

## Ćwiczenia laboratoryjne z "Teorii automatów"

### **Temat ćwiczenia: AUTOMAT ASYNCHRONICZNY.**

#### **1. Cel ćwiczenia**

Celem ćwiczenia jest nabycie praktycznej umiejętności projektowania automatów asynchronicznych statycznych z uwzględnieniem metod eliminacji hazardu i wyścigów, realizacji technicznej tych układów oraz zbadanie wpływu hazardu i wyścigów na ich pracę.

#### **2. Program ćwiczenia**

1. Zapoznanie się ze zjawiskami hazardu i wyścigów występującymi w układach logicznych oraz ich wpływem na pracę tych układów.
2. Poznanie metod projektowania automatów asynchronicznych.
3. Modelowanie schematów automatów asynchronicznych na zestawach UNILOG.
4. Sprawdzenie wpływu zjawiska hazardu na poprawność pracy automatu.

#### **3. Wiadomości podstawowe**

Automaty asynchroniczne należą do grupy automatów pozbawionych zewnętrznej organizacji czasu - nie występuje tu zewnętrzne taktowanie. Zmiany stanów wewnętrznych następują samoczynnie, bezpośrednio po wprowadzeniu sygnałów wejściowych.

Automaty asynchroniczne dzielą się na statyczne i dynamiczne. Styczne automaty wykorzystują do sterowania tylko poziomy sygnałów. Automaty te wykazują wiele zalet w stosunku do synchronicznych, między innymi możliwością budowy z prostszych i tańszych elementów. Jednakże brak zewnętrznego synchronizatora stwarza dodatkowe problemy występujące podczas projektowania tych układów, które związane są z występowaniem hazardu i wyścigów.

W automatach asynchronicznych sygnały wejściowe oddziałują bezpośrednio na stan wewnętrzny automatu. Oznaczając przez:  $x(t)$  - stan wejść w chwili  $t$ ,  $q(t)$  - stan

wewnętrzny automatu w chwili  $t$ ,  $y(t)$  - stan wyjść w chwili  $t$ , dla automatu asynchronicznego statycznego zachodzi

$$q(t+\tau) = \Psi[q(t), x(t)] \quad (1)$$

Wartość  $\tau$  jest określona naturalnymi opóźnieniami wnoszonymi na drodze sygnałów przez elementy, z których zbudowany jest automat. Funkcja  $\Psi$  jest funkcją przejść automatu. Jeśli przez  $\Phi$  oznaczymy funkcję wyjść, wówczas dla automatu typu Mealy'ego obowiązuje

$$y(t+\tau') = \Phi[q(t), x(t)] \quad (2)$$

oraz dla automatu typu Moore

$$y(t+\tau') = \Phi[q(t)] \quad (3)$$

Wartość  $\tau'$  jest podobnie jak  $\tau$  pewnym opóźnieniem układów logicznych.

W przypadku automatów asynchronicznych wyróżniamy stany stabilne, trwające przez cały czas, w którym stan wejść się nie zmienia, oraz stany niestabilne występujące w momencie zmiany stanu wejść.

W celu zapewnienia prawidłowej pracy automatu asynchronicznego będziemy zakładać, że:

- niemożliwa jest zmiana dwóch sygnałów wejściowych równocześnie,
- dystans czasowy pomiędzy dwiema kolejnymi zmianami stanu wejść jest dłuższy od czasu ustalania się stanu wewnętrznego automatu.

