f_1^* = 0$$

$$f_0^* f_1^* = (f_0 \vee g_0 \vee \alpha f_x g_x) f_1 = \underbrace{f_0 f_1}_{=0} \vee \alpha \underbrace{f_1 f_x}_{=0} g_x \vee \underbrace{f_1 g_0}_{=0 \text{ от НДУ}} = 0$$

Заклучение. Основни приноси в глава 3.

По-съществените резултати и приноси, характеризиращи изследванията в глава 3, могат да се обобщят и резюмират, както следва:

1. Проведено е цялостно и детайлно аналитично изследване на специалното доопределяне на логически функции за установяване на еднократни и двукратни импликативни релации, като е използван формалният апарат на дескрипторните функции.
2. Получени са пълни, съкратени и редуцирани аналитични форми на дескрипторните функции, характеризиращи доопределените функции $f^*(x)$ и $g^*(x)$ за всички случаи на еднократни и двукратни импликативни релации между тях.
3. Дефинирани и изследвани са т.нар. парциални релации от I и II род между дескрипторните функции за всички случаи на специалното доопределяне.

4. Доказани са два аспекта на непротиворечивост на доопределените функции, валидни за всички случаи на еднократни и двукратни имплекативни релации между тях.

ГЛАВА 4.

АЛГОРИТМИЧНИ ПРОЦЕДУРИ ЗА СПЕЦИАЛНО ДООПРЕДЕЛЯНЕ НА ЛОГИЧЕСКИ ФУНКЦИИ

4.1 Алгоритмична процедура с целочислени таблици на логическите значения.

При програмна обработка на непълно определени ЛФ символното изображение на трите възможни значения $0 (f(Q_j) = 0), 1 (f(Q_j) = 1)$ и $x (f(Q_j) = x)$ следва да се подложи на двоично кодиране. Очевидно е, че минималната дължина на кодовите комбинации е 2 бита - $\bar{E}(lb3) = 2$, както и това, че кодирането е с излишък от една неработна кодова комбинация. При тези условия, от известните количествени оценки за двоично кодиране с излишък за конкретния случай се получава, че броят на различните варианти за двубитово кодиране на значенията $0, 1$ и x е $C_3^4 \cdot P_3 = \left(\frac{4!}{3!1!}\right) \cdot 3! = 4! = 24$. (C – комбинации, P – пермутации). От тях за предпочитане са вариантите, при които комбинациите за представяне на символните значения 0 и 1 се характеризират с максималното за случая кодово разстояние $d = 2$.

Исхождайки от това съображение по евристичен път е избран модел за кодиране, при който определените значения на ЛФ $f(x)$ се представят чрез съответни наредени двойки двоични значения, както следва:

$$/4.1/ f(Q_j) \rightarrow [f(Q_j), \bar{f}(Q_j)], f(Q_j) \in (0,1)$$

т.е. значението $f(Q_j) = 0$ се представя с двойката 01, а значението $f(Q_j) = 1$ – чрез двойката 10. Формирането на тези двойки е елементарно, тъй като съгласно /4.1/ старшият бит в кодовата комбинация е идентичен със значението на ЛФ, а младшият бит е съответно инверсен. Символното неопределено значение x се кодира с комбинация 00. При доопределяне на ЛФ всяко неопределено значение се избира за 0 или за 1, което се осъществява чрез съответна замяна на кодовата двойка 00 с 01 или 10.

$$/4.2/ x = 0: 00 \rightarrow 01; x = 1: 00 \rightarrow 10$$

Вследствие на този прост формализъм деветте двойки възможни символни значения на непълно определените ЛФ $f(x)$ и $g(x)$ от /2.49/ се представят, както следва:

$$\begin{aligned} 00 &\leftrightarrow 0101B = 5H, & 01 &\leftrightarrow 0110B = 6H, & 0x &\leftrightarrow 0100B = 4H, \\ /4.4/ &10 &\leftrightarrow 1001B = 9H, & 11 &\leftrightarrow 1010B = AH, & 1x &\leftrightarrow 1000B = 8H, \\ &x0 &\leftrightarrow 0001B = 1H, & x1 &\leftrightarrow 0010B = 2H, & xx &\leftrightarrow 0000B = 0H \end{aligned}$$

Дефинираният с тези зависимости формализъм позволява съвместната таблица на истинност на двете непълно определени ЛФ $f(x)$ и $g(x)$ да се представи и обработва като целочислена таблица на 4-битови двоични числа,

респ. като таблица – колона /вектор/ от шестнадесетични цифри. При доопределяне на ЛФ, когато дадено неопределено значение x се замества с 0 или с 1, съответната целочислена константа B_j , респ. H_j , в която участва кодовата комбинация за това неопределено значение, се замества с породената от извършената трансформация нова константа B_j^* , респ. H_j^* . Следователно след изпълнение на определена процедура за /специално/ доопределяне, съвместната таблица на истинност на зададените непълно определени ЛФ $f(x)$ и $g(x)$, представена като наредената последователност от константи $\{B_j\}$, респ. $\{H_j\}$, $j = 0, 1, \dots, 2^n - 1$, която изобразява съвместната таблица на истинност на доопределените функции $f^*(x)$ и $g^*(x)$, т.е.

$$/4.5/ \quad \{B_j\} \xrightarrow{\text{доопределяне}} \{B_j^*\}, \text{ респ. } \{H_j\} \xrightarrow{\text{доопределяне}} \{H_j^*\}$$

Тогава алгоритмичният смисъл на Таблица 4.1 в аспект на условие за съществуване на съответната релация може да се резюмира така:

ако в поредицата $\{H_j\}$, $j = 0, 1, \dots, 2^n - 1$

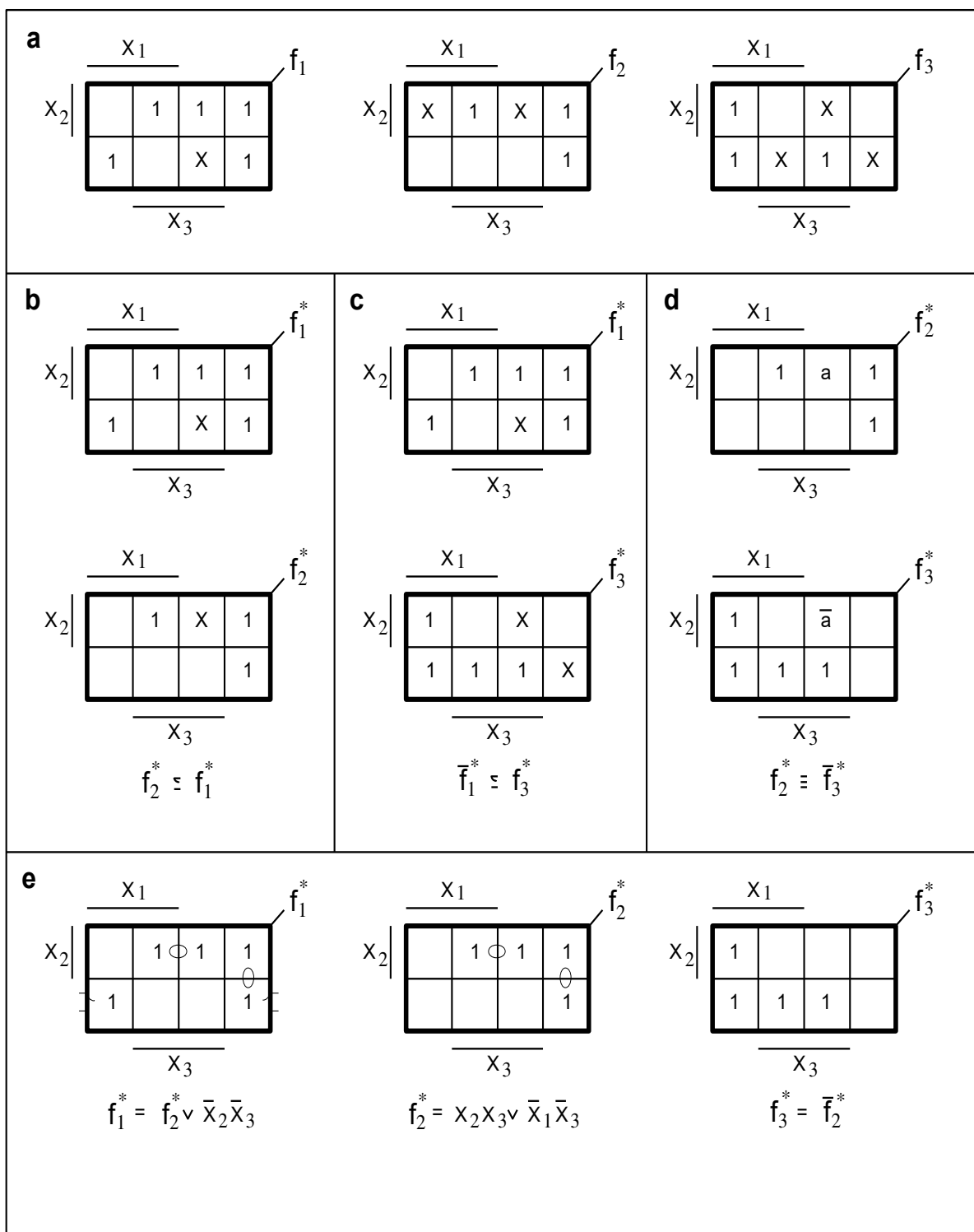
/4.6/ отсъства: 9Н, АН, 5Н, 6Н, 6Н и 9Н, 5Н и АН

установява се съответно:

$$f^* \subset g^*, \quad f^* \subset \bar{g}^*, \quad \bar{f}^* \subset g^*, \quad g^* \subset f^*, \quad f^* = g^*, \quad f^* = \bar{g}^*$$

Алгоритмичната процедура за специално доопределяне, основана на предложения формализъм, се развива в следния обобщен вид:

1. Пълната таблица на истинност на дадени две непълно определени ЛФ $f(x)$ и $g(x)$ се трансформира съгласно /4.3/ и /4.4/ в колона /вектор/ от шестнадесетични цифри. Получава се целочислената таблица на логическите значения.
2. Получената в т.1 колона се сканира за наличие на характеристичните константи и съгласно /4.6/ се определя типа на възможната релация /първи пас/. Обработката по тази стъпка се прекратява веднага след първото установяване на факта, че в колоната се съдържат всичките четири характеристични константи. В такъв случай, процедурата за специално доопределяне на обработваната двойка ЛФ е безрезултатна.
3. При успешен първи пас по т.2 изходната колона от т.1 се трансформира съгласно зависимостите, предписани в графата от дефиниционната Таблица 4.1 за съответния тип релация /втори пас/. Получава се целочислената таблица на логическите значения на доопределените ЛФ $f^*(x)$ и $g^*(x)$.
4. Получената в т.3 колона се декодира и таблиците на истинност на доопределените ЛФ $f^*(x)$ и $g^*(x)$ се подлагат на необходимата следваща обработка /минимизация и пр./ съобразно типа на установената релация и характера на елементната среда, избрана за реализация на синтезираната КЛС.



Фиг. 4.1. Резултати от обработка на функциите представени в графичен вид (карти на Вейч).

Двойки значения		[f*(Q _i), g*(Q _i)]											
		РЕЛАЦИИ											
		1)f* ⊂ g*		2)f* ⊂ ḡ*		3)f̄* ⊂ g*		4) g* ⊂ f*		5)f* = g*		6)f* = ḡ*	
f(Q _i),g(Q _i)	В Н	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*	В* Н*
0 0	0101 5	0101 5	0101 5	НЕ	0101 5	0101 5	НЕ	0101 5	0101 5	НЕ	0101 5	НЕ	0101 5
0 1	0110 6	0110 6	0110 6	0110 6	НЕ	0110 6	НЕ	0110 6	НЕ	0110 6	0110 6	НЕ	0110 6
0 х	0100 4	0100 4	0110 4	0110 6	0101 5	0101 5	0101 5	0101 5	0101 5	0101 5	0101 5	0101 5	0101 5
1 0	1001 9	НЕ	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9
1 1	1010 А	1010 А	НЕ	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А
1 х	1000 8	1010 А	1001 9	1000 8	1000 8	1000 8	1000 8	1000 8	1000 8	1000 8	1000 8	1000 8	1000 8
х 0	0001 1	0101 5	0001 1	1001 9	0001 1	1001 9	0001 1	0101 5	1001 9	0101 5	1001 9	1001 9	1001 9
х 1	0010 2	0010 2	0110 6	0010 2	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А	1010 А
х х	0000 0	0100 4	0100 4	1000 8	1000 8	0101 5	0110 6	0101 5	0110 6	0101 5	0110 6	0101 5	0110 6
		0010 2	0001 1	0010 2	0001 1	1010 А	1001 9	1010 А	1001 9	1010 А	1001 9	1010 А	1001 9

