

ЗАГАЛЬНА ХАРАКТЕРИСТИКА РОБОТИ

Актуальність теми. Основу функціонування сучасних цифрових систем складає принцип мікропрограмного керування, відповідно до якого координування взаємодії всіх блоків системи виконує керуючий автомат (КА). На практиці широко застосовується реалізація КА у виді автомата з «жорсткою» логікою (автомати Мілі і Мура). Вихідними даними для синтезу схеми КА служать алгоритми керування операційним пристроєм, задані, як правило, у вигляді граф-схем, що відрізняються великою різноманітністю характеристик і конфігурацій. В теперешній час для реалізації схем керуючих автоматів використовуються різноманітні програмовані логічні пристрої (ШП), що дозволяє значно підвищити швидкодію, надійність, компактність. Однак характерною рисою сучасних ШП є їхня висока складність і вартість. Таким чином, існує необхідність розробки нових структур КА, які враховували б особливості реалізованих алгоритмів керування й елементного базису та були б орієнтовані на зменшення апаратних витрат у схемі при заданій швидкодії.

Дисертаційна робота присвячена актуальній задачі розробки методів синтезу структур КА з «жорсткою» логікою, спрямованих на зменшення вартості логічної схеми пристрою із врахуванням характеристик реалізованого алгоритму керування й елементного базису.

Зв'язок роботи з науковими програмами, планами, темами. Дисертаційна робота виконана протягом 1998-2004 років відповідно до наукового напрямку кафедри «Електронні обчислювальні машини» Донецького національного технічного університету. Основні результати роботи використані на кафедрі ЕОМ ДонНТУ при розробці відповідних розділів у держтемах *Н-4-95* «Розробка теорії, програмного й апаратного забезпечення спеціалізованих комп'ютерних систем» і *Н-25-200* «Дослідження і розробка методів програмної підтримки проектування інформаційних технологій і комп'ютерних систем».

Мета і задачі досліджень. Метою роботи є зменшення апаратних витрат у схемі керуючого автомата при заданій швидкодії.

Основні задачі досліджень:

- 1) аналіз сучасного елементного базису й існуючих методів синтезу керуючих автоматів на ПЛП для визначення способів зменшення вартості логічних схем КА;
- 2) розробка методів оптимізації по апаратних витратах дворівневих схем керуючих автоматів;
- 3) розробка трьох- і чотирьохрівневих структур КА і методів синтезу, орієнтованих на зменшення апаратних витрат у логічній схемі;
- 4) розробка методів оптимізації апаратних витрат у схемах КА на лічильниках;

5) оцінка складності реалізації розроблених структур і дослідження з метою визначення областей їх ефективного застосування.

Об'єкт досліджень: керуючі автомати, реалізовані в базисі програмованих логічних пристроїв.

Предмет досліджень: багаторівневі логічні схеми автоматів з «жорсткою» логікою, пам'ять яких реалізована на регістрах чи лічильниках.

Методи досліджень. Використано основні положення і формальний апарат теорії множин, булевої алгебри, теорії кінцевих автоматів, теорії імовірності. У процесі досліджень використані методики, розроблені Глушковим В.М., які набули подальшого розвитку у роботах Новікова Г.І., Баранова С. І., Склярова В. А., Палагіна О.В., Баркалова О.О., Соловійова В.В..

Наукова новизна отриманих результатів:

1. Розроблено нові методи спеціального кодування станів і перетворення кодів логічних умов автомата, використання яких дозволяє зменшити апаратні витрати в логічній схемі КА.
2. Розроблено нові багаторівневі структури керуючих автоматів і методи синтезу, спрямовані на зменшення апаратних витрат у логічній схемі шляхом комплексного застосування заміни логічних змінних, максимального кодування наборів мікрооперацій і формування класів псевдоеквівалентних станів.
3. Розроблено нові структури і методи синтезу КА Мура на лічильнику, що дозволяють зменшити апаратні витрати в схемі внаслідок застосування розділення кодів і елементаризації лінійних послідовностей станів.
4. Визначено закономірності зміни ефективності реалізації розроблених структур у залежності від характеристик граф-схеми алгоритму, встановлено області ефективною реалізації і розроблено алгоритм вибору структури керуючого автомата, оптимальної по апаратним витратам.

Особистий внесок здобувана. Всі основні положення і результати дисертаційної роботи отримані автором самостійно.

Практичне значення отриманих результатів полягає в розробці нових багаторівневих структур керуючих автоматів з "жорсткою" логікою в базисі ШП, в логічних схемах яких апаратні витрати зменшено в порівнянні з традиційними структурами. Розроблено алгоритм вибору структури КА, мінімального по апаратним витратам, для реалізації заданої граф-схеми алгоритму.

Обґрунтованість і вірогідність результатів підтверджується позитивними результатами застосування запропонованих методів у практичних розробках Інституту прикладної математики і механіки НАН України.

Апробація. Результати розробок були повідомлені й обговорені на Міжнародній конференції по управлінню «Автоматика-2002», 16-20 вересня

2002 р. у м. Донецьку; на 4-му Міжнародному науково-практичному семінарі «Практика і перспективи розвитку інституційного партнерства», Донецьк-Таганрог, 9-11 квітня 2003р.; на 2-ій науково-практичній конференції «Донбас-2020: наука і техніка - виробництву», 3-4 лютого, 2004р.

Публікації. Основні положення і результати досліджень викладені в 8-ми друкованих роботах, з яких 5 робіт опубліковані у виданнях, рекомендованих ВАК України, одна робота - у навчальному посібнику для студентів вузів із грифом Міністерства освіти і науки України, одна - у закордонному спеціалізованому науковому виданні та одна робота - у матеріалах науково-практичної конференції.

Реалізація результатів роботи. Отримані результати реалізовані у виді методик синтезу автоматів з «жорсткою» логікою у базисі прогамованих логічних пристроїв з поліпшеними характеристиками щодо апаратних витрат у логічних схемах і впроваджені в науково-дослідну роботу 1.1.4.7 «Дослідження актуальних проблем моделювання, керування та ідентифікації дискретних систем» Інституту прикладної математики і механіки НАН України. Основні результати роботи використані на кафедрі ЕОМ ДонНТУ при підготовці методичних посібників, підручника для вузів із грифом МОН України, у лекційному матеріалі. Запропоновані методики покладені в основу одного з напрямків науково-дослідної роботи студентів і дипломного проектування, у результаті чого розроблена навчальна САПР керуючих автоматів на прогамованих логічних пристроях.

Структура й обсяг роботи. Дисертаційна робота складається з вступу, чотирьох розділів основної частини, висновків і одного додатка, викладених на 150-ти сторінках друкованого тексту; містить 65 рис, 52 таблиці, список використаних літературних джерел з 98-ми найменувань на 10-ти сторінках.

ОСНОВНИЙ ЗМІСТ

В **вступі** обґрунтована актуальність теми дисертаційної роботи, визначені мета і задачі досліджень, ідея роботи, її наукова новизна і практична значимість.

У **першому розділі** виконаний аналіз основних моделей пристроїв керування, аналіз сучасного елементного базису, класифікація методів оптимізації логічних схем КА в базисі прогамованих логічних пристроїв, визначено достоїнства й недоліки вказаних методів, сформульовано основні задачі досліджень.

Керуючий автомат є важливою складовою будь-якої цифрової системи і реалізує алгоритм її функціонування. В даний час для реалізації логічних схем автоматів широко використовуються програмувальні логічні пристрої - PLA, PAL,

PLD, PROM, і схеми середнього ступеню інтеграції - дешифратори та мультиплексори. Однією з важливих задач, що виникають при синтезі КА, є оптимізація апаратних витрат в логічній схемі.