#### 4. Przykład syntezy abstrakcyjnej automatu

Kolejne etapy syntezy abstrakcyjnej automatu asynchronicznego obejmują:

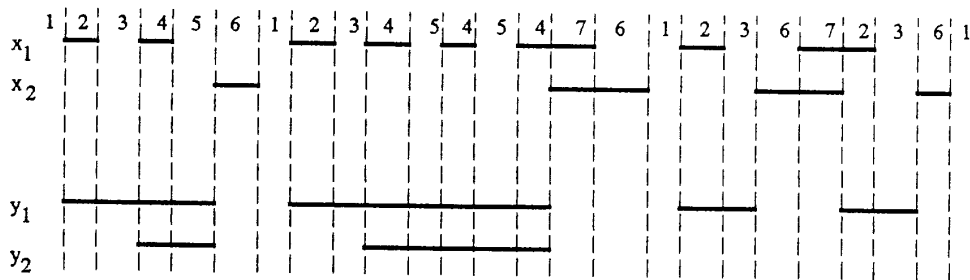
- określenie pierwotnej tablicy przejść i wyjść,
- skonstruowanie tablicy o minimalnej liczbie stanów wewnętrznych,
- kodowanie stanów z uwzględnieniem eliminacji zjawiska wyścigów.

Założmy, że należy zaprojektować automat w wersji Moore'a, który ma dwa wejścia w postaci niestabilizowanych przycisków:  $x_1$  i  $x_2$  i dwa wyjścia:  $y_1$  i  $y_2$  oraz działa w następujący sposób:

- pierwsze naciśnięcie przycisku  $x_1$  powoduje  $y_1=1$ , drugie naciśnięcie powoduje  $y_2=1$ , lecz następne naciśnięcia nie powodują zmiany wyjść,
- każdorazowe naciśnięcie przycisku  $x_2$  powoduje  $y_1=y_2=0$ .

## I

Na podstawie opisu słownego rysujemy wykres czasowy jak na rys. 1. który podaje wszystkie istotne zależności między sygnałami wejściowymi a wyjściowymi. Na wykresie wyróżniamy kolejne stany całkowite, odpowiadające odcinkom czasu, w których sygnały wejściowe nie zmieniają się. Stany, które oznaczone zostały na rys. 1 liczbami naturalnymi, odpowiadają różnym kombinacjom sygnałów wejściowych i wyjściowych. Przykładowo, kombinacji  $x_1x_2y_1y_2$  równej 0000 odpowiada stan 1, kombinacji 1010 odpowiada stan 2, kombinacji 0010 stan 3 itd.



Rys. 1. Wykres czasowy dla automatu z przykładu

## II

Określiwszy liczbę stanów całkowitych, rysujemy pierwotną tablicę przejść, która dla każdego stanu całkowitego w chwili  $t$  wyznacza stan następny w chwili  $t+\tau$ . Analizując przypadki objęte wykresem czasowym, wypełniamy kratki wewnątrz tablicy przejść. Stany stabilne w tablicy wyróżniamy oznaczając je kółkami. Z wykresu czasowego wynika, że stan 1 przechodzi do stanu stabilnego ① pod wpływem sygnałów wejściowych  $x_1x_2=00$ . Ze stanu 1 automat przechodzi do stanu 2 pod wpływem 10. W kratce odpowiadającej stanowi 1 i kombinacji wejściowej 11 piszemy kreskę (oznaczającą symbol nieokreślony), gdyż zakładamy niemożliwość jednoczesnej zmiany obu sygnałów wejściowych (z 00 na 11).

Po przeanalizowaniu wszystkich możliwych przejść otrzymujemy tablicę przejść automatu jak na rys. 2. Z prawej strony tablicy przejść wypisujemy sygnały wyjściowe odpowiadające kolejnym stanom całkowitym.

q	$x_1x_2$				$y_1y_2$
	00	01	11	10	
1	①	6	-	2	00
2	3	-	7	②	10
3	③	6	-	4	10
4	5	-	7	④	11
5	⑤	6	-	4	11
6	1	⑥	7	-	00
7	-	6	⑦	2	00

Rys. 2 Tablica przejść/wyjść dla automatu z przykładu

### III

Następnym etapem syntezy abstrakcyjnej jest minimalizacja pierwotnej tablicy przejść. Ponieważ automat ma być zaprojektowany w wersji Moore'a, należy znaleźć wszystkie pary stanów pseudorównoważnych. W czasie projektowania automatu w wersji Mealy'ego należałoby odszukać pary stanów zgodnych [2,3].

