

ХМЕЛЬНИЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
Факультет програмування та комп'ютерних і телекомунікаційних систем
Кафедра комп'ютерної інженерії та системного програмування

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

бакалавр

Освітній рівень

«Синтез та моделювання автомату Мілі»

Назва теми

КвРКІ.170136.17.01.04 ПЗ

Шифр

Галузь знань: 12 «Інформаційні технології»

Шифр, назва

Спеціальність: 123 «Комп'ютерна інженерія»

Шифр, назва

Освітня програма: «Комп'ютерна інженерія»

Назва

Виконав: студент IV курсу, група КІ- 17-1


Підпис

Гришук І.І.

Ініціали, прізвище

Керівник: д.т.н., проф.


Підпис, дата

Говорущенко Т.О.

Ініціали, прізвище

Нормоконтролер:


Підпис, дата

Лисенко С.М.

Ініціали, прізвище

До захисту допускаю:
зав. кафедри комп'ютерної інженерії
та системного програмування,


Підпис

Говорущенко Т.О.

Ініціали, прізвище

«07» 06 2021 р.

ХМЕЛЬНИЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

Факультет ПРОГРАМУВАННЯ ТА КОМП'ЮТЕРНИХ І ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМ

Кафедра КОМП'ЮТЕРНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ ТА СИСТЕМНОГО ПРОГРАМУВАННЯ

Освітній рівень БАКАЛАВР

Галузь знань 12 ІНФОРМАЦІЙНІ ТЕХНОЛОГІЇ

Спеціальність 123 КОМП'ЮТЕРНА ІНЖЕНЕРІЯ

Освітня програма ОСВІТНЯ ПРОГРАМА «КОМП'ЮТЕРНА ІНЖЕНЕРІЯ»

ЗАТВЕРДЖУЮ

Зав. кафедри Т.О.Говорущенко



“ 11 ” 01 2021 р.

ЗАВДАННЯ НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ БАКАЛАВРА

Грищуку Іллі Ігоровичу

Прізвище, ім'я, по батькові студента

1. Тема проекту (роботи) Синтез та моделювання автомата Мілі

Керівник проекту (роботи) Говорущенко Т.О. д.т.н., проф.

Прізвище, ім'я, по батькові, науковий ступінь, вчене звання

Затверджена наказом ректора університету від 05.02.2021 р. № 11

2. Строк подання студентом проекту (роботи) на кафедру 07.06.2021 р.

3. Вихідні дані до проекту (роботи) Завдання на дипломне проектування

4. Зміст пояснювальної записки (перелік питань, які потрібно розробити) _____

Дослідження предметної області

Проектування автомату Мілі

Реалізація автомату Мілі





5. Перелік графічного матеріалу (із зазначенням обов'язкових креслень) _____

Схема електрична функціональна автомату Мілі

Схема електрична принципова автомату Мілі

Проектування автомату Мілі в середовищі Quartus II

6. Консультанти розділів дипломного проекту (роботи)

Розділ	Прізвище, ініціали та посада консультанта	Підпис, дата	
		завдання видав	завдання п
Нормоконтроль	Лисенко С.М., професор кафедри КІСП		
Антиплагіат	Нічепорук А.О., доцент кафедри КІСП		


7. Дата видачі завдання « 11 » 01 2021 р.


КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№з/п	Назва етапів (розділів) дипломного проекту (роботи)	Термін виконання етапів проекту (роботи)	Пр
1	Вибір напрямку дослідження та узгодження тематики кваліфікаційної роботи з керівником	11.01.2021	ВИК
2	Ознайомлення з предметною областю; формулювання мети та задач дослідження; визначення об'єкта та предмета дослідження	01.02.2021	ВИК
3	Робота над розділом 1 – дослідження предметної області та постановка задачі	01.03.2021	ВИК
4	Робота над розділом 2 – проектування автомату Мілі	01.04.2021	ВИК
5	Робота над розділом 3 – Реалізація автомату Мілі	30.04.2021	ВИК
6	Оформлення пояснювальної записки згідно вимог	31.05.2021	ВИК
7	Попередній захист ВКР	02.06.2021	ВИК
8	Захист ВКР на засіданні ЕК	Червень 2021 року	

Студент

Керівник проекту (роботи)


Підпис


Підпис

Гришук І.І.
Ініціал, прізвище

Говорущенко Т.О.
Ініціал, прізвище

№ р я д к а	ф о р м а т	Позначення	Найменування	К і л л и с т і в	№ ек з	П р и м і т к а
			Текстові документи			
1		КвРКІ 170136.17.01.04 ПЗ	Пояснювальна записка	70		
			Графічні матеріали			
2		КвРКІ 170136.17.01.04 Е8	Проектування автомату Мілі в середовищі Quartus II	1		
3		КвРКІ 170136.17.01.04 Е3	Схема електрична принципова автомата Мілі	1		
4		КвРКІ 170136.17.01.04 Е4	Схема електрична функціональна автомату Мілі	1		

КвРКІ 170136.17.01.04 ВП

Зм	Арк	№ докум	Підпис	Дата	Літера	Аркуш	Аркушів
Розробив		Гришук І.І.		07.06.2021			
Перевір.		Говорушенко Т.О.		07.06.21	ХНУ, КІ-17-1		
Н. контр.		Лисенко С.М.		07.06.21			
Затв.		Говорушенко Т.О.		07.06.21			

Відомість проекту

ХНУ, КІ-17-1

АНОТАЦІЯ

Тема кваліфікаційної роботи: «Синтез та моделювання автомату Мілі».

Автор роботи: Грищук Ілля Ігорович.

Керівник роботи: Говорущенко Тетяна Олександрівна.

Пояснювальна записка: 70 с., 26 рис., 13 табл., 3 дод., 50 джерел.

Графічна частина: 8 презентаційних слайдів.

СХЕМА ЕЛЕКТРИЧНА ПРИНЦИПОВА АВТОМАТУ МІЛІ, СХЕМА ЕЛЕКТРИЧНА ФУНКЦІОНАЛЬНА АВТОМАТУ МІЛІ, ПРОЕКТУВАННЯ СХЕМИ АВТОМАТУ МІЛІ В СЕРЕДОВИЩІ QUARTUS II, АВТОМАТ МІЛІ, СИНТЕЗ АВТОМАТУ МІЛІ, МІНІМІЗАЦІЯ АВТОМАТУ МІЛІ, СКІНЧЕННІ АВТОМАТИ.

Метою роботи є синтез заданого автомату Мілі.

У цій роботі розглянуто способи задання та мінімізації автомату Мілі, використання скінченних автоматів з доступними прикладами та поясненнями, мінімізовано автомат Мілі заданий за варіантом, розроблено до нього схеми електричну структурну, електричну принципову, та електричну функціональну. Даний автомат спроектований в середовищі Quartus II, де він пройшов успішно етап компіляції, та перевірений за допомогою інструменту Simulation WaveForms.







Підпис студента

07.06.21
Дата

ЗМІСТ

СКОРОЧЕННЯ ТА УМОВНІ ПОЗНАКИ	4
ВСТУП.....	5
1. ДОСЛІДЖЕННЯ ПРЕДМЕТНОЇ ОБЛАСТІ ТА ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ6	
1.1. Загальні поняття про абстрактні автомати	6
1.1.1. Способи задання абстрактних автоматів	7
1.1.2. Абстрактний автомат з математичної точки зору.....	11
1.1.3. Мінімальний автомат.....	12
1.2. Автомати Мілі та Мура, і їх відмінності	17
1.3. Використання автомату Мілі	21
1.3.1. Використання автомату Мілі та автомату Мура в парі	21
1.3.2. Автомат Мілі для перевірки протоколів.....	22
1.3.3. Генерація тестів за допомогою автомату Мілі	22
1.3.4. Оцінка засобів перевірки реактивних систем	23
1.3.5. Оптимізація FPGA	24
1.4. Висновки. Постановка задачі.....	24
2. МОДЕЛЮВАННЯ ТА ПРОЕКТУВАННЯ АВТОМАТУ МІЛІ	27
2.1. Завдання на проектування автомату Мілі	27
2.2. Аналіз поставленого завдання	27
2.3. Кодування автомата.....	28
2.4. Структура синтезованого ЦА	29
2.5. Побудова кодованих таблиць автомата Мілі	30
2.6. Мінімізація отриманих виразів	32
2.7. Функціональна схема автомату Мілі.....	37
2.8. Висновки	37

КвРКІ.170136.17.01.04 ПЗ								
№	Арк.	№докум.	Підпис	Дата	Синтез та моделювання автомату Мілі Пояснювальна записка.	Літера	Аркуш	Аркушів
Виконав		Гришук І.І.		07.06.21		V		
Перевір.		Говорущенко Т.О.		07.06.21			2	70
КОНТРОЛЬ		Лисенко С.М.		07.06.21				
ТВЕР		Говорущенко Т.О.		07.06.21				
						ХНУ, КІ-17-1		

3.	АПАРАТНА РЕАЛІЗАЦІЯ АВТОМАТУ МІЛІ	39
3.1.	Реалізація схеми в Quartus II	39
3.2.	Дослідження роботи автомата на Simulation Waveform Editor	39
3.2.1.	Перевірка правильності роботи за допомогою рівнянь	39
3.2.2.	Перевірка правильності роботи схеми за допомогою таблиці	48
3.3.	Принципова схема автомата Мілі	54
3.4.	Вартість проекту	60
3.5.	Висновки	60
	ВИСНОВКИ	62
	ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАНЬ	63
	Додаток А Копія схеми електричної принципової	68
	Додаток Б Копія схеми електричної функціональної	69
	Додаток Г Копія схеми автомата Мілі в Altera Quartus II	70

СКОРОЧЕННЯ ТА УМОВНІ ПОЗНАКИ

АА – абстрактний автомат

КА – кінцевий автомат

ПЛК – програмований логічний контроллер

ПЛІС – програмована логічна інтегральна схема

FPGA – Field-Programmable Gate Array

ЦА – цифровий автомат

ДДНФ – досконала диз'юнктивна нормальна форма

ДКНФ – досконала кон'юнктивна нормальна форма

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						4
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

ВСТУП

Очевидно, що вектор розвитку сучасного світу спрямований в ІТ напрямку. Більше того, ця галузь дуже швидко розвивається. Наразі існує безліч надскладних систем, які налагоджено працюють, та полегшують життя для людей. Однак усі сучасні розробки складаються з менших модулів, які в свою чергу складаються з ще менших підмодулів. Якщо копати вглибину, то ми наткнемось на абстрактні автомати – те, з чого все починалось, і без чого не було б навіть сучасного калькулятора. Звісно ж можна опуститись ще на рівень нижче, де знаходяться логічні елементи – складові абстрактних автоматів, проте в даній кваліфікаційній роботі не буде приділено надто багато уваги для них, адже це не є основним завданням проекту. Абстрактний автомат – це модель апаратної або програмної обчислювальної системи, яка при певних вхідних даних веде до певного вихідного результату. Завдяки скінченим автоматам працюють такі системи, як: світлофор, банкомат, термінал, медичне обладнання, радар, система сповіщення, та безліч інших електронних девайсів. Тому, щоб краще зрозуміти в таких високорівневих речах – потрібно зрозуміти принципи роботи АА.

Актуальність теми даної роботи полягає у необхідності детального розгляду синтезу та моделювання автомату Мілі, що дозволить більш глибоко зрозуміти основні принципи роботи даного винаходу.

Завданням роботи є:

- 1) дослідити основні принципи побудови АА;
- 2) розглянути існуючі рішення автомату Мілі;
- 3) провести детальний аналіз по проектуванні автомату Мілі;
- 4) змодельовати автомат Мілі;
- 5) підвести підсумки розробленого автомату.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						5
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

1 ДОСЛІДЖЕННЯ ПРЕДМЕТНОЇ ОБЛАСТІ ТА ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ

1.1 Загальні поняття про абстрактні автомати

Щоб розібратись в темі автомату Мілі, потрібно почати з поняття абстрактного автомату вцілому. Отже, абстрактний автомат (abstract machine англійською) — це теоретична модель апаратної або програмної обчислювальної системи, побудована на основі теорії автоматів. Дана модель є невідмною частиною інформатики, компютерної інженерії, дискретної математики, та цифрового напрямку вцілому. Завдяки абстрактному автомату (далі скорочено АА) працюють такі системи, як: світлофор, торгові автомати, банкомати, регульовальні прилади, виробничі машини, компоненти комп'ютера та інші.

Основна ціль АА – це перетворення деякої інформації за певним алгоритмом. Існує два принципи побудови абстрактних машин:

- 1) структурний;
- 2) абстрактний.

Структурний підхід є більш глибоким та детальним, який досліджує спосіб побудови автомата, його реакцію на вхідні дані, вихідні результати, взаємодію з ними, та описує ефективні рекомендації щодо розробки реальних пристроїв обчислювальної техніки.

Абстрактний підхід, в свою чергу, не розглядає спосіб побудови машини. Основне завдання абстрактного методу – це вивчення автомату відносно зовнішнього середовища з логічної та булевої точки зору. Таким чином, структурна теорія автоматів являється продовженням і подальшим розвитком абстрактної теорії.

Хоч і вважається, що автомати реагують на зміну стану миттєво – все таки певна затримка під час переведення з логічного сигналу «0» в логічний сигнал «1» займає певний проміжок часу. Детальним вивченням даної теми зайнялись Бен

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						6
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Колдуел, Рейчел Карделл-Олівер, та Тім Френч – автори статті [28] в науковому журналі Ieeexplore про вивчення часу затримки автомату Мілі на програмованих логічних контроллерах. У даній статті йдеться про те, що програмовані логічні контролери (ПЛК) - це комп'ютери, які пристосовані для промислових середовищ і мають інтерфейси введення / виведення, які використовуються для контролю та управління за фізичними процесами. Вивчення специфікацій автоматів з ПЛК забезпечує інтерфейс для інструментів перевірки, які використовують мову автоматів, таких як Urpaal. Ця стаття представляє затримку автомату Мілі та демонструє, що вона досить виразна для моделювання програмного забезпечення для ПЛК. Використовуючи бібліотеку LearnLib, можливо впровадити спеціальний метод навчання, щоб вивчати моделі на кількох промислових прикладах та аналізувати ефективність. Також варто зазначити, що в даній статті показано, що метод здатний працювати на простому програмному забезпеченні для ПЛК, але час, необхідний для навчання, швидко збільшується із збільшенням масштабу програмного забезпечення.

1.1.1 Способи задання абстрактних автоматів

Існує багато способів запису абстрактного автомату:

- 1) таблиця переходів і виходів;
- 2) суміщена таблиця переходів і виходів;
- 3) граф;
- 4) матриця переходів.

Таблиця переходів і виходів абстрактного автомата є найпоширенішим способом задання АА, і являє собою схему, в якій лівий стовпець позначається вхідними сигналами, а верхній рядок його станами, починаючи з початкового. На перетині рядка і стовпця в таблиці переходів відображається наступний стан, в який перейде автомат, а в таблиці виходів - вихідний сигнал, який він отримає.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						7
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Для ілюстрації способів задання АА було вибрано автомат, у якого:

- 1) X - алфавіт вхідних сигналів;
- 2) Y – алфавіт вихідних сигналів;
- 3) Q - алфавіт станів;
- 4) δ - функція переходів;
- 5) λ - функція виходів.

Далі в таблиці 1.1 продемонстровано приклад задання абстрактного автомату табличним методом.

Таблиця 1.1 - Приклад задання абстрактного автомату таблицею переходів і виходів

$\delta : Q * X \rightarrow Q^*$			
	q_1	q_2	q_3
x_1	q_2	q_3	q_2
x_2	q_3	q_2	q_1
$\lambda : Q * X \rightarrow Y^*$			
	q_1	q_2	q_3
x_1	y_1	y_3	y_3
x_2	y_2	y_1	y_1

Оскільки АА розглядається в дискретному часі, що приймає значення $t = 1, 2, 3, \dots, h$, а на вхід автомата надходять вхідні сигнали x_f (наприклад, в таблиці ці сигнали позначені x_1 і x_2), то в кожен момент часу t автомат знаходиться в одному з станів $q(t)$, а початковий стан задається значенням q_1 .

З таблиці видно, що на перетині стовбця q_m і рядка x_f знаходиться конкретний стан $q_s = \delta(q_m, x_f)$. Це означає, що в стан q_s автомат переходить зі стану q_m під дією сигналу x_f . В таблиці виходів, в свою чергу, відображається значення вихідного сигналу $y_g = \lambda(q_m, x_f)$, яке отримується з стану q_m під дією сигналу x_f .

Для частково визначених автоматів, у яких функції δ або λ визначені не для всіх пар (q_m, x_f) , на місці невизначених станів і вихідних сигналів ставиться прочерк.

Наступним способом задання АА є суміщена таблиця переходів і виходів, яка використовується рідше, ніж дві окремі таблиці. Вона займає менше місця. В такій таблиці на перетині стовбця q_m і рядка x_f відображається наступний стан абстрактного автомата, та його вихідний сигнал у вигляді q_s / y_g . Таблиця 2 виступає прикладом такого способу задання автомату:

Далі в таблиці 1.2 продемонстровано приклад задання АА суміщеною таблицею переходів і виходів.

Таблиця 1.2 - Приклад задання абстрактного автомату суміщеною таблицею переходів і виходів

$\delta: Q * X \rightarrow Q; \quad \lambda: Q * X \rightarrow Y$			
	q_1	q_2	q_3
x_1	q_2/y_1	q_3/y_3	q_2/y_3
x_2	q_3/y_2	q_2/y_1	q_1/y_1

В даному способі представлення абстрактного автомату одночасно відображається як наступний стан автомату $q_s = \delta(q_m, x_f)$, так і значення вихідного сигналу $y_g = \lambda(q_m, x_f)$, які отримується з стану q_m під дією сигналу x_f в дискретний момент часу t .

Наступним способом задання залежності станів АА є орієнтований граф переходів автомату. В такому способі відображення залежності, вершини відповідають станам автомату, а дуги - переходам між ними.

На рисунку 1.1 продемонстровано приклад задання АА за допомогою графу переходів.