В дисертаційній роботі запропонована *класифікація* існуючих методів оптимізації схем КА на програмованих логічних пристроях: тривіальна реалізація, однорівнева реалізація, структурна редукція, нестандартне представлення термів, гетерогенна реалізація, алгоритмічні методи, перетворення алгоритму керування, облік лінійних ділянок ГСА, комплексні методи.

Як і будь-який кінцевий автомат, КА характеризується числом логічних умов (ЛУ) L , числом вихідних сигналів-мікрооперацій (МО) N , числом внутрішніх станів M і необхідних для їхнього кодування внутрішніх перемінних R , а також максимальним числом букв у термах диз'юнктивних нормальних форм логічних функцій автомата L_{max} і числом рядків прямої структурної таблиці (ПСТ) H . Елементний базис при всіх його різноманітті може характеризуватися числом входів s , виходів t і проміжних шин q . Вибір методу оптимізації залежить від характеристик алгоритму керування, критерію оптимізації і елементного базису, який є в наявності. Якщо критерієм оптимальності схеми є максимальна швидкодія, то використовується однорівнева реалізація в сполученні з алгоритмічними методами. Якщо критерієм оптимальності є мінімум апаратних витрат, то може бути використане будь-яке сполучення методів оптимізації.

Аналіз існуючих структур КА на ШІП показує, що найпростішою схемою є однорівневий Р-автомат. Головне достоїнство Р-автомата - найвища швидкодія, недолік - надмірність реалізації при виконанні умов $L > s - R$, $N > t - R$, $H > q$, що є найбільш розповсюдженим випадком на практиці.

Оптимізація схеми може бути здійснена шляхом збільшення числа рівнів у ній. В даний час відомі наступні методи:

1. *Заміна логічних умов.* При цьому ЛУ X замінюються перемінними з множини $P = \{p_1, \dots, p_G\}$ і $G \ll L$. Це породжує МР-автомат, у якому М-підсхема може бути реалізована на мультиплексорах.

Подальше спрощення схеми можливе, якщо $G=1$, такі КА названі в роботі M_0P -автоматами. У цьому випадку M_0 -підсхема реалізується на одному мультиплексорі. Якщо $R > \lceil \log_2 L \rceil$, то для зменшення складності M_0 -підсхеми пропонується використовувати перетворювач коду стану в код ЛУ, що породжує M_0Pk -автомати.

2. *Кодування вмісту рядків ПСТ.* Ідея полягає в кодуванні наборів мікрооперацій (НМО) або рядків ПСТ змінними з множини Z . При максимальному кодуванні НМО породжується РУ-автомат, У-підсхема якого реалізується на ПЗП. Кодування полів сумісних мікрооперацій породжує РD-автомат, у якому D-підсхема реалізується на дешифраторах. Комплексне застосування зазначених методів породжує трьохрівневу та чотирьохрівневу структури, що названі відповідно МРУ-автомат і МРDU-автомат.

В дисертації визначені способи оптимізації МПА Мура, засновані на наявності в ГСА лінійних ділянок і псевдоеквівалентних станів автомата. Лінійною послідовністю станів (ЛПС) ГСА Γ називається кінцевий кортеж $a_g = \langle a_{g1}, \dots, a_{gpg} \rangle$ такий, що для будь-якої пари станів a_{gi}, a_{gi+1} де i - номер компоненту кортежу a_g , існує перехід $\langle a_{gi}, a_{gi+1} \rangle$.

Нехай для ГСА Γ знайдена розбивка $a(\Gamma) = \{a_{b1}, \dots, a_{b0}\}$, кожен клас якої відповідає одній ЛПС, і для кожної ЛПС виконане таке кодування станів, що для будь-якої пари $\langle a_{gi}, a_{gi+1} \rangle$ виконується умова

$$K(a_{p+1}) = K(a_{b1}) + 1, \quad (1)$$

де $K(a_t)$ - код стану $a_t \in A$.

У цьому випадку для інтерпретації ГСА Γ використовується РУС-автомат Мура (рисі).

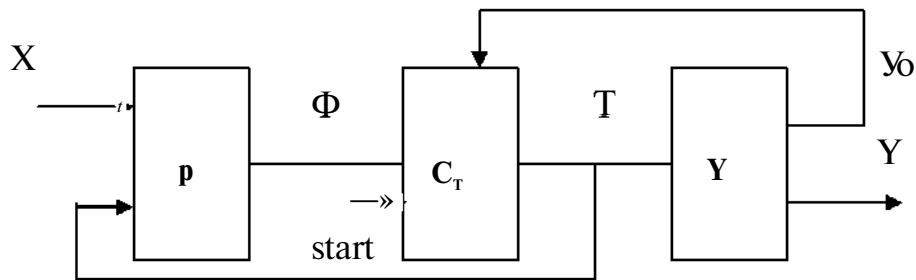


Рис. 1. Структура автомата Мура на лічильнику (РУС-автомат)

РУС-автомат функціонує наступним чином. При сигналі "Start" у лічильник СТ заноситься нульовий код стану $a! \in A$. У кожен момент часу t у СТ знаходиться код $K(a_t)$ чергового стану автомата. Якщо a_t не є виходом ЛПС a_g , то Y -підсхема одночасно з вихідними сигналами Y формує сигнал Inc_{g2} , по якому до вмісту СТ додається одиниця і відбувається перехід до наступного компоненту ЛПС a_g . Якщо a_t - вихід ЛПС a_g , то P -підсхема формує функції Φ для запису в СТ коду стану - входу черговий ЛПС, або сигнал Inc_{g1} по якому вміст СТ збільшується на одиницю, формуючи в СТ код чергового стану поточної ЛПС. Функціонування завершується після переходу автомата в кінцевий стан. Метод синтезу РУС-автомата Мура (рис. 1) включає наступні етапи:

1. Формування розбивки $a(\Gamma) = \{a_{b1}, \dots, a_{b0}\}$, задовольняючого умовам:

$$\left. \begin{aligned} A^i \cap A^j &= \emptyset \quad (i \neq j; i, j \in \{1, \dots, G\}); \\ A^1 \cup \dots \cup A^G &= A; \quad G\text{-wlin.} \end{aligned} \right\} \quad (2)$$

2. Кодування станів, що задовольняє (1).
3. Формування ПСТ РУС-автомата, при цьому переходи зі станів, у яких формується Inc_{g2} , не розглядаються.
4. Формування системи функцій $\Phi = \Phi(T, X)$ і $Inc_{g1} = f^T(T, X)$.
5. Синтез схеми автомата в заданому елементному базисі.

У порівнянні з РУ-автоматом Мура, пам'ять якого реалізована на регістрі, такий підхід дозволяє зменшити складність Р-підсхеми шляхом виключення з ПСТ безумовних переходів для станів, що задовольняють (1). Складність Y-підсхем в обох автоматах однакова, тому що умови (2) відповідають ситуації, коли кожен стан входить тільки в одну ЛПС.

Подальша оптимізація Р-підсхеми можлива за рахунок обліку наявності псевдоеквівалентних станів, що відповідають операторним вершинам з однаковими формулами переходу. Відомі два основних методи оптимізації, заснованих на розбивці множини А на класи псевдоеквівалентних станів B_1, \dots, B_k оптимальне кодування станів і перетворення кодів псевдоеквівалентних станів $a_t \in B_i$ у R_0 -розрядний код класу $K(B_i)$, де $R_0 = \lceil \log_2 I \rceil$.