Таблица 4.1

№	Исходни функции			Обработка /доопределяне/ по двойки функции					
	f_1	f_2	f_3	f_1, f_2	f_1^*, f_2^*	f_1, f_3	f_1^*, f_3^*	f_2, f_3	f_2^*, f_3^*
	f_1 В	f_2 В	f_3 В	В Н	В* Н*	В Н	В* Н*	В Н	В* Н*
0	1 10	1 10	х 00	1010 А	1010 А	1000 8	1000 8	1000 8	1001 9
1	х 00	0 01	1 10	0001 1	0001 1	0010 2	0010 2	0110 6	0110 6
2	1 10	1 10	0 01	1010 А	1010 А	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9
3	1 10	х 00	х 00	1000 8	1000 8	1000 8	1000 8	0000 0	0110 6
									1001 9
4	1 10	0 01	1 10	1001 9	1001 9	1010 А	1010 А	0110 6	0110 6
5	0 01	0 01	х 00	0101 5	0101 5	0100 4	0110 6	0100 4	0110 6
6	0 01	х 00	1 10	0100 4	0101 5	0110 6	0110 6	0010 2	0110 6
7	1 10	1 10	0 01	1010 А	1010 А	1001 9	1001 9	1001 9	1001 9
Коментар:				без 6! $\rightarrow f_2^* \subset f_1^*$		без 5! $\rightarrow \bar{f}_1^* \subset f_3^*$		без 5 и А! $\rightarrow f_2^* = \bar{f}_3^*$	

Таблица 4.2

4.2. Заключение. Основни приноси в глава 4.

Основните резултати и приноси, характеризиращи изложеното в глава 4 могат да се обобщят, както следва:

1. Разработена е алгоритмична процедура с целочислени таблици на логическите значения на непълно определени ЛФ.
2. Представен е подробен пример за приложение на предложената процедура.

ГЛАВА 5.

СПЕЦИАЛНО ДООПРЕДЕЛЯНЕ НА ЛОГИЧЕСКИ ФУНКЦИИ: ПРИЛОЖЕНИЕ В ПОСЛЕДОВАТЕЛНОСТНИЯ СИНТЕЗ.

5.1 „ТРИГЕРИТЕ С ДВА ЛОГИЧЕСКИ ВХОДА СА НЕНУЖНИ...”

5.2 ПРЕДПОСТАВКИ. ДЕФИНИТИВНИ И ЕФЕКТИВНИ ФОРМИ НА АВТОМАТНИТЕ ФУНКЦИИ.

Функционалното поведение на основните типове тригери /елементарни автомати на Мур/ се описва чрез таблица /или граф/ на преходите и матрица на входовете както е показано на фиг.5.1а до 5.1.г, или чрез аналитични функции на преходите /за простота използваме означенията $Q^t = Q$, $Q^{t+1} = Q'$ /:

$$/5.1/ \quad Q' = D; \quad Q' = Q \oplus T; \quad Q' = S \vee \bar{R}Q, RS = 0; \quad Q' = J\bar{Q} \vee \bar{K}Q$$

Дефиниционните подмножества /единици, нули, неопределени стойности/ на непълно определените функции R, S, K, J са съответно:

/5.5/

$$/a/ \quad R^1 = Q\bar{Q}', \quad R^0 = \bar{Q}Q' \vee QQ' = Q', \quad R^x = \bar{Q}\bar{Q}'$$

$$/б/ \quad S^1 = \bar{Q}Q', \quad S^0 = \bar{Q}\bar{Q}' \vee Q\bar{Q}' = \bar{Q}', \quad S^x = QQ'$$

$$/в/ \quad K^1 = Q\bar{Q}', \quad K^0 = QQ', \quad K^x = \bar{Q}\bar{Q}' \vee \bar{Q}Q' = \bar{Q}$$

$$/г/ \quad J^1 = \bar{Q}Q', \quad J^0 = \bar{Q}\bar{Q}', \quad J^x = Q\bar{Q}' \vee QQ' = Q$$

Въз основа на /5.5/ възбудителните функции могат да се представят аналитично както следва:

- в интервална форма:

$$/5.6/ \quad /a/ \quad R^1 \subset R \subset \bar{R}^0 \rightarrow Q\bar{Q}' \subset R \subset \bar{Q}'; \quad S^1 \subset S \subset \bar{S}^0 \rightarrow \bar{Q}Q' \subset S \subset Q'$$

$$/б/ \quad K^1 \subset K \subset \bar{R}^0 \rightarrow Q\bar{Q}' \subset K \subset \bar{Q} \vee \bar{Q}'; \quad J^1 \subset J \subset \bar{J}^0 \rightarrow \bar{Q}Q' \subset J \subset Q \vee Q'$$

- в обобщена параметрична форма:

$$/5.7/ \quad /a/ \quad R = R^1 \vee \alpha \bar{R}^0 \rightarrow R = Q\bar{Q}' \vee \alpha \bar{Q}'; \quad S = S^1 \vee \beta \bar{S}^0 \rightarrow S = \bar{Q}Q' \vee \beta Q'$$

$$/б/ \quad K = K^1 \vee \gamma \bar{K}^0 \rightarrow K = Q\bar{Q}' \vee \gamma (\bar{Q} \vee \bar{Q}'); \quad J = J^1 \vee \delta \bar{J}^0 \rightarrow J = \bar{Q}Q' \vee \delta (Q \vee Q')$$

където $\alpha, \beta, \gamma, \delta$ са произволни доопределящи параметри.

5.3. ОСНОВНО ТВЪРДЕНИЕ И ДОКАЗАТЕЛСТВО.

Същността на изследвания проблем може да се формулира в следната основна теорема:

ТЕОРЕМА БАЛАР.

Във всяка последователностна схема /краен автомат/ с произволна функция на преходите двете възбудителни функции на всеки тригер тип RS, KJ винаги и безусловно могат да се доопределят за установяване на двукратна импликативна релация еквивалентност – равенство или противоравенство.