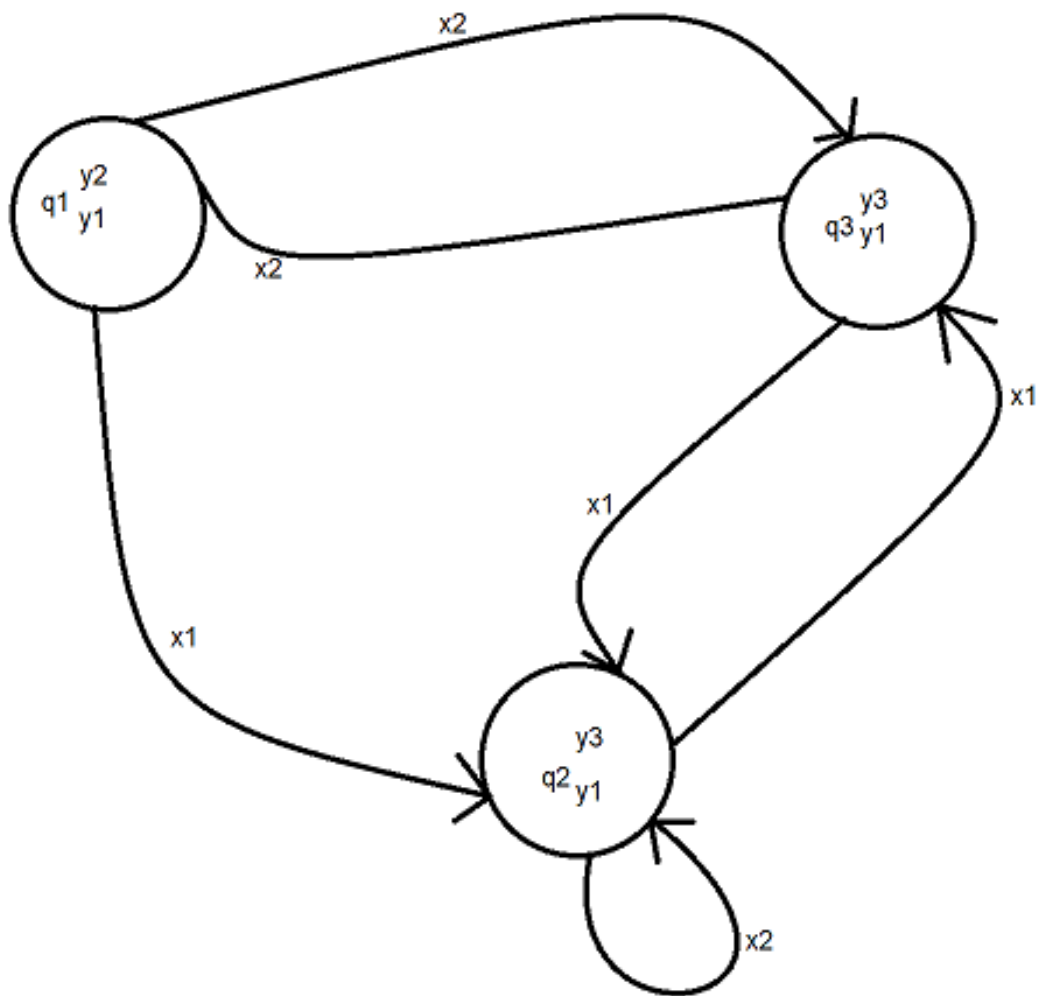


Рисунок 1.1 - Спосіб задання АА через граф

Дві вершини графа автомата q_m і q_s , що являються початковим станом і станом переходу, з'єднуються дугою, спрямованою від q_m до q_s , якщо в автоматі є перехід $q_s = \delta(q_m, x_f)$ з q_m в q_s при деякому x_f . Вихідній дузі (q_m, q_s) назначається відповідний вхідний сигнал x_f і вихідний сигнал $y_g = \lambda(q_m, x_f)$, який записується всередині вершини q_m або поруч з нею.

На практиці, будь-який автомат може бути заданий за допомогою графа, але цей спосіб використовується рідше. У графі автомата не повинно існувати двох дуг з однаковими вхідними сигналами, що виходять з однієї і тієї ж вершини.

І нарешті останнім способом задання абстрактних автоматів є матриця переходів. Цей спосіб іноді застосовується, але не так часто, як таблиця переходів і виходів. Даний спосіб представляє матрицю, яка являє собою таблицю з двома

входами. В цьому вигляді рядки і стовбці визначаються станами. Якщо існує перехід зі стану q_m під дією вхідного сигналу x_f в стан q_s , з видачею вихідного сигналу y_i , то на перетині рядка q_m і стовбця q_s записується пара x_f / y_i . Наступна матриця слугує прикладом задання вибраного абстрактного автомату:

Далі (формула 1.1) продемонстровано приклад задання АА матричним методом.

$$\begin{matrix} & q_1 & q_2 & q_3 \\ \begin{matrix} q_1 \\ q_2 \\ q_3 \end{matrix} & \begin{pmatrix} & x_1/y_1 & x_2/y_2 \\ & x_2/y_1 & x_1/y_3 \\ x_2/y_1 & x_1/y_3 & \end{pmatrix} \end{matrix} \quad (1.1)$$

1.1.2 Абстрактний автомат з математичної точки зору.

З математичної точки зору абстрактний автомат задається шестикомпонентним набором (формула 1.2):

$$S = (S, X, Y, \delta, \lambda, a_1), \quad (1.2)$$

де:

- 1) $S = \{ s_1, \dots, s_m \}$ — множина станів автомату;
- 2) $X = \{ x_1, \dots, x_f \}$ — множина вхідних сигналів;
- 3) $Y = \{ y_1, \dots, y_g \}$ — множина вихідних сигналів;
- 4) δ — функція переходів автомату, яка для пар (s_m, x_f) задає стан s_{m+1} ($s_{m+1} = \delta(s_m, x_f), s_{m+1} \in S$);
- 5) λ — функція виходів автомату, яка для пар (s_m, x_f) задає вихідний сигнал y_g ($y_g = \lambda(s_m, x_f), y_g \in Y$);
- 6) a_1 — початковий стан автомату (стан, в якому знаходиться автомат в момент часу $t = 0$).

В залежності від визначення пар станів – автомати розрізняють на такі два типи:

- 1) повністю визначені;
- 2) частково визначені.

Абстрактний цифровий автомат є повністю визначеним, якщо функції переходів і виходів визначені для всіх пар (s_m, y_g) . Якщо ж у нього функція переходів, або функція виходів, або обидві функції визначені не для всіх пар (s_m, y_g) – тоді він вважається частково визначеним.

Теоретично завжди приймається, що АА працює в режимі дискретного автоматного часу $t = 0, 1, 2, \dots, h$, а переходи між станами відбувається без будь-яких затримок (миттєво), хоча фізично це не так, адже неможливо повністю побороти опір. Але ця затримка настільки мала, що не несе ніякого впливу в звичайній розробці автоматів. Отож, в кожний момент часу t абстрактна машина обов'язково повинна знаходитись в одному з доступних станів w_g .

Вихідні дані автомата завжди залежать від того, що поступило на його вхід. А в нульовий момент часу на вхід автомата повинні надійти дані a_1 .

Схематично абстрактний автомат можна зобразити так, як на рисунку 1.2.

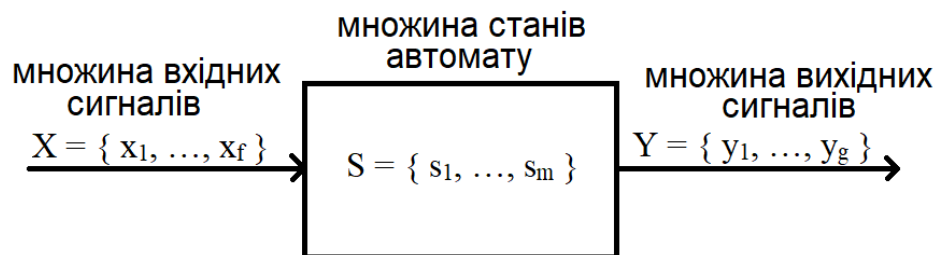


Рисунок 1.2 - Схематичне зображення абстрактного автомату

1.1.3 Мінімальний автомат

Будь що підлягає оптимізації, це ж саме стосується і АА. Оптимізація автомата називається його мінімізацією. Завдання мінімізації автомата зводиться

до пошуку його мінімальної форми. Мінімальний автомат - це автомат, що має найменшу можливу кількість станів і реалізує задану функцію виходів.

Для довільного абстрактного кінцевого автомата можна побудувати еквівалентний йому мінімальний кінцевий автомат шляхом видалення недосяжних станів (тих, в які неможливо потрапити з початкового), або зайвих склейок. Зайві стани визначаються за допомогою розбиття множини станів на класи еквівалентності. Кожен отриманий клас містить пари значень стану, які можуть бути замінені на єдиний стан.

Якщо автомат \check{S} являється мінімальною формою автомату S , то: \check{S} це єдина мінімальна форма автомату з точністю до позначення станів; мінімальний автомат виконує всі ті ж функції, що й кінцевий автомат ($\check{S} = S$); ніякі два стани мінімального автомату \check{S} не є еквівалентними; не існує іншого автомата, еквівалентного початковому автомату S , але з меншою кількістю станів, ніж \check{S} .

Алгоритм знаходження мінімального кінцевого автомата був запропонований Ауфенкампом і Хоном - вченими. Ними було показано, що для знаходження мінімального автомата необхідно знаходити послідовні розбиття автомата на класи еквівалентних між собою станів до тих пір поки на якомусь кроці не буде досягнуто умови, що теперішнє розбиття автомата рівняється наступному його розбиттю. Таким чином, розбиття автомата дає всі класи еквівалентності його станів. Таким чином, мінімальний автомат виходить з початкового автомата шляхом «об'єднання» однаково позначених станів в один стан. Способи, якими це об'єднання проводиться, істотно залежать від того, яким чином визначено автомат - таблицею, графом або матрицею. Розглянемо детальніше кожний з цих способів.

1) таблиця переходів. Якщо автомат S задається таблицею переходів, і має еквівалентне розбиття $\Sigma_1 \dots \Sigma_n$, то таблицю переходів мінімального автомату \check{S} можна побудувати так: змінити позначення кожного стану автомату S з таблиці на позначення класу, якому цей стан належить; з кожної групи рядків з однаковими позначеннями в клітинах основного стовпця викреслити всі рядки, крім одного;

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 13
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Отримана таким чином таблиця буде потрібною мінімальною таблицею переходів автомата \check{S} .

2) граф переходів. Якщо автомат S задається графом переходів (або ж діаграмою станів), і має еквівалентне розбиття $\Sigma_1 \dots \Sigma_n$, то таблицю переходів мінімального автомату \check{S} можна побудувати так: змінити позначення кожного стану з графу переходів S на позначення класу, до якого належить цей стан; об'єднати всі однаково позначені стани одним спільним позначенням; з кожної групи дуг з спільним початком і спільним кінцевим станом викреслити всі, крім однієї. Отриманий таким чином граф буде потрібним мінімальним графом переходів автомата \check{S} .

3) матриця переходів. Якщо автомат S задається матрицею переходів, і має еквівалентне розбиття $\Sigma_1 \dots \Sigma_n$, то матрицю переходів мінімального автомату \check{S} можна побудувати так: виконати симетричну перестановку і розбиття матриці автомату S так, щоб рядки і стовпці групувалися за класами еквівалентності автомату S ; замінити всі позначення рядків і стовпців кожної групи представлення класу еквівалентності на одне спільне позначенням цього класу; замінити кожен підматрицю в розбитій матриці однією клітинкою, що містить усі пари вхід-вихід, які є в будь-якому рядку цієї підматриці. Отримана таким чином матриця буде потрібною мінімальною матрицею переходів автомата \check{S} .

Автомати можуть мінімізуватись і іншими способами. Про один з способів йдеться в науковій статті [24] авторів А.С. Клімовича та В.В. Солов'їва про мінімізацію автомату Мілі за допомогою склейки внутрішніх станів в журналі Springer. В даній статті розглянуто проблему мінімізації кінцевих автоматів Мілі, яка є загальною, та виникає щоразу при синтезі цифрових пристроїв на програмованих логічних мікроконтролерах. Запропонований у статті Клімовичем та Солов'ївим підхід використовує операцію склеювання двох станів і в результаті використовує представлення кінцевого автомата як список переходів. Також, варто зазначити, що в даній статті описані випадки, коли склеювання двох станів породжує стани очікування. Наведено алгоритми, що мінімізують кількість

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 14
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

внутрішніх станів, кількість переходів та вхідних змінних кінцевих автоматів Мілі. Під час написання наукової статті були проведені дослідження, та зібрані експериментальні результати, які показали, що при використанні для реалізації кінцевих автоматів на програмованих логічних пристроях запропонований метод допомагає зменшити вартість реалізації в середньому в 1.31 рази та в кращому випадку в 3 рази. Наведено актуальні напрямки подальшого вивчення методів мінімізації скінченних автоматів.

Ще одним способом мінімізації автомата Мілі є мінімізація неповного автомата шляхом злиттям двох внутрішніх станів. Даний спосіб був продемонстрований авторами А.С. Килимовичем та В.В. Солов'ївим в науковій статті [29] в науковому журналі Springer. В даній статті автори розглянули евристичний метод мінімізації кінцевих автоматів Мілі з невизначеними значеннями вихідних змінних на основі об'єднання двох станів. У даній статті надано необхідні та достатні умови для можливості об'єднання двох станів та для формування станів очікування, а також представлені алгоритми визначення набору пар станів, які можна об'єднати, алгоритми пошуку найкращої пари для злиття та мінімізації кількості станів КА та вхідних змінних автомату. Запропонований метод дозволяє зменшити кількість внутрішніх станів в середньому в 1.22 рази, а при певних умовах навіть в 2.75 рази. Кількість переходів КА зменшується в середньому в 1.32 рази, а при певних умовах в 2.27 разів. Порівняно з відомою комп'ютерною програмою STAMINA, запропонований метод не зменшує кількість станів, але значно зменшує кількість переходів в середньому в 1.55 рази, а при певних умовах в 3.92 рази.

Ще один спосіб мінімізації автомату Мілі розглянуто в науковій статті [30] автором В.В. Солов'їв про мінімацію кінцевого автомата Мілі з використанням значень вихідних сигналів для призначення стану. У даній науковій статті вивчаються структурні моделі кінцевих автоматів, які дають можливість використовувати значення вихідних сигналів для кодування внутрішніх станів. Для мінімізації області параметрів, що використовується для позначення витрат

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 15
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

впровадження КА пропонується використовувати структурну модель класу D AA. Варто зазначити, що у наведеній науковій статті запропоновано метод проектування КА класу D у ПЛІС. Цей метод включає дві фази - розбиття внутрішніх станів КА (для задоволення необхідних умов для побудови КА класу D) та кодування внутрішніх станів (для забезпечення взаємної ортогональності кодів). Авторами було показано, що запропонований метод зменшує площу впровадження КА для всіх сімей FPGA різних виробників у середньому в 1.41–1.72 рази та в 2 рази для деяких інших сімей. Також обговорюються практичні питання, що стосуються даного методу та специфічні особливості його використання, а також пропонуються можливі напрямки розробки запропонованого підходу.

Також, існує спосіб мінімізації скінченного автомату Мілі за допомогою злиття внутрішніх станів. Даний спосіб описаний в науковому журналі IEEE XPLORЕ автором Володимиром Володимировичем Соловйовим у дві тисячі одинадцятому році в статті про мінімізацію абстрактного автомату Мілі [40]. В даній роботі йдеться про те, що проблема мінімізації кінцевих автоматів Мілі виникає тоді, коли синтезуються цифрові пристрої на основі прогамованих логічних інтегральних схем. Автор наголошує на тому, що відмінною рисою запропонованого підходу є те, що використовується злиття двох станів і тому скінченний автомат Мілі представляється як перехідний список. Також, варто зазначити те, що в вище згаданій роботі представлено умови, що використовуються для об'єднання станів, функціонуючої ідентичності та визначеності поведінки скінченного автомату Мілі. Однією з відмінностей даної роботи є те, що в ній обговорюються ситуації, які призводять до очікуваного формування стану автомата, спричиненого злиттям попередніх станів. Дана стання є безумовно корисною при розгляді скінченних автоматів Мілі, адже в ній описано алгоритми мінімізації внутрішніх станів, шляхів переходу та виходу станів скінченного автомату Мілі. Варто зазначити, що усі можливі «підводні камені» та особливості застосування запропонованого методу обговорені в даній статті.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 16
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Усі вищезгадані способи представлення скінченного автомату Мілі, та його мінімізації використовуються з тією чи іншою регулярністю, коли стоїть задача синтезу автомата. Кожний розробник повинен індивідуально підійти до свого завдання, та з відповідальністю поставитись до вибору способу представлення автомату Мілі, та до вибору алгоритму мінімізації. Адже від цього залежить зрозумілість проекту, продуктивність роботи автора, легкість сприйняття та розробки, інноваційність підходу, та навіть ціна кінцевого розроблюваного продукту.

1.2 Автомати Мілі та Мура, і їх відмінності

Автомат Мілі (англійською Mealy machine) - кінцевий автомат, вихідна послідовність якого (на відміну від автомата Мура) залежить від стану автомата і вхідних сигналів. Це означає, що в графі станів кожному ребру відповідає деяке значення (вихідний символ). У вершини графа автомата Мілі записуються виходячі сигнали, а дугам графа приписують умова переходу із одного стану в інший, а також вхідні сигнали. Названий ім'ям Джорджа Мілі, вченого в галузі математики та комп'ютерних наук, що придумав цей автомат. Приклад автомату Мілі наведено на рисунку 1.3.

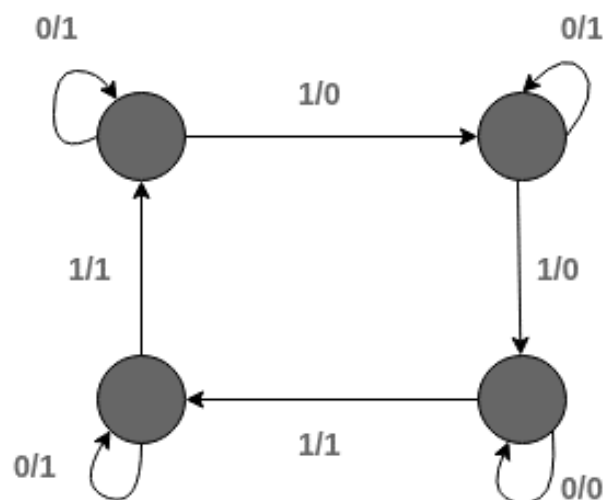


Рисунок 1.3 - Приклад автомату Мілі

Автомат Мура (абстрактний автомат другого роду) в теорії обчислень - кінцевий автомат, вихідне значення сигналу в якому залежить лише від поточного стану даного автомата, і не залежить безпосередньо, на відміну від автомата Мілі, від вхідних значень. Автомат Мура названий на честь вченого, який першим описав його властивості - Едварда Ф. Мура, його дослідження опубліковані в 1956 році у виданні "Gedanken-experiments on Sequential Machines". Приклад автомату Мура наведено на рисунку 1.4.

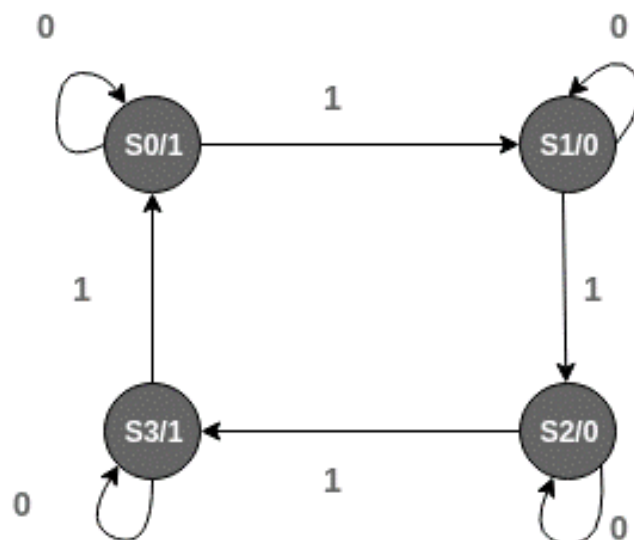


Рисунок 1.4 - Приклад автомату Мура

Відмінності автомату Мілі та Мура продемонстровані в таблиці 1.3.

Таблиця 1.3 - Відмінності автомату Мілі від автомату Мура

автомат Мілі	автомат Мура
Вихід залежить як від поточного стану, так і від поточного входу.	Вихід залежить лише від поточного стану.
Як правило, він має менше станів, ніж автомат Мура.	Як правило, він має більше станів, ніж автомат Мілі.

Кінець таблиці 1.3 - Відмінності автомату Мілі від автомату Мура

Значення вихідної функції - це функція переходів та станів для виконання входів поточного стану.	Значення вихідної функції - це функція поточного стану та виходу на тактових частотах, коли відбуваються зміни стану.
Автомат Мілі швидше реагує на вхідні дані. Як правило, він реагує в один і той же тактовий цикл.	У автоматі Мура потрібно більше логіки для декодування виходів, що призводить до більших затримок ланцюжка. Як правило, вони реагують на один тактовий цикл пізніше.
Важчий в проектуванні	Легкий в проектуванні.
При зміні вхідних даних – одразу змінюються вихідні дані.	При зміні вхідних даних – вихідні дані не змінюються.