a)

q	$x_1x_2$				$y_1y_2$
	00	01	11	10	
(6,7) 1	①	①	①	2	00
2	3	-	1	②	10
3	③	1	-	4	10
(4,5) 4	④	1	1	④	11

b)

(q)Q <sub>1</sub> Q <sub>2</sub>	$x_1x_2$				$y_1y_2$
	00	01	11	10	
(1) 00	①①	①①	①①	01	00
(2) 01	10	-	00	①①	10
(3) 10	①①	00	-	11	10
(4) 11	①①	00	00	①①	11

Rys. 3 Tablica przejść automatu: a) tablica zminimalizowana, b) tablica przykładowo zakodowana

Dwa stany nazywamy pseudorównoważnymi, jeśli dla odpowiadających tym stanom wierszy w tablicy przejść spełnione są warunki:

- wyjścia odpowiadające obu wierszom są jednakowe,
- podczas dowolnej zmiany stanu wejść automat przechodzi z rozpatrywanych stanów do stanów jednakowych lub pseudorównoważnych.

Wiersze odpowiadające stanom pseudorównoważnym łączymy w ten sposób, że jeśli w kolumnie jednego z łączonych wierszy był stan stabilny, to będzie on stabilny w wierszu połączonym.

Z tablicy jak na rys. 2 wynika, że pseudorównoważne są stany 1 i 6, 1 i 7 oraz 4 i 5. Wynika stąd, że stany 1, 6, 7 można zastąpić jednym stanem 1, stany 4 i 5 innym stanem 4.

Zminimalizowaną tablicę przejść z rys. 2 dla automatu w wersji Moore'a przedstawiono na rys. 3.

#### IV

Następnym etapem syntezy jest zakodowanie zminimalizowanej tablicy przejść automatu, które gwarantuje poprawność jego pracy, eliminuje tzw. zjawisko wyścigów oraz minimalizuje złożoność struktury logicznej układu.

#### Zjawisko wyścigów

Rozpatrzmy zjawisko wyścigów w projektowanym automacie, zakładając, że tablica przejść (z rys. 3a) została zakodowana przykładowo tak jak na rys. 3b. Załóżmy, że automat znajduje się w stanie stabilnym ②, tzn.  $x_1x_2=10$ ,  $Q_1Q_2=01$ . Przypuśćmy, że stan wejść zmieni się z 10 na 00. Wówczas zgodnie z tablicą przejść automat powinien przejść do stanu ③, zakodowanego jako 10. Na skutek niejednakowych opóźnień wprowadzanych przez elementy, z których zbudowany jest automat, przejście ze stanu 01 do 10 może odbywać się dwojako:

$$01 \rightarrow 00 \rightarrow 10$$

lub  $01 \rightarrow 11 \rightarrow 10$ .

W pierwszym przypadku sygnał  $Q_2$  zmienił się szybciej niż sygnał  $Q_1$ . W konsekwencji automat przechodząc przez stan "pośredni" 00 przy nadal trwającym stanie wejść 00 przejdzie do stanu stabilnego ① (stan ①) zamiast do stanu ③ (stan ③). Zatem dla tak zakodowanej tablicy przejść automatu ja na rys. 3b występuje wyścig krytyczny, który może doprowadzić do błędnej pracy automatu.

Warunkiem wystarczającym do uniknięcia wyścigów krytycznych jest takie zakodowanie stanów, aby podczas każdej zmiany stanów zmieniał się co najwyżej jeden sygnał pamięci. Nie zawsze jednak takie zakodowanie jest możliwe.

Częstokroć dobre rezultaty kodowania uzyskujemy stosując rachunek podziałów [2]. Metoda ta pozwala nie tylko na uniknięcie wyścigów krytycznych, ale często prowadzi do uproszczenia układu.

Na rys. 4 przedstawiono zakodowaną tablicę przejść automatu wolną już od wyścigów krytycznych.