В доказателството на теоремата ще използваме следната позната основна зависимост от теорията на логическите функции:

Ако

$$/5.9/ \quad f(x) = \bigvee_{i=0}^{2^n-1} a_i k_i^1 \quad \text{и} \quad g(x) = \bigvee_{i=0}^{2^n-1} b_i k_i^1$$

Където k_i^1 са конституенти на единицата /минтерми/ на произволни, но едни и същи независими променливи, а a_i и b_i са произволни логически величини, то

$$/5.10/ \quad /a/ \quad f(x) = g(x) \Leftrightarrow a_i = b_i, \quad i = 0, 1, \dots, 2^n - 1$$

$$/б/ \quad f(x) = \bar{g}(x) \Leftrightarrow a_i = \bar{b}_i, \quad i = 0, 1, \dots, 2^n - 1$$

Въз основа на това ще докажем аналитично справедливостта на теоремата за следните три случая:

Доказателство за тригер тип RS – противоравенство. ДВФ от /5.8а/ се представят в пълните си канонични форми:

$$/5.11/ R = a_0 \bar{Q} \bar{Q}' \vee a_1 \bar{Q} Q' \vee a_2 Q \bar{Q}' \vee a_3 Q Q', \quad S = b_0 \bar{Q} \bar{Q}' \vee b_1 \bar{Q} Q' \vee b_2 Q \bar{Q}' \vee b_3 Q Q'$$

където $a_1 = a_3 = b_0 = b_2 = 0$, $a_2 = b_1 = 1$. За /5.11/ се прилага /5.10б/ и се определят неизвестните коефициенти $a_0 = b_3 = 1$. Това решение установява дефинитивно между доопределените възбудителни функции R^* и S^* релацията противоравенство $R^* = \bar{S}^*$ - фиг. 5.2б, като:

$$/5.12/ R^* = \bar{Q}', \quad S^* = Q'.$$

Първо доказателство за тригер тип JK – равенство. ДВФ от /5.8б/ се представят в пълните си канонични форми:

$$/5.13/ K = a_0 \bar{Q} \bar{Q}' \vee a_1 \bar{Q} Q' \vee a_2 Q \bar{Q}' \vee a_3 Q Q', \quad J = b_0 \bar{Q} \bar{Q}' \vee b_1 \bar{Q} Q' \vee b_2 Q \bar{Q}' \vee b_3 Q Q'$$

Където $a_3 = b_0 = 0$, $a_2 = b_1 = 1$. За /5.13/ се прилага /5.10а/ и неизвестните коефициенти се определят както следва: $a_0 = b_3 = 0$, $a_1 = b_2 = 1$. При това решение между доопределените възбудителни функции K^* и J^* се установява дефинитивно релацията равенство $K^* = J^*$ - фиг. 5.3б, като:

$$/5.14/ K^* = J^* = \bar{Q} Q' \vee Q \bar{Q}' = Q \oplus Q'.$$

Решенията в горните три случая на доказателството съществуват винаги и безусловно за дефинитивните, следователно и за ефективните форми на възбудителните функции на тригерите с два логически входа в произволна ПС, което доказва справедливостта на изказаната теорема.

5.4 СЛЕДСТВИЯ И ОЦЕНКИ.

Следствие 1. Във всяка последователностна схема /краен автомат/ с произволна функция на преходите всеки тригер с два логически входа RS и JK винаги и безусловно може да се управлява с една единствена възбудителна функция съгласно /5.12/, /5.14/, /5.15/.

Следствие 2.1. Редуцираните /дефинитивно доопределени/ тригери R^*S^* съгласно фиг. 5.2б и J^*K^* съгласно фиг. 5.4б са идентични с тригер тип D , което е показано на фиг. 5.2в, фиг. 5.4в и фиг. 5.1д.

Следствие 2.2. Редуцираният /дефинитивно доопределен/ тригер J^*K^* съгласно фиг. 5.3б е идентичен с тригер тип T , което е показано на фиг. 5.3в и фиг. 5.1е.

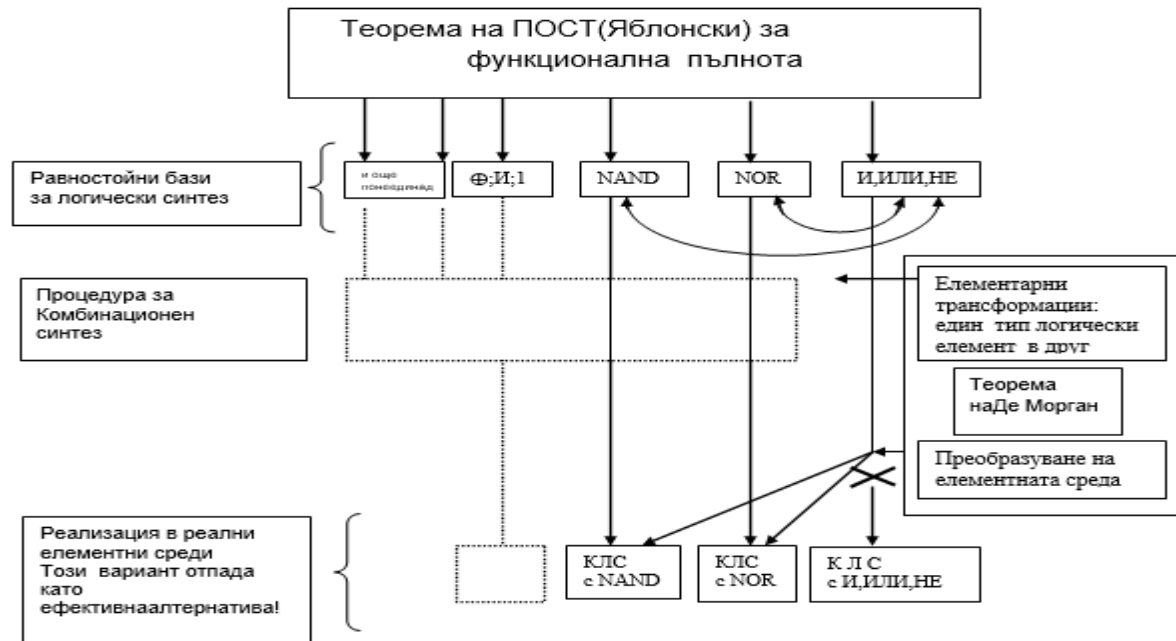
Следствие 2.2. Редуцираният /дефинитивно доопределен/ тригер J^*K^* съгласно фиг. 5.3б е идентичен с тригер тип T , което е показано на фиг. 5.3в и фиг. 5.1е.

5.5 КАТО ДИСКУСИЯ

Изложеното до тук може да се резюмира по следния, в известен смисъл шокиращ, но напълно обоснован доказан извод:

За процедурата на логически синтез и при някои /матрични/ реализации на произволна ПС /краен автомат/ тригерите с два логически входа /тип RS и JK / са фактически излишни и следователно ненужни.

Необходимо е обаче, специално да се подчертае, че в схемотехническо отношение тригерите тип RS и JK съхраняват напълно своята значимост като първичен продукт за реализация на едновходовите тригери тип D и T .



фиг. 5.5 Приложение на теоремата на Де Морган в комбинационния синтез.



Фиг. 5.8 Етапи от процедурата при конвенционален последователностен синтез след прилагане на теоремата БАЛАР.

5.6 ЗАКЛЮЧЕНИЕ. ОСНОВНИ ПРИНОСИ В ГЛАВА 5.

