МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

ФЕДЕРАЛЬНОЕ ГОСУДАРСТВЕННОЕ БЮДЖЕТНОЕ

ОБРАЗОВАТЕЛЬНОЕ УЧРЕЖДЕНИЕ

Высшего профессионального образования

«ВЯТСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ»

(ФГБОУ ВПО «ВятГУ»)

Кафедра электронных вычислительных машин

Допускаю к защите

Руководитель работы

\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_

подпись фамилия, инициалы

"\_\_"\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_20\_\_\_ г.

"СИНТЕЗ МИКРОПРОГРАММНЫХ УПРАВЛЯЮЩИХ АВТОМАТОВ"

ПОЯСНИТЕЛЬНАЯ ЗАПИСКА

по курсовой работе

по дисциплине «Теория автоматов»

ТПЖА 220101.068 ПЗ

Студент группы ВМ-22 \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_Куваев Алексей С.

подпись фамилия, инициалы

Руководитель \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_Агалаков Е.В.

подпись фамилия, инициалы

Оценка: \_\_\_\_\_\_\_ \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_

дата защиты

Комиссия: \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_(\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_)

подпись фамилия, инициалы

\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_(\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_)

подпись фамилия, инициалы

\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_(\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_)

подпись фамилия, инициалы

Киров 2012

Содержание

[1. Введение 3](#_Toc321433561)

[1. Постановка задачи 4](#_Toc321433562)

[3.Выбор функциональной схемы операционной части устройства и определение списка микроопераций и логических условий 8](#_Toc321433563)

[4. Разработка содержательной граф-схемы алгоритма 11](#_Toc321433564)

[5. Построение отмеченной граф-схемы алгоритма 13](#_Toc321433565)

[6. Синтез МПА в соответствии с моделью графа Мили. 14](#_Toc321433566)

[7. Синтез МПА в соответствии с моделью Мура 23](#_Toc321433567)

[8. Построение функциональной схемы управляющего микропрограммного автомата. 31](#_Toc321433568)

[9. Заключение 32](#_Toc321433569)

[Перечень сокращений. 33](#_Toc321433570)

[Список литературы 34](#_Toc321433571)

# 1. Введение

В последние годы с большой интенсивностью ведутся работы по созданию и применению различных автоматических систем для переработки информации. 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 в той или иной степени приближенного отображения физических моделей.

Применение моделей в “Теории автоматов” не ограничивается какой-либо частной областью, а возможно для решения проблем практически в любой области исследования

Основной целью данной курсовой работы является получение навыков синтеза управляющего МПА с жесткой логикой на основе разработки машинных алгоритмов одной из заданных арифметических операций. Основным требованием является минимизация аппаратурных затрат как управляющего автомата, так и операционного автомата при приемлемом быстродействии.

.

# 1. Постановка задачи

Синтезировать микропрограммный автомат, управляющий выполнением умножения чисел в двоичной системе счисления с плавающей запятой с характеристикой вторым способом в дополнительном коде с простой коррекцией, в основном логическом базисе. Разрядность операндов – четыре байта.

.

Описание используемого алгоритма умножения

Алгоритм умножения чисел 2 способом в ДК с простой коррекцией в форме с ПЗ и характеристикой

В качестве основной операции выступает операция умножения двоичных чисел вторым способом в дополнительном коде (ДК) с плавающей запятой (ПЗ), с характеристикой.

Алгоритм умножения:

1. Определить знак произведения сложением по модулю два знаковых разрядов сомножителей, и далее использовать модули операндов.

2. Проверить множимое на равенство нулю: если равно нулю, операцию умножения следует прекратить, т.к. результат будет также равным нулю.

3. Проверить множитель на равенство нулю: если равен нулю, операцию умножения следует прекратить, т.к. результат будет также равным нулю.

4. Сложить характеристики сомножителей. При этом могут возникнуть следующие ситуации: переполнение разрядной сетки (ПРС), временное ПРС или потеря младших разрядов (ПМР). Если возникло ПРС (признаком ПРС является получение единицы переноса и единицы в старшем разряде результирующей характеристики), то необходимо зафиксировать её появление и прекратить

операцию. Временное ПРС может возникнуть, когда в старший разряд равен единице, образовалась единица переноса, но все разряды характеристики, за исключением старшего, равны нулю. При этом нужно продолжить алгоритм умножения. Если возникла ситуация ПМР (признаком ПМР является отсутствие

единицы переноса и ноль в старшем разряде результирующей характеристики), то необходимо зафиксировать её появление и выдать нулевой результат. В противном случае переходим к пункту 5.

5. Анализ младшей цифры очередного разряда множителя: если цифра множителя «1», то суммировать множимое с накопленной суммой частичных произведений (ЧП), если «0» то перейти к пункту 6.

6. Выполнить в основном цикле - сложение мантисс операндов и сдвиги: множителя на один разряд вправо, множимого на один разряд влево.

7.После цикла умножение необходимо проверить нужна ли коррекция результата: если первый множитель отрицательный, то необходимо добавить к псевдо результату ДК другого сомножителя, аналогично проверяется второй множитель , если он отрицательный то к псевдо произведению прибавляется ДК сомножителя

8. После цикла умножения необходимо провести проверку на необходимость нормализации результата. Если произведение денормализовано, провести нормализацию результата: сдвинем псевдо произведение на 1 разряд влево, вычтем “1” из характеристики. При этом, если ранее было зафиксировано временное ПРС, оно устраняется. Если после нормализации мантиссы произошло ПМР, нужно зафиксировать её появление и вывести результат равный «0»; в противном случае переходим к пункту

9. Денормализация возможна лишь на один разряд, т.к. операнды поступают на входную шину уже нормализованными. Если результат нормализован, необходимо проверить, было ли зафиксировано временно ПРС. Если да, то установить признак ПРС и операцию необходимо прекратить.

10. Присвоить знак модулю произведения из п. 1 алгоритма. Если после нормализации результата зафиксирован признак ПМР, то в качестве знака результата необходимо выдать ноль.

Числовой пример

А = 6,546875= 0,10011 11010001102

В = 22,71875= 1,10101 10110101112

1) 0  0 = 0

2) Сложим характеристики:

1,0011

1,0101

10,1000

ПРС и ПМР не возникло.

