МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ 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

\_\_\_\_\_\_\_\_\_ (Исупов К. С.)

«\_\_\_» \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_2022г.

Синтез микропрограммного управляющего автомата

Пояснительная записка курсового проекта по дисциплине

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

ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ

Разработал студент группы ИВТ-22 \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/Крючков И. С./

Руководитель \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/Исупов К. С./

Консультант \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_/Исупов К. С./

Проект защищен с оценкой «\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_» \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_

*(оценка) (дата)*

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

(подпись)

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

(подпись)

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

(подпись)

Киров 2022

Реферат

Крючков И. С. Синтез микропрограммного управляющего автомата. ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ: Курс. проект / ВятГУ, каф. ЭВМ; рук. Исупов К. С. - Киров, 2022. – ПЗ 70 с, 5 рис., 15 табл., 4 источника, 6 прил.

СИНТЕЗ АВТОМАТА, МИКРОПРОГРАММНЫЙ АВТОМАТ, ДЕЛЕНИЕ С ПЛАВАЮЩЕЙ ЗАПЯТОЙ, ПОРЯДОК, УПРАВЛЯЮЩИЙ АВТОМАТ, ОПЕРАЦИОННЫЙ АВТОМАТ, ДЕЛЕНИЕ БЕЗ ВОССТАНОВЛЕНИЯ ОСТАТКОВ, ВТОРОЙ СПОСОБ ДЕЛЕНИЯ.

Объект исследования и разработки – микропрограммный автомат, выполняющий деление чисел в двоичной системе счисления с плавающей запятой в прямом коде с порядками вторым способом без восстановления остатков с использованием обратного кода при вычитании мантисс.

Цель курсового проекта – синтез микропрограммного автомата, управляющего выполнением деления двоичных чисел с плавающей запятой в прямом коде с порядками вторым способом без восстановления остатков с использованием обратного кода при вычитании мантисс.

Результат работы – функциональная схема микропрограммного управляющего автомата.

Оглавление

[Введение 5](#_Toc101817592)

[1. Постановка задачи 6](#_Toc101817593)

[2. Описание используемого алгоритма деления 7](#_Toc101817594)

[3. Численные примеры 9](#_Toc101817595)

[3.1. Штатная ситуация 9](#_Toc101817596)

[3.2. Ситуация: ПРС при вычитании порядков 11](#_Toc101817597)

[3.3. Ситуация: устраняемое временное ПМР 11](#_Toc101817598)

[3.4. Ситуация: ПРС «+1» 14](#_Toc101817599)

[3.5. Ситуация: истинное ПМР 15](#_Toc101817600)

[3.6. Ситуация: неустранимое временное ПМР 15](#_Toc101817601)

[4. Выбор функциональной схемы операционной части устройства и определение списка микроопераций и логических условий 16](#_Toc101817602)

[4.1. Состав операционного автомата 16](#_Toc101817603)

[4.2. Описание операционного автомата 17](#_Toc101817604)

[4.3. Управляющие и осведомительные сигналы 19](#_Toc101817605)

[5. Разработка содержательной граф-схемы алгоритма 21](#_Toc101817606)

[6. Построение отмеченной граф-схемы алгоритма 25](#_Toc101817607)

[7. Построение графов автоматов моделей Мили и Мура и выбор структурной схемы управляющего автомата 27](#_Toc101817608)

[8. Кодирование внутренних состояний для модели Мили 28](#_Toc101817609)

[8.1. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на D-триггерах 28](#_Toc101817610)

[8.2. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на RS-триггерах 32](#_Toc101817611)

[8.3. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на счетчике 43](#_Toc101817612)

[9. Кодирование внутренних состояний для модели Мура 48](#_Toc101817613)

[9.1. Кодирование внутренних состояний для модели Мура на D-триггерах 48](#_Toc101817614)

[9.2. Кодирование внутренних состояний для модели Мура на счетчике 55](#_Toc101817615)

[10. Построение схемы управляющего микропрограммного автомата 61](#_Toc101817616)

[Заключение 62](#_Toc101817617)

[Перечень сокращений 63](#_Toc101817618)

[Библиографический список 64](#_Toc101817619)

[Приложение А 65](#_Toc101817620)

[Приложение Б 66](#_Toc101817621)

[Приложение В 67](#_Toc101817622)

[Приложение Г 68](#_Toc101817623)

[Приложение Д 69](#_Toc101817624)

[Приложение Е 70](#_Toc101817625)

Введение

С каждым годом объемы вычислений возрастают и их все сложнее обрабатывать вручную, поэтому ведутся работы по созданию и применению различных автоматизированных систем для обработки информации. Такие автоматы реализуются в виде самостоятельных устройств 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.

Основной целью данного курсового проекта является получение навыков синтеза управляющего микропрограммного автомата (МПА) 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.

1. Постановка задачи

Синтезировать микропрограммный автомат, управляющий выполнением деления двоичных чисел с плавающей запятой в прямом коде с порядками вторым способом без восстановления остатков с использованием обратного кода при вычитании мантисс, в основном логическом базисе.

1. Описание используемого алгоритма деления
2. проверить делитель на равенство нулю: делитель равен нулю – прекратить операцию деления, установить признак ДНН, иначе перейти к п.2;
3. проверить делимое на равенство нулю: делимое равно нулю – прекратить операцию деления, выдать ноль, иначе перейти к п.3;
4. определить порядок частного вычитанием порядка делителя из порядка делимого, при этом возможны следующие исключительные ситуации:
   * ПРС: в результате вычитания порядков в знаковом разряде единица, но отсутствует единица переноса. При возникновении ПРС прекратить операцию деления, установить признак ПРС;
   * ПМР: в результате вычитания порядков в знаковом разряде ноль, но присутствует единица переноса. При возникновении ПМР прекратить операцию деления, выдать ноль;
   * ВрПМР: в результате вычитания порядков в знаковом разряде единица, присутствует единица переноса, остальные разряды заполнены нулями. При возникновении ВрПМР продолжить алгоритм;
5. определить знак частного операцией «сложение по модулю два» знаковых разрядов делимого и делителя. При дальнейших операциях использовать модули мантисс;
6. проанализировать знак остатка:
   1. если остаток отрицателен, прибавить к остатку делитель;
   2. если остаток положителен, вычесть делитель из остатка;
7. Проанализировать знак полученного остатка:
   1. если остаток положителен, в младший разряд частного занести «1»;
   2. если остаток отрицателен, в младший разряд частного занести «0»;
8. выполнить сдвиги: частного на один разряд влево, делителя на один разряд вправо;
9. если заполнены все разряды частного перейти к п.9, иначе перейти к п.5;
10. проанализировать результат:
    1. если в знаковом разряде единица – сдвинуть мантиссу на 1 разряд вправо и увеличить порядок на 1:
       1. если был зафиксирован признак временного ПМР – он устранится. Перейти к п.10;
       2. если в знаковом разряде единица, но отсутствует единица переноса – установить признак ПРС, прекратить операцию;
    2. если получена нормализованная мантисса частного и был обнаружен признак временного ПМР – выдать ноль, так как ПМР истинный, иначе перейти к п. 10;
11. Присвоить знак, определенный в п.4.
12. Численные примеры
    1. Штатная ситуация

Делимое = 1810 = 0.1001000000002 \* 25

Делитель = 1110 = 0.1011000000002 \*24

Порядок результата:

Знак частного: 0 ⊕ 0 = 0

Деление мантисс операндов представлено в таблице 1.

Таблица 1 – Деление мантисс операндов

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Частное <- | Делитель, d -> | Делимое (остатки) | Комментарий |
| *0 000000000000* | 0 101100000000 000000000000 | 0 100100000000 000000000000 | Исх. данные |
| *0 000000000000* | 0 101100000000 000000000000 |  | D-d, Δ0 < 0 |
| *0 00000000000***0** | 0 010110000000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 00000000000***0** | 0 010110000000 000000000000 |  | D+d |
| *0 00000000000***0** | 0 010110000000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ1 > 0 |
| *0 0000000000***01** | 0 001011000000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 0000000000***01** | 0 001011000000 000000000000 |  | D-d |
| *0 0000000000***01** | 0 001011000000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ2 > 0 |
| *0 000000000***011** | 0 000101100000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 000000000***011** | 0 000101100000 000000000000 |  | D-d  Δ3 < 0 |
| *0 00000000***0110** | 0 000010110000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 00000000***0110** | 0 000010110000 000000000000 |  | D+d |

