

## Ćwiczenia laboratoryjne z Logiki Układów Cyfrowych

## ćwiczenie 206

Temat: Automat parametryczny

## 1. Wiadomości podstawowe

---

Automat parametryczny  $\langle A \rangle$  jest automatem skończonym o wielu wariantach działania [2, 3]. Każdy wariant działania automatu odpowiada jednemu z zadań, do wykonywania których automat został zbudowany. W trakcie wykonywania danego zadania  $K_i$  automat parametryczny  $\langle A \rangle$  dla obserwatora z zewnątrz zachowuje się tak jak pewien automat skończony  $\langle A_i \rangle$  typu Moore'a, swoim działaniem odwzorowuje działanie automatu  $\langle A_i \rangle$  z pewnego zbioru  $A^*$ . Liczba automatów  $\langle A_i \rangle \in A^*$  jest jednoznacznie określona przez liczbę zadań  $K_i \in K$ . Nastrojenie automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$  na wykonanie określonego zadania  $K_i$  odbywa się pod wpływem określonego bodźca zewnętrznego czyli sygnału wzbudzającego  $p_i \in P$ , podawanego na wejście parametryczne automatu  $\langle A \rangle$ . Sygnał wzbudzający  $p_i$  traktuje się jako wartość  $p_i$  parametru  $p$  określającego działanie automatu  $\langle A \rangle$ .

### 1.1. Charakterystyka formalna automatu parametrycznego

W ujęciu abstrakcyjnym automat parametryczny  $\langle A \rangle$  można wyrazić następującą "ósemką":

$$\langle Z, S, B, Y, P, \Phi, \xi, \Psi \rangle \quad (1)$$

gdzie:

$Z$  - zbiór sygnałów wejściowych (zewnętrznych) automatu  $\langle A \rangle$

$S$  - zbiór sygnałów wejściowych wewnętrznych

$B$  - zbiór stanów wewnętrznych

$Y$  - zbiór sygnałów wyjściowych automatu  $\langle A \rangle$

$P$  - zbiór sygnałów wzbudzających interpretowanych jako wartości  $p_i$  parametru  $p$

$\Phi$  - funkcja przejść automatu  $\langle A^* \rangle$  (wewnętrznej części składowej automatu  $\langle A \rangle$ )

$\xi$  - funkcja wejść automatu  $\langle A^* \rangle$

$\Psi$  - funkcja wejść automatu  $\langle A \rangle$

Funkcje  $\Phi, \xi, \Psi$  mają następującą postać:

$$b(t+1) = \Phi(b(t), s(t)) \quad (2)$$

$$s(t) = \xi(z(t), b(t), P) \quad (3)$$

$$y(t) = \Psi(b(t), P) \quad (4)$$

gdzie:

$$b \in B, s \in S, z \in Z, y \in Y, p \in P$$

Dokładniejsza interpretacja elementów użytych w zapisie wymienionych wyżej wyrażeń podana została w pracach [2] i [3].

Syntezę automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$  można scharakteryzować następująco. Załóżmy, że mamy zbudować automat parametryczny  $\langle A \rangle$ , który będzie wykonywał zadania ze zbioru:

$$K = \{ K_1, K_2, \dots, K_m \} \quad (5)$$

Każde zadanie  $K_i \in K$  możemy wyrazić za pomocą grafu  $G_i$  traktowanego jako graf przejść takiego automatu  $\langle A_i \rangle$  typu Moore'a, który byłby zdolny do wykonania zadania  $K_i$  [2]. Otrzymamy w ten sposób zbiór grafów oraz odpowiadający mu zbiór automatów skończonych typu Moore'a. Zbiory te wyrazimy następująco:

$$G = \{ G_1, G_2, \dots, G_m \} \quad (6)$$

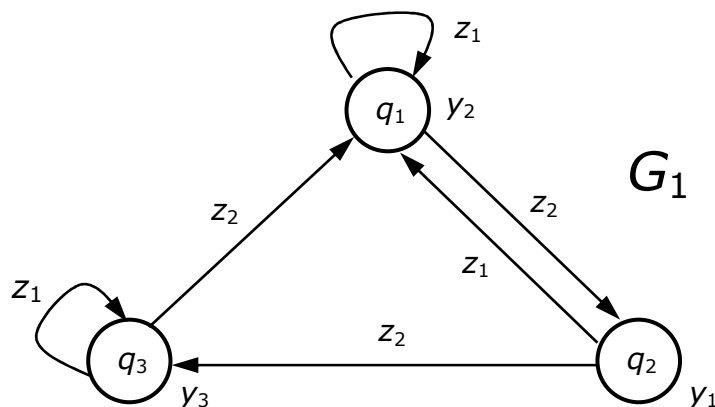
$$A^* = \{ \langle A_1 \rangle, \langle A_2 \rangle, \dots, \langle A_m \rangle \} \quad (7)$$

Aby zdefiniować działanie automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$ , który swoim działaniem odwzorowałby działanie automatów ze zbioru  $A^*$ , należy określić graf tego automatu. W tym celu należy nałożyć na siebie wszystkie grafy  $G_i \in G$ , aby uzyskać pewien graf zbiorczy  $G'$  charakteryzujący się tym, że w jego strukturze można wyodrębnić strukturę dowolnego z grafów  $G_i$ . Operację nakładania na siebie grafów  $G_i$  wykonuje się na wyrażeniach symbolicznych opisujących te grafy.

Struktura grafu  $G'$  charakteryzuje się tym, że można w niej wyodrębnić strukturę dowolnego grafu  $G_i \in G$ , przy czym dowolna krawędź w strukturze grafu  $G'$  może być krawędzią wspólną dla kilku, a nawet dla wszystkich grafów  $G_i \in G$ . Aby zidentyfikować strukturę dowolnego grafu  $G_i \in G$  w strukturze grafu  $G'$ , każdy graf ma przyporządkowaną sobie wartość  $p_i \in P$  parametru  $p$ .