1. В настоящата глава е дефиниран проблемът за специално доопределяне на възбудителните функции на тригерите с два логически входа като оптимизационна възможност в синтеза на произволна последователностна схема. Приведени са основните постановки и резултати от извършеното аналитично изследване, в което е доказано, че във всяка последователностна схема /краен автомат/ с произволни функции на преходите, всеки тригер с два логически входа $/RS, JK/$ може винаги и безусловно да се управлява само с една единствена възбудителна функция.
2. В регулярни програмируеми логически среди от матричен тип /постоянни памети, PLA, PAL/ това води до оптимална реализация вследствие двукратното намаляване на броя на функционалните линии, които управляват логическите входове на тригерите.
3. Изложеното в разделите 2, 3 и 4 може да се разглежда като един нов алгоритмичен принцип за редукция на произволен краен автомат посредством специално доопределяне на възбудителните функции на елементарните автомати с два логически входа.
4. Като наименование на този алгоритмичен принцип е предложено означението БАЛАР (Базов АЛгоритъм за Автоматни Редукции), респективно BALAR (Basic ALgorithm for Automata Reductions).
5. Илюстрирано е и виждането за ролята и мястото на доказаната теорема БАЛАР, и на едноименната оптимизационна процедура в теорията и практиката на съвременния последователностен синтез.

ГЛАВА 6.

ПРОГРАМНА РЕАЛИЗАЦИЯ НА АЛГОРИТМИЧНА ПРОЦЕДУРА С ЦЕЛОЧИСЛЕНИ ТАБЛИЦИ И ПРАКТИЧЕСКО ИЗСЛЕДВАНЕ ЗА РАЗЛИЧНИ СИСТЕМИ НЕДООПРЕДЕЛЕНИ ФУНКЦИИ.

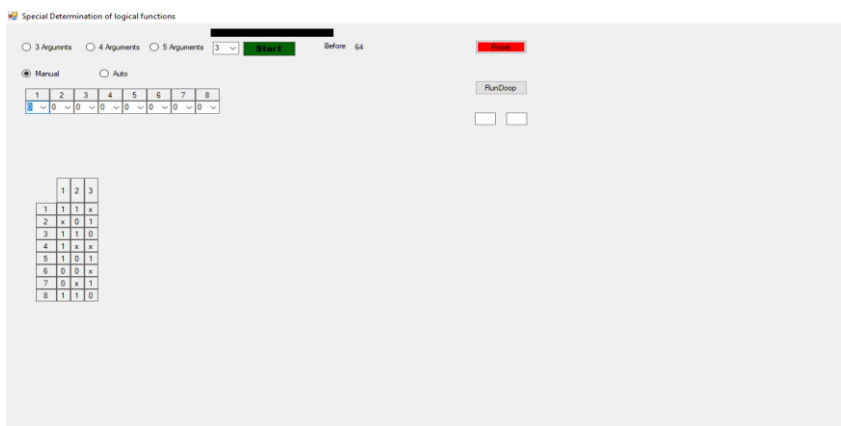
6.1 Програмна реализация на алгоритмична процедура с целочислени таблици.

Основавайки се на изследванията представени в предходните глави и анализирайки възможностите за създаване на програмна среда или интерактивна такава стигаме то извода, че алгоритмичната процедура с целочислени таблици представена в Глава 4 е най-подходяща за програмна реализация. За програмна среда е избрана .Net Framework, която е основна концепция във Visual Studio 2017, позната от други NET продукти за разработване от Microsoft. На базата на описаната в Глава 4 алгоритмична процедура е разработен програмен продукт, който реализира алгоритъма с целочислени таблици. Програмата има два режима на работа – ръчен и автоматичен. Ограничаващи разработката параметри са съответно: брой функции – от 2 до 16; брой променливи от 3 до 5. Считаме, че на този етап тези избрани стойности на параметрите са напълно достатъчни за извършване на практическо изследване. Програмата работи по описаната

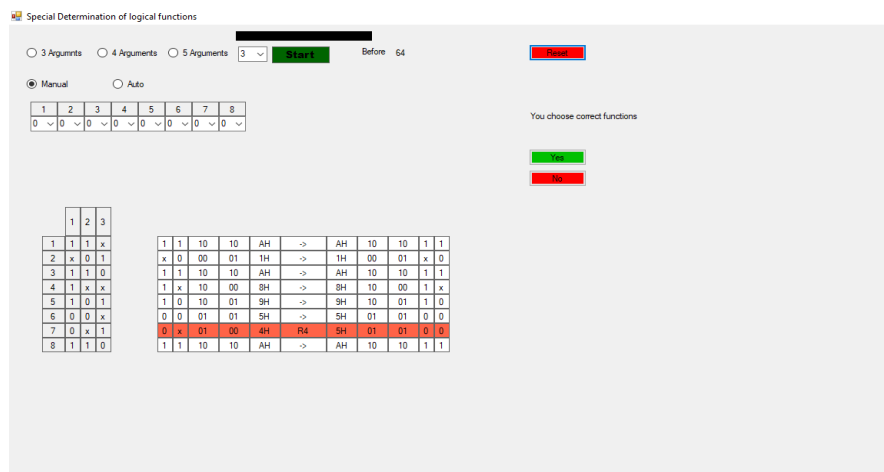
процедура като на съответния брой стъпки се групират функциите по две – например първа с втора, първа с трета и втора с трета при положение, че функциите са три на брой. За всяка двойка се прави проверка на кой тип релация отговаря и след това се създава таблицата с колоните вектори на недоопределените логически функции. На следващ пас се създава таблицата на колоните вектори на определените функции. Резултатът се извежда в подходящ сравнително опростен интерфейс, който може да бъде доразвит в бъдеще.

След обстойно проучване и анализ за съществуващи подобни програмни среди за представяне, преобразуване и минимизация на логически функции е избрана Logic Friday. Средата Logic Friday се използва от студенти, разработчици и инженери занимаващи се с проектиране на цифрови схеми базирани на стандартни интегрални схеми. Възможностите и включват представяне на логически функции чрез таблица, чрез описание на наборите или като логическа схема. Logic Friday позволява работа с функции до 16 изхода и до 16 входа, минимизация с опции за бърза или точна минимизация, автоматично генериране на принципната схема с възможност за избор на различни компоненти от библиотека, автоматично минимизиране на броя на стандартните елементи (логически елементи).

