

## Лекція 7

### СКІНЧЕННІ АВТОМАТИ

#### 7.1. Загальна характеристика скінченних автоматів

Розглянуті вище схеми тригерів та інших схем на їх основі передбачають наявність у тригері двох станів. Реакція пристрою на вхідні логічні сигнали залежить від того, в якому стані знаходиться тригер. Але існує велика кількість різноманітних схем, у яких використовується декілька тригерів. У такому випадку кількість внутрішніх станів схеми зростає в пропорції  $2^m$ , де  $m$  – кількість тригерів. При цьому, зрозуміло, зростає складність “реакції” такого пристрою на вхідні сигнали, оскільки кожного разу внутрішні стани тригерів можуть бути іншими.

Цифрові пристрої з  $m$  тригерами ( $m > 1$ ), стан виходів яких залежить не тільки від значень вхідних сигналів у заданий момент часу, а й від стану використовуваних тригерів у даний та попередній моменти часу, називаються *цифровими автоматами*.

У загальному плані *цифровим автоматом* називається пристрій, який формує ряд вихідних дискретних сигналів у відповідності із вхідною бінарною комбінацією сигналів. Найпростішим з таких автоматів є перетворювач кодів, і він називається *комбінаційним*.

У подальшому розглядатимуться автомати з пам'яттю, завдяки якій значення їх виходів залежать не лише від вхідних сигналів, що надходять у визначений момент часу, а також від внутрішнього стану автомата. Оскільки кількість внутрішніх станів залежить від кількості використовуваних тригерів, то цифрові автомати поділяються на *скінченні*, що мають обмежену кількість станів, і автомати з *нескінченною кількістю станів*, або *послідовнісні машини*. До останніх відносяться ЕОМ.

Будь-який цифровий автомат є сукупністю елементів пам'яті (тригерів) та комбінаційних схем. Тригери містять інформацію про

особливості попередньої роботи автомата. Комбінаційні схеми на основі вхідних автоматів та інформації, яка береться з тригерів, формують вихідні сигнали і сигнали для формування нових станів тригерів. Таким чином, однією з особливостей цифрових автоматів є те, що вони мають свої внутрішні стани, від яких залежить реакція на вхідні сигнали. Одним з найпростіших прикладів цифрових автоматів є кодовий замок, реакція на черговий сигнал якого залежить від попередніх сигналів.

Скінченні автомати можуть бути *синхронними*, зміна станів яких відбувається в тактові моменти часу, що задаються зовнішнім генератором. В *асинхронних* автоматах зміна станів відбувається внаслідок дії вхідних сигналів без затримок. Тому асинхронні автомати вважаються більш швидкодіючими і знаходять використання у швидкодіючих інформаційних пристроях вимірювання і керування різноманітними процесами, де необхідна миттєва реакція на зміну вхідних сигналів.

Синхронні автомати в силу специфіки своєї роботи вносять у процес вимірювання або керування затримку, що визначається величиною періоду синхросигналу.

Здебільшого асинхронні автомати будуються на основі асинхронних елементів пам'яті – асинхронних тригерів. Синхронні автомати будуються з використанням синхронних тригерів.

*Математичною моделлю* цифрового автомата є абстрактний автомат, в якому враховуються його вхідні та вихідні сигнали, а також внутрішні стани. Будемо розглядати детерміновані автомати, які завжди мають початковий стан  $Q_0$ , з якого починають працювати при дії вхідних сигналів і при повторі перебору вхідних сигналів повторюють послідовність станів і вихідних сигналів.

Абстрактний автомат задається *множиною внутрішніх станів*  $Q = \{ Q_1, Q_2, \dots, Q_m \}$  (*алфавітом станів*), *множиною вхідних сигналів*

$X = \{ X_1, X_2, \dots, X_p \}$  (вхідним алфавітом), множиною вихідних сигналів  $Y = \{ Y_1, Y_2, \dots, Y_k \}$  (вихідним алфавітом) і початковим станом  $Q_0$ .  
Перехід з одного стану в інший визначається функцією переходів  $f_p$ , що визначає стан автомата  $Q_s$ , в який він переходить з попереднього стану  $Q_m$  при дії сигналу  $X_p$ :

$$Q_s = f_p(Q_m, X_p).$$

Значення виходів автомата задається функцією виходів  $\lambda$ , що залежить від стану автомата  $Q_m$  і вхідного сигналу  $X_p$ :

$$Y_k = \lambda(Q_m, X_p).$$

Абстрактний автомат працює в дискретному часі, який задається цілими позитивними числами  $t = 0, 1, 2, \dots$

У кожний момент дискретного часу  $t$ , який зветься *тактом*, автомат перебуває у деякому стані  $Q(t)$  з множини станів автомата  $Q$ .

У початковий момент часу ( $t = 0$ ) він завжди знаходиться в стані  $Q(0) = Q_0$ . Вважається, що реакція автомата на вхідні сигнали не залежить від інтервалів часу між тактовими моментами часу.

У момент  $t$ , знаходячись у стані  $Q(t)$ , автомат сприймає на своєму вході сигнали, які називаються *буквами (літерами) вхідного алфавіту*  $X_p \in X$ . У відповідності до функції переходів  $f_p$ , він перейде у стан  $Q_s(t)$ , що описується алфавітом станів, тобто  $Q_s(t) \in Q$ .

Аналогічно, у відповідності з функцією виходів  $\lambda$ , на виході отримується сигнал  $Y_k$ , де  $Y_k \in Y$ .

### **Приклад 7.1.** Розглянути RS-тригер як скінчений автомат.

*Розв'язання.* RS-тригер має два стани із множини станів  $Q$ :  $Q_1 = 0$  і  $Q_2 = 1$ , де  $Q_1, Q_2 \in Q$ . Автомат має чотири значення входів  $X_p$  з алфавіту входів  $X_1, X_2, X_3, X_4$ , де  $X_1 = \bar{S} \cdot \bar{R} = 00$ ;  $X_2 = S \cdot \bar{R} = 10$ ;  $X_3 = \bar{S} \cdot R = 01$ ;  $X_4 = S \cdot R = 11$ . Вихідної комбінаційної логіки автомат не має, тобто залежність  $Y_k = \lambda(Q_m, X_p)$  визначається формулою:  $Y = Q$ .

Скінчена множина букв вхідного алфавіту, вихідного алфавіту і станів називається *словами*. Для скінченого автомата кількість символів цих алфавітів обмежена і однакова. Повний перебір символів вхідного слова повинен привести автомат до початкового стану  $Q_0$ . Автомат, який завжди починає працювати з початкового стану, називається *ініціальним*.

Поняття *станів* в описі автоматів пов'язане з необхідністю враховувати типи і характер попередніх сигналів, тобто сигналів, які діяли на один або декілька тактів раніше. Стани автомата і є тими відповідними елементами пам'яті, що характеризують попередні сигнали. Введення поняття станів дозволяє усунути час як явну змінну і визначати вихідний сигнал як функцію внутрішнього стану і входу в тактовий момент часу. Такий спосіб опису автоматів має великі переваги перед іншими для асинхронних пристроїв, в яких інтервали часу між сусідніми тактами можуть мати довільні значення, що значно відрізняються між собою. З такої точки зору комбінаційні пристрої відносяться до автоматів, в яких вихід не залежить від попередніх сигналів і повністю визначається комбінацією вхідних сигналів.

У практиці роботи автоматів часто мають місце випадки, коли деякі комбінації значень вхідних символів подавати неприпустимо (згадаємо таблицю станів *RS*-тригера). Такі комбінації є *забороненими* для автомата. Автомати, що мають заборонені вхідні слова, називаються *частковими*. Наприклад, деякий абстрактний автомат має вхідний алфавіт  $X$ , що складається з двох символів  $X_0$  і  $X_1$ , кожен з яких може приймати значення **0** або **1**. Слова  $\overline{X_1} \overline{X_0}$ ,  $\overline{X_1} X_0$ ,  $X_1 \overline{X_0}$  є *дозволеними*, а слово  $X_1 X_0$  – *забороненим*.

Наявність заборонених станів зменшує кількість слів вхідного алфавіту, зменшує кількість станів і дозволяє будувати часткові автомати з меншими затратами, ніж повні, для яких вказаних обмежень не існує.

Функція  $Y_k = \lambda(Q_m, X_p)$  задає значення виходів автомата з алфавіту  $Y$ . Кількість символів алфавіту  $Y$  не співпадає з кількістю символів алфавіту  $X$ . За аналогією з перетворювачами кодів, автомат забезпечує відображення слів вхідного алфавіту в слова вихідного алфавіту. Якщо прийняти можливу кількість слів вхідного алфавіту за  $P_x$ , вихідного алфавіту за  $K_y$ , то в залежності від співвідношення між  $P_x$  та  $K_y$  автомати можуть за функціональним призначенням розділятися на три групи.

При  $K_y < P_x$  маємо автомати, які призначені для розв'язання задач керування, стиснення інформації, розпізнавання повідомлень. Наприклад, цифровий кодовий замок може мати 3...5 вхідних символів і лише один вихідний. Інший приклад – розпізнавання введеного пароля при вході в комп'ютер.

Якщо  $K_y > P_x$ , то маємо ситуацію, коли довжина вихідних слів буде більшою, ніж вхідних, оскільки кількість слів повинна бути однаковою. Тобто вихідні слова будуть нести збиткову інформацію, що використовується, як відмічалось в попередніх розділах, для синтезу перешкодостійких кодів.