## 1.2. Operacje na grafach automatów

Operację wykonywaną na grafach  $G_i \in G$  automatów  $\langle A_i \rangle \in A^*$  w celu uzyskania grafu  $G'$  automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$  omówimy na następującym przykładzie. Załóżmy, że automat parametryczny  $\langle A \rangle$  przeznaczony jest do wykonywania zadań przynależnych do zbioru  $K = \{ K_1, K_2 \}$ . Przy wykonywaniu zadania  $K_1$  automat  $\langle A \rangle$  spełnia funkcję automatu  $\langle A_1 \rangle$  a przy wykonywaniu zadania  $K_2$  funkcję automatu  $\langle A_2 \rangle$ . Działanie automatu  $\langle A_1 \rangle$  zadane jest grafem  $G_1$  (rys. 1), działanie automatu  $\langle A_2 \rangle$  grafem  $G_2$  (rys. 2).



Rys. 1. Przykładowy graf automatu Moore'a

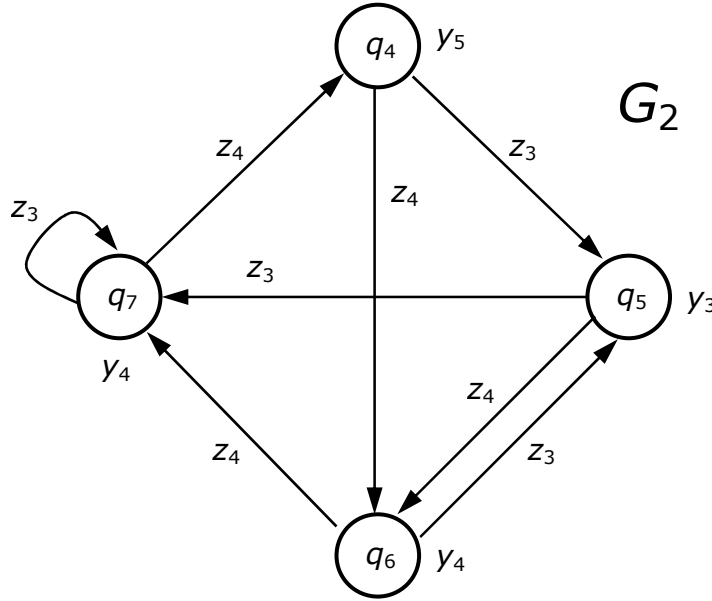
W sformułowanym powyżej przykładzie stawiamy następujące zadanie do rozwiązania. Mając zadane grafy  $G_1$  i  $G_2$  należy określić graf zastępczy  $G'$  automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$ .

Operacja nakładania na siebie grafów  $G_1$  i  $G_2$  sprowadza się do operacji na wyrażeniach symbolicznych opisujących te grafy [2, 3]. Wyrażenie symboliczne opisujące graf  $G_1$  ma następującą postać:

$$G_1^+ = {}^0(q_2^1(z_2q_3^2(z_2q_1^3(z_2q_2, z_1q_1)^3, z_1q_3)^2, z_1q_1)^1)^0 \quad (8)$$

Natomiast wyrażenie symboliczne opisujące graf  $G_2$  ma następującą postać:

$$G_2^+ = {}^0(q_4^1(z_3q_5^2(z_4q_6^3(z_3q_5, z_4q_7^4(z_4q_4, z_3q_7)^4)^3, z_3q_7)^2, z_4q_6)^1)^0 \quad (9)$$



Rys. 2. Przykładowy graf automatu Moore'a

Chcąc wykonać operację nałożenia wyrażień  $G_1^+$  i  $G_2^+$  na siebie, musimy je przekształcić tak, aby wyrazy stojące na odpowiadających sobie pozycjach reprezentowane były jednym i tym samym symbolem. W tym celu pomijamy w wyrażeniach  $G_1^+$  i  $G_2^+$  elementy  $z_j$  natomiast elementy  $q_r$  zastępujemy symbolami należącymi do zbioru  $B = \{ b_1, b_2, b_3, b_4 \}$ . Zastąpienie danego elementu  $q_r$  odpowiednim symbolem  $b_i \in B$  zależy od tego, w jakiej kolejności element  $q_r$  został wykorzystany w zapisie danego wyrażenia  $G_i^+$ . Na przykład dla wyrażenia  $G_1^+$  otrzymamy:

$$q_2 \leftrightarrow b_1, \quad q_3 \leftrightarrow b_2, \quad q_1 \leftrightarrow b_3$$

$$G_1^* = {}^0(b_1^1(b_2^2(b_3^3(b_1, b_3)^3, b_2)^2, b_3)^1)^0 \quad (10)$$

Postępując podobnie dla wyrażenia  $G_2^+$  otrzymamy:

$$q_4 \leftrightarrow b_1, \quad q_5 \leftrightarrow b_2, \quad q_6 \leftrightarrow b_3, \quad q_7 \leftrightarrow b_4$$

$$G_2^* = {}^0(b_1^1(b_2^2(b_3^3(b_2, b_4^4(b_1, b_4)^4)^3, b_4)^2, b_3)^1)^0 \quad (11)$$

W następnej kolejności ciągi  $G_1^*$  i  $G_2^*$  nakładamy na siebie, operację tę oznaczymy symbolicznie jako  $G_1^* \oplus G_2^*$ . Przy wykonywaniu operacji  $G_1^* \oplus G_2^*$  postępujemy następująco:

1. Porównujemy człony stojące na odpowiadających sobie pozycjach obydwu ciągów, przy uwzględnieniu nawiasów  $^k(\dots)^k$ .
2. Jeżeli porównywane elementy opisane są jednym i tym samym symbolem, to w wyrażeniu wynikowym  $G^*$  wystąpi tylko jeden symbol. Jeżeli wewnątrz porównywanego członu  $^k(\dots)^k$  wyrażenia  $G_1^*$  występuje taki element, którego nie ma w wyrażeniu  $G_2^*$ , to w członie  $^k(\dots)^k$  wyrażenia wynikowego  $G^*$  wystąpi porównywany element wyrażenia  $G_1^*$  i odpowiadający mu element wyrażenia  $G_2^*$ .