Продолжение таблицы 1

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| *0 00000000***0110** | 0 000010110000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ4 > 0 |
| *0 0000000***01101** | 0 000001011000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 0000000***01101** | 0 000001011000 000000000000 |  | D-d  Δ5 < 0 |
| *0 000000***011010** | 0 000000101100 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 000000***011010** | 0 000000101100 000000000000 |  | D+d  Δ6 < 0 |
| *0 00000***0110100** | 0 000000010110 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 00000***0110100** | 0 000000010110 000000000000 |  | D+d  Δ7 < 0 |
| *0 0000***01101000** | 0 000000001011 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 0000***01101000** | 0 000000001011 000000000000 |  | D+d |
| *0 0000***01101000** | 0 000000001011 000000000000 |  | + единица переноса  Δ8 > 0 |
| 0 000**011010001** | 0 000000000101 100000000000 |  | Сдвиги |
| 0 000**011010001** | 0 000000000101 100000000000 |  | D-d  Δ9 > 0 |
| 0 00**0110100011** | 0 000000000010 110000000000 |  | Сдвиги |
| 0 00**0110100011** |  |  | D-d  Δ10 < 0 |
| 0 0**01101000110** | 0 000000000001 011000000000 |  | Сдвиги |
| 0 0**01101000110** | 0 000000000001 011000000000 |  | D+d  Δ11 < 0 |
| 0 **011010001100** | 0 000000000000 101100000000 |  | Сдвиги |
| 0 **011010001100** | 0 000000000000 101100000000 |  | D+d  Δ12 < 0 |
| **0 110100011000** | 0 000000000000 010110000000 |  | Сдвиги |
| **0** **110100011000** |  |  | Результат |

Результат: 0.1101000110002 \* 21 = 1.101000110002 = 1.63671875

Искомый результат: 18/11 = 1.636363

Абсолютная погрешность: |1.63671875 – 1.636363| = 0,00035575

Относительная погрешность: |1.63671875– 1.636363| / 1.636363 = 0.022%

* 1. Ситуация: ПРС при вычитании порядков

Делимое = 0.1111000000002 \* 251

Делитель = 0.1000000000002 \*2-80

Порядок результата:

В знаковом разряде единица, отсутствует единица переноса.

Признак ПРС! Прекращение операции деления.

* 1. Ситуация: устраняемое временное ПМР

Делимое = 0.000000000000000832667268410 = 0.1111000000002 \* 2-50

Делитель = 15111572745182864683827210 = 0.1000000000002 \*278

Порядок результата:

Признак временного ПМР.

Знак частного: 0 ⊕ 0 = 0

Деление мантисс операндов представлено в таблице 2.

Таблица 2 – Деление мантисс операндов

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Частное <- | Делитель, d -> | Делимое (остатки) | Комментарий |
| *0 000000000000* | 0 100000000000 000000000000 | 0 111100000000 000000000000 | Исх. данные |
| *0 000000000000* | 0 100000000000 000000000000 |  | D-d |
| *0 000000000000* | 0 100000000000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ0 > 0 |
| *0 00000000000***1** | 0 010000000000 000000000000 |  | Сдвиги |

Продолжение таблицы 2

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| *0 00000000000***1** | 0 010000000000 000000000000 |  | D-d |
| *0 00000000000***1** | 0 010000000000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ1 > 0 |
| *0 0000000000***11** | 0 001000000000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 0000000000***11** | 0 001000000000 000000000000 |  | D-d |
| *0 0000000000***11** | 0 001000000000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ2 > 0 |
| *0 000000000***111** | 0 000100000000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 000000000***111** | 0 000100000000 000000000000 |  | D-d  Δ3 < 0 |
| *0 00000000***1110** | 0 000010000000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 00000000***1110** | 0 000010000000 000000000000 |  | D+d |
| *0 00000000***1110** | 0 000010000000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ4 > 0 |
| *0 0000000***11101** | 0 000001000000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 0000000***11101** | 0 000001000000 000000000000 |  | D-d |
| *0 0000000***11101** | 0 000001000000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ5 > 0 |
| *0 000000***111011** | 0 000000100000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 000000***111011** | 0 000000100000 000000000000 |  | D-d |
| *0 000000***111011** | 0 000000100000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ6 > 0 |
| *0 00000***1110111** | 0 000000010000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 00000***1110111** | 0 000000010000 000000000000 |  | D-d |

Продолжение таблицы 2

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| *0 00000***1110111** | 0 000000010000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ7 > 0 |
| *0 0000***11101111** | 0 000000001000 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 0000***11101111** | 0 000000001000 000000000000 |  | D-d |
| *0 0000***11101111** | 0 000000001000 000000000000 |  | + единица переноса  Δ8 > 0 |
| *0 000***111011111** | 0 000000000100 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 000***111011111** | 0 000000000100 000000000000 |  | D-d |
| *0 000***111011111** | 0 000000000100 000000000000 |  | + единица переноса  Δ9 > 0 |
| *0 00***1110111111** | 0 000000000010 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 00***1110111111** | 0 000000000010 000000000000 |  | D-d |
| *0 00***1110111111** | 0 000000000010 000000000000 |  | + единица переноса  Δ9 > 0 |
| *0 0***11101111111** | 0 000000000001 000000000000 |  | Сдвиги |
| *0 0***11101111111** | 0 000000000001 000000000000 |  | D-d |
| *0 0***11101111111** | 0 000000000001 000000000000 |  | + единица переноса  Δ10 > 0 |
| *0* **111011111111** | 0 000000000000 100000000000 |  | Сдвиги |
| *0* **111011111111** | 0 000000000000 100000000000 |  | D-d |
| *0* **111011111111** | 0 000000000000 100000000000 |  | + единица переноса  Δ11 > 0 |
| **1 111011111111** | 0 000000000000 010000000000 |  | Сдвиги |
| **1 111011111111** |  |  | Результат |

Так как в знаковом разряде частного 1, сдвиг его на 1 разряд вправо и прибавление к порядку результата 1.

Частное: 0.111101111111

Порядок:

Временное ПМР устранено.

Результат: 0.1111011111112 \* 2-127 = 5.69236583217 \* 10-39

Искомый результат: 5.51012976902 \* 10-39

Абсолютная погрешность:

|5.69236583217 \* 10-39 – 5.51012976902 \* 10-39| = 0.18223606315 \* 10-39

Относительная погрешность:

|5.69236583217 \* 10-39 – 5.51012976902 \* 10-39| / 5.51012976902 \* 10-39 = 0.033%

* 1. Ситуация: ПРС «+1»

Возьмем мантиссы из п. 3.3.

Делимое = 0.1111000000002 \* 277

Делитель = 0.1000000000002 \*2-50

Порядок результата:

В результате деления мантисс (см. п. 3.3) получаем результат: 1.111011111111

Так как в знаковом разряде частного 1, сдвиг его на 1 разряд вправо и прибавление к порядку результата 1.

Частное: 0.111101111111

Порядок:

В знаковом разряде единица, отсутствует единица переноса.

Признак ПРС! Выдать ошибку.

* 1. Ситуация: истинное ПМР

Делимое = 0.1111000000002 \* 2-50

Делитель = 0.1000000000002 \*280

Порядок результата:

В знаковом разряде ноль, присутствует единица переноса.

Признак ПМР.

Результат деления: 0.

* 1. Ситуация: неустранимое временное ПМР

Возьмем мантиссы из п. 3.1.

Делимое = 0.1001000000002 \* 2-50

Делитель = 0.1011000000002 \*278

Порядок результата:

Признак временного ПМР.

Знак частного: 0 ⊕ 0 = 0

В результате деления мантисс (см. пример 1) получаем результат: 0.110100011000

Мантисса частного нормализованная, сдвиг не требуется и увеличение порядка на 1 не требуется.

Признак истинного ПМР.

Результат деления: 0.

1. Выбор функциональной схемы операционной части устройства и определение списка микроопераций и логических условий
   1. Состав операционного автомата

Операционный автомат (ОА) должен содержать следующие элементы:

* 47-разрядный сдвиговый регистр RG1 для записи мантиссы делимого, затем делителя без знака
* 8-разрядный регистр RG2 для записи порядка делимого, затем делителя
* 23-разрядный сдвиговый регистр RG3 для хранения мантиссы частного
* 48 разрядный регистр RG4 для хранения остатка
* 47-разрядный управляемый инвертор КС1 для инвертирования мантиссы делителя
* 7-разрядный управляемый инвертор КС2 для инвертирования порядка делителя
* 7-разрядный управляемый инвертор КС3 для инвертирования отрицательного порядка результата
* 7-входовой элемент «или-не» для проверки на временный ПМР
* 47-разрядный сумматор SM1 для вычитания делителя из остатка от делимого
* 9-разрядный сумматор SM2 для вычитания порядка делителя из порядка делимого
* 8-разрядный реверсивный счетчик CT1 для хранения порядка частного
* D-триггер T1 для хранения знакового разряда делимого
* D-триггер T2 для хранения знакового разряда делителя
* D-триггер T3 для хранения единицы переноса результата вычитания порядков
* RS-триггер T4 для хранения и выдачи сигнала ПРС
* RS-триггер T5 для хранения и выдачи сигнала ДНН
* T-триггер T6 для проверки четности или нечетности сдвигов регистра мантиссы частного
* двухвходовой элемент «сложение по модулю 2» для получения знака результата
* двухвходовой элемент «сложение по модулю 2» для управления инвертором КС1 при записи мантиссы делимого в RG4
* двухвходовой элемент «сложение по модулю 2» для определения необходимости инверсии порядка при сложении на SM2
* Набор элементов 2-входового логического «и», набор элементов «или-не»
* Усилитель-формирователь для выдачи результата на выходную шину
  1. Описание операционного автомата

Операнды разрядностью 4 байта поступают по входной шине в прямом коде, результат в прямом коде выводится по выходной шине. В старшие разряды 47-разрядного регистра RG1 поступает мантисса операнда без знакового разряда (перед мантиссой в самый старший разряд записывается ноль), в младшие разряды записываются нули. Регистр RG1 сдвиговый вправо, в старшие разряды при сдвиге записывается ноль.