		$x_1x_2$				$y_1y_2$
		00	01	11	10	
(1)	00	00	00	00	01	00
(2)	01	11	00	00	01	10
(3)	11	11	00	-	10	10
(4)	10	10	00	00	10	11

Rys. 4 Prawidłowo zakodowana tablica przejść automatu

Czasami zdarza się, że nie można zapewnić kodowania eliminującego zjawisko wyścigu krytycznego. Wówczas należy przeanalizować możliwość wprowadzenia tzw. przejścia cyklicznego lub, gdy nawet to jest niemożliwe, należy wprowadzić dotatkowy stan wewnętrzny [2].

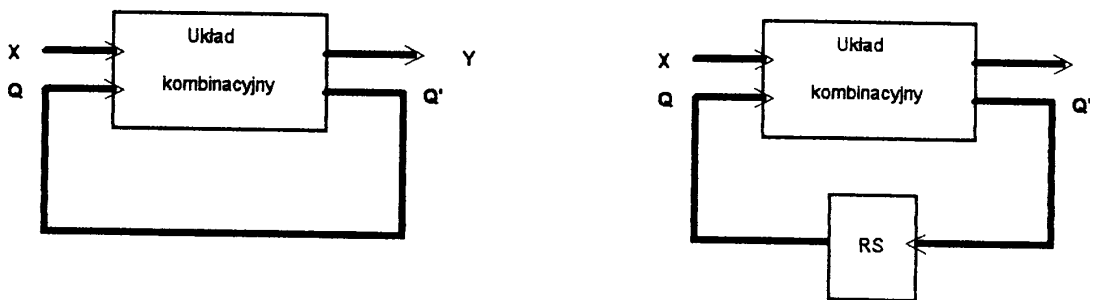
V

#### 4.1 Synteza strukturalna. Eliminacja zjawiska hazardu.

Strukturę automatu asynchronicznego, dla którego mamy prawidłowo zakodowaną tablicę przejść (tzn. z wyeliminowaniem zjawiska wyścigów) możemy zaprojektować dwoma sposobami:

1. Jako układ kombinacyjny ze sprzężeniami zwrotnymi,
2. Jako układ zawierający przerzutniki statyczne.

Schematy blokowe poszczególnych wersji automatu przedstawiono na rys. 5.



Rys. 5 Struktury automatu asynchronicznego.

Automat o  $k$  stanach wewnętrznych musi zawierać  $k$  sprzężeń zwrotnych lub  $k$  przerzutników, gdzie  $k$  wyznacza się z zależności:

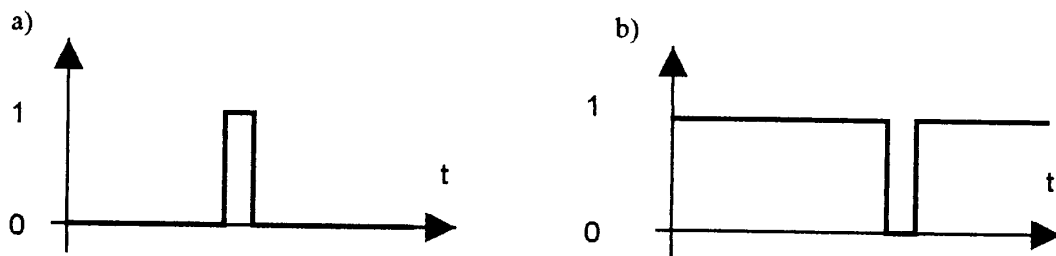
$$2^{k-1} \leq K \leq 2^k$$

##### 4.1.1 Realizacja automatu jako układu kombinacyjnego ze sprzężeniami zwrotnymi.

W torze sprzężenia zwrotnego układu kombinacyjnego muszą znajdować się elementy czynne (np. spełniające funkcje funktorów, elementy NOR lub NAND). Na obecnym etapie syntezy należy w taki sposób określić funkcje przejść automatu, aby wyeliminować ewentualne zjawisko hazardu w układzie kombinacyjnym. Hazard

styczny w układzie kombinacyjnym polega na krótkotrwałych zmianach sygnału wyjściowego podczas zmiany jednego z sygnałów wejściowych. Zobrazowano to na rysunku 6.

