ZESZYTY NAUKOWE POLITECHNIKI ŚLĄSKIEJ 1979

Seria: AUTOMATYKA z. 49 Nr kol. 612

Eugeniusz WRÓBEL

Instytut Informatyki Czasu Rzeczywistego
Politechniki Śląskiej

REALIZACJA UKŁADÓW PRZEŁĄCZAJĄCYCH W OPARCIU O STRUKTURY JEDNORODNE

Streszczenie. Pod pojęciem struktury jednorodnej rozumie się jedno-, dwu- lub więcej wymiarowy iteracyjny układ składający się z identycznych kombinacyjnych lub sekwencyjnych komórek i typowych, regularnych połączeń między nimi. Struktury jednorodne zyskały na popularności dzięki rozwojowi technologii LSI i w chwili obecnej wiele problemów dotyczących tych struktur rozwiązanych jest w cytowanej literaturze.

Artykuł przedstawia wybrane zagadnienia dotyczące realizacji układów przełączających w oparciu o struktury jednorodne oraz zależność między wyrażeniami w ONP a pewną klasą tych struktur.

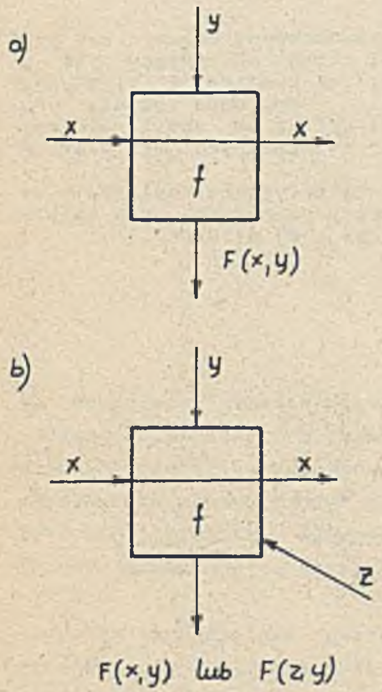
1. WPROWADZENIE

Szybki rozwój technologii wytwarzania cyfrowych układów scalonych, umożliwiający umieszczenie w jednym module (obudowie) ponad kilku tysięcy elementarnych układów, spowodował konieczność rozwoju nowych metod projektowania, a także doskonalenie klasycznych przez wykorzystanie maszyn cyfrowych przy wykonywaniu obliczeń. Stosowanie modułów średniej (MSI) oraz dużej (LSI) skali integracji zmieniło także kryteria przydatności określonej metody projektowanie.

W układach tych nie jest najistotniejszą sprawą znalezienie rozwiązania z minimalną ilością elementarnych bramek, lecz możliwość zastosowania jak najprostszej metody projektowania, znalezienia możliwie małej ilości połączeń między modułami oraz możliwość łatwego testowania układu. Jedna z perspektywicznych koncepcji realizacji układów przełączałących, bazująca na modułach dużej skali integracji, polega na technologicznym wytworzeniu pewnych uniwersalnych struktur, które mogą być programowane w sposób umożliwiający realizację dowolnej funkcji kombinacyjnej lub sekwencyjnej określonej liczby zmiennych. Pewną klasę takich układów nazywa się strukturami jednorodnymi.

2. OKREŚLENIA PODSTAWOWE

Pod pojęciem struktury jednorodnej rozumie się jedno-, dwu- lub więcej wymiarowy iteracyjny układ składający się z identycznych kombinacyjnych lub sekwencyjnych komórek i typowych, regularnych połączeń między nimi [1, 5, 7]. Komórka K definiowana jest jako układ logiczny z dwoma wejściami x,y oraz wyjściem z = F(x,y), gdzie F jest jedną z funkcji boolowskich dwóch zmiennych należących do bazy struktury. W szczególności bazę struktury jednorodnej może stanowić zbiór wszystkich szesnastu funkcji dwóch zmiennych.



Rys. 1. Symbole komórek struktury jednorodnej

Rysunek 1 przedstawia typowe komórki stosowane w strukturach jednorodnych. Dla komórki "a" można napisać:

$$F(x,y) = xfy, \tag{1}$$

gdzie f oznacza operator funkcji F dwóch zmiennych x,y. W komórce "b" funkcja F jest zależna od zmiennych wejściowych x,y lub z,y. Można więc napisać że realizuje ona funkcję:

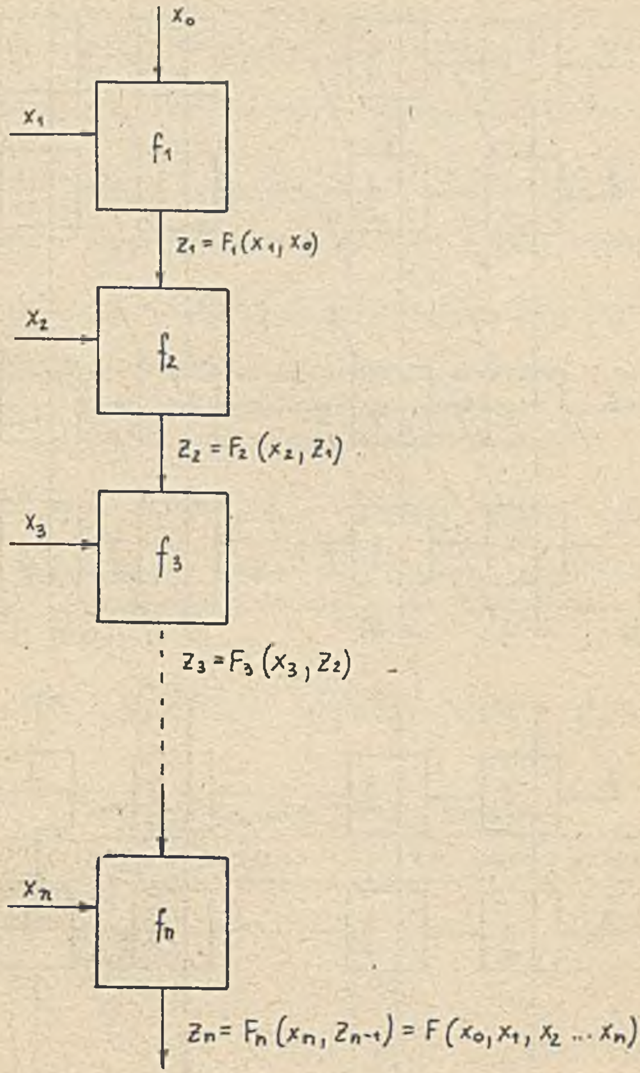
$$F(x,y) = xfy \tag{2}$$

lub

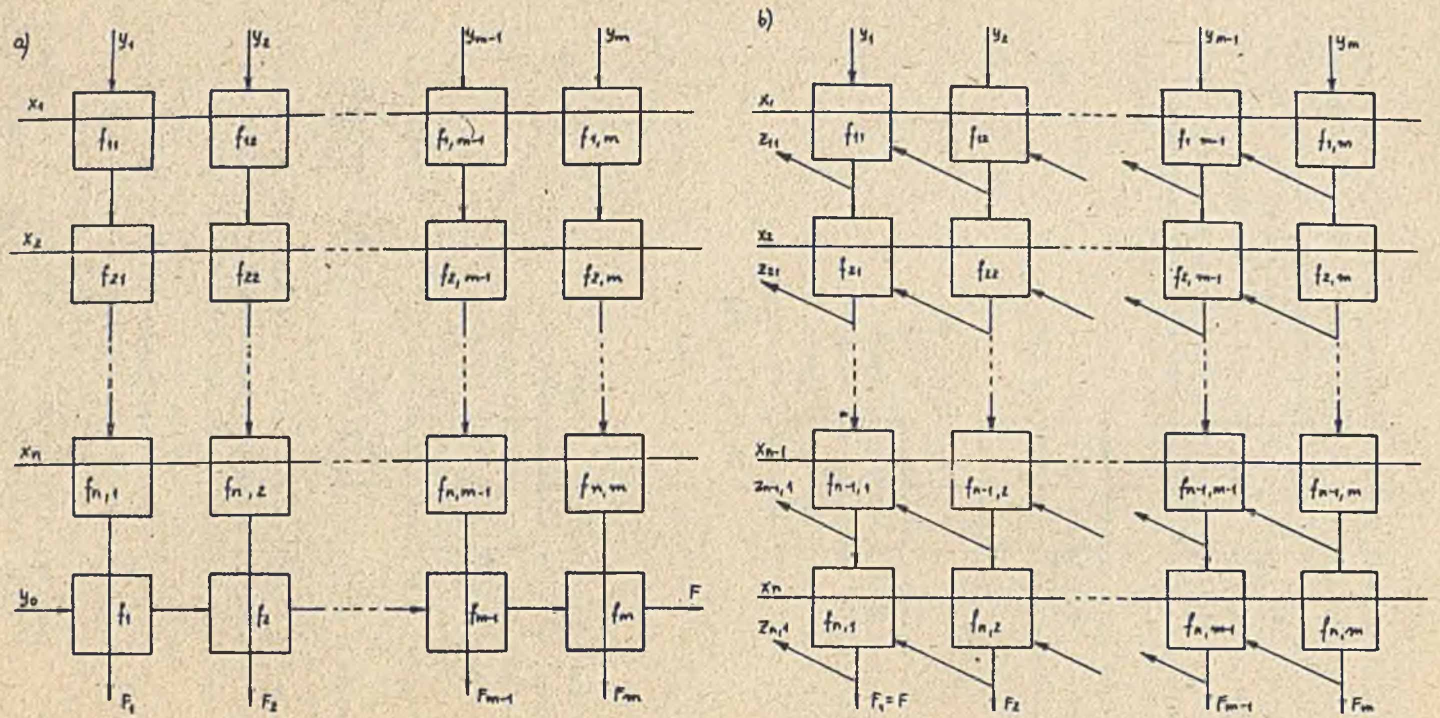
$$F(z,y) = zfy \tag{3}$$

Proces programowania komórki polega na podaniu na wejścia programujące (nie zaznaczone na rys. 1) określonych sygnałów, w wyniku czego komórka osiąga jeden ze swych stanów wewnętrznych, umożliwiający realizację określonej funkcji przełączającej.

Struktura jednorodna jednowymiarowa, zwana także kaskadą, to układ składający się z n komórek K_i $(1 \leqslant i \leqslant n)$, przy czym wyjście z_i komórki i-tej połączone jest z wejściem y_{i+1} komórki i+1. Typową strukturę jednowymiarową przedstawia rys. 2. Rysunek 3 przedstawia dwie wersje struktur dwuwymiarowych. Strukturę "a" traktować można jako m niezależnych struktur jednowymiarowych o długości n, posiadających wspólne wejścia x_i $(1 \leqslant i \leqslant n)$ oraz jedną o długości m, zwaną kolektorem zbiorczym. Rysunek 3b przedstawia strukturę, w której każda komórka K_{ij} $(1 \leqslant i \leqslant n,\ 1 \leqslant j \leqslant m)$ posiada możliwość wyboru wejścia x_i z poziomej magistrali wejściowej lub też z wyjścia $z_{i,j+1}$ komórki $K_{i,j+1}$ położonej bezpośrednio na prawo od komórki K_{ij}.



Rys. 2. Struktura jednorodna jednowymiarowa



Rys. 3. Struktury jednorodne dwuwymiarowe

3. STRUKTURY JEDNOWYMIAROWE

Sposoby realizowania układów przełączających n zmiennych w oparciu o struktury jednorodne jednowymiarowe przedstawiono w [1, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 10, 13].