Wykonując operację  $G_1^* \oplus G_2^*$  otrzymujemy następujące wyrażenie wynikowe:

$$G^* = {}^0(b_1^1(b_2^2(b_3^3(b_1, b_2, b_3, b_4^4(b_1, b_4)^4)^3, b_2, b_4)^2, b_3)^1)^0$$

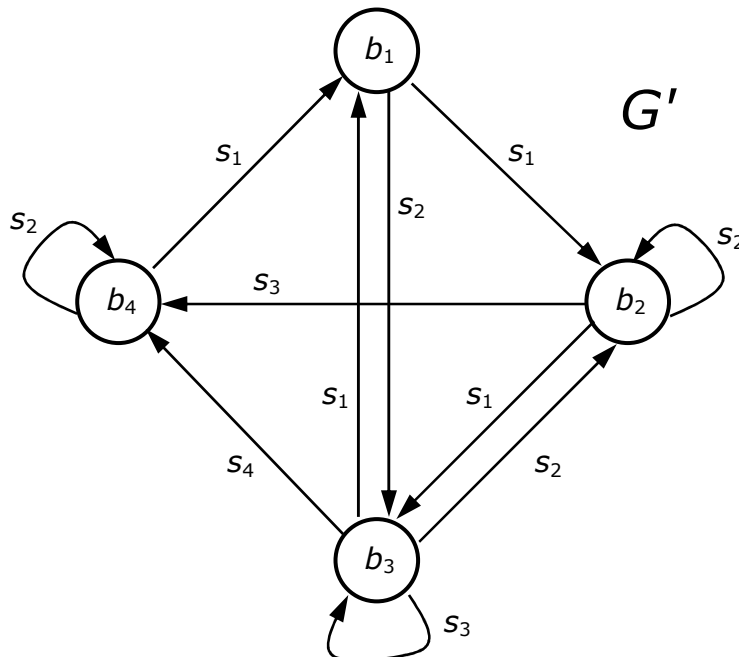
Wyrażenie to reprezentuje strukturę grafu zastępczego  $G'$ , który otrzymalibyśmy nakładając wzajemnie na siebie grafy  $G_1$  i  $G_2$  przedstawione na rys. 1 i 2.

Elementy  $b_j \in B$  występujące w wyrażeniu  $G^*$  odpowiadają wierzchołkom grafu  $G'$ . Natomiast krawędzie grafu  $G'$ , które nie mają swoich reprezentantów w wyrażeniu  $G^*$ , należy opisać elementami  $s_j \in S = \{s_1, s_2, \dots, s_w\}$ . Kodowanie krawędzi grafu  $G'$  przeprowadza się według określonej reguły, którą scharakteryzujemy niżej.

Łatwo zauważyć, że z każdego wierzchołka  $b_k \in B$  grafu  $G'$  wychodzi pewna liczba krawędzi. Krawędzie wychodzące z danego wierzchołka  $b_k$  opisuje się kolejnymi elementami  $s_j$  zbioru  $S$ , niezależnie od opisu tymi samymi elementami krawędzi wychodzących z innych wierzchołków. Z danego wierzchołka nie mogą wychodzić krawędzie opisane tym samym elementem  $s_j$ . Przekształcając w ten sposób wyrażenie  $G^*$  otrzymamy wyrażenie  $G'^+$ :

$$G'^+ = {}^0(b_1^1(s_1 b_2^2(s_1 b_3^3(s_1 b_1, s_2 b_2, s_3 b_3, s_4 b_4^4(s_1 b_1, s_2 b_4)^4)^3, s_2 b_2, s_3 b_4)^2, s_2 b_3)^1)^0$$

Narysowany na podstawie wyrażenia  $G'^+$  graf zastępczy  $G'$  przedstawiony został na rys. 3.



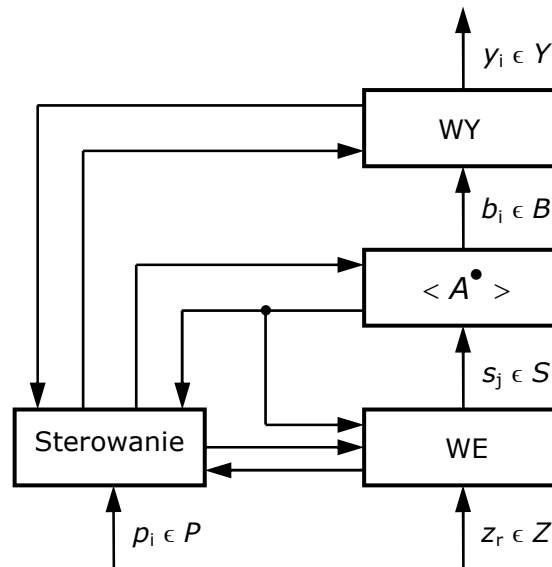
Rys. 3. Graf zastępczy automatu parametrycznego

### 1.3. Struktura automatu parametrycznego

Zgodnie z punktem 1.1 działanie automatu parametrycznego sprowadza się do realizacji trzech funkcji: funkcji przejść, funkcji wejść i funkcji wyjść.

Każda z tych funkcji wykonywana jest przez inną część składową automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$ . Funkcja  $s(t) = \xi(z(t), b(t), P)$  realizowana jest przez blok wejścia automatu parametrycznego, funkcja  $b(t+1) = \Phi(b(t), s(t))$  realizowana jest przez automat bez wyjścia  $\langle A^* \rangle$ , będący częścią składową automatu  $\langle A \rangle$ , funkcja  $y(t) = \Psi(b(t), P)$  realizowana jest przez blok wyjścia automatu parametrycznego.