При  $K_y = P_x$  кількість і довжина вхідних і вихідних слів однакові. Такі автомати використовуються для деяких кодових перетворень (наприклад, перетворення двійкового коду в код Грея, і т. д.), для реалізації деяких методів захисту даних від несанкціонованого доступу (метод підстановок) і т. п.

## **7.2. Автомати Мілі і Мура**

### ***7.2.1. Закони функціонування автоматів***

У практиці використання цифрових автоматів можна виділити невелику кількість типових алгоритмів їх функціонування. Найбільшого розповсюдження набули два типи автоматів – *автомати Мілі і Мура*.

Закон функціонування автомата Мілі задається рівняннями:

$$\begin{cases} Q(t+1) = f_p [Q(t), X(t)]; \\ Y_k(t) = \lambda [Q(t), X(t)]; \quad t = 0, 1, 2, \dots \end{cases} \quad (7.1)$$

Закон функціонування автомата Мура описується рівняннями:

$$\begin{cases} Q(t+1) = f_p [Q(t), X(t)]; \\ Y_k(t) = \lambda [Q(t)]; \quad t = 0, 1, 2, \dots \end{cases} \quad (7.2)$$

Різниця між автоматами Мілі і Мура полягає лише в тому, що вихідний сигнал останнього залежить тільки від внутрішнього стану, у той час як в автоматі Мілі значення вихідного сигналу залежить також і від вхідного сигналу.

Структура автомата Мілі зображена на рис. 7.1.

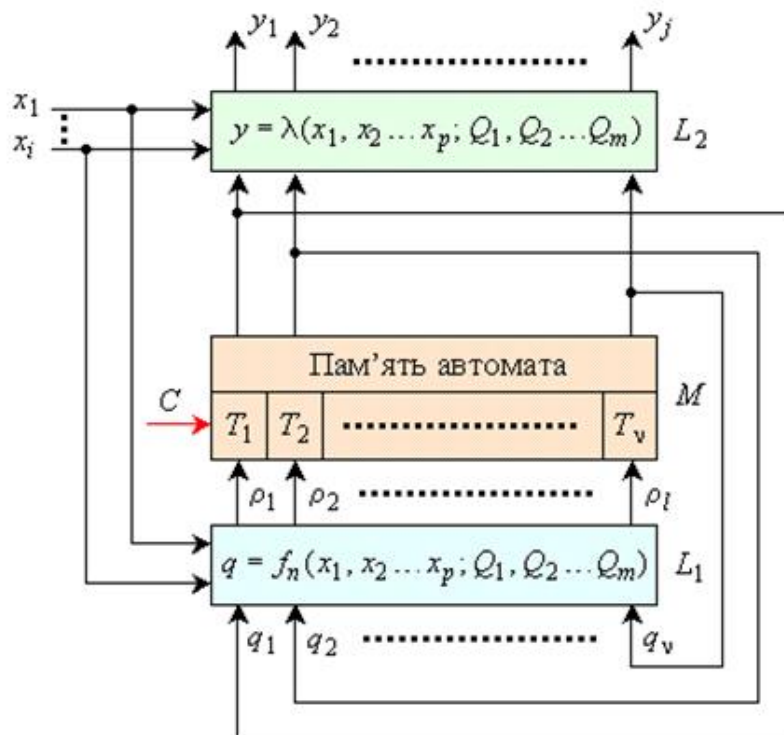


Рис. 7.1.

Автомат складається з набору елементарних автоматів (тригерів  $T_1, T_2, \dots, T_n$ ), стани яких  $q_1, q_2, \dots, q_n$  в кожний момент часу визначають внутрішній стан автомата в цілому. Під дією вхідних сигналів  $x_1 \dots x_i$ , які подаються в дискретні моменти часу, відбувається формування сигналів

$\rho_1 \dots \rho_l$ , що забезпечують послідовне перемикання тригерів  $T_1 \dots T_n$ . Таким шляхом відбувається послідовна зміна станів автомата. Оскільки комбінаційна схема  $L_1$  формує керуючі сигнали тригерів в залежності від значень виходів тригерів у момент подачі тактового сигналу (для синхронних схем) або в моменти подачі вхідних сигналів (для асинхронних), то значення виходів тригерів у послідуєчий момент часу  $i$ , відповідно, стан автомата однозначно визначається вхідними сигналами і станом автомата в попередній момент часу.

Сигнали керування тригерами  $\rho_1 \dots \rho_l$  формуються комбінаційним пристроєм  $L_1$ , структура якого визначає функцію переходів автомата. Функція виходів реалізується комбінаційним пристроєм  $L_2$ , який формує сигнали  $y_1 \dots y_j$  як функції виходів пам'яті (для автоматів Мура) або як функції виходів пам'яті і вхідних сигналів (для автоматів Мілі).

Переходячи до відносного часу роботи, формули (7.1), (7.2) можна зобразити у вигляді:

- для автомата Мілі:

$$\begin{cases} Y_{n+1} = L_2(Q_{n+1}, X_n); \\ Q_{n+1} = L_1(Q_n, X_n); \end{cases} \quad (7.3)$$

- для автомата Мура:

$$\begin{cases} Y_{n+1} = L_2(Q_{n+1}); \\ Q_{n+1} = L_1(Q_n, X_n). \end{cases} \quad (7.4)$$

Рівняння (7.3), (7.4) можуть бути заданими аналітично або у вигляді таблиць станів (таблиць відповідностей).

Взаємозв'язок між поточними  $Q_n$  і послідуєчими значеннями  $Q_{n+1}$  виходів визначається характеристичними рівняннями використовуваних тригерів.

У Табл. 7.1 приведені характеристичні рівняння тригерів, розглянутих у попередніх розділах.

Табл. 7.1.

Тип використовуваного тригера	Характеристичне рівняння
Асинхронний $RS$ -тригер	$Q_{n+1} = S_n + \overline{R}_n Q_n$
Синхронний статичний $D$ -тригер	$Q_{n+1} = C_n D_n$
Динамічний $D$ -тригер	$Q_{n+1} = D_n$
Динамічний $JK$ -тригер ( $JK$ - $MS$ -тригер)	$Q_{n+1} = J_n \overline{Q}_n + \overline{K}_n Q_n$
$T$ -тригер	$Q_{n+1} = C_n \overline{Q}_n$
$T$ -тригер з дозволяючим входом	$Q_{n+1} = C_n (V \overline{Q}_n + \overline{V} Q_n)$

Поєднуючи характеристичні рівняння тригерів і рівняння комбінаційних схем, можна проводити аналіз роботи існуючого автомата або виконувати його синтез.

### 7.2.2. Способи опису роботи автоматів

У практиці аналізу і синтезу цифрових автоматів використовують різні способи опису їх роботи. Найбільш поширеними є *табличний* і *графічний* способи.

Розглянемо спочатку опис роботи автомата з використанням таблиць переходів та виходів. Стовбці (рядки) цих таблиць позначають символами з множини  $Q$ , а рядки (стовбці) – символами з множини  $X$ .

Кількість рядків таблиці переходів визначається кількістю комбінацій вхідних сигналів  $\rho$ , а кількість стовбців – відповідно, кількість станів  $M$  автомата.

У Табл. 7.2 зображена таблиця автомата з  $\rho = 3$ ,  $M = 2^m = 4$ .

В кожній клітці таблиці переходів записується стан, в який переходить автомат з попереднього стану (стану, що стоїть у заголовку стовпця) при дії відповідного вхідного сигналу. Так, наприклад, якщо автомат знаходиться у стані  $Q_0$ , то при дії сигналу  $X_1$  він перейде в стан



$Q_3$ ; при дії сигналу  $X_2$  залишиться в стані  $Q_0$ , а при дії сигналу  $X_3$  перейде в стан  $Q_1$ .

Табл. 7.2

$X \backslash Q$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$
$X_1$	$Q_3$	$Q_2$	$Q_1$	$Q_0$
$X_2$	$Q_0$	$Q_3$	$Q_2$	$Q_1$
$X_3$	$Q_1$	$Q_0$	$Q_3$	$Q_2$

Табл. 7.3

$X \backslash Q$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$
$X_1$	$Y_0$	$Y_1$	$Y_2$	$Y_3$
$X_2$	$Y_3$	$Y_0$	$Y_1$	$Y_2$
$X_3$	$Y_2$	$Y_3$	$Y_0$	$Y_0$

Табл. 7.4

		$Y_2$	$Y_1$	$Y_0$
$X \backslash Q$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$	
$X_1$	$Q_2$	$Q_1$	$Q_2$	
$X_2$	$Q_0$	$Q_2$	$Q_1$	
$X_3$	$Q_1$	$Q_0$	$Q_0$	

Таблиця виходів (Табл. 7.3) відрізняється від таблиці переходів лише тим, що у кожній клітці записується відповідне значення вихідного сигналу автомата.

Таблиці переходів і виходів автомата Мілі можуть бути представлені у вигляді однієї суміщеної таблиці, у клітках якої вказані значення як станів, так і виходів.

Функції переходів і виходів автомата Мура задаються однією таблицею переходів, яка будується так само, як і таблиця переходів автомата Мілі. Різниця полягає лише в тому, що над заголовками кожного стовпця встановлюється окремим рядком значення виходів автомата (Табл. 7.4).

Для частково заданих автоматів, у яких функції виходів і функції переходів визначені не для всіх комбінацій  $Q_m$  і  $X_p$ , відповідні клітки залишаються незаповненими.

Як приклад, розглянемо більш детально автомати, що описуються Табл. 7.2 – Табл. 7.4.