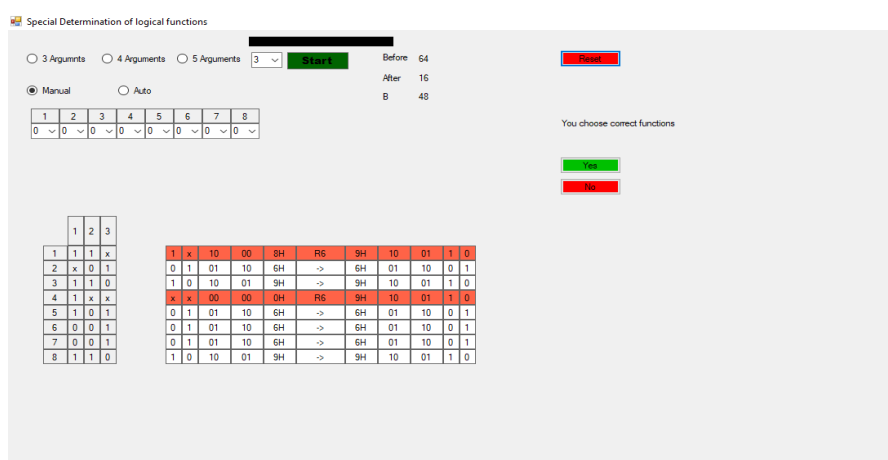
На фиг.6.1 е показан изгледа на потребителския интерфейс на разработената програмата за специално доопределяне. След избор на броя променливи (3, 4 или 5), се избира броя функции – от две до шестнадесет. При ръчното въвеждане потребителят въвежда всяка стойност на функцията в съответния набор като нула (0), единица (1) или хикс (X). При автоматичното въвеждане има възможност за избор на неопределеността от 0% до 25% със стъпка 1. На фигури 6.3 и 6.7 съответно са показани намерените релации между първа и втора и втора и трета функции.



Фиг. 6.1. Изглед на потребителския интерфейс на разработената програма за доопределяне с въведените три функции.



Фиг. 6.3. Изглед на потребителския интерфейс на програмата и намерена релация от обработката на 1^{-ва} и 2^{-ра} функции.

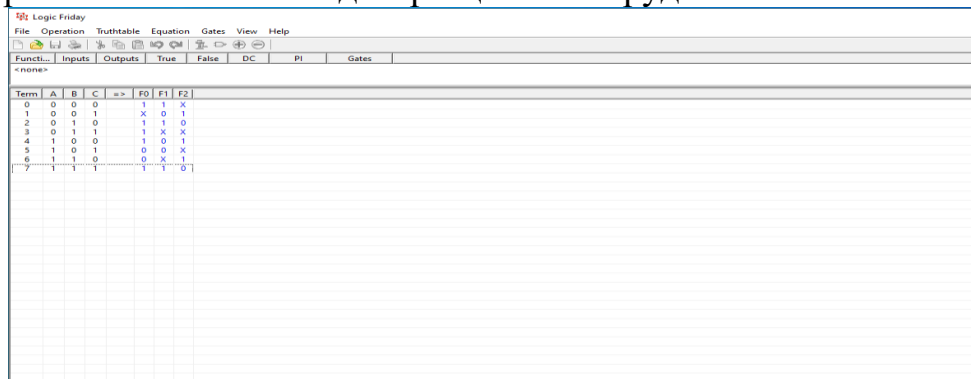


Фиг. 6.7. Изглед на потребителския интерфейс на програмата и намерени релации от обработката на 2^{-ра} и 3^{-та} функции.

Нататък изследването продължава с програмата Logic Friday. След въвеждане на изходната неопределена система от функции, както е показано на фиг. 6.10, Logic Friday минимизира системата и предлага принципната схема за реализация с типови интегрални схеми фиг. 6.12. От нея е видно, че изходната система неопределени функции след минимизация с програмата Logic Friday се реализира с 10 логически елементи, а сложността на връзките е достатъчно малка. На фиг. 6.15 е представена реализацията от Logic Friday на изходната система, но функциите са предварително обработени с програмната среда за доопределяне. В този случай реализацията е с пет логически елементи и три инвертора. Може да се направи очевидния извод, че след използване на процедурата за доопределяне при показания пример е възможна реализацията с два по-малко логически елемента, като също се има пред вид, че три от елементите са инвертори.

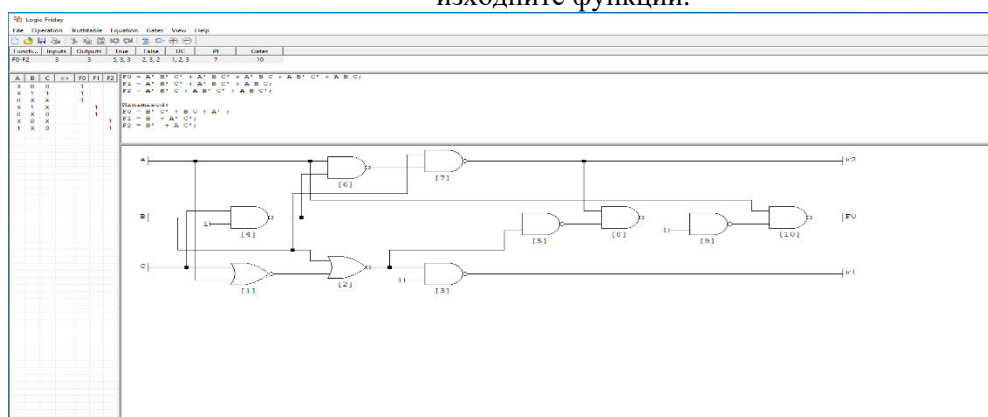
С цел статистическа достоверност и значимост на резултатите, изследването е проведено с 50 примера на системи от функции с различен брой променливи и с различен брой изходи. За да е напълно достоверно и по никакъв начин манипулируемо са генерирани системи от функции на съвсем случаен принцип, като неопределеността варира от 4 до 25%. Примерите са

развити и представени на следния адрес: <https://balar.gopchi.com/> и в диск с приложенията към настоящия труд. Изборът на сайт за представяне на получените резултати от изследването е обосновано единствено от съображения за обема на дисертационния труд.

