МИНИСТЕРСТВО НАУКИ И ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение

высшего образования

**«Вятский государственный университет»**

Факультет автоматики и вычислительной техники

Кафедра электронных вычислительных машин

Допущено к защите

Руководитель проекта

\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/Клюкин В.Л./

(подпись) (Ф.И.О)

«\_\_\_»\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_2023 г.

Разработка приложения для расчета полной стоимости потребительского кредита

Пояснительная записка курсового проекта по дисциплине

«Комплекс знаний бакалавра в области программного и аппаратного обеспечения вычислительной техники»

ТПЖА.09.03.01.512982 ПЗ

Разработал студент группы ИВТ-21 \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/Категов А.Д./

Руководитель /Клюкин В.Л./

Консультант \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/Долженкова М.Л./

Работа защищена с оценкой «\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_» \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_

(оценка) (дата)

Члены комиссии \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/ /

(подпись)

\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/ /

(подпись)

\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/ /

(подпись)

Киров 2023

Реферат

Категов А. Д. Разработка приложения для расчета полной стоимости потребительского кредита. ТПЖА.09.03.01.512982 ПЗ: Курс. проект / ВятГУ, каф. ЭВМ; рук. Клюкин В.Л. - Киров, 2023. – ПЗ 84с, 23 табл., 14 рис.

РАЗРАБОТКА ПРИЛОЖЕНИЯ, ТЕОРИЯ РЕАЛЬНОГО ПРОЦЕНТА, НЕМЕДЛЕННЫЙ АННУИТЕТ, АННУИТЕТ С ПЕРЕМЕННЫМ ПЛАТЁЖНЫМ ПЕРИОДОМ, ПОСТОЯННЫЙ АНАЛИТИЧЕСКИЙ КАЛЕНДАРЬ, ПОЛНАЯ СТОИМОСТЬ ПОТРЕБИТЕЛЬСКОГО КРЕДИТА.

Объект исследования и разработки – математический аппарат необходимый для разработки алгоритма расчета полной стоимости потребительского, аннуитетного кредита с переменным платежным периодом.

Цель курсового проекта – разработка алгоритма расчета полной стоимости потребительского, аннуитетного кредита с переменным платежным периодом, соответствующего указаниям центрального банка РФ и требованиям заказчика.

Результатом выполнения курсового проекта является исходный код приложения для расчета полной стоимости потребительского, аннуитетного кредита с переменным платежным периодом, соответствующего указаниям центрального банка РФ и требованиям заказчика.

Оглавление

Введение...............................................................................................................5

1. Описание используемого алгоритма деления.............................................6
   1. Словесное описание алгоритма.............................................................6
   2. Численные примеры...............................................................................8
2. Разработка функциональной схемы операционного автомата и

построение графов автоматов Мили и Мура.............................................21

* 1. Состав операционного автомата..........................................................21
  2. Описание операционного автомата.....................................................22
  3. Управляющие и осведомительные сигналы.......................................24
  4. Разработка содержательной граф-схемы алгоритма.........................26
  5. Построение отмеченной граф-схемы алгоритма...............................28
  6. Построение графа автомата модели Мили.........................................31
  7. Построение графа автомата модели Мура.........................................33

1. Обоснование и выбор функциональной схемы управляющего

автомата.........................................................................................................34

* 1. Синтез автомата для модели Мили на D-триггерах...........................34
  2. Синтез автомата для модели Мили на RS-триггерах.........................39
  3. Синтез автомата для модели Мили на сдвиговом регистре..............53
  4. Синтез автомата для модели Мура на D-триггерах...........................58
  5. Синтез автомата для модели Мили на счетчике без устранения пустого перехода....................................................................................70
  6. Синтез автомата для модели Мили на счетчике с устранением пустых переходов...................................................................................75

1. Построение функциональной схемы управляющего автомата................81

Заключение.........................................................................................................84

Перечень сокращений.......................................................................................85

Приложение A. Список литературы................................................................86

Введение.

В последнее время объемы вычислений сильно возросли и выполнять их вручную стало невозможно. В связи с этим были придуманы различные автоматические вычислительные устройства, выполняющие данные вычисления. Такие автоматы реализуются в виде самостоятельных устройств специального назначения или в виде блоков, входящих в системы управления и системы обработки информации. При этом работа ведется с математическими моделями, предназначенными для приближенного отображения физических моделей.

В ходе курсового проекта необходимо получить навыки синтеза управляющего автомата с жесткой логикой на основе разработки машинных алгоритмов одной из заданных арифметических операций. Основным требованием является минимизация аппаратурных затрат как управляющего, так и операционного автомата, при приемлемом быстродействии.

Целью курсового проекта является синтез автомата с жесткой логикой, управляющего выполнением деления чисел в двоичной системе счисления с плавающей запятой, первым способом с восстановлением остатка c порядками, при вычитании мантисс используется обратный код, операнды приходят в прямом коде.

1. Описание используемого алгоритма деления

1.1. Словесное описание алгоритма

1. Принять делимое, перейти к п.2.
2. Принять делитель, перейти к п.3.
3. Проверить делитель на равенство нулю. Если равен нулю, сформировать сообщение об ошибке (ДНН) и перейти к п.20. Иначе перейти к п.4.
4. Проверить делимое на равенство нулю. Если равно 0, перейти к п.17. Иначе перейти к п.5.
5. Определить порядок частного вычитанием порядка делителя из порядка делимого, перейти к п.6.
6. Обработать исключительные ситуации:

* В результате вычитания порядков в знаковом разряде 1, но отсутствует единица переноса (ПРС), перейти к.15.
* В результате вычитания порядков в знаковом разряде 0, но присутствует единица переноса (ПМР), перейти к п.17.
* В результате вычитания порядков в знаковом разряде 1, присутствует единица переноса, а мантисса заполнена 0, зафиксировать временную ПМР, перейти к п.7.
* Если ни одна из ситуаций выше не возникла, перейти к п.7.

1. Вычесть из мантиссы делимого (остатка) мантиссу делителя в обратном коде за один такт, запомнить единицу переноса, перейти к п.8.
2. Зафиксировать знак остатка и перейти к п.9.
3. Если остаток отрицателен, то восстановить его, сложив с делителем за один такт, запомнить единицу переноса и перейти к п.10.
4. Выполнить сдвиг частного и остатка, в сторону старших разрядов, при этом занести инвертированный знак остатка в младший разряд частного и перейти к п.11.
5. Проверить предпоследний разряд частного: если 1, перейти к п.12. Иначе перейти к п.7.
6. Проверить счётчик тактов:

* Если значение счетчика равно 23, перейти к п.13.
* Если значение счетчика равно 24, перейти к п.16.

1. Увеличить порядок частного на 1, перейти к п.14.
2. Если в результате сложения в знаковом разряде 1, но отсутствует единица переноса (ПРС), перейти к п.15. Иначе перейти к п.18.
3. Сформировать сообщение об ошибке (ПРС), перейти к.20.
4. Если ранее была зафиксирована временная ПМР, перейти к п.17. Иначе перейти к п.18.
5. Сформировать результат 0, перейти к п.19.
6. Определить знак частного сложением по модулю 2 знаковых разрядов делимого и делителя, перейти к п.19.
7. Выдать результат, перейти к п.20.
8. Конец операции.

1.2. Численные примеры

ПРС при вычитании порядков

Делимое:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 1100 | 111111 |

Делитель:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 1 | 0110 | 101001 |

00 1100 00 0110 01 0010 – ПРС

Конец операции.

Истинная ПМР

Делимое:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 1 | 0110 | 111111 |

Делитель:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 1100 | 101001 |

11 1010 11 0100 10 1110 – ПМР

В данном случае ПМР является неустранимой, необходимо вывести результат 0 и прекратить операцию деления.

Результат:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0000 | 000000 |

Конец операции.

Временное ПМР (устранимое)

Делимое:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 1 | 1 | 0101 | 111111 |

Делитель:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 1011 | 100000 |

11 1011 11 0101 11 0000 – зафиксировать временную ПМР

В данном случае возникла ПМР, которая может быть исправлена путём прибавления к ней единицы, следовательно, операция деления должна быть продолжена. Деление мантисс представлено в таблице 1.

Таблица 1 – Деление мантисс операндов

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 🡨Частное(r) | 🡨Делимое(D) | Делитель(d) | Примечание |
| 0 000000 | 0 111111 | 0 100000 | Исх. данные |
| 0 000000 | 0 111111  1 011111  10 011110 | 0 100000 | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000001 | 0 111100 |  | Сдвиги, i = 1 |
|  | 0 111100  1 011111  1  10 011100 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000011 | 0 111000 |  | Сдвиги, i = 2 |
|  | 0 111000  1 011111  1  10 011000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000111 | 0 110000 |  | Сдвиги, i = 3 |
|  | 0 110000  1 011111  1  10 010000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |

Продолжение таблицы 1

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 001111 | 0 100000 |  | Сдвиги, i = 4 |
|  | 0 100000  1 011111  1  10 000000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 011111 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 5 |
|  | 0 000000  1 011111  1  1 100000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 100000  0 100000  10 000000 |  | D+d |
| 0 111110 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 6 |
| 0 111110 |  |  | Результат |

11 0000 00 0001 11 0001 – временная ПМР устранена

Знак частного: 1

Результат:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 1 | 1 | 1111 | 111110 |

Конец операции.

Полученный результат: -0.0000000000000001111102 = -0.0000295639

Точный результат: -0.000030039

Абсолютная погрешность: |-0.0000295639 + 0.000030039| = 0.0000004751

Относительная погрешность: 0.0000004751 / |-0.000030039| = 1.4%

Временное ПМР (неустранимое)

Делимое:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 1 | 1 | 0101 | 100000 |

Делитель:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 1011 | 111111 |

11 1011 11 0101 11 0000 – зафиксировать временную ПМР

В данном случае возникла ПМР, которая может быть исправлена путём прибавления к ней единицы, следовательно, операция деления должна быть продолжена. Деление мантисс представлено в таблице 2.

Таблица 2 – Деление мантисс операндов

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 🡨Частное(r) | 🡨Делимое(D) | Делитель(d) | Примечание |
| 0 000000 | 0 100000 | 0 111111 | Исх. данные |
| 0 000000 | 0 100000  1 000000  1 100000 | 0 111111 | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 100000  0 111111  10 011111 |  | D+d |
| 0 000000 | 0 111110 |  | Сдвиги, i = 1 |
|  | 0 111110  1 000000  1  1 111111  0 000000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000001 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 2 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 000010 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 3 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 000100 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 4 |

Продолжение таблицы 2

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 001000 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 5 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 010000 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 6 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 100000 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 7 |
| 0 100000 |  |  | Результат |

Временная ПМР переходит в истинную

Результат:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0000 | 000000 |

Конец операции.

Пример без исключительных ситуаций №1

Делимое:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 1 | 0 | 0101 | 100000 |

Делитель:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0101 | 111111 |

00 0101 11 1011 00 0000

Деление мантисс представлено в таблице 3.

Таблица 3 – Деление мантисс операндов

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 🡨Частное(r) | 🡨Делимое(D) | Делитель(d) | Примечание |
| 0 000000 | 0 100000 | 0 111111 | Исх. данные |
| 0 000000 | 0 100000  1 000000  1 100000 | 0 111111 | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 100000  0 111111  10 011111 |  | D+d |
| 0 000000 | 0 111110 |  | Сдвиги, i = 1 |
|  | 0 111110  1 000000  1  1 111111  0 000000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000001 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 2 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 000010 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 3 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 000100 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 4 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |

Продолжение таблицы 3

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 001000 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 5 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 010000 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 6 |
|  | 0 000000  1 000000  1 000000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 000000  0 111111  1 111111  0 000000 |  | D+d |
| 0 100000 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 7 |
| 0 100000 |  |  | Результат |

Знак частного: 1

Результат:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 1 | 0 | 0000 | 100000 |

Конец операции.

Полученный результат: -0.12 = -0.5

Точный результат: -0.505

Абсолютная погрешность: |-0.5 + 0.505| = 0.005

Относительная погрешность: 0.005 / |-0.5| = 1%

ПРС при увеличении порядка после нормализации

Делимое:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 1100 | 111111 |

Делитель:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 1 | 0011 | 100000 |

00 1100 00 0011 00 1111

Деление мантисс представлено в таблице 4.

Таблица 4 – Деление мантисс операндов

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 🡨Частное(r) | 🡨Делимое(D) | Делитель(d) | Примечание |
| 0 000000 | 0 111111 | 0 100000 | Исх. данные |
| 0 000000 | 0 111111  1 011111  10 011110 | 0 100000 | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000001 | 0 111100 |  | Сдвиги, i = 1 |
|  | 0 111100  1 011111  1  10 011100 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000011 | 0 111000 |  | Сдвиги, i = 2 |
|  | 0 111000  1 011111  1  10 011000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000111 | 0 110000 |  | Сдвиги, i = 3 |
|  | 0 110000  1 011111  1  10 010000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 001111 | 0 100000 |  | Сдвиги, i = 4 |
|  | 0 100000  1 011111  1  10 000000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 011111 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 5 |

Продолжение таблицы 4

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  | 0 000000  1 011111  1  1 100000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 100000  0 100000  1  10 000000 |  | D+d |
| 0 111110 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 6 |
| 0 111110 |  |  | Результат |

00 1111 00 0001 01 0000 – возникло ПРС

Конец операции.

Пример без исключительных ситуаций №2

Делимое:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0110 | 110100 |

Делитель:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0110 | 111000 |

00 0110 11 1010 00 0000

Деление мантисс представлено в таблице 5.