При двійкових вхідних сигналах входи автоматів  $X_1, X_2, X_3$  можуть бути задані вхідними логічними змінними  $x_1$  та  $x_2$ , тобто з множини  $J = 2$ . В алфавіті  $X$  матимемо  $2^J = 4$  різних слова, а саме:  $X_1 = \overline{x_1} \overline{x_2}$ ,  $X_2 = x_1 \overline{x_2}$ ,  $X_3 = \overline{x_1} x_2$ ,  $X_4 = x_1 x_2$ . Звідси витікає, що  $X_4 = x_1 x_2$  – це заборонене слово для автоматів, що розглядаються. Але така заборона може існувати не для всіх станів автомата, а тільки для деяких. Наочний приклад такого автомата приводиться в [Борисенко О.А.], що заданий таблицею переходів Табл. 7.5. З таблиці витікає, що при стані  $Q_0$  на вхід автомата не повинен надходити сигнал  $X_2$ , оскільки перехід у такому випадку не визначений.

Табл. 7.5

$X \backslash Q$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$
$X_1$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_0$
$X_2$	—	$Q_2$	$Q_1$

Можна прийняти, що  $X_1 = x = 1$ , а  $X_2 = \overline{x} = 0$  і, відповідно, лише значення  $X_1 = 1$  може змінювати стан автомата. З Табл. 7.5 однозначно визначається і послідовність зміни станів автомата при дії  $X_1$ :  $Q_0 \Rightarrow Q_1 \Rightarrow Q_2 \Rightarrow Q_0$ . Для цього необхідно задати послідовність  $X_1, X_1, X_1$ . З цього витікає, що автомат закінчує свою роботу переходом до початкового стану. Якщо функція  $\lambda = 1$ , то виходи автомата Мілі одночасно визначатимуться значеннями його внутрішніх станів. В тому випадку, коли  $X_1$  є тактовим сигналом, що діє лише на тригери, а стани автомата змінюються упорядковано в зростаючому або спадаючому напрямку, автомат називається *лічильним автоматом*, або *лічильником*.

Більш наочним є спосіб опису автоматів з допомогою графів, подібно до того, як описувалася робота тригерів. Різниця полягає в тому, що

автомат може мати суттєво більшу кількість станів. На рис. 7.2 показані граф-схеми автоматів Мілі і Мура, які задані Табл. 7.2 – 7.3 (рис.7.2.а), Табл.7.4 (рис.7.2.б).

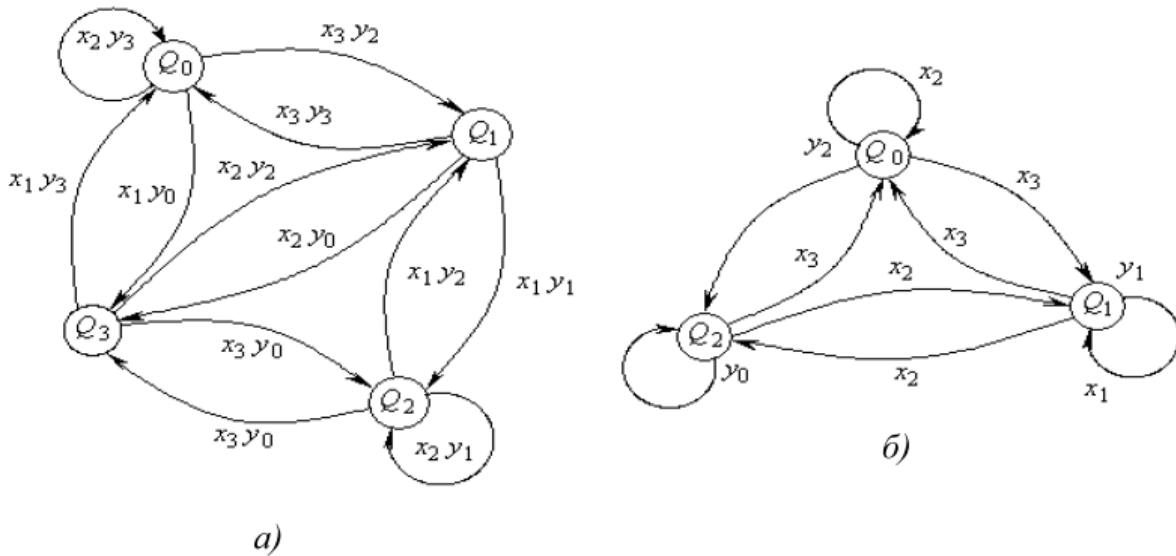


Рис. 7.2.

Граф-схеми широко використовуються як при аналізі, так і при синтезі автоматів, а також при переході від словесного до формалізованого їх опису.

За допомогою таблиць переходів і виходів, як і за допомогою граф-схеми завжди можна знайти вихідну реакцію автомата на будь-яке вхідне слово, що належить множині  $X$ .

Робота автомата може описуватися у часі за допомогою спеціальної таблиці (Табл. 7.6), яка називається *стрічкою цифрового автомата*.

Табл. 7.6

Такт	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Вхідний сигнал	$X_2$	$X_1$	$X_1$	$X_2$	$X_3$	$X_1$	$X_1$	$X_3$	$X_2$	$X_1$	$X_1$
Стан	$Q_0$	$Q_2$	$Q_3$	$Q_0$	$Q_2$	$Q_0$	$Q_3$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$	$Q_3$
Вихідний сигнал	$Y_0$	$Y_1$	$Y_2$	$Y_0$	$Y_0$	$Y_1$	$Y_2$	$Y_2$	$Y_1$	$Y_1$	$Y_2$

Особливість такої стрічки полягає в тому, що для будь-якої пари сусідніх тактів  $i$  та  $(i+1)$  можна виділити четвірку символів (виділена у

Табл. 7.6 жирною лінією), яка показує, в який стан перейде цифровий автомат в  $(i+1)$ -ому такті і який вихідний сигнал буде сформований під дією вхідного сигналу.

Однією з форм зображення автомата є його *дерево переходів і виходів*. Дерево може мати декілька ярусів, у кожному з яких за допомогою гілок показуються можливі переходи, починаючи з нульового стану.

На рис. 7.3 приводиться приклад дерева переходів, що відповідає Табл. 7.2.

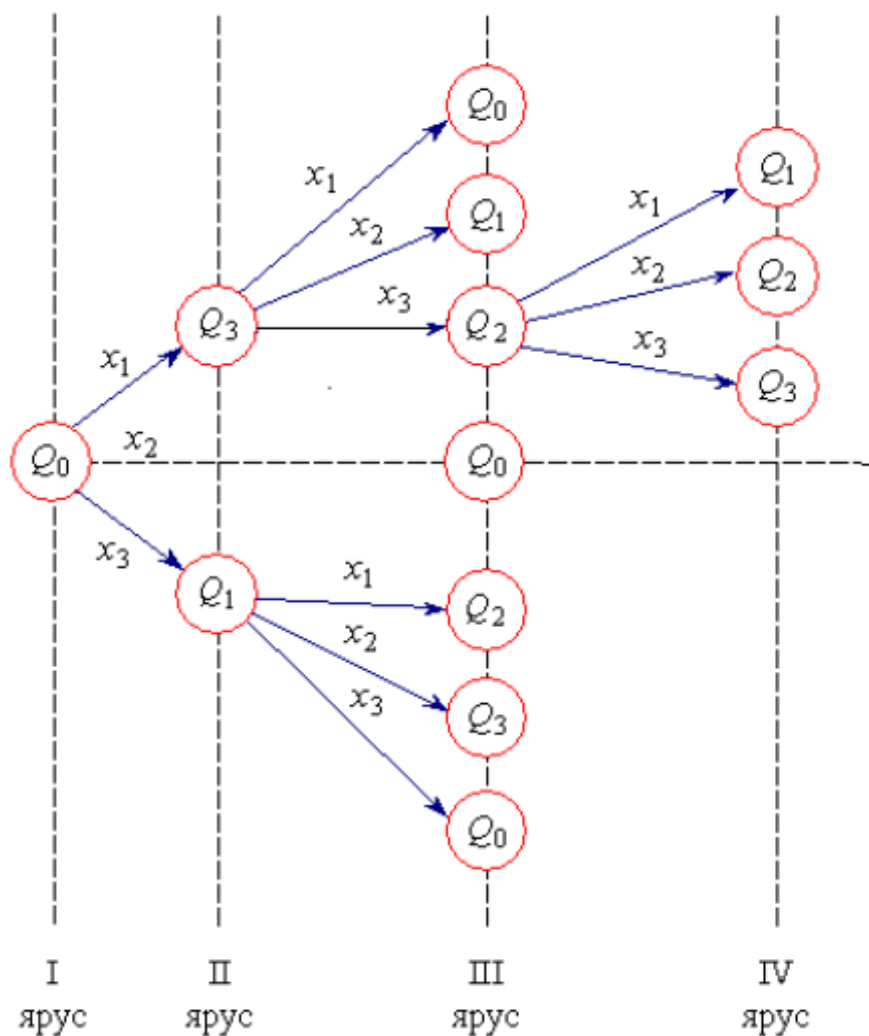


Рис. 7.3

### 7.2.3. Еквівалентні перетворення автоматів

Для будь-якого автомата Мілі можна побудувати відповідний автомат Мура, і навпаки.

Розглянемо алгоритми таких переходів на прикладі автомата Мура, що заданий Табл. 7.7 і Табл. 7.8.

