

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)

## 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
1. Постановка задачи.....	6
2. Описание используемого алгоритма деления.....	7
3. Численные примеры.....	9
3.1. Штатная ситуация .....	9
3.2. Ситуация: ПРС при вычитании порядков .....	11
3.3. Ситуация: устраняемое временное ПМР .....	11
3.4. Ситуация: ПРС «+1» .....	14
3.5. Ситуация: истинное ПМР .....	15
3.6. Ситуация: неустранимое временное ПМР.....	15
4. Выбор функциональной схемы операционной части устройства и определение списка микроопераций и логических условий .....	16
4.1. Состав операционного автомата.....	16
4.2. Описание операционного автомата.....	17
4.3. Управляющие и осведомительные сигналы.....	19
5. Разработка содержательной граф-схемы алгоритма .....	21
6. Построение отмеченной граф-схемы алгоритма .....	25
7. Построение графов автоматов моделей Мили и Мура и выбор структурной схемы управляющего автомата.....	27
8. Кодирование внутренних состояний для модели Мили .....	28
8.1. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на D-триггерах .	28
8.2. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на RS-триггерах	32
8.3. Кодирование внутренних состояний для модели Мили на счетчике .....	43
9. Кодирование внутренних состояний для модели Мура.....	48
9.1. Кодирование внутренних состояний для модели Мура на D-триггерах..	48
9.2. Кодирование внутренних состояний для модели Мура на счетчике .....	55
10. Построение схемы управляющего микропрограммного автомата .....	61

					<i>ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ</i>		
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата			
Разраб.		Крючков И.С.			<i>Синтез микропрограммного управляющего автомата</i>	Литера	Лист
Пров.		Исупов К. С.					3
							Листов
							70
Реценз.					<i>Кафедра ЭВМ Группа ИВТ-22</i>		

Заключение .....	62
Перечень сокращений .....	63
Библиографический список .....	64
Приложение А .....	65
Приложение Б .....	66
Приложение В.....	67
Приложение Г .....	68
Приложение Д.....	69
Приложение Е .....	70

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		4

## 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 аппаратных затрат как управляющего, так и операционного автомата при приемлемом быстродействии.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		5

## 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.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		6

## 2. Описание используемого алгоритма деления

- 1) проверить делитель на равенство нулю: делитель равен нулю – прекратить операцию деления, установить признак ДНН, иначе перейти к п.2;
- 2) проверить делимое на равенство нулю: делимое равно нулю – прекратить операцию деления, выдать ноль, иначе перейти к п.3;
- 3) 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;
- 4) определить знак частного операцией «сложение по модулю два» знаковых разрядов делимого и делителя. При дальнейших операциях использовать модули мантисс;
- 5) проанализировать знак остатка:
  - 5.1) если остаток отрицателен, прибавить к остатку делитель;
  - 5.2) если остаток положителен, вычесть делитель из остатка;
- 6) Проанализировать знак полученного остатка:

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						7
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

- 6.1) если остаток положителен, в младший разряд частного занести «1»;
- 6.2) если остаток отрицателен, в младший разряд частного занести «0»;
- 7) выполнить сдвиги: частного на один разряд влево, делителя на один разряд вправо;
- 8) если заполнены все разряды частного перейти к п.9, иначе перейти к п.5;
- 9) проанализировать результат:
- 9.1) если в знаковом разряде единица – сдвинуть мантиссу на 1 разряд вправо и увеличить порядок на 1:
- 9.1.1) если был зафиксирован признак временного ПМР – он устранился. Перейти к п.10;
- 9.1.2) если в знаковом разряде единица, но отсутствует единица переноса – установить признак ПРС, прекратить операцию;
- 9.2) если получена нормализованная мантисса частного и был обнаружен признак временного ПМР – выдать ноль, так как ПМР истинный, иначе перейти к п. 10;
- 10) Присвоить знак, определенный в п.4.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						8
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		



### 3. Численные примеры

#### 3.1. Штатная ситуация

$$\text{Делимое} = 18_{10} = 0.100100000000_2 * 2^5$$

$$\text{Делитель} = 11_{10} = 0.101100000000_2 * 2^4$$

Порядок результата:

$$\begin{array}{r} 0\ 0000101 \\ + \\ 1\ 1111100 \\ \hline 0\ 0000001 \end{array}$$

Знак частного:  $0 \oplus 0 = 0$

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	$\begin{array}{r} 0\ 100100000000\ 000000000000 \\ + \\ 1\ 010011111111\ 111111111111 \\ \hline 1\ 110111111111\ 111111111111 \end{array}$	D-d, $\Delta_0 < 0$
0 000000000000	0 010110000000 000000000000	1 110111111111 111111111111	Сдвиги
0 000000000000	0 010110000000 000000000000	$\begin{array}{r} 1\ 110111111111\ 111111111111 \\ + \\ 0\ 010110000000\ 000000000000 \\ \hline 10\ 001101111111\ 111111111111 \end{array}$	D+d
0 000000000000	0 010110000000 000000000000	$\begin{array}{r} 0\ 001101111111\ 111111111111 \\ + \\ 0\ 000000000000\ 000000000001 \\ \hline 0\ 001110000000\ 000000000000 \end{array}$	+ единица переноса
0 000000000000	0 010110000000 000000000000	0 001110000000 000000000000	$\Delta_1 > 0$
0 000000000001	0 001011000000 000000000000	0 001110000000 000000000000	Сдвиги
0 000000000001	0 001011000000 000000000000	$\begin{array}{r} 0\ 001110000000\ 000000000000 \\ + \\ 1\ 110100111111\ 111111111111 \\ \hline 10\ 000010111111\ 111111111111 \end{array}$	D-d
0 000000000001	0 001011000000 000000000000	$\begin{array}{r} 0\ 000010111111\ 111111111111 \\ + \\ 0\ 000000000000\ 000000000001 \\ \hline 0\ 000011000000\ 000000000000 \end{array}$	+ единица переноса
0 000000000001	0 001011000000 000000000000	0 000011000000 000000000000	$\Delta_2 > 0$
0 000000000011	0 000101100000 000000000000	0 000011000000 000000000000	Сдвиги
0 000000000011	0 000101100000 000000000000	$\begin{array}{r} 0\ 000011000000\ 000000000000 \\ + \\ 1\ 111010011111\ 111111111111 \\ \hline 1\ 111101011111\ 111111111111 \end{array}$	D-d
0 000000000011	0 000101100000 000000000000	1 111101011111 111111111111	$\Delta_3 < 0$
0 000000000011	0 000010110000 000000000000	1 111101011111 111111111111	Сдвиги
0 000000000011	0 000010110000 000000000000	$\begin{array}{r} 1\ 111101011111\ 111111111111 \\ + \\ 0\ 000010110000\ 000000000000 \\ \hline 10\ 000000001111\ 111111111111 \end{array}$	D+d

Продолжение таблицы 1

0 000000000110	0 000010110000 000000000000	+ 0 000000001111 111111111111 0 000000000000 000000000001 0 000000010000 000000000000	+ единица переноса $\Delta_4 > 0$
0 000000001101	0 000001011000 000000000000	0 000000010000 000000000000	Сдвиги
0 000000001101	0 000001011000 000000000000	+ 0 000000010000 000000000000 1 111110100111 111111111111 1 111110110111 111111111111	D-d $\Delta_5 < 0$
0 000000011010	0 000000101100 000000000000	1 111110110111 111111111111	Сдвиги
0 000000011010	0 000000101100 000000000000	+ 1 111110110111 111111111111 0 000000101100 000000000000 1 111111100011 111111111111	D+d $\Delta_6 < 0$
0 000000110100	0 000000010110 000000000000	1 111111100011 111111111111	Сдвиги
0 000000110100	0 000000010110 000000000000	+ 1 111111100011 111111111111 0 000000010110 000000000000 1 111111111001 111111111111	D+d $\Delta_7 < 0$
0 000001101000	0 000000001011 000000000000	1 111111111001 111111111111	Сдвиги
0 000001101000	0 000000001011 000000000000	+ 1 111111111001 111111111111 0 000000001011 000000000000 10 000000000100 111111111111	D+d
0 000001101000	0 000000001011 000000000000	+ 0 000000000100 111111111111 0 000000000000 000000000001 0 0000000000101 000000000000	+ единица переноса $\Delta_8 > 0$
0 000011010001	0 000000000101 100000000000	0 000000000101 000000000000	Сдвиги
0 000011010001	0 000000000101 100000000000	+ 0 000000000101 000000000000 0 111111111010 011111111111 0 111111111111 011111111111	D-d $\Delta_9 > 0$
0 000110100011	0 000000000010 110000000000	0 111111111111 011111111111	Сдвиги
0 000110100011		+ 0 111111111111 011111111111 0 111111111101 001111111111 1 111111111100 101111111110	D-d $\Delta_{10} < 0$
0 001101000110	0 000000000001 011000000000	1 111111111100 101111111110	Сдвиги
0 001101000110	0 000000000001 011000000000	+ 1 111111111100 101111111110 0 000000000001 011000000000 1 111111111110 000111111110	D+d $\Delta_{11} < 0$
0 011010001100	0 000000000000 101100000000	1 111111111110 000111111110	Сдвиги
0 011010001100	0 000000000000 101100000000	+ 1 111111111110 000111111110 0 000000000000 101100000000 1 111111111110 110011111110	D+d $\Delta_{12} < 0$
0 110100011000	0 000000000000 010110000000	1 111111111110 110011111110	Сдвиги
0 110100011000			Результат

Результат:  $0.110100011000_2 * 2^1 = 1.10100011000_2 = 1.63671875$

Искомый результат:  $18/11 = 1.636363$

Абсолютная погрешность:  $|1.63671875 - 1.636363| = 0,00035575$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						10
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

Относительная погрешность:  $|1.63671875 - 1.636363| / 1.636363 = 0.022\%$

### 3.2. Ситуация: ПРС при вычитании порядков

$$\text{Делимое} = 0.111100000000_2 * 2^{51}$$

$$\text{Делитель} = 0.100000000000_2 * 2^{-80}$$

Порядок результата:

$$\begin{array}{r} 0\ 0110011 \\ + \\ 0\ 1010000 \\ \hline 1\ 0000011 \end{array}$$

В знаковом разряде единица, отсутствует единица переноса.

Признак ПРС! Прекращение операции деления.