Один з способів вивчення автомату Мура – це дослідження автомату за слідами введення-виведення. Про це йдеться авторами Георгіосом Джантамідісом, Ставросом Трипакісом та Стиліаносом Басагіаннісом у їхній відповідній науковій статті [27] в журналі Springer. В цій роботі йдеться про вивчення автоматів за допомогою сліду введення\виведення. Для вирішення цієї проблеми у статті наведено три алгоритми: (1) алгоритм РТАР, який перетворює набір вхідно-вихідних сигналів у неповну машину Мура; (2) алгоритм PRPNI, який використовує відомий алгоритм RPNI для вивчення автоматів, що кодують машину Мура; та (3) алгоритм MooreMI, який безпосередньо вивчає машину Мура за допомогою РТАР, розширеного зі злиттям стану. У статті доведено, що MooreMI має фундаментальну ідентифікацію у властивості limit. Також, експериментально порівняно алгоритми з точки зору розміру вивченої машини та кількох понять точності, представлених у цій роботі. У статті наведено порівняння продуктивності щодо двох існуючих інструментів (LearnLib та flexfringe).

Як описували А.С. Климович і В.В. Солов'їв у науковій статті [21] – автомат Мілі може бути трансформований в еквівалентний автомат Мура за допомогою розщеплення внутрішніх станів. Проблема перетворення автомату Мілі в автомат Мура часто виникає під час розробки інженерами, коли потрібно уникнути прямої залежності вихідних значень від великої кількості вхідних сигналів. За допомогою цього способу початковий автомат розбивається на внутрішні стани, та створюється таблиця переходів. В середньому, під час перетворення автомату Мілі в автомат Мура – кількість внутрішніх станів автомата збільшується в 1.96 рази, а кількість переходів – у 2.05 рази. Також варто зазначити, що вартість реалізації автомату Мура приблизно вдвічі більша при використанні промислових підходів проектування.

Якщо говорити про не повністю задані автомати Мілі та Мура – їхню еквівалентність описано авторами Юнгмінгом Лі та Вітольдом Педричем в науковій статті [32] про еквівалентність неповних автоматів Мілі та Мура. У їхній роботі досліджено взаємозв'язок вище згаданих автоматів в рамках істинних значень упорядкованих моноїдів. Зокрема, дана наукова стаття демонструє те, що решітчасті послідовноподібні машини та решітчасті кінцеві машини Мура еквівалентні в тому сенсі, що вони мають однакові вхідно-вихідні характеристики.

Щодо послідовної поведінки абстрактних автоматів – більш детально про це можна дізнатись в науковій статті [33] авторів Габріеля Циобана та Сергія Рудена в науковому журналі Springer про остаточно та послідовну поведінку M-автоматів. Автори ведуть мову про аксіоматичні характеристики остаточної та послідовної поведінки автоматів Мілі та Мура. Ці абстрактні форми поведінки описуються ізоморфними категоріями. Також варто зазначити, що у даній статті згадана і інша модель для КА, яка складається з остаточної та послідовної поведінки M-автоматів - пристрою, який представлений в даній статті як нове узагальнення автоматів Мілі та Мура. Категорія M-автоматів розкладається на категорію Ml, ізоморфну категорії автоматів Мілі, та категорію Mr, об'єкти якої можна розглядати як

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 20
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

автомати Мура. Категорія Mr - це відступ категорій Мілі та Мура від категорії S напівавтоматів.

Для більш детального аналізу автоматів можна використовувати програмні системи. Про одну з таких описано в науковій статті [34] І.І, Резнікова та В.І. Сучанського. Прочитавши дану наукову статтю можна більш чітко розібратись в темі, а саме дізнатись про програмну систему для аналізу росту автоматів Мілі під час ітерацій, та побачити обговорення авторів стосовно цього. Також варто зазначити, що в статті описано математичну основу системи, що безумовно є плюсом, а ще вивчено основні труднощі, що виникають під час аналізу, та описана структура та програмна реалізація системи.

1.3 Використання автомату Мілі

1.3.1 Використання автомату Мілі та автомату Мура в парі

Автомат Мілі є невід'ємною частиною електроніки, кінцеві автомати використовуються усюди. Іноді автомат Мілі і Мура можуть використовуватись в парі, про що йдеться у науковій статті В.В. Солов'їва [22] про впровадження АА на програмованому логічному мікроконтролері. У данній статі розглянуто проблему синтезу кінцевих автоматів на основі програмованих логічних мікросхем, в яких вихідні змінні КА служать кодом внутрішніх станів. Рішення проблеми отримується за допомогою об'єднаної моделі автоматів Мілі та Мура. Принципова відмінність між запропонованими та добре відомими методами полягає в тому, що початковий АА не зазнає перетворень, пов'язаних зі збільшенням кількості внутрішніх станів та їх переходів. Слід зазначити, що в представленій статті наведені необхідні умови, за яких вихідні змінні можуть бути використані як код внутрішніх станів кінцевих автоматів. Описано метод синтезу об'єднаної моделі змінного струму машин Мілі та Мура.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						21
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

1.3.2 Автомат Мілі для перевірки протоколів

Автомат Мура може використовуватись для перевірки різноманітних протоколів, про що йдеться в науковій статті [23] авторів Ф. Арте, Х. Куппенс, Ж. Третманс, Ф. Вандрагер та С. Верв у журналі Springer. В статті йдеться про те, що використовуючи стандартний підхід вивчення автоматів та стандартного протоколу ретрансляції з літератури – показується як може бути показана правильність вище названого потоку за допомогою наведеної в статті реалізації R. Використовуючи активне навчання, автори розглядають модель M R еталонної реалізації R, яка служить вхідною інформацією для інструменту тестування на основі моделі, яка перевіряє відповідність реалізації I до M R. Також варто зазначити, що у даній статті автори також досліджують альтернативний підхід, при якому вивчається модель M I реалізації I, яка порівнюється з моделлю M R за допомогою перевірки еквівалентності. У роботі використовується унікальна комбінація програмних засобів для побудови моделі (Urpaal), активного навчання (LearnLib, Tomte), тестування на основі моделей (JTorX, TorXakis) та верифікації (CADP, MRMC). В статті продемонстровано, як ці інструменти можна використовувати для вивчення моделей та виявлення помилок у реалізаціях, представлено нове поняття оракула відповідності та продемонстровано, як оракули відповідності можна використовувати для прискорення перевірки відповідності.

1.3.3 Генерація тестів за допомогою автомату Мілі

Як наведено в науковій статті [25] авторів Софії Коста Пейви та Аденісо Сімоя наукового журналу Springer про генерування повних наборів тестів із набору переходів сигналів введення / виведення скінченного автомату Мілі. В статті йдеться про те, що модельоване тестування вирішує питання тестування програмного забезпечення шляхом генерації автоматизованих тестових випадків з моделей поведінки, наприклад модель кінцевого автомату та система переходів

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 22
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

вводу / виводу. Незважаючи на існування методів для системи переходів, проблема відбору тестових випадків є важливою та складною темою. В ідеальному випадку потрібно досягнути повного покриття тестами проекту. У даній науковій статті запропоновано метод генерації тестів на основі методу W, розробленого для КА. Основна ідея полягає в тому, щоб сформувати набір перехідних покриттів та набір характеристик та об'єднати їх для створення повних наборів тестів для системи входів і виходів з обмеженою кількістю кроків. Метод генерує тестові набори з повним покриттям несправностей і орієнтований на використання поруч з автоматами Мілі, який приймає входи лише у стабільних станах. Результати тематичного дослідження показують, що запропонований алгоритм може досягти кращих результатів, ніж класичний метод для системи входів і виходів.

1.3.4 Оцінка засобів перевірки реактивних систем

Якщо розглянути статтю [26] авторів Бернхарда Штеффена, Мальте Ісбернера, Штефана Науйоката, Тіціана Маргарія та Марена Гескеа про Оцінку засобів перевірки реактивних систем, то можна дізнатись багато цікавої інформації про використання автомату Мілі. Як стверджують автори, систематичний підхід до автоматичного формування незалежних від платформи тестів реалістичної структури та індивідуальної складності для оцінки засобів перевірки для реактивних систем може бути реалізований за допомогою КА. Ідея полягає в імітації систематичного процесу розробки програмного забезпечення, керованого обмеженнями, шляхом автоматичного перетворення випадково сформованих специфікацій вимог, заснованих на часовій логіці, на основі послідовності збережених властивостей, випадково сформованих структурних проектних рішень у виконуваний вихідний код обраної цільової мови.

Запропонований у статті автоматизований процес перетворення за допомогою машин Мілі включає синтез LTL, перевірку моделі, розширення, вилучення умов шляху, доведення теорем, розв'язування SAT та рух коду. Ця

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 23
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

установка дозволяє звертатися до різних спільнот за допомогою зростаючого набору мов програмування, спеціальних наборів програмних конструкцій, різних понять спостереження та всієї різноманітності властивостей LTL - від простої доступності через загальні властивості безпеки до довільних властивостей життєдіяльності. Стаття ілюструє відповідний ланцюжок інструментів на супровідних прикладах, підкреслює поточний стан розробки.

1.3.5 Оптимізація FPGA

Ще одним способом використання скінченного автомату Мілі є оптимізація FPGA (Field-Programmable Gate Array) – програмованої логічної інтегральної схеми – про що йдеться у статті [31] авторів А.А. Баркалов, Л.А. Титаренко та А.А. Баркалова-молодшого про структурна декомпозицію як інструмент для оптимізації абстрактного автомата Мілі на основі FPGA.

У даній науковій статті дві моделі логічних схем запропоновані для реалізації кінченного автомату Мілі. В основі моделей лежать плати FPGA із вбудованими блоками пам'яті і засновані на перетворенні об'єктних кодів. Читаючи роботу даних авторів, можна дізнатись, що щоб зменшити кількість елементів таблиці пошуку - пропонується зменшити кількість нерегулярних функцій, що представляють AA. У даній статті наведено приклад конструкції та результати експериментів для запропонованого методу синтезу, заснованого на перетворенні кодів колекцій мікрооперацій у коди станів КА.

1.4 Висновки. Постановка задачі

У даному розділі було розглянуто:

- 1) способи задання абстрактних автоматів;
- 2) способи мінімізації AA;
- 3) порівняння автоматів Мілі та Мура;

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 24
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

4) способи використання автомату Мілі.

Усі вищезгадані способи представлення скінченного автомату Мілі, та його мінімізації використовуються з тією чи іншою регулярністю, коли стоїть задача синтезу автомата. Кожний розробник повинен індивідуально підійти до свого завдання, та з відповідальністю поставитись до вибору способу представлення автомату Мілі, та до вибору алгоритму мінімізації. Адже від цього залежить зрозумілість проекту, продуктивність роботи автора, легкість сприйняття та розробки, інноваційність підходу, та навіть ціна кінцевого розроблюваного продукту.

Порівнюючи автомат Мілі та Мура, можна підмітити головні відмінності:

1) у автомата Мілі виходи залежать як від теперішнього стану, так і від попереднього значення на вході, в той час як в автоматі Мура виходи залежать лише від теперішнього стану автомата;

2) у автомата Мілі якщо змінюється вхід – то й вихід також змінюється, що не можна застосувати для скінченного автомата Мура, адже він має іншу структуру;

3) автомат Мілі потребує більшу кількість хардверних засобів для його реалізації, ніж автомат Мура;

4) автомат Мілі швидше реагує на вхідні сигнали, ніж автомат Мура;

5) автомат Мілі важчий в проектуванні, ніж автомат Мура.

Як ми дізнались з цього розділу – скінченні автомати, а саме автомат Мілі дуже широко використовується в сучасності. За допомогою нього реалізуються як прості прилади типу світлофора – так і надскладне медичне обладнання.

Отже, у першому розділі були виконані такі завдання дипломної роботи:

1) дослідити основні принципи побудови АА;

2) розглянути існуючі рішення автомату Мілі.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						25
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Працюючи над даною кваліфікаційною роботою були поставлені такі задачі для подальшого виконання:

- 1) провести детальний аналіз по проектуванні автомату Мілі;
- 2) змодельовати автомат Мілі;
- 3) підвести підсумки розробленого автомату.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		26

2 МОДЕЛЮВАННЯ ТА ПРОЕКТУВАННЯ АВТОМАТУ МІЛІ

2.1 Завдання на проектування автомату Мілі

Завдання за індивідуальним варіантом на дану дипломну роботу звучить так:

1) виконати синтез автомату Мілі, заданого своїми таблицями переходів і виходів;

Таблиця переходів (табл. 2.1) і таблиця виходів (табл. 2.2) автомату Мілі до індивідуального варіанту продемонстровані нижче.

Таблиця 2.1 - Переходи автомата Мілі

	a1	a2	a3	a4
z1	a2	a3	-	a4
z2	a1	a3	a3	-
z3	a4	a2	-	-
z4	-	a1	-	a4
z5	a2	a3	a3	-

Таблиця 2.2 - Виходи автомата Мілі

	a1	a2	a3	a4
z1	w2	w1	-	w3
z2	w2	w1	w3	-
z3	w2	w1	-	-
z4	-	w3	-	w2
z5	w1	w4	w2	-

2.2 Аналіз поставленого завдання

Аналізуючи поставлене завдання, можна зробити такі висновки:

- 1) кількість вхідних абстрактних сигналів: $F = 5$;
- 2) кількість вхідних структурних сигналів: $L = \lceil \log_2 5 \rceil = 3$, назвемо їх x_1 , x_2 та x_3 ;
- 3) кількість вихідних абстрактних сигналів: $G = 4$;
- 4) кількість вихідних структурних сигналів: $N = \lceil \log_2 4 \rceil = 2$, назвемо їх y_1 та y_2 ;
- 5) кількість внутрішніх станів абстрактного автомата: $M = 4$;
- 6) кількість двійкових елементів пам'яті: $R = \lceil \log_2 4 \rceil = 2$, назвемо їх q_1 та q_2 ;

В якості двійкових елементів пам'яті було вибрано D-тригери.

2.3 Кодування автомата

Наступним кроком є кодування вхідних і вихідних сигналів, та внутрішніх станів автомата. Оскільки ми в праві здійснювати кодування довільним чином, то:

1) кожному із сигналів z_i буде поставлено у відповідність будь-яку трирозрядну комбінацію з x_1 , x_2 та x_3 . Але потрібно пам'ятати про те, що різні вхідні сигнали z_i повинні кодуватися різними комбінаціями x_1 , x_2 та x_3 .

2) кожному із станів w_i буде поставлено у відповідність будь-яку дворозрядну комбінацію з y_1 та y_2 . Але потрібно пам'ятати про те, що різні внутрішні стани w_i повинні кодуватися різними комбінаціями y_1 та y_2 .

3) кожному із сигналів a_i буде поставлено у відповідність будь-яку дворозрядну комбінацію з q_1 та q_2 . Але потрібно пам'ятати про те, що різні вихідні сигнали a_i повинні кодуватися різними комбінаціями q_1 та q_2 .

Кодування вхідних та вихідних сигналів, і внутрішніх станів автомата Мілі представлено в таблицях 2.3, 2.4 та 2.5 відповідно.

Таблиця 2.3 - Кодування вхідних сигналів автомата Мілі

	x ₁	x ₂	x ₃
z ₁	0	0	0
z ₂	0	0	1
z ₃	0	1	1
z ₄	0	1	0
z ₅	1	1	0

Таблиця 2.4 - Кодування вихідних сигналів автомата Мілі

	y ₁	y ₂
w ₁	0	0
w ₂	0	1
w ₃	1	1
w ₄	1	0

Таблиця 2.5 - Кодування внутрішніх станів автомата Мілі

	q ₁	q ₂
a ₁	0	0
a ₂	0	1
a ₃	1	1
a ₄	1	0

2.4 Структура синтезованого ЦА

Структура цифрового автомату з врахуванням того, що вихідний автомат є автоматом Мілі, елементами пам'яті якого виступають D-тригери, наведена на рисунку 2.1.

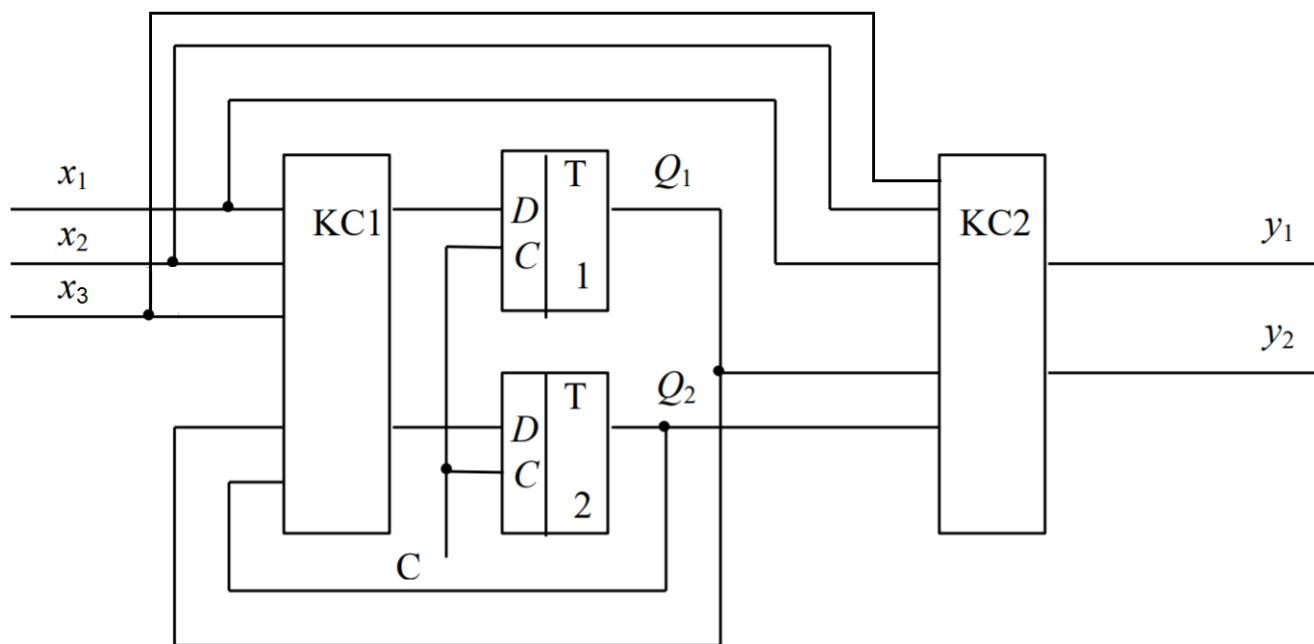


Рисунок 2.1 - Структура синтезованого ЦА

2.5 Побудова кодіваних таблиць автомата Мілі

Наступним пунктом є побудова кодіваних таблиць переходів і виходів структурного автомата Мілі. Для цього в таблицях переходів і виходів вихідного абстрактного автомата замість вхідних сигналів (z_i), вихідних сигналів (w_i), та внутрішніх станів (a_i) автомата потрібно поставити їхні відповідні коди. Одержані кодівані таблиці переходів (табл. 2.6) та виходів (табл. 2.7) відповідно продемонстровані нижче.

