

Петербургский Государственный Университет Путей Сообщения

Кафедра «Информационные и вычислительные системы»

Курсовой проект по дисциплине «Теория автоматов»

Разработка операционного устройства

Пояснительная записка

Скачано с сайта <http://ivc.clan.su>

Выполнил студент
группы ПВТ-711
Круглов В.А.

Санкт-Петербург
2009

PDF-document was made by [Vasena](#)

Аннотация

В данном курсовом проекте разрабатывается абстрактный автомат с памятью, реализующий деление двух чисел ($C = A/B$) с фиксированной точкой без восстановления остатка (со сдвигом остатка влево). Реальными задачами проектирования являются:

1. синтез схем
2. реализация заданных функций с минимальными аппаратными затратами.

Содержание:

Введение	3
Вариант задания	4
1. Определение функции операционного устройства	5
1.1. Анализ алгоритмов заданных операций	5
1.2. Функциональная микропрограмма работы ОУ	7
1.3. Определение функций операционного автомата	8
1.4. Определение функций управляющего автомата	9
2. Синтез функциональной схемы операционного автомата	10
2.1. Разработка структурной схемы операционного автомата	10
2.2. Синтез функциональной схемы операционного автомата	12
3. Синтез функциональной схемы управляющего автомата	29
4. Функциональная схема операционного устройства	33
5. Описание работы операционного устройства на заданном временном интервале	33
Заключение	34
Список использованной литературы	35

Введение

Любой сложный преобразователь дискретной информации может быть представлен в виде совокупности операционных устройств (ОУ) и интерфейса (сопряжения этих устройств). К ОУ относятся каналы ввода-вывода, запоминающие устройства, арифметико-логические устройства и др.

Функцией ОУ является выполнение фиксированного множества операций $F = \{f_1, f_2, \dots, f_G\}$ над множеством входных слов $D = \{d_1, d_2, \dots, d_H\}$ для вычисления слов $R = \{r_1, r_2, \dots, r_Q\}$, которые являются результатами операций из множества F . В течение определенного отрезка времени устройство может реализовать только одну операцию $R = f_g(D)$, которая определяется кодом операции (номером) $g = 1, 2, \dots, G$. Функцию ОУ можно представить в виде $R = \Omega(D)$, где

$$\Omega = \begin{cases} f_1, & \text{если } g = 1 \\ f_2, & \text{если } g = 2 \\ f_G, & \text{если } g = G \end{cases}$$

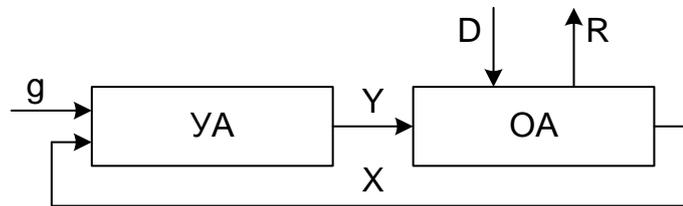


Рис. 1.

ОУ может реализовать как простейшие операции вида $r_g := d_n$, так и сложные операции, которые представляются в форме алгоритмов. ОУ объединяются в структуру с помощью цепей, по которым передаются электрические сигналы. Одна цепь передает в один момент времени бит информации (OV1). Совокупность цепей, связывающих два ОУ и алгоритм, определяющий порядок передачи информации между ОУ, называется интерфейсом.

Задачей данного курсового проекта является разработка операционного устройства для выполнения операции деления чисел с фиксированной точкой без восстановления остатка (со сдвигом остатка влево) на уровне логических схем. Эта задача разбивается на две: разработку схем операционного автомата и управляющего автомата.

Функция хранения исходной информации, промежуточных и конечных результатов выполнения микроопераций, реализации микроопераций и вычисления логических условий возлагаются на операционный автомат.

Управляющий автомат вырабатывает последовательность управляющих сигналов в соответствии с микропрограммой функционирования операционного устройства. Эти управляющие сигналы поступают на вход операционного устройства.

Вариант задания

ВАРИАНТ №18

Операция: деление чисел с фиксированной точкой без восстановления остатка (со сдвигом остатка влево).

Формат данных:

Таблица 1.

Слово	Назначение	Знак
A(1:32)	Делимое	A(1)
B(1:32)	Делитель	B(1)
C(1:32)	Частное	C(1)
D(1:m)	Счетчик циклов	$m = \lceil \log_2(n - 1) \rceil_{\text{б}}$
П(1)	Признак переполнения	

Алгоритм:

- Начало.
- Разрядам слов П и D присвоить значение «0», в разряде B(1) сформировать значение знака результата деления.
- Разряду A(1) присвоить значение «».
- Слову A присвоить значение разности текущего значения разрядов слова A и значений разрядов модуля слова B.
- Текущее значение разряда A(1) равно 0?
ДА: сформировать признак переполнения и перейти к п.9,
НЕТ: выполнить логический сдвиг слова C на один разряд влево и в младший разряд поместить инверсное значение разряда A(1); перейти к п.6.
- Текущее значение счетчика циклов равно (n-1)?
ДА: знаковому разряду слова C присвоить значение знакового разряда слова B и перейти к п.9.
НЕТ: текущее значение счетчика циклов увеличить на 1 и перейти к п.7.
- Выполнить логический сдвиг слова A на один разряд влево.
- значение разряда C(32) равно 0?
ДА: слову A присвоить значение суммы текущего значения разрядов слова A и значений разрядов модуля слова B; перейти к п.5,
НЕТ: слову A присвоить значение разности текущего значения разрядов слова A и значений разрядов модуля слова B.
- Конец.

1. Определение функции операционного устройства

1.1. Анализ алгоритмов заданных операций

Рассмотрим алгоритм, представленный выше. Так как в нем могут быть неточности, то необходимо проверить его правильность на примерах. Причем, примеры должны быть исчерпывающими (должны быть рассмотрены все возможные варианты выполнения микропрограммы). Поэтому в примерах рассматриваются следующие случаи:

1. модуль делимого меньше модуля делителя, т.е. $|A| < |B|$ (см. таб.2);
2. модуль делимого больше модуля делителя, $|A| > |B|$ (см. таб.3).

Анализ алгоритма.

$$\begin{array}{ll} A = 0,125 & B = -0,25 \\ A = 0,001 & B = 1,010 \end{array}$$

Таблица 2.