W układzie asynchronicznym ten krótkotrwały błędny sygnał może być podtrzymany na skutek istnienia sprzężenia zwrotnego i spowodować tym samym błędne działanie automatu. Hazard statyczny łatwo jest rozpoznać w tablicy Karnough'a po tym, że sąsiadujące ze sobą grupy krutek biorące udział w minimalizacji funkcji stykają się na linii zmiany wartości jednego z argumentów.



Rys. 6 Hazard statyczny w układzie kombinacyjnym; a) hazard statyczny w zerze, b) hazard statyczny w jedynce

Przypuśćmy, że automat będziemy budować z elementów NOR. W celu określenia funkcji wzbudzeń i funkcji wyjść przedstawimy tablicę przejść z rys.7 osobno dla sygnału  $Q_1$  (rys. 8a) oraz  $Q_2$  (rys. 8b).

$Q_1Q_2$		$x_1x_2$				$y_1y_2$
		00	01	11	10	
(1)	00	00	00	00	01	00
(2)	01	11	00	00	01	10
(3)	11	11	00	-	10	10
(4)	10	10	00	00	10	11

Rys. 7 Tablica przejść automatu (z rys 4)

a)

$Q_1Q_2$		$x_1x_2$			
		00	01	11	10
00	0	0	0	0	
01	1	0	0	0	
11	1	0	-	1	
10	1	0	0	1	

$Q_1$

b)

$Q_1Q_2$		$x_1x_2$			
		00	01	11	10
00	0	0	0	1	
01	1	0	0	1	
11	1	0	-	0	
10	0	0	0	0	

$Q_2$

Rys. 8 Tablice przejść dla sygnałów; a) dla sygnału  $Q_1$ , b) dla sygnału  $Q_2$ .

Z tablic (rys. 8) tych otrzymujemy następujące zależności:

$$Q_1' = \bar{x}_2(Q_1 + Q_2)(Q_1 + \bar{x}_1)$$

$$Q_2' = \bar{x}_2(x_1 + Q_2)(\bar{x}_1 + \bar{Q}_1)$$

Zauważmy, że wszystkie łączone grupy kratek zająbiają się wzajemnie, a zatem nie występuje tu zjawisko hazardu. Ponieważ automat jest w wersji Moore'a a zatem już na podstawie tablicy z rysunku wynikają następujące funkcje wyjść:

$$y_1 = Q_1 + Q_2$$

$$y_2 = Q_1 \bar{Q}_2$$

Schemat logiczny automatu zbudowanego z elementów typu NOR można przedstawić tak jak na rys 12.

#### 4.1.2 Realizacja automatu z przerzutników asynchronicznych RS.

Sposób określenia struktury automatu jest analogiczny jak w przypadku automatów synchronicznych. Wykorzystujemy do tego tablicę przejść automatu z rysunku oraz tablicę przejść przerzutnika RS, z których ma być zbudowany automat. Tablicę przejść przerzutnika pokazano na rys. 9.

$Q_t$	$Q_{t+1}$	R	S
0	0	-	0
0	1	0	1
1	0	1	0
1	1	0	-

Rys. 9 Tablica przejść przerzutnika RS

Na podstawie tablic z rysunków 8 i 9 tworzymy tablice dla poszczególnych wejść przerzutników (rys. 10), a na ich podstawie określimy funkcje wzbudzeń.