Na podstawie wymienionych funkcji można określić schemat blokowy automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$  przedstawiony na rys. 4. Na podstawie tego schematu możemy krótko scharakteryzować działanie automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$ .



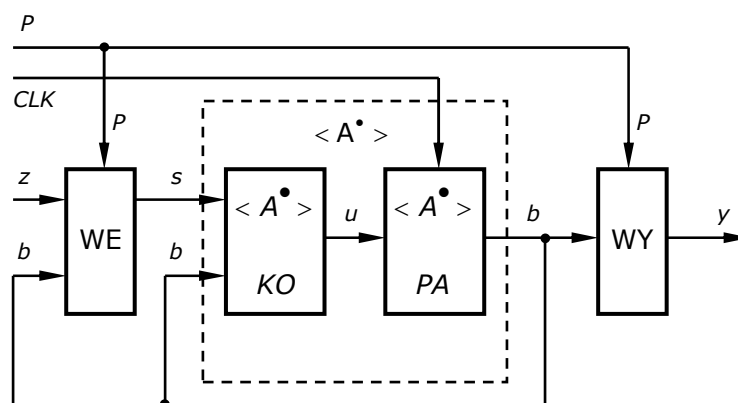
Rys. 4. Schemat blokowy automatu parametrycznego

Automat parametryczny można rozpatrywać jako organ sterujący pewnego systemu  $\langle Q \rangle$ . W każdej dyskretniej chwili czasu  $t$  na wejście automatu przychodzi sygnał  $z_j \in Z$  wyrażający sobą informację o stanie systemu  $\langle Q \rangle$ . Rodzaj zadania wykonywanego przez automat  $\langle A \rangle$  w danym okresie czasu  $T$  określony jest aktualną wartością  $p_j \in P$  parametru  $p$  charakteryzującą to zadanie  $K_j \in K$ . Informacja o aktualnej wartości parametru  $p$  podawana jest w postaci odpowiedniego sygnału na blok sterowania automatu  $\langle A \rangle$ . Informacja o aktualnym  $p_j \in P$  jest pamiętana w bloku sterowania dotąd, dopóki nie nastąpi zmiana wartości parametru  $p$ . W trakcie swego funkcjonowania automat  $\langle A \rangle$  w każdej chwili znajduje się w odpowiednim stanie, stan ten jest określony stanem automatu bez wyjścia  $\langle A^* \rangle$ .

W celu zapewnienia właściwego działania automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$  w danej dyskretniej chwili  $t$  na blok wejścia podawane są trzy sygnały: sygnał  $z_j \in Z$ , sygnał  $p_j \in P$  oraz sygnał  $b_k \in B$ . Na podstawie tych trzech wielkości blok wejścia automatu parametrycznego wypracowuje sygnał wejściowy  $s_r \in S$  automatu bez wyjścia  $\langle A^* \rangle$ . Sygnał  $s_r \in S$  podany na automat  $\langle A^* \rangle$  powoduje przejście tego automatu w nowy stan - w odniesieniu do grafu zastępczego  $G'$  przejście to jest równoznaczne z przejściem z jednego wierzchołka tego grafu do innego wierzchołka tego samego grafu. Informacja o nowym stanie wewnętrznym automatu bez wyjścia  $\langle A^* \rangle$  podawana jest, w wyniku działania bloku sterowania na blok wyjścia automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$ . Na podstawie informacji o aktualnym stanie

automatu  $\langle A^* \rangle$  i na podstawie informacji o aktualnej wartości  $p_i \in P$  parametru  $p$  blok wyjścia wypracowuje decyzję  $y_i \in Y$ . Decyzja ta reprezentowana jest odpowiednim sygnałem na wyjściu automatu  $\langle A \rangle$ .

Syntezę strukturalną automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$  można przeprowadzić według tych samych reguł, z których korzysta się przy syntezie strukturalnej automatu Moore'a. W tym celu wprowadza się pewne uproszczenie w strukturze blokowej automatu parametrycznego  $\langle A \rangle$ . Mianowicie pomija się blok sterowania, bloki wejścia i wyjścia rozpatruje się jako zwykłe układy przełączające z dodatkowym wejściem  $p$ , natomiast automat bez wyjścia  $\langle A^* \rangle$  traktuje się jako taki automat Moore'a, którego każdy stan wewnętrzny ma przyporządkowany inny sygnał wyjściowy. Zgodnie z ostatnią uwagą, w celu uproszczenia symboliki, takim samym symbolem  $b_r$  oznacza się zarówno stan wewnętrzny automatu bez wyjścia  $\langle A^* \rangle$ , jak również odpowiadający mu sygnał wyjściowy. Uwzględniający powyższe uwagi schemat blokowy automatu parametrycznego pokazano na rys. 5.



Rys. 5. Schemat blokowy automatu parametrycznego użytego w ćwiczeniu

Na rysunku tym automat  $\langle A^* \rangle$ , zgodnie z zasadami syntezy, podzielony został na dwie części:  $\langle A^* \rangle PA$  - część sekwencyjną (pamięciową) automatu  $\langle A^* \rangle$  oraz  $\langle A^* \rangle KO$  - część kombinacyjną (układy przełączające) automatu  $\langle A^* \rangle$ . Przedstawiony na rys. 5 automat parametryczny jest automatem synchronicznym. Sygnał synchronizujący, ustalający dyskretne chwile  $t$  i  $t+1$ , oznaczony jako  $CLK$  steruje pracą części sekwencyjnej.

## 2. Synteza strukturalna automatu parametrycznego

Poniżej przedstawiona zostanie synteza strukturalna omówionego wcześniej automatu parametrycznego. Jest ona podobna do syntezy zwykłego automatu, zawiera jednak dodatkowy etap syntezy wewnętrznych sygnałów  $s_i$ . Ponadto funkcja wyjść uzależniona jest nie tylko od stanów  $b_i$  ale również od parametru  $p_i$ .