№	Состояние слов		Значение ЛУ	Переход в вершину	Комментарии
	до МКО	после МКО			
0	A(1:4)=0,001 B(1:4)=1,010 C(1:4)= ~,~~~ D(1:2)= ~~ П(1)= ~	-	-	1	Начало
1	П(1)= ~ D(1:2)= ~~ B(1)=1	П(1)=0 D(1:2)=00 B(1)=1	-	2	Инициализация счетчика переполнения Сброс значения счетчика циклов Формирование знака частного ($0 \oplus 1=1$)
2	A(1)=0	A(1)=0	-	3	Взятие модуля делимого
3	A(1:4)=0,001	A(1:4)=1,111	-	4	Вычитание из А слова В
4	A(1)=1	-	A(1)=1	5	Проверка знака остатка (A(1)=1)
5	C(1:4)= ~,~~~	C(1:4)= ~,~~~0	-	6	Добавление не A(1) в конец частного со сдвигом частного влево
6	D(1:2)=00	-	D(1:2) ≠ 11	7	Проверка счетчика циклов
7	D(1:2)=00	D(1:2)=01	-	8	Изменение значения счетчика на 1
8	A(1:4)=1,111	A(1:4)=1,110	-	9	Сдвиг делимого на разряд влево с дополнением нулями
9	C(4)=0	-	C(4)=0	11	Проверка последнего разряда слова С
11	A(1:4)=1,110	A(1:4)=0,000	-	5	Вычитание из слова А слова В
5	C(1:4)= ~,~~~0	C(1:4)= ~,~~~01	-	6	Добавление не A(1) в конец частного со сдвигом частного влево
6	D(1:2)=01	-	D(1:2) ≠ 11	7	Проверка счетчика циклов
7	D(1:2)=01	D(1:2)=10	-	8	Изменение значения счетчика на 1
8	A(1:4)=0,000	A(1:4)=0,000	-	9	Сдвиг делимого на разряд влево с дополнением нулями
9	C(4)=1	-	C(4)=1	10	Проверка последнего разряда слова С
10	A(1:4)=0,000	A(1:4)=1,110	-	5	Прибавление к слову А слова В
5	C(1:4)= ~,~~~01	C(1:4)= ~,~~~010	-	6	Добавление не A(1) в конец частного со сдвигом частного влево
6	D(1:2)=10	-	D(1:2) ≠ 11	7	Проверка счетчика циклов
7	D(1:2)=10	D(1:2)=11	-	8	Изменение значения счетчика на 1
8	A(1:4)=1,110	A(1:4)=1,100	-	9	Сдвиг делимого на разряд влево с дополнением нулями
9	C(4)=0	-	!C(4)=1	11	Проверка последнего разряда слова С

11	A(1:4)=1,100	A(1:4)=1,110	-	5	Вычитание из слова А слова В
5	C(1:4)=~,010	C(1:4)=0,100	-	6	Добавление не А(1) в конец частного со сдвигом частного влево
6	D(1:2)=11	-	D(1:2)=11	13	Проверка счетчика циклов
13	C(1)=0	C(1)=1	-	0	Присваивание знака слова В слову С
0	C(1:4)= 1,100	-	-	-	Конец

$$A = 0,625$$

$$B = -0,125$$

$$A = 0,101$$

$$B = 1,001$$

Таблица 3.

№	Состояние слов		Значение ЛУ	Переход в вершину	Комментарии
	до МКО	после МКО			
0	A(1:4)=0,101 B(1:4)=1,0010 C(1:4)=~,~~~ D(1:2)=~~ П(1)=~	-	-	1	Начало
1	П(1)=~ D(1:2)=~~ B(1)=1	П(1)=0 D(1:2)=00 B(1)=1	-	2	Инициализация счетчика переполнения Сброс значения счетчика циклов Формирование знака частного ($0 \oplus 1 = 1$)
2	A(1)=0	A(1)=0	-	3	Взятие модуля делимого
3	A(1:4)=0,101	A(1:4)=0,100	-	4	Вычитание из А слова В
4	A(1)=0	-	A(1)=0	12	Проверка знака остатка (A(1)=0)
12	П(1)=0	П(1)=1	-	0	Индикация переполнения
0	П(1)=1	-	-	-	Конец

Вывод: таким образом, после устранения неточностей в исходном алгоритме (из п.8 при любых значениях C(32) необходимо перейти к п.5) проверка алгоритма показала, что при выполнении алгоритм дает верный результат.

1.2. Функциональная микропрограмма работы ОУ

Исходной формой представления ОУ является функциональная микропрограмма, состоящая из содержательных графов микропрограмм заданных операций (на функциональном языке); из описания слов, которые используются в этих микропрограммах.

Функциональная микропрограмма (Рис.2) строится на основе алгоритма (см. стр. 4) и исправлений в нем (см. стр. 6,7).