3) Перемножим мантиссы:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Множитель | Множимое | Сумма ЧП | Пояснения |
| 1101000110 | 0000000000 1011010111 | 0000000000 0000000000 | Сдвиги |
| 0110100011 | 0000000001 0110101110 | 0000000000 0000000000  0000000001 0110101110  0000000001 0110101110 | Сложение, сдвиги |
| 0011010001 | 0000000010 1101011100 | 0000000001 0110101110  0000000010 1101011100  0000000100 0100001010 | Сложение, сдвиги |
| 0001101000 | 0000000101 1010111000 | 0000000100 0101000001 | Сдвиги |
| 0000110100 | 0000001011 0101110000 | 0000000100 0101000001 | Сдвиги |
| 0000011010 | 0000010110 1011100000 | 0000000100 0101000001 | Сдвиги |
| 0000001101 | 0000101101 0111000000 | 0000000100 0101000001  0000101101 0111000000  0000110001 1011001010 | Сложение, сдвиги |
| 0000000110 | 0001011010 1110000000 | 0000110001 1011001010 | Сдвиги |
| 0000000011 | 0010110101 1100000000 | 0000110001 1011001010  0010110101 1100000000  0011100111 0111001010 | Сложение, сдвиги |
| 0000000001 | 0101101011 1000000000 | 0011100111 0111001010  0101101011 1000000000  1001010010 1111001010 | Сложение, сдвиги |
| 0000000000 | 1011010111 0000000000 | 1001010010 1111001010 |  |

Ответ: 1,11000 10010100102= 148,510

Проверка: 6,546875\*22,71875=-148,7

# 3.Выбор функциональной схемы операционной части устройства и определение списка микроопераций и логических условий

3.1 Операционный автомат (Приложение А) должен содержать следующие элементы:

* 23 разрядный сдвиговый регистр RG1 для хранения множителя;
* 46 разрядный сдвиговый RG2 для хранения множимого;
* 46 разрядный сдвиговый регистр RG3 для хранения и сдвига частных сумм;
* 46 разрядны управляемы инвертор;
* 46 разрядный мультиплексор MS1 для подачи с нужного плеча значения множимого или множителя;
* 8и разрядный регистр RG4 для приема характеристик с шины;
* 8и разрядный сумматор SM2 для сложения характеристик;
* 46и разрядный сумматор SM1 для сложения множимого с частными суммами;
* обратный 8и разрядный счетчик СТ2 для хранения характеристик и работы с ними;
* 6 разрядный счетчик СТ1 для управления циклом умножения;
* 2x входовой элемент «или-не» для выявления ПМР;
* 2x входовой элемент «и» для выделения ПРС;
* 2x входовой элемент «и» и 7 разрядный элемент «ИЛИ» с инверсным выходом для выделения временного ПРС;
* 1 элемент сложения по модулю 2 для получения знака результата;
* 1 инвертор для получении инверсного значения 7 разряда CT2;
* 2 D-триггера для хранения знаковых разрядов множимого и множителя
* 1 RS-триггер для хранения признака ПРС;
* 1 элемент сложения по модулю 2, элемент «ИЛИ» и 3х входовой элемент «ИЛИ» с инверсным выходом для выявления признака нормализации;
* 23х разрядный элемент «ИЛИ» для проверки на 0 множимого и множителя;
* 23 и 22 разрядные элементы «ИЛИ», элемент и с инверсным входом, элемент «ИЛИ» для выявления ситуации 10…0.0000000000000000000000.00000….0001;
* усилитель-формирователь для выдачи результата на выходную шину.

3.2 Алгоритм работы:

Операнды разрядностью 4 байта поступают по входной шине в операционный автомат в нормализованном виде. Первым операндом приходит множитель. Мантисса множителя записывается в RG1 и передается на плечо B MS1, знак множимого записывается в триггер Т1. В счетчик СТ1 заносится «001001», обнуляется CT2. Далее мантисса множимого записывается в RG2 , а его характеристика записывается в RG4 и подается на плечо А сумматора SM2. Производится проверка множимого на равенство 0, если он равен 0 то обнуляются триггеры и выдается по выходной шине результат равный 0, в противном случае производится запись характеристики с SM2 в СТ2 и подается на плечо В SM2. После подачи множимого по входной шине, его мантисса заносится в RG2 передается на плечо А MS1 и передается на управляемый инвертор и поступает на плечо А SM1 , знак множимого заносится в триггер Т2,его характеристика заносится в RG4. Производится проверка множимого на 0, если множимое равно 0,то происходит обнуление триггеров для хранения знака, счетчика для хранения характеристик и выдается результат равный 0, в противном случае производится сложение характеристик в SM2 и сумма из SM2 заносится в CT2.Далее производится проверка на возникновение ПРС при сложений характеристик , если возникло ПРС то автомат заканчивает свою работу выдавая за результат сигнал о возникновении ПРС, если ПРС не возникло то проверятся возникновение ПМР если ПМР возникло то производится обнуление триггеров хранения знаков, CT2 и выдается по выходной шине результат равный 0, если не возникло то выполняется цикл умножения: анализируется младший разряд множителя(младший разряд RG1) если он равен 1 то выполняется сложение в SM1 результат записывается в RG3 , если младший разряд RG1 равен 0 сложение не выполняется, далее выполняется сдвиг RG1 в право RG2 в лево и увеличивается содержимое СТ1 на «1, производится проверка старшего разряда СТ1 - цикл умножения заканчивается если который заканчивается по появлению «1» в старшем разряде CT1. После окончания цикла умножения производится проверка знака множимого, если он равен «1» то выполняется передача на управляемый инвертор значения с плеча А MS1, производится инверсия, прибавление «1» в SM1, производится передача с RG3 на плечо В SM1 выполняется сложение, результат записывается в RG3, если знак равен «0» то никаких действий не выполняется, после этого выполняется проверка знака множимого, если он равен «1» то выполняется передача на управляемый инвертор значения с плеча В MS1, производится инверсия, прибавление «1» в SM1, производится передача с RG3 на плечо В SM1 выполняется сложение, результат записывается в RG3, если знак равен «0» то никаких действий не выполняется. Выполняется проверка на необходимость нормализации результата, в случае если нужна то содержимое RG3 сдвигается в лево в младший разряд заносится знак результата, а содержимое CT2 уменьшается на «1», и производится проверка на ПМР если оно возникло то обнуляем триггеры со знаками множимого и множителя,СТ2 и RG3 выдаем результат равный 0, если нормализация не выполнялась производим проверку на временное ПРС , если оно есть то выдаем в качестве результат о возникновении ПРС, в противном случае выдаем результат по шине выхода.

3.3 Для организации работы автомата необходимы следующие управляющие сигналы:

у0 – запись в RG1и RG2, T1, обнуление CT2,запись 001001 в CT1, обнуление RG3;

у1 – запись в RG2, Т2, RG4, установка T3 в положение «0»;

у2 – сдвиг RG1 вправо, сдвиг RG2 влево, СТ1:=СТ1+1;

у3 – подача сигнала на crp SM1, управление инвертором;

у4 – запись в СТ1 значения с выхода SM2s;

у5 – CT2:=CT2+1, сдвиг RG3 в лево;

у6 – запись в RG3 значения с выхода SM1s;

у7 – управление мультиплексором ;

у8 – установка Т1, Т2 в положение «0»;

у9 – выдача результата на выходную шину;

у10 – установка флага ПРС;

Осведомительные сигналы которые подаются из операционного автомата в управляющий автомат

3.4 Из операционного автомата поступают осведомительные сигналы:

Х – проверка наличия операндов на входной шине;

P1 – 1 если необходима коррекция множимым (знак множителя);

Р2 – 1 если необходима коррекция множителем (знак множимого);

Р3 – 1 если возникло ПМР;

Р4 - младший анализируемый разряд множителя;

Р5 – 0 если множимое или множитель равен 0 (старший разряд множимого);

Р6 – 1 если операция умножения окончена(старший разряд СТ1);

Р7 – 1 если возникло ПРС;

Р8 – 1 если возникло временное ПРС;

Р9 - 0 если необходима нормализация;

Z – проверка возможности выдачи результата на шину выхода.