### 3.3. Ситуация: устраняемое временное ПМР

$$\text{Делимое} = 0.00000000000000008326672684_{10} = 0.111100000000_2 * 2^{-50}$$

$$\text{Делитель} = 151115727451828646838272_{10} = 0.100000000000_2 * 2^{78}$$

Порядок результата:

$$\begin{array}{r} 1\ 1001110 \\ + \\ 1\ 0110010 \\ \hline 11\ 0000000 \end{array}$$

Признак временного ПМР.

$$\text{Знак частного: } 0 \oplus 0 = 0$$

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	$\begin{array}{r} +\ 0\ 111100000000\ 000000000000 \\ 1\ 011111111111\ 111111111111 \\ \hline 10\ 011011111111\ 111111111111 \end{array}$	D-d
0 000000000000	0 100000000000 000000000000	$\begin{array}{r} +\ 0\ 011011111111\ 111111111111 \\ 0\ 000000000000\ 000000000001 \\ \hline 0\ 011100000000\ 000000000000 \end{array}$	+ единица переноса
0 000000000001	0 010000000000 000000000000	0 011100000000 000000000000	$\Delta_0 > 0$ Сдвиги

Продолжение таблицы 2

0 0000000000001	0 010000000000 000000000000	+ 0 011100000000 000000000000 1 101111111111 111111111111 10 001011111111 111111111111	D-d
0 0000000000001	0 010000000000 000000000000	+ 0 001011111111 111111111111 0 000000000000 000000000001 0 001100000000 000000000000	+ единица переноса $\Delta_1 > 0$
0 0000000000011	0 001000000000 000000000000	0 001100000000 000000000000	Сдвиги
0 0000000000011	0 001000000000 000000000000	+ 0 001100000000 000000000000 1 110111111111 111111111111 10 000011111111 111111111111	D-d
0 0000000000011	0 001000000000 000000000000	+ 0 000011111111 111111111111 0 000000000000 000000000001 0 000100000000 000000000000	+ единица переноса $\Delta_2 > 0$
0 0000000000111	0 000100000000 000000000000	0 000100000000 000000000000	Сдвиги
0 0000000000111	0 000100000000 000000000000	+ 0 000100000000 000000000000 1 111011111111 111111111111 1 111111111111 111111111111	D-d $\Delta_3 < 0$
0 0000000001110	0 000010000000 000000000000	1 111111111111 111111111111	Сдвиги
0 0000000001110	0 000010000000 000000000000	+ 1 111111111111 111111111111 0 000010000000 000000000000 10 000001111111 111111111111	D+d
0 0000000001110	0 000010000000 000000000000	+ 0 000001111111 111111111111 0 000000000000 000000000001 0 000010000000 000000000000	+ единица переноса $\Delta_4 > 0$
0 0000000011101	0 000001000000 000000000000	0 000010000000 000000000000	Сдвиги
0 0000000011101	0 000001000000 000000000000	+ 0 000010000000 000000000000 1 111110111111 111111111111 10 000000111111 111111111111	D-d
0 0000000011101	0 000001000000 000000000000	+ 0 000000111111 111111111111 0 000000000000 000000000001 0 000001000000 000000000000	+ единица переноса $\Delta_5 > 0$
0 00000000111011	0 000000100000 000000000000	0 000001000000 000000000000	Сдвиги
0 00000000111011	0 000000100000 000000000000	+ 0 000001000000 000000000000 1 111111011111 111111111111 10 000000011111 111111111111	D-d
0 00000000111011	0 000000100000 000000000000	+ 0 000000011111 111111111111 0 000000000000 000000000001 0 000000100000 000000000000	+ единица переноса $\Delta_6 > 0$
0 000000001110111	0 000000010000 000000000000	0 000000100000 000000000000	Сдвиги
0 000000001110111	0 000000010000 000000000000	+ 0 000000100000 000000000000 1 111111101111 111111111111 10 000000001111 111111111111	D-d

Продолжение таблицы 2

0 000001110111	0 000000010000 000000000000	+ 0 000000001111 111111111111 0 000000000000 000000000001 0 0000000010000 000000000000	+ единица переноса $\Delta_7 > 0$
0 000011101111	0 000000001000 000000000000	0 0000000010000 000000000000	Сдвиги
0 000011101111	0 000000001000 000000000000	+ 0 0000000010000 000000000000 1 111111110111 111111111111 10 0000000000111 111111111111	D-d
0 000011101111	0 000000001000 000000000000	+ 0 000000000111 111111111111 0 0000000000000 000000000001 0 0000000001000 000000000000	+ единица переноса $\Delta_8 > 0$
0 000111011111	0 000000000100 000000000000	0 0000000001000 000000000000	Сдвиги
0 000111011111	0 000000000100 000000000000	+ 0 0000000001000 000000000000 1 111111111011 111111111111 10 0000000000011 111111111111	D-d
0 000111011111	0 000000000100 000000000000	+ 0 0000000000011 111111111111 0 0000000000000 000000000001 0 0000000000100 000000000000	+ единица переноса $\Delta_9 > 0$
0 001110111111	0 000000000010 000000000000	0 0000000000100 000000000000	Сдвиги
0 001110111111	0 000000000010 000000000000	+ 0 0000000000100 000000000000 1 111111111101 111111111111 10 0000000000001 111111111111	D-d
0 001110111111	0 000000000010 000000000000	+ 0 0000000000001 111111111111 0 0000000000000 000000000001 0 00000000000010 000000000000	+ единица переноса $\Delta_9 > 0$
0 011101111111	0 0000000000001 000000000000	0 00000000000010 000000000000	Сдвиги
0 011101111111	0 0000000000001 000000000000	+ 0 00000000000010 000000000000 1 111111111110 111111111111 10 0000000000000 111111111111	D-d
0 011101111111	0 0000000000001 000000000000	+ 0 0000000000000 111111111111 0 0000000000000 000000000001 0 00000000000001 000000000000	+ единица переноса $\Delta_{10} > 0$
0 111011111111	0 000000000000 100000000000	0 00000000000001 000000000000	Сдвиги
0 111011111111	0 000000000000 100000000000	+ 0 00000000000001 000000000000 1 111111111111 011111111111 10 0000000000000 011111111111	D-d
0 111011111111	0 000000000000 100000000000	+ 0 0000000000000 011111111111 0 0000000000000 000000000001 0 0000000000000 100000000000	+ единица переноса $\Delta_{11} > 0$
1 111011111111	0 000000000000 010000000000	0 0000000000000 100000000000	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:

$$\begin{array}{r} 1\ 0000000 \\ + \\ 0\ 0000001 \\ \hline 1\ 0000001 \end{array}$$

Временное ПМР устранено.

Результат:  $0.111101111111_2 * 2^{-127} = 5.69236583217 * 10^{-39}$

Искомый результат:  $5.51012976902 * 10^{-39}$

Абсолютная погрешность:

$$|5.69236583217 * 10^{-39} - 5.51012976902 * 10^{-39}| = 0.18223606315 * 10^{-39}$$

Относительная погрешность:

$$|5.69236583217 * 10^{-39} - 5.51012976902 * 10^{-39}| / 5.51012976902 * 10^{-39} = 0.033\%$$

### 3.4. Ситуация: ПРС «+1»

Возьмем мантиссы из п. 3.3.

Делимое =  $0.111100000000_2 * 2^{77}$

Делитель =  $0.100000000000_2 * 2^{-50}$

Порядок результата:

$$\begin{array}{r} 0\ 1001101 \\ + \\ 0\ 0110010 \\ \hline 0\ 1111111 \end{array}$$

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:

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		14

$$\begin{array}{r}
 0\ 1111111 \\
 + 0\ 0000001 \\
 \hline
 1\ 0000000
 \end{array}$$

В знаковом разряде единица, отсутствует единица переноса.

Признак ПРС! Выдать ошибку.

### 3.5. Ситуация: истинное ПМР

$$\text{Делимое} = 0.111100000000_2 * 2^{-50}$$

$$\text{Делитель} = 0.100000000000_2 * 2^{80}$$

Порядок результата:

$$\begin{array}{r}
 1\ 1001110 \\
 + 1\ 0110000 \\
 \hline
 10\ 1111110
 \end{array}$$

В знаковом разряде ноль, присутствует единица переноса.

Признак ПМР.

Результат деления: 0.

### 3.6. Ситуация: неустраняемое временное ПМР

Возьмем мантиссы из п. 3.1.

$$\text{Делимое} = 0.100100000000_2 * 2^{-50}$$

$$\text{Делитель} = 0.101100000000_2 * 2^{78}$$

Порядок результата:

$$\begin{array}{r}
 1\ 1001110 \\
 + 1\ 0110010 \\
 \hline
 11\ 0000000
 \end{array}$$

Признак временного ПМР.

$$\text{Знак частного: } 0 \oplus 0 = 0$$

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

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

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						15
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

Признак истинного ПМР.

Результат деления: 0.

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

#### 4.1. 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 KC1 для инвертирования мантиссы делителя
- 7-разрядный управляемый инвертор KC2 для инвертирования порядка делителя
- 7-разрядный управляемый инвертор KC3 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 СТ1 для хранения порядка частного

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		16



- 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
- Т-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

#### 4.2. 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.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						17
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

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 СТ1 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 А сумматора поступает содержимое регистра RG4, на плечо В – содержимое выхода 47-разрядного управляемого инвертора KC1, 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 А в младшие разряды поступают данные с выхода 7-разрядного управляемого инвертора KC2, на плечо В в младшие разряды записываются данные с счетчика СТ1. На вход CRP и в 2 старших разряда плеча А подается единица, если были инвертированы данные, поступающие из регистра RG2, в два старших разряда плеча В поступают данные со старшего разряда счетчика СТ1. Со старшего разряда выхода S данные записываются в триггер Т3.

На выходную шину из счетчика СТ1 все разряды за исключением старшего поступают, проходя через управляемый инвертор KC3.

Сигналы ПРС и ДНН записываются в триггеры Т4 и Т5 соответственно.

Триггер Т6 служит для проверки на корректировку результата. Он переключается при каждом сдвиге регистра RG3, тем самым определяя четный

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		18

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 Т6 можно определить необходимость корректировки частного.

Знак результата получается путем «сложения по модулю два» знаковых разрядов делимого и делителя, которые заносятся в триггеры Т1 и Т2.

#### 4.3. Управляющие и осведомительные сигналы

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

у0 – сброс триггеров Т3, Т4, Т5, Т6, запись в триггер Т1, обнуление регистра RG4

у1 – запись в регистры RG1, RG2, в триггер Т2

у2 – обнуление счетчика СТ1, обнуление регистра RG3

у3 – запись в регистр RG4

у4 – запись в счетчик СТ1 и триггер Т3

у5 – сигнал о необходимости вычитания содержимого регистра RG2

у6 – уменьшение счетчика СТ1 на единицу

у7 – сдвиг вправо регистра RG1, сдвиг влево регистра RG3, переключение триггера Т6

у8 - увеличение счетчика СТ1 на единицу

у9 - сброс триггеров Т1, Т2

у10 – выдача результата на шину

у11 – установка триггера Т4 в единицу

у12 – установка триггера Т5 в единицу

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		19

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.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		20

## 5. 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.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						21
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

В четвертом такте проверка делителя на равенство нулю. Если он равен нулю ( $p_0 = 1$ ), то триггер Т5 переключается в единицу, указывая на признак ДНН. Операция деления прекращается. Если делитель не равен нулю ( $p_0 = 0$ ), то производится проверка делимого на равенство нулю. Если делимое равно нулю ( $p_1 = 1$ ), то обнуляются триггеры Т1 и Т2, регистр R3 и счетчик СТ1, тем самым формируя 0, как результат деления. Если делимое не равно нулю ( $p_1 = 0$ ), то производится вычитание порядка делителя из порядка делимого, путем подачи в младшие разряды плеча А 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 В сумматора SM2 порядка делимого из счетчика СТ1. На вход переноса CRP и в 2 старших разряда плеча А подается инвертированное значение старшего разряда регистра RG2, в старший разряд плеча В подается значение старшего разряда счетчика СТ1. Результат вычитания порядков записывается в счетчик СТ1 со всех, кроме старшего разрядов выхода S сумматора SM2. В триггер Т3 записывается значение старшего разряда выхода S сумматора SM2.