Funkcję realizowaną przez strukturę jednowymiarową można zapisać:

$$F(x_0,x_1,\dots,x_n) = F_n(x_n,F_{n-1}(x_{n-1},\dots,F_2(x_2,F_1(x_1,x_0))\dots)) \quad (4)$$

lub też oznaczając przez $f_i(1 \leqslant i \leqslant n)$ operatory funkcji dwóch zmiennych:

$$F(x_0,x_1,\dots,x_n) = x_n f_n(x_{n-1}f_{n-1})\dots(x_3f_3(x_2f_2(x_1f_1x_0)))\dots)) \quad (5)$$

W [9] przedstawiono możliwość zastosowania odwrotnej notacji polskiej (ONP) do opisu struktur jednorodnych. Przekształcając wyrażenie (5) zgodnie z regułami podanymi w [11] otrzyma się wyrażenie w ONP:

$$F(x_0,x_1,\dots,x_n) = x_n x_{n-1}\dots x_3x_2x_1x_0 f_1f_2f_3\dots f_{n-1}f_n \quad (6)$$

Odpowiedniość wyrażenia (6) oraz struktury z rys. 2 jest widoczna.

Dla przykładu zrealizowana zostanie, w oparciu o strukturę jednorodną jednowymiarową, funkcja:

$$F_1(x_0,x_1,x_2,x_3) = x_3\bar{x}_2\bar{x}_1\bar{x}_0 + x_3x_2x_1 + x_3x_2x_0 \quad (7)$$

Tablica 1

Funkcje logiczne dwóch zmiennych

Nr funkcji	Postać uproszczona	Zastosowane oznaczenie w ONP
f_0	0	
f_1	xy	xy*
f_2	$x\bar{y}$	xyΔ
f_3	x	
f_4	$\bar{x}y$	xy∇
f_5	y	
f_6	$x\bar{y} + \bar{x}y$	xy⊕
f_7	$x + y$	xy+
f_8	$\bar{x}\bar{y} = \overline{x + y}$	xy↓
f_9	$\bar{x}\bar{y} + xy$	xy~
f_{10}	$\bar{y}$	y¬
f_{11}	$x + \bar{y}$	xy←
f_{12}	$\bar{x}$	x¬
f_{13}	$\bar{x} + y$	xy→
f_{14}	$\bar{x} + \bar{y} = \overline{xy}$	xy|
f_{15}	1	