Таким образом, управляющий МПА должен вырабатывать 11 управляющих сигналов и посылать их в ОА в нужные такты машинного времени в соответствии с алгоритмом выполнения операции умножения, ориентируясь на 11 осведомительных сигналов, поступающих из ОА.

# 4. Разработка содержательной граф-схемы алгоритма

Граф схема алгоритма приведена в приложении Б.

В первом такте производится проверка наличия на входной шине множителя (блок 1). При поступлении множимого его мантисса заносится в RG1 и в RG2, знак заносится в триггер Т1, в RG4 заносится его характеристика. Обнуляется RG3, CT2, в СТ1 заносится 001001, сбрасывается Т3. Затем производится проверка на 0 мантиссы множимого (блок 2), если p5=0 то происходит обнуление T1,T2,CT2,RG3(блок 23) и переход к блоку 24, иначе в СТ2 заносится значении выхода SM2(блок 4 ). Дале проверяется наличие на входной шине множимого (блок 5). При поступлении множимого производится запись мантиссы в RG2, его знак записывается в Т2, характеристика записывается в RG4 (блок 6).Далее проверяется множимое на равенство нулю. Если р5 равно 0 то происходит обнуление T1,T2,CT2,RG3(блок 23) и переход к блоку 24, иначе переход к блоку 9. Выполняется проверка на возникновение ПРС , если p7=1 то выполняется переход к блоку 26,триггер Т3 устанавливается в значение «1» и автомат заканчивает работу, в противном случае выполняется переход к блоку 10, выполняется проверка на возникновение ПМР , если р3 равно 1 то происходит обнуление T1,T2,CT2,RG3(блок 23) и переход к блоку 24,в противном случае далее производится анализ младшего разряда RG1(блок 11) если p4=1 то содержимое RG2 передается на плечо А MS1,с выхода MS1 поступает на управляемый инвертор и поступает на плечо А SM1, на плечо В SM2 поступает содержимое RG3,далее производится сложение и запись в RG3 и переход к блоку 13, если p4=0 то выполняется переход к блоку 13. Далее происходит сдвиг RG1 в право с записью в старший разряд младшего разряда и сдвиг RG2 в лево с записью в младший разряд 0 и увеличение содержимого СТ1 на «1»(блок13) . В следующий такт машинного времени выполняется проверка старшего разряда CT1(блок 14) если p6 равно 0 то выполняется переход к блоку 11, в противном случае к блоку 15 в нем выполняется проверка знака множимого, если p1 равно 1 то выполняется переключение передаваемого плеча мультиплексора, передача содержимого RG1 на плечо В мультиплексора передача с выхода MS1 на управляемый инвертор, выполняется инверсия, затем передача на плечо A SM1, на плечо В SM1 передается содержимое RG3 ,происходит сложение и прибавление 1 в младший разряд в SM1, и производится запись в RG3(блок 16) и переход к блоку 17 ,если p1 не равно «1» то производится переход к блоку 17, затем в производится проверка знака множимого(блок 17), если р2 равно 1 то передача содержимого RG2 на плечо А мультиплексора передача с выхода MS1 на управляемый инвертор, выполняется инверсия, затем передача на плечо A SM1, на плечо В SM1 передается содержимое RG3 ,происходит сложение и прибавление 1 в младший разряд в SM1, и производится запись в RG3(блок 18) и переход к блоку 19, в противном случае переход к блоку 19,где выполняется проверка на необходимость нормализации результата(блок19) если p9 =1 то выполняется переход к блоку 22 где проверяется на наличие временного ПРС если р8 равно 0 то выполняется переход к блоку 24,в противном случае выполняется установка триггера Т3 в значение 1( блок 26) и автомат заканчивает работу, если р9 равно 0 то производится сдвиг RG3 в лево ,в младший разряд записывается сумма по модулю 2 p1 и p2(блок 20) и выполняется проверка на ПМР(блок 21) если p3 равно единице то то происходит обнуление T1,T2,CT2,RG3(блок 23) и переход к блоку 24. Выполняется проверка возможности выдачи результата на шину выхода( блок 24) и выдача результата на выходную шину(блок 25)

# 5. Построение отмеченной граф-схемы алгоритма

Отмеченная граф-схема алгоритма работы ОА представлена в приложении В.

Для разметки граф-схемы алгоритма каждой совокупности микроопераций, находящихся в операторных вершинах, ставятся в соответствие управляющие микрокоманды (МК) Y1…Yn. Эти МК являются выходными сигналами УА и обеспечивают выполнение требуемых действий в соответствии со списком микроопераций (МО) ОА. Совокупность МО для каждой операторной вершины образуют микрокоманды, список которых представлен в таблице 2.

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| МК | Y1 | Y2 | Y3 | Y4 | Y5 | Y6 | Y7 | Y8 | Y9 | Y10 | Y11 | Y12 | Y13 |
| Совокупность МО | y0  y1 | y4 | y1 | y4 | y6 | y2 | y3  y6 | y3  y7,y6 | y8 | y5 | y0  y8 | y10 | y9 |

*Таблица 2*

Каждой условной вершине содержательной ГСА ставится в соответствие один из входных сигналов управляющего автомата X1…Xm, список которых приведен в таблице 3

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Входной сигнал УА | X1 | X2 | X3 | X4 | X5 | X6 | X7 | X8 | X9 | X10 | X11 |
| Логической условие ОА | X | p1 | p2 | p3 | p4 | p5 | p6 | p7 | p8 | p9 | Z |

*Таблица 3*

Далее в полном соответствии с содержательной ГСА строится отмеченная ГСА, условным вершинам которой приписывается один из входных сигналов УА, а операторным вершинам – одна из МК.

Получается ГСА, размеченная для модели Мили символами a0..a10 , для модели Мура символами b0..b14.

# 6. Синтез МПА в соответствии с моделью графа Мили.

6.1 Построение графа автомата

На основе отмеченной ГСА построен граф автомата для модели Мили (приложение Г).

Граф автомата Мили имеет 11 вершин, соответствующих состояниям автомата a0,…,a10. Дуги его отмечены входными сигналами, действующими на каждом переходе, и набором выходных сигналов, вырабатываемых УА на данном переходе.

6.2 Выбор и обоснование функциональной схемы МПА и типов элементов памяти

Для реализации модели Мили можно использовать вариант на основе D и RS триггеров и дешифратора, а также попробовать вариант на основе счетчика и дешифратора.

6.3 Кодирование внутренних состояний автомата

В УА в качестве элементов памяти (ЭП) могут быть использованы D-триггеры, RS-триггеры, счетчики и так далее.

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 минимального кодирования необходимо закодировать состояния кодами, содержащими наименьшее количество единиц. Для этого используют инверсные таблицы переходов.

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

В случае счетчиков разность кодов между соседними состояниями должна быть равна единице, тогда переход из одного состояния в другое будет осуществляться подачей на вход счетчика сигнала, увеличивающего или уменьшающего содержимое самого счетчика.