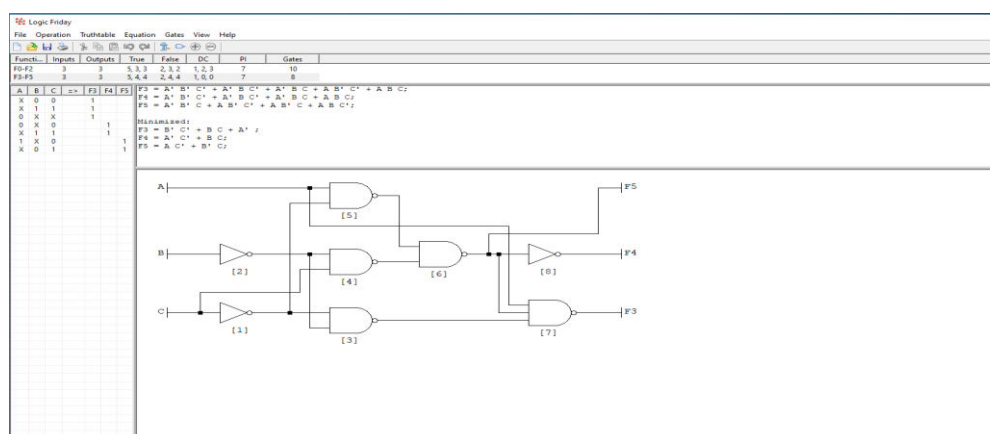


Term	A	B	C	=>	F0	F1	F2
0	0	0	0		1	1	X
1	0	0	1		X	0	1
2	0	1	0		1	1	0
3	0	1	1		1	X	X
4	1	0	0		1	0	1
5	1	0	1		0	0	X
6	1	1	0		0	X	1
7	1	1	1		1	1	0

Фиг. 6.10. Изглед на потребителския интерфейс на Logic Friday след въвеждането на изходните функции.

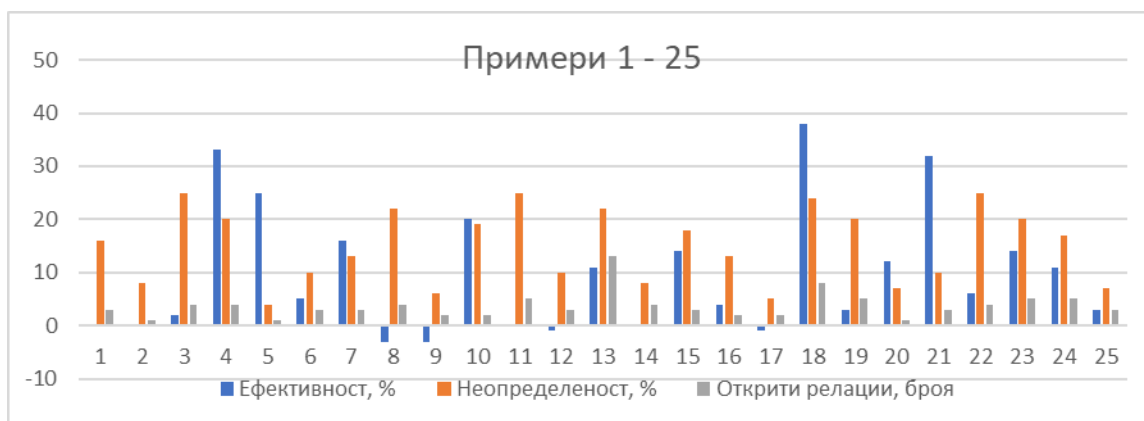


Фиг. 6.12. Изглед на потребителския интерфейс на Logic Friday с предложената за реализация схема.

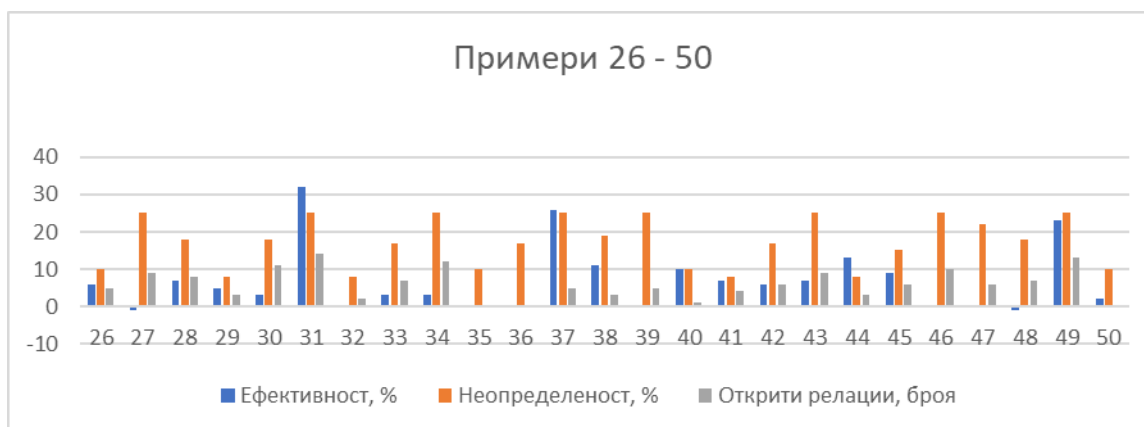


Фиг. 6.15. Изглед на потребителския интерфейс на Logic Friday и предложение за реализация след процедурата по доопределяне.

От изследваните 50 примера с генерирана случайна неопределеност със стойности в диапазона от 4 до 25 процента може да се направи заключение, че в 34 от тях се получава по-добра схемна реализация като ефективността варира от 2 до 38 процента. Приемаме, че наличието на инвертор вместо произволен логически елемент дава ръст на ефективността 1 процент.



Фиг. 6.16. Резултати от практическото изследване на примери от 1 до 25.



Фиг. 6.17. Резултати от практическото изследване на примери от 26 до 50.

От изследваните 50 примера с генерирана случайна неопределеност със стойности в диапазона от 4 до 25 процента може да се направи заключение, че в 34 от тях се получава по-добра схемна реализация като ефективността варира от 2 до 38 процента. Това се изразява в реализация на схеми с по-малък брой логически елементи или инвертори, което пък от своя страна резонира до по-малък използван обем в кристала, в който се интегрира съответната схема и не на последно място намаляване на топлоотдаването.

6.1 Заключение. Основни приноси в глава 6

По-съществените резултати и приноси, характеризиращи изследванията в глава 6, могат да се обобщят и резюмират, както следва:

1. Разработена е програмна среда на базата на алгоритмична процедура за специално доопределянена ЛФ.
2. Проведено е практическо изследване с 50 на брой произволно генерирани системи логически функции с различен брой променливи и различен брой изходи. За обективност на изследването функциите са генерирани абсолютно произволно с различна степен на неопределеност варираща от 4 до 25 %.

3. Използвана е програмната среда Logic Friday за представяне, минимизация и реализация на изходните функции със съответната неопределеност и на новополучените функции след прилагане на процедурата за доопределяне с цел провеждане на насочени изследвания и сравнителен анализ.
4. Направен е анализ на получените резултати представени в табличен и графичен вид чрез хистограми.
5. Резултатите са предпоставка за бъдещи изследвания насочени към усъвършенстване на програмните реализации на алгоритмичните процедури за специално доопределяне като се потърсят конкретни примери за практическо приложениена процедурите за специално доопределяне в логическото проектиране на комбинационни схеми и устройства.