Таблиця 2.6 - Кодована таблиця переходів автомата Мілі (D_1, D_2)

		a_i				
		a_1	a_2	a_3	a_4	
		$q_1 q_2$	00	01	11	10
		$x_1 x_2 x_3$				
z_1		000	01	11	-	10
z_2		001	00	11	11	-
z_3		011	10	01	-	-
z_4		010	-	00	-	10
z_5		110	01	11	11	-

У кодованій таблиці переходів задані формулами 2.1 та 2.2.

$$D_1^{t+1} = \psi_1(x_1, x_2, x_3, Q_1^t, Q_2^t), \quad (2.1)$$

$$D_2^{t+1} = \psi_2(x_1, x_2, x_3, Q_1^t, Q_2^t). \quad (2.2)$$

Таблиця 2.7 - Кодована таблиця виходів автомата Мілі (y_1, y_2).

		a_i				
		a_1	a_2	a_3	a_4	
		$q_1 q_2$	00	01	11	10
		$x_1 x_2 x_3$				
z_1		000	01	00	-	11
z_2		001	01	00	11	-
z_3		011	01	00	-	-
z_4		010	-	11	-	01
z_5		110	00	10	01	-

У кодованій таблиці виходів задані формулами 2.3 та 2.4.

$$y_1 = \psi_1(x_1, x_2, x_3, Q_1^t, Q_2^t), \quad (2.3)$$

$$y_2 = \psi_2(x_1, x_2, x_3, Q_1^t, Q_2^t). \quad (2.4)$$

Таким чином, при канонічному методі синтезу автомата Мілі ми одержуємо систему функцій 2.5.

$$\begin{cases} y_1 = \psi_1(x_1, x_2, x_3, Q_1^t, Q_2^t) \\ y_2 = \psi_2(x_1, x_2, x_3, Q_1^t, Q_2^t) \\ D_1 = \psi_1(x_1, x_2, x_3, Q_1^t, Q_2^t) \\ D_2 = \psi_2(x_1, x_2, x_3, Q_1^t, Q_2^t), \end{cases} \quad (2.5)$$

з якої може бути побудована комбінаційна схема автомату. Функції виходів y_1 і y_2 можуть бути безпосередньо отримані з таблиці виходів у вигляді ДДНФ (формули 2.6 та 2.7)

$$y_1 = \overline{x_1 x_2 x_3} q_1 \overline{q_2} + \overline{x_1 x_2} x_3 q_1 q_2 + x_1 x_2 \overline{x_3} \overline{q_1} q_2 + \overline{x_1} x_2 \overline{x_3} q_1 q_2, \quad (2.6)$$

$$y_2 = \overline{x_1 x_2 x_3} q_1 q_2 + \overline{x_1} x_2 \overline{x_3} q_1 \overline{q_2} + \overline{x_1} x_2 x_3 \overline{q_1} \overline{q_2} + \overline{x_1} x_2 x_3 q_1 q_2 + \overline{x_1} x_2 x_3 \overline{q_1} q_2 + \overline{x_1} x_2 \overline{x_3} q_1 \overline{q_2} + x_1 x_2 \overline{x_3} q_1 q_2. \quad (2.7)$$

2.6 Мінімізація отриманих виразів

Однак отримані в пункті 2.4 функції виходів y_1 та y_2 являються зовсім не оптимальними. Їх потрібно мінімізувати. Проведемо мінімізацію за допомогою карт Карно для y_1 , y_2 та D_1 , D_2 створивши індивідуальну таблицю для кожного значення. Оскільки кількість змінних 5 – карту карно потрібно доповнити до розміру 8x4, заповнивши пусті клітинки прочерками.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						32
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Карта Карно для D_1 представлена на рисунку 2.2.

$q_1 q_2$	00	01	11	10
$x_1 x_2 x_3$				
000	0	1	-	1
001	0	1	1	-
011	1	0	-	-
010	-	0	-	1
110	0	1	1	-
111	-	-	-	-
101	-	-	-	-
100	-	-	-	-

Рисунок 2.2 - Карта карно для D_1

Виходячи з даної карти, маємо рівняння для D_1 (формула 2.9).

$$D_1 = q_1 + x_1 q_2 + \bar{x}_2 q_2 + \bar{x}_1 x_2 \bar{q}_2. \quad (2.9)$$

Карта Карно для D_2 представлена на рисунку 2.3.

$q_1 q_2$	00	01	11	10
$x_1 x_2 x_3$				
000	1	1	-	0
001	0	1	1	-
011	0	1	-	-
010	-	0	-	0
110	1	1	1	-
111	-	-	-	-
101	-	-	-	-
100	-	-	-	-

Рисунок 2.3 - Карта карно для D_2

Виходячи з даної карти, маємо її рівняння (формула 2.10).

$$D_2 = x_1 + \overline{x_2 x_3} q_1 + \overline{x_2} q_2 + \overline{x_1} x_3 q_2. \quad (2.10)$$

Карта Карно для y_1 представлена на рисунку 2.4.

$q_1 q_2$	00	01	11	10
$x_1 x_2 x_3$				
000	0	0	-	1
001	0	0	1	-
011	0	0	-	-
010	-	1	-	0
110	0	1	0	-
111	-	-	-	-
101	-	-	-	-
100	-	-	-	-

Рисунок 2.4 - Карта карно для y_1

Виходячи з даної карти, маємо її рівняння (формула 2.11).

$$y_1 = x_1 \bar{q}_1 q_2 + \bar{x}_2 q_1 + \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 q_2. \quad (2.11)$$

Карта Карно для y_2 представлена на рисунку 2.5.

$q_1 q_2$	00	01	11	10
$x_1 x_2 x_3$				
000	1	0	-	1
001	1	0	1	-
011	1	0	-	-
010	-	1	-	1
110	0	0	1	-
111	-	-	-	-
101	-	-	-	-
100	-	-	-	-

Рисунок 2.5 - Карта карно для y_2

Виходячи з даної карти, маємо її рівняння (формула 2.12).

$$y_2 = q_1 + \overline{x_1 q_1 q_2} + \overline{x_1 x_2 \overline{x_3}}. \quad (2.12)$$

Таким чином, фінальна система рівнянь продемонстрована в формулі 2.13.

$$\begin{cases} D1 = q_1 + x_1 q_2 + \overline{x_2} q_2 + \overline{x_1} x_2 \overline{q_2} \\ D2 = x_1 + \overline{x_2 x_3} q_1 + \overline{x_2} q_2 + \overline{x_1} x_3 q_2 \\ y1 = x_1 \overline{q_1} q_2 + \overline{x_2} q_1 + \overline{x_1} x_2 \overline{x_3} q_2 \\ y2 = q_1 + \overline{x_1 q_1 q_2} + \overline{x_1 x_2 \overline{x_3}}. \end{cases} \quad (2.13)$$

2.7 Функціональна схема автомату Мілі

Наступним кроком є розробка функціональної схеми для автомату Мілі. Ця схема повинна містити інформацію про способи реалізації пристроєм заданих функцій. За такою схемою можна визначити, як здійснюються перетворення і які для цього необхідні функціональні елементи. Схема електрична функціональна представлена на рисунку 2.6.

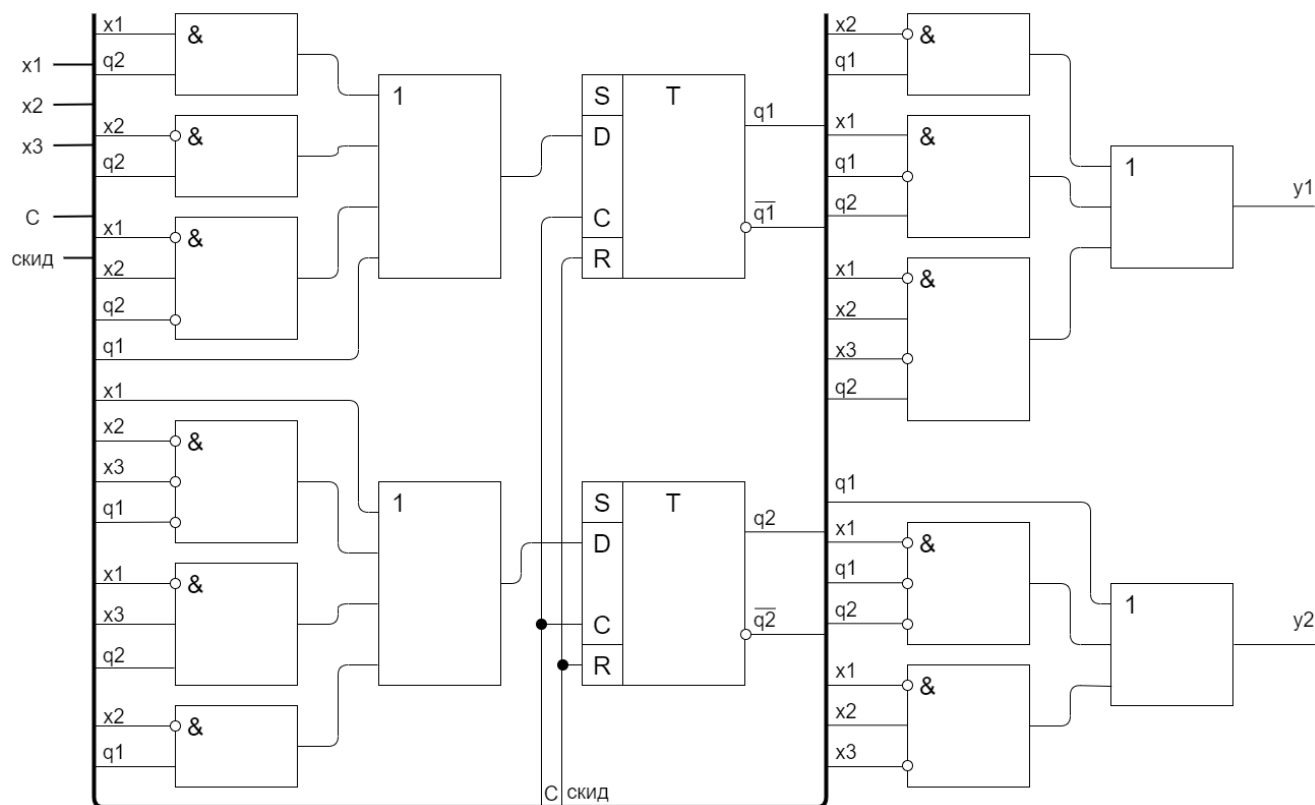


Рисунок 2.6 - Функціональна схема автомату Мілі

2.8 Висновки

Під час опрацювання даного розділу, було досліджено та виконано наступні завдання:

- 1) розібрано завдання на побудову автомата Мілі за варіантом;

2) проаналізовано завдання, та складено план до вирішення поставленої задачі;

3) створено таблиці станів автомата Мілі;

4) закодовано автомат Мілі;

5) закодовано таблиці станів автомату Мілі;

6) мінімізовано таблиці станів автомата за допомогою карт Карно;

7) побудовано структурну схему автомата;

8) побудовано функціональну схему автомата;

9) отримано систему рівнянь автомата Мілі.

Отже, усі цілі другого розділу досягнуті, тож можна ставити завдання на третій розділ:

1) створити електричну принципову схему автомата Мілі;

2) змодельовати автомат у середовищі для розробки Quartus II;

3) перевірити правильність роботи автомата.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						38
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

3 АПАРАТНА РЕАЛІЗАЦІЯ АВТОМАТУ МІЛІ

3.1 Реалізація схеми в Quartus II

Для реалізації автомату Мілі, та подальшої перевірки правильності її роботи було вибрано середовище для програмування та розробки під ПЛІС компанії Altera під назвою Quartus II.

За допомогою інструменту Block Diagram/Schematic File було складено схему до розроблюваного автомату Мілі (рисунок 3.1), яка успішно пройшла етап компіляції.

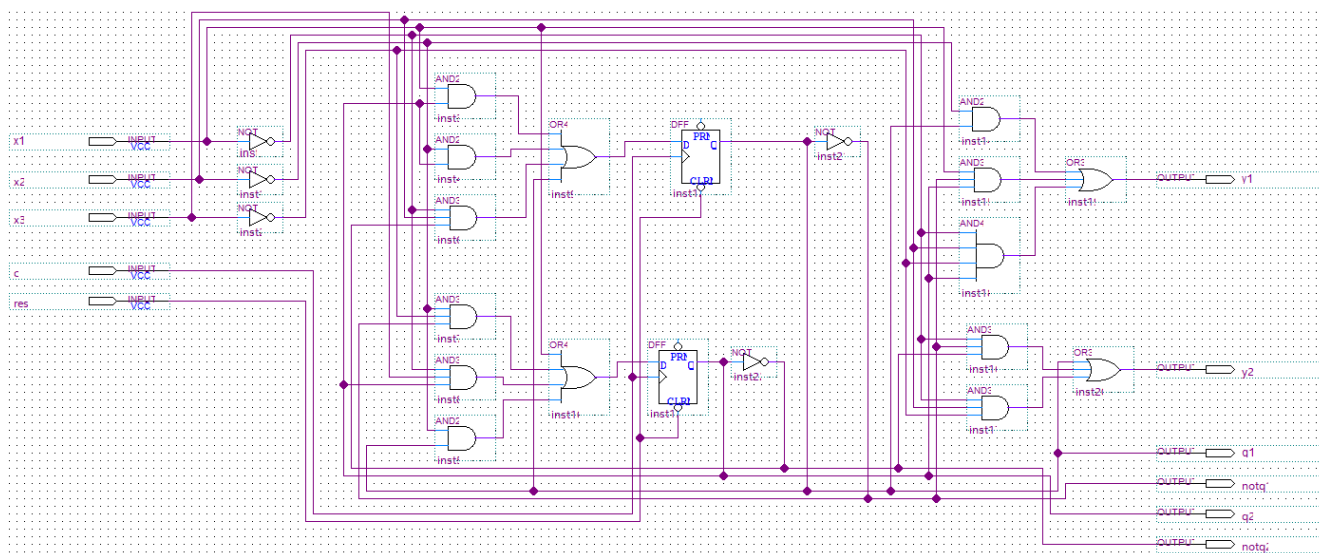


Рисунок 3.1 - Схема автомату Мілі в Quartus II

3.2 Дослідження роботи автомата на Simulation Waveform Editor

3.2.1 Перевірка правильності роботи за допомогою рівнянь

Щоб перевірити правильність роботи схеми – використаємо засіб програми Quartus II для перегляду станів і сигналів - Simulation Waveform Editor. Результат компіляції зображено на рисунку 3.2.

Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата

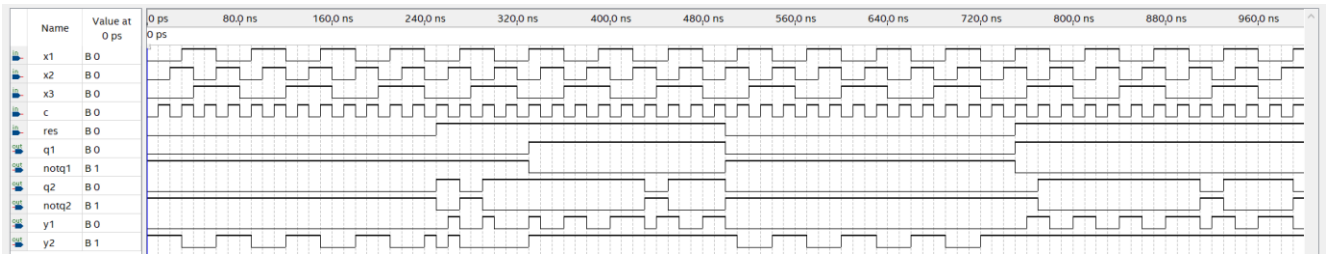


Рисунок 3.2 - Результат компіляції на Simulation Waveform

Далі розберемо кожну функцію окремо, щоб перевірити правильність роботи схеми.

Першою перевіримо правильність роботи y_1 .

Рівняння виглядає наступним чином: $y_1 = x_1 \bar{q}_1 q_2 + \bar{x}_2 q_1 + \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 q_2$. А це означає, що при значеннях $x_1 \bar{q}_1 q_2$ або $\bar{x}_2 q_1$ або $\bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 q_2$ значення y_1 повинно бути «логічна одиниця». На рисунку 3.3 зображена перевірка правильності роботи y_1 .

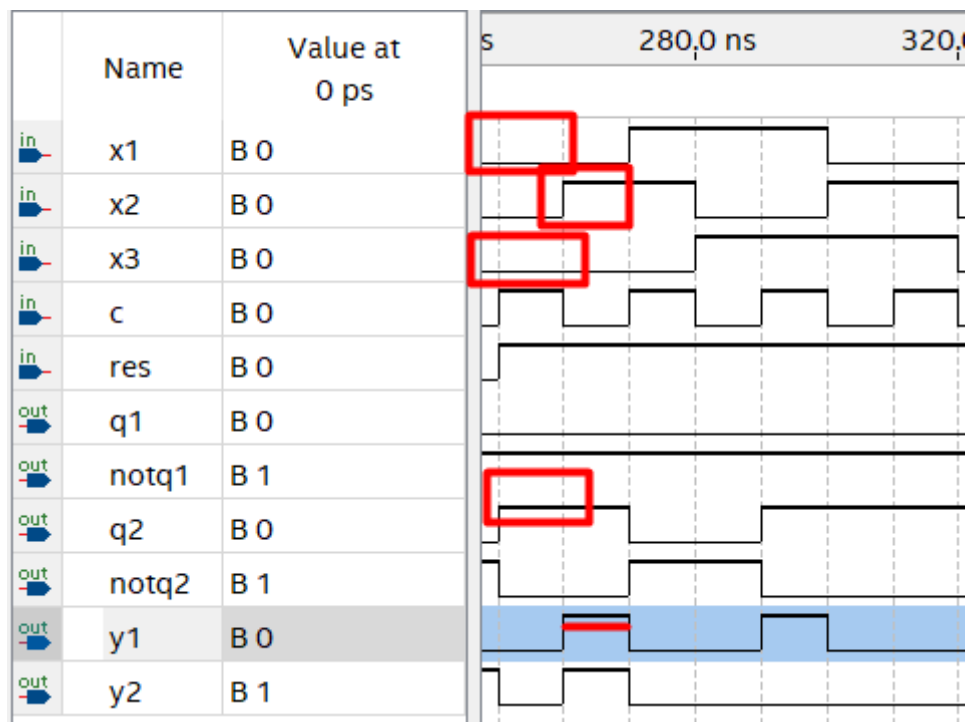


Рисунок 3.3 - Перевірка правильності роботи y_1

З рисунка №3.3 видно, що в момент часу між 240нс-280нс стани x_1 , x_2 , x_3 знаходяться в «логічний 0», а q_2 в «логічна 1» (комбінація $\bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 q_2$), що дає для

виходу y_1 значення «логічної одиниці». А як тільки хоча б один з цих станів міняється (на скріншоті це q_2 та x_1) – вихід y_1 змінює своє значення на «логічний 0», що показує правильність роботи цієї частини схеми. На рисунку 3.4 зображена перевірка правильності роботи y_1 .

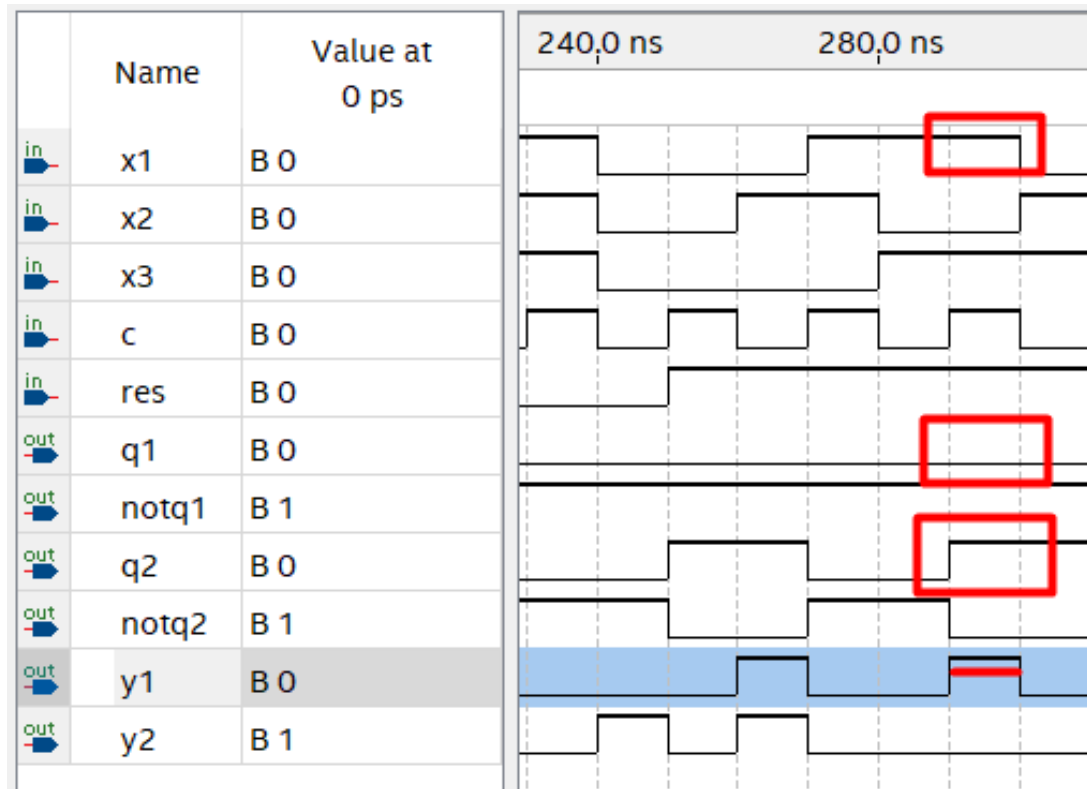


Рисунок 3.4 - Перевірка правильності роботи y_1

З рисунка №3.4 видно, що в момент часу $280+нс$ стани x_1 , та q_2 знаходяться в «логічний 1», а q_1 в «логічна 0» (комбінація $x_1\bar{q}_1q_2$), що дає для виходу y_1 значення «логічної одиниці». А як тільки хоча б один з цих станів міняється (на скріншоті це x_1) – вихід y_1 змінює своє значення на «логічний 0», що показує правильність роботи цієї частини схеми.