### 2.1. Kodowanie sygnałów

Kodowanie parametru  $p_i$  i zewnętrznych sygnałów wejściowych  $z_i$ :

	$P$
$p_1$	0
$p_2$	1

	$Z$
$z_1$	0
$z_2$	1

Kodowanie sygnałów wejściowych  $s_i$  automatu zastępczego:

	$S_1$	$S_0$
$s_1$	0	0
$s_2$	0	1
$s_3$	1	0
$s_4$	1	1

Kodowanie stanów wewnętrznych  $b_i$  automatu zastępczego:

	$Q_1$	$Q_0$
$b_1$	0	0
$b_2$	0	1
$b_3$	1	0
$b_4$	1	1

Kodowanie sygnałów wyjściowych  $y_i$ :

	$Y_2$	$Y_1$	$Y_0$
$y_1$	0	0	0
$y_2$	0	0	1
$y_3$	0	1	0
$y_4$	0	1	1
$y_5$	1	0	0

## 2.2. Synteza funkcji przejść automatu zastępczego

Na podstawie grafu  $G'$  z rys. 3 oraz przyjętego kodowania dla stanów  $b_i$  i sygnałów wejściowych  $s_i$  automatu zastępczego można utworzyć tabelę przejść dla tego automatu:

$t$		$t+1$		$t$				$t+1$	
$b_i$	$s_i$	$b_i$		$Q_1$	$Q_0$	$S_1$	$S_0$	$Q_1$	$Q_0$
$b_1$	$s_1$	$b_2$	$\Rightarrow$	0	0	0	0	0	1
$b_1$	$s_2$	$b_3$	$\Rightarrow$	0	0	0	1	1	0
$b_1$	$s_3$	-	$\Rightarrow$	0	0	1	0	-	-
$b_1$	$s_4$	-	$\Rightarrow$	0	0	1	1	-	-
$b_2$	$s_1$	$b_3$	$\Rightarrow$	0	1	0	0	1	0
$b_2$	$s_2$	$b_2$	$\Rightarrow$	0	1	0	1	0	1
$b_2$	$s_3$	$b_4$	$\Rightarrow$	0	1	1	0	1	1
$b_2$	$s_4$	-	$\Rightarrow$	0	1	1	1	-	-
$b_3$	$s_1$	$b_1$	$\Rightarrow$	1	0	0	0	0	0
$b_3$	$s_2$	$b_2$	$\Rightarrow$	1	0	0	1	0	1
$b_3$	$s_3$	$b_3$	$\Rightarrow$	1	0	1	0	1	0
$b_3$	$s_4$	$b_4$	$\Rightarrow$	1	0	1	1	1	1

$b_4$	$s_1$	$b_1$	$\Rightarrow$	1	1	0	0	0	0
$b_4$	$s_2$	$b_4$	$\Rightarrow$	1	1	0	1	1	1
$b_4$	$s_3$	-	$\Rightarrow$	1	1	1	0	-	-
$b_4$	$s_4$	-	$\Rightarrow$	1	1	1	1	-	-

Po uwzględnieniu tabeli wzbudzeń przerzutników JK:

$Q(t)$	$Q(t+1)$	$J(t)$	$K(t)$
0	0	0	$\emptyset$
0	1	1	$\emptyset$
1	0	$\emptyset$	1
1	1	$\emptyset$	0

otrzymujemy tabelę prawdy dla wejść przerzutników JK:

$t$				$t+1$					
$Q_1$	$Q_0$	$S_1$	$S_0$	$Q_1$	$Q_0$	$J_1$	$K_1$	$J_0$	$K_0$
0	0	0	0	0	1	0	$\emptyset$	1	$\emptyset$
0	0	0	1	1	0	1	$\emptyset$	0	$\emptyset$
0	0	1	0	-	-	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
0	0	1	1	-	-	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
0	1	0	0	1	0	1	$\emptyset$	$\emptyset$	1
0	1	0	1	0	1	0	$\emptyset$	$\emptyset$	0
0	1	1	0	1	1	1	$\emptyset$	$\emptyset$	0
0	1	1	1	-	-	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
1	0	0	0	0	0	$\emptyset$	1	0	$\emptyset$
1	0	0	1	0	1	$\emptyset$	1	1	$\emptyset$
1	0	1	0	1	0	$\emptyset$	0	0	$\emptyset$
1	0	1	1	1	1	$\emptyset$	0	1	$\emptyset$
1	1	0	0	0	0	$\emptyset$	1	$\emptyset$	1
1	1	0	1	1	1	$\emptyset$	0	$\emptyset$	0
1	1	1	0	-	-	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
1	1	1	1	-	-	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$

Minimalizacja funkcji dla wejść przerzutników JK za pomocą siatek Karnauga (dla przejrzystości puste komórki oznaczają wartość 0):

$J_1$

$S_1 S_0$	00	01	11	10
00		1	$\emptyset$	$\emptyset$
01	1		$\emptyset$	1
11	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
10	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$

$$J_1 = \overline{Q_0} S_0 + Q_0 \overline{S_0}$$

$K_1$

$S_1 S_0$	00	01	11	10
00	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
01	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
11	1		$\emptyset$	$\emptyset$
10	1	1		

$$K_1 = \overline{Q_0} \overline{S_1} + \overline{S_1} \overline{S_0}$$



		$J_0$				
		$S_1S_0$	00	01	11	10
$Q_1Q_0$		00	1		$\emptyset$	$\emptyset$
	01	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
	11	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
	10		1	1		

$$J_0 = Q_1 S_0 + \overline{Q_1} \overline{S_0}$$

		$K_0$				
		$S_1S_0$	00	01	11	10
$Q_1Q_0$		00	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
	01	$\emptyset$	1	$\emptyset$		
	11	$\emptyset$	1	$\emptyset$	$\emptyset$	
	10	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$