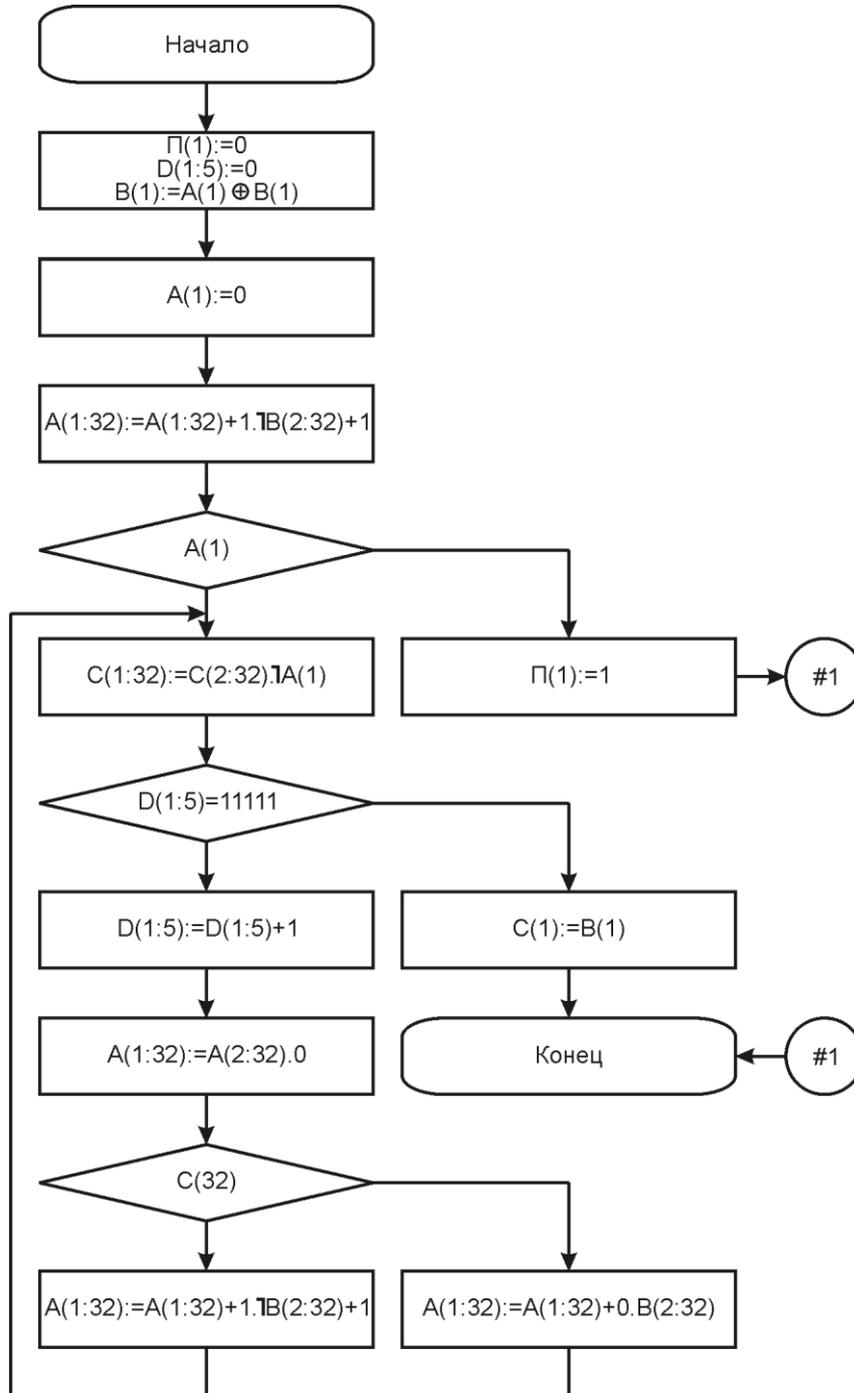


Рис. 2. Функциональная микропрограмма работы ОУ

В таблице 4 приводится описание слов, которыми оперируют микропрограммы, представленные на рис. 2. Причем выделяют несколько типов слов:

- Входные слова, значение которым присваивается вне микропрограммы и используется внутри - I;
- Внутренние (локальные) слова, которые используются только внутри микропрограммы – L;
- Выходные слова, которые используются вне микропрограммы - O.

Описание слов в микропрограммах

Таблица 4.

Формат слова	Назначение слова	Тип слова
A(1:32)	Делимое	I L
B(1:32)	Делитель	I L
C(1:32)	Частное	LO
П(1)	Флаг переполнения	LO
D(1:5)	Счетчик циклов	L

1.3. Определение функций операционного автомата

Каждая функциональная микропрограмма M_g , где $g = 1, 2, \dots, G$, определяющая алгоритм выполнения операции $f_g \in F$, вводит множество слов S_g , микроопераций Y_g и логических условий X_g . Множества S_g, Y_g, X_g , характеризуют функцию операционного автомата частично, позволяя определить средства, достаточные для реализации только одной операции f_g . Множество всех слов определено в таблице 4.

На основе функциональной микропрограммы работы ОУ (рис. 2) составляются таблицы микроопераций и логических условий (таблицы 5 и 6 соответственно).

Объединенный список микроопераций

Таблица 5.

Обозначение	Микрооперация
y1	D(1:5):=00000
y2	П(1):=0
y3	B(1):=A(1)+B(1)
y4	A(1):=0
y5,y12	A(1:32):=A(1:32)+1. B(2:32)+1
y6	C(1:32):=C(2:32). A(1)
y7	D(1:5):=D(1:5)+1
y8	A(1:32):=A(2:32).0
y9	A(1:32):=A(1:32)+0.B(2:32)
y10	C(1):=B(1)
y11	П(1):=1
yA	A(1:32):=d1(1:32)
yB	B(1:32):=d2(1:32)

Объединенный список логических условий

Таблица 6.

Обозначение	Логическое условие
x1	A(1)=0
x2	D(1:5)=11111
x3	C(32)=0

Таким образом, функция операционного автомата представлена таблицами 4, 5 и 6.

1.4. Определение функций управляющего автомата

Функция УА — это операторная схема алгоритма (микропрограммы), функциональными операторами которой являются символы (буквы) y_1, y_2, \dots, y_M , отождествляемые с МКО, а в качестве ЛУ используется булевы переменные x_1, x_2, \dots, x_L .

На основе функциональной микропрограммы работы ОУ (рис.2) и таблиц микроопераций и логических условий (таблицы 5 и 6 соответственно) составляется закодированная граф-схема управляющего автомата, представленная на рисунке 3. В данной граф – схеме в операторные и условные вершины вместо микроопераций и логических условий (соответственно) записываются их обозначения. При этом необходимо учитывать функционально совместимые микрооперации, которые могут выполняться одновременно за один такт работы ОУ.