Регистр RG2 имеет 8 разрядов, получает порядок делимого, затем делителя.

Сдвиговый регистр RG3 имеет 23 разряда, используется для хранения мантиссы частного. В цикле деления производится сдвиг данного регистра влево.

Регистр RG4 имеет 48 разрядов, служит для хранения остатка от деления. В старший разряд записывается единица переноса от операции сложения на сумматоре SM1.

Реверсивный счетчик CT1 имеет 8 разрядов, используется сначала для хранения порядка делимого, затем порядка частного. Использование реверсивного счетчика обусловлено необходимостью добавления единицы при корректировке результата и вычитании единицы при переводе из ДК.

Сумматор SM1 имеет 47 разрядов на входах и на выходе, вход переноса CRP и выход переноса CR. На плечо A сумматора поступает содержимое регистра RG4, на плечо B – содержимое выхода 47-разрядного управляемого инвертора КС1, на вход CRP поступают данные со старшего разряда регистра RG4. С выходов CR и S данные подаются в регистр RG4.

Сумматор SM2 имеет 9 разрядов на каждом плече и на выходе, а также вход переноса CRP. На плечо A в младшие разряды поступают данные с выхода 7-разрядного управляемого инвертора КС2, на плечо B в младшие разряды записываются данные с счетчика CT1. На вход CRP и в 2 старших разряда плеча A подается единица, если были инвертированы данные, поступающие из регистра RG2, в два старших разряда плеча B поступают данные со старшего разряда счетчика CT1. Со старшего разряда выхода S данные записываются в триггер T3.

На выходную шину из счетчика CT1 все разряды за исключение старшего поступают, проходя через управляемый инвертор КС3.

Сигналы ПРС и ДНН записываются в триггеры T4 и T5 соответственно.

Триггер T6 служит для проверки на корректировку результата. Он переключается при каждом сдвиге регистра RG3, тем самым определяя четный или нечетный был сдвиг. Т.к известно, что общее количество сдвигов в штатной ситуации 24, при обнаружении единицы в старшем разряде регистра RG3 и анализе триггера T6 можно определить необходимость корректировки частного.

Знак результата получается путем «сложения по модулю два» знаковых разрядов делимого и делителя, которые заносятся в триггеры T1 и T2.

* 1. Управляющие и осведомительные сигналы

Для выполнения операции деления из управляющего автомата в операционный автомат необходимо подавать управляющие сигнал, реализующие следующие микрооперации:

y0 – сброс триггеров T3, T4, T5, T6, запись в триггер T1, обнуление регистра RG4

y1 – запись в регистры RG1, RG2, в триггер T2

y2 – обнуление счетчика CT1, обнуление регистра RG3

y3 – запись в регистр RG4

y4 – запись в счетчик CT1 и триггер T3

y5 – сигнал о необходимости вычитания содержимого регистра RG2

y6 – уменьшение счетчика CT1 на единицу

y7 – сдвиг вправо регистра RG1, сдвиг влево регистра RG3, переключение триггера T6

y8 - увеличение счетчика CT1 на единицу

y9 - сброс триггеров T1, T2

y10 – выдача результата на шину

y11 – установка триггера T4 в единицу

y12 – установка триггера T5 в единицу

Из операционного автомата в управляющий автомат необходимо передать осведомительные сигналы о состоянии устройства ОА, определяемые списком следующих логических условий:

X – проверка наличия операндов на входной шине

P0 – проверка делителя на 0

P1 – проверка делителя на 0

P2 – проверка на ПРС

P3 – проверка на истинное ПМР

P4 – проверка на временное ПМР

P5 – знак разности порядков

P6 – проверка на окончание цикла деления

P7 – проверка на корректировку частного

Z – проверка возможности выдачи результата на выходную шину

Таким образом, управляющий МПА должен вырабатывать 13 управляющих сигналов и посылать их в ОА в нужные такты машинного времени в соответствии с алгоритмом выполнения операции деления, ориентируясь на 10 осведомительных сигналов, поступающих из ОА. Функциональная схема операционного автомата представлена в приложении А.

1. Разработка содержательной граф-схемы алгоритма

В первом такте проводится проверка наличия на входной шине делимого. При поступлении делимого в младшие разряды регистра RG1 заносятся нули, в старшие разряды, кроме одного крайнего разряда заносится мантисса делимого, в крайний старший разряд заносится «0», порядок делимого заносится в регистр RG2. Знак делимого заносится в триггеры T1 и T2. Также в данном такте происходит обнуление триггеров T3, T4, T5, T6, установка в ноль регистров R4 и RG3 и счетчика CT1.

Во втором такте происходит запись делимого из RG1 в RG4, путем записи данных с выхода S сумматора SM1, которые являются результатом сложения данных регистра RG4, содержащего нули, подающихся на плечо A сумматора SM1. Данные на плечо B поступают без инверсии. На вход переноса SM1 подается ноль. Порядок делимого из регистра RG2 записывается в счетчик CT1 путем записи данных с выхода S сумматора SM2, которые являются результатом сложения данных из регистра RG2, подающихся в младшие разряды плеча A сумматора SM2, с данными счетчика CT1 (обнуленного в первом такте), подающимися в младшие разряды плеча B сумматора SM2. Данные из регистра RG2 на плечо A сумматора SM2 подаются инвертированными или не инвертированными в зависимости от старшего разряда регистра RG2, на вход CRP и в 2 старших разряда плеча A подается значение старшего разряда регистра RG2, в старшие разряды плеча B подается значение старшего разрядка счетчика CT1. В триггер T3 записывается значение старшего разряда выхода S сумматора SM2.

В третьем такте производится проверка наличия на входной шине делителя. При поступлении делителя, его мантисса заносится в регистр RG1, порядок в регистр RG2, а знак в триггер T2.

В четвертом такте проверка делителя на равенство нулю. Если он равен нулю (p0 = 1), то триггер T5 переключается в единицу, указывая на признак ДНН. Операция деления прекращается. Если делитель не равен нулю (p0 = 0), т о производится проверка делимого на равенство нулю. Если делимое равно нулю (p1 = 1), то обнуляются триггеры T1 и T2, регистр R3 и счетчик CT1, тем самым формируя 0, как результат деления. Если делимое не равно нулю (p1 = 0), то производится вычитание порядка делителя из порядка делимого, путем подачи в младшие разряды плеча A сумматора SM2 данных регистра RG2, инвертированных или не инвертированных в зависимости от результата сложения по модулю два сигнала необходимости инвертирования порядка и старшего разряда регистра RG2, а также подачи в младшие разряды плеча B сумматора SM2 порядка делимого из счетчика CT1. На вход переноса CRP и в 2 старших разряда плеча A подается инвертированное значение старшего разряда регистра RG2, в старший разряд плеча B подается значение старшего разряда счетчика CT1. Результат вычитания порядков записывается в счетчик CT1 со всех, кроме старшего разрядов выхода S сумматора SM2. В триггер T3 записывается значение старшего разряда выхода S сумматора SM2.

В пятом такте производится проверка на ПРС и истинное ПМР. Если произошло ПРС (p2 = 1), то триггер T4 устанавливается в единицу, указывая на признак ПРС, операция деления прекращается. Если возникла истинное ПМР (p3 = 1), то обнуляются триггеры T1 и T2, регистр R3 и счетчик CT1, тем самым формируя 0, как результат деления. Если ПМР не произошла (p3 = 0), то выполняется первый такт из цикла деления, в котором выполняется вычитание либо сложение делителя и делимого путем подачи на плечо A сумматора SM1 всех разрядов, кроме старшего с выхода регистра RG4 (делимое), на плечо B через управляемый инвертор КС1, на управляющий вход которого подается инвертированное значение 46-го разряда регистра RG4, подается инвертированное или не инвертированное значение регистра RG1 (делитель), на вход CRP сумматора SM1 подается значение старшего разряда регистра RG4. Результат операции заносится в младшие разряды регистра RG4, в старший разряд заносится значение выхода CR сумматора SM1.