$$K_0 = \overline{S_1} \overline{S_0}$$

Przekształcenia funkcji do postaci z dostępnymi bramkami:

$$J_1 = \overline{Q_0} S_0 + Q_0 \overline{S_0} = Q_0 \oplus S_0$$

$$K_1 = \overline{Q_0} \overline{S_1} + \overline{S_1} \overline{S_0} = \overline{S_1} (\overline{Q_0} + \overline{S_0}) = \overline{\overline{\overline{\overline{S_1} (\overline{Q_0} + \overline{S_0})}}} = \overline{\overline{\overline{S_1} + \overline{Q_0 + S_0}}} = S_1 + \overline{Q_0 + S_0}$$

$$J_0 = Q_1 S_0 + \overline{Q_1} \overline{S_0} = \overline{Q_1} \oplus S_0$$

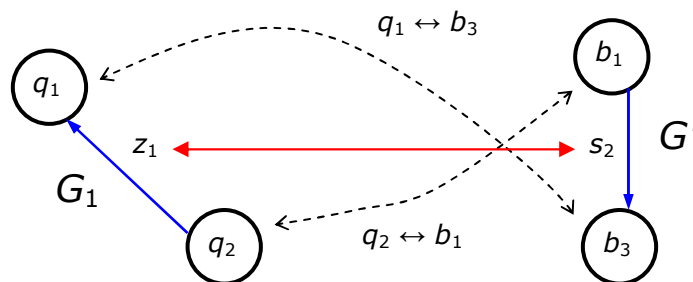
$$K_0 = \overline{S_1} \overline{S_0} = \overline{\overline{\overline{S_1} \overline{S_0}}} = \overline{S_1 + S_0}$$

### 2.3. Synteza sygnałów wejściowych automatu zastępczego

Zadaniem tego etapu syntezy jest określenie zależności sygnałów  $s_i$  od sygnałów wejściowych  $z_i$ , stanów  $b_i$  oraz parametru  $p_i$ . Potrzebna będzie do tego tabela określająca, jaki stan zastępczy  $b_i$  odpowiada stanowi  $q_i$  dla danego automatu  $A_i$  (czyli przy określonej wartości parametru  $p_i$ ). Tabele tę można otrzymać na podstawie powiązania stanów uzyskanego podczas nakładania grafów automatów  $A_1$  i  $A_2$ .

	$p_1$	$p_2$
$b_1$	$q_2$	$q_4$
$b_2$	$q_3$	$q_5$
$b_3$	$q_1$	$q_6$
$b_4$	-	$q_7$

Tabele powiązań sygnałów  $s_i$  z zewnętrznymi sygnałami wejściowymi  $z_i$  można utworzyć na podstawie grafów automatów  $A_1$  i  $A_2$  (rys. 1 i 2) oraz grafu automatu zastępczego (rys. 3). Na przykład dla grafu  $G_1$  automatu  $A_1$  (rys. 1) przejściu ze stanu  $q_2$  do  $q_1$  pod wpływem sygnału  $z_1$  odpowiada przejście ze stanu  $b_1$  do  $b_3$ . Z grafu zastępczego na rys. 3 wynika, że jest ono reprezentowane przez sygnał  $s_2$  (będzie on wpisany w pierwszym wierszu tabeli).



$p$	$z$	stan początkowy	stan końcowy	$s$
$p_1$	$z_1$	$b_1(q_2)$	$b_3(q_1)$	$s_2$
		$b_2(q_3)$	$b_2(q_3)$	$s_2$
		$b_3(q_1)$	$b_3(q_1)$	$s_3$
		-	-	-
	$z_2$	$b_1(q_2)$	$b_2(q_3)$	$s_1$
		$b_2(q_3)$	$b_2(q_3)$	$s_1$
		$b_2(q_3)$	$b_1(q_2)$	$s_1$
		-	-	-
$p_2$	$z_3$	$b_1(q_4)$	$b_2(q_5)$	$s_1$
		$b_2(q_5)$	$b_4(q_7)$	$s_3$
		$b_3(q_6)$	$b_2(q_5)$	$s_2$
		$b_4(q_7)$	$b_4(q_7)$	$s_2$
	$z_4$	$b_1(q_4)$	$b_3(q_6)$	$s_2$
		$b_2(q_5)$	$b_3(q_6)$	$s_1$
		$b_3(q_6)$	$b_4(q_7)$	$s_4$
		$b_4(q_7)$	$b_1(q_4)$	$s_1$

Ponieważ automaty  $A_1$  i  $A_2$  nigdy nie będą pracowały jednocześnie, sygnały  $z_3$  i  $z_4$  można zastąpić sygnałami  $z_1$  i  $z_2$  (dla  $p = p_2$  przyjmujemy, że  $z_3 = z_1$  i  $z_4 = z_2$ ). Po uwzględnieniu kodowania sygnałów można utworzyć poniższą tabelę prawdy dla sygnałów  $S_1$  i  $S_0$  przedstawioną poniżej:

$P$	$Z$	$Q_1$	$Q_0$	$S_1$	$S_0$
0	0	0	0	0	1
0	0	0	1	0	1
0	0	1	0	1	0
0	0	1	1	$\emptyset$	$\emptyset$
0	1	0	0	0	0
0	1	0	1	0	0
0	1	1	0	0	0
0	1	1	1	$\emptyset$	$\emptyset$
1	0	0	0	0	0
1	0	0	1	1	0
1	0	1	0	0	1
1	0	1	1	0	1
1	1	0	0	0	1
1	1	0	1	0	0
1	1	1	0	1	1
1	1	1	1	0	0

Minimalizacja funkcji  $S_1$  i  $S_0$  za pomocą siatek Karnaugh:

		$S_1$			
		$Q_1Q_0$			
$PZ$		00	01	11	10
00				0	1
01				0	
11					1
10			1		

$$S_1 = \bar{P} \bar{Z} Q_1 + P Z Q_1 \bar{Q}_0 + P \bar{Z} \bar{Q}_1 Q_0$$

		$S_0$			
		$Q_1Q_0$			
$PZ$		00	01	11	10
00		1	1	0	
01				0	
11		1			1
10				1	1

$$S_0 = \bar{P} \bar{Z} \bar{Q}_1 + P Z \bar{Q}_0 + P \bar{Z} Q_1$$

Dalsze przekształcenia funkcji do postaci z dostępnymi bramkami:

$$S_1 = \bar{P} \bar{Z} Q_1 + P (Z Q_1 \bar{Q}_0 + \bar{Z} \bar{Q}_1 Q_0) = \bar{P} \bar{Z} Q_1 + P (Z Q_1 \bar{Q}_0 + \bar{Z} \bar{Q}_1 Q_0) =$$

$$\bar{P} \bar{Z} Q_1 + P Z Q_1 \bar{Q}_0 + \bar{P} \bar{Z} \bar{Q}_1 P Z Q_1 \bar{Q}_0 + \bar{Z} \bar{Q}_1 Q_0$$

$$S_0 = \bar{P} \bar{Z} \bar{Q}_1 + P Z \bar{Q}_0 + P \bar{Z} Q_1 = \bar{P} \bar{Z} \bar{Q}_1 + P (Z \bar{Q}_0 + \bar{Z} Q_1) =$$

$$\bar{P} \bar{Z} \bar{Q}_1 + P (Z \bar{Q}_0 + \bar{Z} Q_1) = \bar{P} \bar{Z} \bar{Q}_1 + P Z \bar{Q}_0 + \bar{P} \bar{Z} \bar{Q}_1 + P \bar{Z} Q_1$$

### 2.4. Synteza funkcji wyjść

Końcowym etapem jest synteza funkcji wyjść. Na podstawie grafów automatów  $A_1$  i  $A_2$  oraz powiązania stanów  $b_i$  i  $q_i$  można uzyskać następującą tabelę:

	$p_1$	$p_2$
$b_1$	$y_1(q_2)$	$y_5(q_4)$
$b_2$	$y_3(q_3)$	$y_3(q_5)$
$b_3$	$y_2(q_1)$	$y_4(q_6)$
$b_4$	-	$y_4(q_7)$

Po uwzględnieniu kodowania dla sygnałów  $p_i$ ,  $b_i$  oraz  $y_i$  uzyskujemy poniższą tabelę prawdy dla sygnałów wyjściowych:

$P$	$Q_1$	$Q_0$	$Y_2$	$Y_1$	$Y_0$
0	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	0
0	1	0	0	0	1
0	1	1	0	0	0
1	0	0	1	0	0
1	0	1	0	1	0
1	1	0	0	1	1
1	1	1	0	1	1

Minimalizacja funkcji wyjść za pomocą siatek Karnaugh:

		$Y_2$			
		$Q_1Q_0$	00	01	11
$P$	0			$\emptyset$	
	1	1			

$$Y_2 = p \bar{Q}_1 \bar{Q}_0$$

		$Y_1$			
		$Q_1Q_0$	00	01	11
$P$	0		1	$\emptyset$	
	1		1	1	1

$$Y_1 = Q_0 + p Q_1$$

		$Y_0$			
		$Q_1Q_0$	00	01	11
$P$	0			$\emptyset$	1
	1			1	1

$$Y_0 = Q_1$$

Przekształcenia funkcji do postaci z dostępnymi bramkami:

$$Y_2 = p \bar{Q}_1 \bar{Q}_0 = \overline{\overline{p \bar{Q}_1 \bar{Q}_0}}$$

$$Y_1 = Q_0 + p Q_1 = \overline{\overline{Q_0 + p Q_1}} = \overline{\overline{Q_0} p Q_1}$$

$$Y_0 = Q_1$$

Poniżej przedstawiony jest pełny zestaw końcowych postaci wszystkich funkcji. Mogą być one zrealizowane przy użyciu 2 i 3 wejściowych bramek NAND, dwuwejściowych bramek NOR, dwuwejściowych bramek XOR oraz bramek NOT:

$$J_1 = Q_0 \oplus S_0 \quad K_1 = \overline{\overline{S_1 + (Q_0 + S_0)}}$$

$$J_0 = \overline{Q_1 \oplus S_0} \quad K_0 = \overline{S_1 + S_0}$$

$$S_1 = \overline{\overline{\overline{P Z Q_1} P Z Q_1 Q_0} Z Q_1 Q_0} \quad S_0 = \overline{\overline{\overline{P Z Q_1} P Z Q_0} Z Q_1}$$

$$Y_2 = \overline{\overline{p \bar{Q}_1 \bar{Q}_0}} \quad Y_1 = \overline{\overline{Q_0 p Q_1}} \quad Y_0 = Q_1$$

### 3. Przebieg ćwiczenia

Ćwiczenie może być wykonane w dwóch wariantach, zależnie od wskazówek prowadzącego. Mogą być podane dwa automaty Moore'a  $A_1$  i  $A_2$ , należy wówczas zaprojektować własny automat parametryczny. Synteza przedstawiona w instrukcji powinna być wtedy przykładem, na którym należy wzorować się wykonując własny projekt. W przeciwnym razie należy uruchomić i przetestować automat parametryczny przedstawiony w instrukcji.

Ze względu na stosunkowo złożoną strukturę układu, aby uniknąć problemów przy uruchamianiu, zalecany jest stopniowy montaż i niezależne uruchamianie poszczególnych bloków funkcjonalnych:

- automat zastępczy  $\langle A^* \rangle$  można przetestować symulując jego sygnały wejściowe  $S_i$  (zadając je z przełączników) i obserwując zmiany stanów,

- blok generujący sygnały wejściowe automatu zastępczego  $S_i$  można uruchomić niezależnie od automatu zastępczego, symulowane będą wtedy stany automatu  $Q_i$ ,
- blok funkcji wyjść najlepiej połączyć i sprawdzić dopiero po sprawdzeniu obu wcześniejszych bloków. Blok ten można również przetestować niezależnie, symulując stany automatu  $Q_i$ .