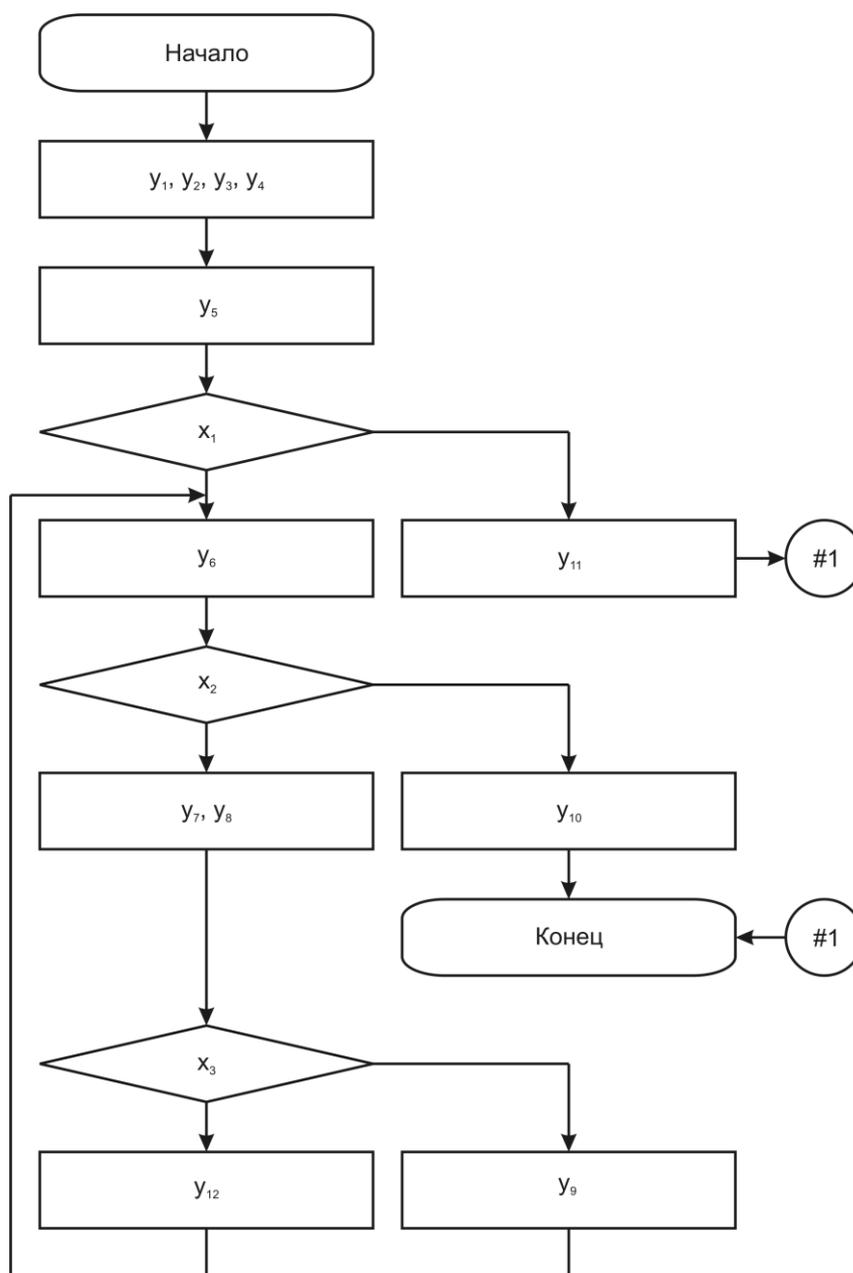


Рис. 3.

2. Синтез функциональной схемы операционного автомата

2.1. Разработка структурной схемы ОА

Исходной информацией для разработки структурной схемы ОА являются:

- описание типов слов, используемых в микропрограммах (Таблица 4);
- список микроопераций (Таблица 5);
- список логических условий (Таблица 6).

Все слова (переменные), кроме вспомогательных, должны сохранять свое значение неограниченно долго, вплоть до присвоения им нового значения. Такие переменные являются переменными с памятью, в отличие от вспомогательных переменных — переменных без памяти. Переменные с памятью соответствуют всем внутренним (L) словам.

Каждой переменной с памятью ставится в соответствие регистр операционного автомата той же разрядности, что и переменная, причем i -ый разряд регистра соответствует i -му разряду переменной. Регистру присваивается идентификатор соответствующего ему слова

Для рассматриваемого варианта задания структурная схема ОА содержит следующие регистры — A(1:32), B(1:32), C(1:32), D(1:5), П(1).

Каждой переменной без памяти (в рассматриваемом варианте такие переменные отсутствуют) ставится в соответствие шина, имеющая разрядность переменной и предназначенная для параллельной передачи слов.

Для каждого регистра определяется множество микроопераций Y_s , и логических условий X_s . На основании анализа микроопераций Y_s и логических условий X_s производится выделение всех полей регистра S. В одно поле включаются те разряды регистра S, которые преобразуются микрооперациями Y_s одинаково.

В таблице 7 содержатся все данные, необходимые для построения структурной схемы ОА.

Элементы структуры операционного автомата

Таблица 7.

Регистр	МКО	ЛУ	Поля
A(1:32)	$Y=\{y_4, y_5, y_8, y_9, y_{12}\}$	$X=\{x_1\}$	A(1); A(2:31); A(32)
B(1:32)	$Y=\{y_3\}$	$X=\{\emptyset\}$	B(1); B(2:32)
C(1:32)	$Y=\{y_6, y_{10}\}$	$X=\{x_3\}$	C(1); C(2:31); C(32)
D(1:5)	$Y=\{y_1, y_7\}$	$X=\{x_2\}$	D(1:4); D(5)
П(1)	$Y=\{y_2, y_{11}\}$	$X=\{\emptyset\}$	П(1)

Опираясь на таблицу 7, в которой представлены множества микроопераций, логических условий операндов, а также выделены поля слов – операндов, построена структурная схема операционного автомата (рис.4). Выходные цепи регистров A, B, C, П и D объединены в шину S, с которой поступают сигналы на входы комбинационных схем, реализующих микрооперации и вычисляющих логические условия. Если логическое условие является тривиальной булевой функцией, то оно интерпретируется цепью, выходящей из соответствующего регистра S (логические условия x_1 , x_2 и x_3). Предполагается, что шине S передаются как прямые, так и инверсные значения слов, хранимых в регистрах. Словам, описанным в таб.4 как входные (I), ставятся в соответствие входы d_1 и d_2 структурной схемы. Каждый вход соединяется с регистром шиной, исходящей из входа. Словам, описанным в таб.4 как выходные (O), ставятся в соответствие выходы r_1 и r_2 структурной схемы. Управляемые шины отмечаются сигналом y_m , инициирующим микрооперацию y_m . Сигналы y_a и y_b вырабатываются вне ОУ, но микрооперации занесения слов A и B в соответствующие регистры входят в множества Y_A и Y_B .