6.4 Кодирование состояний для модели Мили на D триггерах

При кодировании состояний автомата, в качестве элементов памяти которого выбраны D-триггеры, следует стремиться использовать коды с меньшим числом «1» в кодовом слове для кодирования 11 состояний (а0, …,а10) необходимо минимум 4 элемента памяти и из множества 4-разрядных двоичных слов надо выбрать код каждого состояния, ориентируясь на граф и обратную таблицу переходов: чем чаще в какое-либо состояние происходят переходы из других состояний, тем меньше «1» должно быть в его коде. Обратная таблица переходов и коды состояний отображены в *таблице 4*

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| а0 | а1 | а2 | а3 | а4 | а5 | а6 | а7 | а8 | а9 | a10 |
| а0,а4,а8,а10 | а0 | а1,а2 | а2 | а3 | а4,a6 | a5 | a6 | a7 | a8 | a1,a3,a4,a8,a9,a10 |
| 0001 | 0100 | 0010 | 0101 | 0110 | 1000 | 0011 | 1100 | 1001 | 1010 | 0000 |

*Таблица 4*

6.5 Построение структурной таблицы переходов выходов

Далее коды состояний помещаются в соответствующие столбцы таблицы переходов(см. таблицу 5) и формируются логические выражения для функций возбуждения D-триггеров.

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код  am | Состояние перехода as | Код  as | Выходной сигнал  X(amaS) | Выходные сигналы  Y(am,as) | Функции возбуждения  D- триггеров |
| а0 | 0001 | а0  а1 | 0001  0100 | ~x1  x1 | -  y0y1 | D4  D2 |
| а1 | 0100 | а2  а10 | 0010  0000 | x6  ~x6 | y4  y0y8 | D3  - |
| а2 | 0010 | а2  а3 | 0010  0101 | ~x1  x1 | -  y1 | D3  D2D4 |
| а3 | 0101 | а4  а10 | 0110  0000 | x6  ~x6 | y4  y0y8 | D2D3  - |
| а4 | 0110 | а0  а5  а5  а10 | 0001  1000  1000  0000 | x8  ~x8~x4x5  ~x8~x4~x5  ~x8x4 | y10  y6  ~  y0y8 | D4  D1  D1  - |
| а5 | 1000 | а6 | 1000 | 1 | y2 | D1 |
| а6 | 0011 | а5  а5  а7  а7 | 1000  1000  1100  1100 | ~x7x5  ~x7~x5  x7x2  x7~x2 | y6  -  y3y6  - | D1  D1  D1D2  D1D2 |
| а7 | 1100 | а8  а8 | 1001  1001 | x3  ~x3 | y3y6y7  - | D1D4  D1D4 |
| а8 | 1001 | а9  а10  а0 | 1010  0000  0001 | ~x10  x10~x9  x10x9 | y5  -  y10 | D1D3  -  D4 |
| а9 | 1010 | а10  а10 | 0000  0000 | x4  ~x4 | y0y8  - | -  - |
| а10 | 0000 | а10  а0 | 0000  0001 | ~x11  x11 | -  y9 | -  D4 |

Таблица 5

6.6 Получение логических выражений для функций возбуждения D-триггеров

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.

D1=a4~x8~x4 v a5 v a6 v a7 v a8~x10

D2=a0x1 v a2x1 v a3x6 v a6x7

D3=a1x6 v a2~x1 v a3x6 v a8~x10

D4=a0~x1 v a2x1 v a4x8 v a7 v a8x10x9 v a10x11

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов.

y0 = a0x1 v a1~x6 v a3~x6 v a4~x8x4 v a9x4

y1 = a0x1 v a2x1

y2 = a5

y3 = a6x7x2 v a7x3

y4 = a1x6 v a3x6

y5 = a8~x10

y6 = a6~x7x5 v a6x7x2 v a7x3 v a4~x8~x4x5

y7 = a7x3

y8 = a1~x6 v a3~x6 v a4~x8x4 v a9x4

y9 = a10x11

y10 = a4x8 v a8x10x9

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

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| d=(a0 v a2)x1(4)  o=a1 v a3(2)  f=ox6(2)  M=c v p v r(3) | c=o~x6(2)  t=a7x3(2)  N=z v t(2)  J=a4~x8~x4(3) | p=a4~x8x4(3)  q=a10x11(2)  r=a9x4(2)  L=w v s(2) | z= a6x7x2(3)  i=a8~x10(2)  w=a8x9x10(3)  s=a4x8(2) |
| y0=a0x1 v M (4)  y1 = d (0)  y2 = a5 (0)  y3 = N (0)  y4 = f (0)  y5 = i (0)  y6 = (a6~x7 v J)x5 v N (8)  y7 = t (0)  y8 = M (0)  y9 = q (0)  y10 = L (0) | | D1=J v a6 v a5 v a7 v i (5)  D2=d v a3x6 v a6x7 (7)  D3=f v a2~x1 v i (5)  D4=L v a0~x1 v a2x1 v a7 v q (9) | |

Цена комбинационной схемы по Квайну для автомата Мили, с использованием в качестве элементов памяти D-триггеров, равна С=77+5+4+4+9+8=107, при этом в схеме предполагается использовать 4-х входовой дешифратор.

6.7 Кодирование состояний для модели Мили на счетчике

Закодируем автомат Мили так, чтобы соседние состояния отличались значениями кодов на единицу. Закодируем K(a10)=0000, K(a0)=0001, K(a1)=0010 и т.д. , результаты кодирования отображены в *таблице 6*

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| а0 | а1 | а2 | а3 | а4 | а5 | а6 | а7 | а8 | а9 | а10 |
| 0001 | 0010 | 0011 | 0100 | 0101 | 0110 | 0111 | 1000 | 1001 | 1010 | 1011 |

*Таблица 6*

6.8 Построение структурной таблицы переходов выходов

Далее коды состояний помещаются в соответствующие столбцы таблицы(см. таблица 7) переходов и формируются логические выражения для функций возбуждения.

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код  am | Состояние перехода as | Код  as | Выходной сигнал X(amaS) | Выходные сигналы Y(am,as) | Функции возбуждения |
| а0 | 0001 | а0  а1 | 0001  0010 | ~x1  x1 | -  y0y1 | -  +1 |
| а1 | 0010 | а2  а10 | 0011  0000 | x6  ~x6 | y4  y0y8 | +1  R |
| а2 | 0011 | а2  а3 | 0011  0100 | ~x1  x1 | -  y1 | -  +1 |
| а3 | 0100 | а4  а10 | 0101  0000 | x6  ~x6 | y4  y0y8 | +1  R |
| а4 | 0101 | а0  а5  а5  а10 | 0001  0110  0110  0000 | x8  ~x8~x4x5  ~x8~x4~x5  ~x8x4 | y10  y6  ~  y0y8 | D4,EWR  +1  +1  R |
| а5 | 0110 | а6 | 0111 | 1 | y2 | +1 |
| а6 | 0111 | а5  а5  а7  а7 | 0110  0110  1000  1000 | ~x7x5  ~x7~x5  x7x2  x7~x2 | y6  -  y3y6  - | -1  -1  +1  +1 |
| а7 | 1000 | а8  а8 | 1001  1001 | x3  ~x3 | y3y6y7  - | +1  +1 |
| а8 | 1001 | а9  а10  а0 | 1010  0000  0001 | ~x10  x10~x9  x10x9 | y5  -  y10 | +1  R  D4,EWR |
| а9 | 1010 | а10  а10 | 0000  0000 | x4  ~x4 | y0y8  - | R  R |
| а10 | 0000 | а10  а0 | 0000  0001 | ~x11  x11 | -  y9 | -  +1 |