Табл. 7.7

$X \backslash Q$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$
$x_1$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_0$	$Q_2$
$x_2$	$Q_3$	$Q_0$	$Q_0$	$Q_0$
$x_3$	$Q_2$	$Q_3$	$Q_2$	$Q_3$

Табл. 7.8

$X \backslash Q$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$
$x_1$	$Y_3$	$Y_2$	$Y_1$	$Y_1$
$x_2$	$Y_2$	$Y_1$	$Y_3$	$Y_3$
$x_3$	$Y_1$	$Y_2$	$Y_2$	$Y_3$

Табл. 7.9

$X \backslash Q$	$Q_0$ $Q_{00}$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$
$x_1$	$Q_1$ $Q_{01}$	$Q_2$ $Q_{11}$	$Q_0$ $Q_{21}$	$Q_2$ $Q_{31}$
$x_2$	$Q_3$ $Q_{02}$	$Q_0$ $Q_{12}$	$Q_0$ $Q_{22}$	$Q_0$ $Q_{32}$
$x_3$	$Q_2$ $Q_{03}$	$Q_3$ $Q_{13}$	$Q_2$ $Q_{23}$	$Q_3$ $Q_{33}$

Поставимо у відповідність кожній парі  $Q_m$  та  $X_p$  автомата Мілі стан  $Q_{mp}$  автомата Мура. До множини станів автомата Мура включимо початковий стан автомата Мілі  $Q_0$ , але позначимо його  $Q_{00}$ . Для прикладу, що розглядається, така відповідність приведена в Табл. 7.9.

Якщо автомат Мілі має  $t$  станів і  $p$  вхідних сигналів, то відповідний йому автомат Мура матиме  $tp+1$  станів.

З Табл. 7.9 витікає той факт, що стан  $Q_0$  автомата Мілі співпадає зі станами  $Q_{00}$ ,  $Q_{21}$ ,  $Q_{12}$ ,  $Q_{22}$ ,  $Q_{32}$  автомата Мура. Тобто має місце наступна тотожність:

$$Q_0 = Q_{00} = Q_{21} = Q_{12} = Q_{22} = Q_{32}.$$

Аналогічно,

$$Q_1 = Q_{01}; \quad Q_2 = Q_{03} = Q_{11} = Q_{23} = Q_{31}; \quad Q_3 = Q_{02} = Q_{13} = Q_{33}.$$

Така відповідність означає, що одному переходу автомата Мілі з  $Q_0$  в  $Q_1$  повинні бути відповідними всі переходи автомата Мура зі станів  $Q_{00}$ ,  $Q_{21}$ ,  $Q_{12}$ ,  $Q_{22}$ ,  $Q_{32}$  в стан  $Q_{01}$ ; переходу з  $Q_1$  в  $Q_2$  повинні бути відповідні всі переходи автомата Мура зі стану  $Q_{01}$  в стани  $Q_{03}$ ,  $Q_{11}$ ,  $Q_{23}$ ,  $Q_{31}$ , і т.д. Зі сказаного витікає наступний висновок: якщо стан  $Q_{mp}$  входить до множини станів, що співпадає зі станом, наприклад,  $Q_1$ , то стовбець таблиці переходів для стану  $Q_{mp}$  співпадатиме з стовбцем таблиці переходів для стану  $Q_1$ . Значення  $m$  функції виходів для еквівалентного автомата Мура:

$$\lambda(Q_{mp}) = \lambda(Q_m, X_p) \text{ при } Q_{mp} \neq Q_{00}.$$

Наприклад, для стану  $Q_{01}$  функція виходу буде  $Y_3$ , оскільки вона відповідає набору  $Q_0$  і  $X_1$  з Табл. 7.8; для стану  $Q_{02}$  функція виходу буде  $Y_2$ , що відповідає набору  $Q_0$  і  $X_2$ , і т. д.

Для початкового стану  $Q_{00}$  значення вихідного сигналу вибирається довільно.

Внаслідок описаних відповідностей і перетворень можна побудувати таблицю переходів і виходів еквівалентного автомата Мура (див. Табл. 7.10).

Табл. 7.10

	$Y_3$	$Y_3$	$Y_2$	$Y_1$	$Y_2$	$Y_1$	$Y_2$	$Y_1$	$Y_3$	$Y_2$	$Y_1$	$Y_3$	$Y_3$
	$Q_{00}$	$Q_{01}$	$Q_{02}$	$Q_{03}$	$Q_{11}$	$Q_{12}$	$Q_{13}$	$Q_{21}$	$Q_{22}$	$Q_{23}$	$Q_{31}$	$Q_{32}$	$Q_{33}$
$X_1$	$Q_{01}$	$Q_{11}$	$Q_{31}$	$Q_{21}$	$Q_{21}$	$Q_{01}$	$Q_{31}$	$Q_{01}$	$Q_{01}$	$Q_{21}$	$Q_{21}$	$Q_{01}$	$Q_{31}$
$X_2$	$Q_{02}$	$Q_{12}$	$Q_{02}$	$Q_{22}$	$Q_{22}$	$Q_{02}$	$Q_{32}$	$Q_{02}$	$Q_{02}$	$Q_{22}$	$Q_{22}$	$Q_{12}$	$Q_{32}$
$X_3$	$Q_{03}$	$Q_{13}$	$Q_{33}$	$Q_{23}$	$Q_{23}$	$Q_{03}$	$Q_{33}$	$Q_{33}$	$Q_{33}$	$Q_{23}$	$Q_{23}$	$Q_{33}$	$Q_{33}$

Розглянемо особливості переходу від автомата Мура до еквівалентного автомата Мілі.

Якщо  $f_{p1}$  і  $\lambda_k$  функції переходів і виходів автомата Мура, то функції переходів  $f_{p2}(Q, X)$  і виходів  $\lambda_2(Q, X)$  еквівалентного автомата Мілі:

$$f_{p2}(Q, X) = f_{p1}(Q, X); \quad \lambda_2(Q, X) = \lambda_1(f_{p1}(Q, X)).$$

Звідси витікає, що таблиця переходів еквівалентного автомата Мілі співпадає з таблицею переходів автомата Мура, а в кожен клітку таблиці виходів записується символ, яким відмічений стан автомата Мура в заданій клітці.

При такому перетворенні граф автомата Мілі відрізняється від графу автомата Мура лише тим, що вихідні сигнали з вузлів графа перенесені на всі гілки, що входять у даний вузол.

### 7.3. Основи аналізу цифрових автоматів

Аналіз роботи автомата виконується з метою визначення його стану в послідуєчий тактовий момент часу і передбачення послідуєчих станів. Такі задачі з'являються при вивченні роботи невідомих схем, при налагодженні пристроїв цифрової схемотехніки. Задачі аналізу є досить складними і розв'язуються поетапно.

Рекомендуються наступні кроки:

- визначаються стани на послідуєчому тактовому моменті часу і значення виходів вхідної та вихідної комбінаційних функцій  $L_1$  і  $L_2$ ;
- використовуються функції  $L_1$  і  $L_2$  для побудови таблиці станів, яка повністю визначає послідуєчий стан і значення виходу схеми для кожної комбінації поточного стану і виходів;
- будується діаграма станів, яка містить інформацію з попереднього кроку (граф переходів).

### 7.3.1. Аналіз автоматів з *D*-тригерами

Розглянемо особливості аналізу на конкретних прикладах скінченних автоматів.

Виконаємо аналіз схеми, що приведена на рис. 7.4 і містить вхідну комбінаційну функцію  $L_1$ , що реалізована на елементах DD1, DD2, вихідну комбінаційну функцію  $L_2$ , реалізовану на DD5, і модуль пам'яті з використанням динамічних *D*-тригерів DD3 і DD4. Тобто схема, що розглядається, відноситься до групи автоматів Мілі.

Розглянемо поведінку схеми в роботі.

За фронтом синхросигналу  $C_n$  кожен з тригерів приймає сигнал, що попередньо був поданий на *D*-вхід, і передає його на свій вихід в відповідності до алгоритму (див. Табл. 7.1). Сигнали  $q_1$  і  $q_2$  є *встановлюючими* (збуджуючими) для *D*-тригерів у кожному тактовий момент часу.

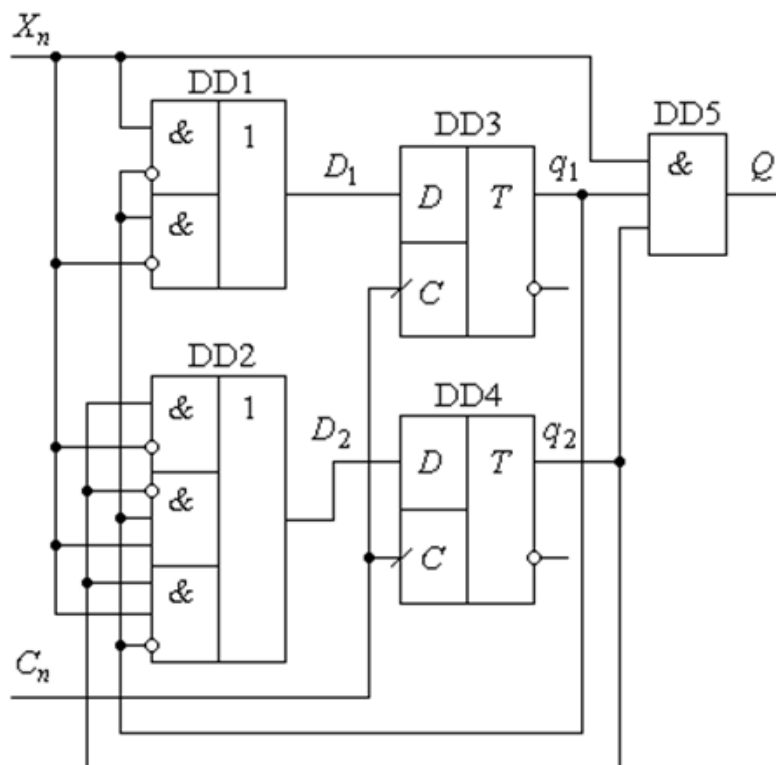


Рис. 7.4.