Застосування оптимального кодування станів для РУС-автоматів практично неможливо в силу залежності коду виходу ЛПС від коду входу. Застосування методу перетворення кодів породжує РтУС-автомат, у якому ПК формує змінні $t_r \in T = \{t_1, \dots, t_{l_1}\}$, класи, що кодують, псевдоеквівалентних станів. Щоб оптимальне кодування станів стало можливим, код $K(a_t)$ стану $a_m \in A_g$ представляється у виді конкатенації коду $K(a_g)$ ЛПС $a_g \in A(\Gamma)$ і коду $K(b_q)$ операторної вершини, відзначеної станом a_t :

$$K(a_m) = K(a_g) * K(b_q), \quad (3)$$

де * - знак конкатенації. Для кодування ЛПС використовуються елементи множини Т розрядності $R_1 = \lceil \log_2 G \rceil$, а для кодування операторних вершин - елементи множини т розрядності $R_2 = \lceil \log_2 N_{\max} \rceil$, де N_{\max} - максимальне число компонентів у ЛПС $a_g \in A(\Gamma)$. Такий підхід названий *методом розділення кодів*, застосування якого доцільно при виконанні умови

$$R = R_1 + R_2. \quad (4)$$

У РУС-автоматі з розділенням кодів (РУС₃-автомат) регістр RG зберігає код $K(a_g)$ поточної ЛПС $a_g \in A(\Gamma)$, лічильник СТ зберігає код операторної вершини, що збільшується на одиницю при сигналах $псі$ чи $пс_2$. Вміст RG (СТ) змінюється при переході до чергової ЛПС функціями Φ_A (Φ_B). Таким чином, у РУС₃-автоматах умова (1) трансформується в умову

$$K(b_t) = K(b_q) + 1, \quad (5)$$

де b_q відповідає стану $a_t \in A$, b_t - стану $a_s \in A$, для яких виконується умова $K(a_s) = K(a_m) + 1$. Умова (5) свідчить про те, що тепер коди ЛПС можна задавати довільно. У цьому випадку для РУС₃-автоматів можна використовувати як перетворення кодів псевдоеквівалентних станів (РіУС₃-автомати), так і оптимальне кодування (РеУС₃-автомати).

Подальша оптимізація Р-підсхеми можлива за рахунок *елементаризації* ЛПС, при якій кожна ЛПС $a_g \in A(\Gamma)$ має точно один вхід. Якщо ЛПС $a_g \in A(\Gamma)$ має I_g входів, то вона «розрізається» на I_g елементарних ЛПС $a_g^1, \dots, a_g^{I_g}$, кожна з яких має рівно один вхід. Нова множина ЛПС буде мати $G_0 \geq G$ елементів, для кодування

яких необхідна $R_3 = \lceil \log_2 G_0 \rceil$ змінна, утворююча множину Φ_A . Якщо виконується умова

$$R_3 = R_b \quad (6)$$

то елементаризація ЛПС не збільшує необхідного числа входів Р-підсхеми, а число її виходів зменшується на $R_2 = |O_B|$. Виконання умов (4) і (6) свідчить про доцільність застосування елементаризації ЛПС. Застосування цього методу разом з оптимальним кодуванням ЛПС породжує РеУС₄-автомати, а разом з перетворенням кодів - РтУС₄-аВТОМАТН Мура.

На підставі наведених підходів та методів у дисертаційній роботі вирішені наступні основні задачі:

1. Розроблено методи синтезу M_0P -, M_0Pk -, МРУ-, МРДУ- автоматів.
2. Розроблено методи синтезу РтУС₃-, РеУС₃-, РтУС₄-, РеУС₄-автоматів.

В **другому розділі** розроблені методи оптимізації дворівневої структури КА, відомої з літератури як МР-автомат. При цьому розглядається можливість реалізації першого рівня схеми тільки на *одному мультиплексорі* (M_0P -автомат), внаслідок чого зменшуються вимоги до числа входів Р-підсхеми, реалізованої на ПЛП (зокрема, на ПЛМ). В дисертаційній роботі запропоновані методи *спеціального кодування станів* і *кодування логічних умов*, застосування яких дає можливість домогтися значного (до 50 %) підвищення ефективності використання мультиплексора в M_0 -підсхемі. Ідея метода спеціального кодування станів полягає в розділенні множини всіх станів автомата на дві підмножини, одна з котрих включає стани з умовними переходами, а інша - стани, переходи з яких не мають логічних умов. Станам першої підмножини присвоюються, відповідно, перші коди, починаючи із нульового, а решта кодів присвоюється станам іншої підмножини. Такий підхід дозволяє зменшити кількість адресних входів мультиплексора Р-підсхеми. Якщо спеціальне кодування станів неможливе, зважаючи на умови задачі, то з метою підвищення ефективності застосування мультиплексора запропоновано реалізувати Р-підсхему на ПЗП та використовувати вільні виходи мікросхеми (якщо такі є) для формування, поряд з функціями Y і Φ , змінних $Z = \{z_b, \dots, z_{R_2}\}$ для кодування логічних умов.

Розроблені методи оптимізації дворівневої схеми орієнтовані на ГСА строго визначеного типу - із *двонаправленими* переходами (тобто ГСА, у яких для заданого автомата з будь-якого стану можливо не більше двох переходів).

Для реалізації алгоритмів керування по графі-схемі з довільним числом переходів розроблено метод синтезу трьохрівневої структури КА (рис.2), названої МРУ-автомат. Метод синтезу автомата Мілі з трьохрівневою МРУ-структурою включає наступні етапи:

1. Заміна логічних умов.
2. Максимальне кодування наборів мікрооперацій.

3. Перетворення прямої структурної таблиці.
4. Синтез логічної схеми автомата в заданому базисі.

Тут для реалізації М-підсхеми може бути використано більше одного мультиплексора, а зменшення параметрів ШПП забезпечується за рахунок скорочення числа вихідних функцій. Для цього застосовується максимальне кодування наборів мікрооперацій. Дешифратор МО реалізовано на ПЗП, що не робить істотного впливу на загальну вартість схеми, тому що вартість мікросхеми ПЗП набагато менше вартості мікросхеми ПЛМ. Запропонована структура підходить як для реалізації автомата Мілі, так і для автомата Мура.

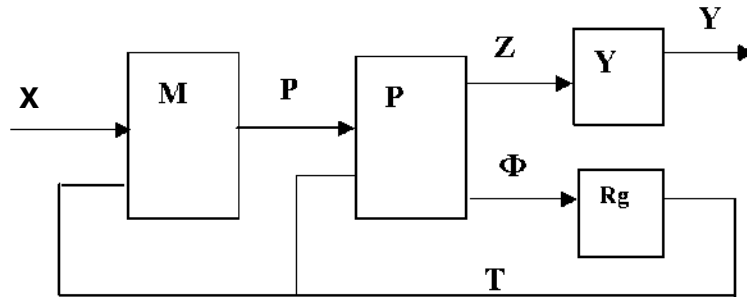


Рис.2. Трьохрівнева МРУ-структура автомата Мілі

Для реалізації автомата Мура по ГСА з довільним числом переходів з кожного стану, запропонована чотирьохрівнева структура КА (MPDY-автомат, рис.3). У процесі синтезу автомата використані кілька методів оптимізації в комплексі: структурна редукція, гетерогенна реалізація, алгоритмічні перетворення.

Розроблений алгоритм синтезу керуючого автомата Мура з MPDY-структурою включає наступні етапи:

1. Формування класів станів автомата.
2. Кодування класів станів.
3. Кодування станів автомата.
4. Визначення і кодування полів сумісних мікрооперацій.
5. Синтез логічної схеми автомата.