В следующем такте выполняется сдвиг регистра RG1 вправо, с занесением нуля в старший разряд. Также выполняется сдвиг регистра частного RG3 влево с занесение в младший разряд инвертированного значения 46-го разряда регистра RG4. Переключается T-триггер T6.

Затем выполняется проверка на окончание цикла деления, с помощью обнаружения «1» в старшем разряде регистра частого RG3. Если обнаружена единица (p6 = 1), происходит выход из цикла деления и выполняется проверка на необходимость корректировки частного. Если необходима корректировка (p7 = 1), выполняется увеличение счетчика порядка результата CT1. Если корректировка не требуется (p7 = 0), выполняется проверка на временное ПМР. В случае выявления ВрПМР (p4 = 1) обнуляются триггеры T1 и T2, регистр R3 и счетчик CT1, тем самым формируя 0, как результат деления, потому что ПМР является истинным, так как корректировка частного не потребовалась. Если ВрПМР не было выявлено (p4 = 0), происходит проверка знака порядка. Если он отрицательный (p5 = 1), производится уменьшение значения счетчика CT1 на 1, в котором хранится порядок результата, т.к порядок частного хранится в ДК, а на шину должен быть выдан в ПК. Если была выполнена корректировка частного, после нее выполняется проверка на ПРС. Если выявлено ПРС (p2 = 1), то триггер T4 устанавливается в единицу, указывая на признак ПРС, операция деления прекращается, в ином случае происходит проверка на знак порядка.

Далее происходит проверка возможности выдачи результата на выходную шину. При разрешении выдачи (Z = 1), на выходную шину подается знак результата с выхода элемента «сложение по модулю 2», в который подаются данные триггеров T1 и T2. Подается знак порядка из старшего разряда CT1. Также подается инвертированный или не инвертированный (в зависимости от знака порядка) порядок результата с управляемого инвертора КС3 и мантисса частного из регистра RG3.

Содержательная граф-схема алгоритма представлена в приложении Б.

1. Построение отмеченной граф-схемы алгоритма

Для разметки граф-схемы алгоритма каждой совокупности микроопераций, находящихся в операторных вершинах содержательной граф-схемы, ставятся в соответствие управляющие сигналы Y0…Y11. Эти управляющие сигналы являются выходными сигналами управляющего автомата 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 3.

Таблица 3 – Совокупность микроопераций и соответствующие им микрокоманды

|  |  |
| --- | --- |
| Y0 | y0, y1, y2 |
| Y1 | y3, y4 |
| Y2 | y1 |
| Y3 | y4, y5 |
| Y4 | y3 |
| Y5 | y7 |
| Y6 | y6 |
| Y7 | y10 |
| Y8 | y8 |
| Y9 | y2, y9 |
| Y10 | y11 |
| Y11 | y12 |

Каждой условной вершине содержательной граф-схемы алгоритма ставится в соответствие один из входных сигналов управляющего автомата Х0…Х9, список которых представлен в таблице 4.

Таблица 4 – Список входных сигналов для УА

|  |  |
| --- | --- |
| X0 | X |
| X1 | p0 |
| X2 | p1 |
| X3 | p2 |
| X4 | p3 |
| X5 | p6 |
| X6 | p7 |
| X7 | p4 |
| X8 | p5 |
| X9 | Z |

Далее в полном соответствии с содержательной ГСА строится отмеченная ГСА, условным вершинам которой приписывается один из входных сигналов УА, а операторным вершинам – одна из микрокоманд. Отмеченная граф-схема алгоритма представлена в приложении В.

1. Построение графов автоматов моделей Мили и Мура и выбор структурной схемы управляющего автомата

Граф автомата модели Мили имеет 9 вершин, соответствующих состояниям автомата а0…a8. Дуги его отмечены входными сигналами X0...X9, действующими на каждом переходе, и набором выходных сигналов y0…y12, вырабатываемых управляющим автоматом на данном переходе. Граф автомата модели Мили представлен в приложении Г.

Граф автомата Мура имеет 15 вершин, соответствующих состояниям автомата b0…b14. Каждое состояние определяет наборы выходных сигналов y0…y12 управляющего автомата, а дуги графа отмечены входными сигналами X0...X9, действующими на данном переходе. Граф автомата модели Мура представлен в приложении Д.

В управляющем автомате в качестве элементов памяти (ЭП) могут быть использованы D-триггеры, RS-триггеры, счетчик и т.д.

При использовании D-триггеров в качестве ЭП при переходе из одного состояния в другое сигналы возбуждения должны быть поданы только на те триггеры, которые в коде состояния содержат единицу. Отсюда следует, что для получения комбинационной схемы меньшей сложности необходимо соблюдать основное требование: чем больше переходов в какое-либо состояние, тем меньше единиц должен содержать код этого состояния.

Для RS-триггеров лучше использовать соседнее кодирование, так как именно этот способ минимизирует число переключений ЭП.

При использовании счетчика в качестве элемента памяти необходимо придерживаться последовательного кодирования.

1. Кодирование внутренних состояний для модели Мили
   1. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на D-триггерах

Для кодирования 9 состояний графа 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.

Кодирование состояний для модели Мили на D-триггерах представлено в таблице 5.

Таблица 5 – Коды состояний для модели Мили на D-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Состояние перехода | a0 | a1 | a2 | a3 | a4 | a5 | a6 | a7 | a8 |
| Исходное состояние | a0 a3  a4 a7  a8 b | a0 | a1 a2 | a2 | a3 | a4 a6 | a5 | a6 | a3 a4  a6 (3) a7 (2) a8 |
| Число переходов | 6 | 1 | 2 | 1 | 1 | 2 | 1 | 1 | 8 |
| Код состояния | 0001 | 1000 | 0010 | 0011 | 0101 | 0100 | 1001 | 1010 | 0000 |

Далее составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата по модели Мили, результаты которой представлены в таблице 6, и формируются логические выражения для функций возбуждения.

Таблица 6 – Прямая структурная таблица переходов и выходов автомата модели Мили на D-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код am | Состояние перехода as | Код as | Входной сигнал X(am, as) | Выходные сигналы Y(am, as) | Функция возбуждения |
| a0 | 0001 | a0  a1 | 0001  1000 | ¬X0  X0 | -  y0, y1, y2 | D0  D3 |
| a1 | 1000 | a2 | 0010 | 1 | y3, y4 | D1 |
| a2 | 0010 | a2  a3 | 0010  0011 | ¬X0  X0 | -  y1 | D1  D1D0 |
| a3 | 0011 | a0  a4  a8 | 0001  0101  0000 | X1  ¬X1¬X2  ¬X1X2 | y12  y4, y5  y2, y9 | D0  D2D0  - |
| a4 | 0101 | a0  a5  a8 | 0001  0100  0000 | X3  ¬X3¬X4  ¬X3X4 | y11  y3  y2, y9 | D0  D2  - |
| a5 | 0100 | a6 | 1001 | 1 | y7 | D3D0 |
| a6 | 1001 | a5  a8  a8  a8  a7 | 0100  0000  0000  0000  1010 | ¬X5  X5¬X6¬X7X8  X5¬X6¬X7¬X8  X5¬X6X7  X5X6 | y3  y6  -  y2, y9  y8 | D2  -  -  -  D3D1 |
| a7 | 1010 | a0  a8  a8 | 0001  0000  0000 | X3  ¬X3X8  ¬X3¬X8 | y11  y6  - | D0  -  - |
| a8 | 0000 | a0  a8 | 0001  0000 | X9  ¬X9 | y10  - | D0  - |

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

D0 = a0¬X0 v a2X0 v a3X1 v a3¬X1¬X2 v a4X3 v a5 v a7X3 v a8X9

D1 = a1 v a2 v a6X5X6

D2 = a3¬X1¬X2 v a4¬X3¬X4 v a6¬X5

D3 = a0X0 v a5 v a6X5X6

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

y0 = a0X0

y1 = a0X0 v a2X0

y2 = a0X0 v a3¬X1X2 v a4¬X3X4 v a6X5¬X6X7

y3 = a1 v a4¬X3¬X4 v a6¬X5

y4 = a1 v a3¬X1¬X2

y5 = a3¬X1¬X2

y6 = a6X5¬X6¬X7X8 v a7¬X3X8

y7 = a5

y8 = a6X5X6

y9 = a3¬X1X2 v a4¬X3X4 v a6X5¬X6X7

y10 = a8X9

y11 = a4X3 v a7X3

y12 = a3X1

После выделения общих частей в логических выражениях и некоторого их упрощения получаем логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата:

e0 = a0X0 (2)

e1 = a2X0 (2)

e2 = a3X1 (2)

e3 = a3¬X1¬X2 (3)

e4 = a4X3 (2)

e5 = a3¬X1X2 (3)

e6 = a4¬X3X4 (3)

e7 = a6X5¬X6 (3)

e8 = a4¬X3¬X4 (3)

e9 = a6¬X5 (2)

e10 = a6X5X6 (3)

e11 = a7X3 (2)

e12 = a8X9 (2)

e13 = a0¬X0 (2)

e14 = a7¬X3X8 (3)

p0 = e5 v e6 v e7X7 (5)

p1 = e8 v e9 (2)

p2 = e4 v e11 (2)

p3 = e7¬X7X8 (3)