*Таблица 7*

6.9 Получение логических выражений для каждой функций возбуждения

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

+1=a0x1 v a1x6 v a2x1 v a3x6 v a4~x8~x4 v a5 v a6x7 v a7 v a8~x10 v a10x11

-1=a6~x8~x3

D4=EWR=a4x8 v a8x10x9

R=a1~x6 v a3~x6 v a4~x8x4 v a9

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов.

y0 = a0x1 v a1~x6 v a3~x6 v a4~x8x4 v a9x4

y1 = a0x1 v a2x1

y2 = a5

y3 = a6x7x2 v a7x3

y4 = a1x6 v a3x6

y5 = a8~x10

y6 = a6~x7x5 v a6x7x2 v a7x3 v a4~x8~x4x5

y7 = a7x3

y8 = a1~x6 v a3~x6 v a4~x8x4 v a9x4

y9 = a10x11

y10 = a4x8 v a8x10x9

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

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| c=x1(a0 v a2) (4)  f=a4~x8x4 (3)  g=a6x7x2 (3)  h=a7x3 (2)  k=a9x4 (2) | o=a10x11 (2)  q=x6(a1 v a3) (4)  z=a8~x10 (2)  d=(a1 v a3)~x6 (4)  w=a6~x7 (2) | p=a8x10x9 (3)  r=a4x8 (2)  N=d v f vk (3)  M=g v h (2)  J=p v r (2) | V=a4~x8~x4 (3) |

y0=a0x1 v N(4)

y1 = c (0)

y2 = a5 (0)

y3 = M (0)

y4 = q (0)

y5 = z (0)

y6 = (V v w)x5 v M (6)

y7 = h (0)

y8 = N (0)

y9 = o (0)

y10 = J (0)

+1=o v z v a6x7 v c v q v a5 v a7v V (10)

-1=w

R=d v f v a8~x9x10 v a9 (7)

EWR=D4=J (0)

Цена комбинационной схемы по Квайну для автомата Мили, с использованием в качестве элементов счетчиков, равна С=70+6+8+4+2+8=98, при этом в схеме предполагается использовать 4-х входовой дешифратор.

6.10 Кодирование состояний для модели Мили на RS триггерах

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| М= | 0  0  1  1  2  2  3  3  4  4  4  5  6  6  7  8  8  8  9  10  10 | 0  1  2  10  2  3  4  10  0  5  10  6  5  7  8  9  0  10  10  10  0 |

К(а0)=0000 К(а1)=0001

1)γ = a2;

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| М1= | 1  2 | 2  3 |

B1={1}

C11={1001,0101,0011}

D1={1001,0101,0011}

W0011= W1001= W0101=1

**K(a2) = 0011**

2)γ = a10;

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| М2= | 1  3  8  9  10 | 10  10  10  10  0 |

B2={1}

C11={1001,0101 }

D1={1001,0101}

W1001= W0101=1

**K(a10) = 1001**

3)γ = a3;

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М3= | 2  3  3 | 3  4  10 | B3={2,10}  C21={1011,0111,0010},C101={1101,1011,1000} D1={1011,0111,0010,1101,1000} |

W1011=1+1=2 W1101=2+1=3

W0111=1+3=4 W1011=1+1=2

W0010=1+3=4 W1000=3+1=4

**K(a3) = 1011**

4) γ = a4;

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| М4= | 3  4  4  4 | 4  0  5  10 |

B4={0,3,10}

C01={0010,0100,1000} C31={1111,0101,1100 } C101={1101, 1000 }

D1={0010,0100,1000,1111,0101,1100,1101}

W0010=1+2+3=6 W1111=4+1+2=7 W1100=2+3+1=6

W0100=1+4+3=8 W0101=2+1+2=5 W1101=3+2+1=6

W1000=1+2+1=4 W1000=1+2+1=4;

**K(a4) = 1000**

5) γ = a5;

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| М5= | 4  5  6 | 5  6  5 |

B5={4}

C41={1100,1010}

D1={1100,1010}

W1100=W1010=1

**K(a5) = 1010**

6) γ = a6;

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М6= | 5  6  6 | 6  5  7 | B6={5}  C51={1110,1011,0010}  D1={1110,1011,0010} |

W1110=W1011= W0010=1

**K(a6) = 1110**

7) γ = a7;

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| М7= | 6  7 | 7  8 |

B7={6}

C61={1111,0110,1100}

D1={1111,0110,1100}

W1111=W0110= W1100=1

**K(a7) = 1111**

8) γ = a8;

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| М8= | 7  8  8  8 | 8  9  10  0 |

B8={7,0,10}

C01={0010,0100} C71={0111,1101} C101={1101}

D1={0010,0100,0111,1101,1101}

W0010=3+1+3=7 W0100=3+1+3=7

W0111=1+3+3=7 W1101=1+3+1=5

W1101=1+3+1=5

**K(a8) = 1101**

9) γ = a9;

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| М9= | 8  9 | 9  10 |

B9={8,10}

C81={0101,1100 }

D1={0101,1100}

W0101=W1100=1

**K(a9) = 1100**

Результаты кодирования состояний на RS триггерах отображены в *таблице 8*

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| As | a0 | a1 | a2 | a3 | a4 | a5 | a6 | a7 | a8 | a9 | a10 |
| K(As) | 0000 | 0001 | 0011 | 1011 | 1000 | 1010 | 1110 | 1111 | 1101 | 1100 | 1001 |

*Таблица 8*

6.11 Построение структурной таблицы переходов выходов для RS триггеров

Далее составляем прямую структурную таблицу переходов(см. таблицу 9) и выходов автомата Мили и по известному правилу формируем логические выражения для функций возбуждения.

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние | Код  am | Состояние перехода as | Код  as | Выходной сигнал X(amaS) | Выходные сигналы Y(am,as) | Функции возбуждения D- триггеров |
| а0 | 0000 | а0  а1 | 0000  0001 | ~x1  x1 | -  y0y1 | -  S4 |
| а1 | 0001 | а2  а10 | 0011  1001 | x6  ~x6 | y4  y0y8 | S3  S1 |
| а2 | 0011 | а2  а3 | 0011  1011 | ~x1  x1 | -  y1 | -  S1 |
| а3 | 1011 | а4  а10 | 1000  1001 | x6  ~x6 | y4  y0y8 | R3R4  R3 |
| а4 | 1000 | а0  а5  а5  а10 | 0000  1010  1010  1001 | x8  ~x8~x4x5  ~x8~x4~x5  ~x8x4 | y10  y6  ~  y0y8 | R1  S3  S3  S4 |
| а5 | 1010 | а6 | 1110 | 1 | y2 | S2 |
| а6 | 1110 | а5  а5  а7  а7 | 1010  1010  1111  1111 | ~x7x5  ~x7~x5  x7x2  x7~x2 | y6  -  y3y6  - | R2  R2  S4  S4 |
| а7 | 1111 | а8  а8 | 1101  1101 | x3  ~x3 | y3y6y7  - | R3  R3 |
| а8 | 1101 | а9  а10  а0 | 1100  1001  0000 | ~x10  x10~x9  x10x9 | y5  -  y10 | R4  R2  R1R2R4 |
| а9 | 1100 | а10  а10 | 1001  1001 | x4  ~x4 | y0y8  - | R2S4  R2S4 |
| а10 | 1001 | а10  а0 | 1001  0000 | ~x11  x11 | -  y9 | -  R1R4 |

*Таблица 9*

6.12 Получение логических выражений для каждой функций возбуждения

Логические выражения для каждой функции возбуждения входов R и S 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.