Niech bazę struktury stanowi zbiór $B = \{f_0, f_1, f_2, \ldots, f_i, \ldots, f_{15}\}$ gdzie f_i podane są w tabl. 1. Korzystając z algorytmu podanego w [3], funkcję (7) można doprowadzić do jednej z poniższych postaci:

$$F_1(x_0, x_1, x_2, x_3) = x_3\left[\overline{x_2 \oplus (x_1 + x_0)}\right]$$

lub

$$F_1(x_0, x_1, x_2, x_3) = x_3\left[x_2 \sim (x_1 + x_0)\right]$$

lub

$$F_1(x_0, x_1, x_2, x_3) = x_3\left[x_2 \oplus \overline{(x_1 + x_0)}\right] \tag{8}$$

Przekształcając wyrażenia (8) na wyrażenia w ONP otrzyma się:

$$F_1(x_0, x_1, x_2, x_3) = x_3 x_2 x_1 x_0 + \oplus \Delta$$

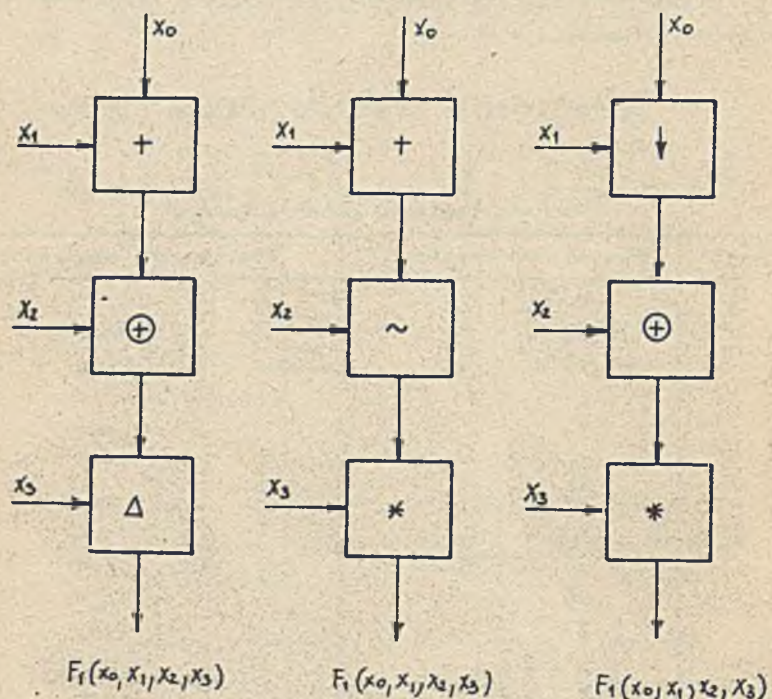
lub

$$F_1(x_0, x_1, x_2, x_3) = x_3 x_2 x_1 x_0 + \sim *$$

lub

$$F_1(x_0, x_1, x_2, x_3) = x_3 x_2 x_1 x_0 \downarrow \oplus * \tag{9}$$

Z wyrażeń (9) bezpośrednio wynikają realizacje przedstawione na rys. 4.



Rys. 4. Realizacje funkcji (7) w strukturach jednowymiarowych

4. STRUKTURY DWUWYMIAROWE

W [1, 5] wykazano, że każdą funkcję kombinacyjną n zmiennych można zrealizować w oparciu o strukturę jednorodną dwuwymiarową przedstawioną na rys. 3a. Struktura zawierać będzie nie więcej niż $(n+1)2^{n-2}$ komórek.

Do opisu układu realizowanego w oparciu o strukturę dwuwymiarową można posłużyć się w prosty sposób notacją ONP [9]. Dla każdej kaskady o długości n słuszny jest zapis:

$$F_i(x_1,x_2,\dots,x_n,y_i) = x_n x_{n-1}\dots x_2 x_1 y_i f_{1i} f_{2i}\dots f_{n-1,i} f_{n,i}) \tag{10}$$

przy czym: $1 \leqslant i \leqslant m$

oraz

$$F(x_1,x_2,\dots,x_n,y_1,\dots,y_m) = F_m F_{m-1}\dots F_2 F_1 y_0 f_1 f_2\dots f_{m-1} f_m \tag{11}$$

Z (10) (11) otrzymać można:

$$F = x_n\dots x_1 y_m f_{11}\dots f_{n1} x_n\dots x_1 y_{m-1} f_{12}\dots f_{n2}\dots y_0 f_1 f_2\dots f_{m-1} f_m \tag{12}$$

lub też w innej postaci:

$$F = A_m U_m A_{m-1} U_{m-1}\dots A_i U_i\dots A_2 U_2 A_1 U_1 y_0 W \tag{13}$$

gdzie:

$$A_i = x_n x_{n-1}\dots x_2 x_1 y_i \qquad (1 \leqslant i \leqslant n) \tag{14}$$

$$U_i = f_{1i} f_{2i}\dots f_{n-1,i} f_{n,i} \qquad (1 \leqslant i \leqslant n) \tag{15}$$

$$W = f_1 f_2 f_3\dots f_{m-1} f_m \tag{16}$$

Wyrażenia (13), (14), (15), (16) bezpośrednio korespondują ze strukturą z rys. 3a.