D0 = e13 v e1 v e2 v e3 v p2 v a5 v e12 (7)

D1 = a1 v a2 v e10 (3)

D2 = e3 v p1 (2)

D3 = e0 v a5 v e10 (3)

y0 = e0 (0)

y1 = e0 v e1 (2)

y2 = e0 v p0 (2)

y3 = a1 v p1 (2)

y4 = a1 v e3 (2)

y5 = e3 (0)

y6 = p3 v e14 (2)

y7 = a5 (0)

y8 = e10 (0)

y9 = p0 (0)

y10 = e12 (0)

y11 = p2 (0)

Инверторы: ¬X0, ¬X1, ¬X2, ¬X3, ¬X4, ¬X5, ¬X6, ¬X7 (8)

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мили при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен в приложении Г, с использованием в качестве элементов памяти 4 D-триггеров:

Схема формирования начальной установки на D-триггерах представлена на рисунке 1.



Рисунок 1 – Схема формирования начальной установки на D-триггерах

* 1. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на RS-триггерах

Для кодирования 9 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.

Произведем кодирование состояний автомата эвристическим методом кодирования:

1. Строим матрицу |М0|

Она состоит 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 количество появления данной пары в графе:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М0 = | 0  1  2  3  3  3  4  4  4  5  6  6  7  7  8 | 1  2  3  0  4  8  0  5  8  6  7  8  0  8  0 | 1  1  1  1  1  1  1  1  1  2  1  3  1  2  1 |

1. Упорядочим строки матрицы |M0|

Для этого строим матрицу |M| следующим образом. В первую строку матрицы помещаем пару с наибольшим весом. Из всех пар, имеющих общий компонент с парой, помещенной в матрицу |M| 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 |M0| , на основании которых определяется следующая пара, которая будет занесена в таблицу), из всех пар, имеющих общий компонент с парами, помещенными в матрицу |𝑀| выбирается пара с наибольшим весом и заносится в следующую строку матрицы и т.д. Формирование матрицы |M| заканчивается, когда все элементы матрицы |M0| размещены в матрице |𝑀|:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М = | 6  5  7  6  7  8  4  4  4  3  3  3  2  0  0 | 8  6  8  7  0  0  0  5  8  0  4  8  3  2  1 | 3  2  2  1  1  1  1  1  1  1  1  1  1  1  1 |

1. Закодируем первые 2 состояния:

a6 = 0001, a8 = 0000

Для удобства кодирования будем использовать карту Карно, представленную в таблице 7, в которой k3-k0 разряды кода, соответствующего состоянию ai.

Вычеркнем из матрицы |M| первую строку, соответствующую закодированным состояниям a6 и a8. Получаем матрицу |MI|. Выберем из первой строки матрицы |MI| незакодированный элемент a5, обозначим его γ, построим для него матрицу Мγ, выбрав из матрицы |MI| строки, содержащие a5. Найдем множество , в котором элементами являются коды, соседние для уже закодированных состояний, которые присутствуют в Мγ. Для каждого кода из определим суммарное количество переключений триггера при кодировании состояния γ данным кодом. Код, который потребует минимальное число переключений назначается состоянию γ.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| МI = | 5  7  6  7  8  4  4  4  3  3  3  2  0  0 | 6  8  7  0  0  0  5  8  0  4  8  3  2  1 |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| Мγ = | 54 | 6  5 |

γ = 5

Bγ = 6 = 0001

= {1001, 0101, 0011}

= {1001, 0101, 0011}

W1001 = = 1

W0101 = = 1

W0011 = = 1

a5 = 0011

1. Повторяем кодирование, пока не будут закодированы все состояния

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| МII = | 7  6  7  8  4  4  4  3  3  3  2  0  0 | 8  7  0  0  0  5  8  0  4  8  3  2  1 |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| Мγ = | 76  7 | 8  70 |

γ = 7

Bγ = {6, 8} = {0001, 0000}

= {0101, 1001} = {0010, 0100, 1000}

= {0101, 1001, 0010, 0100, 1000}

W0101 =  = 3

W1001 = = 3

W0010 = = 3

W0100 = = 3

W1000 = = 3

a7 = 0010

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| МIII = | 7  8  4  4  4  3  3  3  2  0  0 | 0  0  0  5  8  0  4  8  3  2  1 |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| Мγ = | 3  4  7  8  0 | 0  0  0  0  1 |

γ = 0

Bγ = {7, 8} = {0010, 0000}

= {1010, 0110} = {1000, 0100}

= {1010, 0110, 1000, 0100}

W1010 = = 3

W0110 = = 3

W1000 = = 3

W0100 = = 3

a0 = 1000

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| МIV = | 4  4  4  3  3  3  2  0  0 | 0  5  8  0  4  8  3  2  1 |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| Мγ = | 4  4  4  3 | 0  5  8  4 |

γ = 4

Bγ = {0, 5, 8} = {1000, 0011, 0000}

= {1001, 1010, 1100}  = {1011, 0111} = 0100

= {1001, 1010, 1100, 1011, 0111, 0100}

W1001 = = 5

W1010 = = 5

W1100 = = 7

W1011 = = 6

W0111 = = 8

W0100 = = 6

a4 = 1010

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| МV = | 3  3  3  2  0  0 | 0  4  8  3  2  1 |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| Мγ = | 3  3  3  2 | 0  4  8  3 |

γ = 3

Bγ = {0, 4, 8} = {1000, 1010, 0000}

= {1100, 1001}  = {1110, 1011} = 0100

= {1100, 1001, 1110, 1011, 0100}

W1100 = = 5

W1001 = = 5

W1110 = = 6

W1011 = = 6

W0100 = = 6

a3 = 1001

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| МVI = | 2  0  0 | 3  2  1 |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| Мγ = | 2 0 | 3  2 |

γ = 2

Bγ = {0, 3} = {1000, 1001}

= 1100 = {1101, 1011}

= {1100, 1101, 1011}

W1100 = = 3

W1101 = = 3

W1011 = = 3

a2 = 1101

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| МVII = | 0 | 1 |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| Мγ = | 0 | 1 |

γ = 1

Bγ = 0 = 1000 = 1100

a1 = 1100

Таблица 7 – Карта Карно закодированных состояний

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| k3k2\k1k0 | 00 | 01 | 11 | 10 |
| 00 | a8 | a6 | a5 | a7 |
| 01 |  |  |  |  |
| 11 | a1 | a2 |  |  |
| 10 | a0 | a3 |  | a4 |

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 = 25/19 = 1.32

Получившиеся коды состояний представлены в таблице 8.

Таблица 8 – Коды состояний для модели Мили на RS-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Состояние | a0 | a1 | a2 | a3 | a4 | a5 | a6 | a7 | a8 |
| Код | 1000 | 1100 | 1101 | 1001 | 1010 | 0011 | 0001 | 0010 | 0000 |

Далее составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата модели Мили, представленная в таблице 9, и по известному правилу формируются логические выражения для функций возбуждения.