Таблица 5 – Деление мантисс операндов

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 🡨Частное(r) | 🡨Делимое(D) | Делитель(d) | Примечание |
| 0 000000 | 0 110100 | 0 111000 | Исх. данные |
| 0 000000 | 0 110100  1 000111  1 111011 | 0 111000 | D-d  D<0, r0 = 0 |

Продолжение таблицы 5

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  | 1 111011  0 111000  10 110011 |  | D+d |
| 0 000000 | 1 100110 |  | Сдвиги, i = 1 |
|  | 1 100110  1 000111  1  10 101110 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000001 | 1 011100 |  | Сдвиги, i = 2 |
|  | 1 011100  1 000111  1  10 100100 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000011 | 1 001000 |  | Сдвиги, i = 3 |
|  | 1 001000  1 000111  1  10 010000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000111 | 0 100000 |  | Сдвиги, i = 4 |
|  | 0 100000  1 000111  1  1 101000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 101000  0 111000  10 100000 |  | D+d |
| 0 001110 | 1 000000 |  | Сдвиги, i = 5 |
|  | 1 000000  1 000111  1  10 001000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 011110 | 0 010000 |  | Сдвиги, i = 6 |
|  | 0 010000  1 000111  1  1 011000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 011000  0 111000  10 010000 |  | D+d |
| 0 111101 | 0 100000 |  | Сдвиги, i = 7 |
| 0 111101 |  |  | Результат |

Знак частного: 0

Результат:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0000 | 111010 |

Конец операции.

Полученный результат: 0.1110102 = 0.90625

Точный результат: 0.92857

Абсолютная погрешность: |0.90625 - 0.92857| = 0.02232

Относительная погрешность: 0.02232 / |0.92857| = 2.4%

Пример без исключительных ситуаций №3

Делимое:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0010 | 111111 |

Делитель:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0011 | 100000 |

00 0010 11 1101 11 1111

Деление мантисс представлено в таблице 6.

Таблица 6 – Деление мантисс операндов

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 🡨Частное(r) | 🡨Делимое(D) | Делитель(d) | Примечание |
| 0 000000 | 0 111111 | 0 100000 | Исх. данные |
| 0 000000 | 0 111111  1 011111  10 011110 | 0 100000 | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000001 | 0 111100 |  | Сдвиги, i = 1 |
|  | 0 111100  1 011111  1  10 011100 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000011 | 0 111000 |  | Сдвиги, i = 2 |

Продолжение таблицы 6

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  | 0 111000  1 011111  1  10 011000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 000111 | 0 110000 |  | Сдвиги, i = 3 |
|  | 0 110000  1 011111  1  10 010000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 001111 | 0 100000 |  | Сдвиги, i = 4 |
|  | 0 100000  1 011111  1  10 000000 |  | D-d  D>0, r0 = 1 |
| 0 011111 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 5 |
|  | 0 000000  1 011111  1  1 100000 |  | D-d  D<0, r0 = 0 |
|  | 1 100000  0 100000  10 000000 |  | D+d |
| 0 111110 | 0 000000 |  | Сдвиги, i = 6 |
| 0 111101 |  |  | Результат |

11 1111 00 0001 00 0000

Знак частного: 0

Результат:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 0000 | 111110 |

Конец операции.

Полученный результат: 0.1111102 = 0.96875

Точный результат: 0.98437

Абсолютная погрешность: |0.96875 - 0.98437| = 0.01562

Относительная погрешность: 0.01562 / |0.98437| = 1.5%

В цикле деления мантисс возникающие единицы переноса не прибавляются к остатку, а запоминаются и прибавляются в следующем такте после сдвига, во время следующего вычитания делителя. Данный алгоритм позволяет выполнять сложение в обратном коде за один такт, что обеспечивает большее быстродействие, но влечёт увеличение погрешности.

Увеличение погрешности вычислений возникает из-за того что, после сдвига прибавление единицы фактически означает прибавление одной второй к остатку и служит причиной накопления погрешности. Следовательно, чем больше единиц переноса образуется в цикле деления, тем больше будет погрешность вычисления.

2.Разработка функциональной схемы операционного автомата и построение графов автоматов Мили и Мура

2.1. Состав операционного автомата

Операционный автомат должен содержать следующие элементы:

* 23-разрядный регистр RG1 для хранения делителя;
* 24-разрядный сдвиговый регистр RG2 для делимого (остатков);
* 23-разрядный сдвиговый регистр RG3 для частного;
* 24-разрядный сумматор SM1 для вычисления остатков;
* набор схем логического «И» и инверторов, схема «ИЛИ-НЕ»
* усилитель-формирователь для выдачи результата на выходную шину;
* набор схем сложения по модулю два для организации управляемой инверсии содержимого RG1, RG4, СТ1 а также для получения знака результата;
* D-триггер Т1 для хранения знака делимого;
* D-триггер Т2 для хранения единицы переноса остатка;
* D-триггер Т3 для хранения знака остатка;
* D-триггер Т4 для хранения единицы переноса порядка;
* D-триггер Т5 для хранения знака делителя;
* RS-триггер Т6 для фиксации ДНН;
* RS-триггер Т7 для фиксации ПРС;
* T-триггер Т8 для счета тактов цикла деления;
* 8-разрядный регистр RG4 для хранения порядка делителя;
* 8-разрядный счетчик CT1 для хранения и счёта порядка результата;
* 9-разрядный сумматор SM2 для вычисления порядка результата;

## 

2.2. Описание операционного автомата.

После поступления на входную шину делимого, его мантисса заносится в регистр RG1, порядок – в регистр RG4, а знак делимого – в D-триггер T1. В следующем такте мантисса и порядок делимого поступают, соответственно, через сумматоры SM1 и SM2 в регистр RG2 и счетчик CT1, тем самым предоставляя возможность записи делителя с входной шины в те же регистры RG1 и RG4.

При вычитании порядков используется модифицированный дополнительный код. Выбор такого кода обусловлен удобством отслеживания ПРС и ПМР в порядках. При вычитании из делимого или очередного остатка делителя используется обратный код.

Сигналом окончания цикла деления служит появление единицы в 22 разряде регистра частного. При этом результат автоматически получается нормализован. Порядок результата переводится в прямой код.

Для выполнения операции деления из управляющего автомата будут поданы управляющие сигналы и получены осведомительные.

Функциональная схема операционного автомата представлена на рисунке 1.

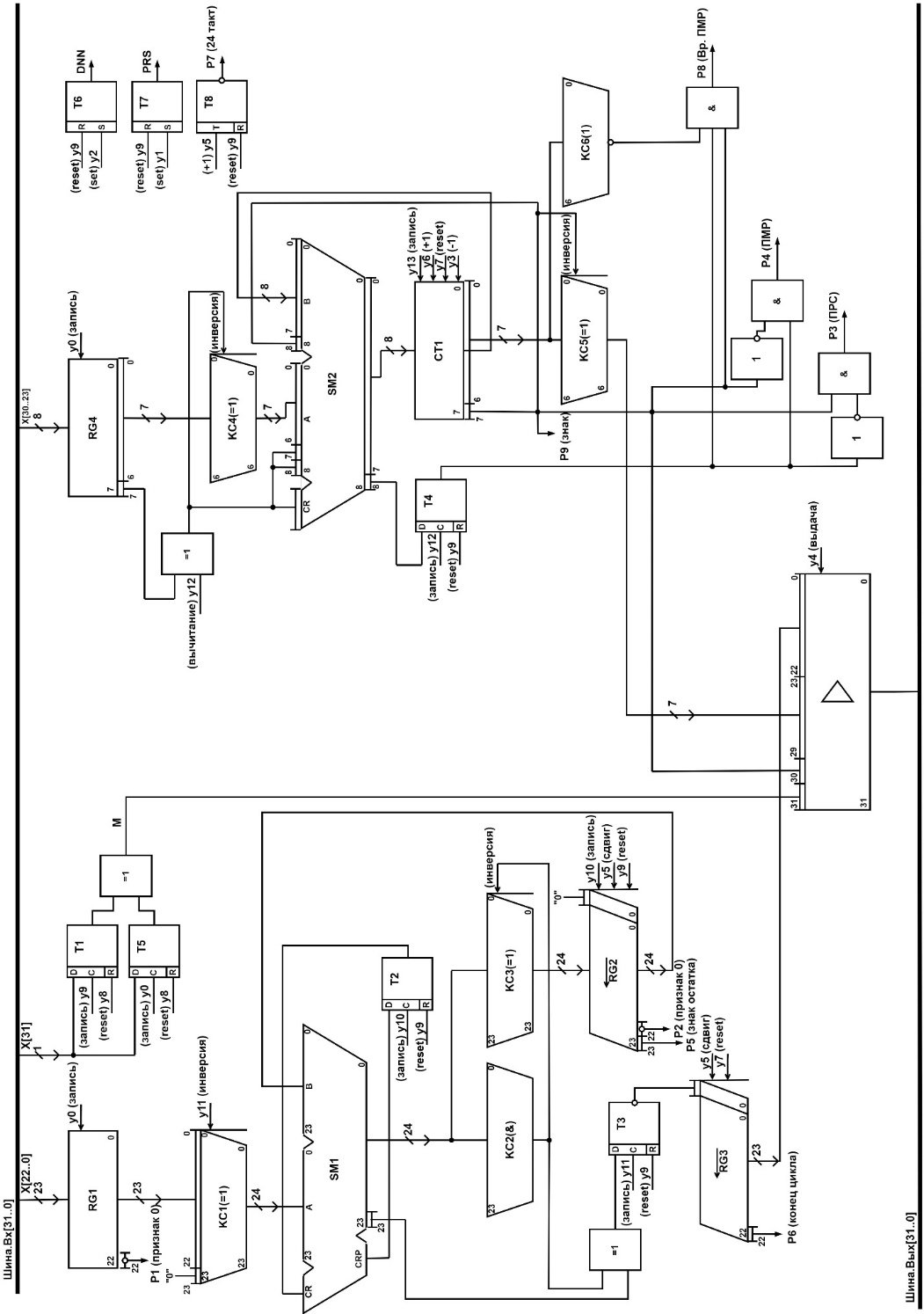


Рисунок 1 – Функциональная схема операционного автомата

2.3 Управляющие и осведомительные сигналы

Для взаимодействия, операционного и управляющего автоматов введены наборы управляющих и осведомительных сигналов

* y0 – запись в RG1, Т5, RG4;
* y1 – установка в единицу триггера Т7 (ДНН);
* y2 – установка в единицу триггера T6 (ПРС);
* у3 – декремент CT1;
* у4 – выдача результата;
* y5 – сдвиг RG2, RG3;
* y6 – инкремент CT1;
* y7 – установка в ноль RG3, CT1;
* y8 – установка в ноль T1, T5;
* y9 – запись в Т1, установка в ноль Т2, T4, T6, T7, T8, RG2;
* y10 – запись в RG2, Т2;
* y11 – управление схемой КС1, запись в Т3;
* y12 – управление схемой сложения по модулю 2, запись в Т4
* y13 – запись в СТ1.

Из ОА в УА необходимо передавать осведомительные сигналы о состоянии ОА, которые определяются следующими логическими условиями:

* X – проверка наличия операнда на входной шине;
* р1 – делитель равен нулю;
* p2 – делимое равно нулю;
* p3 – признак ПРС;
* p4 – признак ПМР;
* p5 – проверка на восстановление остатка;
* p6 – проверка на конец цикла деления;
* p7 – отслеживание 24-го такта деления;
* p8 – признак временного ПМР;
* Z – проверка возможности выдачи результата на выходную шину.

Таким образом, управляющий микропрограммный автомат должен вырабатывать 13 управляющих сигналов в нужные такты машинного времени в соответствии с алгоритмом деления двоичных чисел с ПЗ с порядками первым способом с восстановлением остатков, ориентируясь на 10 осведомительных сигналов.

2.4. Разработка содержательной граф-схемы алгоритма

Выполнение алгоритма начинается с получения данных через входную шину. Мантисса делимого записывается в регистр RG1, порядок в RG4, а знаковый разряд в триггер Т1. Затем мантисса операнда записывается в RG2, а порядок в счетчик СТ1. Затем происходит получение делителя. Мантисса записывается в регистр RG1, порядок в RG4, а знаковый разряд в триггер Т5. Далее происходит проверка делителя на ноль. Если операнд нулевой тогда триггер T6 устанавливается в единичное состояние и деление прекращается. Если делимое равно нулю, регистры, хранящие результат, обнуляются и происходит выдача нулевого результата. Иначе алгоритм продолжается дальше.

Далее производится вычитание порядков и фиксируется ПРС или истинная ПМР, если они возникли. После происходит цикл деления - последовательное вычитание из остатка делителя, выполнение восстановления, если оно необходимо, и сдвиги - с счетом триггера T7. Далее смотрим на единицу в 22 разряде частного, если «0», то продолжение цикла деления, в обратном случае выход их цикла. Проверяем количество тактов. Если 24, то проверяем наличие временного ПМР, если 23, то прибавляем единицу к порядку и проверяем на ПРС. Если произошло ПРС, триггер T7 устанавливается в единицу и работа автомата прекращается. Если произошло ПМР, регистры, хранящие результат, обнуляются и происходит выдача нулевого результата.

После завершения алгоритма деления и проверок на ПРС и ПМР происходит выдача, с предварительной проверкой ее возможности, результата на выходную шину. На этом работа автомата завершается.

Содержательная граф-схема алгоритма представлена на рисунке 2.

# 

Рисунок 2 – Содержательная граф-схема алгоритма

2.5. Разработка отмеченной граф-схемы алгоритма

Для разметки ГСА каждой совокупности микроопераций, находящихся в операторных вершинах, ставятся в соответствие управляющие сигналы [Y0…Y12]. Эти сигналы являются выходными сигналами управлящего автомоата и обеспечивают выполнение требуемых действий в соответствии со списком микроопераций операционного автомата.

Совокупности микроопераций для каждой операторной вершины образуют микрокоманды, список которых представлен в таблице 7.