Далі на рисунку 3.5 зображена перевірка правильності роботи y_1 .

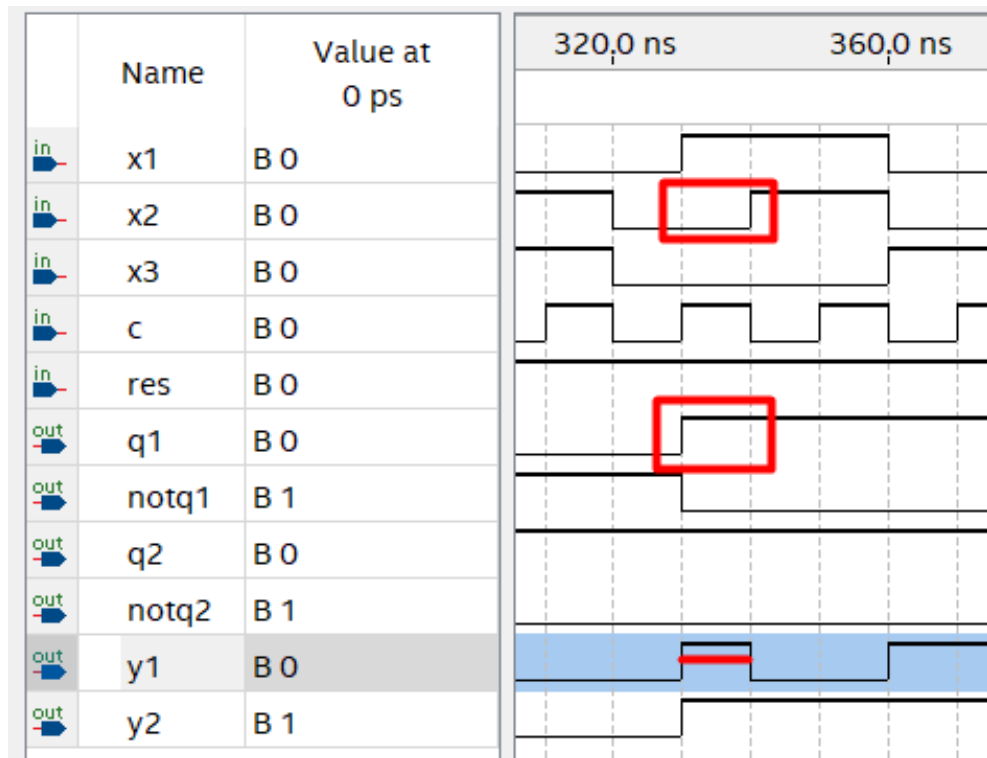


Рисунок 3.5 - Перевірка правильності роботи y_1

З рисунка №3.5 видно, що в момент часу між 320нс – 360нс присутня комбінація $\overline{x_2}q_1$, що дає для виходу y_1 значення «логічної одиниці». А як тільки хоча б один з цих станів міняється (на скріншоті це x_2) – вихід y_1 змінює своє значення на «логічний 0», що показує правильність роботи цієї частини схеми.

В решті випадків вихід y_1 повинен приймати значення «логічний нуль», що ми зараз і перевіримо.

Далі на рисунку 3.6 зображена перевірка правильності роботи y_1 .

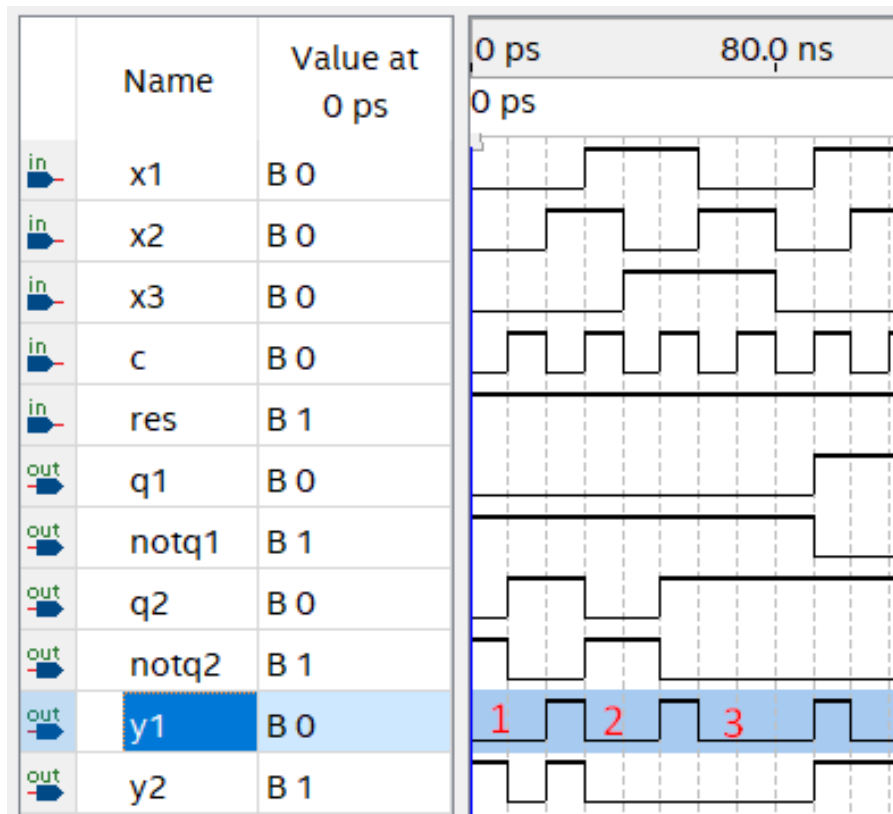


Рисунок 3.6 - Перевірка правильності роботи y_1

Для подальшої перевірки правильності роботи схеми, а саме виходу y_1 розглянемо ділянку 0нс – 80нс. Спочатку на виході y_1 ми можемо спостерігати логічний нуль, адже в даному місці жодна з комбінацій функції не відслідковується. На двадцятій наносекунді задіюється третя комбінація функції y_1 , а саме $\bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 q_2$, що приводить стан виходу y_1 в значення логічної одиниці. На тридцятій наносекунді сигнал q_2 змінює своє значення, що приводить до падіння виходу y_1 в логічний нуль. На п'ятдесятій наносекунді вихід y_1 знову приймає значення одиниці, адже там працює перша комбінація функції, а саме $x_1 \bar{q}_1 q_2$. І як тільки на шестидесятій наносекунді вхід x_1 змінює своє значення – ми можемо спостерігати падіння одиниці на виході y_1 . І це доказує, що дана частина схеми працює правильно.

В решті випадків стан y_1 також має значення «логічний 0», що у підсумку з вищесказаним підтверджує правильність роботи функції y_1 .

Далі перевіримо правильність роботи функції y_2 .

Рівняння виглядає наступним чином: $y_2 = q_1 + \overline{x_1}q_1q_2 + \overline{x_1}x_2\overline{x_3}$. А це означає, що при значеннях q_1 або $\overline{x_1}q_1q_2$ або $\overline{x_1}x_2\overline{x_3}$ значення y_2 повинно бути «логічна одиниця». На рисунку 3.7 зображена перевірка правильності роботи y_2 .

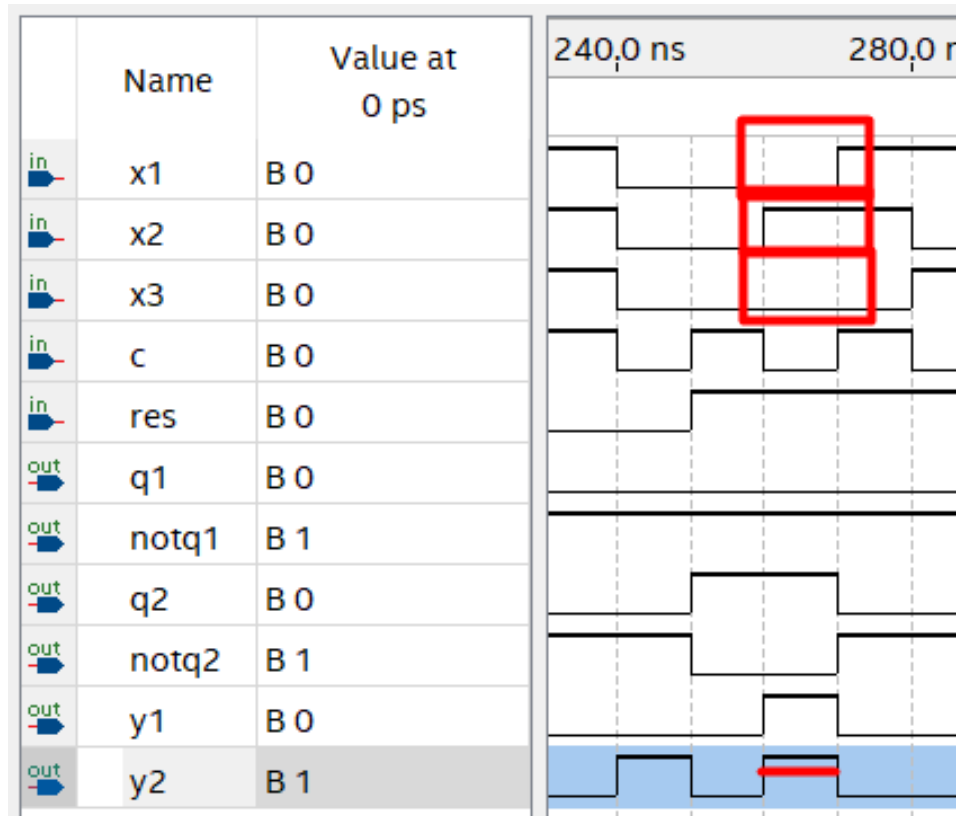


Рисунок 3.7 - Перевірка правильності роботи y_2

З рисунка №3.7 видно, що в момент часу між 240нс-280нс присутня комбінація $\overline{x_1}x_2\overline{x_3}$, що дає для виходу y_2 значення «логічної одиниці». А як тільки хоча б один з цих станів міняється (на скріншоті це x_1) – вихід y_2 змінює своє значення на «логічний 0», що показує правильність роботи цієї частини схеми.

Далі на рисунку 3.8 зображена ще одна перевірка правильності роботи y_2 .

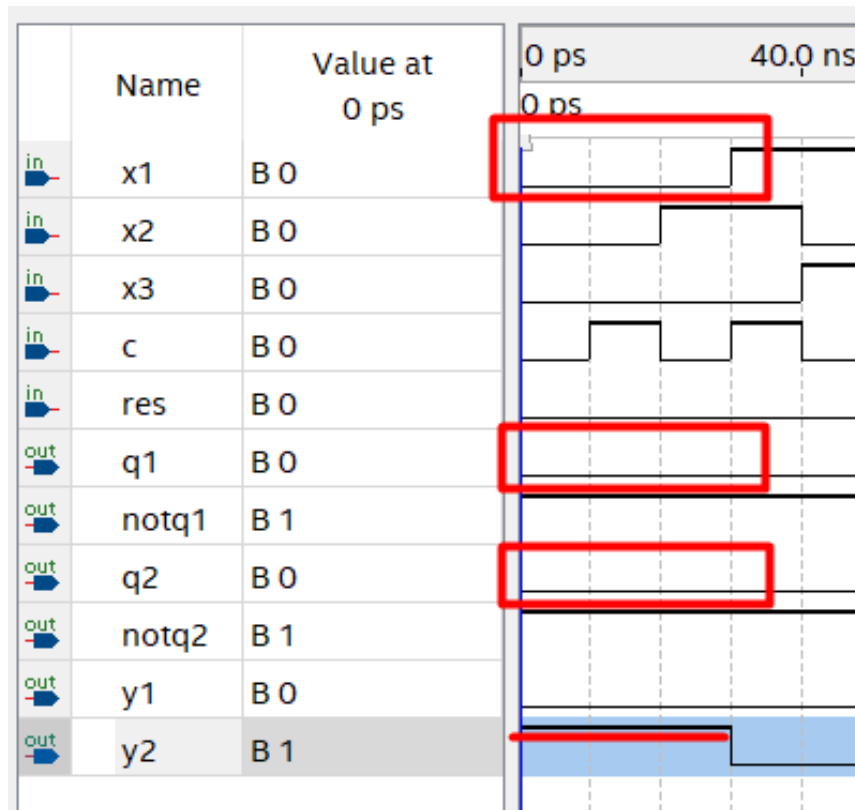


Рисунок 3.8 - Перевірка правильності роботи y_2

З рисунка №3.8 видно, що в момент часу між 0нс - 40нс присутня комбінація $\overline{x_1}q_1q_2$, що дає для виходу y_2 значення «логічної одиниці».

А як тільки хоча б один з цих станів міняється (на скріншоті це x_1) – вихід y_2 змінює своє значення на «логічний 0», що показує правильність роботи цієї частини схеми.

Далі на рисунку 3.9 зображена ще одна перевірка правильності роботи y_2 .

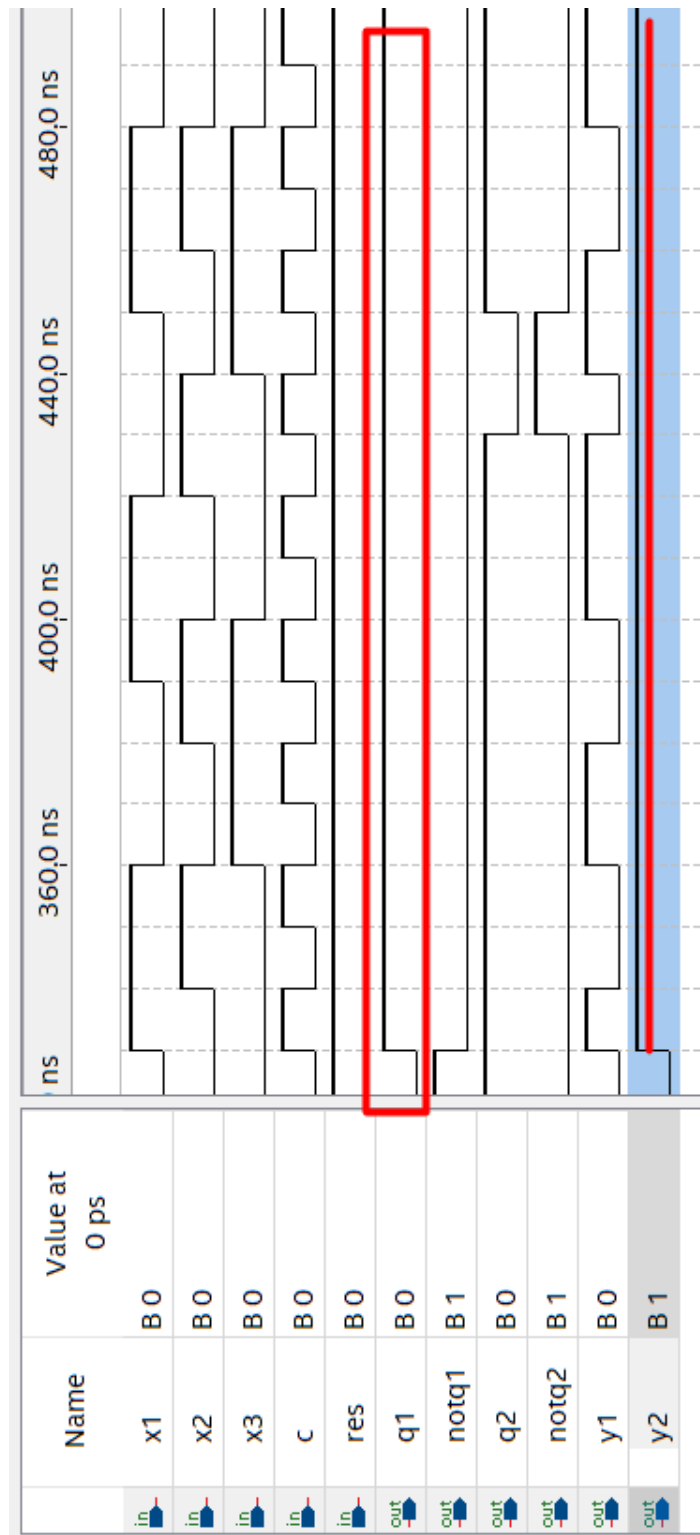


Рисунок 3.9 - Перевірка правильності роботи y_2

З рисунка №3.9 видно, що в момент часу між 320нс – 420нс присутня комбінація q_1 , що дає для виходу y_2 значення «логічної одиниці». А як тільки q_1

міння своє значення – вихід y_2 переходить в стан «логічний 0», що показує правильність роботи цієї частини схеми.

В решті випадків вихідний сигнал y_2 повинен приймати значення «логічний нуль», що потрібно перевірити на діаграмі Simulation WaveForms.

Далі на рисунку 3.10 зображена ще одна перевірка правильності роботи y_2 .