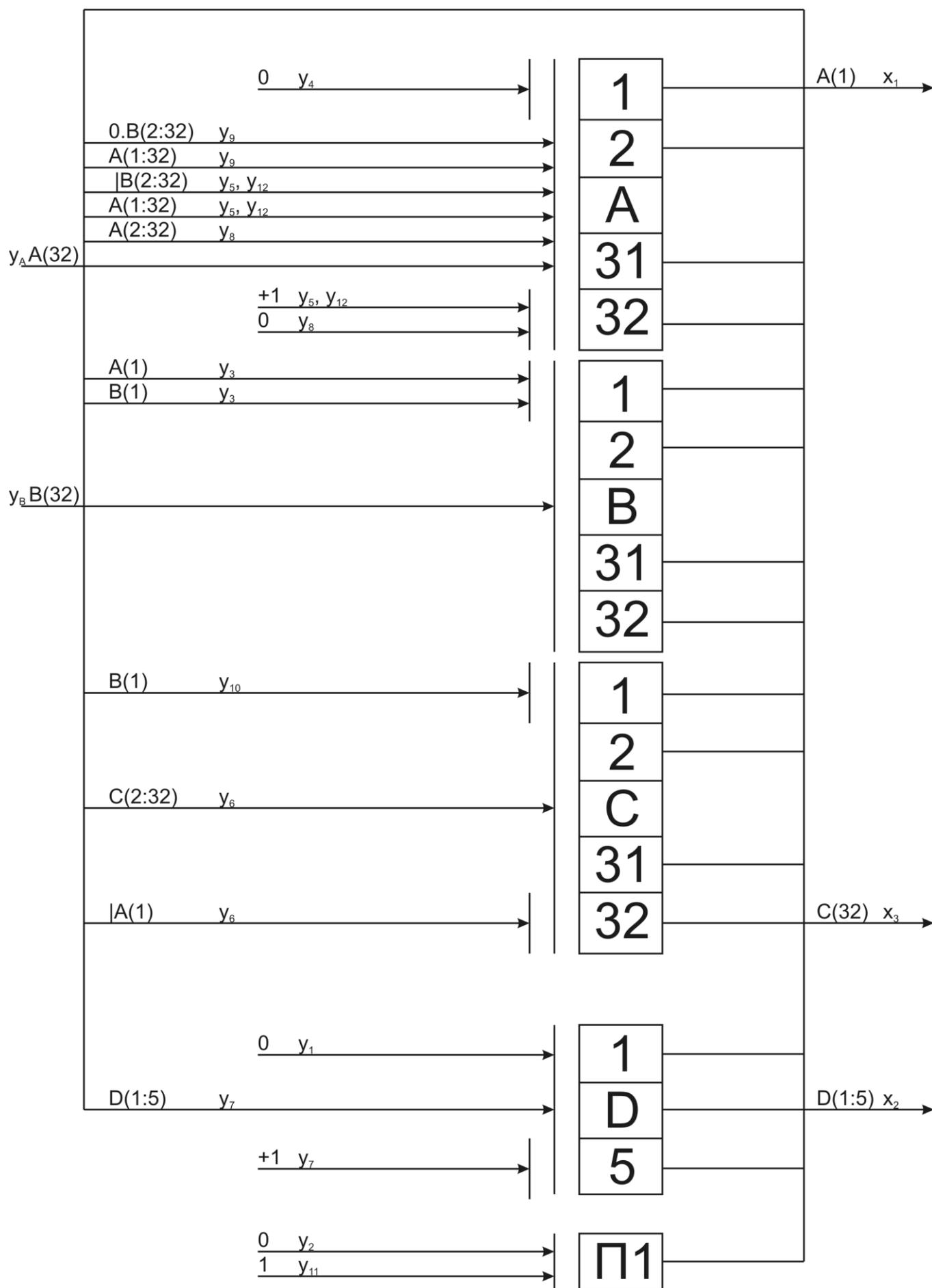


Рис. 4. Структурная схема ОА

2.2. Синтез функциональной схемы ОА

Синтез ОА проводится отдельно для каждого регистра или шины и сводится к построению комбинационных схем, реализующих функции возбуждения триггеров регистров и комбинационных схем, вычисляющих значения логических условий в заданной системе логических элементов.

Задача синтеза регистра разбивается на несколько подзадач синтеза его полей. Вследствие идентичности преобразования разрядов в пределах одного поля ограничиваются синтезом одного разряда данного поля.

2.2.1. Синтез регистра А.

а. Синтез поля А(1)

$$y_A: A(1) := d_1(1)$$

Таблица 8. Каноническая таблица для определения V_t (МКО уА)

t	t	t+1	t
A(1)	d ₁ (1)	A(1)	V _t
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = A(1) \oplus d_1(1)$$

$$y_4: A(1) := 0$$

Таблица 9. Каноническая таблица для определения V_t (МКО у4)

t	t+1	t
A(1)	A(1)	V _t
0	0	0
1	0	1

$$V_t = A(1)$$

$$y_5: A(1) := A(1)+1$$

Таблица 10. Каноническая таблица для определения V_t (МКО у5)

t	t	t+1	t
A(1)	P(1)	A(1)	V _t
0	0	1	1
0	1	0	0
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = \neg P(1)$$

$y_8: A(1) := A(2)$

Таблица 11. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_8)

t	t	t+1	t
A(1)	A(2)	A(1)	V_t
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = A(1) \oplus A(2)$$

$y_9: A(1) := A(1) + 0$

Таблица 12. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_9)

t	t	t+1	t
A(1)	P(1)	A(1)	V_t
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	1	0
1	1	0	1

$$V_t = P(1)$$

$y_{12}: A(1) := A(1) + 1$

Аналогично y_5

Окончательный результат синтеза поля A(1) регистра A в микрооперациях $y_A, y_4, y_5, y_8, y_9, y_{12}$.