В пятом такте производится проверка на ПРС и истинное ПМР. Если произошло ПРС ( $p_2 = 1$ ), то триггер Т4 устанавливается в единицу, указывая на признак ПРС, операция деления прекращается. Если возникла истинное ПМР ( $p_3 = 1$ ), то обнуляются триггеры Т1 и Т2, регистр R3 и счетчик СТ1, тем самым формируя 0, как результат деления. Если ПМР не произошла ( $p_3 = 0$ ), то выполняется первый такт из цикла деления, в котором выполняется вычитание либо сложение делителя и делимого путем подачи на плечо А сумматора SM1 всех разрядов, кроме старшего с выхода регистра RG4 (делимое), на плечо В через управляемый инвертор КС1, на управляющий вход которого подается инвертированное значение 46-го разряда регистра RG4, подается инвертированное или не инвертированное значение регистра

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		22

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 занесением в младший разряд инвертированного значения 46-го разряда регистра RG4. Переключается Т-триггер Т6.

Затем выполняется проверка на окончание цикла деления, с помощью обнаружения «1» в старшем разряде регистра частного RG3. Если обнаружена единица ( $p_6 = 1$ ), происходит выход из цикла деления и выполняется проверка на необходимость корректировки частного. Если необходима корректировка ( $p_7 = 1$ ), выполняется увеличение счетчика порядка результата СТ1. Если корректировка не требуется ( $p_7 = 0$ ), выполняется проверка на временное ПМР. В случае выявления ВрПМР ( $p_4 = 1$ ) обнуляются триггеры Т1 и Т2, регистр R3 и счетчик СТ1, тем самым формируя 0, как результат деления, потому что ПМР является истинным, так как корректировка частного не потребовалась. Если ВрПМР не было выявлено ( $p_4 = 0$ ), происходит проверка знака порядка. Если он отрицательный ( $p_5 = 1$ ), производится уменьшение значения счетчика СТ1 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 ( $p_2 = 1$ ), то триггер Т4 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

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		23

подаются данные триггеров T1 и T2. Подается знак порядка из старшего разряда СТ1. Также подается инвертированный или не инвертированный (в зависимости от знака порядка) порядок результата с управляемого инвертора КСЗ и мантисса частного из регистра RG3.

Содержательная граф-схема алгоритма представлена в приложении Б.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		24



## 6. 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  $Y_0 \dots Y_{11}$ . 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  $X_0 \dots X_9$ , 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.

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

Граф автомата модели Мили имеет 9 вершин, соответствующих состояниям автомата  $a_0 \dots a_8$ . Дуги его отмечены входными сигналами  $X_0 \dots X_9$ , действующими на каждом переходе, и набором выходных сигналов  $y_0 \dots y_{12}$ , вырабатываемых управляющим автоматом на данном переходе. Граф автомата модели Мили представлен в приложении Г.

Граф автомата Мура имеет 15 вершин, соответствующих состояниям автомата  $b_0 \dots b_{14}$ . Каждое состояние определяет наборы выходных сигналов  $y_0 \dots y_{12}$  управляющего автомата, а дуги графа отмечены входными сигналами  $X_0 \dots X_9$ , 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.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		27

## 8. Кодирование внутренних состояний для модели Мили

### 8.1. 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  $a_i$  ставится в соответствие целое число  $N_i$ , равное числу переходов в данное состояние;
  - 2) числа  $N_i$  сортируются в порядке убывания;
  - 3) состоянию, соответствующему первому  $N_i$  после сортировки, то есть наибольшему из  $N_i$ , присваивается код, состоящий только из нулей;
  - 4) следующему состоянию в порядке убывания  $N_i$  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 $a_m$	Состояние перехода $a_s$	Код $a_s$	Входной сигнал $X(a_m, a_s)$	Выходные сигналы $Y(a_m, a_s)$	Функция возбуждения
a0	0001	a0	0001	$\neg X0$	-	D0
		a1	1000	X0	y0, y1, y2	D3
a1	1000	a2	0010	1	y3, y4	D1
a2	0010	a2	0010	$\neg X0$	-	D1
		a3	0011	X0	y1	D1D0
a3	0011	a0	0001	X1	y12	D0
		a4	0101	$\neg X1 \neg X2$	y4, y5	D2D0
		a8	0000	$\neg X1 X2$	y2, y9	-
a4	0101	a0	0001	X3	y11	D0
		a5	0100	$\neg X3 \neg X4$	y3	D2
		a8	0000	$\neg X3 X4$	y2, y9	-
a5	0100	a6	1001	1	y7	D3D0
a6	1001	a5	0100	$\neg X5$	y3	D2
		a8	0000	$X5 \neg X6 \neg X7 X8$	y6	-
		a8	0000	$X5 \neg X6 \neg X7 \neg X8$	-	-
		a8	0000	$X5 \neg X6 X7$	y2, y9	-
		a7	1010	$X5 X6$	y8	D3D1
a7	1010	a0	0001	X3	y11	D0
		a8	0000	$\neg X3 X8$	y6	-
		a8	0000	$\neg X3 \neg X8$	-	-
a8	0000	a0	0001	X9	y10	D0
		a8	0000	$\neg X9$	-	-

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

$$D0 = a0 \neg X0 \vee a2 X0 \vee a3 X1 \vee a3 \neg X1 \neg X2 \vee a4 X3 \vee a5 \vee a7 X3 \vee a8 X9$$

$$D1 = a1 \vee a2 \vee a6 X5 X6$$

$$D2 = a3 \neg X1 \neg X2 \vee a4 \neg X3 \neg X4 \vee a6 \neg X5$$

$$D3 = a0 X0 \vee a5 \vee a6 X5 X6$$

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

$$y_0 = a_0 X_0$$

$$y_1 = a_0 X_0 \vee a_2 X_0$$

$$y_2 = a_0 X_0 \vee a_3 \neg X_1 X_2 \vee a_4 \neg X_3 X_4 \vee a_6 X_5 \neg X_6 X_7$$

$$y_3 = a_1 \vee a_4 \neg X_3 \neg X_4 \vee a_6 \neg X_5$$

$$y_4 = a_1 \vee a_3 \neg X_1 \neg X_2$$

$$y_5 = a_3 \neg X_1 \neg X_2$$

$$y_6 = a_6 X_5 \neg X_6 \neg X_7 X_8 \vee a_7 \neg X_3 X_8$$

$$y_7 = a_5$$

$$y_8 = a_6 X_5 X_6$$

$$y_9 = a_3 \neg X_1 X_2 \vee a_4 \neg X_3 X_4 \vee a_6 X_5 \neg X_6 X_7$$

$$y_{10} = a_8 X_9$$

$$y_{11} = a_4 X_3 \vee a_7 X_3$$

$$y_{12} = a_3 X_1$$

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

$$e_0 = a_0 X_0 \quad (2)$$

$$e_1 = a_2 X_0 \quad (2)$$

$$e_2 = a_3 X_1 \quad (2)$$

$$e_3 = a_3 \neg X_1 \neg X_2 \quad (3)$$

$$e_4 = a_4 X_3 \quad (2)$$

$$e_5 = a_3 \neg X_1 X_2 \quad (3)$$

$$e_6 = a_4 \neg X_3 X_4 \quad (3)$$

$$e_7 = a_6 X_5 \neg X_6 \quad (3)$$

$$e_8 = a_4 \neg X_3 \neg X_4 \quad (3)$$

$$e_9 = a_6 \neg X_5 \quad (2)$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						30
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

$$e_{10} = a_6 X_5 X_6 \quad (3)$$

$$e_{11} = a_7 X_3 \quad (2)$$

$$e_{12} = a_8 X_9 \quad (2)$$

$$e_{13} = a_0 \neg X_0 \quad (2)$$

$$e_{14} = a_7 \neg X_3 X_8 \quad (3)$$

$$p_0 = e_5 \vee e_6 \vee e_7 X_7 \quad (5)$$

$$p_1 = e_8 \vee e_9 \quad (2)$$

$$p_2 = e_4 \vee e_{11} \quad (2)$$

$$p_3 = e_7 \neg X_7 X_8 \quad (3)$$

$$D_0 = e_{13} \vee e_1 \vee e_2 \vee e_3 \vee p_2 \vee a_5 \vee e_{12} \quad (7)$$

$$D_1 = a_1 \vee a_2 \vee e_{10} \quad (3)$$

$$D_2 = e_3 \vee p_1 \quad (2)$$

$$D_3 = e_0 \vee a_5 \vee e_{10} \quad (3)$$

$$y_0 = e_0 \quad (0)$$

$$y_1 = e_0 \vee e_1 \quad (2)$$

$$y_2 = e_0 \vee p_0 \quad (2)$$

$$y_3 = a_1 \vee p_1 \quad (2)$$

$$y_4 = a_1 \vee e_3 \quad (2)$$

$$y_5 = e_3 \quad (0)$$

$$y_6 = p_3 \vee e_{14} \quad (2)$$

$$y_7 = a_5 \quad (0)$$

$$y_8 = e_{10} \quad (0)$$

$$y_9 = p_0 \quad (0)$$

$$y_{10} = e_{12} \quad (0)$$

$$y_{11} = p_2 \quad (0)$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		31

Инверторы:  $\neg X_0, \neg X_1, \neg X_2, \neg X_3, \neg X_4, \neg X_5, \neg X_6, \neg X_7$  (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:

$$\sum = \text{КС} + \text{ИНВ} + \text{ЭП} + \text{НУ} + \text{ДС} = 74 + 8 + 16 + 0 + 4 = 102$$

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

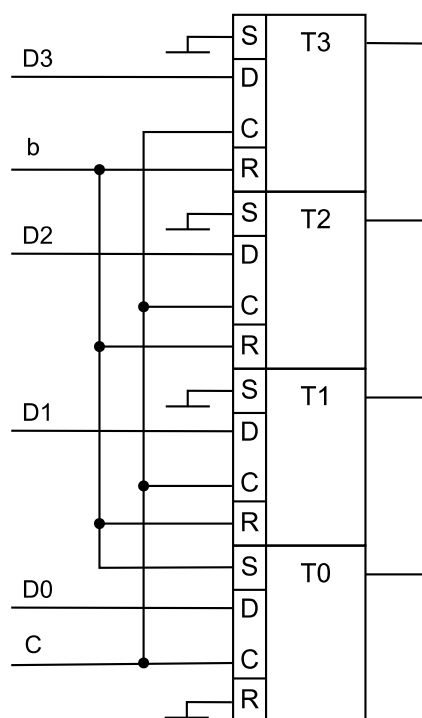


Рисунок 1 – Схема формирования начальной установки на D-триггерах

## 8.2. 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  $|M_0|$

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:

$$M_0 = \begin{array}{c|cc|c} 0 & 1 & & 1 \\ 1 & 2 & & 1 \\ 2 & 3 & & 1 \\ 3 & 0 & & 1 \\ 3 & 4 & & 1 \\ 3 & 8 & & 1 \\ 4 & 0 & & 1 \\ 4 & 5 & & 1 \\ 4 & 8 & & 1 \\ 5 & 6 & & 2 \\ 6 & 7 & & 1 \\ 6 & 8 & & 3 \\ 7 & 0 & & 1 \\ 7 & 8 & & 2 \\ 8 & 0 & & 1 \end{array}$$

2) Упорядочим строки матрицы  $|M_0|$

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  $|M_0|$ , 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  $|M_0|$  размещены в матрице  $|M|$ :

$$M = \begin{array}{cc|c} 6 & 8 & 3 \\ 5 & 6 & 2 \\ 7 & 8 & 2 \\ 6 & 7 & 1 \\ 7 & 0 & 1 \\ 8 & 0 & 1 \\ 4 & 0 & 1 \\ 4 & 5 & 1 \\ 4 & 8 & 1 \\ 3 & 0 & 1 \\ 3 & 4 & 1 \\ 3 & 8 & 1 \\ 2 & 3 & 1 \\ 0 & 2 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \end{array}$$

3) Закодируем первые 2 состояния:

$a_6 = 0001$ ,  $a_8 = 0000$

Для удобства кодирования будем использовать карту Карно, представленную в таблице 7, в которой  $k_3-k_0$  разряды кода, соответствующего состоянию  $a_i$ .