Логічні рівняння, що визначають встановлюючі сигнали як функції поточного стану і вхідних сигналів, називаються *збуджуючими рівняннями* (*Excitation equations*) і можуть бути отримані з принципової схеми:

$$D_{1n} = X_n \overline{q_{1n}} + \overline{X_n} q_{1n} = X_n \oplus q_{1n} ; \quad (7.5)$$

$$D_{2n} = \overline{X_n} q_{2n} + X_n q_{1n} \overline{q_{2n}} + X_n \overline{q_{1n}} q_{2n} = \overline{X_n} q_{2n} + X_n (q_{1n} \oplus q_{2n}) . \quad (7.6)$$

Функція  $L_1$ , що описується збуджуючими рівняннями, називається *функцією збудження*.

Використовуючи характеристичні рівняння  $D$ -тригерів, можемо записати:

$$q_{1(n+1)} = D_{1n} \cdot C_n ; \quad (7.7)$$

$$q_{2(n+1)} = D_{2n} \cdot C_n . \quad (7.8)$$

Підставляючи значення  $D_{1n}$ ,  $D_{2n}$  з (7.5) – (7.6), отримуємо:

$$q_{1(n+1)} = C_n \cdot (X_n \oplus q_{1n}) ; \quad (7.9)$$

$$q_{2(n+1)} = C_n \cdot ( \overline{X_n} q_{2n} + X_n (q_{1n} \oplus q_{2n}) ) . \quad (7.10)$$

Отримані рівняння (7.9) – (7.10), що виражають значення стану автомата в  $(n + 1)$ -й момент часу в залежності від значень його входів і стану в  $n$ -й момент часу, називаються *перехідними рівняннями*. Їх суть полягає в тому, що вони надають можливість передбачити стан автомата в  $(n + 1)$ -й момент часу на основі інформації про стан і значення входів в  $n$ -й момент часу.

Оскільки внутрішній стан автомата визначається значеннями виходів двох тригерів, то можна стверджувати, що існують лише чотири можливі стани автомата:  $(q_1, q_2) = 00, 01, 10, 11$ . Для кожного стану в приладі, що розглядається, можливі лише два значення вхідного сигналу  $X$ : 0, 1.

В результаті маємо лише вісім комбінацій стан-вхід (у загальному плані автомат з  $m$  станами і  $p$  вхідними сигналами матиме  $2^{m+p}$  комбінацій стан-вхід).

Табл. 7.11

$C_n$	$X_n$	$q_{2n}$	$q_{1n}$	$q_{2(n+1)}$	$q_{1(n+1)}$
1	0	0	0	0	0
2	0	0	1	0	1
3	0	1	0	1	0
4	0	1	1	1	1
1	1	0	0	0	1
2	1	0	1	1	0
3	1	1	0	1	1
4	1	1	1	0	0

Перехідні рівняння (7.9) – (7.10) можемо задати в табличній формі (див. Табл. 7.11). З Табл. 7.11 наглядно витікає особливість роботи автомата. Вона полягає в тому, що при  $X_n = 0$  автомат не працює, тобто значення вихідних станів в  $(n+1)$ -й момент часу повторюють відповідні значення в  $n$ -й момент часу. При  $X_n = 1$  він виконує функцію двійкового лічильника з максимальним фіксованим значенням  $q_2 q_1 = 11_2 = 3_{10}$ .

Побудуємо тепер на основі Табл. 7.11 таблицю переходів автомата. Для цього кожен з можливих станів автомата позначимо відповідним значенням з множини  $Q$ , починаючи з нульового:

$$Q_0 = \overline{q_{2n}} \overline{q_{1n}} = 00; \quad Q_1 = \overline{q_{2n}} q_{1n} = 01; \quad Q_2 = q_{2n} \overline{q_{1n}} = 10; \quad Q_3 = q_{2n} q_{1n} = 11.$$

В результаті отримуємо таблицю переходів у вигляді Табл. 7.12 або її скорочену форму – Табл. 7.13.

Табл. 7.12

$C_n$	$X_n$	$Q_n$	$Q_{n+1}$
1	0	$Q_0$	$Q_0$
2	0	$Q_1$	$Q_1$
3	0	$Q_2$	$Q_2$
4	0	$Q_3$	$Q_3$
1	1	$Q_0$	$Q_1$
2	1	$Q_1$	$Q_2$
3	1	$Q_2$	$Q_3$
4	1	$Q_3$	$Q_0$

Табл. 7.13

$X \cdot C_n \backslash Q$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$
0	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$
1	$Q_1$	$Q_2$	$Q_2$	$Q_0$

Граф-схема автомата приведена на рис. 7.5.

Послідовність переходів з одного стану до іншого забезпечується при наявності динамічного сигналу  $C_n$  від зовнішнього тактового генератора і потенційного (дозволяючого) сигналу  $x$ .

Робота автомата може бути описана і за допомогою часових діаграм (рис. 7.6), які відображають зміну станів тригерів автомата ( $q_{1n}$ ,  $q_{2n}$ ) у відповідні тактові моменти часу, і відповідні стани автомата ( $Q_0 \div Q_3$ ) на кожному тактовому інтервалі.

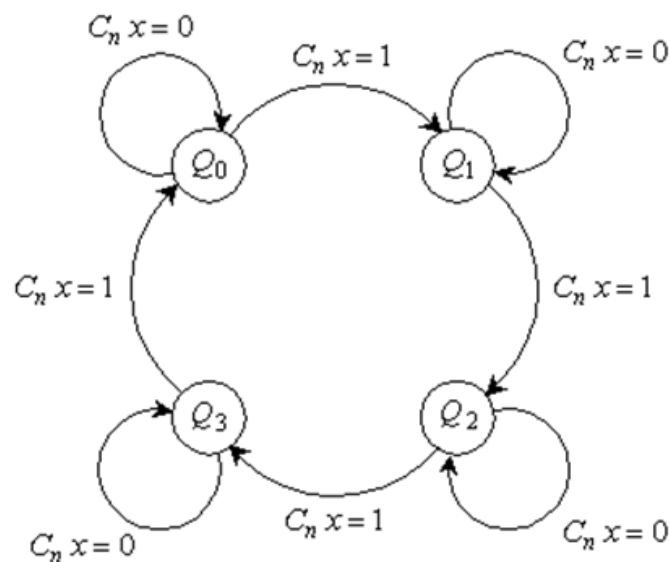


Рис. 7.5.

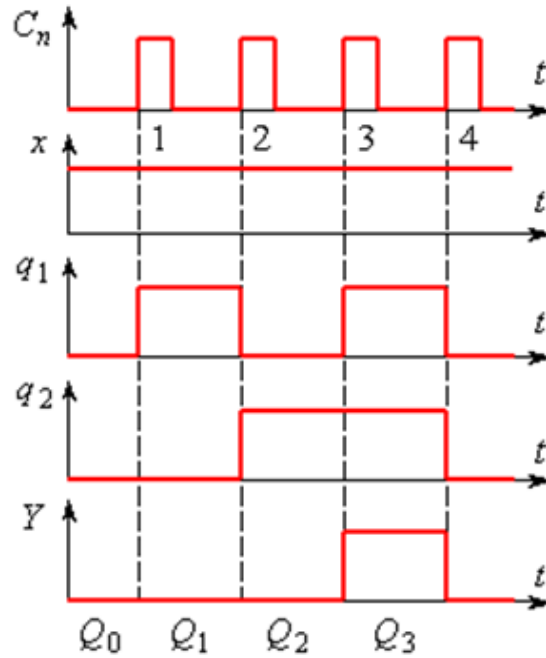


Рис. 7.6.

Розглянуту схему автомата можливо спростити за рахунок видалення інверторів, оскільки інверсні значення виходів тригерів можна отримати безпосередньо з тригерів.

Вихідний сигнал автомата визначається внутрішнім його станом і значенням вхідного сигналу, тому функція  $L_2$  описується рівнянням:

$$Y = x \cdot q_{1n} \cdot q_{2n}.$$

**Приклад 7.2.** Проаналізувати роботу скінченного автомата, принципова схема якого приведена на рис. 7.7. Побудувати його таблицю станів та часові діаграми роботи.