Dla przykładu zrealizowana zostanie na podstawie struktury dwuwymiarowej funkcja:

$$F_2(x_1,x_2,x_3) = x_3 x_2 \bar{x}_1 + x_3 \bar{x}_2 x_1 + \bar{x}_3 x_2 x_1 \tag{17}$$

Zakładając bazę $B = \{f_1, f_4, f_5, f_6, f_7, f_{13}\}$ wyrażenie (17) można przekształcić do postaci:

$$F_2(x_1,x_2,x_3) = x_3(x_2 \oplus x_1) + \bar{x}_3 x_2 x_1 \tag{18}$$

i w ONP otrzymać:

$$F_2(x_1,x_2,x_3) = x_2x_2x_1 \oplus * x_3x_2x_1 * \nabla 1 + \tag{19}$$

Z (13-16) i (19) mamy:

$$A_2 = x_3x_2x_1 \qquad (y_2=x_1)$$

$$U_2 = \oplus *$$

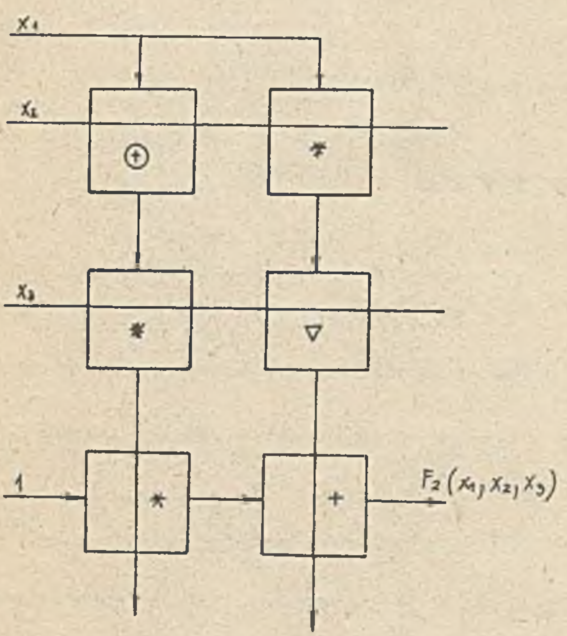
$$A_1 = x_3x_2x_1 \qquad (y_1=x_1)$$

$$U_1 = * \nabla$$

$$y_0 = 1$$

$$W = * + \tag{20}$$

Z (20) bezpośrednio wynika realizacja układu przedstawiona na rys. 5.



Rys. 5. Realizacja funkcji (17) w strukturze dwuwymiarowej

W [9] podano także algorytm realizowania zadanej funkcji przełączającej w strukturze przedstawionej na rys. 3b, opierający się na zapisie funkcji w ONP.

Ogólnie, funkcja w ONP może mieć postać:

$$F = X_1X_2 \ldots X_n f_{n-1} \ldots f_2 f_1, \tag{21}$$

gdzie f_i $(1 \leqslant i \leqslant n-1)$ jest operatorem funkcji, natomiast X_i $(1 \leqslant i \leqslant n)$ jest elementarnym wyrażeniem w ONP lub stanowi podobną funkcję jak (21). X_i w (21) nazywa się wyrażeniem poziomu pierwszego, a f_i operatorem poziomu pierwszego. Gdy X_i stanowi ponownie funkcję jak (21), mówimy o wyrażeniach i operatorach poziomu drugiego itd. Przy podziale funkcji F na podfunkcje zgodnie z (21) przyjmujemy ponadto, że X_{n-1} nie może być pojedynczym literałem, natomiast X_n powinno być elementarnym wyrażeniem w ONP.

Trójka k,j,i zdefiniowana jest w następujący sposób:

j – określa poziom wyrażenia,
i – numer kolejnych wyrażeń dla danego k,j,
k – numer wyrażenia (i) na poziomie j-1, z którego utworzono wyrażenie na poziomie j.