Вычеркнем из матрицы  $|M|$  первую строку, соответствующую закодированным состояниям  $a_6$  и  $a_8$ . Получаем матрицу  $|M^1|$ . Выберем из

первой строки матрицы  $|M^I|$  незакодированный элемент  $a_5$ , обозначим его  $\gamma$ , построим для него матрицу  $M_\gamma$ , выбрав из матрицы  $|M^I|$  строки, содержащие  $a_5$ . Найдем множество  $D_\gamma^1$ , в котором элементами являются коды, соседние для уже закодированных состояний, которые присутствуют в  $M_\gamma$ . Для каждого кода из  $D_\gamma^1$  определим суммарное количество переключений триггера при кодировании состояния  $\gamma$  данным кодом. Код, который потребует минимальное число переключений назначается состоянию  $\gamma$ .

$$M^I = \begin{vmatrix} 5 & 6 \\ 7 & 8 \\ 6 & 7 \\ 7 & 0 \\ 8 & 0 \\ 4 & 0 \\ 4 & 5 \\ 4 & 8 \\ 3 & 0 \\ 3 & 4 \\ 3 & 8 \\ 2 & 3 \\ 0 & 2 \\ 0 & 1 \end{vmatrix} \quad \begin{array}{l} \gamma = 5 \quad M_\gamma = \begin{vmatrix} 5 & 6 \\ 4 & 5 \end{vmatrix} \\ B_\gamma = 6 = 0001 \\ C_6^1 = \{1001, 0101, 0011\} \\ D_\gamma^1 = \{1001, 0101, 0011\} \\ W_{1001} = \|0001 \oplus 1001\| = 1 \\ W_{0101} = \|0001 \oplus 0101\| = 1 \\ W_{0011} = \|0001 \oplus 0011\| = 1 \\ a_5 = 0011 \end{array}$$

4) Повторяем кодирование, пока не будут закодированы все состояния

$$M^{II} = \begin{vmatrix} 7 & 8 \\ 6 & 7 \\ 7 & 0 \\ 8 & 0 \\ 4 & 0 \\ 4 & 5 \\ 4 & 8 \\ 3 & 0 \\ 3 & 4 \\ 3 & 8 \\ 2 & 3 \\ 0 & 2 \\ 0 & 1 \end{vmatrix} \quad \begin{array}{l} \gamma = 7 \quad M_\gamma = \begin{vmatrix} 7 & 8 \\ 6 & 7 \\ 7 & 0 \end{vmatrix} \\ B_\gamma = \{6, 8\} = \{0001, 0000\} \\ C_6^1 = \{0101, 1001\} \quad C_8^1 = \{0010, 0100, 1000\} \\ D_\gamma^1 = \{0101, 1001, 0010, 0100, 1000\} \\ W_{0101} = \|0001 \oplus 0101\| + \|0000 \oplus 0101\| = 3 \\ W_{1001} = \|0001 \oplus 1001\| + \|0000 \oplus 0011\| = 3 \\ W_{0010} = \|0001 \oplus 0010\| + \|0000 \oplus 0010\| = 3 \\ W_{0100} = \|0001 \oplus 0100\| + \|0000 \oplus 0100\| = 3 \end{array}$$

$$W_{1000} = \|0001 \oplus 1000\| + \|0000 \oplus 1000\| = 3$$

$$a7 = 0010$$

$$M^{\text{III}} = \begin{vmatrix} 7 & 0 \\ 8 & 0 \\ 4 & 0 \\ 4 & 5 \\ 4 & 8 \\ 3 & 0 \\ 3 & 4 \\ 3 & 8 \\ 2 & 3 \\ 0 & 2 \\ 0 & 1 \end{vmatrix}$$

$$\gamma = 0 \quad M_{\gamma} = \begin{vmatrix} 3 & 0 \\ 4 & 0 \\ 7 & 0 \\ 8 & 0 \\ 0 & 1 \end{vmatrix}$$

$$B_{\gamma} = \{7, 8\} = \{0010, 0000\}$$

$$C_7^1 = \{1010, 0110\} \quad C_8^1 = \{1000, 0100\}$$

$$D_{\gamma}^1 = \{1010, 0110, 1000, 0100\}$$

$$W_{1010} = \|0010 \oplus 1010\| + \|0000 \oplus 1010\| = 3$$

$$W_{0110} = \|0010 \oplus 0110\| + \|0000 \oplus 0110\| = 3$$

$$W_{1000} = \|0010 \oplus 1000\| + \|0000 \oplus 1000\| = 3$$

$$W_{0100} = \|0010 \oplus 0100\| + \|0000 \oplus 0100\| = 3$$

$$a0 = 1000$$

$$M^{\text{IV}} = \begin{vmatrix} 4 & 0 \\ 4 & 5 \\ 4 & 8 \\ 3 & 0 \\ 3 & 4 \\ 3 & 8 \\ 2 & 3 \\ 0 & 2 \\ 0 & 1 \end{vmatrix}$$

$$\gamma = 4 \quad M_{\gamma} = \begin{vmatrix} 4 & 0 \\ 4 & 5 \\ 4 & 8 \\ 3 & 4 \end{vmatrix}$$

$$B_{\gamma} = \{0, 5, 8\} = \{1000, 0011, 0000\}$$

$$C_0^1 = \{1001, 1010, 1100\} \quad C_5^1 = \{1011, 0111\} \quad C_8^1 = 0100$$

$$D_{\gamma}^1 = \{1001, 1010, 1100, 1011, 0111, 0100\}$$

$$W_{1001} = \|1000 \oplus 1001\| + \|0011 \oplus 1001\| + \|0000 \oplus 1001\| = 5$$

$$W_{1010} = \|1000 \oplus 1010\| + \|0011 \oplus 1010\| + \|0000 \oplus 1010\| = 5$$

$$W_{1100} = \|1000 \oplus 1100\| + \|0011 \oplus 1100\| + \|0000 \oplus 1100\| = 7$$

$$W_{1011} = \|1000 \oplus 1011\| + \|0011 \oplus 1011\| + \|0000 \oplus 1011\| = 6$$

$$W_{0111} = \|1000 \oplus 0111\| + \|0011 \oplus 0111\| + \|0000 \oplus 0111\| = 8$$

$$W_{0100} = \|1000 \oplus 0100\| + \|0011 \oplus 0100\| + \|0000 \oplus 0100\| = 6$$

$$a4 = 1010$$

$$M^V = \begin{vmatrix} 3 & 0 \\ 3 & 4 \\ 3 & 8 \\ 2 & 3 \\ 0 & 2 \\ 0 & 1 \end{vmatrix} \quad \gamma = 3 \quad M_\gamma = \begin{vmatrix} 3 & 0 \\ 3 & 4 \\ 3 & 8 \\ 2 & 3 \end{vmatrix}$$

$$B_\gamma = \{0, 4, 8\} = \{1000, 1010, 0000\}$$

$$C_0^1 = \{1100, 1001\} \quad C_4^1 = \{1110, 1011\} \quad C_8^1 = 0100$$

$$D_\gamma^1 = \{1100, 1001, 1110, 1011, 0100\}$$

$$W_{1100} = \|1000 \oplus 1100\| + \|1010 \oplus 1100\| + \|0000 \oplus 1100\| = 5$$

$$W_{1001} = \|1000 \oplus 1001\| + \|1010 \oplus 1001\| + \|0000 \oplus 1001\| = 5$$

$$W_{1110} = \|1000 \oplus 1110\| + \|1010 \oplus 1110\| + \|0000 \oplus 1110\| = 6$$

$$W_{1011} = \|1000 \oplus 1011\| + \|1010 \oplus 1011\| + \|0000 \oplus 1011\| = 6$$

$$W_{0100} = \|1000 \oplus 0100\| + \|1010 \oplus 0100\| + \|0000 \oplus 0100\| = 6$$

$$a3 = 1001$$

$$M^{VI} = \begin{vmatrix} 2 & 3 \\ 0 & 2 \\ 0 & 1 \end{vmatrix} \quad \gamma = 2 \quad M_\gamma = \begin{vmatrix} 2 & 3 \\ 0 & 2 \end{vmatrix}$$

$$B_\gamma = \{0, 3\} = \{1000, 1001\}$$

$$C_0^1 = 1100 \quad C_3^1 = \{1101, 1011\}$$

$$D_\gamma^1 = \{1100, 1101, 1011\}$$

$$W_{1100} = \|1000 \oplus 1100\| + \|1001 \oplus 1100\| = 3$$

$$W_{1101} = \|1000 \oplus 1101\| + \|1001 \oplus 1101\| = 3$$

$$W_{1011} = \|1000 \oplus 1011\| + \|1001 \oplus 1011\| = 3$$

$$a2 = 1101$$

$$M^{VII} = \begin{vmatrix} 0 & 1 \end{vmatrix} \quad \gamma = 1 \quad M_\gamma = \begin{vmatrix} 0 & 1 \end{vmatrix}$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		37

$$B_{\gamma} = 0 = 1000 \ C_0^1 = 1100$$

$$a1 = 1100$$

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.

$$\text{Эффективность кодирования: } k = 25/19 = 1.32$$

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

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

$$R0 = a3 \vee a6X5$$

$$R1 = a4 \neg X3 X4 \vee a7 \vee a4 X3 \vee a5$$

$$R2 = a2 X0$$

$$R3 = a3 \neg X1 X2 \vee a4 \neg X3$$

$$S0 = a1 \vee a4 \neg X3 \neg X4$$

$$S1 = a3 \neg X1 \neg X2 \vee a6 \neg X5 \vee a6 X5 X6$$

$$S2 = a0 X0$$

$$S3 = a7 X3 \vee a8 X9$$

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

$$y_0 = a_0 X_0$$

$$y_1 = a_0 X_0 \vee a_2 X_0$$

$$y_2 = a_0 X_0 \vee a_3 \neg X_1 X_2 \vee a_4 \neg X_3 X_4 \vee a_6 X_5 \neg X_6 X_7$$

$$y_3 = a_1 \vee a_4 \neg X_3 \neg X_4 \vee a_6 \neg X_5$$

$$y_4 = a_1 \vee a_3 \neg X_1 \neg X_2$$

$$y_5 = a_3 \neg X_1 \neg X_2$$

$$y_6 = a_6 X_5 \neg X_6 \neg X_7 X_8 \vee a_7 \neg X_3 X_8$$

$$y_7 = a_5$$

$$y_8 = a_6 X_5 X_6$$

$$y_9 = a_3 \neg X_1 X_2 \vee a_4 \neg X_3 X_4 \vee a_6 X_5 \neg X_6 X_7$$

$$y_{10} = a_8 X_9$$

$$y_{11} = a_4 X_3 \vee a_7 X_3$$

$$y_{12} = a_3 X_1$$

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

$$e_0 = a_0 X_0 \quad (2)$$

$$e_1 = a_2 X_0 \quad (2)$$

$$e_2 = a_6 X_5 \quad (2)$$

$$e_3 = a_6 \neg X_5 \quad (2)$$

$$e_4 = a_4 X_3 \quad (2)$$

$$e_5 = a_3 \neg X_1 X_2 \quad (3)$$

$$e_6 = a_3 \neg X_1 \neg X_2 \quad (3)$$

$$e_7 = a_4 \neg X_3 \quad (2)$$

$$e_8 = a_7 X_3 \quad (2)$$

$$e_9 = a_8 X_9 \quad (2)$$

$$e_{10} = a_3 X_1 \quad (2)$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						40
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		