R1=a4x8 v a8x10x9 v a10x11

R2=a6~x7 v a8x10 v a9  
R3=a3 v a7

R4=a3x6 v a8~x10 v a8x10x9 v a10x11

S1=a1~x6 v a2x1

S2=a5   
S3=a1x6 v a4~x8~x4  
S4=a0x1 v a4~x8x4 v a6x7 v a9

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов.

y0 = a0x1 v a1~x6 v a3~x6 v a4~x8x4 v a9x4

y1 = a0x1 v a2x1

y2 = a5

y3 = a6x7x2 v a7x3

y4 = a1x6 v a3x6

y5 = a8~x10

y6 = a6~x7x5 v a6x7x2 v a7x3 v a4~x8~x4x5

y7 = a7x3

y8 = a1~x6 v a3~x6 v a4~x8x4 v a9x4

y9 = a10x11

y10 = a4x8 v a8x10x9

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

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| c=a4~x8x4 (3)  b=a9x4 (2)  t=a10x11 (2)  q=a7x3 (2)  m=a6x7x2 (3)  h=a0x1 (2) | f=a1~x6 (2)  l=a3~x6 (2)  r=a2x1 (2)  d=a1x6 (2)  k=a3x6 (2)  z=a6~x7(2) | o=a8~x10 (2)  p=a4x8 (2)  S=m v q (2)  U=f v l v c v b(4)  g=a8x10(2)  j=a4~x8~x4(3) |

y0=h v U(2)

y1=h v r(2)

y2=a5(0)

y3=S(0)

y4=d v k (2)

y5= o (0)

y6 = (z v j)x5 v S (5)

y7=q (0)

y8 = U (0)

y9=t (0)

y10= p v gx9 (4)

R1=p v t v gx9 (5)

R2=a9 v z v g (3)

R3= a3 v a7 (2)

R4=k v t v gx9 v o (6)

S1=f v r (2)

S2=a5(0)

S3=d v j (2)

S4=h v c v a6x7 v a9(6)

Цена комбинационной схемы по Квайну для автомата Мили, с использованием в качестве элементов памяти RS-триггеров, равна С=82+5+8+4+17+8=124, при этом в схеме предполагается использовать 4-х входовой дешифратор.

# 7. Синтез МПА в соответствии с моделью Мура

7.1 Построение графа автомата

На основе отмеченной ГСА построен граф автомата для модели Мура (приложение Д).

Граф автомата Мура имеет 15 вершин, соответствующих состояниям автомата b0,…,b14, каждая из которых определяет наборы выходных сигналов y0,…,y10 УА, а дуги графа отмечены входными сигналами, действующими на данном переходе.

7.2 Выбор и обоснование функциональной схемы УА и типов элементов памяти

Для кодирования состояний для модели Мура потребуется четыре разряда, т.е. при реализации структурной схемы для автомата Мура потребуется дешифратор на четыре входа и четыре триггера. Для реализации модели Мили можно использовать вариант на основе D и RS триггеров и дешифратора

7.3 Кодирование состояний автомата Мура на D-триггерах

В таблице(см. таблицу 10) представлена прямая структурная таблица переходов и выходов для автомата Мура. Так как каждому состоянию автомата Мура соответствует свой набор выходных сигналов, то столбец выходных сигналов в таблице помещен следом за столбцом исходных состояний автомата. Проанализируем вариант синтеза автомата Мура на 4 D-триггерах.

При кодировании состояний автомата, в качестве элементов памяти которого выбраны D-триггеры, следует стремиться использовать коды с меньшим числом "1" в кодовом слове. Для кодирования 15 состояний (b0, b1, ... , b14) необходимо 4 элемента памяти и из множества 4-разрядных двоичных слов надо выбрать код каждого состояния, ориентируясь на граф и обратную таблицу переходов: чем чаще в какое-либо состояние происходят переходы из других состояний, тем меньше «1» должно быть в его коде. Обратная таблица переходов и коды состояний отображены в *таблице 10*

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| b0 | b1 | b2 | b3 | b4 | b5 | b6 | b7 | b8 | b9 | b10 |
| b0,b13,b14 | b0 | b1 | b2,b3 | b2,b3 | b4 | b5,b7 | b5,b6,b7 | b7 | b7,b8 | b7,b8,b9 |
| 0101 | 1110 | 0111 | 0110 | 1001 | 1011 | 1010 | 1000 | 1101 | 1100 | 0011 |

*Таблица 10*

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| b11 | b12 | b13 | b14 |
| b1,b4,b5,b10 | b5,b7,b8,b9 | b7,b8,b9,b10,b11,b13 | b7,b8,b9,b10,b11,b13 |
| 0100 | 0010 | 0000 | 0001 |

7.4 Построение структурной таблицы переходов и выходов

Далее составляем прямую структурную таблицу переходов(см. таблицу 13) и выходов автомата модели Мура и формируем логические выражения для функций возбуждения.

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| состояние bs | Выходные сигналы | Код bs | Состояние перехода bm | Входной сигнал | Код состояния перехода bm | Функции возбуждения D-триггеров |
| b0 | - | 0101 | b0  b1 | ~x1  x1 | 0101  1110 | D2D4  D1D2D3 |
| b1 | y0y1 | 1110 | b2  b11 | x6  ~x6 | 0111  0100 | D2D3D4  D2 |
| b2 | y4 | 0111 | b3  b4 | ~x1  x1 | 0110  1001 | D2D3  D1D4 |
| b3 | - | 0110 | b3  b4 | ~x1  x1 | 0110  1001 | D2D3  D1D4 |
| b4 | y1 | 1001 | b5  b11 | x6  ~x6 | 1011  0100 | D1D3D4  D2 |
| b5 | y4 | 1011 | b6  b7  b11  b12 | ~x8~x4x5  ~x8~x4~x5  ~x8x4  x8 | 1010  1000  0100  0010 | D1D3  D1  D2  D3 |
| b6 | y6 | 1010 | b7 | 1 | 1000 | D1 |
| b7 | y2 | 1000 | b7  b6  b8  b9  b10  b12  b13  b14 | ~x7~x5  ~x7x5  x7x2  x7~x2x3  x7~x2~x3~x10  x7~x2~x3x10x9  x7~x2~x3x10~x9~x11  x7~x2~x3x10~x9x11 | 1000  1010  1101  1100  0011  0010  0000  0001 | D1  D1D3  D1D2D4  D1D2  D3D4  D3  -  D4 |
| b8 | y3y6 | 1101 | b9  b10  b12  b13  b14 | x3  ~x3~x10  ~x3x10x9  ~x3x10~x9~x11  ~x3x10~x9x11 | 1100  0011  0010  0000  0001 | D1D2  D3D4  D3  -  D4 |
| b9 | y3y6y7 | 1100 | b10  b12  b13  b14 | ~x10  x10x9  x10~x9~x11  x10~x9x11 | 0011  0010  0000  0001 | D3D4  D3  -  D4 |
| b10 | y5 | 0011 | b11  b13  b14 | x4  ~x4~x11  ~x4x11 | 0100  0000  0001 | D2  -  D4 |
| b11 | y0y8 | 0100 | b13  b14 | ~x11  x11 | 0000  0001 | -  D4 |
| b12 | y10 | 0010 | b0 | 1 | 0101 | D2D4 |
| b13 | - | 0000 | b13  b14 | ~x11  x11 | 0000  0001 | -  D4 |
| b14 | y9 | 0001 | b0 | 1 | 0100 | D2 |