Niech funkcja $F = X_1X_2...X_nf_{n-1}...f_2f_1$ (21) zdefiniowana jest jako $X_{0,0,1}$. Wtedy dla $i \geqslant 1$, $j \geqslant 0$, $k \geqslant 0$, $X_{k,j,i}$ jest wyrażeniem elementarnym w ONP lub:

$$X_{k,j,i} = X_{i,j+1,1}X_{i,j+1,2}...X_{i,j+1,n}f_{i,j+1,n-1}...f_{i,j+1,2}f_{i,j+1,1} \tag{22}$$

gdzie $X_{i,j+1,n-1}$ nie jest pojedynczym literałem, natomiast $X_{i,j+1,n}$ jest elementarnym wyrażeniem w ONP.

Sposób postępowania przy określaniu $X_{k,j,i}$ oraz $f_{k,j,i}$ zostanie przedstawiony na przykładzie.

Dana jest funkcja:

$$F_3(a,b,c,d) = ab*bd\Delta ad+ \oplus bcd***+ac\downarrow+ \tag{23}$$

Zgodnie z podanymi wyżej zasadami można napisać:

- dla poziomu "0":

$$X_{0,0,1} = F_3(a,b,c,d) = X_{1,1,1}X_{1,1,2}f_{1,1,1}$$

- dla poziomu "1":

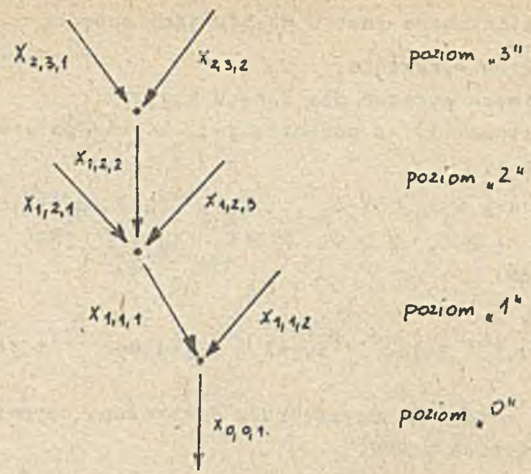
$$X_{1,1,1} = ab*bd\Delta ad+ \oplus bcd***+ = X_{1,2,1}X_{1,2,2}X_{1,2,3}f_{1,2,2}f_{1,2,1}$$
$$X_{1,1,2} = ac\downarrow$$
$$f_{1,1,1} = +$$

- dla poziomu "2":

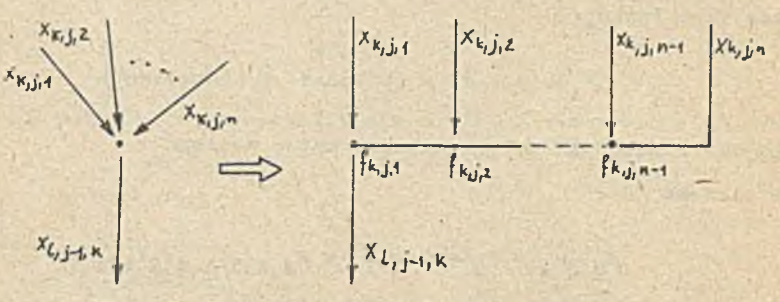
$$X_{1,2,1} = ab*$$
$$X_{1,2,2} = bd\Delta ad+ \oplus = X_{2,3,1}X_{2,3,2}f_{2,3,1}$$
$$X_{1,2,3} = bcd**$$
$$f_{1,2,2} = *$$
$$f_{1,2,1} = +$$

- dla poziomu "3":

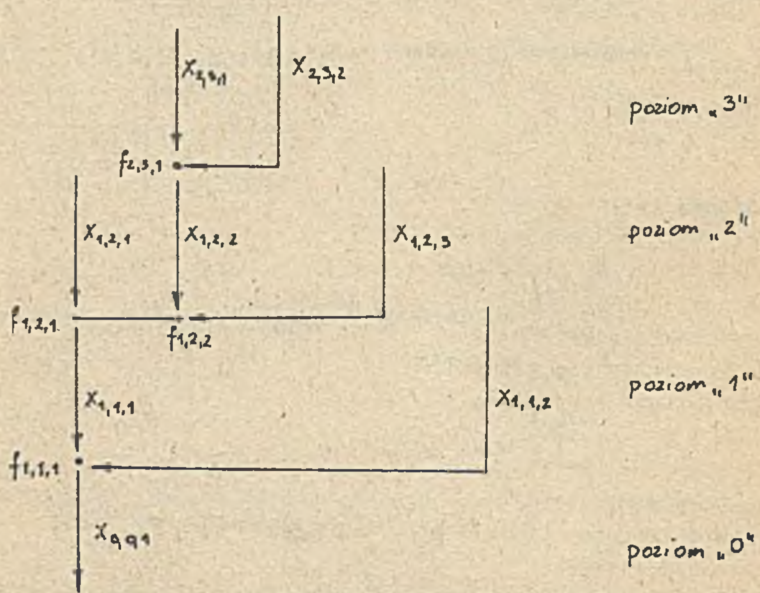
$$X_{2,3,1} = bd\Delta$$
$$X_{2,3,2} = ad+$$
$$f_{2,3,1} = \oplus$$