$$e_{11} = a_7 \neg X_3 X_8 \quad (3)$$

$$p_1 = e_2 X_6 \quad (2)$$

$$p_2 = e_2 \neg X_6 X_7 \quad (3)$$

$$p_3 = e_2 \neg X_6 \neg X_7 X_8 \quad (4)$$

$$p_4 = e_7 X_4 \quad (2)$$

$$p_5 = e_7 \neg X_4 \quad (2)$$

$$q_0 = e_5 \vee p_4 \vee p_2 \quad (3)$$

$$R_0 = a_3 \vee e_2 \quad (2)$$

$$R_1 = p_4 \vee a_7 \vee e_4 \vee a_5 \quad (4)$$

$$R_2 = e_1 \quad (0)$$

$$R_3 = e_5 \vee e_7 \quad (2)$$

$$S_0 = a_1 \vee p_5 \quad (2)$$

$$S_1 = e_6 \vee e_3 \vee p_1 \quad (3)$$

$$S_2 = e_0 \quad (0)$$

$$S_3 = e_8 \vee e_9 \quad (2)$$

$$y_0 = e_0 \quad (0)$$

$$y_1 = e_0 \vee e_1 \quad (2)$$

$$y_2 = e_0 \vee q_0 \quad (2)$$

$$y_3 = a_1 \vee p_5 \vee e_3 \quad (3)$$

$$y_4 = a_1 \vee e_6 \quad (2)$$

$$y_5 = e_6 \quad (0)$$

$$y_6 = p_3 \vee e_{11} \quad (2)$$

$$y_7 = a_5 \quad (0)$$

$$y_8 = p_1 \quad (0)$$

$$y_9 = q_0 \quad (0)$$

$$y_{10} = e_9 \quad (0)$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						41
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

$$y_{11} = e_4 \vee e_8 \quad (2)$$

$$y_{12} = e_{10} \quad (0)$$

Инверторы:  $\neg X_1, \neg X_2, \neg X_3, \neg X_4, \neg X_5, \neg X_6, \neg X_7, \neg X_8$  (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:

$$\sum = \text{КС} + \text{ИНВ} + \text{ЭП} + \text{НУ} + \text{ДС} = 71 + 8 + 12 + 17 + 4 = 112$$

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

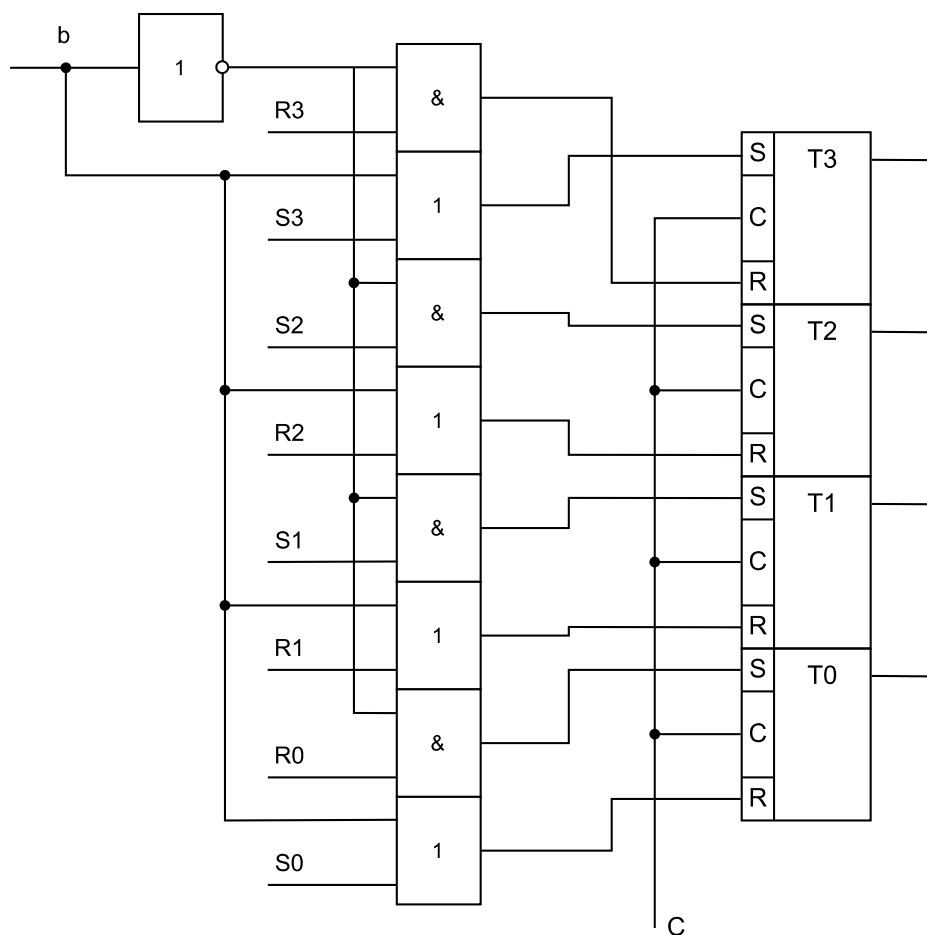


Рисунок 2 – Схема формирования начальной установки на RS-триггерах

### 8.3. 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 $a_m$	Состояние перехода $a_s$	Код $a_s$	Входной сигнал $X(a_m, a_s)$	Выходные сигналы $Y(a_m, a_s)$	Функция возбуждения
a0	0001	a0	0001	$\neg X0$	-	-
		a1	0010	X0	y0, y1, y2	+1
a1	0010	a2	0011	1	y3, y4	+1
a2	0011	a2	0011	$\neg X0$	-	-
		a3	0100	X0	y1	+1
a3	0100	a0	0001	X1	y12	D0, EWR
		a4	0101	$\neg X1 \neg X2$	y4, y5	+1
		a8	0000	$\neg X1 X2$	y2, y9	R
a4	0101	a0	0001	X3	y11	D0, EWR
		a5	0110	$\neg X3 \neg X4$	y3	+1
		a8	0000	$\neg X3 X4$	y2, y9	R
a5	0110	a6	0111	1	y7	+1
a6	0111	a5	0110	$\neg X5$	y3	-1
		a8	0000	$X5 \neg X6 \neg X7 X8$	y6	R
		a8	0000	$X5 \neg X6 \neg X7 \neg X8$	-	R
		a8	0000	$X5 \neg X6 X7$	y2, y9	R
		a7	1000	$X5 X6$	y8	+1
a7	1000	a0	0001	X3	y11	D0, EWR
		a8	0000	$\neg X3 X8$	y6	R
		a8	0000	$\neg X3 \neg X8$	-	R
a8	0000	a0	0001	X9	y10	+1
		a8	0000	$\neg X9$	-	-

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

$$D0 = a3X1 \vee a4X3 \vee a7X3$$

$$+1 = a0X0 \vee a1 \vee a2X0 \vee a3\neg X1 \neg X2 \vee a4\neg X3 \neg X4 \vee a5 \vee a6X5X6 \vee a8X9$$

$$-1 = a6\neg X5$$

$$R = a3\neg X1X2 \vee a4\neg X3X4 \vee a6X5\neg X6 \vee a7\neg X3$$

$$EWR = D0$$

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

$$y0 = a0X0$$

$$y1 = a0X0 \vee a2X0$$

$$y2 = a0X0 \vee a3\neg X1X2 \vee a4\neg X3X4 \vee a6X5\neg X6X7$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		44

$$y_3 = a_1 \vee a_4 \neg X_3 \neg X_4 \vee a_6 \neg X_5$$

$$y_4 = a_1 \vee a_3 \neg X_1 \neg X_2$$

$$y_5 = a_3 \neg X_1 \neg X_2$$

$$y_6 = a_6 X_5 \neg X_6 \neg X_7 X_8 \vee a_7 \neg X_3 X_8$$

$$y_7 = a_5$$

$$y_8 = a_6 X_5 X_6$$

$$y_9 = a_3 \neg X_1 X_2 \vee a_4 \neg X_3 X_4 \vee a_6 X_5 \neg X_6 X_7$$

$$y_{10} = a_8 X_9$$

$$y_{11} = a_4 X_3 \vee a_7 X_3$$

$$y_{12} = a_3 X_1$$

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

$$e_0 = a_8 X_9 \quad (2)$$

$$e_1 = a_0 X_0 \quad (2)$$

$$e_2 = a_2 X_0 \quad (2)$$

$$e_3 = a_3 X_1 \quad (2)$$

$$e_4 = a_3 \neg X_1 X_2 \quad (3)$$

$$e_5 = a_4 \neg X_3 X_4 \quad (3)$$

$$e_6 = a_6 X_5 \neg X_6 \quad (3)$$

$$e_7 = a_6 X_5 X_6 \quad (3)$$

$$e_8 = a_3 \neg X_1 \neg X_2 \quad (3)$$

$$e_9 = a_4 \neg X_3 \neg X_4 \quad (3)$$

$$e_{10} = a_6 \neg X_5 \quad (2)$$

$$e_{11} = a_4 X_3 \quad (2)$$

$$e_{12} = a_7 X_3 \quad (2)$$

$$e_{13} = a_7 \neg X_3 \quad (2)$$

$$p_0 = e_1 \vee e_2 \quad (2)$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						45
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

$$p1 = e4 \vee e5 \text{ (2)}$$

$$p2 = e11 \vee e12 \text{ (2)}$$

$$p3 = e6X7 \text{ (2)}$$

$$q0 = p1 \vee p3 \text{ (2)}$$

$$q1 = e3 \vee p2 \text{ (2)}$$

$$q2 = e6 \neg X7X8 \text{ (3)}$$

$$q3 = e13X8 \text{ (2)}$$

$$D0 = q1 \text{ (0)}$$

$$+1 = p0 \vee a1 \vee e8 \vee e9 \vee a5 \vee e7 \vee e0 \text{ (7)}$$

$$-1 = e10 \text{ (0)}$$

$$R = p1 \vee e6 \vee e13 \text{ (3)}$$

$$EWR = q1 \text{ (0)}$$

$$y0 = e1 \text{ (0)}$$

$$y1 = p0 \text{ (0)}$$

$$y2 = e1 \vee q0 \text{ (2)}$$

$$y3 = a1 \vee e9 \vee e10 \text{ (3)}$$

$$y4 = a1 \vee e8 \text{ (2)}$$

$$y5 = e8 \text{ (0)}$$

$$y6 = q2 \vee q3 \text{ (2)}$$

$$y7 = a5 \text{ (0)}$$

$$y8 = e7 \text{ (0)}$$

$$y9 = q0 \text{ (0)}$$

$$y10 = e0 \text{ (0)}$$

$$y11 = p2 \text{ (0)}$$

$$y12 = e3 \text{ (0)}$$

Инверторы:  $\neg X1, \neg X2, \neg X3, \neg X4, \neg X5, \neg X6, \neg X7, \neg X8 \text{ (8)}$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		46

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:

$$\sum = \text{КС} + \text{ИНВ} + \text{ЭП} + \text{НУ} + \text{ДС} = 70 + 8 + 9 + 2 + 4 = 93$$

Схема формирования начальной установки на счетчике представлена на рисунке 3.