Таблица 9 – Прямая структурная таблица переходов и выходов автомата модели Мили на RS-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код am | Состояние перехода as | Код as | Входной сигнал X(am, as) | Выходные сигналы Y(am, as) | Функция возбуждения |
| a0 | 1000 | a0  a1 | 1000  1100 | ¬X0  X0 | -  y0, y1, y2 | -  S2 |
| a1 | 1100 | a2 | 1101 | 1 | y3, y4 | S0 |
| a2 | 1101 | a2  a3 | 1101  1001 | ¬X0  X0 | -  y1 | -  R2 |
| a3 | 1001 | a0  a4  a8 | 1000  1010  0000 | X1  ¬X1¬X2  ¬X1X2 | y12  y4, y5  y2, y9 | R0  S1R0  R3R0 |
| a4 | 1010 | a0  a5  a8 | 1000  0011  0000 | X3  ¬X3¬X4  ¬X3X4 | y11  y3  y2, y9 | R1  R3S0  R3R1 |
| a5 | 0011 | a6 | 0001 | 1 | y7 | R1 |
| a6 | 0001 | a5  a8  a8  a8  a7 | 0011  0000  0000  0000  0010 | ¬X5  X5¬X6¬X7X8  X5¬X6¬X7¬X8  X5¬X6X7  X5X6 | y3  y6  -  y2, y9  y8 | S1  R0  R0  R0  S1R0 |
| a7 | 0010 | a0  a8  a8 | 1000  0000  0000 | X3  ¬X3X8  ¬X3¬X8 | y11  y6  - | S3R1  R1  R1 |
| a8 | 0000 | a0  a8 | 1000  0000 | X9  ¬X9 | y10  - | S3  - |

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

R0 = a3 v a6X5

R1 = a4¬X3X4 v a7 v a4X3 v a5

R2 = a2X0

R3 = a3¬X1X2 v a4¬X3

S0 = a1 v a4¬X3¬X4

S1 = a3¬X1¬X2 v a6¬X5 v a6X5X6

S2 = a0X0

S3 = a7X3 v a8X9

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

y0 = a0X0

y1 = a0X0 v a2X0

y2 = a0X0 v a3¬X1X2 v a4¬X3X4 v a6X5¬X6X7

y3 = a1 v a4¬X3¬X4 v a6¬X5

y4 = a1 v a3¬X1¬X2

y5 = a3¬X1¬X2

y6 = a6X5¬X6¬X7X8 v a7¬X3X8

y7 = a5

y8 = a6X5X6

y9 = a3¬X1X2 v a4¬X3X4 v a6X5¬X6X7

y10 = a8X9

y11 = a4X3 v a7X3

y12 = a3X1

После выделения общих частей в логических выражениях и некоторого их упрощения получаем логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата:

e0 = a0X0 (2)

e1 = a2X0 (2)

e2 = a6X5 (2)

e3 = a6¬X5 (2)

e4 = a4X3 (2)

e5 = a3¬X1X2 (3)

e6 = a3¬X1¬X2 (3)

e7 = a4¬X3 (2)

e8 = a7X3 (2)

e9 = a8X9 (2)

e10 = a3X1 (2)

e11 = a7¬X3X8 (3)

p1 = e2X6 (2)

p2 = e2¬X6X7 (3)

p3 = e2¬X6¬X7X8 (4)

p4 = e7X4 (2)

p5 = e7¬X4 (2)

q0 = e5 v p4 v p2 (3)

R0 = a3 v e2 (2)

R1 = p4 v a7 v e4 v a5 (4)

R2 = e1 (0)

R3 = e5 v e7 (2)

S0 = a1 v p5 (2)

S1 = e6 v e3 v p1 (3)

S2 = e0 (0)

S3 = e8 v e9 (2)

y0 = e0 (0)

y1 = e0 v e1 (2)

y2 = e0 v q0 (2)

y3 = a1 v p5 v e3 (3)

y4 = a1 v e6 (2)

y5 = e6 (0)

y6 = p3 v e11 (2)

y7 = a5 (0)

y8 = p1 (0)

y9 = q0 (0)

y10 = e9 (0)

y11 = e4 v e8 (2)

y12 = e10 (0)

Инверторы: ¬X1, ¬X2, ¬X3, ¬X4, ¬X5, ¬X6, ¬X7, ¬X8 (8)

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мили при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен в приложении Г, с использованием в качестве элементов памяти 4 RS-триггеров:

Схема формирования начальной установки на RS-триггерах представлена на рисунке 2.



Рисунок 2 – Схема формирования начальной установки на RS-триггерах

* 1. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на счетчике

При кодировании состояний на счетчике необходимо стараться закодировать состояния таким образом, чтобы код состояния, отличающегося от предыдущего порядковым номером на единицу, был больше на единицу, так как счетчик имеет входные управляющие сигналы «+1», «-1», «Reset». Если при кодировании возникает ситуация, когда происходит переход в состояние отличное от предыдущего состояния более чем на единицу, необходимо заносить нестандартное состояние сразу же на элементы памяти счетчика. Для кодирования 9 состояний автомата по модели Мили потребуется 4-х разрядный счетчик. Получившиеся коды состояний представлены в таблице 10.

Таблица 10 – Коды состояний для модели Мили на счетчике

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Состояние | a0 | a1 | a2 | a3 | a4 | a5 | a6 | a7 | a8 |
| Код | 0001 | 0010 | 0011 | 0100 | 0101 | 0110 | 0111 | 1000 | 0000 |

Далее составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили на счетчике, результаты которой представлены в таблице 11, и по известному правилу формируются логические выражения для функций возбуждения.

Таблица 11 – Прямая структурная таблица переходов и выходов автомата модели Мили на счетчике

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код am | Состояние перехода as | Код as | Входной сигнал X(am, as) | Выходные сигналы Y(am, as) | Функция возбуждения |
| a0 | 0001 | a0  a1 | 0001  0010 | ¬X0  X0 | -  y0, y1, y2 | -  +1 |
| a1 | 0010 | a2 | 0011 | 1 | y3, y4 | +1 |
| a2 | 0011 | a2  a3 | 0011  0100 | ¬X0  X0 | -  y1 | -  +1 |
| a3 | 0100 | a0  a4  a8 | 0001  0101  0000 | X1  ¬X1¬X2  ¬X1X2 | y12  y4, y5  y2, y9 | D0, EWR  +1  R |
| a4 | 0101 | a0  a5  a8 | 0001  0110  0000 | X3  ¬X3¬X4  ¬X3X4 | y11  y3  y2, y9 | D0, EWR  +1  R |
| a5 | 0110 | a6 | 0111 | 1 | y7 | +1 |
| a6 | 0111 | a5  a8  a8  a8  a7 | 0110  0000  0000  0000  1000 | ¬X5  X5¬X6¬X7X8  X5¬X6¬X7¬X8  X5¬X6X7  X5X6 | y3  y6  -  y2, y9  y8 | -1  R  R  R  +1 |
| a7 | 1000 | a0  a8  a8 | 0001  0000  0000 | X3  ¬X3X8  ¬X3¬X8 | y11  y6  - | D0, EWR  R  R |
| a8 | 0000 | a0  a8 | 0001  0000 | X9  ¬X9 | y10  - | +1  - |

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

D0 = a3X1 v a4X3 v a7X3

+1 = a0X0 v a1 v a2X0 v a3¬X1¬X2 v a4¬X3¬X4 v a5 v a6X5X6 v a8X9

-1 = a6¬X5

R = a3¬X1X2 v a4¬X3X4 v a6X5¬X6 v a7¬X3

EWR = D0

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

y0 = a0X0

y1 = a0X0 v a2X0

y2 = a0X0 v a3¬X1X2 v a4¬X3X4 v a6X5¬X6X7

y3 = a1 v a4¬X3¬X4 v a6¬X5

y4 = a1 v a3¬X1¬X2

y5 = a3¬X1¬X2

y6 = a6X5¬X6¬X7X8 v a7¬X3X8

y7 = a5

y8 = a6X5X6

y9 = a3¬X1X2 v a4¬X3X4 v a6X5¬X6X7

y10 = a8X9

y11 = a4X3 v a7X3

y12 = a3X1

После выделения общих частей в логических выражениях и некоторого их упрощения получаем логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата:

e0 = a8X9 (2)

e1 = a0X0 (2)

e2 = a2X0 (2)

e3 = a3X1 (2)

e4 = a3¬X1X2 (3)

e5 = a4¬X3X4 (3)

e6 = a6X5¬X6 (3)

e7 = a6X5X6 (3)

e8 = a3¬X1¬X2 (3)

e9 = a4¬X3¬X4 (3)

e10 = a6¬X5 (2)

e11 = a4X3 (2)

e12 = a7X3 (2)

e13 = a7¬X3 (2)

p0 = e1 v e2 (2)

p1 = e4 v e5 (2)

p2 = e11 v e12 (2)

p3 = e6X7 (2)

q0 = p1 v p3 (2)

q1 = e3 v p2 (2)

q2 = e6¬X7X8 (3)

q3 = e13X8 (2)

D0 = q1 (0)

+1 = p0 v a1 v e8 v e9 v a5 v e7 v e0 (7)

-1 = e10 (0)

R = p1 v e6 v e13 (3)

EWR = q1 (0)

y0 = e1 (0)

y1 = p0 (0)

y2 = e1 v q0 (2)

y3 = a1 v e9 v e10 (3)

y4 = a1 v e8 (2)

y5 = e8 (0)

y6 = q2 v q3 (2)

y7 = a5 (0)

y8 = e7 (0)

y9 = q0 (0)

y10 = e0 (0)

y11 = p2 (0)

y12 = e3 (0)

Инверторы: ¬X1, ¬X2, ¬X3, ¬X4, ¬X5, ¬X6, ¬X7, ¬X8 (8)

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мили при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен в приложении Г, с использованием в качестве элементов памяти 4-х разрядного счетчика:

Схема формирования начальной установки на счетчике представлена на рисунке 3.