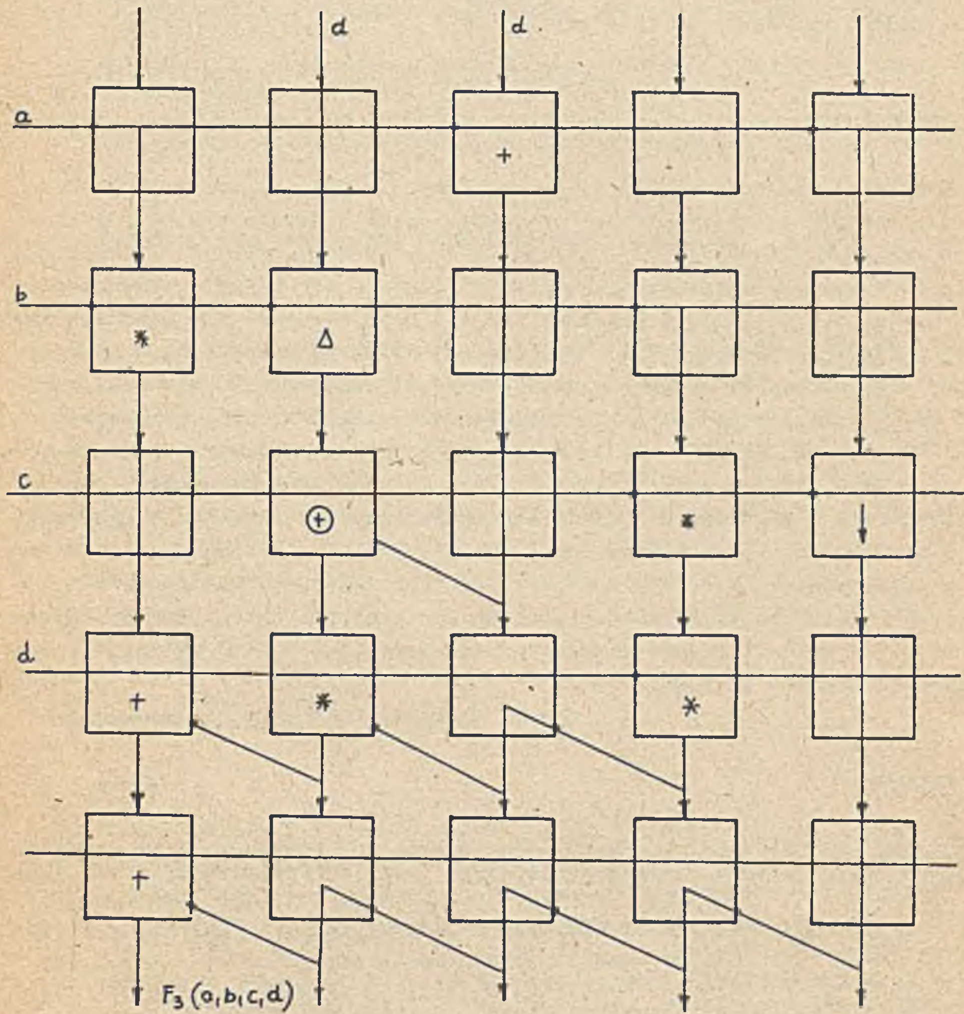
Rys. 6. Drzewo wyrażenia (23)



Rys. 7. Zasada przekształcenia drzewa



Rys. 8. Konstrukcja przekształconego drzewa wyrażenia (23)



Rys. 9. Realizacja układowa wyrażenia (23)

Na podstawie dokonanego podziału wyrażenia (23) na podfunkcje można zbudować drzewo jak na rys. 6. Drzewo to można przekształcić według zasady zilustrowanej na rys. 7 do postaci przedstawionej na rys. 9. Na podstawie drzewa z rys. 8 otrzymać można bezpośrednio strukturę przedstawioną na rys. 9.

Kropki na wejściach x_i oraz z_i poszczególnych komórek określają wejście aktywne (porównaj (2), (3)). Dla niektórych funkcji przejście z drzewa (rys. 8) do struktury (rys. 9) wymaga dodatkowego kroku w algorytmie. Szczegółowo opisane jest to w [9].