Таблица 7 – Совокупность микроопераций и соответствующие им микрокоманды

|  |  |
| --- | --- |
| Соответствие совокупности микроопераций и микрокоманд | |
| Микрокоманда | Совокупность МО |
| Y0 | y0, y7, y9 |
| Y1 | y10,y13 |
| Y2 | y0 |
| Y3 | y12, y13 |
| Y4 | y10, y11 |
| Y5 | y10 |
| Y6 | y5 |
| Y7 | y6 |
| Y8 | y3 |
| Y9 | y4 |
| Y10 | y2 |
| Y11 | y7, y8 |
| Y12 | y1 |

Каждой условной вершине содержательной граф - схемы алгоритма ставится в соответствие один из входных сигналов управляющего автомата Х0…Х10, список которых представлен в таблице 8

Таблица 8 – Список входных сигналов для управляющего автомата

|  |  |
| --- | --- |
| Соответствие логических условий и входных сигналов | |
| Входной сигнал | Логическое условие |
| X0 | X |
| X1 | P1 |
| X2 | P2 |
| X3 | P3 |
| X4 | P4 |
| X5 | P5 |
| X6 | P6 |
| X7 | P7 |
| X8 | P8 |
| X9 | P9 |
| X10 | Z |

]

На рисунке 3 представлена отмеченная граф - схема алгоритма. Для модели Мили состояния обозначены символами а0..а9, для модели Мура символами b0..b15.

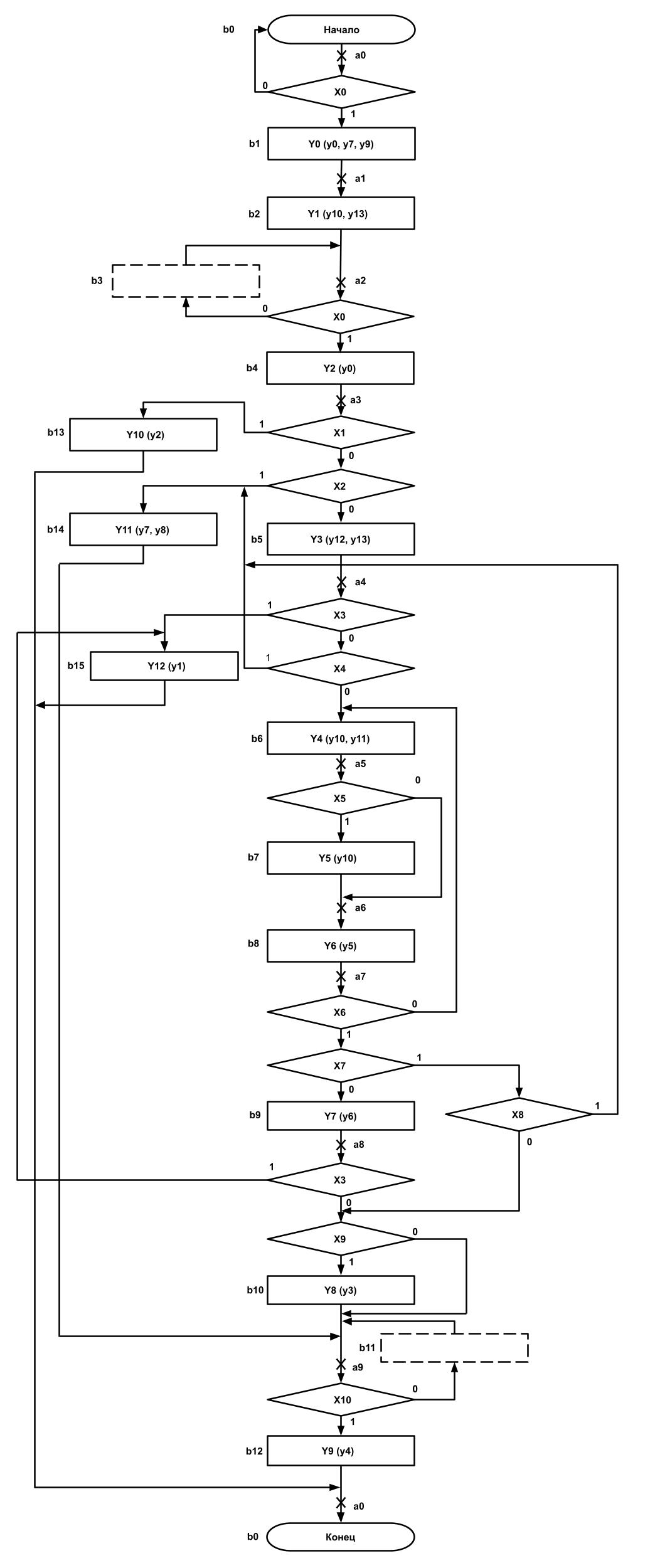


Рисунок 3 – Отмеченная граф-схема алгоритма

2.6. Построение графа автомата модели Мили

На основе отмеченной граф схемы алгоритма построен граф автомата Мили. Он имеет 10 вершин, соответствующих состояниям автомата, дуги его отмечены входными сигналами, действующими на каждом переходе, и набором выходных сигналов, вырабатываемых управляющим автоматом на данном переходе. Граф автомата Мили представлен на рисунке 4.

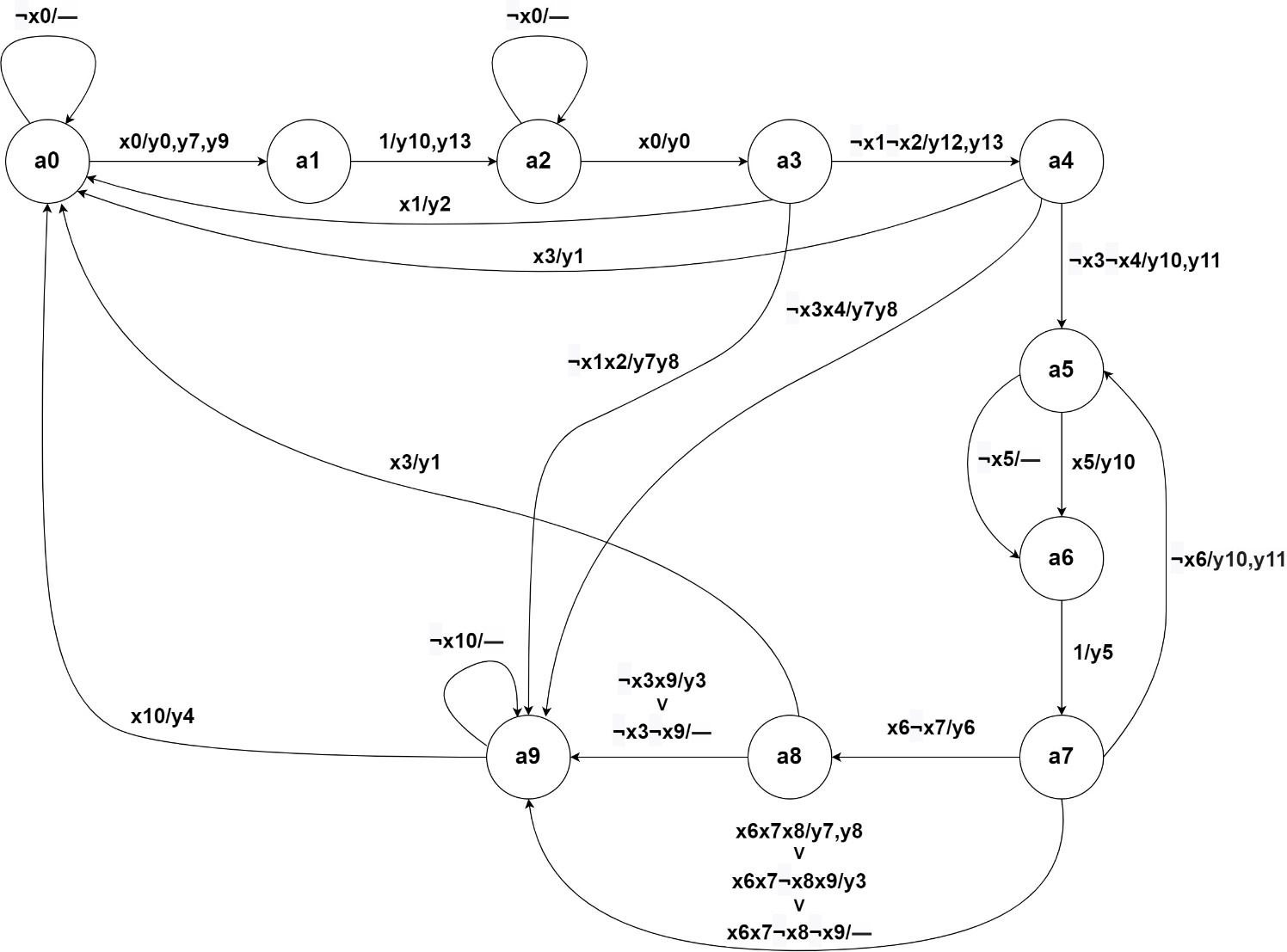


Рисунок 4 – Граф автомата модели Мили

2.7. Построение графа автомата модели Мура

На основе отмеченной граф схемы алгоритма построен граф автомата Мура. Граф автомата Мура имеет 15 вершин, соответствующих состояниям автомата, каждое из которых определяет наборы выходных сигналов управляющего автомата, а дуги графа отмечены входными сигналами, действующими на данном переходе. Граф автомата Мура представлен на рисунке 6.

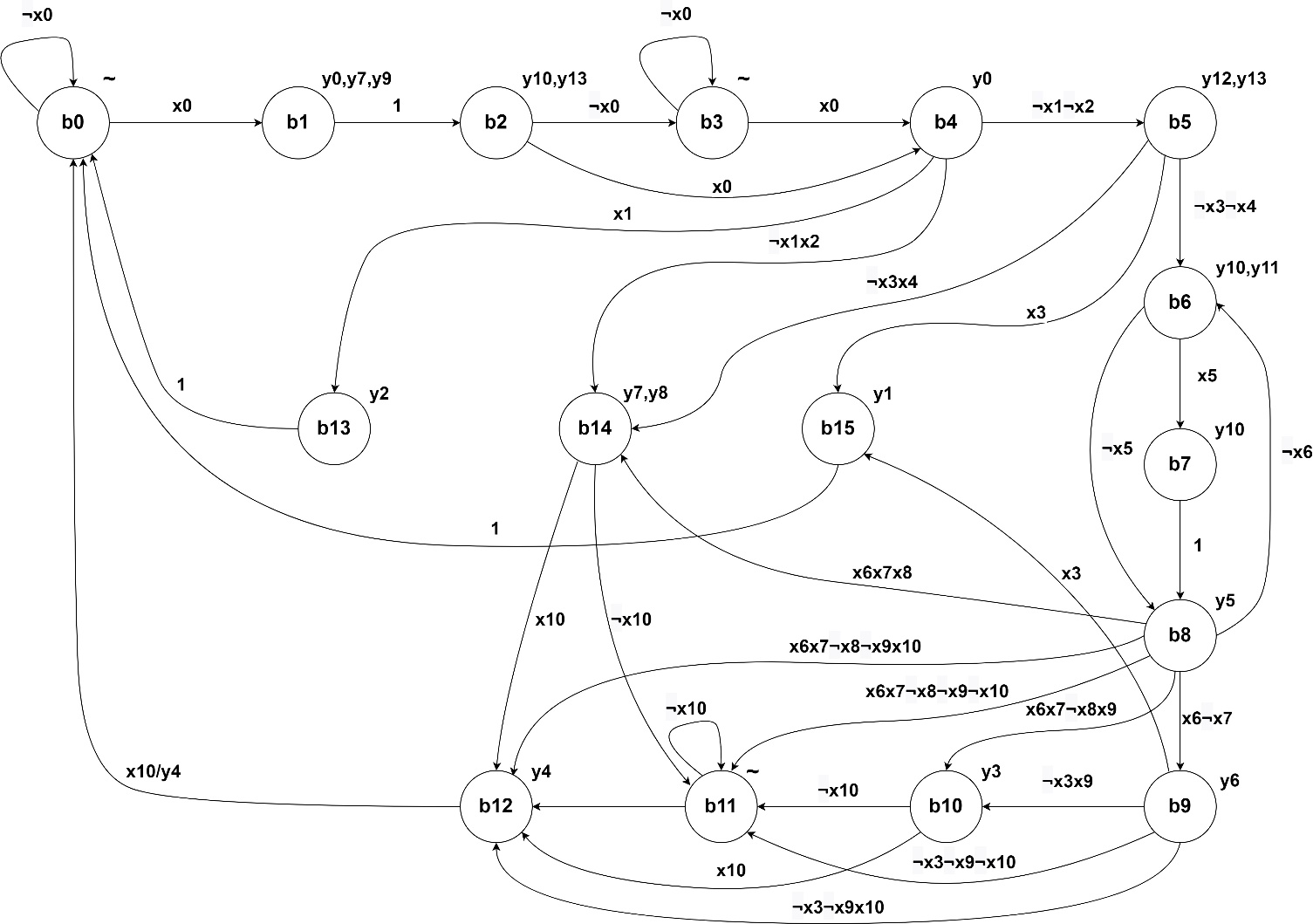


Рисунок 6 – Граф автомата модели Мура

# 

3. Обоснование и выбор функциональной схемы управляющего автомата

3.1. Синтез автомата для модели Мили на D-триггерах

В графе автомата Мили, который изображен на рисунке 4, обнаружен «пустой» переход. Он снижает быстродействие автомата на 28%. Для повышения быстродействия пустой переход устранён. Граф автомата модели Мили с устаненным «пустым» переходом изображен на рисунке 5.