Таблица 11

7.5 Получение логических выражений для функций возбуждения D-триггеров

D1=b0x1 v b2x1 v b3x1 v b4x6 v b5~x8~x4 v b6 v b7~x7 v b7x7x2 v b7x7~x2x3 v b8x3

D2=b0 v b1 v b2~x1 v b3~x1 v b4~x6 v b5~x8x4x5 v b7x7x2 v b7x7~x2x3 v b8x3 v b10x4 v b12 v b14

D3=b0x1 v b1x6 v b2~x1 v b3~x1 v b4x6 v b5~x8~x4x5 v b5x8 v b7~x7x5 v b7 x7~x2~x3~x10 v b8~x3~x10 v b8~x3x10x9 v b9~x10 v b9x10x9

D4=b0~x1 v b1x6 v b2x1 v b3x1 v b4x6 v b7x7x2 v b7 x7~x2~x3~x10 v b7x7~x2~x3x10~x9x11 v b8~x3~x10 v b8~x3x10~x9x11 v b9~x10 v b10~x4x11 v b11x11 v b12 v b13x11

Так как для автомата Мура функции выходов не зависят от входных сигналов, то в соответствии со вторым столбцом таблицы 5 запишем логические выражения для управляющих сигналов.

y0=b1vb11 (2)

y1=b1vb4 (2)

y2=b7 (0)

y3=b8vb9 (2)

y4=b2vb5 (2)

y5=b10 (0)

y6=b6vb8 v b9 (3)

y7=b9 (0)

y8=b11 (0)

y9=b14 (0)

y10=b12 (0)

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

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| c=(b2 v b3)x1 (4)  f = (b2 v b3)~x1 (4)  d=b0x1 (2)  e=b4x6 (2)  g=b1x6(2) | t=b5~x8~x4 (3)  k=b8x3 (2)  r=b7x7x2 (3)  p=b7x7~x2x3 (4)  z=b7x7~x2~x3 (4) | l=b8~x3 (2)  o=b9~x10 (2)  h=~x9x11 (2)  i=x10x9 (2)  N=z v l (2) | M=r v p v k (3)  R=g v e o (3) |

D1= d v c v e t v b6 v b7~x7 v M (9)

D2=b0 v b1 v f v b4~x6 v b5~x8x4 v M v b10x4 v b12 v b14 (16)

D3= d v f v tx5 v b5x8 v b7~x7x5 v N(~x10 v i) v R v b9i (21)

D4 = b0~x1 v c v r v N(~x10 v x10h) v R v b9~x10h v b12 v (b10~x4 v b11 v b13)x11 (26)

Цена комбинационной схемы по Квайну для автомата Мура, с использованием в качестве элементов памяти D-триггеров, равна С=129+7+4+4+5+9=158, при этом в схеме предполагается использовать 4-х входовой дешифратор.

7.6 Кодирование состояний автомата Мура на RS-триггерах

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| М= | 0  1  1  2  2  3  4  4  5  5  5  5  6  7  7  7  7  7  7  8  8  8  8  8  9  9  9  9  10  10  10  11  11  12  13  14 | 1  2  11  3  4  4  5  11  6  7  11  12  7  8  9  10  12  13  14  9  10  12  13  14  10  12  13  14  11  13  14  13  14  0  14  0 | К(b0)=0000  К(b1)=0001   1. γ = b2  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | | М1= | 1  2  2 | 2  3  4 | B1={1}  C11={0011,0101,1001} D1={0011,0101,1001}  W0011=W0101=W1001=1 |   **K(b2)=0011**   1. γ = b11  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | | М2= | 1  4  5  10  11  11 | 11  11  11  11  13  14 | B2={1}  C11={0101,1001} D1={0101,1001}  W0101=W1001=1  **K(b11)=0101** |   3)γ = b3   |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | | М3= | 2  3 | 3  4 | B3={2}  C21={1011,0111,0010} D1={1011,0111,0010} |   W1011=W0111= W0010=1  **K(b3)=1011**  4)γ = b4  W1010=2+1+4=7 W­1101=3+2+1=6 W0100   |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | | М4= | 2  3  4  4 | 4  4  5  11 | B4={2,3,11}  C21={0111,0010} C31={1111,1001,1010} C111={1101,0111,0100}  D1={0111,0100,1111,1001,1010,1101,0100}  W0111=1+2+1=4 W0010=1+2+3=6 W1111=2+1+2=5 W1001=2+1+2=5 |   **K(b4)=0111**  5)γ = b5   |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | | М5= | 4  5  5  5  5 | 5  6  7  11  12 | B5={4,11}  C41={1111,0110}C111={1101,0100}  D1={1111,0110,1101,0100}  W1111=1+2=3 W0110=1+2=3 W1101=2+1=3 W1001=3+1=4  **K(b5)=0110** | |

6)γ = b6

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М6= | 5  6 | 6  7 | B6={5}  C51={1110,0100,0010} |

D1={1110,0100}

W1110= W0100=1

**K(b6)=1110**

7)γ = b7

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М7= | 5  6  7  7  7  7  7 | 7  7  8  9  10  12  14 | B7={5,6}  C51={0100,0010} C61={1010,1100}  D1={0100,0010,1010,1100}  W0100= 1+2=3 W0010= 1+2=3 W­1010=2 + 1=3 W1100=2+1=3  **K(b7)=1100** |

8) γ = b12

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М8= | 5  7  8  12 | 12  12  12  0 | B8={0,5,7}  C01={0100,1000,0010} C51={0100,0010} C71={1101, 1000,0100}  D1={0100,1000,0010,1101}  W0100= 1+1+1=3 W­1000=1 + 3+1=5 W0010=2+1+2=5 W1101=3+2+1=6 |

**K(b12)=0100**

9) γ = b8

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М9= | 7  8  8  8  8  8 | 8  9  10  12  13  14 | B9={7,12}  C121={} C71={1101, 1000}  D1={1000,1101}  W­1000=2 + 1=3 W1101=2+1=3  **K(b8)=1101** |

10) γ = b9

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М10= | 7  8  9  9  9  9 | 9  9  10  12  13  14 | B10={7,8,12}  C121={} C71={1000} С81={1001}  D1={1000,1001}  W­1000=1+2 + 1=4 W1101=2+1+3=6  **K(b9)=1000** |

11) γ = b10

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М11= | 7  8  9  10  10  14 | 10  10  10  11  13  14 | B11={7,8,9,11}  C71={} С81={1001}C91={1001,1010} C111={}  D1={1001 ,1010}  W1001=2+1+1+2=6 W1010=2+3+1+4=10  **K(b10)=1001** |

12) γ = b13

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М12= | 7  8  9  10  11  13 | 13  13  13  13  13  14 | B12={7,8,9,10,11}  C71={} С81={}C91={1010} С101={} C111={}  D1={1010}  **K(b13)=1010** |

14) γ = b14

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| М13= | 7  8  9  10  11  14 | 14  14  14  14  14  0 | B13={0,7,8,9,10,11,14}  С01=0010 C71={} С81={}C91={} С101={} C111={}  D1={0010}  **K(b14)=0010** |

Результаты кодирования автомата по модели Мура отображены в таблице12 :

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

*Таблица 12*

7.7 Построение структурной таблицы переходов выходов для RS триггеров

Далее составляем прямую структурную таблицу переходов(см. таблицу 13) и выходов автомата модели Мура и формируем логические выражения для функций возбуждения.