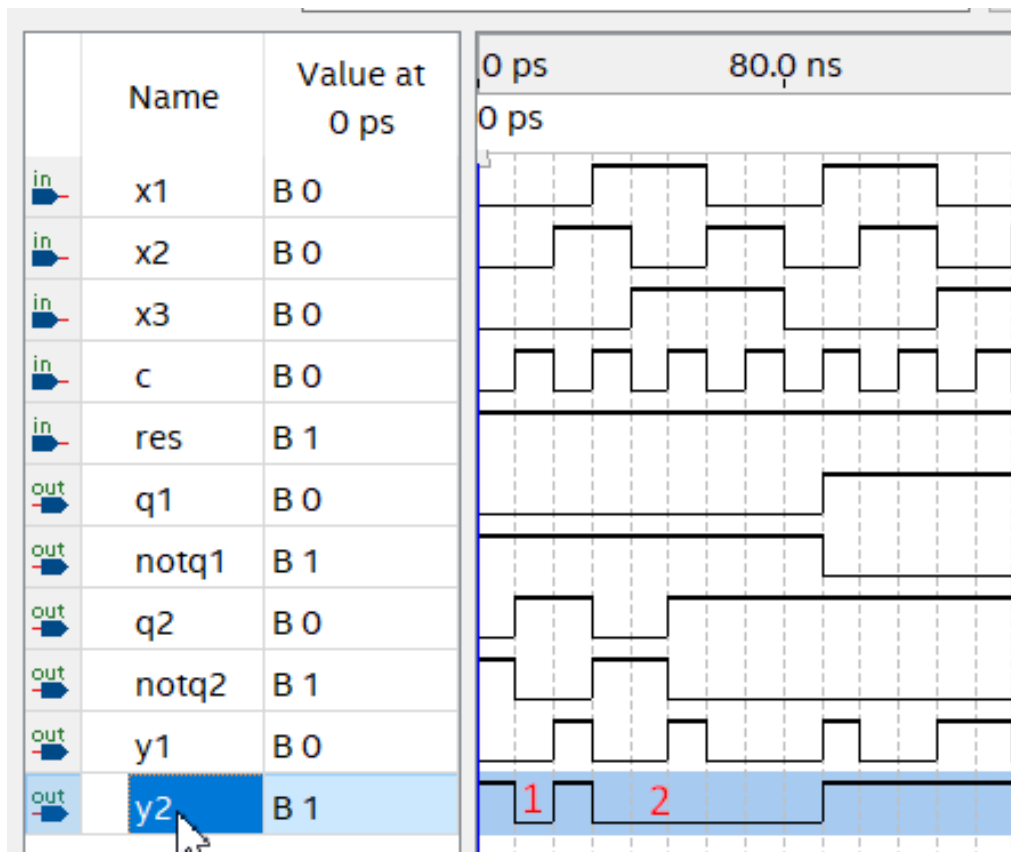


Рисунок 3.10 - Перевірка правильності роботи виходу y_2

Розпочнемо перевірку виходу y_2 з нульової наносекунди: в даному місці сигнал знаходиться в стані «логічна одиниця», адже там працює друга склейка сигналів функції, а саме $\overline{x_1}q_1q_2$. І як тільки на десятій наносекунді вихід q_2 змінює своє значення – ми можемо спостерігати падіння одиниці на виході y_2 , адже тепер не надходить жодної потрібної комбінації сигналів для підтримки даного контакту в піднятому стані. Коли на тридцятій наносекунді вмикається третя склейка функції y_2 , а саме $\overline{x_1}x_2\overline{x_3}$ – ми можемо спостерігати знову підняття виху y_2 в одиницю. На

сороковій наносекунді вхід x_1 змінює своє значення, що приводить до переходу виходу y_2 в стан «логічного нуля», адже жодна з потрібних комбінацій більше не підтримує високий сигнал даного виходу. Далі будь-які комбінації до вісьмидесятої наносекунди не міняють вихідний сигнал y_2 , адже вони не задовільняють рівняння даного піну ($y_2 = q_1 + \overline{x_1}q_1q_2 + \overline{x_1}x_2\overline{x_3}$). І тільки на вісьмидесятій наносекунді вмикається вихід першого триєгра q_1 , що є першою умовою високого сигналу на виході y_2 , і ми можемо спостерігати, як y_2 отримує значення «логічна одиниця». Подальший високий сигнал даного виходу підтримує перша комбінація рівняння, а саме q_1 . Це показує, що дана частина схеми працює правильно.

В решті випадків стан y_2 також має значення «логічний 0», що у підсумку з вищесказаним підтверджує правильність роботи функції y_2 .

3.2.2 Перевірка правильності роботи схеми за допомогою таблиці

Хоч після перевірки результату проектування автомату за допомогою системи мінімізованих рівнянь виявилось, що схема працює правильно – потрібно ще перевірити результат роботи автомата за допомогою початкових таблиць переходів та виходів, адже помилка могла бути допущеною на етапі мінімізації автомату. Для цього потрібно дивитись в таблицю виходів автомата Мілі, яка задана за варіантом, а саме на стан, в який повинен перейти автомат, значення виходу на тригерах, та значення вхідних даних, та зрівнювати значення з результатом компіляції абстрактного автомату на Simulation WaveForms в середовищі Quartus II. Якщо кодовані значення збігаються з результатом компіляції – отже задана схема мінімізована та спроектована правильно, і працює без помилок.

Далі, для зручності, в таблиці 3.1 вказані закодовані сигнали автомату, а на рисунку 3.11 відмічені стани автомату для перевірки.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 48
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Таблиця 3.1 - Закодовані сигнали автомату

z	w	a
$z_1 = 000$	$w_1 = 00$	$a_1 = 00$
$z_2 = 001$	$w_2 = 01$	$a_2 = 01$
$z_3 = 011$	$w_3 = 11$	$a_3 = 11$
$z_4 = 010$	$w_4 = 10$	$a_4 = 10$
$z_5 = 110$		

	a1	a2	a3	a4
z1	w2 1	w1 2	-	w3
z2	w2	w1	w3	-
z3	w2	w1	-	-
z4	-	w3	-	w2 3
z5	w1	w4	w2 4	-

Рисунок 3.11 - Помічені стани автомату для перевірки

Для початку розглянемо правильність роботи стану, який помічений цифрою 1 на рисунку 3.11.

З таблиці 3.1 ми знаємо, як кодуються стани a_1 , z_1 , w_2 і тому все що залишається – перевірити правильність відображення сигналів на діаграмі.

Далі на рисунку 3.12 зображена перевірка першого стану автомату з рисунка 3.11.

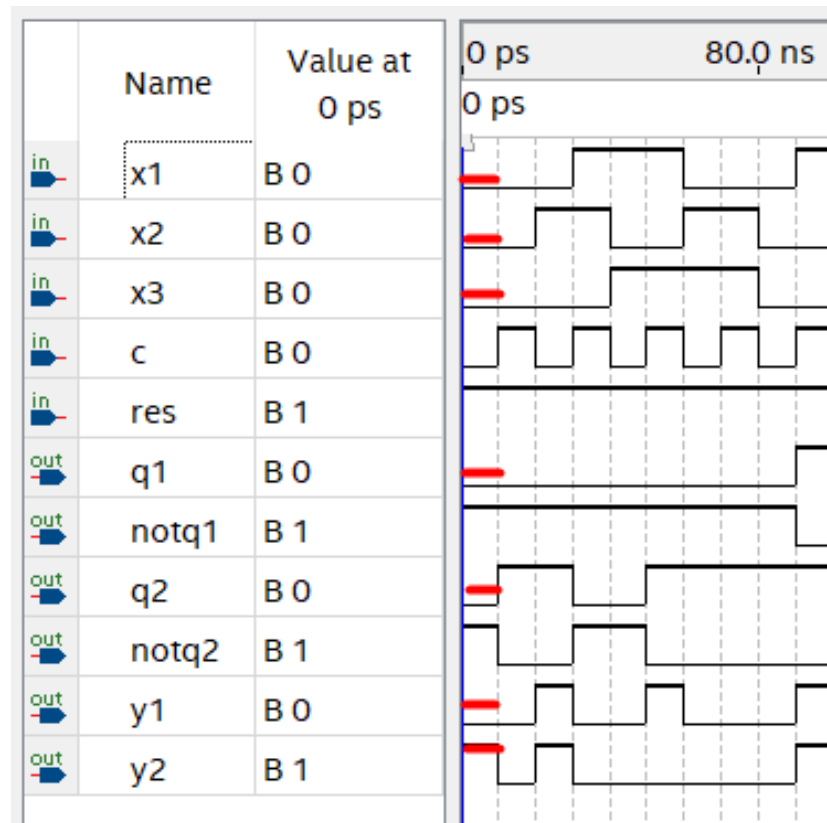


Рисунок 3.12 - Перевірка правильності роботи станів під номером 1 з рисунка 3.11

Аналізуючи рисунок 3.12 ми бачимо, що на ділянці від нуля до десяти наносекунд присутня комбінація з $\overline{x_1 x_2 x_3 q_1 q_2}$, а на виході ми маємо значення $\overline{y_1 y_2}$, що відповідає станам a_1, z_1, w_2 . І як тільки хоча б одне з вхідних значень змінюється – це впливає на вихідні значення, що ми можемо бачити на десятій наносекунді, де вихід другого тригера q_2 переходить в стан «логічна одиниця», та цим самим міняє вихідну комбінацію ігріків. Отже, комбінація «1» працює правильно.

Наступною розглянемо комбінацію, яка помічена на рисунку №3.11 поміткою №2.

Далі на рисунку 3.13 зображена перевірка другого стану автомату з рисунка 3.11.

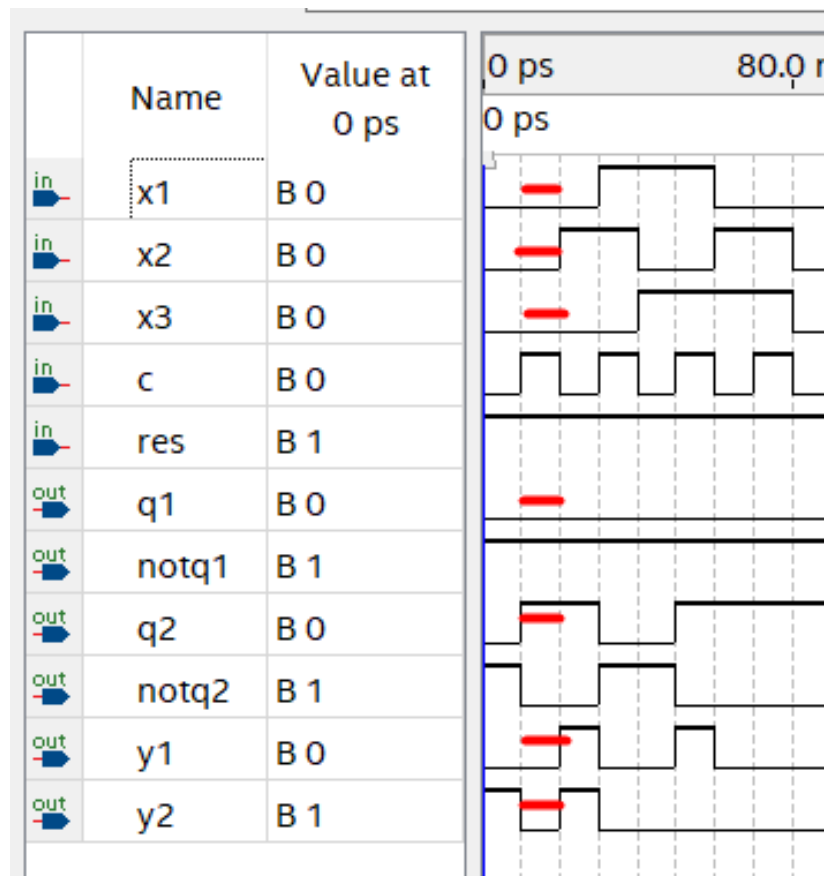


Рисунок 3.13 - Перевірка правильності роботи станів під номером 2 з рисунка 3.11

Керуючись інформацією з рисунка 3.11 ми бачимо, що під цифрою «2» знаходиться вихідний стан w_1 (000), в який переходить автомат під дією сигналу z_1 (000) з вихідного значення a_2 (001). Спробуємо знайти таку комбінацію на рисунку 3.13. На відрізку між десятою та двадцятою наносекундою ми бачимо наступні значення: $\overline{x_1}\overline{x_2}\overline{x_3}q_1q_2$, а на виході ми маємо комбінацію $\overline{y_1}\overline{y_2}$, що відповідає станам a_2, z_1, w_1 . І як тільки на тридцятій наносекунді значення стану x_2 міняється на «логічну одиницю» - це миттєво впливає на вихідну комбінацію, та змінює її. Аналізуючи усе вищепомічене, можна зробити висновок, що частина таблиці під цифрою «2» працює правильно.

Наступною розглянемо комбінацію, яка позначена на рисунку 3.11 номером «3».

Далі на рисунку 3.14 зображена перевірка третього стану автомату з рисунка 3.11.

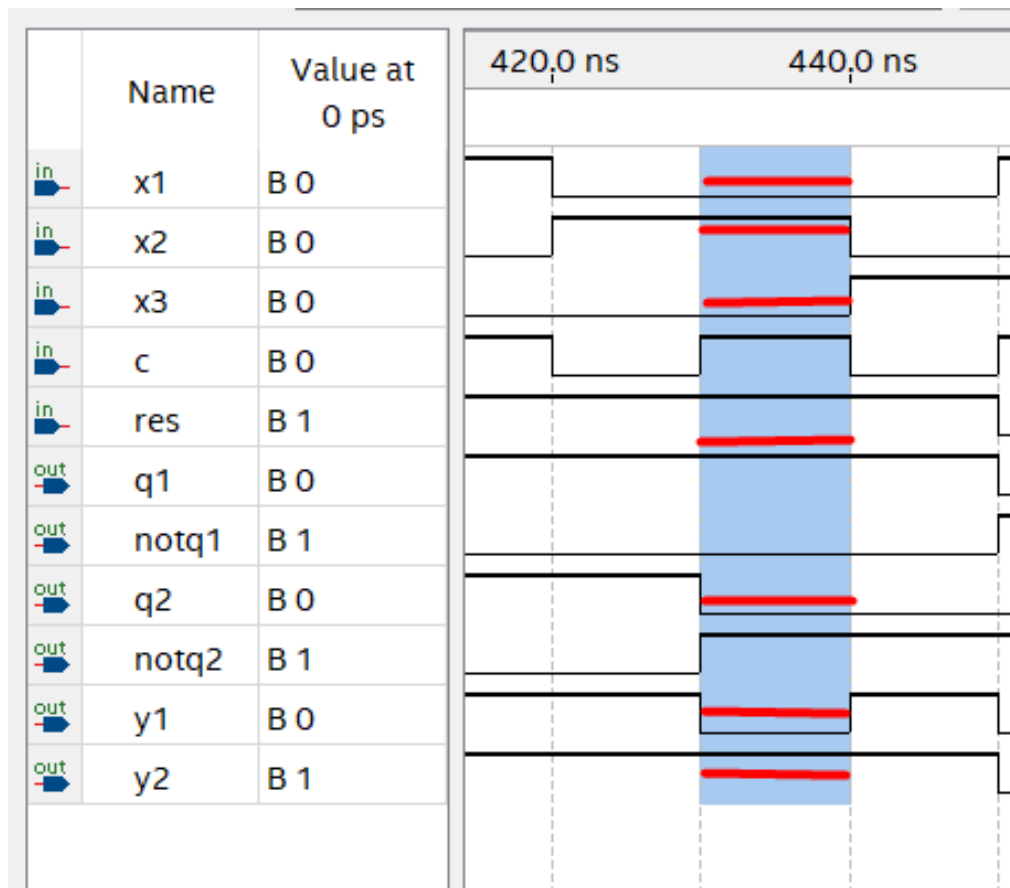


Рисунок 3.14 - Перевірка правильності роботи станів під номером 3 з рисунка 3.11

Аналізуючи рисунок 3.11, ми бачимо, що в місці з поміткою №3 знаходиться внутрішній стан w_2 , який закодований значенням (0,1). Автомат повинен перейти в цей стан під дією входних значень z_4 (010) з вихідним значенням тригера a_4 (10). Якщо звернути увагу на рисунок 3.14, то можна побачити, що там відмічено проміжок часу між чотиреста тридцять і чотиреста сорок наносекунд, на якому працюють саме такі входні комбінації $\overline{x_1}x_2\overline{x_3}\overline{q_2}q_1$ з вихідними значеннями $\overline{y_1}y_2$, що відповідає їхнім закодованим комбінаціям. І як тільки на чотиреста сороковій наносекунді входи x_2 та x_3 міняють своє значення – тоді ж і міняється вихідна комбінація. Отже, частина заданої таблиці виходів за варіантом автомата Мілі під цифрою «3» працює правильно.

Далі на рисунку 3.15 зображена перевірка четвертого стану автомату з рисунка 3.11.

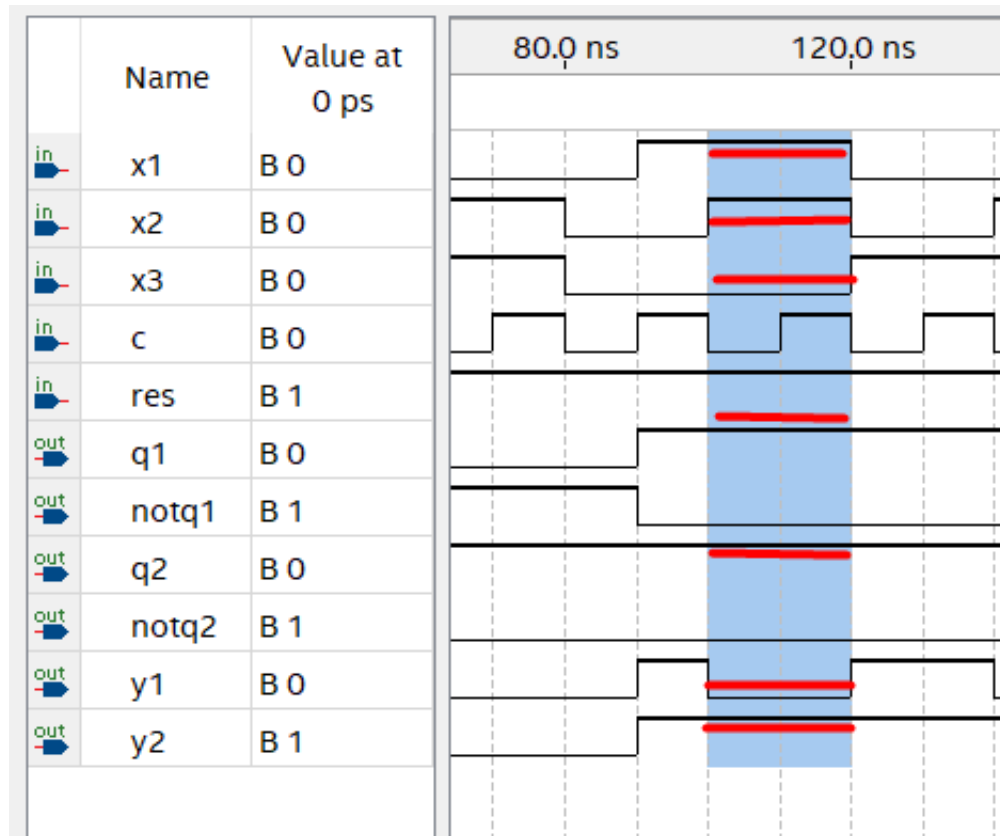


Рисунок 3.15 - Перевірка правильності роботи станів під номером №4 з рисунка 3.11

Наступною перевіримо комбінацію з рисунка 3.11 під номером «4». Дана комбінація являє собою: внутрішній стан автомата – w_2 (кодується значеннями 0,1), вхідний сигнал – z_5 (кодується 1,1,0), вихідний сигнал – a_3 (кодується значеннями 1,1). Далі розглянемо рисунок 3.15, на якому виділено момент часу в діапазоні між сто та сто двадцять наносекунд. На цьому відрізку можна спостерігати комбінацію сигналів $x_1x_2\bar{x}_3q_1q_2$, та пару вихідних сигналів – \bar{y}_1y_2 . А коли на сто двадцятій наносекунді сигнали x_1 , x_2 та x_3 змінюють своє значення – це відображається зміною вихідних значень y . Отже, результат компіляції на Simulation WaveForm збігається з значеннями з таблиці виходів АА. А це означає, що дана схема мінімізована правильно, та має коректні результати після компіляції.

Отже, підсумовуючи усе описане вище, можна зробити висновок, що схема працює правильно.

3.3 Принципова схема автомата Мілі

Наступним кроком побудови автомата Мілі є створення його принципової схеми за ДСТУ ГОСТ 2.702:2013, яка дасть повне відображення взаємозв'язків пристроїв з урахуванням принципів їх дії і послідовності роботи.

На принциповій електричній схемі до даного автомату повинні бути зображені всі складові частини виробу і зв'язки між ними та елементи, якими закінчуються вхідні та вихідні ланки електричних кіл, умовне зображення принципу роботи функціональних вузлів, пояснювальні написи, а також перелік використовуваних в даній схемі пристроїв. Але ця схема не повинна враховувати габаритних розмірів і реального розташування деталей об'єкта. Усі електричні елементи будуть зображені за допомогою умовних позначень, а також будуть вказані лінії зв'язків між ними, блоками та модулями.