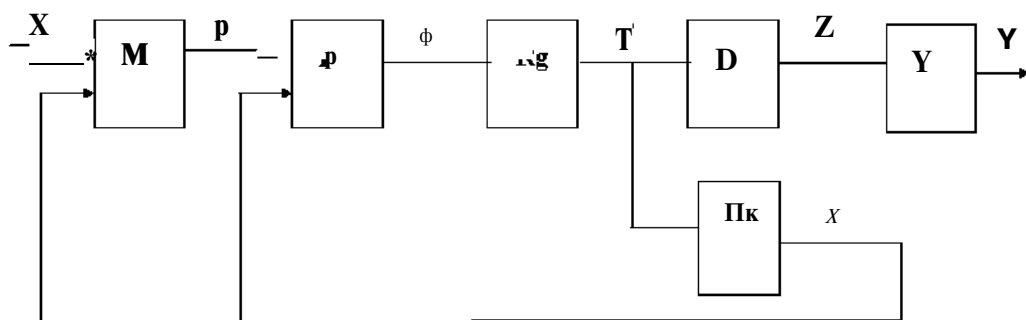


Рис.3. Структура керуючого MPDY-автомата Мура

Тут M -підсхема реалізує заміну множини логічних умов X множиною P , елемент P_g якого задається вираженням

$$P_g = \bigvee_{k=1}^K C_k f_{t_k} \quad (g=1, G),$$

де B_k - кон'юнкція внутрішніх змінних $t_p \in \{t_b, \dots, t_p\}$, відповідна коду класу станів $b_k \in B = \{B_1, \dots, B\}$ автомата. Тут C_k - булева змінна, яка дорівнює одиниці тільки у випадку, якщо перехід із класу станів b_k визначається змінною X . Для реалізації M -підсхеми використовуються мультиплексори. P -підсхема реалізує систему булевих функцій $\Phi = \Phi(t, P)$, де $\Phi = \{\Phi_b, \dots, \Phi_k\}$ - множина функцій порушення пам'яті автомата, реалізованої на R - розрядному регістрі (RG). Система Φ формується по перетвореній прямій структурній таблиці автомата. Для реалізації P -підсхеми доцільно використовувати ШШ. Перетворювач коду (ПК) станів автомата формує значення змінних t , що кодує класи станів B_k ; $t = t(T)$, де $T = \{t_b, \dots, t_k\}$ - внутрішні змінні, відповідні коду стану a_t , що належить даному класу b_k . Підсхема ПК реалізована на ПЗП. D -підсхема формує значення перемінних Z_j , що кодує вихідні сигнали y_n , $Z = Z(T)$. D -підсхема найбільш раціонально реалізується на ПЗП. Y -підсхема реалізує функції $Y = Y(Z)$ унітарного кодування мікрооперацій $y_n \wedge Y = \{y_b, \dots, y_k\}$. Для синтезу Y -підсхеми використано дешифратори.

M -підсхема може бути реалізована на ПЛП із метою уникнути використання великого числа мультиплексорів у випадку реалізації алгоритмів з великим числом розгалужень. Реалізація як M - так і P -підсхеми на ПЛП доцільна тільки в тому випадку, якщо їх сумарна вартість не перевищить вартості P -підсхеми в дворівневій структурі. З метою зменшення вимог до параметрів M - і P -підсхем при синтезі МРД Y -автомата застосовується метод *формування класів псевдоеквівалентних* станів: в один такий клас входять стани автомата Мура, що відповідають одному стану еквівалентного автомата Мілі. Такий підхід дозволяє зменшити число рядків таблиці переходів автомата Мура і вимоги до числа внутрішніх шин у P -підсхемі, а також до числа входів M -підсхеми в тих випадках, коли код класу має розрядність менше, ніж розрядність коду стану. Крім того, для зменшення числа вихідних функцій P -підсхеми в даній структурі використовується кодування полів сумісних мікрооперацій. З тією же метою може бути використано і максимальне кодування наборів мікрооперацій, подібно МР Y -структурі.

У **третьому розділі** дисертаційної роботи розроблено методи оптимізації логічної схеми КА Мура на лічильниках, при яких коди станів, що входять в одну лінійну послідовність (ЛПС), формуються згідно (1). В якості базової структури розглянуто Р Y С-автомат (рис. 1). Для оптимізації схеми по апаратних витратах застосовано *метод розділення кодів станів*, відповідно

до формули (3). Такий підхід до кодування станів дозволяє здійснити наступний крок оптимізації - сформуванню класи псевдоеквівалентних ЛПС і в такий спосіб скоротити кількість рядків таблиці переходів автомата, що істотно зменшує число внутрішніх шин Р-підсхеми.

Якщо є наявна можливість *оптимального кодування ЛПС у класах*, то розроблена структура автомата Мура (рис.4) називається $PeUC_3$ - автомат і має у своєму складі PLA (Р-підсхема), PROM (Y-підсхема), регістр (RG) і лічильник (CT).

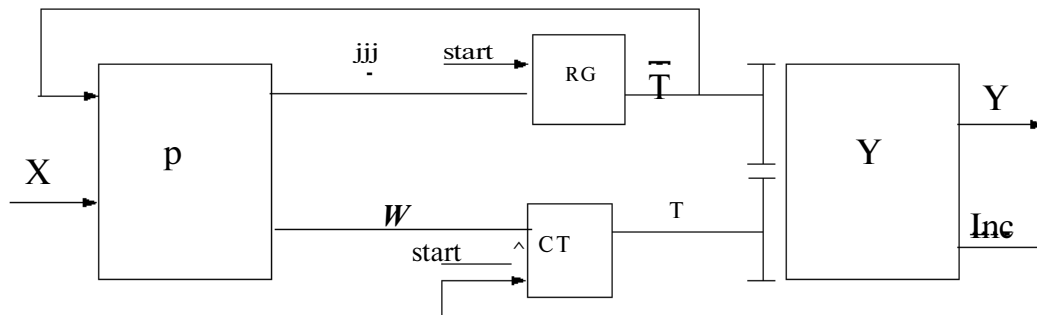


Рис. 4. Структура $PeUC_3$ -автомата Мура

Методика синтезу $PeUC_3$ -автомата Мура включає наступні етапи:

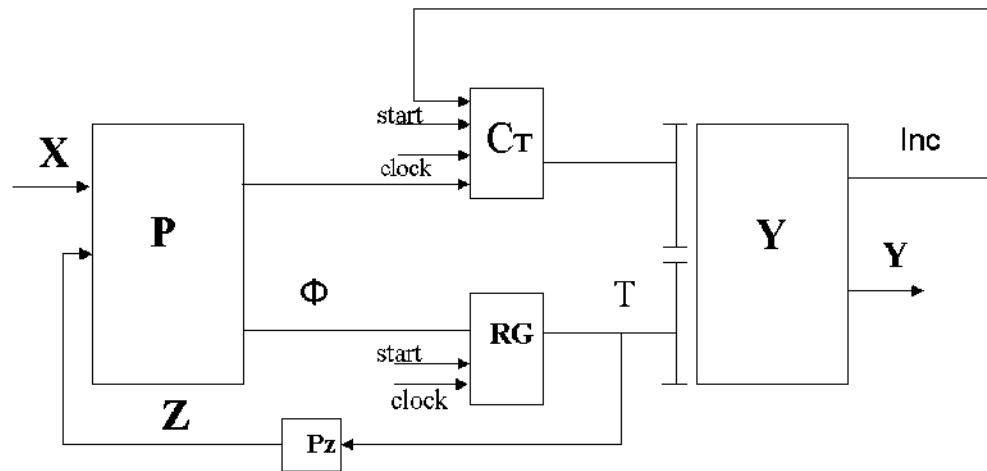
1. Розбивка ГСА на лінійні послідовності станів.
2. Формування класів псевдоеквівалентних ЛПС.
3. Оптиміальне кодування ЛПС у класах.
4. Формування кодів станів автомата.
5. Перетворення ПСТ і формування вмісту керуючої пам'яті автомата.
6. Синтез логічної схеми автомата.