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Исходное состояние bs | Выходные сигналы | Код bs | Состояние перехода bm | Код состояния  перехода  bm | Входной сигнал | Функции возбуждения триггеров |
| b0 | - | 0000 | b0  b1 | 0000  0001 | ~x1  x1 | -  S4 |
| b1 | y0y1 | 0001 | b2  b11 | 0011  0101 | x6  ~x6 | S3  S2 |
| b2 | y4 | 0011 | b3  b4 | 1011  0111 | ~x1  x1 | S1  S2 |
| b3 | - | 1011 | b3  b4 | 1011  0111 | ~x1  x1 | -  R1S2 |
| b4 | y1 | 0111 | b5  b11 | 0110  0101 | x6  ~x6 | R4  R3 |
| b5 | y4 | 0110 | b6  b7  b11  b12 | 1110  1100  0101  0100 | ~x8~x4x5  ~x8~x4~x5  ~x8x4  x8 | S1  S1R3  R3S4  R3 |
| b6 | y6 | 1110 | b7 | 1100 | 1 | R3 |
| b7 | y2 | 1100 | b7  b6  b8  b9  b10  b12  b13  b14 | 1100  1110  1101  1000  1001  0100  1010  0010 | ~x7~x5  ~x7x5  x7x2  x7~x2x3  x7~x2~x3~x10  x7~x2~x3x10x9  x7~x2~x3x10~x9~x11  x7~x2~x3x10~x9x11 | -  S3  S4  R2  R2S4  R1  R2S3  R1R2S3 |
| b8 | y3y6 | 1101 | b9  b10  b12  b13  b14 | 1000  1001  0100  1010  0010 | x3  ~x3~x10  ~x3x10x9  ~x3x10~x9~x11  ~x3x10~x9x11 | R2R4  R2  R1R4  R2S3R4  R1R2S3R4 |
| b9 | y3y6y7 | 1000 | b10  b12  b13  b14 | 1001  0100  1010  0010 | ~x10  x10x9  x10~x9~x11  x10~x9x11 | S4  R1S2  S3  R1S3 |
| b10 | y5 | 1001 | b11  b13  b14 | 0101  1010  0010 | x4  ~x4~x11  ~x4x11 | R1S2  S3R4  R1S3R4 |
| b11 | y0y8 | 0101 | b13  b14 | 1010  0010 | ~x11  x11 | S1R2S3R4  R2S3R4 |
| b12 | y10 | 0100 | b0 | 0000 | 1 | R2 |
| b13 | - | 1010 | b13  b14 | 1010  0010 | ~x11  x11 | -  R1 |
| b14 | y9 | 0010 | b0 | 0000 | 1 | R3 |

*Таблица 13*

7.8 Получение логических выражений для функций возбуждения RS-триггеров

S1=b2x1 v b5~x8~x4 v b11~x11

S2=b1~x6 v b2~x1 v b3x1 v b9x10x9 v b10x4

S3=b1x6 v b7~x7x5 v b7 x7~x2~x3x10~x9 v b8~x3x10~x9v b9 x10~x9 v b9~x4 v b11

S4=b0x1 v b7 x7~x2~x3~x10 v b9~x10

R1=b3x1 v b7 x7~x2~x3x10x9 v b7 x7~x2~x3x10~x9x11 v b8~x3x10x9 v b8~x3x10~x9x11 v b9x10x9 v b9 x10~x9~x11 v b10x4 v b10~x4x11 v b13x11

R2=b7 x7~x2x3 v b7 x7~x2~x3~x10 v b7 x7~x2~x3x10~x9 v b8x4 v b8~x3~x10 v b8~x3x10~x9 v b11 v b12

R3=b4~x6 v b5~x8~x4~x5 v b5~x8x4 v b5x8 v b6 v b14

R4=b4x6 v b5~x8x4 v b8x4 v b8~x3x10x9 v b8~x3x10~x9 v b9~x4 v b11

Так как для автомата Мура функции выходов не зависят от входных сигналов, то в соответствии со вторым столбцом таблицы 12 запишем логические выражения для управляющих сигналов.

y0=b1vb11 (2)

y1=b1vb4 (2)

y2=b7 (0)

y3=b8vb9 (2)

y4=b2vb5 (2)

y5=b10 (0)

y6=b6vb8 v b9 (3)

y7=b9 (0)

y8=b11 (0)

y9=b14 (0)

y10=b12 (0)

*Так как уравнения возбуждения RS триггеров получились очень большими и учитывая то, что цена МПА на D триггерах по модели Мура на много больше цен по Квайну МПА по модели Мили, можно сделать вывод о том что дальнейшая минимизация уравнений бесполезна, так как автомат не будет иметь минимальную цену по Квайну.*

# 8. Построение функциональной схемы управляющего микропрограммного автомата.

Наиболее оптимальной по аппаратурным затратам и стоимости является модель Мили на счетчиках, поэтому функциональная схема МПА будет строиться для этой модели.

В приложении Е приведенафункциональная схема проектируемого МПА, управляющего операцией умножения двоичных чисел с ПЗ в ДК 2 способом с характеристикой. Функциональная схема построена в основном логическом базисе И, ИЛИ, НЕ в полном соответствии с приведенной для модели Мили системой логических уравнений для функций возбуждения элементов памяти.

# 9. Заключение

В ходе выполнения курсовой работы были разработаны: структурная схема ОА и функциональная схема МПА, управляющего операцией умножения двоичных чисел в форме с плавающей запятой и характеристикой в дополнительном коде вторым способом с простой коррекцией.

При синтезе МПА была рассмотрена модель Мили и модель Мура. В результате проделанной работы оказалось, что наименьшие аппаратурные затраты даёт модель Мили с использованием счетчиков в качестве элементов памяти, т.к. её цена по Квайну 95, цена же на D-триггерах и RS-триггерах больше. Модель Мура так же имеет большую цену по Квайну.

# Перечень сокращений.

ГСА - граф-схема алгоритма,

УА - управляющий автомат,

ОА - операционный автомат,

ДК - дополнительный код,

МПА - микропрограммный аппарат,

МК - микрокоманда,

МО - микрооперация

# Список литературы

1. Курс лекций по дисциплине “Теория автоматов”.

2. Курс лекций по дисциплине “Дискретная математика”.

3. В.Ю. Мельцов, Т.Р. Фадеева. Синтез Микропрограммного управляющего автомата.

Методические указания к курсовой работе. Киров, 2000 год.