

Studiu analitic al redundanței CD al contraexemplului Schneider

Seria *O nouă paradigmă de proiectare pentru testabilitate*

Ion COJOCARU

The University "Politehnica" Bucharest,

Spl. Independenței 313, RO 077206, Faculty of Engineering in Foreign Languages, Bucharest

i_coj@yahoo.fr

Abstract - The key problem of the digital circuit (DC) testability always was the elaboration of the efficient test generation methods, their importance grew once with the transition to the new generation of integrated circuits. The structural complexity and the enhanced functionality of a DC lead to enormous expenses due to test generation. A lot more obvious became the necessity for elaboration the demands, principles and methods for the design for testability (DFT) – DFT of the DC's. The theoretic bases for the DC's testability continued to evolve in the same time with the elaboration of the methodology and concepts of DFT. In 1966, Roth elaborates DALG-I [1]. Schneider [2] brings a counterexample DC, in which the error $\delta=0$ couldn't be detected according to the DALG-I, also the test existed. In 1967 the DALG-II [3] algorithm appears which guarantees the generation of the test for detecting the error $\delta=0$. In [4] it is demonstrated that the $\delta=0$ error is a specific one. In [5, 6] it is demonstrated the possibility of apparition for an unsolvable logic conflicts, and in [7] – the redundancy of this DC. The present paper confirms the redundancy of the Schneider's DC.

INTRODUCERE

Problema cheie a testării circuitelor digitale (CD) totdeauna a fost elaborarea metodelor eficiente de generare a testelor, importanța cărora creștea odată cu trecerea la noile generații de circuite integrate (CI). Complexitatea structurală și funcțională sporită a CD conducea la cheltuieli exagerate legate de generarea testelor. Devenea tot mai evidentă necesitatea elaborării cerințelor, principiilor și metodelor de "proiectare pentru testabilitate - PPT" a CD. Din acel moment bazele teoretice ale testării CD continuau să fie dezvoltate în paralel cu elaborarea conceptelor și metodologiei PPT. În 1966 Roth elaborează algoritmul DALG-I [1]. În [2] este arătat un contraexemplu de CD, eroarea $\delta=0$ a căruia, nu putea fi depistată conform DALG-I, deși testul exista. Așa apare în 1967 DALG-II [3], care garantează generarea testului de depistare a erorii $\delta=0$. În [4] se arată că eroarea $\delta=0$ ar putea fi o eroare specifică. În [5, 6] se arată posibilitatea apariției în acest CD a conflictelor logice irezolvabile. Prezenta lucrare nu pune la îndoială eficiența algoritmului DALG-II, ci reprezintă doar un studiu de redundanță logică a CD al lui Schneider, în conformitate cu definiția de redundanță logică dată de J. P. Hayes [8].

1. GENERALITĂȚI

Creșterea complexității CI a condus la îngreunarea atât a procesului de generare a testelor de detectare a erorilor, cât și a procesului de organizare a testării CD. În multe cazuri structura circuitului proiectat nu era adecvată concepțiilor de generare a testelor sau constituiau improvizații proiectate ad-hoc, care nu aveau nimic comun cu metodele formalizate de minimizare și proiectare a CD. Drept consecință, testele de depistare a anumitor erori nu puteau fi obținute. Ca urmare, în anii 60 ai secolului trecut a fost pusă problema de proiectare pentru testabilitate (PPT).

Principalele obiective ale soluționării problemei PPT au fost enunțate în însăși proprietățile dezirabile ale acestor structuri:

- 1) generare simplă și rapidă a testelor de verificare sau reducerea acestora la teste universale sau standard; plenitudinea seturilor de teste;
- 2) număr minim de teste; metode simple de efectuare a testării; posibilitatea localizării defecțiunilor deja în cadrul ajustării procesului tehnologic de fabricare a CI;
- 3) plenitudinea testelor în sensul detectării tuturor erorilor admise în CC;
- 3) absența "paznicilor" care, la rândul lor, trebuie controlați.