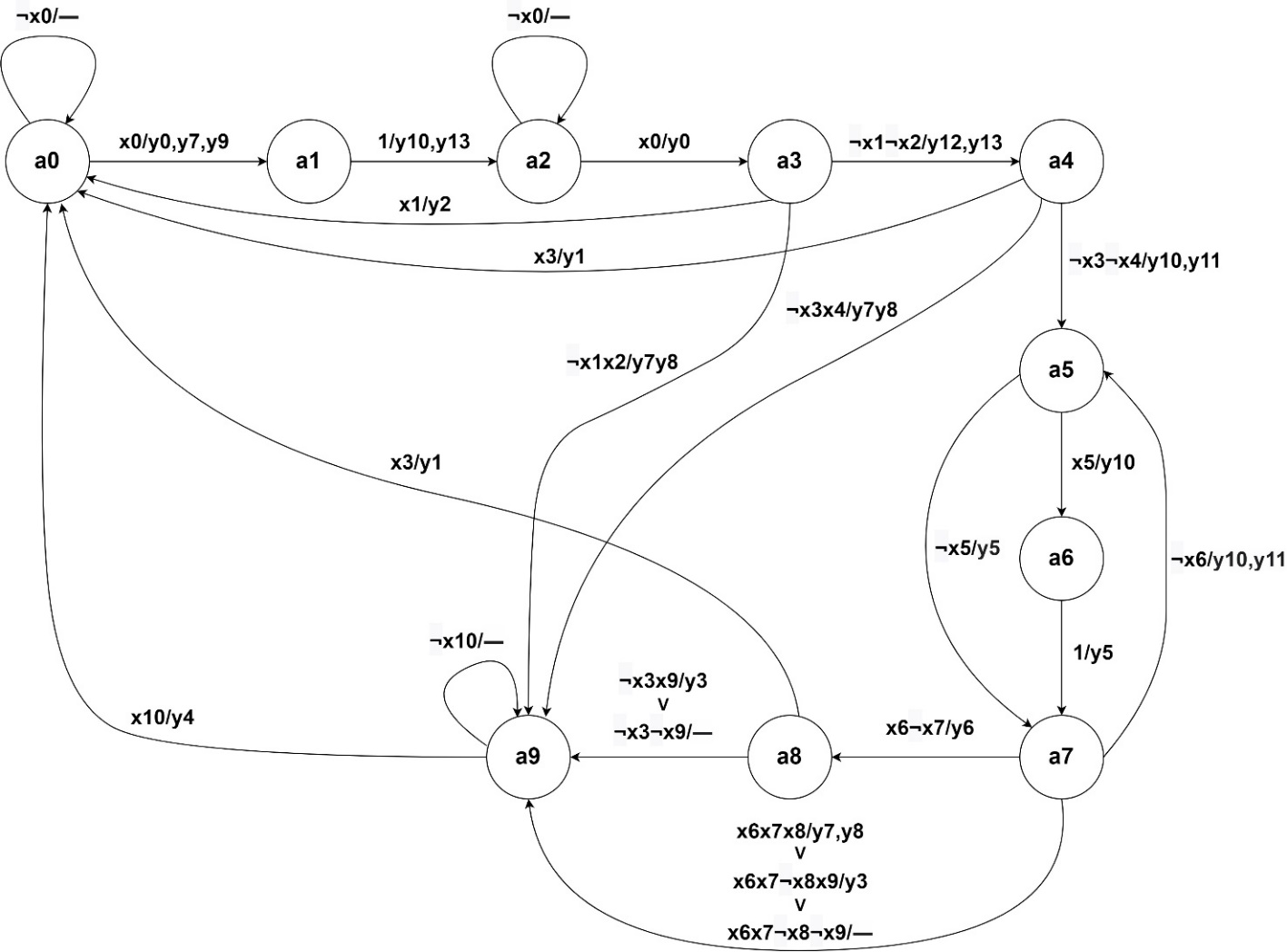


Рисунок 5 – Граф автомата модели Мили без пустых переходов

Для кодирования 10 состояний автомата по модели Мили, минимально необходимо четыре элемента памяти.

С учетом особенностей работы D-триггера для кодирования состояний применяется эвристический метод. Он состоит в следующем:

1) Каждому состоянию ai ставится в соответствие целое число Ni, равное числу переходов в данное состояние;

2) Числа Ni сортируются в порядке убывания;

3) Состоянию, соответствующему первому Ni после сортировки, то есть наибольшему из Ni, присваивается код, состоящий только из нулей;

4) Следующему состоянию в порядке убывания Ni присваивается незанятый код, содержащий наименьшее количество единиц. Данный пункт повторяется до тех пор, пока все состояния не будут закодированы. Кодирования состояний представлены в таблице 9.

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| a0 | a1 | a2 | a3 | a4 | a5 | a6 | a7 | a8 | a9 |
| a0, a3, a4,  a8, a9 | a0 | a1, a2 | a2 | a3 | a4, a7 | a5 | a5, a6 | a7 | a3, a4, a7, a7, a7, a8, a8, a9 |
| 0001 | 0011 | 0010 | 0101 | 1001 | 0100 | 1010 | 1000 | 1100 | 0000 |
| 6 | 1 | 2 | 1 | 1 | 2 | 1 | 2 | 1 | 8 |

Таблица 9 – Обратная таблица переходов автомата Мили на D-триггерах

Для получения логических выражений для функций возбуждения D-триггеров составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили и формируются логические выражения для функций возбуждения. Структурная таблица переходов и выходов для автомата Мили представлена на таблице 10.

Таблица 10 – Таблица переходов и выходов автомата Мили на D-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код | Состояние перехода | Код | Входной сигнал | Выходные сигналы | Функции возбуждения |
| a0 | 0001 | a0 | 0001 |  | - | - |
|  | | a1 | 0011 | x0 | у0,y7,y9 | D1D0 |
| a1 | 0011 | a2 | 0010 | - | y10,y13 | D1 |
| a2 | 0010 | a2 | 0010 |  | - | D1 |
|  | | a3 | 0101 | x0 | y0 | D2 |
| a3 | 0101 | a0 | 0001 | x1 | y2 | D0 |
|  | | a4 | 1001 |  | y12, y13 | D3D0 |
|  | | a9 | 0000 | х2 | y7, y8 | - |
| a4 | 1001 | a0 | 0001 | x3 | y1 | D0 |
|  |  | a5 | 0100 |  | y10, y11 | D2 |
|  | | a9 | 0000 | х4 | y7, y8 | - |
| a5 | 0100 | a6 | 1010 | x5 | y10 | D3D2 |
|  | | a7 | 1000 |  | y5 | D3 |
| a6 | 1010 | a7 | 1000 | - | y5 | D3 |
| a7 | 1000 | a5 | 0100 |  | y10, y11 | D2 |
|  | | a8 | 1100 | х6 | y6 | D3D2 |
| a9 | 0000 | x6x7x8 | y7, y8 | - |
| a9 | 0000 | х6х7х9 | y3 | - |
| a9 | 0000 | х6х7 | - | - |
| a8 | 1100 | a0 | 0001 | x3 | y1 | D0 |
|  | | a9 | 0000 | х9 | y3 | - |
| a9 | 0000 |  | - | - |
| a9 | 0000 | a0 | 0001 | x10 | y4 | D0 |
|  | | a9 | 0000 |  | - | - |

Логические выражения для каждой функции возбуждения D-триггера получаются по таблице как конъюнкции соответствующих исходных состояний и входных сигналов, которые объединены знаками дизъюнкции для всех строк, содержащих данную функцию возбуждения.

D0 = a0x0 v a3x1 v a3 v a4x3 v a8x3 v a9x10

D1 = a0x0 v a1 v a2

D2 = a2x0 v a4 v a5x5 v a7 v a7x6

D3 = a3 v a5x5 v a5 v a6 v a7x6= a3 v a5 v a6 v a7x6

Аналогичные выражения составляются для функций выходов:

y0 = a0x0 v a2x0

y1 = a4x3 v a8x3

y2 = a3x1

y3 = a7x6x7x9 v a8x9

y4 = a9x19

y5 = a5 v a6

y6 = a7x6

y7 = a0x0 v a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y8 = a3 x2 v a4 x4 v a7x6x7x8

y9 = a0x0

y10 = a4 v a5x5 v a7¬x6 v a1

y11 = a4 v a7

y12 = a3

y13 = a1 v a3

Общие части:

q0 = a0x0 (2) q5 = a4 (3) q10 = a7x6x7x8 (4)

q1 = a3x1 (2) q6 = a4x4 (3) q11 = a8x3 (2)

q2 = a3 (3) q7 = a5x5 (2) q12 = a9x10 (2)

q3 = a3x2 (3) q8 = a7 (2) q13 = a2x0 (2)

q4 = a4x3 (2) q9 = a7x6 (3)

После выделения общих частей в логических выражениях получаются логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата.

D0 = q0 v q1 v q2 v q4 v q11 v q12 (6)

D1 = q0 v a1 v a2 (5)

D2 = q5 v q7 v q8 v q9 v q13 (5)

D3 = q2 v a5 v a6 v q9 (4)

y0 = q0 v q13 (2)

y1 = q4 v q11 (2)

y2 = q1 (0)

y3 = a7x6x7 х9 v a8x9 (10)

y4 = q12 (0)

y5 = a5 v a6 (4)

y6 = q9 (0)

y7 = q0 v q3 v q6 v q10 (4)

y8 = q3 v q6 v q10 (3)

y9 = q0 (0)

y10 = q5 v q7 v q8 v a1 (4)

y11 = q5 v q8 (2)

y12 = q2 (0)

y13 = a1 v q2 (2)

Инверторы: , , , , , , , , (9)

Схема формирования начальной установки на D-триггерах представлена на рисунке 7.

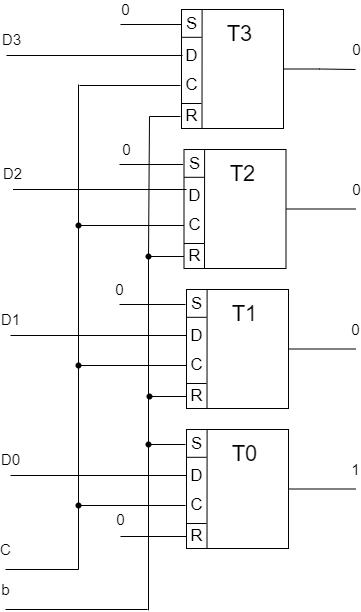


Рисунок 7 – Схема формирования начальной установки на D-триггерах

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мили при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен на рисунке 5, с использованием в качестве элемента памяти D-триггера:

C = КС + ИНВ + ЭП + НУ + ДШ = 88 + 9 + 16 + 0 + 4 = 117

3.2. Синтез автомата для модели Мили на RS-триггерах

Для кодирования 10 состояний автомата Мили на RS-триггерах так же потребуется 4 триггера.

При кодировании следует применить метод соседнего кодирования для минимизации числа переключений триггеров при переходе из одного состояния в другое. Данный граф не получится полностью закодировать по принципу соседнего кодирования, так как в нем присутствуют циклы с нечетным числом вершин. Следовательно, для минимизации числа переключений триггеров при переходе из одного состояния в другое необходимо применить эвристический метод кодирования.

Данный метод минимизирует суммарное число переключений элементов памяти на всех переходах автомата. Уменьшение числа переключений триггеров приводит к уменьшению количества единиц соответствующих функций возбуждения, что однозначно приводит к упрощению комбинационной схемы автомата.

Кодирование состояний автомата эвристическим методом кодирования:

1) Построение матрицы М, состоящей из всех пар переходов, где переключение триггеров в данном переходе отлично от 0 (числа в матрице соответствуют номеру состояния). Для каждой пары в матрице указываем ее вес, то есть общее количество использований в графе:

2) Упорядочивание строки матрицы M, для чего следующим образом строится матрица 𝑀сорт. В первую строку матрицы помещается пара с наибольшим весом. Из всех пар, имеющих общий компонент с парой, помещенной в матрицу 𝑀сорт выбирается пара с наибольшим весом и заносится в следующую строку матрицы (в случае равенства весов пар вычисляются суммы весов компонентов пар, то есть количество появления элемента в матрице M , на основании которых определяется следующая пара, которая будет занесена в таблицу), из всех пар, имеющих общий компонент с парами, помещенными в матрицу 𝑀сорт выбирается пара с наибольшим весом и заносится в следующую строку матрицы и т.д. Формирование матрицы 𝑀сорт заканчивается, когда все элементы матрицы М размещены в матрице 𝑀сорт.

3) Кодирование состояний первой строки 𝑀сорт. Вычеркивание из матрицы 𝑀сорт первой строки, соответствующую закодированным состояниям. Получаем матрицу MI. Выберем из первой строки матрицы MI незакодированный элемент, обозначив за элемент γ, построим для него матрицу 𝑀γ, выбрав из матрицы MI строки, содержащие аγ. Найдем множество 𝐷­1γ, где элементами множества являются коды, соседние для уже закодированных состояний, которые присутствуют в 𝑀γ . Для каждого кода из 𝐷­1γ определим суммарное количество переключений триггера при кодировании состояния γ данным кодом. Код, который потребует минимальное число переключений назначается состоянию γ.

4) Кодирование выполняется, пока не все состояния имеют соответствующий им код.