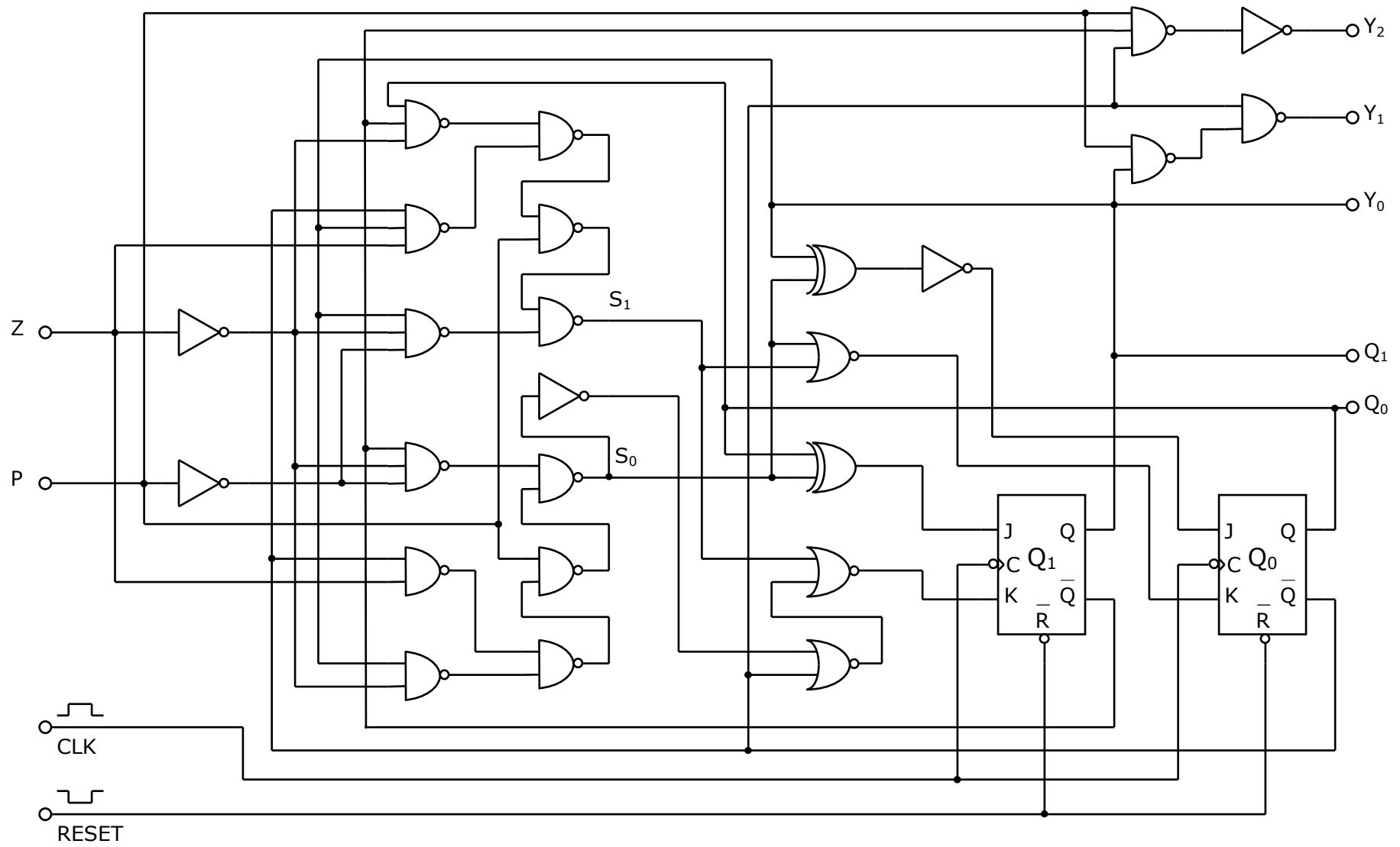
Testując funkcje przejść automatów  $A_1$  i  $A_2$  (według grafów  $G_1$  i  $G_2$  z rys. 1 i 2) należy pamiętać, że obserwowane są stany  $b_i$  automatu zastępczego i uwzględnić ich powiązanie ze stanami  $q_i$ .

Metoda ustalania przyczyn błędnego zachowania automatu jest podobna jak w przypadku zwykłego automatu Moore'a. Specyficzne dla automatu parametrycznego jest to, że funkcja przejść automatu zastępczego zależy sygnałów  $S_i$  a nie bezpośrednio od sygnałów wejściowych zewnętrznych. W przypadku problemów należy więc w pierwszej kolejności sprawdzić, czy w stanie bezpośrednio poprzedzającym błędne przejście stan sygnałów  $S_i$  jest poprawny.

#### 4. Literatura

---

- [1]. Bromirski J.: Teoria automatów, WNT, Warszawa 1971
- [2]. Kazimierzczak J.: System Cybernetyczny, Wyd. Wiedza Powszechna (seria Omega), Warszawa 1978
- [3]. Kazimierzczak J.: Elementy syntezy formalnej systemów operacyjnych, Bibl. WASC, Wyd. Politechniki Wrocławskiej, Wrocław 1979
- [4]. Kazimierzczak J.: Automaty rozgrywające parametryczne, Prace Naukowe Instytutu Cybernetyki Technicznej PWr, Monografie 1, Wyd. PWr, Wrocław 1974
- [5]. Kazimierzczak J., Kluska J., Kaczmarek A.: Podstawy teorii automatów - Laboratorium, Wyd. Politechniki Rzeszowskiej, Rzeszów 1984



Rys. 6. Schemat montażowy automatu parametrycznego