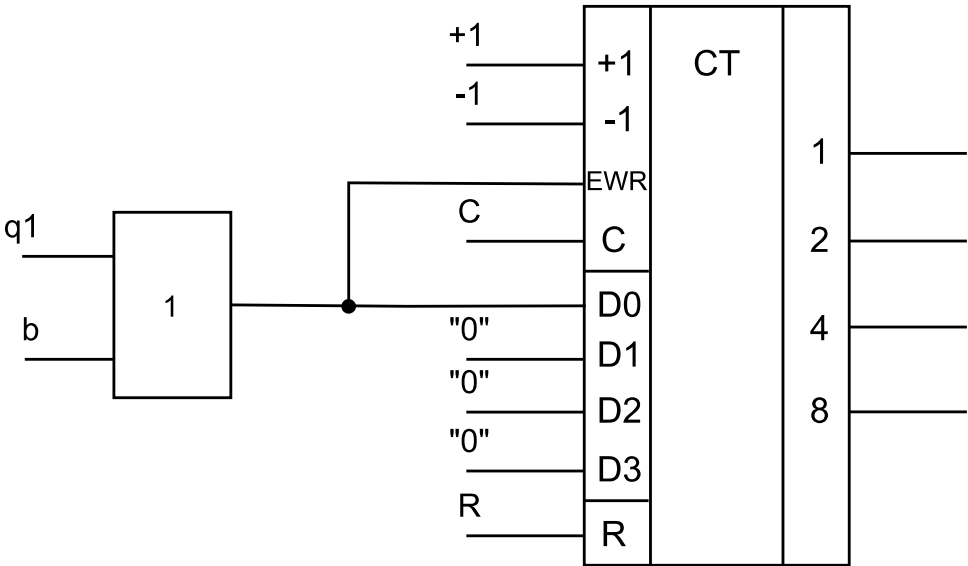


Рисунок 3 – Схема формирования начальной установки на счетчике

## 9. Кодирование внутренних состояний для модели Мура

### 9.1. Кодирование внутренних состояний для модели Мура на D-триггерах

Для кодирования 15 состояний ( $b_0 \dots b_{14}$ ) 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  $b_i$  ставится в соответствие целое число  $N_i$ , равное числу переходов в данное состояние;
- 2) числа  $N_i$  сортируются в порядке убывания;
- 3) состоянию, соответствующему первому  $N_i$  после сортировки, то есть наибольшему из  $N_i$ , присваивается код, состоящий только из нулей;
- 4) Следующему состоянию в порядке убывания  $N_i$  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.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		48



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

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

$$D0 = b0X0 \vee b2\neg X0 \vee b3\neg X0 \vee b5X3 \vee b7X5\neg X6\neg X7X8 \vee b7X5\neg X6\neg X7\neg X8\neg X9 \vee b8\neg X9 \vee b9\neg X9 \vee b11X3 \vee b11\neg X3\neg X8\neg X9 \vee b13\neg X9$$

$$D1 = b1 \vee b2 \neg X0 \vee b3 \neg X0 \vee b4 \neg X1 \neg X2 \vee b6 \vee b7 X5 \neg X6 \neg X7 \neg X8 X9 \vee b8 X9 \vee b9 X9 \vee b11 \neg X3 \neg X8 X9 \vee b13 X9$$

$$D2 = b1 \vee b4 \neg X1 X2 \vee b4 X1 \vee b5 \neg X3 X4 \vee b7 X5 X6 \vee b7 X5 \neg X6 X7 \vee b7 X5 \neg X6 \neg X7 X8$$

$$D3 = b2 X0 \vee b3 X0 \vee b4 \neg X1 \neg X2 \vee b4 X1 \vee b5 X3 \vee b11 X3$$

$$D4 = b0 X0 \vee b5 \neg X3 \neg X4 \vee b6 \vee b7 \neg X5 \vee b7 X5 X6$$

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

$$y0 = b1$$

$$y1 = b1 \vee b4$$

$$y2 = b1 \vee b9$$

$$y3 = b2 \vee b6$$

$$y4 = b2 \vee b5$$

$$y5 = b5$$

$$y6 = b8$$

$$y7 = b7$$

$$y8 = b11$$

$$y9 = b9$$

$$y10 = b14$$

$$y11 = b12$$

$$y12 = b10$$

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

$$e0 = b0 X0 \text{ (2)}$$

$$e1 = b2 \vee b3 \text{ (2)}$$

$$e2 = b5 X3 \text{ (2)}$$

$$e3 = b7 X5 \neg X6 \text{ (3)}$$

$$e4 = b7 X5 X6 \text{ (3)}$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		51

$$e5 = b4 \neg X1 \neg X2 \text{ (3)}$$

$$e6 = b4 \neg X1 X2 \text{ (3)}$$

$$e7 = b4 X1 \text{ (2)}$$

$$e8 = b8 \vee b9 \vee b13 \text{ (3)}$$

$$e9 = b11 \neg X3 \neg X8 \text{ (3)}$$

$$e10 = b11 X3 \text{ (2)}$$

$$e11 = b5 \neg X3 X4 \text{ (3)}$$

$$e12 = b5 \neg X3 \neg X4 \text{ (3)}$$

$$e13 = b7 \neg X5 \text{ (2)}$$

$$p0 = e3 \neg X7 \neg X8 \text{ (3)}$$

$$p1 = e3 \neg X7 X8 \text{ (3)}$$

$$p2 = e9 X9 \text{ (2)}$$

$$p3 = e9 \neg X9 \text{ (2)}$$

$$p4 = e8 X9 \text{ (2)}$$

$$p5 = e8 \neg X9 \text{ (2)}$$

$$p6 = e1 X0 \text{ (2)}$$

$$p7 = e1 \neg X0 \text{ (2)}$$

$$p8 = e3 X7 \text{ (2)}$$

$$q0 = p0 X9 \text{ (2)}$$

$$q1 = p0 \neg X9 \text{ (2)}$$

$$D0 = e0 \vee p7 \vee e2 \vee p1 \vee q1 \vee p5 \vee e10 \vee p3 \text{ (8)}$$

$$D1 = b1 \vee p7 \vee e5 \vee b6 \vee q0 \vee p4 \vee p2 \text{ (7)}$$

$$D2 = b1 \vee e6 \vee e7 \vee e11 \vee e4 \vee p8 \vee p1 \text{ (7)}$$

$$D3 = p6 \vee e5 \vee e7 \vee e2 \vee e10 \text{ (5)}$$

$$D4 = e0 \vee e12 \vee b6 \vee e13 \vee e4 \text{ (5)}$$

$$y0 = b1 \text{ (0)}$$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		52

$$y1 = b1 \vee b4 (2)$$

$$y2 = b1 \vee b9 (2)$$

$$y3 = b2 \vee b6 (2)$$

$$y4 = b2 \vee b5 (2)$$

$$y5 = b5 (0)$$

$$y6 = b8 (0)$$

$$y7 = b7 (0)$$

$$y8 = b11 (0)$$

$$y9 = b9 (0)$$

$$y10 = b14 (0)$$

$$y11 = b12 (0)$$

$$y12 = b10 (0)$$

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

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:

$$\sum = \text{КС} + \text{ИНВ} + \text{ЭП} + \text{НУ} + \text{DC} = 100 + 10 + 20 + 0 + 5 = 135$$

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

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		53

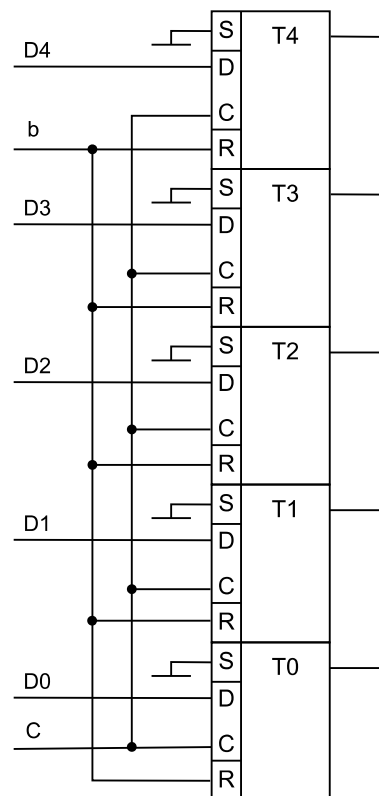


Рисунок 4 - Схема формирования начальной установки на D-триггерах

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.

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

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

$$D0 = b2X0 \vee b4X1 \vee b5X3 \vee b10 \vee b11X3 \vee b12$$



$$D1 = b4X1 \vee b4\neg X1X2 \vee b5\neg X3X4 \vee b7X5\neg X6X7 \vee b7X5\neg X6\neg X7\neg X8\neg X9 \\ \vee b8\neg X9 \vee b9\neg X9 \vee b11\neg X3\neg X8\neg X9$$

$$D2 = b2X0 \vee b5X3 \vee b7X5X6 \vee b7X5\neg X6\neg X7\neg X8\neg X9 \vee b8\neg X9 \vee b9\neg X9 \vee \\ b11X3 \vee b11\neg X3\neg X8\neg X9$$

$$D3 = b4\neg X1X2 \vee b4X1 \vee b5\neg X3X4 \vee b5X3 \vee b7X5X6 \vee b7X5\neg X6X7 \vee \\ b7X5\neg X6\neg X7\neg X8\neg X9 \vee b8\neg X9 \vee b9\neg X9 \vee b11X3 \vee b11\neg X3\neg X8\neg X9$$

$$+1 = b0X0 \vee b1 \vee b2\neg X0 \vee b3X0 \vee b4\neg X1\neg X2 \vee b5\neg X3\neg X4 \vee b6 \vee \\ b7X5\neg X6\neg X7X8 \vee b14$$

$$-1 = b7\neg X5$$

$$R = b7X5\neg X6\neg X7\neg X8X9 \vee b8X9 \vee b9X9 \vee b11\neg X3\neg X8X9 \vee b13X9$$

$$EWR = D3 \vee D2 \vee D1 \vee D0$$

Аналогично составляются логические выражения для функций выходов:

$$y0 = b1$$

$$y1 = b1 \vee b4$$

$$y2 = b1 \vee b9$$

$$y3 = b2 \vee b6$$

$$y4 = b2 \vee b5$$

$$y5 = b5$$

$$y6 = b8$$

$$y7 = b7$$

$$y8 = b11$$

$$y9 = b9$$

$$y10 = b14$$

$$y11 = b12$$

$$y12 = b10$$

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

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		57

$e_0 = b_2 X_0 \quad (2)$   
 $e_1 = b_4 X_1 \quad (2)$   
 $e_2 = X_3 (b_5 \vee b_{11}) \quad (4)$   
 $e_3 = b_8 \vee b_9 \quad (2)$   
 $e_4 = b_0 \vee b_3 \quad (2)$   
 $e_5 = b_4 \neg X_1 X_2 \quad (3)$   
 $e_6 = b_5 \neg X_3 X_4 \quad (3)$   
 $e_7 = b_7 X_5 \neg X_6 \quad (3)$   
 $e_8 = b_7 X_5 X_6 \quad (3)$   
 $e_9 = b_{11} \neg X_3 \neg X_8 \quad (3)$   
 $e_{10} = b_2 \neg X_0 \quad (2)$   
 $e_{11} = b_4 \neg X_1 \neg X_2 \quad (3)$   
 $e_{12} = b_5 \neg X_3 \neg X_4 \quad (3)$   
 $e_{13} = b_7 \neg X_5 \quad (2)$   
 $e_{14} = b_{13} X_9 \quad (2)$   
 $p_0 = e_3 \neg X_9 \quad (2)$   
 $p_1 = e_3 X_9 \quad (2)$   
 $p_2 = e_4 X_0 \quad (2)$   
 $p_3 = e_7 X_7 \quad (2)$   
 $p_4 = e_7 \neg X_7 \neg X_8 \quad (3)$   
 $p_5 = e_7 \neg X_7 X_8 \quad (3)$   
 $p_6 = e_9 \neg X_9 \quad (2)$   
 $p_7 = e_9 X_9 \quad (2)$   
 $q_0 = p_4 \neg X_9 \quad (2)$   
 $q_1 = p_4 X_9 \quad (2)$   
 $q_2 = e_1 \vee e_5 \vee e_6 \vee p_3 \quad (4)$   
 $t_0 = q_0 \vee p_0 \vee p_6 \quad (3)$   
 $w_0 = t_0 \vee e_2 \vee e_8 \quad (3)$