a)		b)	
$R_1$	$x_1x_2$	$R_2$	$x_1x_2$
$Q_1Q_2$	00 01 11 10	$Q_1Q_2$	00 01 11 10
00	- - - -	00	- - - 0
01	0 - - -	01	0 1 1 0
11	0 1 1 0	11	0 1 1 1
10	0 1 1 0	10	- - - -

c)		d)	
$S_1$	$x_1x_2$	$S_2$	$x_1x_2$
$Q_1Q_2$	00 01 11 10	$Q_1Q_2$	00 01 11 10
00	0 0 0 0	00	0 0 0 1
01	1 0 0 0	01	- 0 0 -
11	- 0 0 -	11	- 0 0 0
10	- 0 0 -	10	0 0 0 0

Rys. 10 Tablice wzbudzeń dla poszczególnych wejść przerzutników; a) wej.  $R_1$ , b) wej.  $R_2$ , c) wej.  $S_1$ , d) wej.  $S_2$

Funkcje wzbudzeń są następujące:

$$R_1 = x_2$$

$$S_1 = \bar{x}_1 \bar{x}_2 Q_2$$

$$R_2 = x_2 + Q_1 x_1$$

$$S_2 = \bar{Q}_1 x_1 \bar{x}_2$$

Funkcje wyjść określamy bezpośrednio z tablicy przejść automatu. Są one identyczne jak w przypadku automatu ze sprzężeniami zwrotnymi.

$$y_1 = Q_1 + Q_2$$

$$y_2 = Q_1 \bar{Q}_2$$

Schemat automatu na przerzutnikach zbudowanego z elementów NOR przedstawiono na rys.11.

## 5. Przebieg ćwiczenia

1. Zapoznanie się ze zjawiskami hazardu i wyścigów występującymi w układach logicznych.
2. Opanowanie metod syntezy automatu asynchronicznego z uwzględnieniem eliminacji zjawisk wyścigów i hazardu.
3. Zmontowanie na zestawie UNILOG dwóch układów automatów asynchronicznych zgodnie ze schematami podanymi na rysunkach 11 i 12.
4. Sprawdzenie poprawności działania zmontowanych układów.
5. W celu zbadania wpływu zjawiska hazardu przeprowadzić jedną z podanych metod syntezy automatu dla celowo zakodowanych stanów wewnętrznych w sposób nieprawidłowy (np. dla tablicy z rys.3b). Zmontować i sprawdzić działanie tak zaprojektowanego automatu obserwując występujące zjawisko hazardu.

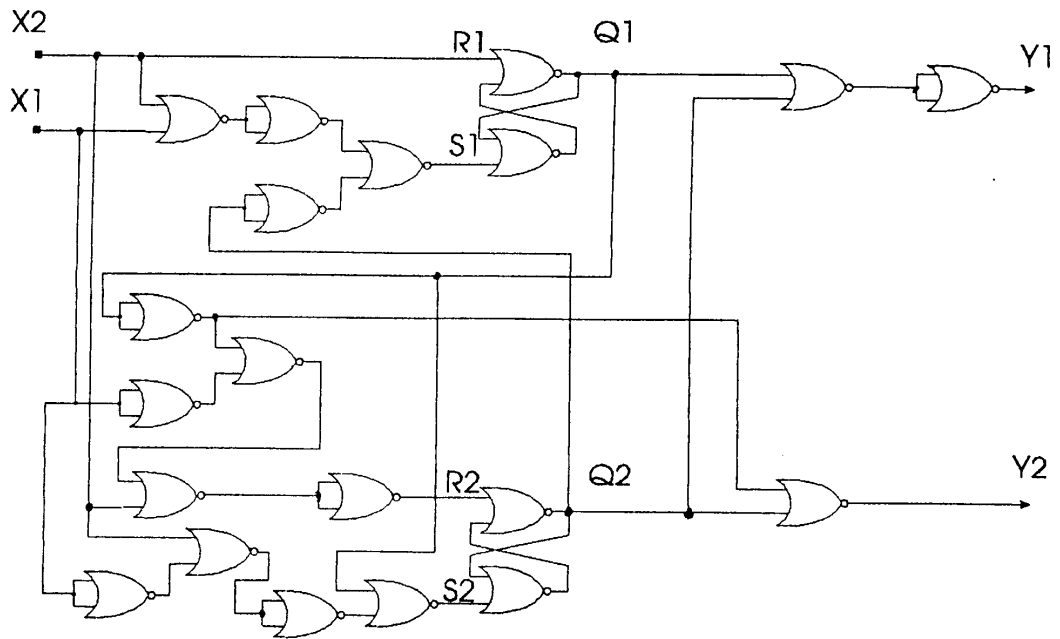
## 6. Sprawozdanie z ćwiczenia

W sprawozdaniu należy umieścić:

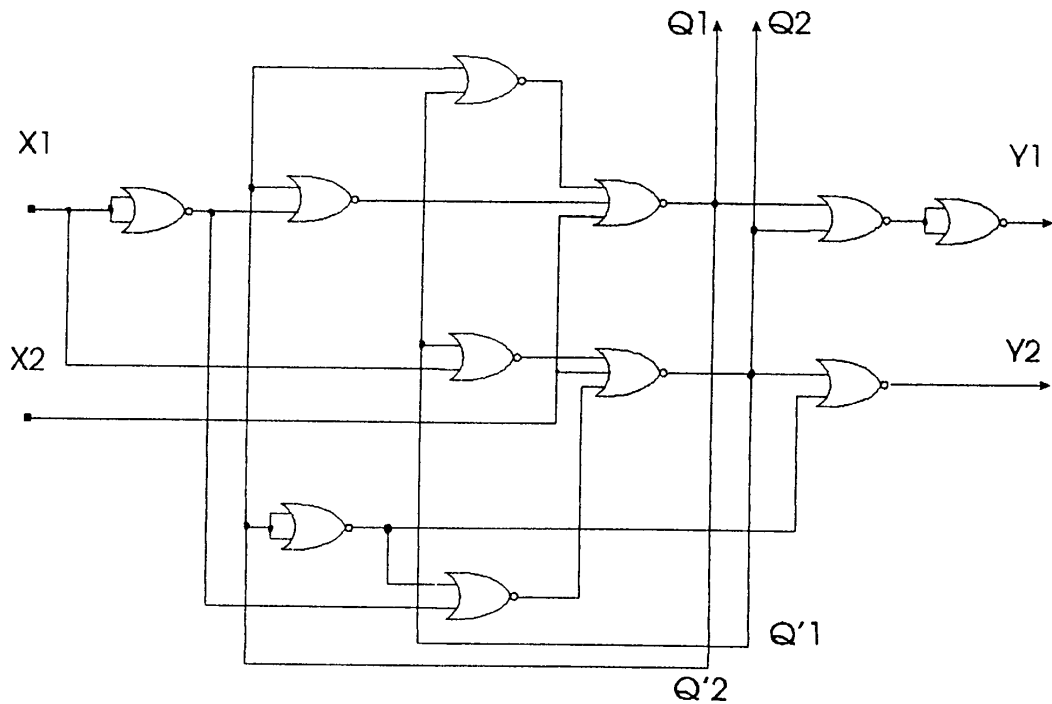
- temat i cel ćwiczenia,
- schematy zamodelowanych automatów,
- wyniki testowania automatów,
- wnioski z ćwiczenia.

## 7. Spis literatury

1. Kazimierczak J., Kluska J., Kaczmarek A.: "Podstawy teorii automatów.Laboratorium.", skrypt Politechniki Rzeszowskiej, Rzeszów 1984.
2. Misiurewicz P., Perkowski M.:"Teoria automatów. Materiały pomocnicze do ćwiczeń i laboratorium.", WPW, Warszawa 1976.
3. Traczyk W.:"Układy cyfrowe automatyki.", WNT Warszawa 1976.



Rys. 11 Schemat automatu asynchronicznego zbudowanego z przerzutników RS



Rys. 12 Schemat automatu asynchronicznego zbudowanego w technice NOR w wersji ze sprzężeniami zwrotnymi