M = Mсорт = MI =

a7 = 0000

a9 = 0001

= 0

M0 =

B0 = =

=

=

W1001 = 2 = 1

W0101 = 2 = 1

W0011 = 2 = 1

a0 = 1001

MII =

= 3

M3 =

B3 = =

=

=

=

W1101 = 2 + 2 = 1 + 2 = 3

W1011 = 2 + 2 = 1 + 2 = 3

W1000 = 2 + 2 = 1 + 2 = 3

W0101= 2 + 2 = 2 + 1 = 3

W0011= 2 + 2 = 2 + 1 = 3

a3 = 1101

MIII =

= 4

M4 =

B4 = =

=

=

=

=

W1011 = 2 + 2 + 2 = 2 + 1 + 2 = 5

W1000 = 2 + 2 + 2 = 2 + 1 + 2 = 5

W0101 = 2 + 2 + 2 = 1 + 2 + 1 = 4

W1111 = 2 + 2 + 2 = 3 + 2 + 1 = 6

W1100 = 2 + 2 + 2 = 3 + 2 + 1 = 6

W0011 = 2 + 2 + 2 = 1 + 2 + 3 = 6

a4 = 0101

MIV =

= 5

M5 =

B5 = =

=

=

=

W0111 = 2 + 2 + 2 = 3 + 3 + 1 = 7

W0100 = 2 + 2 + 2 = 1 + 1 + 1 = 3

W0010 = 2 + 2 + 2 = 1 + 1 + 3 = 5

W1000 = 2 + 2 + 2 = 1 + 1 + 3 = 5

a5 = 0100

MV =

= 8

M8 =

B8 = =

=

=

=

=

W1011 = 2 + 2 + 2 + 2 = 3 + 2 + 2 + 1 = 8

W1000 = 2 + 2 + 2 + 2 = 1 + 2 + 2 + 1 = 6

W0010 = 2 + 2 + 2 +2  = 1 + 2 + 2 + 3 = 8

W0011 = 2 + 2 + 2 + 2 = 2 + 1 + 1 + 2 = 6

a8 = 0011

MVI =

= 6

M8 =

B 6= =

=

=

=

W1100 = 2 + 2 = 1 + 2 = 3

W0110 = 2 + 2 = 1 + 2 = 3

W0010 = 2 + 2 = 2 + 1 = 3

W1000 = 2 + 2 = 2 + 1 = 3

a6 = 1100

MVII =

= 1

M1 =

B 1= =

=

=

W1011 = 2 = 1

W1009 = 2 = 1

a1 = 1011

MVIII =

= 2

M2 =

B 2= =

=

=

=

W1111 = 2 + 2= 1 + 1 = 2

W1010 = 2 + 2= 3 + 1 = 4

a2 = 1111

MIX =

Кодирование каждого состояния для модели Мили на RS-триггерах представлено в таблице 11

Таблица 11 - Кодирование состояний для модели Мили на RS-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| a0 | a1 | a2 | a3 | a4 | a5 | a6 | a7 | a8 | а9 |
| 1001 | 1011 | 1111 | 1101 | 0101 | 0100 | 1100 | 0000 | 0011 | 0001 |

Для определения эффективности кодирования применяется коэффициент 𝑘, который является отношением минимального количества переключений (если бы состояния были закодированы соседним кодированием) к общему количеству переключений триггеров, где состояния закодированы с помощью эвристического метода кодирования: Эффективность кодирования: 𝑘 = 22/17 = 1.28 – кодирование успешно.

Далее составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили и формируются логические выражения для функций возбуждения.

Прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили представлена в таблице 12.

Таблица 12 - таблица переходов и выходов автомата Мили на RS-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код | Состояние перехода | Код | Входной сигнал | Выходные сигналы | Функции возбуждения |
| a0 | 1001 | a0 | 1001 |  | - | - |
|  | | a1 | 1011 | x0 | у0,y7,y9 | S1 |
| a1 | 1011 | a2 | 1111 | - | y10,y13 | S2 |
| a2 | 1111 | a2 | 1111 |  | - | - |
|  | | a3 | 1101 | x0 | y0 | R1 |
| a3 | 1101 | a0 | 1001 | x1 | y2 | R2 |
|  | | a4 | 0101 |  | y12, y13 | R3 |
|  | | a9 | 0001 | x2 | y7, y8 | R3, R2 |
| a4 | 0101 | a0 | 1001 | x3 | y1 | S3, R2 |
|  |  | a5 | 0100 |  | y10, y11 | R0 |
|  | | a9 | 0001 | x4 | y7, y8 | R2 |
| a5 | 0100 | a6 | 1100 | x5 | y10 | S3 |
|  | | a7 | 0000 |  | y5 | R2 |
| a6 | 1100 | a7 | 0000 | - | y5 | R3, R2 |
| a7 | 0000 | a5 | 0100 |  | y10, y11 | S2 |
|  | | a8 | 0011 |  | y5 | S1, S0 |
| a9 | 0001 | x6x7x8 | y7, y8 | S0 |
| a9 | 0001 | x6x7х9 | y3 | S0 |
| a9 | 0001 | x6x7 | - | S0 |
| a8 | 0011 | a0 | 1001 | x3 | y1 | S3, R1 |
|  | | a9 | 0001 | х9 | y3 | R1 |
| a9 | 0001 |  | - | R1 |
| a9 | 0001 | a0 | 1001 | x10 | y4 | S3 |
|  | | a9 | 0001 |  | - | - |
|  |  |  |  |  |  |  |

Логические выражения для каждой функции возбуждения RS-триггеров получаются по таблице как конъюнкции соответствующих исходных состояний и входных сигналов, которые объединены знаками дизъюнкции для всех строк, содержащих данную функцию возбуждения.

S0 = a7x6 v a7x6x7x8 v a7x6x7x8x9 v a7x6x7 = a7x6

S1 = a0x0 v a7x6

S2 = a1 v a7

S3 = a4x3 v a5x5 v a8x3 v a9x10

R0 = a4

R1 = a2x0 v a8x3 v a8x9 v a8 = a2x0 v a8

R2 = a3x2 v a3x1 v a4x3 v a4x4 v a5 v a6

R3 = a3 v a3x2 v a6 = a3 v a6

Функции выходов:

y0 = a0x0 v a2x0

y1 = a4x3 v a8x3

y2 = a3x1

y3 = a7x6x7x9 v a8x9

y4 = a9x10

y5 = a5 v a6

y6 = a7x6

y7 = a0x0 v a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y8 = a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y9 = a0x0

y10 = a1 v a4 v a5x5 v x7

y11 = a4 v a7

y12 = a3

y13 = a3 v a1

Общие части:

q0 = a0x0 (2) q5 = a3 (3) q10 = a5 (2) q15 = a9x10 (2)

q1 = a2x0 (2) q6 = a4x3 (2) q11 = a7 (2)

q2 = a3x1 (2) q7 = a4(3) q12 = a7x6 (3)

q3 = a3x2 (3) q8 = a4x4 (3) q13 = a7x6x7x8 (4)

q4 = a3x1 (2) q9 = a5x5 (2) q14 = a8x3 (2)

После выделения общих частей в логических выражениях получаются логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата.

S0 = a7x6 (2)

S1 = q0 v q12 (2)

S2 = a1 v q11 (2)

S3 = q6 v q9 v q14 v q15 (4)

RO = q7 (0)

R1 = q1 v a8 (2)

R2 = q3 v q4 v q6 v q8 v q10 v a6 (6)

R3 = a3 v a6 (4)

y0= q0 v q1 (2)

y1 = q6 v q14 (2)

y2 = q4 (0)

y3 = a7x6x7x9 v a8x9 (10)

y4 = q15 (0)

y5 = q10 v a6 (2)

y6 = q12 (0)

y7 = q0 v q3 v q8 v q13 (4)

y8 = q3 v q8 v q13 (3)

y9 = q0 (0)

y10 =a1 v q7 v q9 v q11 (4)

y11 = q7 v q11 (2)

y12 = q5 (0)

y13 = q5 v a1 (2)

Инверторы: , , , , ,, , (8)

Схема формирования начальной установки на RS-триггерах представлена на рисунке 8.

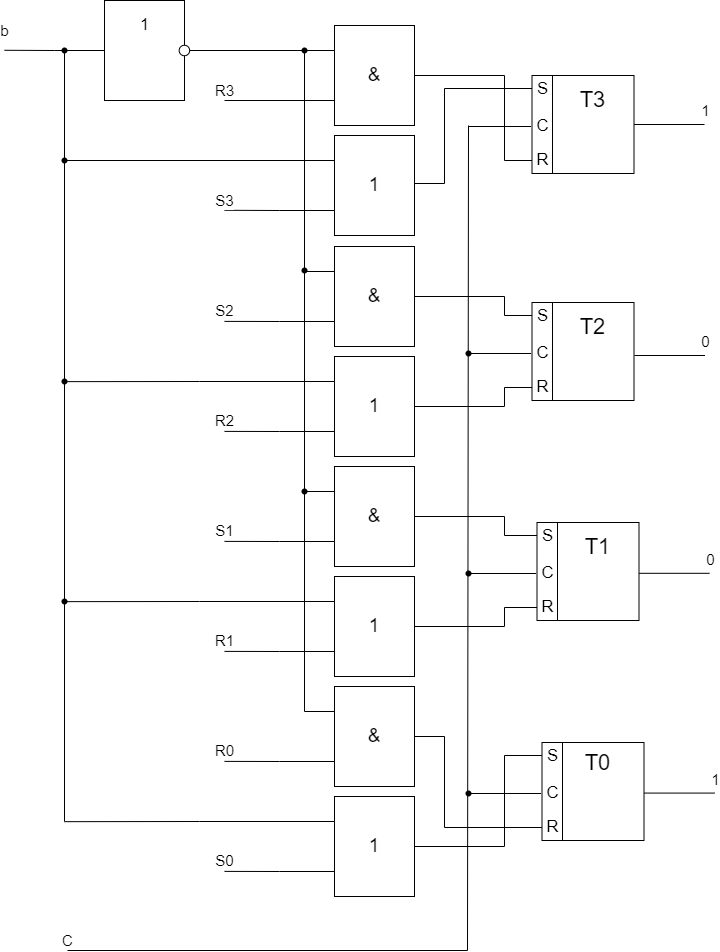


Рисунок 8 – Схема формирования начальной установки на RS-триггерах

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мили при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен на рисунке 5, с использованием в качестве элемента памяти RS-триггера:

С = КС + ИНВ + ЭП + НУ + ДШ = 90 + 8 + 12 + 17 + 4 = 131

3.3. Кодирование состояния для модели Мили на сдвиговом регистре.

Для кодирования 10 состояний автомата по модели Мили, потребуется 10 разрядный реверсивный сдвиговый регистр. Воспользуемся методом унарного кодирования. Кодирование состояний представлено в таблице 13.

Таблица 13 – Кодирование состояния для модели Мили на сдвиговом регистре

|  |  |
| --- | --- |
| a0 | 0000000001 |
| a1 | 0000000010 |
| a2 | 0000000100 |
| a3 | 0000001000 |
| a4 | 0000010000 |
| a5 | 0000100000 |
| a6 | 0001000000 |
| a7 | 0010000000 |
| a8 | 0100000000 |
| a9 | 1000000000 |

Для получения логических выражений для функций составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили и формируются логические выражения для функций возбуждения. Структурная таблица переходов и выходов для автомата Мили представлена на таблице 14.

Таблица 14 – Таблица переходов и выходов автомата Мили

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код | Состояние перехода | Код | Входной сигнал | Выходные сигналы | Функции возбуждения |
| a0 | 0000000001 | a0 | 0000000001 |  | - | - |
|  | | a1 | 0000000010 | x0 | у0,y7,y9 | L |
| a1 | 0000000010 | a2 | 0000000100 | - | y10,y13 | L |
| a2 | 0000000100 | a2 | 0000000100 |  | - | - |
|  | | a3 | 0000001000 | x0 | y0 | L |
| a3 | 0000001000 | a0 | 0000000001 | x1 | y2 | D0, EWR |
|  | | a4 | 0000010000 |  | y12, y13 | L |
|  | | a9 | 1000000000 | x2 | y7, y8 | D9, EWR |
| a4 | 0000010000 | a0 | 0000000001 | x3 | y1 | D0, EWR |
|  |  | a5 | 0000100000 |  | y10, y11 | L |
|  | | a9 | 1000000000 | x4 | y7, y8 | D9, EWR |
| a5 | 0000100000 | a6 | 0001000000 | x5 | y10 | L |
|  | | a6 | 0001000000 |  | - | L |
| a6 | 0001000000 | a7 | 0010000000 | - | y5 | L |
| a7 | 0010000000 | a5 | 0000100000 |  | y10, y11 | D5, EWR |
|  | | a8 | 0100000000 |  | y6 | L |
| a9 | 1000000000 | x6x7x8 | y7, y8 | D9, EWR |
| a9 | 1000000000 | x6x7х9 | y3 | D9, EWR |
| a9 | 1000000000 | x6x7 | - | D9, EWR |
| a8 | 0100000000 | a0 | 0000000001 | x3 | y1 | D0, EWR |
|  | | a9 | 1000000000 | х9 | y3 | L |
| a9 | 1000000000 |  | - | L |
| a9 | 1000000000 | a0 | 0000000001 | x10 | y4 | D0, EWR |
|  | | a9 | 1000000000 |  | - | - |

Логические выражения для каждой функции возбуждения получаются по таблице как конъюнкции соответствующих исходных состояний и входных сигналов, которые объединены знаками дизъюнкции для всех строк, содержащих данную функцию возбуждения.

L = a0x0 v a1 v a2x0 v a3 v a4 v a5 v a6 v a7x6 v a8

D0 = a3x1 v a4x3 v a8x3 v a9x10

D5 = a7

D9 = a3x2 v a4x4 v a7x6x7

EWR = a3x1 v a3 v a4x3 v a4 v a7 v a7x6x7 v a8x3 v a9x10

Аналогичные выражения составляются для функций выходов:

y0 = a0x0 v a2x0

y1 = a4x3 v a8x3

y2 = a3x1

y3 = a7x6x7x9 v a8x9

y4 = a9x10

y5 = a6

y6 = a7x6

y7 = a0x0 v a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y8 = a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y9 = a0x0

y10 = a1 v a4 v a5x5 v x7

y11 = a4 v a7

y12 = a3

y13 = a1 v a3

Общие части:

q0 = a0x0 (2) q5 = a4x3 (2) q10 = a7x6x7 (3)

q1 = a2x0 (2) q6 = a4 (3) q11 = a8x3 (2)

q2 = a3x1 (2) q7 = a4x4 (3) q12 = a9x10 (2)

q3 = a3 (3) q8 = a7 (2) q13 = a7x6x7x8 (4)

q4 = a3x2(3) q9 = a7x6 (3)

После выделения общих частей в логических выражениях получаются логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата.