Процес розбивки множини операторних вершин ГСА на ЛПС відрізняється від розбивки в автоматі з базовою структурою (рис.1) тим, що в даному випадку вхід кожної ЛПС повинний бути пов'язаний з початковою, або з умовною вершиною. Це обумовлюється необхідністю надалі оперувати цілими ЛПС, а не окремими станами. Тож, будь-яка ЛПС може мати декілька входів, що не перешкоджає подальшому застосуванню методики. У роботі запропоновано формувати множину входів ЛПС $I(\Gamma)$ за наступними правилами:

Правило 1. Якщо вхід вершини, відзначеної станом a_t , зв'язаний з a_0 чи тільки з умовними вершинами (хоча б з однією), то $a_t \in I(\Gamma)$.

Правило 2. Якщо стан a_0 зв'язаний із входом умовної вершини, то $a_0 \in I(\Gamma)$, в іншому випадку $a_0 \notin I(\Gamma)$.

Коли оптимальне кодування ЛПС у класах неможливе, в структурі застосовується *перетворювач кодів ЛПС* (рис. 5), що породжує $PeUC_3$ -автомат.

Рис. 5. Структура PtUC₃-автомата Мура

Для синтезу PtUC₃-автомата Мура пропонується методика, яка багато в чому аналогічна методиці синтезу ReUC₃-автомата, але відрізняється в п.3: класи псевдоеквівалентних станів кодуються максимальними двійковими кодами в довільному порядку. При цьому задається відповідність $T \rightarrow Z$, де T - множина змінних, що кодують ЛПС $a_g \in B_k$, а $Z = \{Z_b \dots Z_{R_b}\}$ - множина змінних, що кодують клас B_k . При цьому пари кодів $\langle K(a_g), K(B_k) \rangle$ належать графу відповідності $T \rightarrow Z$, якщо $a_g \in B_k$, а $Z = f(a_g)$.

Автомат (рис. 5) функціонує в такий спосіб: якщо в поточному слові керуючої пам'яті (Y-підсхема) міститься сигнал $Inc=1$, то відбувається перехід між станами в межах ЛПС шляхом збільшення значень лічильника СТ на одиницю. Якщо досягнуто вихід ЛПС і $Inc=0$, то P-підсхема формує функції переходів $O = f(Z, X)$ і $F = f(Z, X)$. Тут множина змінних Z формується підсхемою Pz, що являє собою перетворювач коду, реалізований на ПЛП. Функціонування автомата закінчується при переході в кінцевий стан a_0 .

Складність реалізації автомата з перетворювачем кодів, як правило, вище, ніж у автомата з оптимальним кодуванням ЛПС, тому використовувати дану структуру доцільно лише у випадках, коли оптимальне кодування ЛПС неможливе.

Наступним кроком оптимізації логічної схеми автомата Мура на лічильниках є *елементаризація* ЛПС, що дає можливість обійтися без формування адреси стану переходу на виходах P-підсхеми, зменшуючи тим самим їхнє число.

Оскільки число елементарних ЛПС, як правило, більше числа звичайних ЛПС, то елементаризація *доцільна* тільки за умови, що *розрядність коду елементарної ЛПС не перевищує розрядності коду звичайної ЛПС*.

Застосування елементаризації разом з формуванням класів псевдоеквівалентних ЛПС породжує PtUC₄-автомат з перетворювачем кодів ЛПС (рис. 6) чи ReUC₄-автомат з оптимальним кодуванням ЛПС.

В $PtUC_4$ -автоматі P-підсхема формує тільки функції Φ , тобто коди елементарних ЛПС. Зважаючи на те, що адресація компонентів, які входять до ЛПС, завжди починається з нульової адреси, на лічильник СТ подається тільки сигнал Inc. В іншому схема аналогічна наведеній на рис.5.

Застосування методу елементаризації до будь-якої ГСА приводить до формування множини елементарних ЛПС $\%_{ae} = \{a_b \dots a_{G_e}\}$ і є доцільним тільки у випадку виконання рівняння $R_e = R_b$ де $R_e = \lceil \log_2 G_e \rceil$. У роботі запропоновані правила формування множини входів елементарних ЛПС $I_e(\Gamma)$:

Правило 3: Стан a_t є єдиним входом ЛПС a_g , тобто $a_t \in I_e(\Gamma)$, якщо вхід вершини, відзначеної станом a_t , зв'язаний :

- зі станом a_0 ;
- з умовною вершиною;
- з вершиною, відзначеною станом a_j , де $a_j \notin a_g$;
- з вершиною, відзначеною станами a_j , де $a_j \in a_g$ і для пари компонентів $\langle a_j, a_m \rangle$ ЛПС a_g виконується відношення $K(a_j) > K(a_m)$.

Правило 4: Якщо початкова вершина ГСА зв'язана з наступною умовною вершиною, то $a_0 \in I_e(\Gamma)$, у протилежному випадку $a_0 \notin I_e(\Gamma)$.

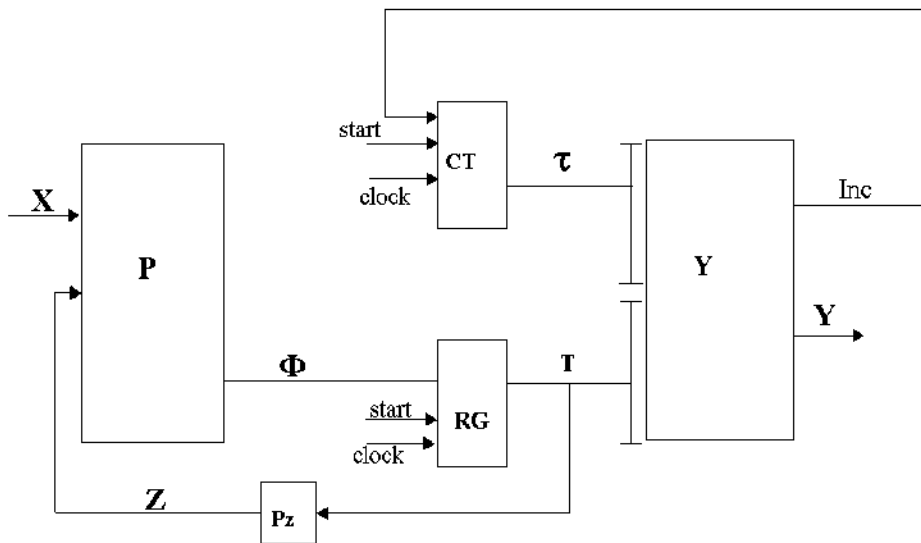


Рис.6. Структура $PtUC_4$ -автомата Мура

Розроблена методика синтезу $PtUC_4$ -автомата Мура включає етапи, аналогічні методиці синтезу $PtUC_3$ -автомата, але на першому етапі виконується розбивка множини станів вихідної ГСА на елементарні ЛПС, що впливає на виконання всіх наступних етапів.

Якщо для деяких ГСА є можливість оптимального кодування ЛПС, то апаратні витрати у відповідній схемі автомата будуть ще меншими за рахунок відсутності перетворювача кодів. Запропонований метод синтезу $PeUC_4$ -автомата,

заснований на оптимальному кодуванні ЛПС, містить ті ж етапи, що й метод синтезу РеУС₃-автомата, але з попередньою елементаризацією ЛПС.

Структура РеУС₄-автомата відрізняється від структури РіУС₄-автомата відсутністю підсхеми перетворювача кодів Pz, за рахунок чого зменшуються апаратні витрати в схемі автомата.