Для зручності проектування схеми електричної принципової, та для ознайомлення з схемами плат, а також їхнім розпінуванням входів та виходів, та кількістю мікросхем в одному корпусі, з вказанням відповідності між типом мікросхеми та її назвою – було створено таблицю елементів «Список елементів для принципової схеми», потрібних для створення проекту. Далі продемонстрована дана таблиця 3.2 з цими даними.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						54
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Таблиця 3.2 - Список елементів для принципової схеми

Назва	Тип	Представлення																											
К555ЛИ1	2АБО	<table border="1"> <tr> <td data-bbox="999 286 1098 360">1</td> <td data-bbox="1098 286 1265 360">&</td> <td data-bbox="1265 286 1369 360">3</td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 360 1098 434">2</td> <td data-bbox="1098 360 1265 434"></td> <td data-bbox="1265 360 1369 434"></td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 434 1098 508">4</td> <td data-bbox="1098 434 1265 508">&</td> <td data-bbox="1265 434 1369 508">6</td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 508 1098 582">5</td> <td data-bbox="1098 508 1265 582"></td> <td data-bbox="1265 508 1369 582"></td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 582 1098 656">9</td> <td data-bbox="1098 582 1265 656">&</td> <td data-bbox="1265 582 1369 656">8</td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 656 1098 730">10</td> <td data-bbox="1098 656 1265 730"></td> <td data-bbox="1265 656 1369 730"></td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 730 1098 804">12</td> <td data-bbox="1098 730 1265 804">&</td> <td data-bbox="1265 730 1369 804">11</td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 804 1098 878">13</td> <td data-bbox="1098 804 1265 878"></td> <td data-bbox="1265 804 1369 878"></td> </tr> </table>	1	&	3	2			4	&	6	5			9	&	8	10			12	&	11	13					
1	&	3																											
2																													
4	&	6																											
5																													
9	&	8																											
10																													
12	&	11																											
13																													
К555ЛИЗ	3АБО	<table border="1"> <tr> <td data-bbox="999 954 1098 1028">1</td> <td data-bbox="1098 954 1265 1028">&</td> <td data-bbox="1265 954 1369 1028"></td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 1028 1098 1102">2</td> <td data-bbox="1098 1028 1265 1102"></td> <td data-bbox="1265 1028 1369 1102">12</td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 1102 1098 1176">13</td> <td data-bbox="1098 1102 1265 1176"></td> <td data-bbox="1265 1102 1369 1176"></td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 1176 1098 1249">3</td> <td data-bbox="1098 1176 1265 1249">&</td> <td data-bbox="1265 1176 1369 1249"></td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 1249 1098 1323">4</td> <td data-bbox="1098 1249 1265 1323"></td> <td data-bbox="1265 1249 1369 1323">6</td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 1323 1098 1397">5</td> <td data-bbox="1098 1323 1265 1397"></td> <td data-bbox="1265 1323 1369 1397"></td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 1397 1098 1471">9</td> <td data-bbox="1098 1397 1265 1471">&</td> <td data-bbox="1265 1397 1369 1471"></td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 1471 1098 1545">10</td> <td data-bbox="1098 1471 1265 1545"></td> <td data-bbox="1265 1471 1369 1545">8</td> </tr> <tr> <td data-bbox="999 1545 1098 1619">11</td> <td data-bbox="1098 1545 1265 1619"></td> <td data-bbox="1265 1545 1369 1619"></td> </tr> </table>	1	&		2		12	13			3	&		4		6	5			9	&		10		8	11		
1	&																												
2		12																											
13																													
3	&																												
4		6																											
5																													
9	&																												
10		8																											
11																													

Продовження таблиці 3.2 - Список елементів для принципової схеми

К555ЛИ6	4АБО	<table border="1"> <tr><td>1</td><td rowspan="4" style="text-align: center;">&</td><td></td></tr> <tr><td>2</td><td></td></tr> <tr><td>4</td><td></td></tr> <tr><td>5</td><td></td></tr> <tr><td>9</td><td rowspan="4" style="text-align: center;">&</td><td>6</td></tr> <tr><td>10</td><td></td></tr> <tr><td>12</td><td></td></tr> <tr><td>13</td><td>8</td></tr> </table>	1	&		2		4		5		9	&	6	10		12		13	8			
1	&																						
2																							
4																							
5																							
9	&	6																					
10																							
12																							
13		8																					
CD4075BE	3ТА	<table border="1"> <tr><td>1</td><td rowspan="3" style="text-align: center;">1</td><td></td></tr> <tr><td>2</td><td></td></tr> <tr><td>8</td><td></td></tr> <tr><td>3</td><td rowspan="3" style="text-align: center;">1</td><td>9</td></tr> <tr><td>4</td><td></td></tr> <tr><td>5</td><td>6</td></tr> <tr><td>11</td><td rowspan="3" style="text-align: center;">1</td><td></td></tr> <tr><td>12</td><td></td></tr> <tr><td>13</td><td>10</td></tr> </table>	1	1		2		8		3	1	9	4		5	6	11	1		12		13	10
1	1																						
2																							
8																							
3	1	9																					
4																							
5		6																					
11	1																						
12																							
13		10																					

Продовження таблиці 3.2 - Список елементів для принципової схеми

CD4072BE	4ТА	
K155TM2	D-ТРИГГЕР	

Кінець таблиці 3.2 - Список елементів для принципової схеми

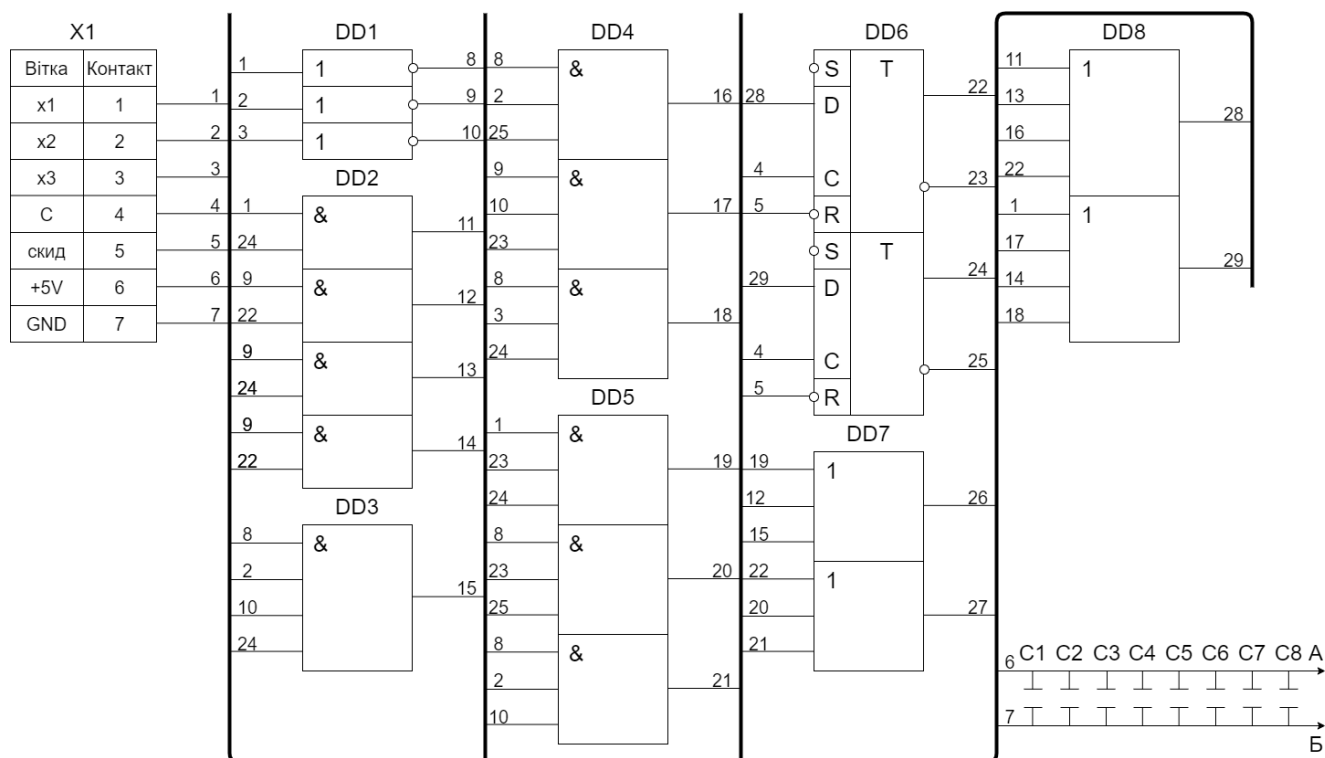
К555ЛН1	1ТА-НЕ	
---------	--------	--

Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата

КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ

Арк.
58

Далі продемонстровано власне принципову схему автомата Мілі (рисунок 3.6).



*вітку А приєднати до контакту 14 мікросхем DD1-DD8

*вітку Б приєднати до контакту 7 мікросхем DD1-DD8

Позначення	Найменування	Кількість	Примітки
	Мікросхеми		
DD1	К555ЛН1	1	
DD2	К555ЛИ1	1	
DD3	К555ЛИ6	1	
DD4, DD5	К555ЛИ3	2	
DD6	К155ТМ2	1	
DD7	CD4075BE	1	
DD8	CD4072BE	1	
	Конденсатори		
C1 ... C8	К10-17В-Н10-0.01 мкФ + 10%	8	
	З'єднання		
X1	СНО51-30/56Х9В-23	1	

Рисунок 3.16 - Принципова схема автомата Мілі

3.4 Вартість проекту

Опираючись на принципову схему автомата Мілі було пораховано приблизну вартість пристрою. Таблиця агрегатів з знайденими цінами станом на 23.05.2021 продемонстровано в таблиці 3.3.

Таблиця 3.3 - Таблиця цін елементів

Назва	Ціна
K555ЛН1	6 грн.
K555ЛИ1	5 грн.
K555ЛИЗ	6 грн.
K555ЛИ6	4 грн.
CD4075BE	8 грн.
CD4072BE	5 грн.
K155ТМ2	8 грн.
Конденсатори	3 грн.

Аналізуючи таблицю №3.3 можна підрахувати загальну суму проекту, яка складає 72 грн. Звісно ж цю суму можна зменшити, закупаючись, наприклад, в Китаї, або збільшити – замовивши дорожчі мікросхеми.

3.5 Висновки

У ході роботи над третім розділом було досягнуто наступних цілей, та виконано такі завдання:

- 1) створено електричну принципову схему автомата Мілі;
- 2) змодельовано заданий автомат Мілі у середовищі для розробки Quartus II;

3) перевірено правильність роботи автомата шляхом розгляду кожного вихідного сигналу на діаграмах Simulation WaveForms та кожної групи контрольних сигналів;

4) Розглянуто середня вартість побудови проекту.

Усі поставлені завдання на третій етап є успішно виконаними, отже ціль даного розділу досягнута.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						61
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

ВИСНОВКИ

У ході виконання даної кваліфікаційної роботи було зроблено наступні речі:

- 1) розглянуто абстрактні автомати загалом;
- 2) розглянуто способи імплементації і подальшого використання АА;
- 3) розглянуто способи мінімізації АА;
- 4) мінімізовано заданий автомат;
- 5) створено структурна, функціональна, принципова схеми до заданого автомату;
- 6) змодельовано заданий автомат у середовищі Quartus II;
- 7) перевірено правильність роботи схеми;
- 8) підраховано приблизну вартість проекту;
- 9) підведено підсумки, та зроблено висновки.

У підсумку можна сказати, що проходження усіх вищеперелічених кроків безумовно посприяло покращенню розуміння абстрактних автоматів, їх роботи, використання, та синтезу. Робота може використовуватись в якості допоміжного джерела інформації під час вивчення абстрактних автоматів. Мета даної кваліфікаційної роботи досягнута, а поставлені завдання вирішені.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		62

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАНЬ

1. Синтез цифрових автоматів: Відкритий портал «Вікно». URL: http://window.edu.ru/catalog/pdf2txt/062/26062/8957?p_page=4 (дата звернення 09.05.2021).
2. Використання скінченних автоматів для моделювання поведінки: MSL. URL: <https://mind-simulation.com/ru/blog/tech/primeneniye-konechnykh-avtomatov-dlya-modelirovaniya-povedeniya.html> (дата звернення 09.05.2021).
3. Мінімальний скінченний автомат: Файловий архів студентів. URL: <https://studfile.net/preview/7022706/page:5/> (дата звернення 09.05.2021).
4. Mealy George H. A Method to Synthesizing Sequential Circuits. *Bell Systems Technical Journal*. Рр. 1045–1079.
5. Відмінності автомату Мілі та автомату Мура: ІТ журнал статей. URL: <https://www.geeksforgeeks.org/difference-between-mealy-machine-and-moore-machine/> (дата звернення 09.05.2021).
6. Автомати Мілі та Мура: ІТ журнал статей. URL: https://www.tutorialspoint.com/automata_theory/moore_and_mealy_machines.htm (дата звернення 09.05.2021).
7. Абстрактні автомати: База рефератів. URL: <https://xreferat.com/38/468-1-abstraktnye-cifrovye-avtomaty.html> (дата звернення 09.05.2021).
8. Синтез цифрових автоматів: Інформаційний ресурс. URL: http://window.edu.ru/catalog/pdf2txt/062/26062/8957?p_page=5 (дата звернення 09.05.2021).
9. Akhavi Ali, Klimann Ines, Lombardy Sylvain, Mairesse Jean, Picantin Matthieu. On the finiteness problem for automaton (semi)groups. *Int. J. Algebra Comput.* 2012. Vol. 22. No. 6.
10. Абстрактний автомат: Файловий архів. URL: <https://studfile.net/preview/1588463/> (дата звернення 09.05.2021).

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк. 63
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

11. Бондаренко М. Ф., Білоус Н. В., Руткас А. Г. Комп'ютерна дискретна математика: навч. посіб. Харків: СМІТ, 2004. 385 с.

12. Серебряков В. А., Галочкин М. П., Гончар Д. Р., Фуругян М. Г. Теория и реализация языков программирования: навчю посіб. Москва: МЗ-Пресс.

13. Klimovich A.S., Solov'ev V.V. Transformation of a mealy finite-state machine into a moore finite-state machine by splitting internal states. *J. Comput. Syst. Sci. Int.* 2010. Vol. 49. Pp. 900–908.

14. Solov'ev V.V. Implementation of finite-state machines based on programmable logic ICs with the help of the merged model of Mealy and Moore machines. *J. Commun. Technol. Electron.* 2013. Vol. 58. Pp. 172–177.

15. Aarts F., Kuppens H., Tretmans J. et al. Improving active Mealy machine learning for protocol conformance testing. *Mach Learn.* 2014. Vol. 96. Pp. 189–224.

16. Dogra D., Ahmed A., Bhaskar H. Smart video summarization using mealy machine-based trajectory modelling for surveillance applications. *Multimed Tools Appl.* 2016. Vol. 75. Pp. 6373–6401.

17. Klimovich A.S., Solov'ev V.V. Minimization of mealy finite-state machines by internal states gluing. *J. Comput. Syst. Sci. Int.* 2012. Vol. 51. Pp. 244–255.

18. Solov'ev V.V. Minimization of mealy finite state machines via internal state merging. *J. Commun. Technol. Electron.* 2011. Vol. 56. Pp. 207–213.

19. Solov'ev V.V. Minimization of mealy finite-state machines by using the values of the output variables for state assignment. *J. Comput. Syst. Sci. Int.* 2017. Vol. 56. Pp. 96–104.

20. Klimowicz A.S., Solov'ev V.V. Minimization of incompletely specified mealy finite-state machines by merging two internal states. *J. Comput. Syst. Sci. Int.* 2013. Vol. 52. Pp. 400–409.

21. Klimovich A.S., Solov'ev V.V. Transformation of a mealy finite-state machine into a moore finite-state machine by splitting internal states. *J. Comput. Syst. Sci. Int.* 2010. Vol. 49. Pp. 900–908.

22. Solov'ev V.V. Implementation of finite-state machines based on programmable logic ICs with the help of the merged model of Mealy and Moore machines. *J. Commun. Technol. Electron.* 2013. Vol. 58. Pp. 172–177.

23. Aarts F., Kuppens H., Tretmans, J. et al. Improving active Mealy machine learning for protocol conformance testing. *Mach Learn* 2014. Vol. 96. Pp. 189–224.

24. Klimovich A.S., Solov'ev V.V. Minimization of mealy finite-state machines by internal states gluing. *J. Comput. Syst. Sci. Int.* 2012. Vol. 51. Pp. 244–255.

25. Paiva S.C., Simao A. Generation of complete test suites from mealy input/output transition systems. *Form Asp Comp.* 2016. Vol. 28. Pp. 65–78.

26. Steffen B., Isberner M., Naujokat S. et al. Property-driven benchmark generation: synthesizing programs of realistic structure. *Int J Softw Tools Technol Transfer.* 2014. Vol. 16. Pp. 465–479.

27. Giantamidis G., Tripakis S. & Basagiannis S. Learning Moore machines from input–output traces. *Int J Softw Tools Technol Transfer.* 2021. Vol. 23. Pp. 1–29.

28. Caldwell B., Cardell-Oliver R., French T. Learning Time Delay Mealy Machines From Programmable Logic Controllers. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2016. Vol. 13. Pp. 1155-1164.

29. Klimowicz A.S., Solov'ev V.V. Minimization of incompletely specified mealy finite-state machines by merging two internal states. *J. Comput. Syst. Sci. Int.* 2013. Vol. 52. Pp. 400–409.

30. Solov'ev V.V. Minimization of mealy finite-state machines by using the values of the output variables for state assignment. *J. Comput. Syst. Sci. Int.* 2017. Vol. 56. Pp. 96–104.

31. Barkalov A.A., Titarenko L.A., Barkalov A.A. Structural decomposition as a tool for the optimization of an FPGA-based implementation of a mealy FSM. *Cybern Syst Anal.* 2012. Vol. 48. Pp. 313–322.

32. Li Y., Pedrycz W. The equivalence between fuzzy Mealy and fuzzy Moore machines. *Soft Comput* 2006. Vol. 10. Pp. 953.

33. Ciobanu G., Rudeanu S. Final and sequential behaviours of M-automata. *Acta Informatica*. 2009. Vol. 46. Pp. 361–374.
34. Reznikov I.I., Sushchanskii V.I. A software system for growth analysis of mealy automata. *Cybern Syst Anal*. 2006. Vol. 42. Pp. 265–276.
35. Roth Charles H., Jr. Fundamentals of Logic Design. *Thomson-Engineering*. Pp. 364–367.
36. Roth, Charles H., Jr. Fundamentals of Logic Design. *Thomson-Engineering*. 2004. Pp. 364–367.
37. Белоусов А. И., Ткачев С. Б. Дискретная математика: навчю посіб. Москва: МГТУ, 2006. 460—587 с.
38. Holcombe, W.M.L. Algebraic automata theory. Cambridge Studies in Advanced Mathematics: Cambridge University Press: ISBN 0-521-60492-3.
39. Mealy, George H. A Method for Synthesizing Sequential Circuits. *Bell System Technical Journal*. Pp. 1045–1079.
40. Solov'ev V.V. Minimization of mealy finite state machines via internal state merging. *J. Commun. Technol. Electron*. 2011. Vol. 56. Pp. 207–213.
41. Матвієнко М.П. Комп'ютерна логіка: навч. посіб. Київ: ТОВ "Центр навчальної літератури", 2012. 288 с.
42. Жабін В. І., Жуков І. А. Прикладна теорія цифрових автоматів: навчю посіб. Київ: НАУ-Друк, 2009. 360 с.
43. Захаров Н.Г., Рогов В.Н. Синтез цифровых автоматов: Учебное пособие. - Ульяновск: УлГТУ. - 135 с.
44. Короткова М.А. Математическая теория автоматов: навч. посіб. Москва: МИФИБ 116 с.
45. Сучкова Л.И. Абстрактный и структурный синтез автоматов: навч. посіб. Барнаул: Алт-ГТУ, 2009. 162 с.
46. Мельник А.О. Архітектура комп'ютера: наукове видання Луцьк: Волинська обласна друкарня, 2010. 470 с.

					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
						66
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

47. Матвієнко М.П. Архітектура комп'ютерів: навч. посіб. Київ: ТОВ "Центр навчальної літератури", 2012. 264 с.

48. Кутюра Л. Алгебра логіки: навч. посіб. Москва: Либроком, 2011. 128 с.