L = q0v vq1 v q2 v q6 v a5 v a6 v q9 v a8 (10)

D0 = q2 v q5 v q11 v q12 (4)

D5 = q8 (0)

D9 = q4 v q7 v q10 (3)

EWR = q2 v q4 v q5 v q7 v q8 v q10 v q11 v q12 (8)

y0= q0 v q1 (2)

y1 = q5 v q11 (2)

y2 = q2 (0)

y3 = a7x6x7x9 v a8x9 (12)

y4 = q12 (0)

y5 = a6 (0)

y6 = q9 (0)

y7 = q0 v q4 v q7 v q13 (4)

y8 = q4 v q7 v q13 (3)

y9 = q0 (0)

y10 =a1 v q6 v a5x5 v q8 (6)

y11 = q6 v q8 (2)

y12 = q3 (0)

y13 = q3 (0)

Инверторы: , , , , , , (7)

Схема формирования начальной установки на сдвиговом регистре представлена на рисунке 9.

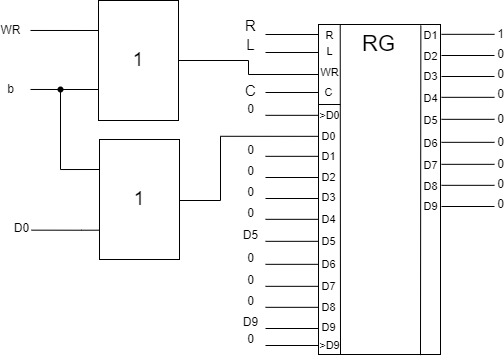


Рисунок 9 – Схема формирования начальной установки на сдвиговом регистре

Функция D5 зависит от сигнала х6, функция D9 зависит от сигналов х1, х2, х3, х4, х6, х7 во время подачи сигнала b они не будут поданы, следовательно, значение функций D5 и D9 будет равно 0. Это позволяет уменьшить аппаратурные затраты начальной установки.

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мили при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен на рисунке 4, с использованием в качестве элемента памяти сдвигового регистра:

С = КС + ИНВ + НУ + ЭП + ДШ = 92 + 7 + 2 + 16 + 0 = 117

Кодирование состояния для модели Мура на D-триггерах.

Для кодирования 16 состояний автомата по модели Мура, минимально необходимо четыре элемента памяти.

С учетом особенностей работы D-триггера для кодирования состояний применяется эвристический метод. Он состоит в следующем:

1) Каждому состоянию ai ставится в соответствие целое число Ni, равное числу переходов в данное состояние;

2) Числа Ni сортируются в порядке убывания;

3) Состоянию, соответствующему первому Ni после сортировки, то есть наибольшему из Ni, присваивается код, состоящий только из нулей;

4) Следующему состоянию в порядке убывания Ni присваивается незанятый код, содержащий наименьшее количество единиц. Данный пункт повторяется до тех пор, пока все состояния не будут закодированы. Кодирования состояний представлены в таблице 15.

Таблица 15 – Обратная таблица переходов автомата Мура на D-триггерах, четыре бита

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| b0 | b0, b12, b13, b15 | 5 | 0000 |
| b1 | b0 | 1 | 0110 |
| b2 | b1 | 1 | 0111 |
| b3 | b2, b3 | 2 | 1000 |
| b4 | b2, b3 | 2 | 0011 |
| b5 | b4 | 1 | 1011 |
| b6 | b5, b8 | 2 | 0101 |
| b7 | b6 | 1 | 1101 |
| b8 | b6, b7 | 2 | 1001 |
| b9 | b8 | 1 | 1110 |
| b10 | b8, b9 | 2 | 1010 |
| b11 | b8, b9, b10, b11, b14 | 5 | 0001 |
| b12 | b8, b9, b10, b11, b14 | 5 | 0010 |
| b13 | b4 | 1 | 1111 |
| b14 | b4, b5, b8 | 3 | 0100 |
| b15 | b5, b9 | 2 | 1100 |

Для получения логических выражений для функций возбуждения D-триггеров составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили и формируются логические выражения для функций возбуждения. Структурная таблица переходов и выходов для автомата Мура представлена на таблице 16.

Таблица 16 – Таблица переходов и выходов автомата Мура на D-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Выходные сигналы | Код | Состояние перехода | Код | Входной сигнал | Функции возбуждения |
| b0 | - | 0000 | b0 | 0000 |  | - |
|  | |  | b1 | 0110 | x0 | D2, D1 |
| b1 | у0,y7,y9 | 0110 | b2 | 0110 | - | D2, D1 |
| b2 | y10,y13 | 0111 | b3 | 1000 |  | D3 |
|  | |  | b4 | 0011 | x0 | D1, D0 |
| b3 |  | 1000 | b3 | 1000 |  | D3 |
|  | |  | b4 | 0011 | x0 | D1, D0 |
| b4 | y0 | 0011 | b5 | 1011 |  | D3, D1, D0 |
|  |  |  | b13 | 1111 | x1 | D3, D2, D1, D0 |
|  | |  | b14 | 0100 | x2 | D2 |
| b5 | y12, y13 | 1011 | b6 | 0101 |  | D2, D0 |
|  | |  | b14 | 0100 | x4 | D2 |
|  | |  | b15 | 1100 | x3 | D3, D2 |
| b6 | y10, y11 | 0101 | b7 | 1101 | x5 | D3, D2, D0 |
|  |  |  | b8 | 1001 |  | D3, D0 |
| b7 | y10 | 1101 | b8 | 1001 | - | D3, D0 |
| b8 | y5 | 1001 | b6 | 0101 |  | D2, D0 |
|  | |  | b9 | 1110 | x6 | D3, D2, D1 |
|  | b10 | 1010 | x6x7x9 | D3, D1 |
|  | b11 | 0001 | x6x7 | D0 |
|  | b12 | 0010 | x6x7 x10 | D1 |
|  | |  | b14 | 0100 | x6x7x8 | D2 |
| b9 | y6 | 1110 | b10 | 1010 | x9 | D3, D1 |
|  | |  | b11 | 0001 |  | D0 |
|  | b12 | 0010 | x10 | D1 |
|  | |  | b15 | 1100 | x3 | D3, D2 |

Продолжение таблицы 16

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| b10 | y3 | 1010 | b11 | 0001 |  | D0 |
|  | |  | b12 | 0010 | x10 | D1 |
| b11 |  | 0001 | b11 | 0001 |  | D0 |
|  | |  | b12 | 0010 | x10 | D1 |
| b12 | y4 | 0010 | b0 | 0000 | - | - |
| b13 | y2 | 1111 | b0 | 0000 | - | - |
| b14 | y7, y8 | 0100 | b11 | 0001 |  | D0 |
|  | |  | b12 | 0010 | x10 | D1 |
| b15 | y1 | 1100 | b0 | 0000 | - | - |

Логические выражения для каждой функции возбуждения D-триггера получаются по таблице как конъюнкции соответствующих исходных состояний и входных сигналов, которые объединены знаками дизъюнкции для всех строк, содержащих данную функцию возбуждения.

D0 = b2x0 v b3x0 v b4 v b4x1 v b5 v b6x5 v b6 v b7 v b8 v b8x6x7 v b9 v b10 v b11 v b14 = b2x0 v b3x0 v b4 v b4x1 v b5 v b6 v b7 v b8 v b8x6x7 v b9 v b10 v b11 v b14

D1 = b0x0 v b1 v b2x0 v b3x0 v b4 v b4x1 v b8x6 v b8x6x7x9 v b8x6x7x10 v b9x9 v b9x10 v b10x10 v b11x10 v b14x10 = b0x0 v b1 v b2x0 v b3x0 v b4 v b4x1 v b8x6 v b8x6x7x9 v b8x6x7x10 v b9x9 v b9x10 v b10x10 v b11x10 v b14x10

D2 = b0x0 v b1 v b4x4 v b4x2 v b5 v b5x4 v b5x3 v b6x5 v b8 v b8x6 v b8x6x7x8 v b9x3 = = b0x0 v b1 v b4x4 v b4x2 v b5 v b6x5 v b8 v b8x6 v b8x6x7x8 v b9x3

D3 = b2 v b3 v b4 v b4x1 v b5x3 v b6x5 v b6 v b7 v b8x6 v b8x6x7x9 v b9x9 v b9x3 = b2 v b3 v b4 v b4x1 v b5x3 v b6 v b7 v b8x6 v b8x6x7x9 v b9x9 v b9x3

Аналогичные выражения составляются для функций выходов:

y0 = b1 v b4

y1 = b15

y2 = b13

y3 = b10

y4 = b12

y5 = b8

y6 = b9

y7 = b1 v b14

y8 = b14

y9 = b1

y10 = b2 v b6 v b7

y11 = b6

y12 = b5

y13 = b2

Общие части:

q0 = b0x0 (2) q2 = b4x1 (2) q8 = b9x9 (3)

q1 = b2x0 (2) q5 = b8 (2) q9 = b9x3 (2)

q3 = b3x0 (2) q6 = b8x6(3)

q4 = b4 (2) q7 = b8x6x7x9 (5)

После выделения общих частей в логических выражениях получаются логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата.

D0 = q1 v q3 v q4 v q2 v b5 v b6 v b7 v q5 v b8x6x7 v b9 v b10 v b11 v b14

D1 = q0 v b1 v q1 v q3 v q4 v q2 v q6 v q7 v b8x6x7x10 v q8 v b9x10 v b10x10 v b11x10 v b14x10

D2 = q0 v b1 v q2 v b4x2 v b5 v b6x5 v q5 v q6 v b8x6x7x8 v q9

D3 = b2 v b3 v q4 v q2 v b5x3 v b6 v b7 v q6 v q7 v q8 v q9

y0= b1 v b4 (2)

y1 = b15 (0)

y2 = b13 (0)

y3 = b10 (0)

y4 = b12 (0)

y5 = b8 (0)

y6 = b9 (0)

y7 = b1 v b14 (2)

y8 = b14 (0)

y9 = b1 (0)

y10 =b2 v b6 v b7 (3)

y11 = b6 (0)

y12 = b5 (0)

y13 = b2 (0)

Инверторы: , , , ,, , , , (10)

Схема формирования начальной установки на D-триггерах представлена на рисунке 10.

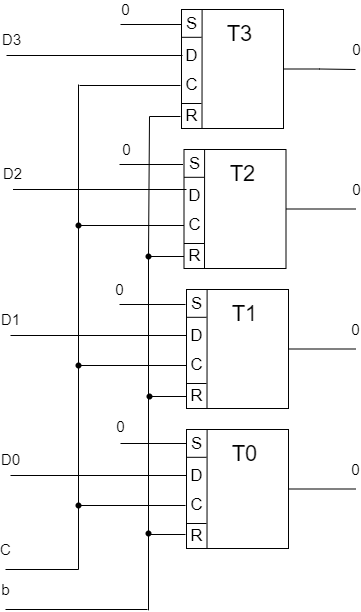


Рисунок 10 – Схема формирования начальной установки на D-триггерах

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мура при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен на рисунке 6, с использованием в качестве элемента памяти 4 D-триггеров:

С = КС + ИНВ + ЭП + НУ + ДШ = 131+ 10 + 16 + 0 + 4 = 161

Уменьшение комбинационной схемы возможно при кодировании 16 состояний пятью элементами памяти.

Таблица 17 – Обратная таблица переходов автомата Мура на D-триггерах, пять бит

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| b0 | b0, b12, b13, b15 | 5 | 00000 |
| b1 | b0 | 1 | 01100 |
| b2 | b1 | 1 | 10001 |
| b3 | b2, b3 | 2 | 01000 |
| b4 | b2, b3 | 2 | 10000 |
| b5 | b4 | 1 | 10010 |
| b6 | b5, b8 | 2 | 00011 |
| b7 | b6 | 1 | 10010 |
| b8 | b6, b7 | 2 | 00110 |
| b9 | b8 | 1 | 10100 |
| b10 | b8, b9 | 2 | 01001 |
| b11 | b8, b9, b10, b11, b14 | 5 | 00001 |
| b12 | b8, b9, b10, b11, b14 | 5 | 00010 |
| b13 | b4 | 1 | 11000 |
| b14 | b4, b5, b8 | 3 | 00100 |
| b15 | b5, b9 | 2 | 01010 |

Для получения логических выражений для функций возбуждения D-триггеров составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мура и формируются логические выражения для функций возбуждения. Структурная таблица переходов и выходов для автомата Мура представлена на таблице 18.