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						58
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

$$D0 = e0 \vee e1 \vee e2 \vee b10 \vee b12 \text{ (5)}$$

$$D1 = q2 \vee t0 \text{ (2)}$$

$$D2 = e0 \vee w0 \text{ (2)}$$

$$D3 = q2 \vee w0 \text{ (2)}$$

$$+1 = p2 \vee b1 \vee e10 \vee e11 \vee e12 \vee b6 \vee p5 \vee b14 \text{ (8)}$$

$$-1 = e13 \text{ (0)}$$

$$R = q1 \vee p1 \vee p7 \vee e14 \text{ (4)}$$

$$EWR = D3 \vee D2 \vee D1 \vee D0 \text{ (4)}$$

$$y0 = b1 \text{ (0)}$$

$$y1 = b1 \vee b4 \text{ (2)}$$

$$y2 = b1 \vee b9 \text{ (2)}$$

$$y3 = b2 \vee b6 \text{ (2)}$$

$$y4 = b2 \vee b5 \text{ (2)}$$

$$y5 = b5 \text{ (0)}$$

$$y6 = b8 \text{ (0)}$$

$$y7 = b7 \text{ (0)}$$

$$y8 = b11 \text{ (0)}$$

$$y9 = b9 \text{ (0)}$$

$$y10 = b14 \text{ (0)}$$

$$y11 = b12 \text{ (0)}$$

$$y12 = b10 \text{ (0)}$$

Инверторы:  $\neg X0, \neg X1, \neg X2, \neg X3, \neg X4, \neg X5, \neg X6, \neg X7, \neg X8, \neg X9$  (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:

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
						59
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		

$$\Sigma = \text{КС} + \text{ИНВ} + \text{ЭП} + \text{НУ} + \text{DC} = 106 + 10 + 9 + 3 + 4 = 132$$

Схема формирования начальной установки на счетчике представлена на рисунке 5.

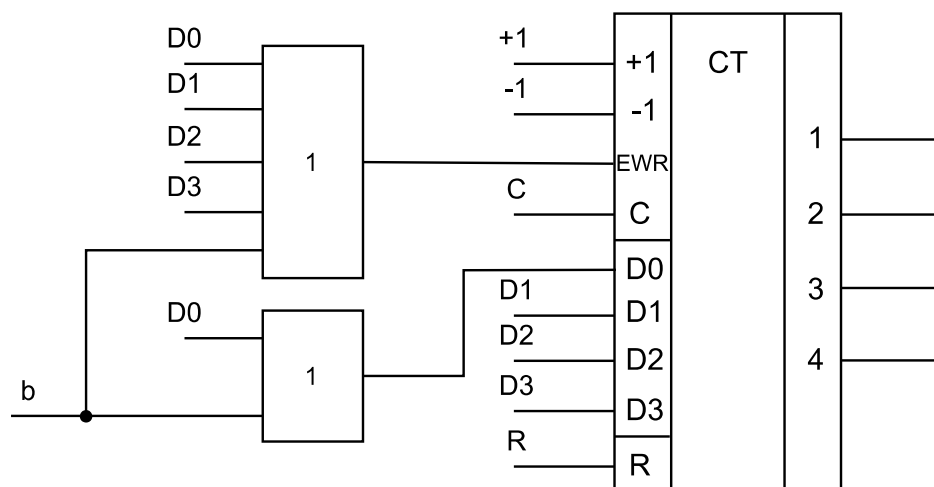


Рисунок 5 – Схема формирования начальной установки на счетчике

## 10. 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.

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		61

## 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  $a_0$ - $a_8$ , множеством входных сигналов  $y_0$ - $y_{12}$ , функциями переходов и выходов, и начальным состоянием  $a_0$ .

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		62

## 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

ДС – дешифратор

НУ – начальные установки

ПРС – переполнение разрядной сетки

ПМР – потеря младших разрядов

ВрПМР – временная потеря младших разрядов

ДНН – деление на ноль

					ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		63

### 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.

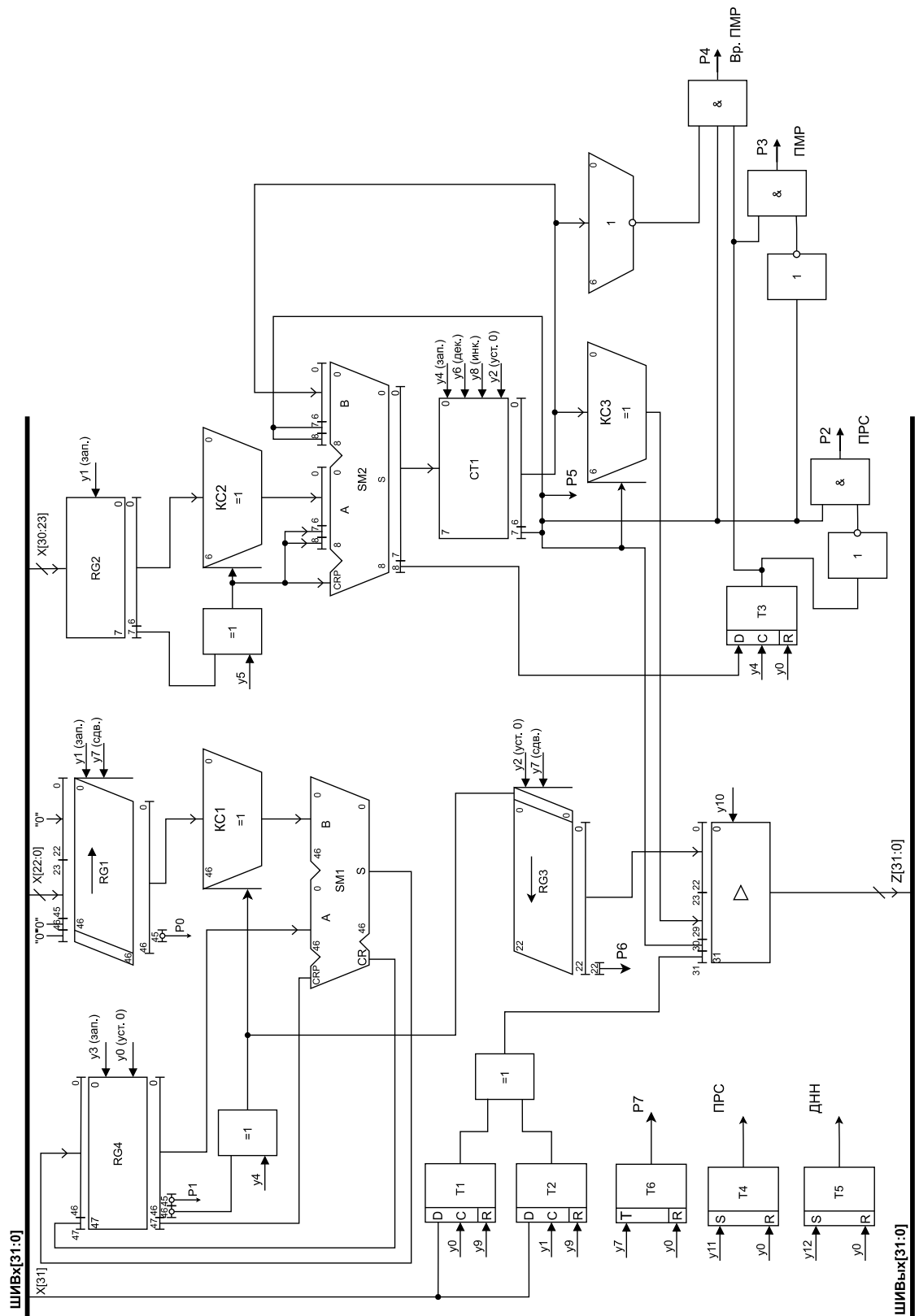
					<i>ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		64



# Приложение А

(обязательное)

## Функциональная схема операционного автомата



Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата

ТПЖА.09.03.01.331 ПЗ

Лист

65

(обязательное)