У четвертому розділі досліджено зміни складності реалізації логічної схеми автомата в залежності від параметрів вихідного алгоритму керування, визначено області ефективної реалізації розроблених структур. Під областю ефективної реалізації структури КА розуміється таке сполучення характеристик ГСА, обумовлених її розмірністю і конфігурацією, при якому реалізація автомата з даною структурою забезпечує найменші апаратні витрати в логічній схемі автомата. При цьому використано запропонований проф. Г.І. Новіковим метод ймовірнісного підходу до оцінки характеристик ГСА, головна ідея якого полягає в класифікації ГСА за двома характерними параметрами: частка операторних (p_1) і частка умовних (p_2) вершин у ній. При цьому p_1 і p_2 інтерпретуються, як ймовірнісні оцінки, сума яких, через наявність у ГСА початкової і кінцевої вершин, приблизно дорівнює «1». Вихідними даними для виконання розрахунків, крім p_1 і p_2 , є загальне число вершин у ГСА P і число мікрооперацій N . Всі інші, необхідні в розрахунках, характеристики ГСА, визначаються, як функції від вихідних даних. Крім того, у даній роботі використовуються відомі раніше оцінки: число рядків прямої структурної таблиці $H=10,6+(p_1-P)/p_3$; число станів автомата Мура, відмічених на заданій граф-схемі алгоритму $M=p_1-P$; число логічних умов у ГСА $L=((1-p_1)-P)/p_4$; число наборів мікрооперацій (мікрокоманд) $N_{МК}=(p_1-P)/p_3$, де p_3 - відношення числа операторних вершин до числа наборів мікрооперацій у даній ГСА; p_4 - відношення числа умовних вершин до числа логічних умов. Відомо, що найчастіше $p_3, p_4 \in [1; 1,2]$.

У роботі використовується оцінка по відносній складності реалізації схеми. Це пов'язано з тим, що відносні витрати, які визначено по числу стандартних мікросхем чи по площі замовлених ВІС, збігаються з точністю 85%-90%. Ця обставина дозволяє спростити вибір структури, тоді як одержання абсолютних оцінок ускладнює процес вибору, тому що вимагає обліку конкретних параметрів мікросхем різних серій.

Методика досліджень, використовувана в даній роботі, полягає в наступному:

- 1) визначення формул для одержання аналітичних оцінок площі замовлених матричних ВІС запропонованих структур КА;

2) визначення і дослідження відносної складності реалізації запропонованих структур.

Дослідження проведені на підставі формул, отриманих у розділах 2 і 3 даної роботи, з використанням програми EXCEL пакета MS Office. Для перетворення вихідних формул в уточнений вид введені деякі додаткові коефіцієнти, що відбивають як загальні, так і індивідуальні особливості кожної досліджуваної структури керуючого автомата.

Ефективність реалізації кожної з *розроблених* структур визначається стосовно *відомої раніше структури*, що розглядається в якості базової.

Отримані формули для трьохрівневих схем:

- ефективність реалізації $F_{MPY} = S_{MPY} / S_{MP}$;

- складність реалізації базового МР-автомата

$$S_{MP} = 2k_g \cdot ((1-p_1) \cdot P / p_4 + 3) \log_2(p_1 \cdot P) [+N] \cdot (10,6 + (p_1 \cdot P) / p_3);$$

- складність реалізації МРҮ-автомата

$$S_{MPY} = S_{PLA} + k_s \cdot S_{PROM},$$

Де

$$S_{PLA} = (2G + 3R + Q > H = (2k_g \cdot (1-p_1) \cdot P / p_4 + 3) \log_2(k_a \cdot p_1 \cdot P) [+ \\ +] \log_2((p_1 \cdot P) / p_3) [(10,6 + p_1 \cdot P / p_3 - k_r \cdot (1-p_1 \cdot P / p_4)), \\ S_{PROM} = 2^Q \cdot N = 2^{\log_2(p_1 \cdot P / p_3) [\cdot N}.$$

Для автомата Мілі число рядків ПСТ визначається з урахуванням розгалуженості ГСА: $H = 10,6 + p_1 \cdot P / p_3 - k_r \cdot p_1 \cdot P / p_4$.

У формулах присутні коефіцієнти, що дозволяють врахувати особливості реалізованого алгоритму - ступінь компонування станів у лінійні послідовності (k_a), а так само ступінь угруповання ЛПС у блоки (k_g), розгалуженість алгоритму (k_r), відносну вартість мікросхеми PROM у порівнянні з PLA (k_s). Вплив кожного коефіцієнта і діапазон зміни головного параметра - числа вершин у ГСА - досліджувалися на множинах значень, що відповідають реальним ГСА.

Досліджено вплив числа мікрооперацій N і частки ОВ у ГСА p_1 . Як показують отримані графіки (рис. 7), стабільний відносний вигравш по апаратних витратах можливий при досить великій частці ОВ (при $p_1 \geq 0,7$). При цьому вигравш зменшується із зростанням загального числа вершин у ГСА, але кращий ефект досягається при $N=200$ і зменшується разом зі зменшенням числа мікрооперацій. Таким чином, при великому числі мікрооперацій застосування МРҮ-структури більш ефективно. При малій частці ОВ (тобто для сильнорозгалужених ГСА) позитивний ефект можливий тільки для алгоритмів, що мають до 200 вершин.

Формули та графіки для чотирьохрівневих структур КА отримані і досліджені аналогічним способом.

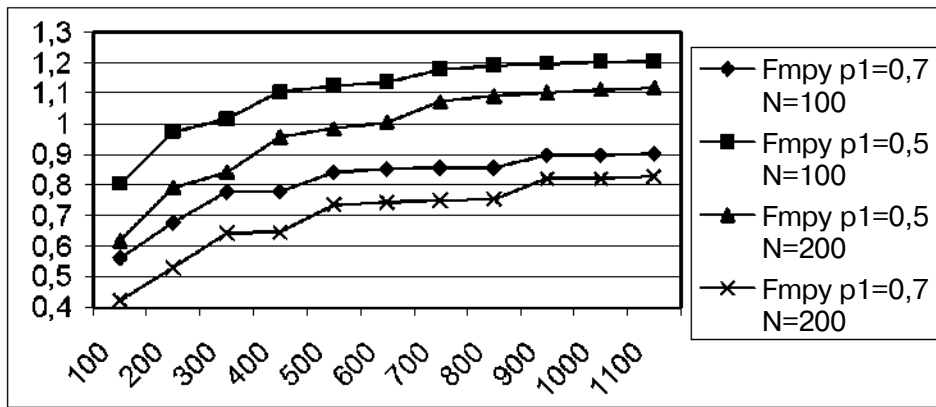


Рис. 7. Залежність F_{MPY} для ГСА із середнім та великим числом мікрооперацій

Усі запропоновані в даній роботі *структури КА на лічильниках* мають однакову складність Y -підсхеми, тому відносну складність реалізації кожної з цих структур можна оцінити без обліку цієї постійної складової. Як базова модель розглядається реалізація автомата з РУС-структурою (рис. 1), і складність її реалізації оцінюється площею кристала PLA S_{PYC} . Відносна складність реалізації кожної структури визначається як $F_i = S_i / S_{PYC}$ ($i=1, A$)-

Формула складності реалізації базового РУС-автомата:

$$S_{PYC} = (2L + 3R) \cdot N_0 = (2 \langle 1 - p_i \rangle P / p_4 + 3) \cdot \log_2(p_1 \cdot P) \cdot N_0,$$

де N_0 - число рядків у перетвореній ПСТ, $N_0 < N$ і визначається, як

$$N_0 = N - 0,95 \cdot (N_0 \cdot V - G) = 10,6 + p_1 \cdot P / p_3 - 0,95 \cdot (p_1 \cdot P - k_{r, p_r} \cdot P).$$

Для подальших досліджень уведено наступні коефіцієнти: k_1 - коефіцієнт відношення числа класів псевдоеквівалентних ЛПС до загального числа ЛПС, k_2 - коефіцієнт відношення числа ЛПС до числа операторних вершин даної ГСА.