Таблица 18 – Таблица переходов и выходов автомата Мура на D-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Выходные сигналы | Код | Состояние перехода | Код | Входной сигнал | Функции возбуждения |
| b0 | - | 00000 | b0 | 00000 |  | - |
|  | |  | b1 | 01100 | x0 | D3, D2 |
| b1 | у0,y7,y9 | 01100 | b2 | 10001 | - | D4, D0 |
| b2 | y10,y13 | 10001 | b3 | 01000 |  | D3 |
|  | |  | b4 | 10000 | x0 | D4 |
| b3 |  | 01000 | b3 | 01000 |  | D3 |
|  | |  | b4 | 10000 | x0 | D4 |
| b4 | y0 | 10000 | b5 | 10010 |  | D4, D1 |
|  |  |  | b13 | 11000 | x1 | D4, D3 |
|  | |  | b14 | 00100 | x2 | D2 |
| b5 | y12, y13 | 10010 | b6 | 00011 |  | D1, D0 |
|  | |  | b14 | 00100 | x4 | D2 |
|  | |  | b15 | 01010 | x3 | D3, D1 |
| b6 | y10, y11 | 00011 | b7 | 10010 | x5 | D4, D1 |
|  |  |  | b8 | 00110 |  | D2, D1 |
| b7 | y10 | 10010 | b8 | 00110 | - | D2, D1 |
| b8 |  | 00110 | b6 | 00011 |  | D1, D0 |
|  | |  | b9 | 10100 | x6 | D4, D2 |
|  | b10 | 01001 | x6x7x9 | D3, D0 |
|  | b11 | 00001 | x6x7 | D0 |
|  | b12 | 00010 | x6x7 x10 | D1 |
|  | |  | b14 | 00100 | x6x7x8 | D2 |
| b9 | y6 | 10100 | b10 | 01001 | x9 | D3, D0 |
|  | |  | b11 | 00001 |  | D0 |
|  | b12 | 00010 | x10 | D1 |
|  | |  | b15 | 01010 | x3 | D3, D1 |
| b10 | y3 | 01001 | b11 | 00001 |  | D0 |
|  | |  | b12 | 00010 | x10 | D1 |
| b11 |  | 00001 | b11 | 00001 |  | D0 |
|  | |  | b12 | 00010 | x10 | D1 |
| b12 | y4 | 00010 | b0 | 00000 | - | - |
| b13 | y2 | 11000 | b0 | 00000 | - | - |
| b14 | y7, y8 | 00100 | b11 | 00001 |  | D0 |
|  | |  | b12 | 00010 | x10 | D2 |
| b15 | y1 | 01010 | b0 | 00000 | - | - |

Логические выражения для каждой функции возбуждения D-триггера получаются по таблице как конъюнкции соответствующих исходных состояний и входных сигналов, которые объединены знаками дизъюнкции для всех строк, содержащих данную функцию возбуждения.

D0 = b1 v b5 v b8 v b8x6x7x9 v b8x6x7 v b9 v b9 v b10 v b11 v b14 = b1 v b5 v b8 v b8x6x7x9 v b8x6x7 v b9 v b9 v b10 v b11 v b14

D1 = b4 v b5 v b5x3 v b6x5 v b6 v b7 v b8 v b8x6x7x10 v b9x10 v b9x3 v b10x10 v b11x10 = b4 v b5 v b5x3 v b6 v b7 v b8 v b8x6x7x10 v b9x10 v b9x3 v b10x10 v b11x10

D2 = b0x0 v b4x2 v b5x4 v b6 v b7 v b8x6 v b8x6x7x8 v b14x10

D3 = b0x0 v b2 v b3 v b4x1 v b5x3 v b8x6x7x9 v b9x9 v b9x3

D4 = b1 v b2x0 v b3x0 v b4 v b4x1 v b6x5 v b8x6

Аналогичные выражения составляются для функций выходов:

y0 = b1 v b4

y1 = b15

y2 = b13

y3 = b10

y4 = b12

y5 = b8

y6 = b9

y7 = b1 v b14

y8 = b14

y9 = b1

y10 = b2 v b6 v b7

y11 = b6

y12 = b5

y13 = b2

Общие части:

q0 = b0x0 (2) q4 = b5x3 (2) q8 = b9x9 (3)

q1 = b4 (3) q5 = b8 (2) q9 = b9x3 (2)

q2 = b4x1 (2) q6 = b8x6(3)

q3 = b5 (3) q7 = b8x6x7x9 (5)

После выделения общих частей в логических выражениях получаются логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата.

D0 = b1 v q3 v q5 v q7 v b8x6x7 v q8 v b9 v b10 v b11 v b14

D1 = q1 v q3 v q4 v b6 v b7 v q5 v b8x6x7x10 v b9x10 v q9 v b10x10 v b11x10

D2 = q0 v b4x2 v b5x4 v b6 v b7 v q6 v b8x6x7x8 v b14x10

D3 = q0 v b2 v b3 v q2 v q4 v q7 v q8 v q9

D4 = b1 v b2x0 v b3x0 v q1 v q2 v b6x5 v q6

y0= b1 v b4 (2)

y1 = b15 (0)

y2 = b13 (0)

y3 = b10 (0)

y4 = b12 (0)

y5 = b8 (0)

y6 = b9 (0)

y7 = b1 v b14 (2)

y8 = b14 (0)

y9 = b1 (0)

y10 =b2 v b6 v b7 (3)

y11 = b6 (0)

y12 = b5 (0)

y13 = b2 (0)

Инверторы: , , , , ,, , , , (11)

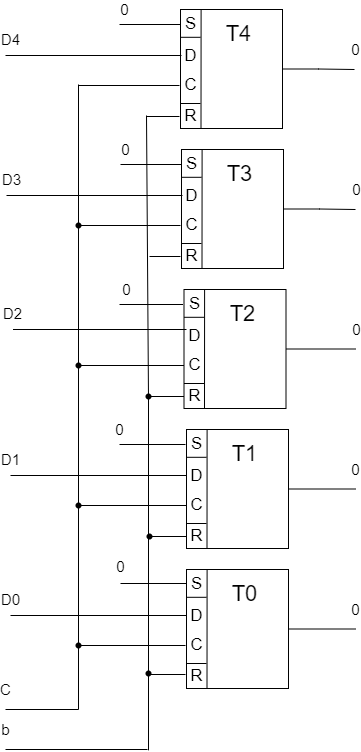
Схема формирования начальной установки на D-триггерах представлена на рисунке 11.

Рисунок 11 – Схема формирования начальной установки на D-триггерах

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мура при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен на рисунке 6, с использованием в качестве элементов памяти 5 D-триггеров:

С = КС + ИНВ + ЭП + НУ + ДШ = 132 + 11 + 20 + 0 + 4 = 167

Цена по Квайну автомата модели Мура на D-триггерах получилась более чем на 40% больше, чем цена по Квайну автомата модели Мили на D-триггерах. Отсюда можно сделать вывод, что цена по Квайну автомата модели Мура на RS-триггерах не будет минимальной и синтезировать его нецелесообразно.

3.5. Синтез автомата для модели Мили на счетчике без устранения пустого перехода

Для кодирования состояний автомата на счётчике необходимо, чтобы арифметическая разность между соседними состояниями составляла единицу. Однако с учетом особенностей работы D-триггера для кодирования состояний применяется эвристический метод. Он состоит в следующем:

1) Каждому состоянию ai ставится в соответствие целое число Ni, равное числу переходов в данное состояние;

2) Числа Ni сортируются в порядке убывания;

3) Состоянию, соответствующему первому Ni после сортировки, то есть наибольшему из Ni, присваивается код, состоящий только из нулей;

4) Следующему состоянию в порядке убывания Ni присваивается незанятый код, содержащий наименьшее количество единиц. Данный пункт повторяется до тех пор, пока все состояния не будут закодированы.

С учётом специфики работы счётчика, минимальный с точки зрения аппаратурных затрат автомат получится на основе графа, представленного на рисунке 4. Однако присутствующий в нем пустой переход снижает быстродействие автомата на 28%. Точно оценить выигрыш в цене по Квайну автомата с пустым переходом на данном этапе проблематично, поэтому будут рассмотрены оба варианта. Кодирование состояний для модели Мили на счетчике представлено в таблице 19.

Таблица 19 – Кодирование состояний для модели Мили на счетчике счетчике без устранения пустого перехода

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| a0 | a1 | a2 | a3 | a4 | a5 | a6 | a7 | a8 | a9 |
| a0, a3, a4  a8, a9 | а0 | a1, a2 | a2 | a3 | a4, a7 | a5,a5 | a6 | a7 | a3, a4, a7, a7, a7, a8, a8, a9 |
| 0001 | 0010 | 0011 | 0100 | 0101 | 0110 | 0111 | 1000 | 1001 | 0000 |
| 6 | 1 | 2 | 1 | 1 | 2 | 1 | 2 | 1 | 8 |

Для получения логических выражений для функций возбуждения составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили и формируются логические выражения для функций возбуждения. Структурная таблица переходов и выходов для автомата Мили представлена на таблице 20.

Таблица 20 – Таблица переходов и выходов автомата Мили на счетчике без устранения пустого перехода

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код | Состояние перехода | Код | Входной сигнал | Выходные сигналы | Функции возбуждения |
| a0 | 0001 | a0 | 0001 |  | - | - |
|  | | a1 | 0010 | x0 | у0,y7,y9 | +1 |
| a1 | 0010 | a2 | 0011 | - | y10,y13 | +1 |
| a2 | 0011 | a2 | 0011 |  | - | - |
|  | | a3 | 0100 | x0 | y0 | +1 |
| a3 | 0100 | a0 | 0001 | x1 | y2 | D0, WR |
|  | | a4 | 0101 |  | y12, y13 | +1 |
|  | | a9 | 0000 | x2 | y7, y8 | R |
| a4 | 0101 | a0 | 0001 | x3 | y1 | D0, WR |
|  |  | a5 | 0110 |  | y10, y11 | +1 |
|  | | a9 | 0000 | x4 | y7, y8 | R |
| a5 | 0110 | a6 | 0111 | x5 | y10 | +1 |
|  | | a6 | 0111 |  | - | +1 |
| a6 | 0111 | a7 | 1000 | - | y5 | +1 |
| a7 | 1000 | a5 | 0110 |  | y10, y11 | D2, D1, WR |
|  | | a8 | 1001 |  | y6 | +1 |
| a9 | 0000 | x6x7x8 | y7, y8 | R |
| a9 | 0000 | x6x7х9 | y3 | R |
| a9 | 0000 | x6x7 | - | R |
| a8 | 1001 | a0 | 0001 | x3 | y1 | D0, WR |
|  | | a9 | 0000 | х9 | y3 | R |
| a9 | 0000 |  | - | R |
| a9 | 0000 | a0 | 0001 | x10 | y4 | +1 |
|  | | a9 | 0000 |  | - | - |
|  |  |  |  |  |  |  |

Логические выражения для каждой функции возбуждения получаются по таблице как конъюнкции соответствующих исходных состояний и входных сигналов, которые объединены знаками дизъюнкции для всех строк, содержащих данную функцию возбуждения.

D0 = a3x1 v a4x3 v a8x3

D1 = a7

D2 = a7

EWR = a3x1 v a4x3 v a7 v a8x3

+1 = a0x0 v a1 v a2x0 v a3 v a4 v a5 v a6 v a7x6 v a9x10

R = a3x2 v a4x4 v a7x6x7 v a8

Аналогичные выражения составляются для функций выходов:

y0 = a0x0 v a2x0

y1 = a4x3 v a8x3

y2 = a3x1

y3 = a7x6x7x9 v a8x9

y4 = a9x10

y5 = a6

y6 = a7x6

y7 = a0x0 v a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y8 = a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y9 = a0x0

y10 = a1 v a4 v a5x5 v a7

y11 = a4 v a7

y12 = a3

y13 = a1 v a3

Общие части:

q0 = a0x0 (2) q5 = a4x3 (2) q10 = a7x6 (3)

q1 = a2x0 (2) q6 = a4 (3) q11 = a8x3 (2)

q2 = a3x1 (2) q7 = a4x4 (3) q12 = a9x10 (2)

q3 = a3 (3) q8 = a7 (2)

q4 = a3x2(3) q9 = a7x6x7x8 (4)

После выделения общих частей в логических выражениях получаются логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата.

D0 = q2 v q5 v q11 (3)

D1 = q8 (0)

D2 = q8 (0)

EWR = q2 v q5 v q8 v q11 (4)

+1 = q0 v a1 v q1 v q3 v q6 v a5 v a6 v q10 v q12 (9)

R = q4 v q7 v a7x6x7 v a8 (9)

y0= q0 v q1 (2)

y1 = q5 v q11 (2)

y2 = q2 (0)

y3 = a7x6x7x9 v a8x9 (10)

y4 = q12 (0)

y5 = a6 (0)

y6 = q10 (0)

y7 = q0 v q4 v q7 v q9 (4)

y8 = q4 v q7 v q9 (3)

y9 = q0 (0)

y10 =a1 v q6 v a5x5 v q8 (6)

y11 = q6 v q8 (2)

y12 = q3 (0)

y13 = a1 v q3 (2)

Инверторы: , , , , , , (7)

Схема формирования начальной установки на счетчике представлена на рисунке 12.

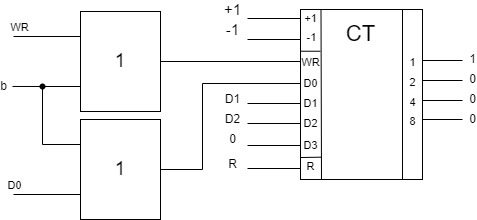


Рисунок 12 – Схема формирования начальной установки на счетчике

Функции D1 и D2 зависят от сигнала х6 во время подачи сигнала b он не будет подан, следовательно, значение функций D1 и D2 будет равно 0. Это позволяет уменьшить аппаратурные затраты начальной установки.

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мили при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен на рисунке 4, с использованием в качестве элемента памяти счётчика:

С = КС + ИНВ + НУ + ЭП + ДШ = 89 + 7 + 2 + 8 + 4 = 10

3.6. Синтез автомата для модели Мили на счетчике с устранением пустых переходов

С учётом специфики работы счётчика автомат на основе графа, представленного на рисунке 5, не будет иметь минимальную цену по Квайну, но будет иметь приемлемое быстродействие. Для того чтобы сделать однозначный вывод о целесообразности устранения пустого перехода будет синтезирован автомат на основе графа, представленного на рисунке 5. Кодирование состояний для модели Мили на счетчике представлено в таблице 19.

Кодирование состояний для модели Мили на счетчике представлено в таблице 21.