49. DE1-SoC: Мануал користувача. URL: https://courses.cs.washington.edu/courses/cse467/15wi/docs/DE1_SoC_User_Manual.pdf (дата звернення 09.05.2021).

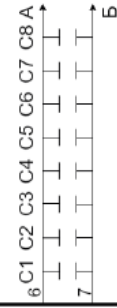
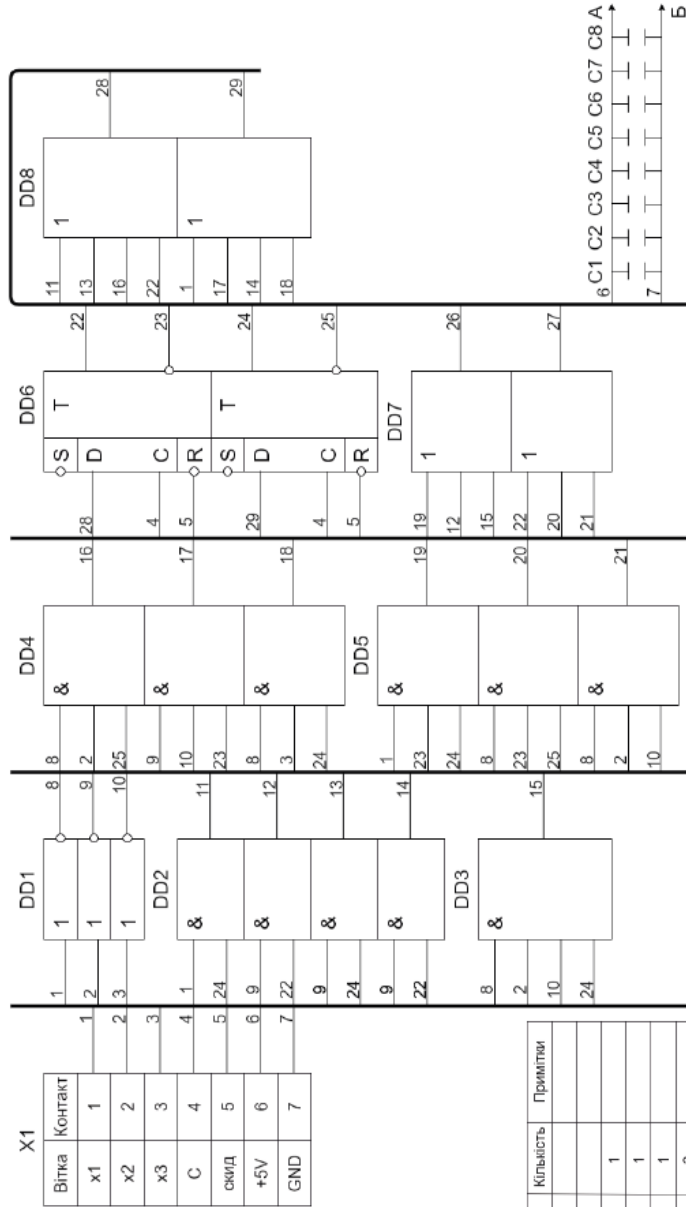
					КВРКІ.170136.17.01.04 ПЗ	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		67

Додаток А
(обов'язковий)

Копія схеми електричної принципової

Схема електрична принципова автомату Мілі

КБРКІ 170136.17.01.04.Е3



Позначення	Найменування	Кількість	Примітки
DD1	Мікросхеми K555ЛН1	1	
DD2	K555ЛЛ1	1	
DD3	K555ЛЛ6	1	
DD4, DD5	K555ЛЛ3	2	
DD6	K155ТМ2	1	
DD7	CD4075BE	1	
DD8	CD4072BE	1	
C1...C8	Конденсатори K10-17В-Н10-0.01 мкФ + 10%	8	
X1	З'єднання СНО51-30/55Х9В-23	1	

*вітку А приєднати до контакту 14 мікросхем DD1-DD8

*вітку Б приєднати до контакту 7 мікросхем DD1-DD8

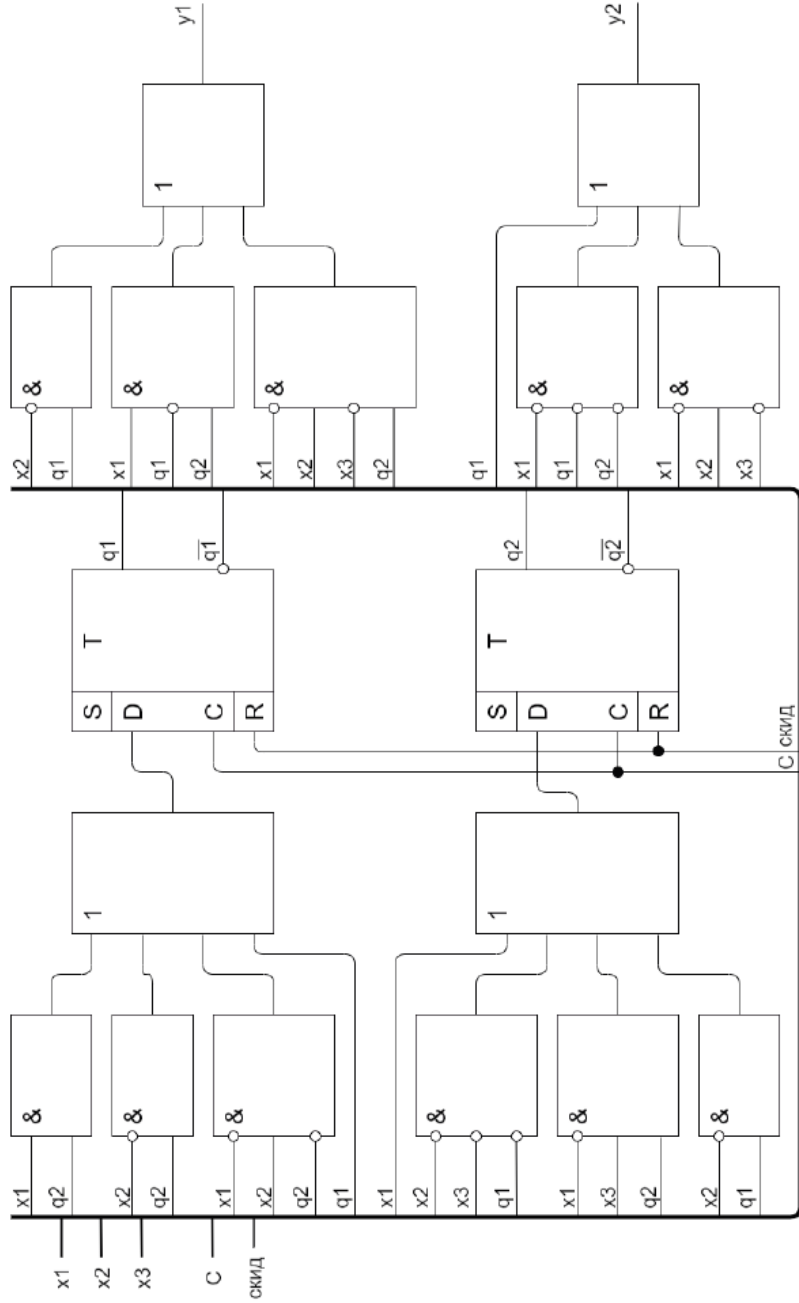
КБРКІ 170136.17.01.04.Е3			
Листів	Міся	Масштаб	
Зм. Акт.	№ докум.	Підпис	Дата
Розроб.	Проектує	Л. С.	
Перевір.	Керує	В. С.	
Н. конст.	Л. конст.	В. С.	
Т. конст.	Л. конст.	В. С.	
З'єдн.	Л. конст.	В. С.	
Синтез автомату Мілі			Листопад
Схема електрична принципова автомату Мілі			Апрель 2
			Апрель 3
			ХНУ, ГР. КІ-17-1

Додаток Б

(обов'язковий)

Копія схеми електричної функціональної

Схема електрична функціональна автомату Мілі



КвРКІ 170136.17.01.04 Е4

КвРКІ 170136.17.01.04 Е4			
Літера	Маса	Масштаб	
Синглас автомату Мілі			
Схема електричної функціональної автомату Мілі			
Зм. Акт.	На докум.	Підпис	Дата
Розроб.	Проєкт.	Л.Л.	
Перевір.	Головний інж.		
Н. конст.			
Г. конст.	Виконав.	С.М.	
Зав.	Головний інж.		
			ХНУ, ГР.КІ-17-1

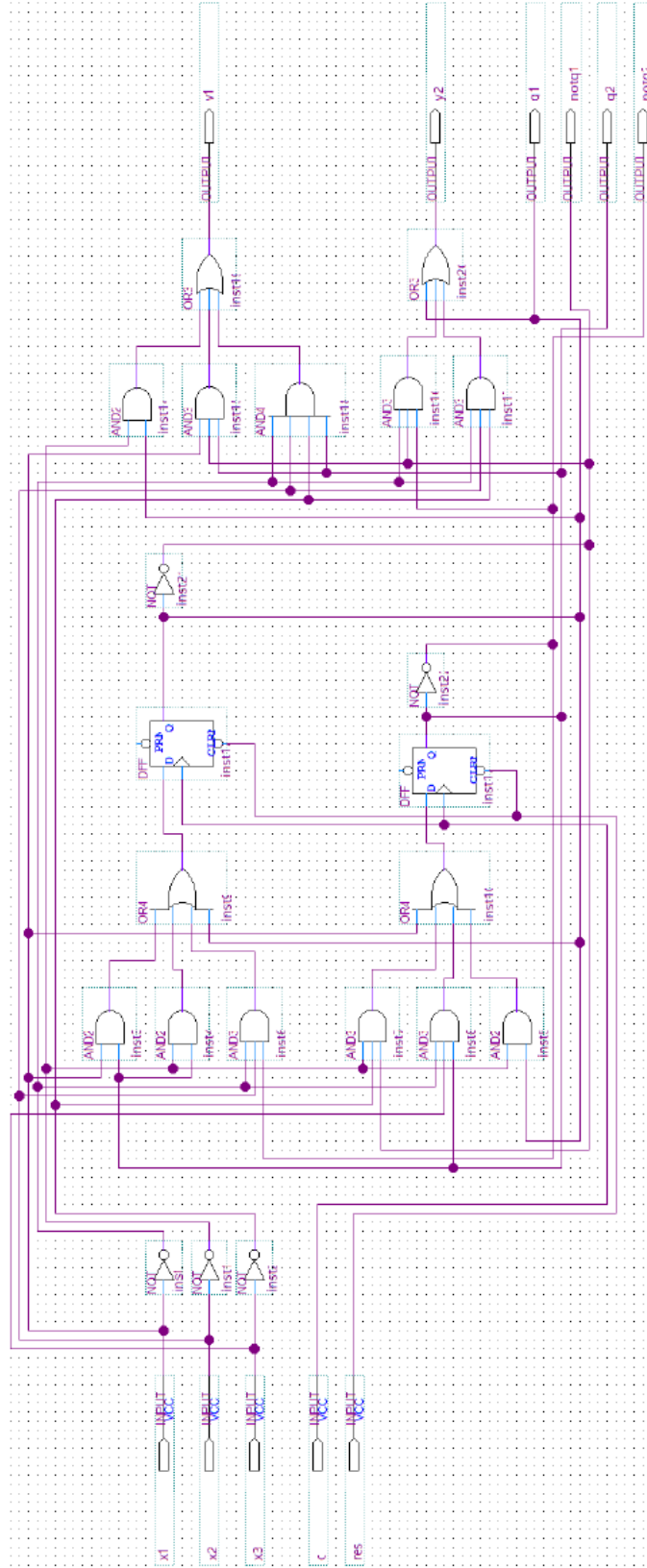
Додаток Г

(обов'язковий)

Копія схема автомату Мілі в Altera Quartus II

Проектування автомату Мілі в середовищі Quartus II

КерКІ 170136.17.01.04 Е8



КерКІ 170136.17.01.04 Е8		Літера	Мака	Масштаб
Зм. Аук.	№ докум.	Підпис	Дата	
Розроб.	Проєктант	ЛЛ		
Н. констр.	Проєктант	Мен'я		
		оформлення	Quartus II	
			Аркуш 1	Аркуш 3
			ХНУ, ГР.КІ-17-1	

Ім'я користувача:
Кафедра КІ

ID перевірки:
1008203059

Дата перевірки:
07.06.2021 07:00:26 EEST

Тип перевірки:
Doc vs Internet + Library

Дата звіту:
07.06.2021 07:01:00 EEST

ID користувача:
100005591

Назва документа: Грищук_Синтез та моделювання автомату Мілі

Кількість сторінок: 74 Кількість слів: 11348 Кількість символів: 79946 Розмір файлу: 2.22 MB ID файлу: 1008278827

18.6% Схожість

Найбільша схожість: 8.26% з джерелом з Бібліотеки (ID файлу: 1008278826)



0% Цитат

Вилучення цитат вимкнено

Вилучення списку бібліографічних посилань вимкнено

0% Вилучень

Немає вилучених джерел

Модифікації

Виявлено модифікації тексту. Детальна інформація доступна в онлайн-звіті.

Замінені символи 1

Anti-Plagiarism v-15.257

Максимальное совпадение с одним документом 5.0%

Словари проверки: en_US, ru_RU, ua_UA. Ошибок в документах: 14%

ID: 92383 Название: Синтез та модельовання автомату Мілі Добавлено в БД: 2021-06-07 Авторы: Гришук І.І. Руководители: Говорущенко Т.О. Консультанты: Опоненты:	Документ		Суммарное совпадение по Базе Данных	
	Символы	Лексемы	Символы	Лексемы
	52476	771	2888 (6%)	45 (6%)

Источник плагиата

ID	Описание	Наличие плагиата в документе	
		Символы	Лексемы

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
ХМЕЛЬНИЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

РЕЦЕНЗІЯ НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ

Дипломник: Гришук Ілля Ігорович

Тема: Синтез та моделювання автомату Мілі

Спеціальність: 123 «Комп'ютерна інженерія»

Обсяг кваліфікаційної роботи:

Кількість листів креслень _____ Кількість сторінок записки _____

1. Короткий зміст роботи та прийнятих рішень: Метою кваліфікаційної роботи є синтез та моделювання автомату Мілі
 2. Висновок про відповідність роботи дипломному завданню: Робота повністю відповідає поставленому завданню.
 3. Характеристика виконання кожного розділу, ступінь використання останніх досягнень науки і техніки і передових методів роботи: В першому розділі кваліфікаційної роботи проведено дослідження предметної області та виконано постановку задачі дослідження. В другому розділі кваліфікаційної роботи проведено моделювання та проектування автомату Мілі. В третьому розділі кваліфікаційної роботи виконано апаратну реалізацію автомату Мілі та змодельовано схеми автомату в середовищі Quartus II.
 4. Позитивні сторони роботи: висока практична цінність роботи.
 5. Негативні сторони роботи: _____
 6. Оцінка графічного оформлення та пояснювальної записки роботи: Пояснювальна записка оформлена коректно, згідно діючих стандартів оформлення документації.
 7. Відгук про роботу в цілому: Робота виконана на високому науково-технічному рівні.
 8. Інші зауваження: _____
 9. Оцінка дипломної роботи: відмінно
- Рецензент (прізвище, ім'я, по батькові, посада, місце роботи) _____
Федула Микола Васильович, кандидат технічних наук, доцент, доцент кафедри АКТІТК

“ 2 ” червня 2021 р.

 (підпис)

Завідувачу кафедри КІСП
д-ру техн.наук, проф. Говорущенко Т. О.

Грищука І.І.

ІІІБ здобувача вищої освіти

ФПКТС, 4 курсу, групи КІ-17-1

ЗАЯВА

З правилами чинного Положення «Про дотримання академічної доброчесності в Хмельницькому національному університеті» від 26.09.2020 (зі змінами від 26.11.2020), згідно з яким виявлення плагіату є підставою для відмови в допуску кваліфікаційної роботи до захисту та застосування заходів дисциплінарної та академічної відповідальності, ознайомлений (а). Про використання програмно-технічних засобів для перевірки кваліфікаційних робіт здобувачів вищої освіти на наявність плагіату ознайомлений(а) та надаю свою згоду на обробку та збереження університетом моєї роботи в інституційному репозитарії університету.

Також надаю університету право на передачу моєї роботи для обробки та збереження в базах даних програмно-технічних засобів (Unicheck та Anti-Plagiarism) та використання роботи для виявлення плагіату в інших роботах, які перевіряються програмно-технічними засобами та користувачами, що мають доступ до цих програмно-технічних засобів, виключно в обмежених цілях для виявлення плагіату в текстах робіт.

Робота для перевірки університетом надається в друкованому та електронному варіанті. Електронна версія моєї роботи збігається (ідентична) з друкованою.

07.06.2021

дата



підпис

РІШЕННЯ ЕКСПЕРНОЇ КОМІСІЇ
КАФЕДРИ КОМП'ЮТЕРНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ ТА СИСТЕМНОГО ПРОГРАМУВАННЯ
ПРО ДОПУСК КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ ДО ЗАХИСТУ

Підтверджуємо ознайомлення з результатом звіту подібності щодо роботи, генерованого системою виявлення текстових збігів/ідентичності/схожості:

Назва: Синтез та моделювання автомату Мілі

Автор: Гришук Ілля Ігорович

Спеціальність: 123 – Компютерна інженерія

Освітня програма: освітньо-професійна

Науковий керівник: Говорущенко Тетяна Олександрівна, д.т.н, професор

Після аналізу звіту подібності зроблено такий висновок:

№	Висновок	Позначка про відповідність
1	Запозичення, виявлені в роботі, є законними і не є плагіатом. Робота приймається до захисту.	відповідає
2	Виявлені запозичення не є плагіатом, розміщені в розділах, які не описують безпосередньо авторське дослідження, але кількість цитат перевищує обсяг, виправданий поставленою метою роботи. Робота приймається до захисту, але має бути відкоригована. Відкоригований варіант має бути поданий на кафедру за 2 дні до захисту, разом із заявою щодо самостійності виконання письмової роботи та ідентичності друкованої та електронної версії роботи	
3	Виявлені запозичення не є плагіатом, але частково розміщені в розділах, які описують безпосередньо авторське дослідження, а кількість цитат перевищує обсяг, виправданий поставленою метою роботи. В зв'язку з цим мета роботи та поставлені завдання не були досягнені. Робота може бути допущена до захисту (наступного року) після того як буде відкоригована та допрацьована і успішно пройде повторну перевірку на академічний плагіат.	
4	Робота містить навмисні текстові спотворення, передбачувані спроби укриття запозичень або інші прояви академічного плагіату. Робота містить фабрикацію або фальсифікацію даних. Робота не допускається до захисту.	

Підтвердження:

Запозичення, виявлені в роботі, є законними і не є плагіатом, оскільки:

- 1) запозичення розміщені в розділах аналізу існуючих аналогів та прототипів, які не описують безпосередньо авторське дослідження і не стосуються результатів роботи;
- 2) усі запозичення фрагментарні, або мають належним чином оформленні посилання;
- 3) окремі виявлені збіги є загальноживаними фразами або виразами, про що свідчить посилання системи на збіг з 10-40 джерелами на один фрагмент речення;
- 4) в якості запозичень в окремих місцях системою зафіксовано послідовності чотирьохрозрядних двійкових кодів, які є вхідними даними до великої кількості задач і не можуть розглядатися як об'єкт авторських прав і, відповідно, їх порушення;
- 5) всі зафіксовані системою ознаки модифікації тексту відносяться до комбінування латинських символів зі україномовними скороченнями індексів в формулах, що не є модифікацією тексту.

Сумарний обсяг всіх запозичень, визначений системою виявлення збігів/ідентичності/схожості, складає 18.6 % і адресується до 452 першоджерела, що, з урахуванням наведених обґрунтувань, відповідає характеру наукового дослідження і свідчить на користь кваліфікаційної роботи.

Керівник роботи

Гарант ОП

Завідувач кафедри КІСП

Т.О. Говорущенко

С. М. Личенко

Т. О. Говорущенко