Складність реалізації $PeUC_3$ -автомата (з оптимальним кодуванням ЛПС) визначається, як

$$S_{PeUC_3} = (2 - (L + R_i) + R) \cdot N_i = \\ = (2 \langle (1 - p_2) - P / p_4 + \log_2(k_{r, p_1} \cdot P) \rangle + \log_2(p_1 \cdot P)) \cdot \\ \cdot (10,6 + p_1 \cdot P / p_3 - 0,95 \cdot (p_1 \cdot P - k_{2, p_r} \cdot P) > k_i,$$

де $N_i = k_i \cdot N_0 = k_i \cdot (10,6 + p_1 \cdot P / p_3 - 0,95 \cdot (p_1 \cdot P - k_{2, p_1} \cdot P));$

$$R_1 = \log_2 G = \log_2(k_2 \cdot p_1 \cdot P).$$

Автомат з $PiUC_3$ -структурою відрізняється від $PeUC_3$ -автомата наявністю в схемі перетворювача кодів ЛПС, реалізованого на ПЛП. Таким чином, відносну складність реалізації F_{PiUC_3} можна представити як

$$F_{PiUC_3} = F_{PeUC_3} + S_{PiUC_3} / S_{PYC},$$

де $S_{PiUC_3} = S_{PeUC_3} + (2 - \log_2(k_2 \cdot p_1 \cdot P) + \log_2(k_{r, p_2} \cdot p_r \cdot P)) \cdot k_{2, p_r} \cdot P.$

Складність реалізації $PiUC_4$ -автомата (з елементаризацією ЛПС і перетворювачем кодів ЛПС) і $PeUC_4$ -автомата (з елементаризацією і оптимальним кодуванням ЛПС) визначається із урахуванням того, що число

елементарних ЛПС у більшості випадків перевищує число ЛПС у вихідному варіанті. Коефіцієнт елементаризації ЛПС $k_e = G_e / G$ показує співвідношення числа елементарних і звичайних ЛПС (тобто до застосування елементаризації).

На підставі проведених досліджень зроблено відповідні *висновки*:

1) Застосування запропонованих методів оптимізації до дворівневих структур керуючих автоматів завжди доцільно для реалізації алгоритмів керування з двонаправленими переходами.

2) Застосування автоматів з МРУ-структурою найбільше доцільно для реалізації мало- і середньорозгалужених алгоритмів з великим числом мікрооперацій ($N > 100$) і загальним числом вершин $P < 500$. Виграш в апаратурних витратах зменшується з ростом числа вершин і розгалуженості ГСА.

3) Для ГСА, у яких частка операторних вершин складає не більше 75%, автомати з МРДУ-структурою завжди мають меншу складність реалізації в порівнянні з дворівневою МР-структурою. Із зростанням числа вершин у ГСА позитивний ефект підсилюється і стабілізується.

4) Для реалізації ГСА, у яких частка операторних вершин складає більше 75%, застосування структур КА на лічильниках завжди веде до зменшення апаратурних витрат у логічній схемі. Мінімальний виграш виходить для малих ГСА з числом вершин $P < 100$ при низькому ступені компонування вершин ГСА в ЛПС. Максимальний виграш отриманий для великих ГСА з $P \geq 900$ при високому ступені компонування вершин ГСА в ЛПС.

5) Якщо елементаризація ЛПС можлива, то для середніх і великих ГСА ($P > 300$) виграш в апаратурних витратах можливий завжди і зростає зі збільшенням загального числа вершин граф-схеми алгоритму.

На підставі результатів проведених досліджень розроблено *алгоритм вибору* структури УА, оптимального по апаратурних витратах для реалізації заданого алгоритму керування. Вибір відповідної структури керуючого автомата залежить від характеристик заданої ГСА. Алгоритм має модульну структуру відповідно сучасному підходу до розробки програмних продуктів і може бути використаний як основа для створення відповідної САПР.

ВИСНОВКИ

У дисертаційній роботі дане рішення актуальної наукової задачі, важливої для виробництва засобів цифрової автоматики й обчислювальної техніки, що полягає в розробці і дослідженні нових структур логічних схем керуючих автоматів у базисі програмованих логічних пристроїв. У процесі досліджень вирішені наступні задачі:

1. Виконано аналіз методів оптимізації керуючих автоматів на програмованих логічних пристроях.
2. Розроблено методи оптимізації дворівневої структури керуючого автомата, що дозволяють збільшити ефективність використання

мультиплексорів в логічній схемі, внаслідок чого зменшуються апаратурні витрати при реалізації алгоритмів керування з двонаправленими переходами.

3. Розроблені трьох- і чотирьохрівневі структури і методи синтезу логічних схем КА для реалізації алгоритмів керування, у яких частка операторних вершин складає менше 75%.
4. Розроблено методи оптимізації логічних схем керуючого автомата Мура на лічильниках із застосуванням методу розділення кодів і елементаризації лінійних послідовностей станів.
5. Отримано аналітичні оцінки складності реалізації кожної з запропонованих структур, а також закономірності зміни ефективності їхньої реалізації в залежності від характеристик інтерпретованого алгоритму керування.
6. Розроблено алгоритм вибору структури керуючого автомата з найменшими апаратурними витратами в залежності від сполучення характеристик заданої ГСА.

СПИСОК ОПУБЛІКОВАНИХ РОБІТ ПО ТЕМІ ДИСЕРТАЦІЇ

1. Саломатин В.А., Белецкий О.В., Зеленёва И.Я. Применение четырёхуровневой структуры управляющего автомата для минимизации аппаратурных затрат // Сборник научных трудов ДГТУ. Серия «Информатика, кибернетика, вычислительная техника». Выпуск 1. - Донецк: ДГТУ.-1997.-С. 135-140.
2. Баркалов А.А., Зеленёва И.Я., Бабаков Р.М.. Структуры логических схем управляющих автоматов на программируемых БИС. // Наукові праці ДонДТУ. Серія "Інформатика, кібернетика та обчислювальна техніка". Випуск 6: - Донецьк, ДонДТУ.- 1999. - С. 208-211.
3. Баркалов А.А., Аль-Бахри А.М., Зеленёва И.Я. Классификация методов оптимизации устройств управления на программируемых БИС. // Наукові праці ДонДТУ. Серія "Проблеми моделювання та автоматизації проектування динамічних систем". Випуск 10. - Донецьк: ДонНТУ.-1999. -С. 301-305.
4. Баркалов А.А., Зеленёва И.Я.. Оптимизация способа замены логических условий автомата с двонаправленными переходами. // Автоматика и вычислительная техника. №5 - Рига: Институт радиозлектроники и вычислительной техники. - 2000. - С. 58-64.
5. Баркалов А.А., Зеленёва И.Я., Калязин Д.А.. Применение трехуровневой структуры управляющего автомата для минимизации аппаратурных затрат. // Наукові праці ДонДТУ. Серія "Проблеми моделювання та

- автоматизації проектування динамічних систем". Випуск 29. - Севастополь: "Вебер". - 2001. - С158-163.
6. Баркалов А.А., Зеленёва И.Я.. Синтез автомата Мура на счетчике. Оптимизация логической схемы автомата Мура на счетчике. // Синтез пристроїв керування на програмованих логічних пристроях. - Донецьк: РВА ДонНТУ.- 2002. - С. 220-237.
 7. Баркалов А.А., Зеленёва И.Я.. Оптимизация логической схемы автомата Мура на программируемых логических устройствах и счетчиках. // Управляющие системы и машины, №3. - Киев: НАН України. Інститут кібернетики ім. В.М. Глушкова. - 2003. - С 52-55.
 8. Баркалов А.А., Зеленёва И.Я., Атрощенко М.А.. Исследование трехуровневой структуры управляющего автомата на больших интегральных схемах. // Донбас - 2020: наука і техніка - виробництву: Матеріали II науково-практичної конференції, м. Донецьк, 03-04 лютого 2004 р. - Донецьк, ДонНТУ. - 2004. - С.533-540.