În cazul general, aceste obiective nici pe de parte nu au fost atinse. Nu doar complexitatea problemei PPT, necesitatea unor studii complexe și de durată în domeniile adiacente testării și lipsa unor abordări ne standard sunt cauza acestei situații, ci mai degrabă "moștenirea clasică" a diagnosticării tehnice, dorința de obținere imediată a rezultatelor și lipsa inventivității în abordarea ne tradițională a problemei.

În lucrare sunt prezentate rezultatele unui studiu analitic recent a anumitor proprietăți ale CD al contraexemplului Schneider, care demonstrează redundanța acestui CD.

2. STUDIU ANALITIC AL REDUNDANȚEI CD AL CONTRAEXEMPLULUI SCHNEIDER

2.1. Noțiuni și definiții

Pentru o comprehensibilitate mai facilă a studiului efectuat vom utiliza noțiunile și definițiile din [5, 6, 7]. Spre

deosebire de sinteza unui circuit combinațional (CC), care reprezintă procesul de realizare a unei structuri digitale în conformitate cu o funcție logică dată, analiza unui CC constituie procesul invers – obținerea unei exprimări formale a funcției logice a unui CC dat. În

cazul general, pentru una și aceeași funcție logică pot exista mai multe CC. Este adevărată și afirmația inversă: unui CC pot să-i corespundă câteva funcții logice. De aceea, îndeosebi în procesul de analiză a unor structuri digitale mai sofisticate sau care realizează o funcție sau o combinație de funcții specifice, pot apărea probleme serioase, depășirea cărora necesită nu numai inventivitate și euristică, ci și tenacitate. În continuare vom utiliza cele mai eficiente și comprehensibile metode de analiza funcțională a CD al contraexemplului Schneider (fig. 1). Chintesența analizei funcționale a unui CD constă în efectuarea unor calcule succesive de interacțiune a valorilor logice în anumite puncte ale CD, a cărui expresie logică de funcționare dorim să o obținem.

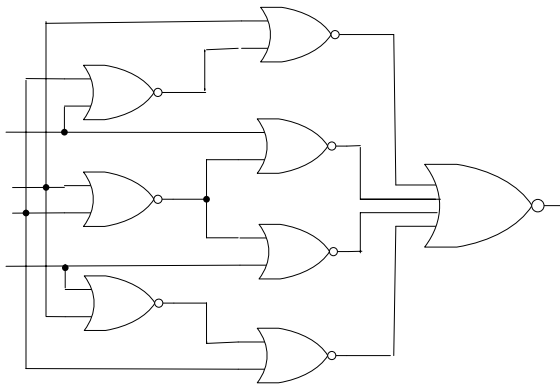


Fig. 1. CD al contraexemplului Schneider

2.2. Tabel de adevăr spațial-temporală a funcționalității CD

Există diverse metode de obținere a descrierii formale a funcției logice a unui CD combinațional [8]. Una din cele mai informative metode de descriere a funcționalității unui CD este o variantă a tabelului de adevăr, care permite obținerea pe orice conexiune a rezultatelor interacțiunii semnalelor la aplicarea la IP a combinației respective a semnalelor binare. Se poate spune că acest tabel de adevăr reprezintă un model spațial-temporal (tab. 1) al comportamentului CD la aplicarea oricărei din cele 2^n combinații binare la IP, unde n este numărul de IP. Astfel caracterul spațial este specificat de conexiunile CD ale căror semnale sunt considerate, pe când caracterul temporal este specificat de momentul aplicării unei anumite combinații binare a IP. Tabelul de adevăr al descrierii funcționale a CD conține valorile semnalelor logice ale oricărei conexiuni a CD, calculate de la IP spre ieșirea CD. Fiecare combinație binară conduce la apariția unei anumite succesiuni de semnale logice la ieșirile fiecărei PL și constituie conținutul unui rând. Pe de altă parte, fiecare coloană conține valorile semnalelor binare ale conexiunii respective la aplicarea a 2^n combinații binare la IP.