Рисунок 3 – Схема формирования начальной установки на счетчике

1. Кодирование внутренних состояний для модели Мура
   1. Кодирование внутренних состояний для модели Мура на D-триггерах

Для кодирования 15 состояний (b0…b14) графа автомата Мура, представленного в приложении Д, минимально необходимо 4 элемента памяти, но для более эффективного кодирования на D-триггерах был взят дополнительный ЭП, поэтому общее число используемых элементов памяти - 5.

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

1. каждому состоянию bi 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.

Кодирование состояний для модели Мура на D-триггерах представлено в таблице 12.

Таблица 12 – Коды состояний для модели Мура на D-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Состояние перехода | b0 | b1 | b2 | b3 | b4 | b5 | b6 | b7 | b8 | b9 |
| Исходное состояние | b  b0  b10  b12  b14 | b0 | b1 | b2  b3 | b2  b3 | b4 | b5  b7 | b6 | b7  b11 | b4  b5  b7 |
| Число переходов | 5 | 1 | 1 | 2 | 2 | 1 | 2 | 1 | 2 | 3 |
| Код состояния | 00000 | 10001 | 00110 | 00011 | 01000 | 01010 | 10000 | 10010 | 00101 | 00100 |
| Состояние перехода | b10 | b11 | b12 | b13 | b14 |
| Исходное состояние | b4 | b7 | b5  b11 | b7  b8  b9  b11  b13 | b7  b8  b9  b11  b13 |
| Число переходов | 1 | 1 | 2 | 5 | 5 |
| Код состояния | 01100 | 10100 | 01001 | 00001 | 00010 |

Далее составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата модели Мура на D-триггерах, результаты которой представлены в таблице 13 и формируются логические выражения для функций возбуждения.

Таблица 13 - Прямая структурная таблица переходов и выходов модели Мура на D-триггерах

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние bm | Код bm | Состояние перехода bs | Код bs | Входной сигнал X(bm, bs) | Функция возбуждения |
| b0 | 00000 | b0  b1 | 00000  10001 | ¬X0  X0 | -  D4D0 |
| b1 | 10001 | b2 | 00110 | 1 | D2D1 |
| b2 | 00110 | b3  b4 | 00011  01000 | ¬X0  X0 | D1D0  D3 |
| b3 | 00011 | b3  b4 | 00011  01000 | ¬X0  X0 | D1D0  D3 |
| b4 | 01000 | b5  b9  b10 | 01010  00100  01100 | ¬X1¬X2  ¬X1X2  X1 | D3D1  D2  D3D2 |
| b5 | 01010 | b6  b9  b12 | 10000  00100  01001 | ¬X3¬X4  ¬X3X4  X3 | D4  D2  D3D0 |
| b6 | 10000 | b7 | 10010 | 1 | D4D1 |
| b7 | 10010 | b6  b8  b9  b11  b13  b14 | 10000  00101  00100  10100  00001  00010 | ¬X5  X5¬X6¬X7X8  X5¬X6X7  X5X6  X5¬X6¬X7¬X8¬X9  X5¬X6¬X7¬X8X9 | D4  D2D0  D2  D4D2  D0  D1 |
| b8 | 00101 | b13  b14 | 00001  00010 | ¬X9  X9 | D0  D1 |
| b9 | 00100 | b13  b14 | 00001  00010 | ¬X9  X9 | D0  D1 |
| b10 | 01100 | b0 | 00000 | 1 | - |
| b11 | 10100 | b12  b13  b14 | 01001  00001  00010 | X3  ¬X3¬X8¬X9  ¬X3¬X8X9 | D3D0  D0  D1 |
| b12 | 01001 | b0 | 00000 | 1 | - |
| b13 | 00001 | b13  b14 | 00001  00010 | ¬X9  X9 | D0  D1 |
| b14 | 00010 | b0 | 00000 | 1 | - |

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

D0 = b0X0 v b2¬X0 v b3¬X0 v b5X3 v b7X5¬X6¬X7X8 v b7X5¬X6¬X7¬X8¬X9 v b8¬X9 v b9¬X9 v b11X3 v b11¬X3¬X8¬X9 v b13¬X9

D1 = b1 v b2¬X0 v b3¬X0 v b4¬X1¬X2 v b6 v b7X5¬X6¬X7¬X8X9 v b8X9 v b9X9 v b11¬X3¬X8X9 v b13X9

D2 = b1 v b4¬X1X2 v b4X1 v b5¬X3X4 v b7X5X6 v b7X5¬X6X7 v b7X5¬X6¬X7X8

D3 = b2X0 v b3X0 v b4¬X1¬X2 v b4X1 v b5X3 v b11X3

D4 = b0X0 v b5¬X3¬X4 v b6 v b7¬X5 v b7X5X6

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

y0 = b1

y1 = b1 v b4

y2 = b1 v b9

y3 = b2 v b6

y4 = b2 v b5

y5 = b5

y6 = b8

y7 = b7

y8 = b11

y9 = b9

y10 = b14

y11 = b12

y12 = b10

После выделения общих частей в логических выражениях и некоторого их упрощения получаем логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата:

e0 = b0X0 (2)

e1 = b2 v b3 (2)

e2 = b5X3 (2)

e3 = b7X5¬X6 (3)

e4 = b7X5X6 (3)

e5 = b4¬X1¬X2 (3)

e6 = b4¬X1X2 (3)

e7 = b4X1 (2)

e8 = b8 v b9 v b13 (3)

e9 = b11¬X3¬X8 (3)

e10 = b11X3 (2)

e11 = b5¬X3X4 (3)

e12 = b5¬X3¬X4 (3)

e13 = b7¬X5 (2)

p0 = e3¬X7¬X8 (3)

p1 = e3¬X7X8 (3)

p2 = e9X9 (2)

p3 = e9¬X9 (2)

p4 = e8X9 (2)

p5 = e8¬X9 (2)

p6 = e1X0 (2)

p7 = e1¬X0 (2)

p8 = e3X7 (2)

q0 = p0X9 (2)

q1 = p0¬X9 (2)

D0 = e0 v p7 v e2 v p1 v q1 v p5 v e10 v p3 (8)

D1 = b1 v p7 v e5 v b6 v q0 v p4 v p2 (7)

D2 = b1 v e6 v e7 v e11 v e4 v p8 v p1 (7)

D3 = p6 v e5 v e7 v e2 v e10 (5)

D4 = e0 v e12 v b6 v e13 v e4 (5)

y0 = b1 (0)

y1 = b1 v b4 (2)

y2 = b1 v b9 (2)

y3 = b2 v b6 (2)

y4 = b2 v b5 (2)

y5 = b5 (0)

y6 = b8 (0)

y7 = b7 (0)

y8 = b11 (0)

y9 = b9 (0)

y10 = b14 (0)

y11 = b12 (0)

y12 = b10 (0)

Инверторы: ¬X0. ¬X1, ¬X2, ¬X3, ¬X4, ¬X5, ¬X6, ¬X7, ¬X8, ¬X9 (10)

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

Схема формирования начальной установки на D-триггерах представлена на рисунке 4.



Рисунок 4 - Схема формирования начальной установки на D-триггерах

Цена по Квайну автомата модели Мура на D-триггерах получилась значительно 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.

* 1. Кодирование внутренних состояний для модели Мура на счетчике

Принцип кодирования состояний на счетчике для модели Мура аналогичен принципу кодирования состояний на счетчике для модели Мили.

Для кодирования 15 состояний автомата по модели Мура потребуется 4-х разрядный счетчик. Получившиеся коды состояний представлены в таблице 14.

Таблица 14 – Коды состояний для модели Мура на счетчике

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Состояние | b0 | b1 | b2 | b3 | b4 | b5 | b6 | b7 | b8 | b9 |
| Код | 0001 | 0010 | 0011 | 0100 | 0101 | 0110 | 0111 | 1000 | 1001 | 1010 |
| Состояние | b10 | b11 | b12 | b13 | b14 |  | | | | |
| Код | 1011 | 1100 | 1101 | 1110 | 0000 |

Далее составляется прямая структурная таблица переходов и выходов автомата Мили на счетчике, результаты которой представлены в таблице 15, и по известному правилу формируются логические выражения для функций возбуждения.