Автором особисто для багаторівневих структур керуючих автоматів та структур автоматів Мура на лічильниках виконано:

[1] - розробку методу синтезу чотирьохрівневої структури керуючого автомата Мура; [2] - дослідження можливостей поєднання різних рівнів в логічній схемі КА, [3] - визначення критеріїв класифікації методів оптимізації керуючих автоматів; [4] - розробку методів оптимізації схеми заміни логічних змінних автомата; [5] - розробку методу синтезу трьохрівневої структури керуючого автомата Мілі; [6] - визначення шляхів оптимізації автомата Мура на лічильнику; [7] - розробка методів оптимізації логічної схеми автомата Мура на лічильнику; [8] - визначення аналітичних залежностей ефективності реалізації керуючого автомата Мура від характеристик заданого алгоритму.

АНОТАЦІЯ

Зеленьова І.Я. Методи синтеза багаторівневих структур керуючих автоматів на програмованих логічних пристроях. - Рукопис.

Дисертація на здобуття наукового ступеню кандидата технічних наук за спеціальністю 05.13.13 - обчислювальні машини, системи та мережі.-Донецький національний технічний університет, Донецьк, 2004.

Дисертаційна робота присвячена актуальній задачі розробки методів синтезу структур КА з «жорсткою» логікою, орієнтованих на зменшення вартості логічної схеми пристрою і заснованих на обліку характерних рис реалізованого алгоритму керування й елементного базису. Виконано аналіз

існуючих методів оптимізації керуючих автоматів у базисі ШП і запропонована класифікація зазначених методів.

Розроблено нові методи спеціального кодування станів та перетворення кодів логічних умов керуючого автомата, застосування яких дозволяє зменшити апаратні витрати в логічній схемі при реалізації алгоритмів керування з двонаправленими переходами. Розроблено нові багаторівневі структури керуючих автоматів та методи синтезу, які дозволяють зменшити апаратні витрати в схемі шляхом заміни логічних умов, максимального кодування наборів мікрооперацій та формування класів псевдоеквівалентних станів.

Розроблено нові структури та методи синтезу КА Мура на лічильнику, удосконалені в порівнянні з раніше відомими, які дозволяють зменшити апаратні витрати в логічній схемі внаслідок використання методів розподілу кодів та елементаризації лінійних послідовностей станів автомата.

Визначено закономірності змінення ефективності реалізації розроблених структур залежно від характеристик граф-схеми алгоритму, на підставі чого визначено області ефективного застосування та алгоритм вибору структури керуючого автомата, оптимальної за апаратними витратами.

Ключові слова: обчислювальна система, програмований логічний пристрій, код стану, мультиплексор, лічильник, конкатенація, елементаризація, лінійна послідовність станів.

АННОТАЦИЯ

Зеленёва И.Я. Методы синтеза многоуровневых структур управляющих автоматов на программируемых логических устройствах. - Рукопись.

Диссертация на соискание ученой степени кандидата технических наук по специальности 05.13.13 - вычислительные машины, системы и сети. - Донецкий национальный технический университет, Донецк, 2004.

Диссертационная работа посвящена актуальной задаче разработки методов синтеза структур УА с «жесткой логикой», ориентированных на уменьшение стоимости логической схемы устройства и основанных на учете характерных особенностей реализуемого алгоритма управления и элементного базиса. Выполнен анализ существующих методов оптимизации управляющих автоматов в базисе ПЛУ и предложена классификация указанных методов.

Разработаны методы оптимизации двухуровневой структуры УА, называемой в литературе МР-автомат. При этом рассматривается возможность реализации первого уровня схемы только на одном мультиплексоре (M_0P -

автомат), вследствие чего уменьшаются требования к числу входов Р-подсхемы, реализованной на ПЛУ. В работе предложены методы специального кодирования состояний и кодирования логических условий, применение которых дает возможность добиться значительного (до 50 %) повышения эффективности использования мультиплексора в M_0 -подсхеме. Разработанные методы оптимизации двухуровневой схемы ориентированы на ГСА строго определенного типа - с двунаправленными переходами (т.е. ГСА, в которых для заданного автомата из любого состояния возможно не более двух переходов).

Разработан метод синтеза трехуровневой структуры УА для реализации автомата Мили по ГСА с произвольным числом переходов. В трехуровневой структуре для реализации М-подсхемы может быть использовано более одного мультиплексора, а уменьшение параметров ПЛУ обеспечивается за счет сокращения числа выходных функций, для чего применяется максимальное кодирование наборов микроопераций.

Предложена четырехуровневая структура УА для реализации автомата Мура по ГСА с произвольным числом переходов из каждого состояния. В процессе синтеза использованы несколько методов оптимизации в комплексе: структурная редукция, гетерогенная реализация, алгоритмические преобразования, что позволило уменьшить аппаратные затраты в логической схеме автомата сравнительно с двухуровневой структурой.

Разработаны методы оптимизации логической схемы УА Мура на счетчиках. Показано, что для оптимизации схемы по аппаратным затратам целесообразно применить метод разделения кодов состояний, что позволяет осуществить следующий шаг оптимизации - сформировать классы псевдоэквивалентных ЛПС и таким образом уменьшить число строк таблицы переходов автомата, что существенно уменьшает число внутренних шин Р-подсхемы. Для дальнейшей оптимизации логической схемы автомата Мура на счетчиках в работе использована элементаризация ЛПС, которая дает возможность обойтись без формирования адреса состояния перехода на выходах Р-подсхемы, уменьшая тем самым их число.

Исследовано изменение сложности реализации логической схемы автомата в зависимости от параметров исходного алгоритма управления, при этом использован метод вероятностного подхода к оценке характеристик ГСА. В работе используется оценка по относительной сложности реализации схемы. Эффективность реализации каждой из разработанных структур определяется по отношению к известной ранее структуре, которая рассматривается в качестве базовой.

На основании результатов проведенных исследований разработан алгоритм выбора структуры УА, оптимального по аппаратным затратам, для реализации заданного алгоритма управления. Выбор соответствующей структуры управляющего автомата зависит от характеристик заданной ГСА. Алгоритм имеет модульную структуру в соответствии с современным подходом к разработке программных продуктов и может быть использован как основа для создания соответствующей САПР.

Ключевые слова: вычислительная система, программируемое логическое устройство, код состояния, мультиплексор, счетчик, конкатенация, элементаризация, линейная последовательность состояний.

ABSTRACT

Zelenyova I. J. Methods of multilevel structure's synthesis for control units on programmable logic devices. - Manuscript.

The dissertation on competition of a scientific degree of candidate of technical sciences on a specialty 05.13.13 - "Computers, systems and networks". - Donetsk national technical university, Donetsk, 2004.

Analysis of design and optimization methods for control units on base of programmable logic devices has been fulfilled and classification of that methods has been proposed. The methods for reducing of multiplexer's parameters in the two-level circuit of control unit are proposed and based on special encoding of states and transformation of the logical condition's codes to reduce the amount of multiplexer's inputs. The methods of the three-level and four-level automaton's synthesis oriented to reducing of hardware amount in logical structure are developed. A set of methods oriented towards reducing the hardware amount in circuits of Moore automaton on counters is proposed. The methods are based on representation of the state's code as a concatenation of linear sequence of states with the component's code and using elementarization of initial flow-chart. These methods make it possible to decrease the amount of programmable logic devices in the circuit of memory excitation functions formation. The theoretical and experimental researches are fulfilled for each proposed structure and areas of effective application are defined.

Key words: digital system, programmable logic device, state encoding, multiplexer, counter, concatenation, elementarization, linear sequence of states.