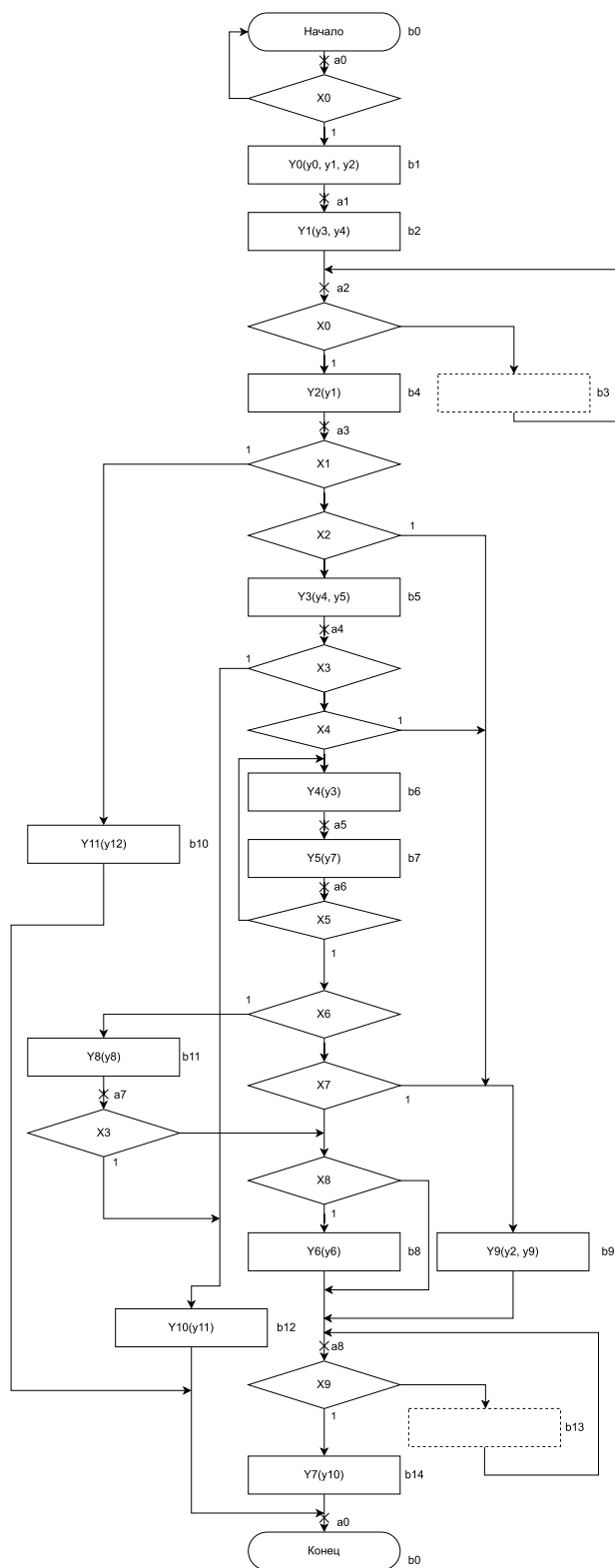
```

graph TD
    Start([Начало]) --> X{X}
    X -- 1 --> B1[T3 := 0  
T4 := 0  
T5 := 0  
T6 := 0  
T1 := X[31]  
RG4 := 0  
RG3 := 0  
RG1[45:23] := X[22:0]  
RG1[22:0] := 0  
RG2 := X[30:23]  
T2 := X[31]  
CT1 := 0]
    B1 --> B2[SM1.crp = RG4[47]  
SM1.a = RG4[46:0]  
SM1.b = RG1  
RG4[46:0] := SM1.s  
RG4[47] := SM1.cr  
SM2.a[8] = RG2[7]  
SM2.a[7] = RG2[7]  
SM2.a[6:0] = RG2[6:0]  
SM2.b[8] = CT1[7]  
SM2.b[7] = CT1[7]  
SM2.b[6:0] = CT1[6:0]  
SM2.crp = RG2[7]  
CT1 := SM2.s[7:0]  
T3 := SM2.s[8]]
    B2 --> X2{X}
    X2 -- 1 --> B3[RG1[45:23] := X[22:0]  
RG1[22:0] := 0  
RG2 := X[30:23]  
T2 := X[31]]
    B3 --> P0{P0}
    P0 -- 1 --> ZDV1((ZDV))
    P0 --> P1{P1}
    P1 -- 1 --> NULL1((NULL))
    P1 --> B4[SM2.a[8] = ~RG2[7]  
SM2.a[7] = ~RG2[7]  
SM2.a[6:0] = RG2[6:0]  
SM2.b[8] = CT1[7]  
SM2.b[7] = CT1[7]  
SM2.b[6:0] = CT1[6:0]  
SM2.crp = ~RG2[7]  
CT1 := SM2.s[7:0]  
T3 := SM2.s[8]]
    B4 --> P2{P2}
    P2 -- 1 --> OVR1((OVR))
    P2 --> Alpha1((α))
    Alpha1 --> P3{P3}
    P3 -- 1 --> NULL2((NULL))
    P3 --> B5[SM1.a = RG4[46:0]  
SM1.b = KC1  
RG4[46:0] := SM1.s  
RG4[47] := SM1.cr]
    B5 --> B6[RG1 := 0.R1(RG1)  
RG3 := L1(RG3), (~RG4[46])  
T6 := T6 + 1]
    B6 --> P6{P6}
    P6 -- 1 --> P7{P7}
    P6 --> P3
    P7 -- 1 --> B7[CT1 := CT1 + 1]
    B7 --> P2
    P7 --> P4{P4}
    P4 -- 1 --> NULL3((NULL))
    P4 --> P5{P5}
    P5 -- 1 --> B8[CT1 := CT1 - 1]
    B8 --> P5
    P5 --> Z{Z}
    Z -- 1 --> B9[Z[31] = T1 xor T2  
Z[30] = CT1[7]  
Z[29:23] = CT1[6:0]  
Z[22:0] = RG3[22:0]]
    Z --> Z2{Z}
    Z2 -- 1 --> B9
    Z2 --> B10[T5 := 1]
    B9 --> End([Конец])
    B10 --> End
    B11[T4 := 1] --> End
    
```

# Приложение В

(обязательное)

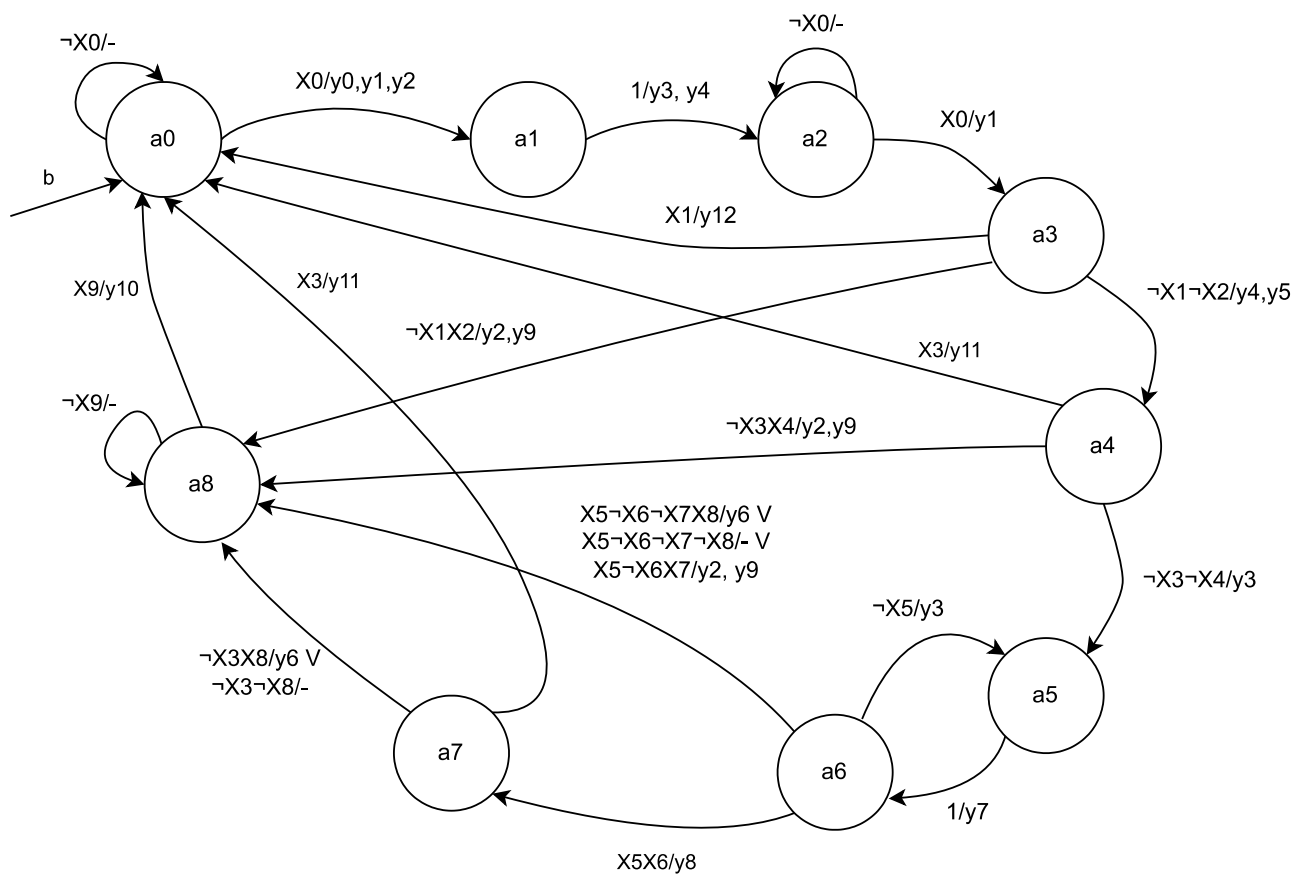
## Отмеченная граф-схема алгоритма



# Приложение Г

(обязательное)

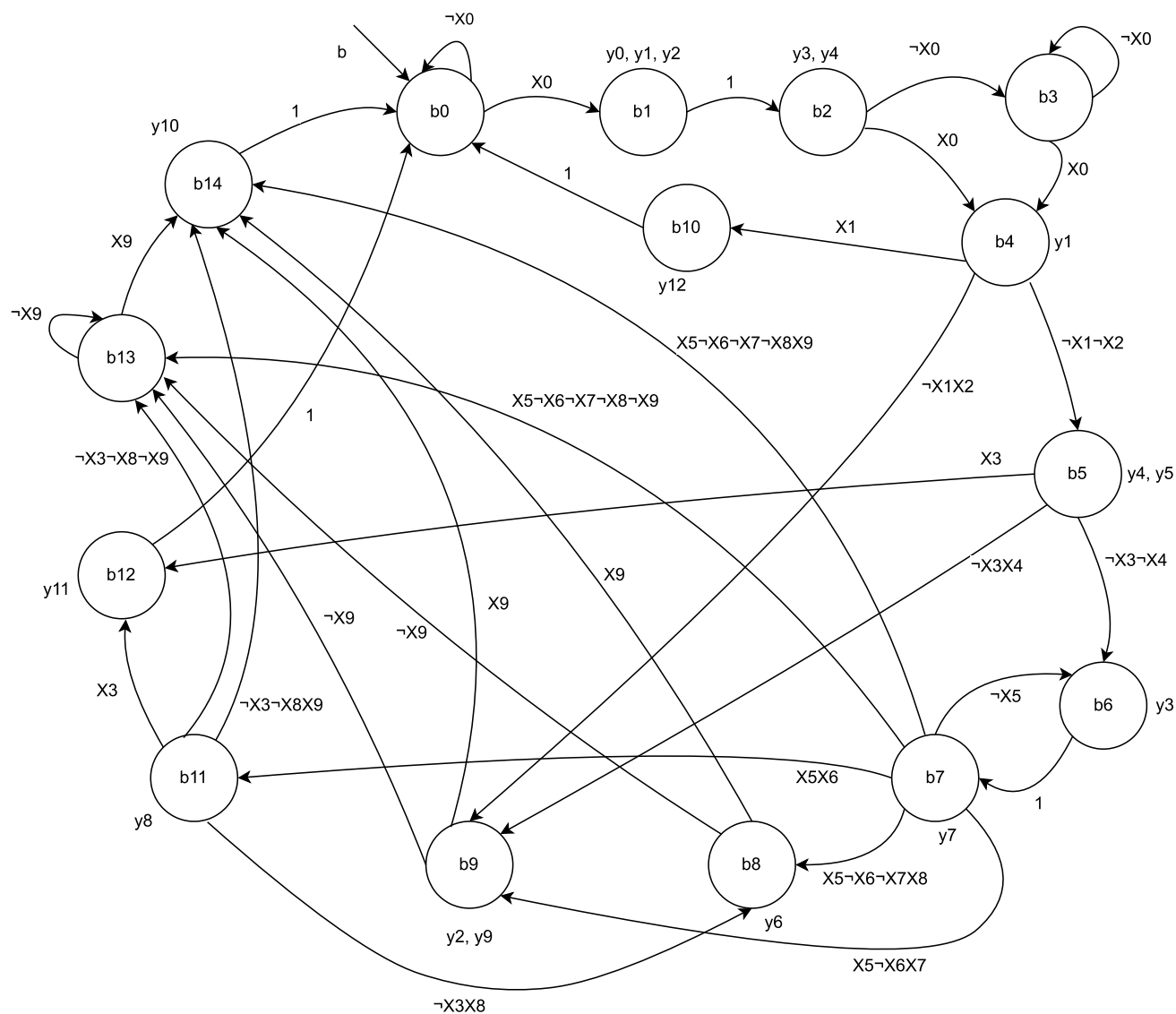
## Граф автомата модели Мили



# Приложение Д

(обязательное)

## Граф автомата модели Мура



# Приложение Е

(обязательное)

## Функциональная схема управляющего автомата