$$\begin{aligned}
 V_t &= y_A[A(1) \oplus d_1(1)] \vee y_4 A(1) \vee y_5 [\overline{P(1)}] \vee y_8 [A(1) \oplus A(2)] \vee y_9 P(1) \vee y_{12} [\overline{P(1)}] \\
 &= \overline{\{y_A \vee [A(1) \oplus d_1(1)]\}} \vee \overline{\{y_4 \vee A(1)\}} \vee \overline{\{y_5 \vee P(1)\}} \vee \overline{\{y_8 \vee [A(1) \oplus A(2)]\}} \vee \overline{\{y_9 \vee P(1)\}} \vee \overline{\{y_{12} \vee P(1)\}} \\
 &= \overline{\overline{y_A \downarrow [A(1) \oplus d_1(1)]} \vee \overline{y_4 \downarrow A(1)} \vee \overline{y_5 \downarrow P(1)} \vee \overline{y_8 \downarrow [A(1) \oplus A(2)]} \vee \overline{y_9 \downarrow P(1)} \vee \overline{y_{12} \downarrow P(1)}} \\
 &= \overline{\overline{y_A \downarrow [A(1) \oplus d_1(1)]} \vee \overline{y_4 \downarrow A(1)} \vee \overline{y_5 \downarrow P(1)}} \downarrow \overline{\overline{y_8 \downarrow [A(1) \oplus A(2)]} \vee \overline{y_9 \downarrow P(1)} \vee \overline{y_{12} \downarrow P(1)}}
 \end{aligned}$$

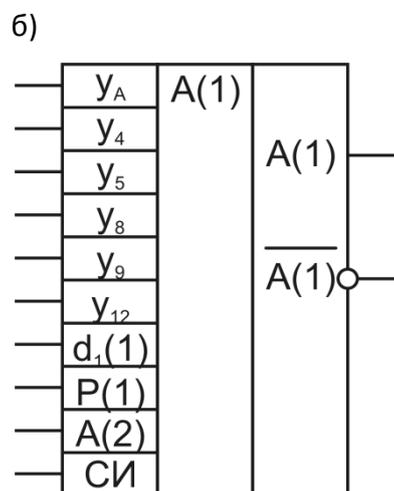
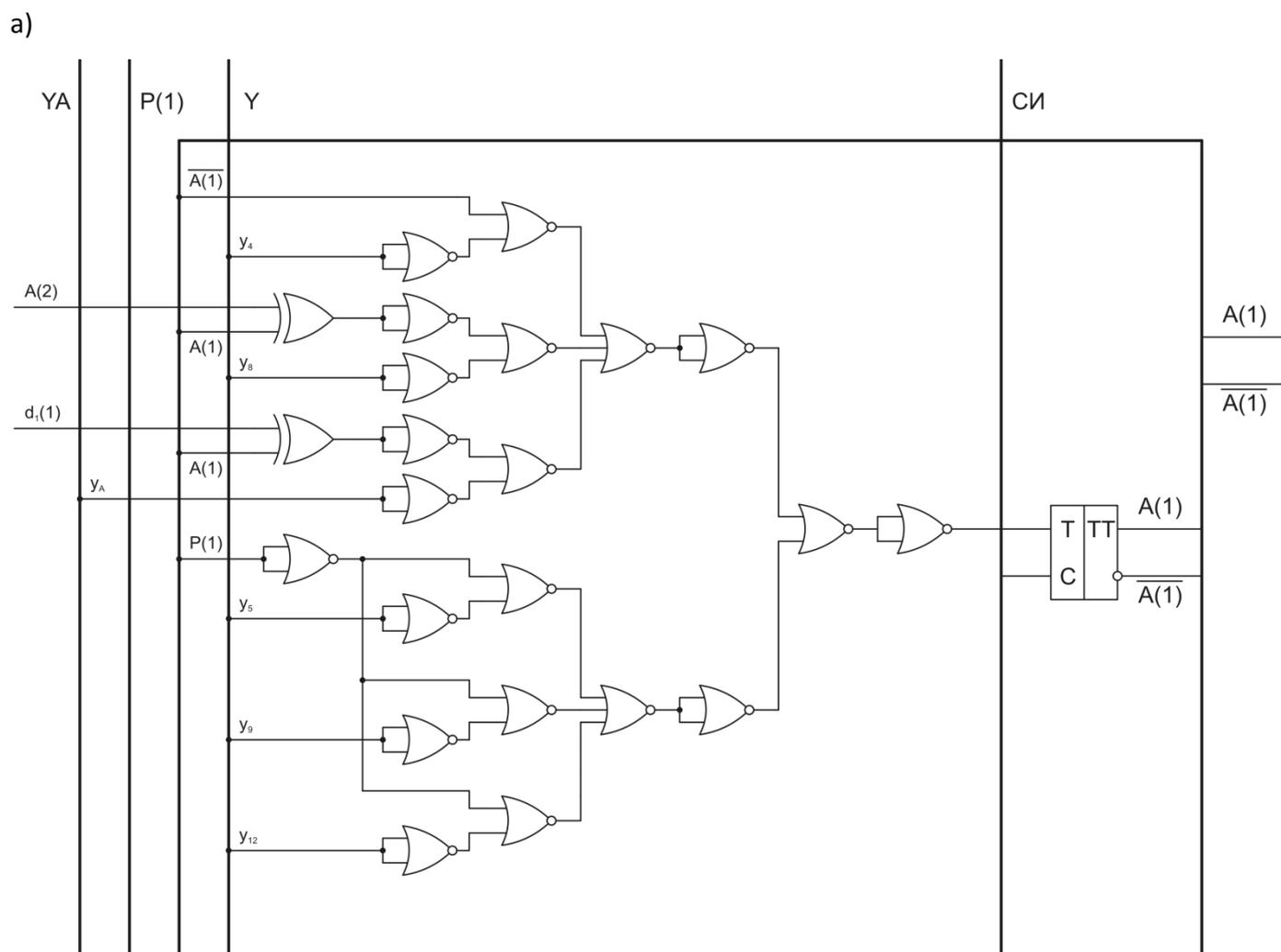


Рис. 5. Функциональная схема операционного элемента A(1) регистра A (а);
условное изображение операционного элемента A(1) (б)

b. Синтез поля $A(2:31)$

Синтез проводим для разряда $A(i)$ ($i=2,3, \dots, 31$)

$$y_A: A(i) := d_1(i)$$

Таблица 13. Каноническая таблица для определения V_{ti} (МКО уА)

t	t	t+1	t
A(i)	$d_1(i)$	A(i)	V_{ti}
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_{ti} = A(i) \oplus d_1(i)$$

$$y_5: A(i) := A(i) + \neg B(i)$$

Таблица 14. Каноническая таблица для определения V_{ti} (МКО у5)

t	t	t	t+1	t	t
A(i)	B(i)	P(i)	A(i)	V_{ti}	P(i-1)
0	0	0	1	1	0
0	0	1	0	0	1
0	1	0	0	0	0
0	1	1	1	1	0
1	0	0	0	1	1
1	0	1	1	0	1
1	1	0	1	0	0
1	1	1	0	1	1