Таблица 15 – Прямая структурная таблица переходов и выходов автомата модели Мура на счетчике

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние bm | Код bm | Состояние перехода bs | Код bs | Входной сигнал X(bm, bs) | Функция возбуждения |
| b0 | 0001 | b0  b1 | 0001  0010 | ¬X0  X0 | -  +1 |
| b1 | 0010 | b2 | 0011 | 1 | +1 |
| b2 | 0011 | b3  b4 | 0100  0101 | ¬X0  X0 | +1  D2D0, EWR |
| b3 | 0100 | b3  b4 | 0100  0101 | ¬X0  X0 | -  +1 |
| b4 | 0101 | b5  b9  b10 | 0111  1010  1011 | ¬X1¬X2  ¬X1X2  X1 | +1  D3D1, EWR  D3D1D0, EWR |
| b5 | 0110 | b6  b9  b12 | 0111  1010  1101 | ¬X3¬X4  ¬X3X4  X3 | +1  D3D1, EWR  D3D2D0, EWR |
| b6 | 0111 | b7 | 1000 | 1 | +1 |
| b7 | 1000 | b6  b8  b9  b11  b13  b14 | 0111  1001  1010  1100  1110  0000 | ¬X5  X5¬X6¬X7X8  X5¬X6X7  X5X6  X5¬X6¬X7¬X8¬X9  X5¬X6¬X7¬X8X9 | -1  +1  D3D1, EWR  D3D2, EWR  D3D2D1, EWR  R |
| b8 | 1001 | b13  b14 | 1110  0000 | ¬X9  X9 | D3D2D1, EWR  R |
| b9 | 1010 | b13  b14 | 1110  0000 | ¬X9  X9 | D3D2D1, EWR  R |
| b10 | 1011 | b0 | 0001 | 1 | D0, EWR |
| b11 | 1100 | b12  b13  b14 | 1101  1110  0000 | X3  ¬X3¬X8¬X9  ¬X3¬X8X9 | D3D2D0, EWR  D3D2D1, EWR  R |
| b12 | 1101 | b0 | 0001 | 1 | D0, EWR |
| b13 | 1110 | b13  b14 | 1110  0000 | ¬X9  X9 | -  R |
| b14 | 0000 | b0 | 0001 | 1 | +1 |

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

D0 = b2X0 v b4X1 v b5X3 v b10 v b11X3 v b12

D1 = b4X1 v b4¬X1X2 v b5¬X3X4 v b7X5¬X6X7 v b7X5¬X6¬X7¬X8¬X9 v b8¬X9 v b9¬X9 v b11¬X3¬X8¬X9

D2 = b2X0 v b5X3 v b7X5X6 v b7X5¬X6¬X7¬X8¬X9 v b8¬X9 v b9¬X9 v b11X3 v b11¬X3¬X8¬X9

D3 = b4¬X1X2 v b4X1 v b5¬X3X4 v b5X3 v b7X5X6 v b7X5¬X6X7 v b7X5¬X6¬X7¬X8¬X9 v b8¬X9 v b9¬X9 v b11X3 v b11¬X3¬X8¬X9

+1 = b0X0 v b1 v b2¬X0 v b3X0 v b4¬X1¬X2 v b5¬X3¬X4 v b6 v b7X5¬X6¬X7X8 v b14

-1 = b7¬X5

R = b7X5¬X6¬X7¬X8X9 v b8X9 v b9X9 v b11¬X3¬X8X9 v b13X9

EWR = D3 v D2 v D1 v D0

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

y0 = b1

y1 = b1 v b4

y2 = b1 v b9

y3 = b2 v b6

y4 = b2 v b5

y5 = b5

y6 = b8

y7 = b7

y8 = b11

y9 = b9

y10 = b14

y11 = b12

y12 = b10

После выделения общих частей в логических выражениях и некоторого их упрощения получаем логические уравнения для построения функциональной схемы управляющего автомата:

e0 = b2X0 (2)

e1 = b4X1 (2)

e2 = X3(b5 v b11) (4)

e3 = b8 v b9 (2)

e4 = b0 v b3 (2)

e5 = b4¬X1X2 (3)

e6 = b5¬X3X4 (3)

e7 = b7X5¬X6 (3)

e8 = b7X5X6 (3)

e9 = b11¬X3¬X8 (3)

e10 = b2¬X0 (2)

e11 = b4¬X1¬X2 (3)

e12 = b5¬X3¬X4 (3)

e13 = b7¬X5 (2)

e14 = b13X9 (2)

p0 = e3¬X9 (2)

p1 = e3X9 (2)

p2 = e4X0 (2)

p3 = e7X7 (2)

p4 = e7¬X7¬X8 (3)

p5 = e7¬X7X8 (3)

p6 = e9¬X9 (2)

p7 = e9X9 (2)

q0 = p4¬X9 (2)

q1 = p4X9 (2)

q2 = e1 v e5 v e6 v p3 (4)

t0 = q0 v p0 v p6 (3)

w0 = t0 v e2 v e8 (3)

D0 = e0 v e1 v e2 v b10 v b12 (5)

D1 = q2 v t0 (2)

D2 = e0 v w0 (2)

D3 = q2 v w0 (2)

+1 = p2 v b1 v e10 v e11 v e12 v b6 v p5 v b14 (8)

-1 = e13 (0)

R = q1 v p1 v p7 v e14 (4)

EWR = D3 v D2 v D1 v D0 (4)

y0 = b1 (0)

y1 = b1 v b4 (2)

y2 = b1 v b9 (2)

y3 = b2 v b6 (2)

y4 = b2 v b5 (2)

y5 = b5 (0)

y6 = b8 (0)

y7 = b7 (0)

y8 = b11 (0)

y9 = b9 (0)

y10 = b14 (0)

y11 = b12 (0)

y12 = b10 (0)

Инверторы: ¬X0, ¬X1, ¬X2, ¬X3, ¬X4, ¬X5, ¬X6, ¬X7, ¬X8, ¬X9 (10)

Цена комбинационной схемы по Квайну автомата по модели Мура при использовании графа, построенного на основе ГСА, который представлен в приложении Д, с использованием в качестве элементов памяти 4-х разрядного счетчика:

Схема формирования начальной установки на счетчике представлена на рисунке 5.



Рисунок 5 – Схема формирования начальной установки на счетчике

1. Построение схемы управляющего микропрограммного автомата

Наименьшей ценой по Квайну обладает модель автомата модели Мили на счетчике, она равна 93, поэтому микропрограммный автомат будет строиться для этой модели. В приложении Е приведена функциональная схема проектируемого управляющего автомата, выполняющего операцию деления чисел в двоичной системе счисления с плавающей запятой в прямом коде с порядками вторым способом без восстановления остатков с использованием обратного кода при вычитании мантисс. 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 синтезирован автомат, выполняющий деление чисел в двоичной системе счисления с плавающей запятой в прямом коде с порядками вторым способом без восстановления остатков с использованием обратного кода при вычитании мантисс в основном логическом базисе. Управляющий автомат был синтезирован на модели Мили с использованием 4-разрядного счетчика в качестве элемента памяти, так как цена по Квайну данного автомата получилась наименьшей и равной 93. Автомат, полученный в ходе выполнения курсового проекта, задан множеством внутренних состояний a0-a8, множеством входных сигналов y0-y12, функциями переходов и выходов, и начальным состоянием a0.

Перечень сокращений

ДК – дополнительный код

ПК – прямой код

ГСА – граф-схема алгоритма

УА – управляющий автомат

ОА – операционный автомат

МПА – микропрограммный автомат

ЭП – элемент памяти

КС – комбинационная схема

ИНВ – инверторы

DC – дешифратор

НУ – начальные установки

ПРС – переполнение разрядной сетки

ПМР – потеря младших разрядов

ВрПМР – временная потеря младших разрядов

ДНН – деление на ноль

Библиографический список

1. Мельцов, В.Ю. Синтез микропрограммных управляющих автоматов [Текст]: Учеб. пособие / В. Ю. Мельцов, Т. Р. Фадеева – ВятГУ, ФАВТ, каф. ЭВМ. - Киров: [б. и.], 2010. - 61с.
2. Фадеева Т.Р., Долженкова М.Л. Организация арифметических операций над двоичными числами. Киров: Изд-во ВятГУ, 2001. 40с.
3. Мельцов, В.Ю. Применение САПР Quartus для синтеза абстрактных и структурных автоматов. Учебное пособие [Текст] – Киров: ГОУ ВПО ВятГУ, 2011. – 86с.
4. Фадеева Т.Р., Матвеева Л.И. Шихов М.М. Арифметические основы вычислительной техники и элементы микропрограммного управления. – Киров: Изд-во ВятГУ, 2017. – 166 с.

Приложение А

(обязательное)

Функциональная схема операционного автомата



Приложение Б

(обязательное)

Содержательная граф-схема алгоритма

Приложение В

(обязательное)

Отмеченная граф-схема алгоритма



Приложение Г

(обязательное)

Граф автомата модели Мили

Приложение Д

(обязательное)

Граф автомата модели Мура

Приложение Е

(обязательное)

Функциональная схема управляющего автомата