Tabelul 1. Tabel de adevăr spațial-temporar

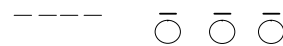
nr. crt	Semnalele IP				Semnalele porților logice								Ieșiri
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	
0	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	1	
1	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	1	0	
2	0	0	1	0	0	0	1	1	1	1	0	0	
3	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	

4	0	1	0	0	1	0	0	0	1	1	1	0
5	0	1	0	1	1	0	0	0	1	0	1	0
6	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0
7	0	1	1	1	0	0	0	0	1	0	0	0
8	1	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0
9	1	0	0	1	0	1	0	1	0	0	1	0
10	1	0	1	0	0	0	1	1	0	1	0	0
11	1	0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	0
12	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0
13	1	1	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0
14	1	1	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0
15	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1

Această informație din tabelul de adevăr este suficientă pentru obținerea descrierii funcționale a CD în formă canonică de disjuncție a conjuncțiilor sau formă canonică de conjuncție a disjuncțiilor. După cum se poate observa din tabelul 2 descrierea funcțională a CD al contraexemplului Schneider este următoarea:

$$12 = 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4 \vee \bar{1} \cdot \bar{2} \cdot \bar{3} \cdot \bar{4} \quad (1)$$

Expresia funcțională obținută confirmă faptul că aceasta reprezintă o funcție specifică, care poate fi reprezentată în felul următor:



CD al contraexemplului Schneider realizează o structură specifică și, deși reprezintă o aparentă regularitate structurală și o complexitate vădită. Analiza funcțională a unui asemenea structuri logice necesită abordări ne standard.

2.3. Analiza funcției logice prin intermediul tabelii de adevăr

Din modelul spațial-temporal al tabelii de adevăr poate fi obținut tabelul de adevăr propriu zis (tab. 2), transcriind informația aferentă vectorilor stimuli și reacției la ieșirea CD.

Tabelul 2. Tabel de adevăr

Nr. crt.	Semnalele IP				Ieșiri
	1	2	3	4	
0	0	0	0	0	1
1	0	0	0	1	0
2	0	0	1	0	0
3	0	0	1	1	0
4	0	1	0	0	0
5	0	1	0	1	0
6	0	1	1	0	0
7	0	1	1	1	0
8	1	0	0	0	0
9	1	0	0	1	0
10	1	0	1	0	0
11	1	0	1	1	0
12	1	1	0	0	0
13	1	1	0	1	0
14	1	1	1	0	0
15	1	1	1	1	1

Tabelul de adevăr este reprezentarea de bază a unei funcții logice. În linii generale, informația unui tabel de adevăr apare în trei tipuri de coloane care reprezintă:

- 1) numărul rândului sau echivalentului zecimal al respectivei combinații binare de intrare;
 - 2) combinațiile binare de intrare aranjate pentru comoditate în ordine crescătoare (alfanumerică) a echivalentului zecimal;
 - 3) valorile binare corespunzătoare la ieșirea circuitului.
- În conformitate cu tabelulu de adevăr 2 obținem descrierea funcției logice a CD al contraexemplului Schneider:

$$12 = 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4 \vee \bar{1} \cdot \bar{2} \cdot \bar{3} \cdot \bar{4} \quad , \quad (3)$$

Uneori mai este utilizată și o altfel de tabelă de adevăr, care conține încă 2 coloane: una pentru mintermeni și alta pentru maxtermeni. Un *mintermen (constituent 1)* corespunde unei valori logice 1 a FL și reprezintă o conjuncție a tuturor variabilelor FL, în care fiecare variabilă poate să apară o singură dată – fără negație sau cu negație. Un *maxtermen (constituent 0)* corespunde unei valori logice 0 a FL și reprezintă o disjuncție a tuturor variabilelor FL, în care fiecare variabilă poate să apară o singură dată – fără negație sau cu negație.

Doi *mintermeni (maxtermeni)* care se deosebesc prin valoarea logică a unei singure variabile, de exemplu x și \bar{x} pot fi "alipiți", iar rezultatul acestei operații conducând la un implicant 1 (implicant 0) – o conjuncție (disjuncție), în care lipsește o variabilă logică - x , dar care acoperă 2 constituenți ai FL. Deoarece numărul combinațiilor de intrare ale unui CD crește exponențial cu numărul intrărilor, o analiză exhaustivă a unui CD cu mai multe intrări poate deveni extenuantă [7]. Din această cauză vom utiliza o metodă algebrică de analiză a CC, a cărei complexitate crește aproape liniar cu dimensiunile CD [7]. Chintesența acestei metode simple constă în construirea unei expresii funcționale în conformitate cu funcțiile logice ale PL și cu structura CD.