V_{ti}

		A(i), B(i)			
		00	01	11	10
P(i)	0	1	0	0	1
	1	0	1	1	0

$P(i-1)$

		A(i), B(i)			
		00	01	11	10
P(i)	0	0	0	0	1
	1	1	0	1	1

$$V_{ti} = B(i)P(i) \vee \neg B(i) \neg P(i) = \overline{\overline{B(i)P(i)}} \vee \overline{\overline{\neg B(i) \neg P(i)}} = \overline{\overline{B(i)P(i)} \wedge \overline{\neg B(i) \neg P(i)}} = \overline{B(i)P(i) \wedge \neg B(i) \neg P(i)} = \overline{B(i)P(i)} \oplus \overline{\neg B(i) \neg P(i)} = \overline{B(i)P(i)} \oplus P(i)$$

$$P(i-1) = A(i) \neg B(i) \vee A(i)P(i) \vee \neg B(i)P(i) = \overline{\overline{A(i) \neg B(i)}} \vee \overline{\overline{A(i)P(i)}} \vee \overline{\overline{\neg B(i)P(i)}} = \overline{\overline{A(i) \neg B(i)} \wedge \overline{A(i)P(i)} \wedge \overline{\neg B(i)P(i)}} = \overline{\overline{A(i) \neg B(i)} \wedge \overline{A(i)P(i)} \wedge \overline{\neg B(i)P(i)}}$$

$$y_8: A(i) := A(i+1)$$

Таблица 15. Каноническая таблица для определения V_{ti} (МКО у8)

t	t	t+1	t
A(i)	A(i+1)	A(i)	V_{ti}
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_{ti} = A(i) \oplus A(i+1)$$

$$y_9: A(i) := A(i) + B(i)$$

Таблица 16. Каноническая таблица для определения V_{ti} (МКО y_5)

t	t	t	t+1	t	t
A(i)	B(i)	P(i)	A(i)	V_{ti}	P(i-1)
0	0	0	0	0	0
0	0	1	1	1	0
0	1	0	1	1	0
0	1	1	0	0	1
1	0	0	1	0	0
1	0	1	0	1	1
1	1	0	0	1	1
1	1	1	1	0	1

$$V_{ti}$$

		A(i), B(i)			
		00	01	11	10
P(i)	0	1	0	0	1
	1	0	1	1	0

$$P(i-1)$$

		A(i), B(i)			
		00	01	11	10
P(i)	0	0	0	0	1
	1	1	0	1	1

$$V_{ti} = \overline{B(i)}P(i) \vee B(i)\overline{P(i)} = B(i) \oplus P(i)$$

$$P(i-1) = A(i)B(i) \vee A(i)\overline{P(i)} \vee B(i)P(i) = \overline{A(i)B(i) \vee A(i)\overline{P(i)} \vee B(i)P(i)}$$

$$y_{12}: A(i) := A(i) + \overline{B(i)}$$

Аналогично y_5

Окончательный результат синтеза поля A(2:31) регистра A в микрооперациях $y_A, y_5, y_8, y_9, y_{12}$.

$$\begin{aligned} V_{ti} &= y_A[A(i) \oplus d_1(i)] \vee y_5[\overline{B(i)} \oplus P(i)] \vee y_8[A(i) \oplus A(i+1)] \vee y_9[B(i) \oplus P(i)] \vee y_{12}[\overline{B(i)} \oplus P(i)] \\ &= y_A[A(i) \oplus d_1(i)] \vee \{[y_5 \vee y_{12}][\overline{B(i)} \oplus P(i)]\} \vee y_8[A(i) \oplus A(i+1)] \vee y_9[B(i) \oplus P(i)] \\ &= \overline{\{y_A \vee [A(i) \oplus d_1(i)]\} \vee \{[y_5 \vee y_{12}] \vee [\overline{B(i)} \oplus P(i)]\} \vee} \\ &\quad \vee \{y_8 \vee [A(i) \oplus A(i+1)]\} \vee \{y_9 \vee [B(i) \oplus P(i)]\} \\ &= \overline{\{y_A \downarrow [A(i) \oplus d_1(i)]\} \vee \{[y_5 \downarrow y_{12}] \downarrow [\overline{B(i)} \oplus P(i)]\} \vee} \\ &\quad \vee \{y_8 \downarrow [A(i) \oplus A(i+1)]\} \vee \{y_9 \downarrow [B(i) \oplus P(i)]\} \\ &= \overline{\{y_A \downarrow [A(i) \oplus d_1(i)]\} \downarrow \{[y_5 \downarrow y_{12}] \downarrow [\overline{B(i)} \oplus P(i)]\} \vee \{y_8 \downarrow [A(i) \oplus A(i+1)]\} \downarrow \{y_9 \downarrow [B(i) \oplus P(i)]\}} \\ &= \overline{\{y_A \downarrow [A(i) \oplus d_1(i)]\} \downarrow \{[y_5 \downarrow y_{12}] \downarrow [\overline{B(i)} \oplus P(i)]\} \downarrow \{y_8 \downarrow [A(i) \oplus A(i+1)]\} \downarrow \{y_9 \downarrow [B(i) \oplus P(i)]\}} \\ P(i-1) &= \{[y_5 \vee y_{12}][A(i)\overline{B(i)} \vee A(i)\overline{P(i)} \vee B(i)P(i)]\} \vee y_9[A(i)B(i) \vee A(i)\overline{P(i)} \vee B(i)P(i)] \\ &= \overline{\{[y_5 \vee y_{12}] \vee [A(i)\overline{B(i)} \vee A(i)\overline{P(i)} \vee B(i)P(i)]\} \vee \{y_9 \vee [A(i)B(i) \vee A(i)\overline{P(i)} \vee B(i)P(i)]\}} \\ &= \{[y_5 \downarrow y_{12}] \downarrow [A(i)\overline{B(i)} \vee A(i)\overline{P(i)} \vee B(i)P(i)]\} \vee \{y_9 \downarrow [A(i)B(i) \vee A(i)\overline{P(i)} \vee B(i)P(i)]\} \\ &= \overline{\{[y_5 \downarrow y_{12}] \downarrow [A(i) \downarrow B(i)] \vee \{A(i) \downarrow \overline{P(i)}\} \vee B(i) \downarrow \overline{P(i)}\} \downarrow} \\ &\quad \downarrow \{y_9 \downarrow [\overline{A(i) \downarrow B(i)}] \vee \{A(i) \downarrow \overline{P(i)}\} \vee \{B(i) \downarrow \overline{P(i)}\}\}} \end{aligned}$$