*Розв'язання.* Із зовнішнього вигляду принципової схеми бачимо, що аналізований автомат відноситься до класу машин Мура, а рівняння для вихідних сигналів  $y_1$  та  $y_2$  мають вигляд:

$$y_1 = \overline{q_2} + q_1 + q_0; \quad (7.11)$$

$$y_2 = q_2 \cdot (q_1 + \overline{q_0}). \quad (7.12)$$

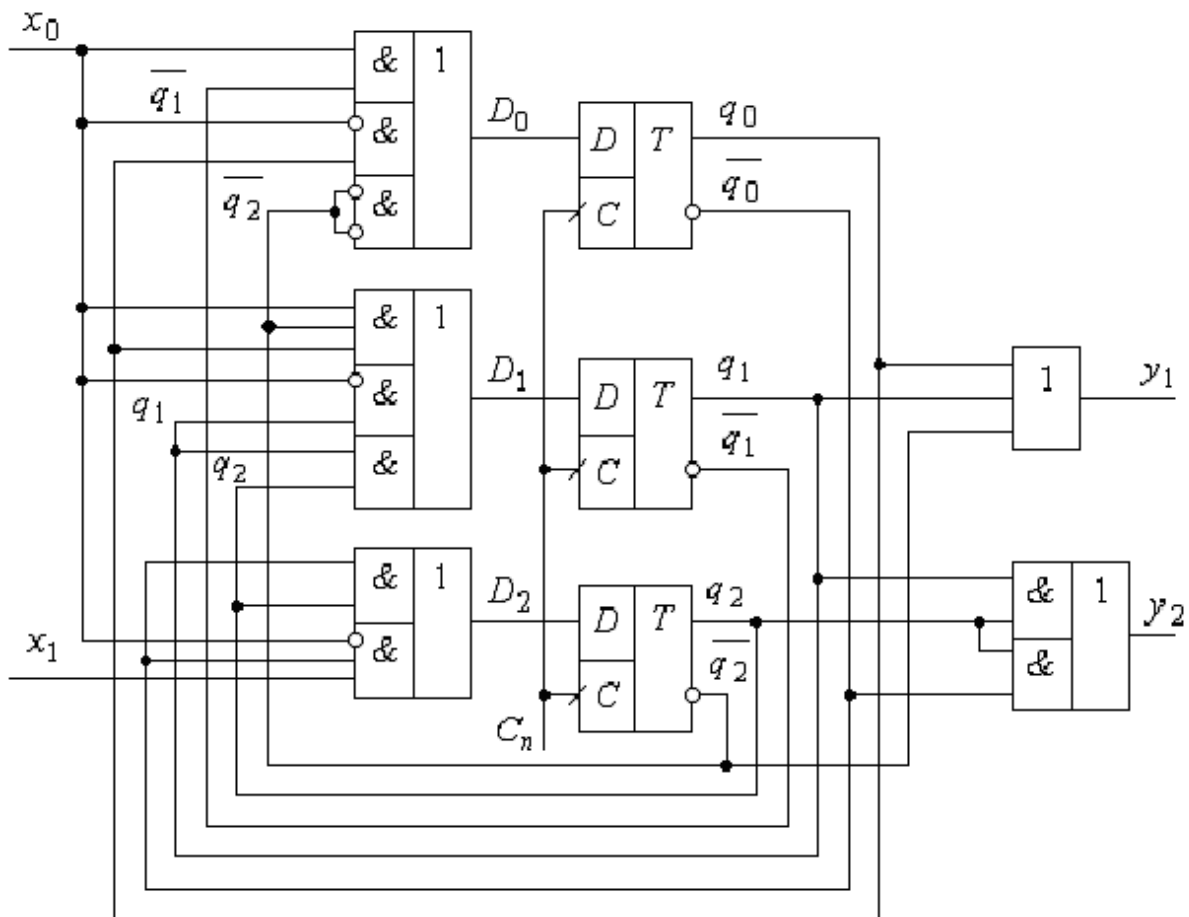


Рис.7.7

Аналізуючи роботу логічної схеми, можемо записати рівняння збудження тригерів:

$$D_{0n} = x_{0n} \overline{q_{1n}} + \overline{x_{0n}} q_{0n} + q_{2n} ;$$

$$D_{1n} = \overline{x_{0n}} q_{2n} q_{0n} + \overline{x_{0n}} q_{1n} + q_{2n} q_{1n} ;$$

$$D_{2n} = q_{2n} \overline{q_{0n}} + x_{1n} \overline{x_{0n}} q_{0n} .$$

Підставляючи рівняння збудження в характеристичне рівняння  $D$ -тригерів, отримаємо:

$$q_{0(n+1)} = C_n D_{0n} = C_n (x_{0n} \overline{q_{1n}} + \overline{x_{0n}} q_{0n} + q_{2n}) ;$$

$$q_{1(n+1)} = C_n D_{1n} = C_n (\overline{x_{0n}} q_{2n} q_{0n} + \overline{x_{0n}} q_{1n} + q_{2n} q_{1n}) ;$$

$$q_{2(n+1)} = C_n D_{2n} = C_n (q_{2n} \overline{q_{0n}} + x_{1n} \overline{x_{0n}} q_{0n})$$

Функції  $q_{0(n+1)}$ ,  $q_{1(n+1)}$ ,  $q_{2(n+1)}$  зобразимо в табличній формі (див. Табл. 7.14).

Табл. 7.14

$C_n$	$x_0$	$x_1$	$q_{2n}$	$q_{1n}$	$q_{0n}$	$q_{2(n+1)}$	$q_{1(n+1)}$	$q_{0(n+1)}$
1	0	0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0	1	0	0	1
3	0	0	0	1	0	0	1	0
4	0	0	0	1	1	0	1	1
5	0	0	1	0	0	1	0	1
6	0	0	1	0	1	0	0	1
7	0	0	1	1	0	1	1	1
8	0	0	1	1	1	0	1	1
9	0	1	0	0	0	1	0	0
10	0	1	0	0	1	0	0	1
11	0	1	0	1	0	1	1	0
12	0	1	0	1	1	0	1	1
13	0	1	1	0	0	1	0	1
14	0	1	1	0	1	0	0	1
15	0	1	1	1	0	1	1	1
16	0	1	1	1	1	0	1	1
17	1	0	0	0	0	0	0	1
18	1	0	0	0	1	0	1	1
19	1	0	0	1	0	0	0	0
20	1	0	0	1	1	0	1	0
21	1	0	1	0	0	1	0	1
22	1	0	1	0	1	0	0	1
23	1	0	1	1	0	1	1	1
24	1	0	1	1	1	0	1	1
25	1	1	0	0	0	0	0	1
26	1	1	0	0	1	0	1	1
27	1	1	0	1	0	0	0	0
28	1	1	0	1	1	0	1	0
29	1	1	1	0	0	1	0	1
30	1	1	1	0	1	0	0	1
31	1	1	1	1	0	1	1	1
32	1	1	1	1	1	0	1	1

Введемо умовні позначення станів у відповідності до Табл. 7.15.

Табл. 7.15

№ п/п	$q_{2n}$	$q_{1n}$	$q_{0n}$	$Q_m$
0	0	0	0	$Q_0$
1	0	0	1	$Q_1$
2	0	1	0	$Q_2$
3	0	1	1	$Q_3$
4	1	0	0	$Q_4$
5	1	0	1	$Q_5$
6	1	1	0	$Q_6$
7	1	1	1	$Q_7$

Табл. 7.16

$Q_n$	$Q_{n+1}$				$y_1 y_2$
	$C_n x_0 x_1$				
	00	01	10	11	
$Q_0$	$Q_0$	$Q_4$	$Q_1$	$Q_1$	10
$Q_1$	$Q_1$	$Q_1$	$Q_3$	$Q_3$	10
$Q_2$	$Q_2$	$Q_6$	$Q_0$	$Q_0$	10
$Q_3$	$Q_3$	$Q_3$	$Q_2$	$Q_2$	00
$Q_4$	$Q_5$	$Q_5$	$Q_5$	$Q_5$	11
$Q_5$	$Q_1$	$Q_1$	$Q_1$	$Q_1$	10
$Q_6$	$Q_7$	$Q_7$	$Q_7$	$Q_7$	11
$Q_7$	$Q_3$	$Q_3$	$Q_3$	$Q_3$	11

Кодування станів дає можливість побудувати таблицю переходів автомата на основі Табл. 7.14 (див. Табл. 7.16).

На основі таблиці переходів будується граф-схема автомата (рис. 7.8) і аналізуються умови переходів.

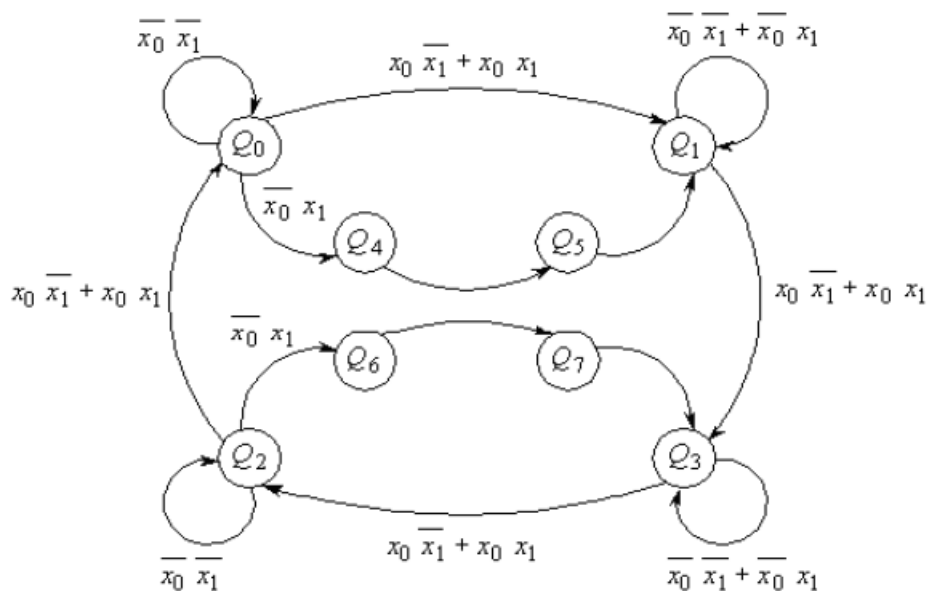


Рис. 7.8.