2.4. Metodă analitică de analiză a CD

Metoda analitică de analiză a CD presupune obținerea descrierii funcționale a CC, care începe de la IP și continuă în mod succesiv cu obținerea expresiilor logice la ieșirile porților primului nivel logic, apoi a expresiilor logice la ieșirile porților celui de al doilea nivel logic și a. m. d. până la obținerea descrierii expresiei logice la ieșirea CD analizat. Expresiile logice corespunzătoare traseelor le indicăm pe conexiunile PL respective în figura CD analizat sau, mai simplu, le scriem în ordinea obținerii.

Funcția de ieșire a CD al contraexemplului Schneider este cea obținută la ieșirea PL 12 de tipul SAU-NU. Este posibilă și o a doua variantă de obținere a descrierii funcționale a CC, începând cu conexiunea ieșirii primare 12 și mișcându-ne în direcția IP. În acest caz vom efectua substituirii în expresiile logice până când toate variabilele intermediare vor fi înlocuite cu variabile ale IP. Obținem:

$$12 = 8 \vee 9 \vee 10 \vee 11;$$

$$12 = (2 \vee 5) \vee (1 \vee 6) \vee (4 \vee 6) \vee (7 \vee 3);$$

$$12 = (2 \vee (1 \vee 3)) \vee (1 \vee (2 \vee 3)) \vee (4 \vee (2 \vee 3)) \vee ((2 \vee 4) \vee 3), \quad (4)$$

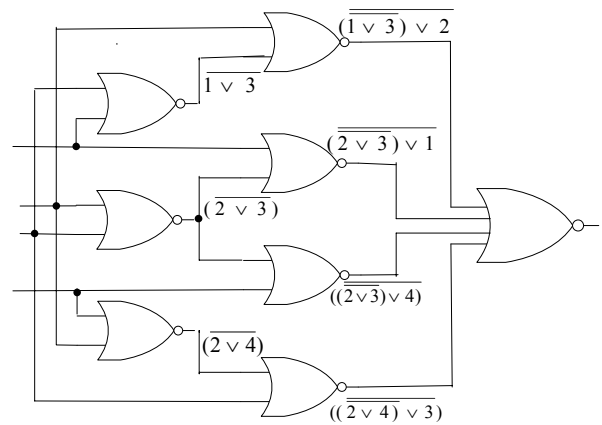


Fig. 2. Metodă algebrică de analiză

$$\begin{aligned} 12 &= (2 \vee (1 \vee 3)) \cdot (1 \vee (2 \vee 3)) \cdot (4 \vee (2 \vee 3)) \cdot ((2 \vee 4) \vee 3) = \\ &= (2 \vee \bar{1} \cdot \bar{3}) \cdot (1 \vee \bar{2} \cdot \bar{3}) \cdot (4 \vee \bar{2} \cdot \bar{3}) \cdot (\bar{2} \cdot \bar{4} \vee 3) = \\ &= (2 \cdot 1 \vee 2 \cdot \bar{2} \cdot \bar{3} \vee \bar{1} \cdot \bar{3} \cdot 1 \vee \bar{1} \cdot \bar{3} \cdot \bar{2} \cdot \bar{3}) \cdot (4 \cdot \bar{2} \cdot \bar{4} \vee 4 \cdot 3 \vee \bar{2} \cdot \bar{3} \cdot \bar{2} \cdot \bar{4} \vee \bar{2} \cdot \bar{3} \cdot 3) = \\ &= (1 \cdot 2 \vee \bar{1} \cdot \bar{2} \cdot \bar{3}) \cdot (3 \cdot 4 \vee \bar{2} \cdot \bar{3} \cdot 4) = \\ &= 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4 \vee \bar{1} \cdot \bar{2} \cdot \bar{3} \cdot \bar{4} \quad , \quad (5) \end{aligned}$$