Таблица 21 – Кодирование состояний для модели Мили на счетчике с устранением пустых переходов

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| a0 | a1 | a2 | a3 | a4 | a5 | a6 | a7 | a8 | a9 |
| a0, a3, a4,  a8, a9 | а0 | a1, a2 | a2 | a3 | a4, a7 | a5 | a5, a6 | a7 | a3, a4, a7, a7, a7, a8, a8, a9 |
| 0001 | 0010 | 0011 | 0100 | 0101 | 0110 | 0111 | 1000 | 1001 | 0000 |
| 6 | 1 | 2 | 1 | 1 | 2 | 1 | 2 | 1 | 8 |

Для получения логических выражений для функций возбуждения составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили и формируются логические выражения для функций возбуждения. Структурная таблица переходов и выходов для автомата Мили представлена на таблице 22.

Таблица 22 – Таблица переходов и выходов автомата Мили на счетчике с устранением пустых переходов

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код | Состояние перехода | Код | Входной сигнал | Выходные сигналы | Функции возбуждения |
| a0 | 0001 | a0 | 0001 |  | - | - |
|  | | a1 | 0010 | x0 | у0,y7,y9 | +1 |
| a1 | 0010 | a2 | 0011 | - | y10,y13 | +1 |
| a2 | 0011 | a2 | 0011 |  | - | - |
|  | | a3 | 0100 | x0 | y0 | +1 |
| a3 | 0100 | a0 | 0001 | x1 | y2 | D0, EWR |
|  | | a4 | 0101 |  | y12, y13 | +1 |
|  | | a9 | 0000 | x2 | y7, y8 | R |
| a4 | 0101 | a0 | 0001 | x3 | y1 | D0, EWR |
|  |  | a5 | 0110 |  | y10, y11 | +1 |
|  | | a9 | 0000 | x4 | y7, y8 | R |
| a5 | 0110 | a6 | 0111 | x5 | y10 | +1 |
|  | | a7 | 1000 |  | y5 | D3, EWR |
| a6 | 0111 | a7 | 1000 | - | y5 | +1 |
| a7 | 1000 | a5 | 0110 |  | y10, y11 | D2, D1, EWR |
|  | | a8 | 1001 |  | y6 | +1 |
| a9 | 0000 | x6x7x8 | y7, y8 | R |
| a9 | 0000 | x6x7х9 | y3 | R |
| a9 | 0000 | x6x7 | - | R |
| a8 | 1001 | a0 | 0001 | x3 | y1 | D0, EWR |
|  | | a9 | 0000 | х9 | y3 | R |
| a9 | 0000 |  | - | R |
| a9 | 0000 | a0 | 0001 | x10 | y4 | +1 |
|  | | a9 | 0000 |  | - | - |
|  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |

Логические выражения для каждой функции возбуждения получаются по таблице как конъюнкции соответствующих исходных состояний и входных сигналов, которые объединены знаками дизъюнкции для всех строк, содержащих данную функцию возбуждения.

D0 = a3x1 v a4x3 v a8x3

D1 = a7

D2 = a7

D3 = a5

EWR = a3a1 v a4a3 v a5 v a7 v a3x3

+1 = a0x0 v a1 v a2x0 v a3 v a4 v a5x5 v a6 v a7x6 v a9x10

R = a3x2 v a4x4 v a7x6x7 v a8

Аналогичные выражения составляются для функций выходов:

y0 = a0x0 v a2x0

y1 = a4x3 v a8x3

y2 = a3x1

y3 = a7x6x7x9 v a8x9

y4 = a9x10

y5 = a5 v a6

y6 = a7x6

y7 = a0x0 v a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y8 = a3x2 v a4x4 v a7x6x7x8

y9 = a0x0

y10 = a4 v a5x5 v a7 v a1

y11 = a4 v a7

Общие части:

q0 = a0x0 (2) q5 = a4x3 (2) q10 = a7 (2) q15 = a7x6x7 (3)

q1 = a2x0 (2) q6 = a4 (3) q11 = a7x6 (3) q16 = a8 (2)

q2 = a3x1 (2) q7 = a4x4 (3) q12 = a7x6x7x8 (4) q17 = a7x6x7x9 (5)

q3 = a3 q8 = a5x5 (2) q13 = a8x3 (2) q18 = a8x9 (3)

q4 = a3 (3) q9 = a5 (2) q14 = a8x10 (2)

После выделения общих частей в логических выражениях получаются логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата.

D0 = q2 v q5 v q13 (3)

D1 = q10 (0)

D2 = q10 (0)

D3 = q9 (0)

EWR = q2 v q5 v q3 v q10 v q13 (5)

+1 = q0 v a1 v q1 v q3 v q6 v q8 v a6 v q11 v q14 (9)

R = q4 v q7 v a7x6x7 v a8 (4)

y0= q0 v q1 (2)

y1 = q5 v q13 (2)

y2 = q2 (0)

y3 = a7x6x7x9 v a8x9 (2)

y4 = q14 (0)

y5 = q9 v a6 (2)

y6 = q11 (0)

y7 = q0 v q4 v q7 v q12 (4)

y8 = q4 v q7 v q12 (3)

y9 = q0 (0)

y10 =q6 v q8 v q10 v a1 (4)

y11 = q6 v q10 (2)

y12 = q3 (0)

y13 = a1 v q3 (2)

Инверторы: , , , , , , , (8)

Схема формирования начальной установки на счетчике представлена на рисунке 13.

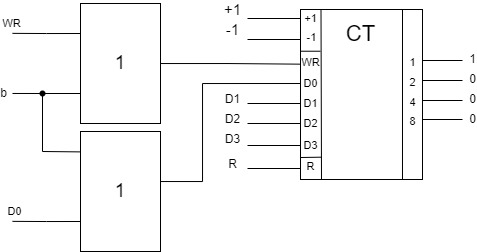


Рисунок 13 – Схема формирования начальной установки на счетчике

Функции D1, D2 и D3 зависят от сигнала х5, х6 во время подачи сигнала b они не будут поданы, следовательно, значение функций D1 и D2 будет равно 0. Это позволяет уменьшить аппаратурные затраты начальной установки.

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мили при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен на рисунке 4, с использованием в качестве элемента памяти счётчика:

С = КС + ИНВ + НУ + ЭП + ДШ = 94 + 8 + 2 + 8 + 4 = 116

Общее сравнение цен по Квайну комбинационных схем, построенных с использованием различных элементов памяти представлено в таблице 23.

Таблица 23 – Сравнение цен по Квайну различных комбинационных схем

|  |  |
| --- | --- |
| Комбинационная схема | Цена по Квайну |
| Автомат Мили на D-триггерах | 117 |
| Автомат Мили на RS-триггерах | 131 |
| Автомат Мили на сдвиговом регистре | 117 |
| Автомат Мура на 4 D-триггерах | 161 |
| Автомат Мура на 5 D-триггерах | 167 |
| Автомат Мили на счётчике без устранения пустого перехода | 103 |
| Автомат Мили на счётчике с устранением пустых переходов | 116 |

Из таблицы 23 видно, что минимальный с точки зрения цены по Квайну комбинационной схемой является схема автомата Мили на счётчике без устранения пустого перехода. Однако наличие пустого перехода уменьшает быстродействие цикла деления в худшем случае на 28% по сравнению с другими вариантами. В связи с этим было принято решение выбрать для реализации автомат Мили на счётчике с устранением пустых переходов, цена по Квайну которого на 12% больше минимальной, но является наименьшей среди автоматов обеспечивающих оптимальное быстродействие.

4. Построение функциональной схемы управляющего автомата

Во время построения функциональной схемы можно рассмотреть вариант использования трёхразрядного дешифратора. Так как автомат имеет 10 состояний необходимо дополнительно добавить 3 двухвходовых схемы «И» и 2 инвертора. Однако пропадёт возможность фиксирования ошибок формирования кодов состояний, что снизит надежность устройства. В связи с этим было принято решение использовать четырёхразрядный дешифратор.

Функциональная схема проектируемого управляющего автомата, выполняющего операцию деления чисел в двоичной системе счисления с плавающей запятой в прямом коде с порядками первым способом с восстановлением остатков с использованием обратного кода при вычитании мантисс представлена на рисунке 14.

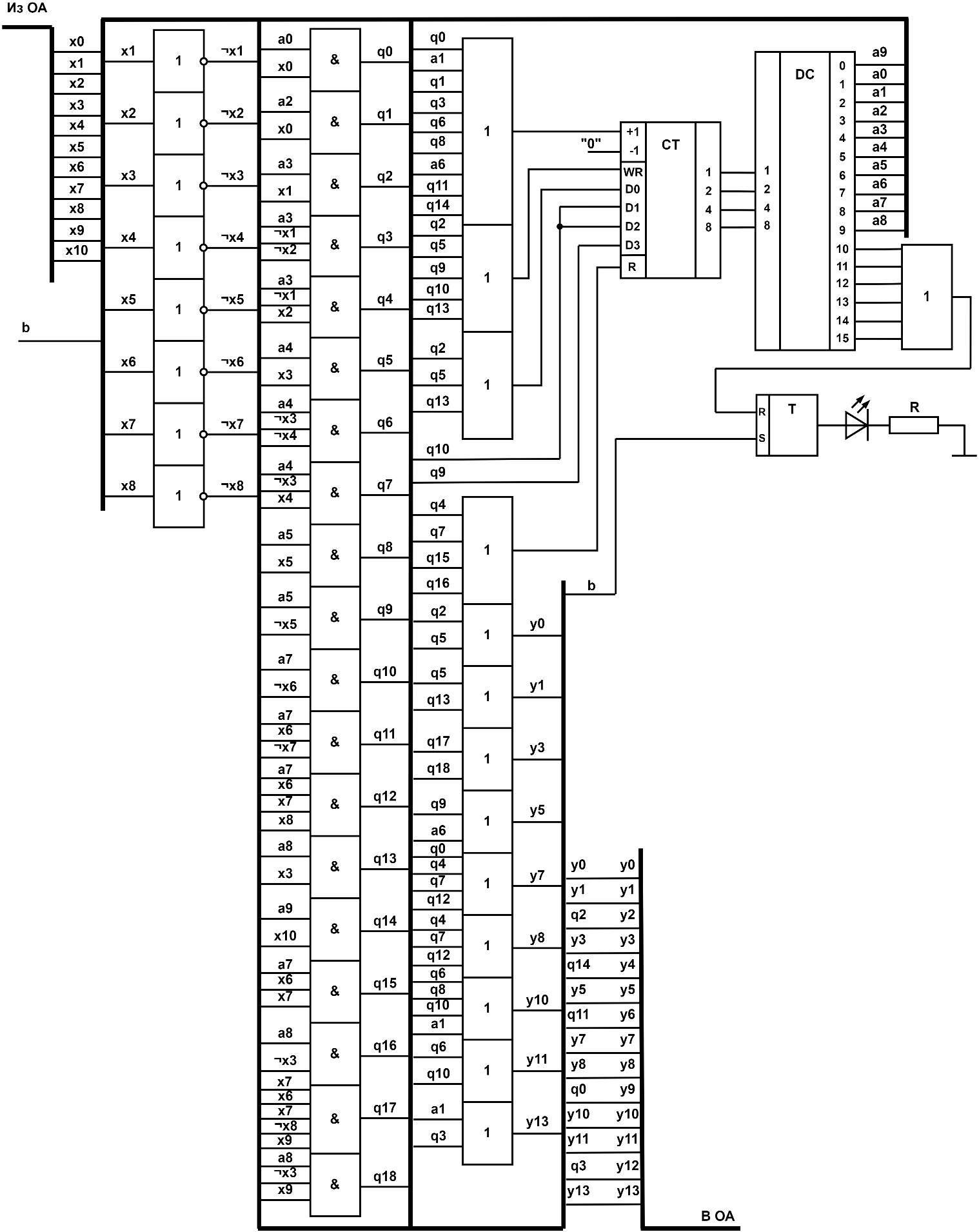


Рисунок 14 - Функциональная схема управляющего автомата

Функциональная схема построена в основном логическом базисе «И, ИЛИ, НЕ» в полном соответствии с приведенной для модели Мили системой логических уравнений для функций возбуждения элемента памяти и функций получения выходных сигналов.

# 

# Заключение

В ходе выполнения курсового проекта был разработан автомат с жесткой логикой, управляющий операцией деления двоичных чисел в прямом коде с плавающей запятой I способом с восстановлением остатков с порядками и вычитанием в обратном коде.

Для синтеза были использованы автоматы моделей Мили и Мура, а также RS-триггеры, D-триггеры, счетчик и сдвиговый регистр в качестве элементов памяти.

Управляющий автомат, имеющий минимальную цену по Квайну при приемлемом быстродействии, использует в качестве элемента памяти счетчик, а также включает в себя дешифратор для понижения цены схемы по Квайну.

Автомат, полученный в ходе выполнения курсового проекта, задан множеством внутренних состояний a0–a9, множеством входных сигналов x0–x10, множеством выходных сигналов y0–y13, функциями переходов и выходов, заданными в таблице 22, начальным состоянием a0.

Перечень сокращений

ПРС – переполнение разрядной сетки

ПМР – потеря младших разрядов

ДНН – деление на ноль

ЭП – элемент памяти

КС – комбинационная схема

ИНВ – инверторы

НУ – начальная установка

ДШ – дешифратор

Приложение А

(справочное)

Список используемой литературы

1. Мельцов, В.Ю. Синтез микропрограммных управляющих автоматов. Учебное пособие [Текст] / Мельцов, В. Ю., Фадеева, Т.Р. – Киров: Вятский государственный технический университет, 2000. – 69с.

2. Мельцов, В.Ю. Применение САПР Quartus для синтеза абстрактных и структурных автоматов. Учебное пособие [Текст] – Киров: ГОУ ВПО ВятГУ, 2011. – 86с.