Аналіз роботи автомата на основі граф-схеми з урахуванням керуючих сигналів дає можливість виявити деякі аспекти його роботи. Наприклад, перехід зі стану  $Q_4$  в

стан  $Q_5$  забезпечується при всіх значеннях  $x_0 x_1$  і є безумовним. Аналогічно, маємо переходи з  $Q_5$  в  $Q_1$ ; з  $Q_6$  в  $Q_7$ ; з  $Q_7$  в  $Q_3$ .

Звідси витікає, що перехід з  $Q_0$  в  $Q_4$  можна замінити на перехід з  $Q_0$  в  $Q_1$ , а перехід з  $Q_2$  в  $Q_6$  – на перехід з  $Q_2$  в  $Q_3$ . Таблиця переходів при цьому може бути спрощена (див. Табл. 7.17), а вигляд граф-схеми відповідатиме рис. 7.9.

Табл. 7.17

$Q_n$	$Q_{n+1}$				$y_1 y_2$
	$C_n x_0 x_1$				
	00	01	10	11	
$Q_0$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_1$	$Q_1$	10
$Q_1$	$Q_1$	$Q_1$	$Q_3$	$Q_3$	10
$Q_2$	$Q_2$	$Q_3$	$Q_0$	$Q_0$	10
$Q_3$	$Q_3$	$Q_3$	$Q_2$	$Q_2$	00

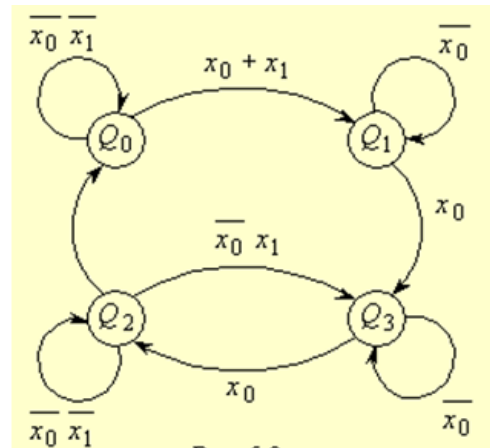


Рис. 7.9.

Приведений аналіз схеми автомата показує, що при  $x_1 = 0$  матимемо лічильник, який працює у відповідності до коду Грея. При  $x_1 = 1$  виникає можливість забезпечувати своєрідний тригерний режим між станами  $Q_2$  і  $Q_3$ .

Отримані результати дають можливість побудувати часові діаграми роботи автомата. При цьому слід враховувати, що при станах  $Q_4 \div Q_7$  має місце  $y_1 = 1$ , а  $y_2$  переходить в нуль у стані  $Q_5$ , який є нестійким. Тому можна вважати, що  $y_2 = 1$ .

Часові діаграми роботи автомата приведені на рис. 7.10. Часові діаграми виходів  $y_1$  та  $y_2$  не приведені, оскільки вони зрозумілі з формул (7.11), (7.12).

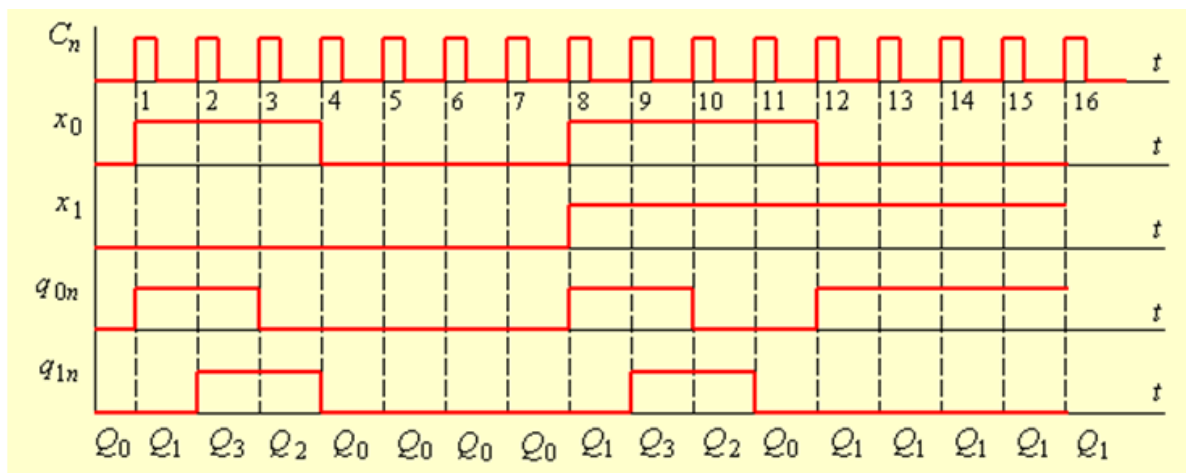


Рис. 7.10



### 7.3.2. Особливості аналізу скінченних автоматів з *JK*-тригерами

Синхронізовані скінченні автомати, що будуються на базі *JK*-тригерів, можуть також синхронізуватись у відповідності до процедури, яка була описана вище. Різниця полягає лише в тому, що необхідно мати два збуджуючих рівняння (*Excitation equations*) для кожного тригера – одне для *J*-входу, друге – для входу *K*.

Для отримання рівнянь переходів (*Transition equations*) кожне з них повинно використовувати характеристичне рівняння *JK*-тригера:

$$Q_{n+1} = (J_n \bar{Q}_n + \bar{K}_n Q_n) C_n .$$

На рис. 7.11 приводиться приклад скінченного автомата з використанням *JK*-тригерів.

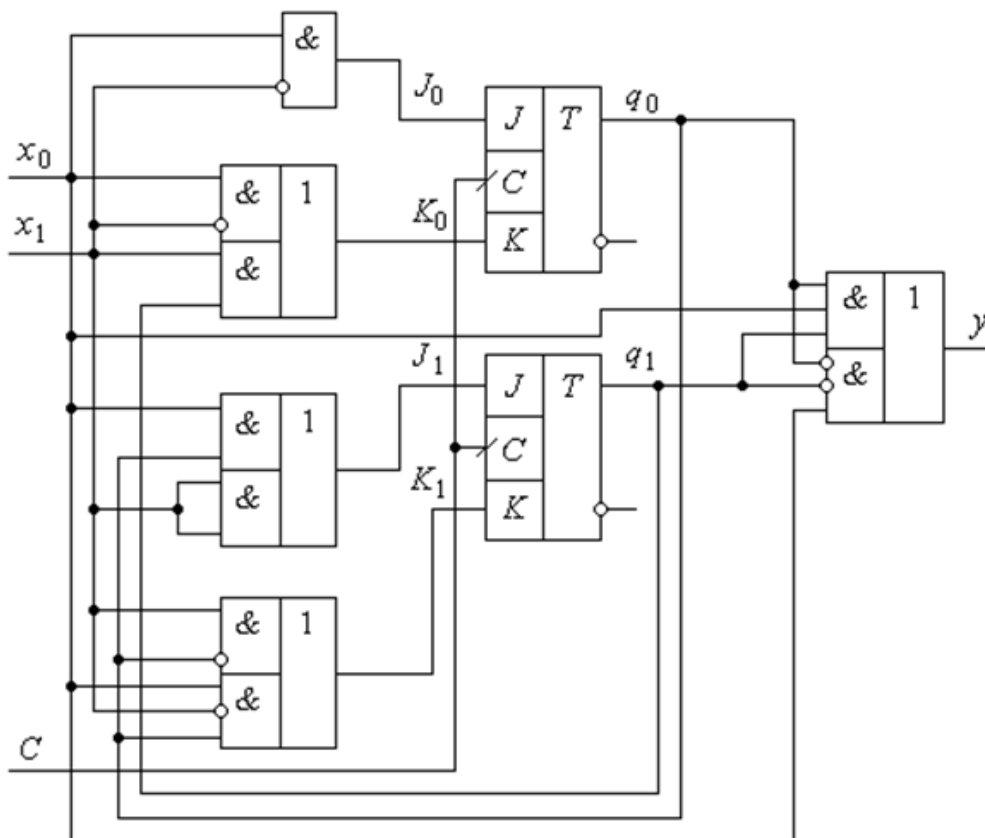


Рис. 7.11.

З рис. 7.11 можемо записати наступні рівняння збудження для входів *JK*-тригерів:

$$J_{0n} = x_0 \overline{x_1} \ ; \quad K_{0n} = x_0 \overline{x_1} + x_1 q_{1n} \ ;$$

$$J_{1n} = x_0 q_{0n} + x_1 \ ; \quad J_{2n} = x_1 \overline{q_{0n}} + x_0 \overline{x_1} q_{0n} \ .$$

Підставляючи в характеристичне рівняння тригера, отримуємо рівняння переходів:

$$q_{0(n+1)} = C_n (x_0 \overline{x_1} \overline{q_{0n}} + (x_0 \overline{x_1} + x_1 q_{1n}) q_{0n}) \ ; \quad (7.13)$$

$$q_{1(n+1)} = C_n ((x_0 q_{0n} + x_1) \overline{q_{1n}} + (x_1 \overline{q_{0n}} + x_0 \overline{x_1} q_{0n}) q_{1n}) \quad (7.14)$$

Таблиця переходів, що базується на цих рівняннях, легко може бути побудована.