Din (5) rezultă că metodă analitică de analiză a CD al contraexemplului Schneider conduce la același rezultat ca și în cazul tabelului de adevăr de descriere spațial-temporară. Așadar, nici această metodă de analiză nu permite o abordare adecvată a problemei redundanței. Totuși, expresia logică (1), în afara faptului că reprezintă o funcție logică specifică, nu conține informație privind redundanța acestui CD și nici aspecte, care ar permite de a trage o concluzie despre corectitudinea procesului de sinteză.

3. UTILIZAREA DIAGramei KARNAUGH LA STUDIUL ANALITIC FUNCȚIONAL A CD AL CONTRAEXEMPLULUI SCHNEIDER

3.1. Diagrama Karnaugh – instrument de bază a analizei funcționale

O diagramă Karnaugh este o reprezentare grafică a tabelului de adevăr al unei funcții logice (FL). După modul în care este construită, o diagramă Karnaugh reprezintă un instrument puternic și foarte comod atât în procesul de minimizare a unei funcții logice, cât și în procesul de sinteză. O diagramă Karnaugh este la fel de utilă și în cazul analizei corectitudinii funcționale ale CD sintetizat și poate depista anumite manifestări ale redundanței logice. Un circuit digital, conform definiției date de J. P. Hayes [8], este redundant, dacă acesta conține conexiuni sau porți logice, eliminarea cărora nu conduce la schimbarea funcției logice a CD. Redundanța logică maschează (compensează) anumite erori ale CD și conduce la imposibilitatea detectării acestora.

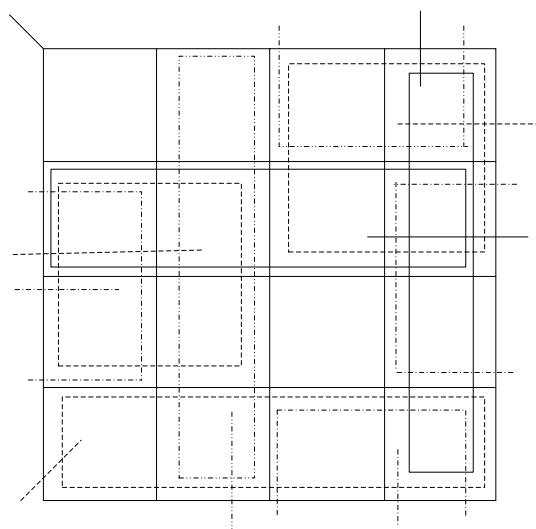
3.1.1. Obținerea formei conjunctiv normale a CD al contraexemplului Schneider

În rezultatul utilizării metodei algebrice de analiză a fost obținută expresia logică (4), modificarea echivalență succesivă a căreia conduce la rezultate noi.

$$\begin{aligned}
12 &= \overline{\overline{(2 \vee (1 \vee 3))} \vee (1 \vee (2 \vee 3))} \vee \overline{\overline{4 \vee (2 \vee 3)} \vee ((2 \vee 4) \vee 3)} = \\
&= \overline{\overline{(2 \cdot (1 \vee 3))} \vee \overline{(1 \cdot (2 \vee 3))} \vee \overline{(4 \cdot (2 \vee 3))} \vee \overline{((2 \vee 4) \cdot 3)}} = \\
&= \overline{(1 \cdot 2 \vee 2 \cdot 3) \vee (1 \cdot 2 \vee 1 \cdot 3) \vee (2 \cdot 4 \vee 3 \cdot 4) \vee (3 \cdot 2 \vee 3 \cdot 4)} = \\
&= \overline{(1 \vee 2) \cdot (2 \vee 3) \cdot (1 \vee 2) \cdot (1 \vee 3) \cdot (2 \vee 4) \cdot (3 \vee 4) \cdot (3 \vee 2) \cdot (3 \vee 4)}, \quad (6) \\
&\quad \quad \quad 1 \quad 2 \quad 3 \quad 4 \quad 5 \quad 6 \quad 7 \quad 8
\end{aligned}$$