НАУЧНО-ПРИЛОЖНИ ПРИНОСИ

1. Предложено е формално описание и е обоснована оценка на броя на различните варианти на доопределяне на произволна непълно определена логическа функция. Проведено е пълно аналитично изследване и е предложена методология за специално доопределяне на непълно определени ЛФ за установяване на еднократни и двукратни имплицативни релации.
2. Проведено е детайлно аналитично изследване на специалното доопределяне на логически функции за установяване на еднократни и двукратни имплицативни релации, като е използван формалният апарат на дескрипторните функции. Дефинирани и изследвани са т.нар. парциални релации от I и II род между дескрипторните функции за всички случаи на специалното доопределяне. Доказани са два аспекта на непротиворечивост на доопределените функции, валидни за всички случаи на еднократни и двукратни имплицативни релации между тях.
3. С нагледни примери е демонстрирана практическата значимост на предложената методология като нов атрибут в приложния инструментариум за синтез на комбинационни логически схеми. Разработена е алгоритмична процедура с целочислени таблици на логическите стойности на непълно определени ЛФ като приложен инструмент на предложената методология.
4. Дефиниран е проблемът за специално доопределяне на възбудителните функции на тригерите с два логически входа като оптимизационна възможност в синтеза на произволна последователностна схема. Извършено е аналитично изследване и е доказано, че във всяка последователностна схема /краен автомат/ с произволни функции на преходите, всеки тригер с два логически входа може винаги и безусловно да се управлява само с една единствена възбудителна функция. Предложен е Базов Алгоритъм за Автоматни Редукции (BALAR - Basic ALgorithm for Automata Reductions).

ПРИЛОЖНИ ПРИНОСИ

1. Разработена е програмна среда на базата на предложената алгоритмична процедура с целочислени таблици за специално доопределяне на ЛФ. Проведено е практическо изследване с произволно генерирани системи логически функции с различен брой променливи, различен брой изходи и с различна степен на неопределеност варираща от 4 до 25 %. Анализът на получените резултати, представени в табличен и графичен вид, доказва ефективността (12,47%) на предложените методологии и процедури за специално доопределяне на ЛФ.

СПИСЪК НА ПУБЛИКАЦИИТЕ ПО ДИСЕРТАЦИОННИЯ ТРУД

- P1.** Балканджиев Л., Арnaudов С., Специално доопределяне на логически функции, Автоматика и информатика, 1997, №1, 25-29.
- P2.** Балканджиев Л., Арnaudов С., Дескрипторните функции като аналитичен инструмент в специалното доопределяне, Автоматика и информатика 1997, № 5-6, 44-49.
- P3.** Balkandjiev L., Arnaudov S., Partial relations and consistency in the special postdetermination of logical functions, Proceedings of the 11th International Conference on Systems for Automation of Engineering and Research (SAER'97), 54-58.
- P4.** Arnaudov S., Mollov V., Partial relations and consistency in the special additional determination of logical functions, Proceedings of the International Scientific Conference UNITECH'12 Gabrovo, I-405 – I-408.
- P5.** Balkandjiev L. Arnaudov S., Special postdeterminating of logical functions: Algorithmic procedure using integer numeric tables, Proceedings of the 12th International Conference of System for Automation of Engineering and Research (SAER'98), 97-101.
- P6.** Arnaudov S., Special Postdetermination of Logical Functions: Optimization "BALAR" Procedure in Sequential Syntesis, Proceedings XXV International Scientific Conference Electronics – 10.1109/ET.2016.7753434, 2016.
- P7.** Arnaudov S., Petrova G., Comparative research the efficiency of algorithmic procedure for special post-determination of incompletely defined logical functions using integer numeric tables, 10th International Scientific Conference "TechSys 2021 – ENGINEERING, TECHNOLOGIES and SYSTEMS", Technical University of Sofia, Plovdiv branch, 27-29 May 2021.

SPETIAL DEFINING OF LOGICAL FUNCTIONS FOR APPLICATION IN LOGICAL DESIGN.

Spiridon Arnaudov

The aim of the thesis is to create a methodology for defining incompletely defined logical functions and systems of logical functions as an application in logical synthesis.

In chapter one has been made overview, problem status, development and the tasks are defined.

In the second chapter a formal description is proposed and an estimate of the number of different variants of redefinition of any incompletely defined function is substantiated. A complete analytical study has been conducted and a methodology for special determination of incompletely defined LF for establishment of one-time and two-time implicative relations has been proposed. The practical significance of the proposed methodology as a new attribute in the applied toolkit for synthesis of combinational logic circuits is demonstrated.

In chapter three is a completed and detailed analytical study of the special definition of logical functions for establishing one-time and two-time implicative relations, using the formal apparatus of descriptor functions. The so-called partial relations of I and II kind between the descriptor functions for all cases of special redefinition. Two aspects of consistency of the definite functions are proved, valid for all cases of one-time and two-time implicative relations between them.

In chapter four an algorithmic procedure using integer numeric tables of logical values of incompletely defined LF has been developed. A detailed example of the application of the proposed procedure is presented.

Chapter five defines the problem of special redefinition of the excitation functions of the triggers with two logic inputs as an optimization possibility in the synthesis of an arbitrary sequential circuits. The name BALAR (Basic ALgorithm for Automata Reductions) has been proposed as the name of this algorithmic principle. The vision of the role and place of the proven BALAR theorem and of the optimization procedure of the same name in the theory and practice of modern sequential synthesis is also illustrated.

In chapter six a software environment has been developed on the basis of an algorithmic procedure using integer numeric tables. A practical study was conducted with 50 randomly generated systems of logic functions with different number of variables and different number of outputs. For the objectivity of the study, the functions are generated absolutely arbitrarily with varying degrees of uncertainty ranging from 4 to 25%. The Logic Friday software environment was used for presentation, minimization and realization of the initial functions with the respective uncertainty and of the newly obtained functions after application of the procedure for finalization of the purpose of conducting targeted research and comparative analysis. An analysis of the obtained results is presented in tabular and graphical form by histograms. The results are a prerequisite for future research aimed at improving the software implementations of algorithmic procedures for special determination by looking for specific examples of practical application of procedures for special determination in the logical design of combinational circuits and devices.

The thesis is elaborated at the Technical University of Sofia, Plovdiv branch, department of Computer Systems and Technologies. The thesis is written in Bulgarian and contains six chapters, scientific contributions, publications and bibliography. The results are published in 7 scientific papers.