5. ZAKOŃCZENIE

Realizacja układów przełączających w oparciu o struktury jednorodne jest koncepcją perspektywiczną wykorzystującą w procesie projektowania układy scalone o dużej skali integracji. Przy obecnym rozwoju technologii układów scalonych umieszczenie w jednej obudowie struktury dwuwymiarowej umożliwiającej realizację dowolnej funkcji kombinacyjnej 10 zmiennych nie powinno nastręczać większych problemów. Także ilość zewnętrznych wyprowadzeń, przy adresowym programowaniu poszczególnych komórek, nie jest większa od kilkudziesięciu. W wielu publikacjach znaleźć można algorytmy umożliwiające realizację układów przełączających w oparciu o strukturę jedno- lub dwuwymiarową przy zadanej bazie struktury. Nie wszystkie jednak (szczególnie w publikacjach z lat sześćdziesiątych) w sposób bezpośredni dają się implementować na maszynę cyfrową, co w chwili obecnej stanowi jedno z podstawowych kryteriów oceny przydatności metody. Zastosowanie odwrotnej notacji polskiej zasadniczo upraszcza sposób opisu struktur jednorodnych i może mieć duże znaczenie przy zastosowaniu do obliczeń projektowych maszyny cyfrowej.

LITERATURA

[1] Praca zbiorowa pod red. W. Majewskiego i A. Albickiego: Projektowanie cyfrowych układów telekomunikacyjnych, WKŁ, Warszawa 1977, ss. 219-231.

[2] Siwiński J.: Układy przełączające w automatyce. Wyd. II, WNT, Warszawa 1968, ss. 131-146.

[3] Maitra K.K.: Cascaded Switching Networks of Two-Input Flexible Celles" IRE Trans. on Electr. Computers, N° 2/1962, pp. 136-143.

[4] Sklansky J.: General Synthesis of Tribunary Switching Networks. IEEE Trans. on Electronic Computers, N° 2/1963, pp. 464-469.

[5] Minnick R.C.: Cutpoint Cellular Logic. IEEE Trans. on Electr. Computers, N° 6/1964, pp. 685-698.

[6] Stone H.S., Korenjak A.J.: Canonical Form and Synthesis of Cellular Cascades. IEEE Trans. on Electr. Computers N° 6/1965, pp. 852-862.

[7] Mukhopadhyay A.: Unate Cellular Logic. IEEE Trans. on Computers, N° 2/1969, pp. 114-121.

[8] Papakonstantinou G.K.: A Synthesis Method for Cutpoint Cellular Arrays. IEEE Trans. on Computers, N° 12/1972, pp. 1286-1292.

[9] Berges G.A.: Use of Postfix Notation for the Description of Microcellular Arrays. IEEE Trans. on Computers N° 2/1977, pp. 185-191.

[10] Евеpинов Э.В., Прангишвили И.В.: Цифровые автоматы с настраиваемой структурой. Энергия, Москва 1974.

[11] Kierzkowski Z.: Elementy informatyki. PWN, Warszawa-Poznań 1976, ss. 210-224.

[12] Остафин В.А., Томанкевич А.М.: Многоуровневые однородные среды. Техническая Кибернетика, № 4/1975, 133-138.

[13] Levy S.Y., Winder R.O., Mott T.H.: A Note on Tributary Switching Networks. IEEE Trans. on Electronic Computers, N° 2/1964, pp. 148-151.

РЕАЛИЗАЦИЯ ЛОГИЧЕСКИХ СИСТЕМ НА ОСНОВЕ ОДНОРОДНЫХ СРЕД

Р е з ю м е

Цифровые автоматы на базе однородных сред представляют собой новый класс схем, состоящих из однотипных элементов - комбинационных ячеек или ячеек с памятью, соединенных между собой одинаковым образом. Однотипность ячеек и связей между ними повышают технологичность и экономичность изготовления структур методами интегральной технологии ЛСИ .

Работа посвящена некоторым вопросам реализации логических систем на основе однородных сред, а также корреспонденций между разнородными булевыми функциями, выраженными в обратной польской нотации, и некоторым классом этих структур.

THE GENERAL SYNTHESIS OF CELLULAR ARRAYS

S u m m a r y

A cellular logic array is a one-, two-, or many- dimensional iterative arrangement of identical combinational or sequential cells with a regular interconnection pattern on the cells. The iterative arrays were becoming increasingly popular along with the developement of the large scale integration (LSI) techniques. Many of the problems of cellular logic are already solved in the quoted literature.

The paper presents some problems of synthesis of the cellular arrays and a correspondence betwen the arbitrary switching functions, expressed in the Polish postfix notation, and the members of a class of cellular arrays.