Expresia logică (6) reprezintă o conjuncție a disjuncțiilor (un produs logic al sumelor logice), constituie o formă intermediară a funcției logice a CD al contraexemplului Schneider și a fost obținută în urma transformărilor echivalente. Vom studia în ce măsură acești 8 implicații 0 au fost utilizați la sinteza CD al contraexemplului Schneider și dacă toți acești 8 implicații 0 intră în formă minimală a funcției logice a CD al contraexemplului Schneider. Expresia intermediară (6) este o conjuncție a disjuncțiilor. Studiarea proprietăților funcționale a acestei forme normale a conjuncției disjuncțiilor o vom efectua cu ajutorul diagramei Karnaugh (tab. 3).

Tabelul 3. Diagrama Karnaugh a implicațiilor 0 ai funcției logice intermediare a circuitului contraexemplului Schneider.

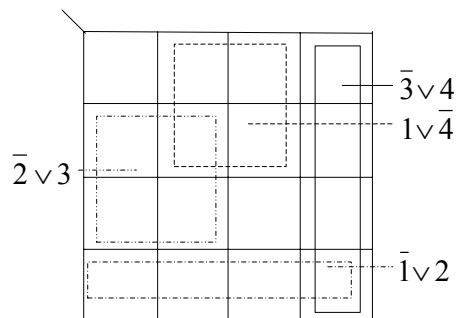


Pentru comoditatea analizei fiecare din cei 8 implicații ai FL (6) sunt conturați cu același tip de linii ca și linia numărului implicanților respectiv. Chiar și o analiză fugitivă a tabelului 3 arată că nu toți implicații 0 ai FL studiate sunt arătați pe diagrama Karnaugh. Astfel, FL considerată mai conține și următorii implicații 0:

$$\{1 \vee 3, 1 \vee 4, 1 \vee 4, 2 \vee 4\}, \quad (7)$$

Plecând de la forma disjunctiv normală minimală (2) a CD al contraexemplului Schneider și diagrama Karnaugh vom încerca să obținem posibilele forme conjunctive normale minimale (FCNM) și să studiem proprietățile funcționale ale acestora: cele care le unesc sau cele care le separă de CD al contraexemplului Schneider.

Tabelul 4. Diagrama Karnaugh FCNM1

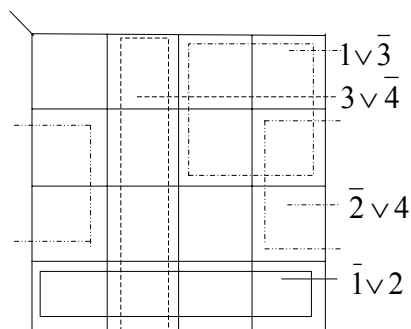


Dezvoltarea formei conjunctive normale minimale FCNM1:

$$\begin{aligned}
FCNM1 &= (1 \vee 2) \cdot (3 \vee 4) \cdot (1 \vee 4) \cdot (2 \vee 3) = (1 \cdot 3 \vee 1 \cdot 4 \vee 2 \cdot 3 \vee 2 \cdot 4) \cdot \\
&(1 \cdot 2 \vee 1 \cdot 3 \vee 2 \cdot 4 \vee 3 \cdot 4) = 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4 \vee 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4, \quad (8)
\end{aligned}$$

Expresia obținută coincide cu FL a descrierii funcționale a CD al contraexemplului Schneider, totodată s-au utilizat doar 4 implicații 0 cu acoperire maximă posibilă a FL. Remarcăm faptul, că disjuncția $(1 \vee 4)$ nu figura printre implicații 0 ai FL (6), dar este în lista (7).