Рівняння (7.13) і (7.14) приведемо до досконалої форми:

$$q_{0(n+1)} = C_n (\overline{x_0 x_1 q_{0n} q_{1n}} + \overline{x_0 x_1 q_{0n} q_{1n}} + \overline{x_0 x_1 q_{0n} q_{1n}} + \overline{x_0 x_1 q_{0n} q_{1n}} + \overline{x_0 x_1 q_{0n} q_{1n}} + \overline{x_0 x_1 q_{0n} q_{1n}})$$

$$q_{1(n+1)} = C_n (x_0 x_1 q_{0n} \overline{q_{1n}} + x_0 \overline{x_1} q_{0n} \overline{q_{1n}} + x_0 x_1 \overline{q_{0n}} q_{1n} + x_0 \overline{x_1} \overline{q_{0n}} q_{1n} +$$

$$+ x_0 \overline{x_1} q_{0n} q_{1n} + x_0 x_1 \overline{q_{0n}} \overline{q_{1n}} + x_0 \overline{x_1} q_{0n} \overline{q_{1n}} + x_0 \overline{x_1} \overline{q_{0n}} q_{1n}) \ .$$

Таблиця станів для обох функцій  $q_{0(n+1)}$  і  $q_{1(n+1)}$  має вигляд Табл. 7.18, а карти Карно приведені на рис. 7.12.

Табл. 7.18

N	$x_0$	$x_1$	$q_{0n}$	$q_{1n}$	$q_{0(n+1)}$	$q_{1(n+1)}$
0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	0	1	0	0
2	0	0	1	0	1	0
3	0	0	1	1	0	0
4	0	1	0	0	0	1
5	0	1	0	1	0	1
6	0	1	1	0	0	1
7	0	1	1	1	1	0
8	1	0	0	0	0	0
9	1	0	0	1	1	0
10	1	0	1	0	0	1
11	1	0	1	1	1	1
12	1	1	0	0	0	1
13	1	1	0	1	1	1
14	1	1	1	0	1	1
15	1	1	1	1	0	0

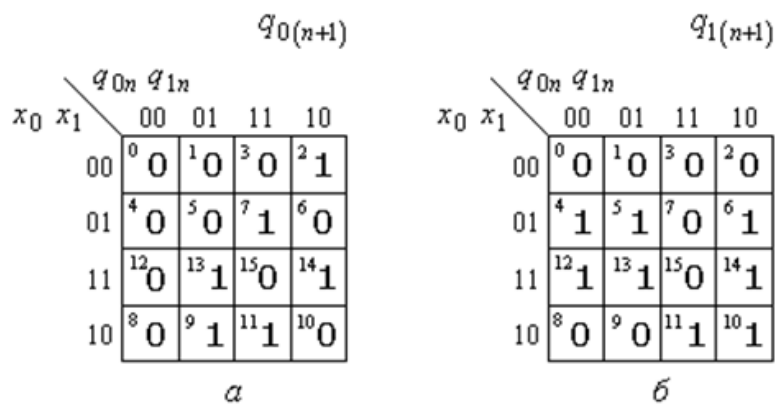


Рис. 7.12

Складаємо таблицю кодування станів (Табл. 7.19). Складаємо таблицю переходів (Табл. 7.20).

Табл. 7.19

$N$	$q_{0n}$	$q_{1n}$	$Q$
0	0	0	$Q_0$
1	0	1	$Q_1$
2	1	0	$Q_2$
3	1	1	$Q_3$

Табл. 7.20

$Q_n$	$Q_{n+1}$			
	$x_0 x_1$			
	00	01	10	11
$Q_0$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_0$	$Q_1$
$Q_1$	$Q_0$	$Q_1$	$Q_2$	$Q_3$
$Q_2$	$Q_2$	$Q_1$	$Q_1$	$Q_3$
$Q_3$	$Q_0$	$Q_2$	$Q_3$	$Q_0$

Будуємо граф-схему переходів (рис. 7.13).

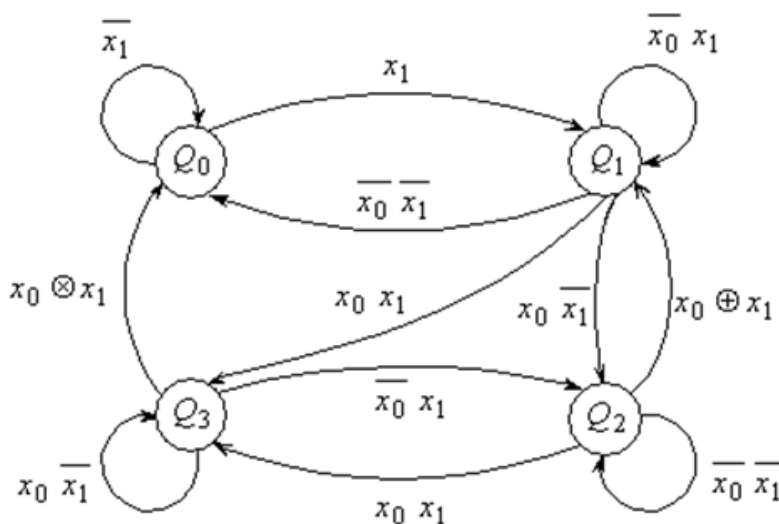


Рис. 7.13

Рівняння, що описує залежність вихідного сигналу, має вигляд:

$$y = x_0 q_{0n} q_{1n} + x_1 \overline{q_{0n}} \overline{q_{1n}} .$$

Слід відмітити, що при використанні *JK*-тригерів можливо використати і інший шлях побудови таблиці переходів. Він полягає в тому, що створюються рівняння збудження і таблиця збудження відносно входів тригерів  $J_0, K_0, J_1, K_1$ , які потім використовуються в характеристичних рівняннях кожного тригера при побудові таблиці переходів. Використання такого шляху частково демонструвалося в попередніх прикладах.

Звернемося знову до прикладу схеми двійкового лічильника, що приведена на рис. 7.4, і розглянемо інший варіант його побудови з використання *JK*-тригерів. Для цього побудуємо таблицю станів з урахуванням сигналів на входах *J*- і *K*- кожного тригера і визначимося з логічною функцією  $L_1$ , що задаватиме сигнали *J* і *K*.

Оскільки нам необхідно мати два тригери, то позначимо їх, як і в схемі-прототипі, – через DD3 і DD4. Відповідні входи тригерів позначимо як  $J_3, K_3$  і  $J_4, K_4$ , а виходи –  $q_3$  і  $q_4$ .

Табл. 7.21

$C_n$	$q_{4n}$	$q_{3n}$	$q_{4(n+1)}$	$q_{3(n+1)}$	$J_4$	$K_4$	$J_3$	$J_4$
1	0	0	0	1	0	x	1	x
2	0	1	1	0	1	x	x	1
3	1	0	1	1	x	0	1	x
4	1	1	0	0	x	1	x	1

Таблиця будується в такій послідовності. В стовбці  $C_n$  задаємо послідовність тактових сигналів. У стовбцях  $q_3$  і  $q_4$  задаємо початкові значення виходів тригерів до початку дії синхросигналу і відповідних інформаційних сигналів. Формально в цих стовпцях записується таблиця двійкового коду для двох змінних. У стовбцях  $q_{3(n+1)}$  і  $q_{4(n+1)}$

записуються значення виходів  $q_3$  і  $q_4$  після дії синхросигналу в відповідності до Табл. 7.4 (с. 1). В стовбцях  $J_3$ ,  $K_3$ ,  $J_4$ ,  $K_4$  записуються ті значення входів, які приведуть до відповідної зміни кодових значень в стовбцях  $q_3$  і  $q_4$ . Наприклад: у стовбці  $q_{3n}$  до початку дії синхросигналу маємо “0”, а після його дії – “1”. До такої зміни станів тригерів можуть привести сигнали  $J_4=0$ ,  $J_3=1$ ,  $K_3=0$ . Значення входу  $K_4$  – байдуже.

Внаслідок побудови таблиці отримуємо залежності між значеннями виходів  $q_3$  і  $q_4$  від  $J_i$ ,  $K_i$ .

Для першого тригера бачимо, що значення  $J_3$  і  $K_3$  мають значення входів, або байдуже, або рівня “1”. Звідси знаходимо, що на його входах постійно може бути присутньою “1”, а, відповідно до алгоритму його роботи, це режим  $T$ -тригера.

Для визначення значень входів  $J_4$  і  $K_4$  також бачимо, що вони можуть бути однаковими, тобто  $J_4 = K_4$ , а подальший аналіз зв'язку  $J_4$  з  $q_3$  приводить до того, що знаходимо  $J_4 = K_4 = q_{3n}$ .

Звідси витікає схема лічильника на  $JK$ -тригерах (рис. 7.14).

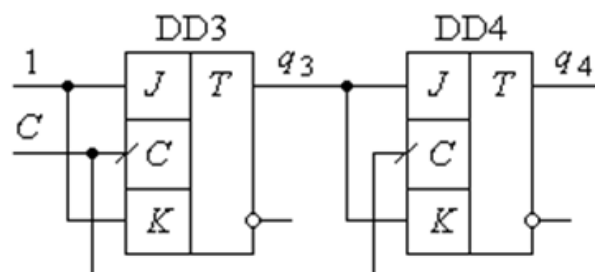


Рис. 7.14

Проаналізуємо його роботу. При  $q_3 = q_4 = 0$  поява першого синхроімпульсу приведе до  $q_3 = 1; q_4 = 0$ . Другий синхроімпульс приведе до зміни стану DD4, тобто  $q_4 = 1$ , а також до зміни стану DD3:  $q_3$  зміниться в нуль. Третій синхроімпульс знову приведе до зміни стану  $q_3$  з “0” в “1” і, нарешті, четвертий імпульс приведе до обнуління обох тригерів.

Отриманий результат говорить про те, що складність комбінаційної схемотехніки скінченного автомата суттєво залежить від типу використовуваних тригерів. Якщо ж говорити більш точно, то складність комбінаційних схем залежить від уміння розробника використати логічні властивості використовуваних тригерів.