Tabelul 5. Diagrama Karnaugh FCNM2

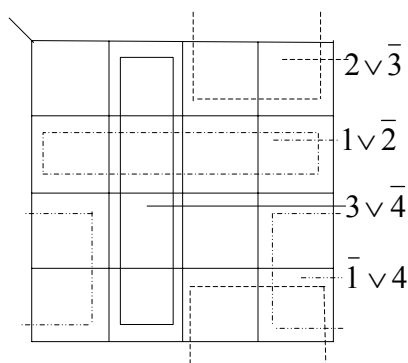


Dezvoltarea formei conjunctive normale minimale FCNM2:

$$\begin{aligned}
FCNM2 &= (1 \vee 2) \cdot (2 \vee 4) \cdot (1 \vee 3) \cdot (3 \vee 4) = (1 \cdot 2 \vee 1 \cdot 4 \vee 2 \cdot 2 \vee 2 \cdot 4) \cdot \\
&(1 \cdot 3 \vee 1 \cdot 4 \vee 3 \cdot 3 \vee 3 \cdot 4) = 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4 \vee 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4, \quad (9)
\end{aligned}$$

Expresia obținută coincide cu FL a descrierii funcționale a CD al contraexemplului Schneider, totodată s-au utilizat doar 4 din cei 8 implicații 0 ai FL (6).

Tabelul 6. Diagrama Karnaugh FCNM3

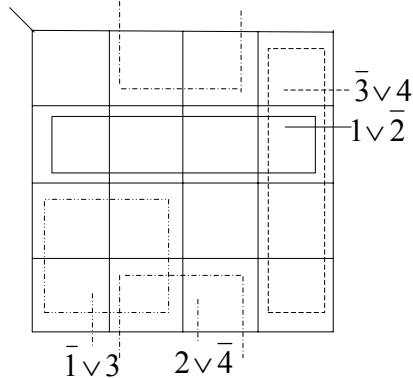


Dezvoltarea formei conjunctivă normală minimală FCNM3:

$$FCNM3 = (\bar{1}\bar{2}) \cdot (\bar{3}\bar{4}) \cdot (\bar{1}\bar{4}) \cdot (3\bar{4}) = (1 \cdot 2 \cdot \bar{3} \cdot \bar{2} \cdot \bar{2} \cdot \bar{3}) \cdot (\bar{1} \cdot \bar{3} \cdot \bar{1} \cdot \bar{4} \cdot 3 \cdot 4 \cdot \bar{4}) = 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4 \cdot \bar{1} \cdot \bar{2} \cdot \bar{3} \cdot \bar{4} \quad (10)$$

Expresia obținută coincide cu FL a descrierii funcționale a CD al contraexemplului Schneider, totodată s-au utilizat doar 3 din cei 8 implicați 0 ai FL (6), al patrulea implicat 0 - ($\bar{1}\bar{4}$) fiind un implicat din lista (7).

Tabelul 7. Diagrama Karnaugh FCNM4



Forma conjunctivă normală minimală FCNM3 o obținem în modul următor:

$$FCNM4 = (\bar{1}\bar{3}) \cdot (\bar{3}\bar{4}) \cdot (\bar{1}\bar{2}) \cdot (2\bar{4}) = (\bar{1} \cdot \bar{3} \cdot \bar{1} \cdot 4 \cdot \bar{3} \cdot \bar{3} \cdot 4) \cdot (1 \cdot 2 \cdot \bar{4} \cdot \bar{2} \cdot 2 \cdot \bar{2} \cdot \bar{4}) = 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4 \cdot \bar{1} \cdot \bar{2} \cdot \bar{3} \cdot \bar{4} \quad (11)$$

Expresia obținută coincide cu FL a descrierii funcționale a CD al contraexemplului Schneider, totodată s-au utilizat doar 2 din cei 8 implicați 0 ai FL (6), iar alți doi implicați 0 - ($2\bar{4}$) și ($\bar{1}\bar{3}$) făcând parte din lista (7).

Rezultatul obținut mărturisește faptul, că eliminarea termenilor 2 și 7 nu conduce la schimbarea funcției logice a CD al contraexemplului Schneider. Pe de altă parte, fiecare din funcțiile FCNM1 ÷ FCNM 4 reprezintă forme conjunctive normale minimale ale aceleiași funcții logice. Rezultă, că CD al contraexemplului Schneider este redundant și reprezintă o structură artificială, sinteză a căreia nu a fost efectuată conform canoanelor. Rămâne de stabilit conexiunile sau porțile redundante ale CD.

Expresia logică (10) demonstrează, că eliminarea porții 6 și a conexiunilor de ieșire ale acesteia până la intrarea în porțile nivelului imediat superior, cu păstrarea inversoarelor la intrarea 2 a porții 9 și la intrarea 3 a porții 10 nu conduce la schimbarea funcției logice a CD al contraexemplului Schneider. În conformitate cu definiția redundanței dată de J. P. Hayes [8] rezultă că CD al contraexemplului Schneider este redundant.

Pericolul redundanței logice constă în faptul, că atunci când conexiunile sau porțile redundante sunt defecte, aceasta poate conduce la mascarea altor defecte ale circuitului și la imposibilitatea detectării defectelor, care în mod normal pot fi detectate.

CONCLUZII

1. Analiza funcției logice a CD al contraexemplului Schneider conduce la o funcție specifică, reprezentată în formă disjunctiv normală minimală.

2. Metoda algebrică de analiză a condus la expresia logică (4), iar modificarea echivalentă succesivă a acesteia a permis obținerea expresiei logice (6) care reprezintă o conjuncție de 8 disjuncții. Studiul frecvenței apariției fiecărei variabile fără negație și cu negație în termenii disjunctivi ai FL (6) a condus la înaintarea ipotezei, că poarta 6 și conexiunile aferente ale acesteia ar putea fi redundante.

3. Cele 4 forme diferite conjunctiv normale minimale (echivalente formei disjunctiv normale minimal (2)) ale CD al contraexemplului Schneider realizează aceeași funcție logică, sunt sintetizate conform verificării minuțioase a procesului de minimizare și nu conțin redundanță logică.

4. Eliminarea porții 6 și a conexiunilor de ieșire ale acesteia, cu păstrarea inversoarelor la intrarea 2 a porții 9 și la intrarea 3 a porții 10 nu conduce la schimbarea funcției logice a CD al contraexemplului Schneider. În conformitate cu definiția de redundanță logică dată de J. P. Hayes [8] rezultă că CD al contraexemplului Schneider este redundant.

5. Redundanța logică a CD al contraexemplului Schneider nu reprezintă o eroare apărută în procesul de minimizare a funcției logice, ci mai degrabă este o eroare a neatenției sau a incompetenței celor care au obținut forma grafică a CD. Acest tip de redundanță este cel lipsit de orice logică și este deosebit de dificil de detectat.

BIBLIOGRAFIE

- [1]. Roth J. P. Diagnosis of Automata Failures: A calculus and A Method. - IBM Journal of Research and Development, vol. 10, p. 278-291, 1966.
- [2]. Schneider P. R. On the Necessity to Examine D-Chains in Diagnostic Test Generation - An exemple, IBM Journal of Research and Development, vol. 11, No.1, p. 114-115, 1967.
- [3]. Roth J. P., Bouricius W. G., Schneider P. R. Programmed Algorithms to Compute Tests to Detect and Distinguish Between Failures in Logic Circuits. - IEEE Trans. On Electronic Computers, vol. EC-16, No. 5, p. 567-579, 1967.
- [4]. Chang H. Y., Manning E., Metze G. - Fault diagnosis of digital systems. - Wiley-Interscience, New York, London, Sydney, Toronto, 1970.
- [5]. Cojocaru I. Estimarea testabilității circuitului digital al contraexemplului Schneider. - În curs de apariție
- [6]. Cojocaru I. Analiza de paritate a semnalelor fan-outurilor convergente ale circuitului digital al contraexemplului Schneider. - În curs de apariție
- [7]. Cojocaru I. Studiu analitic al redundanței CD al contraexemplului Schneider. - În curs de apariție.
- [8]. J. E. Wakerly. Digital Design: Principles and Practices. Third Edition. Prentice Hall, Inc., Pearson Education Company, 2000.
- [9]. J. P. Hayes. On the Properties of Irredundant Logic Networks. *IEEE Transactions on Computers*, C-25(9), pag. 884-892, Sept. 1976.

11 0 0 1 0