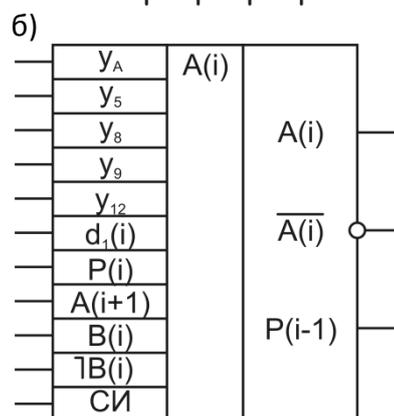
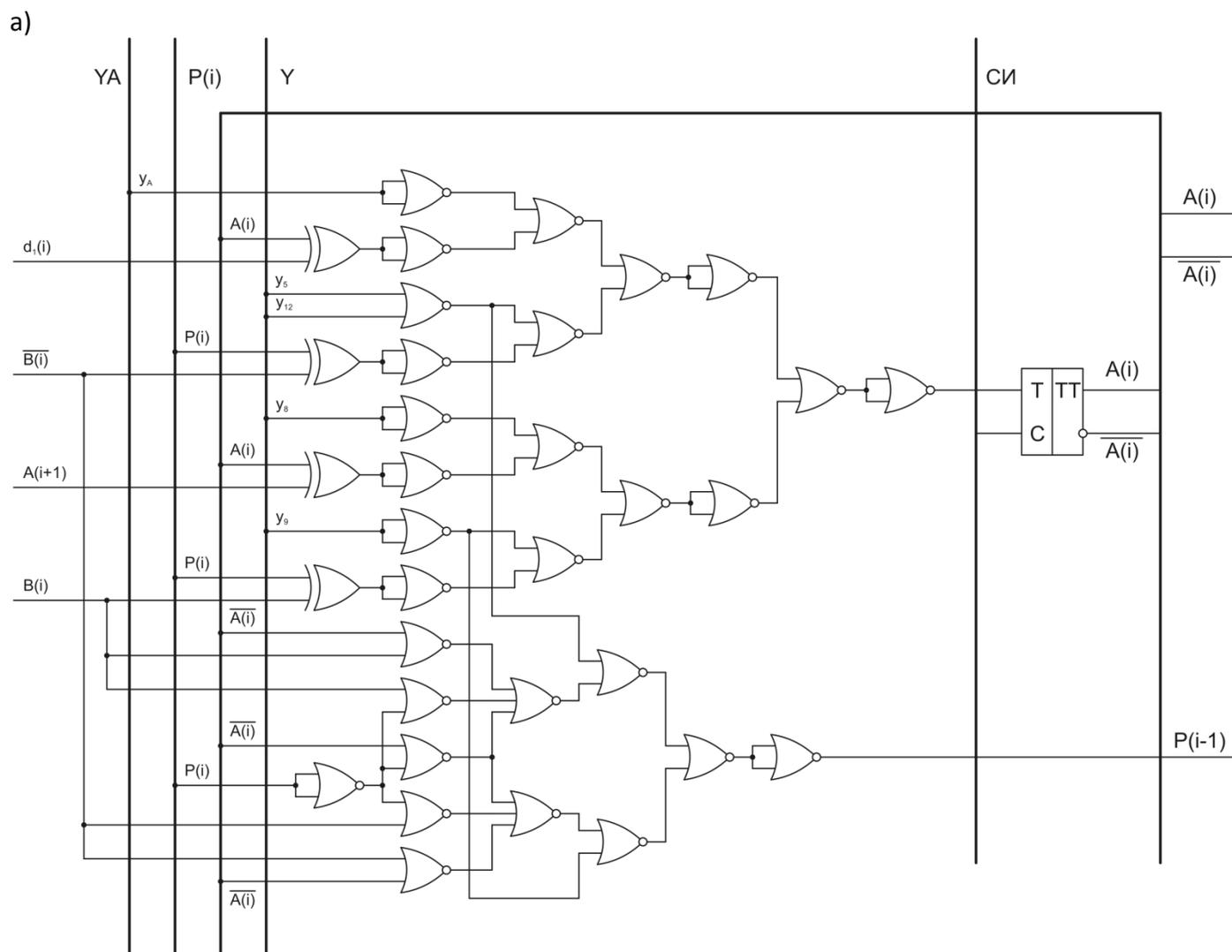


Рис. 6. Функциональная схема операционного элемента $A(i)$ регистра A (поле $A(2:31)$) (а); условное изображение операционного элемента $A(i)$ (б)

с. Синтез поля $A(32)$

$$y_A: A(32) := d_1(32)$$

Таблица 17. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_A)

t	t	t+1	t
A(32)	d₁(32)	A(32)	V_t
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = A(32) \oplus d_1(32)$$

$$y_5: A(32) := A(32) + \overline{B(32)} + 1$$

Таблица 18. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_5)

t	t	t+1	t	t
A(32)	B(32)	A(32)	V_t	P(31)
0	0	0	0	1
0	1	1	1	0
1	0	1	0	1
1	1	0	1	1

$$V_t = B(32)$$

$$P(31) = \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]}$$

$$y_8: A(32) := 0$$

Таблица 19. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_8)

t	t+1	t
A(32)	A(32)	V_t
0	0	0
1	0	1

$$V_t = A(32)$$

$$y_9: A(32) := A(32) + B(32)$$

Таблица 20. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_9)

t	t	t+1	t	t
A(32)	B(32)	A(32)	V_t	P(31)
0	0	0	0	0
0	1	1	1	0
1	0	1	0	0
1	1	0	1	1

$$V_t = B(32)$$

$$P(31) = \overline{A(32)} \downarrow \overline{B(32)}$$

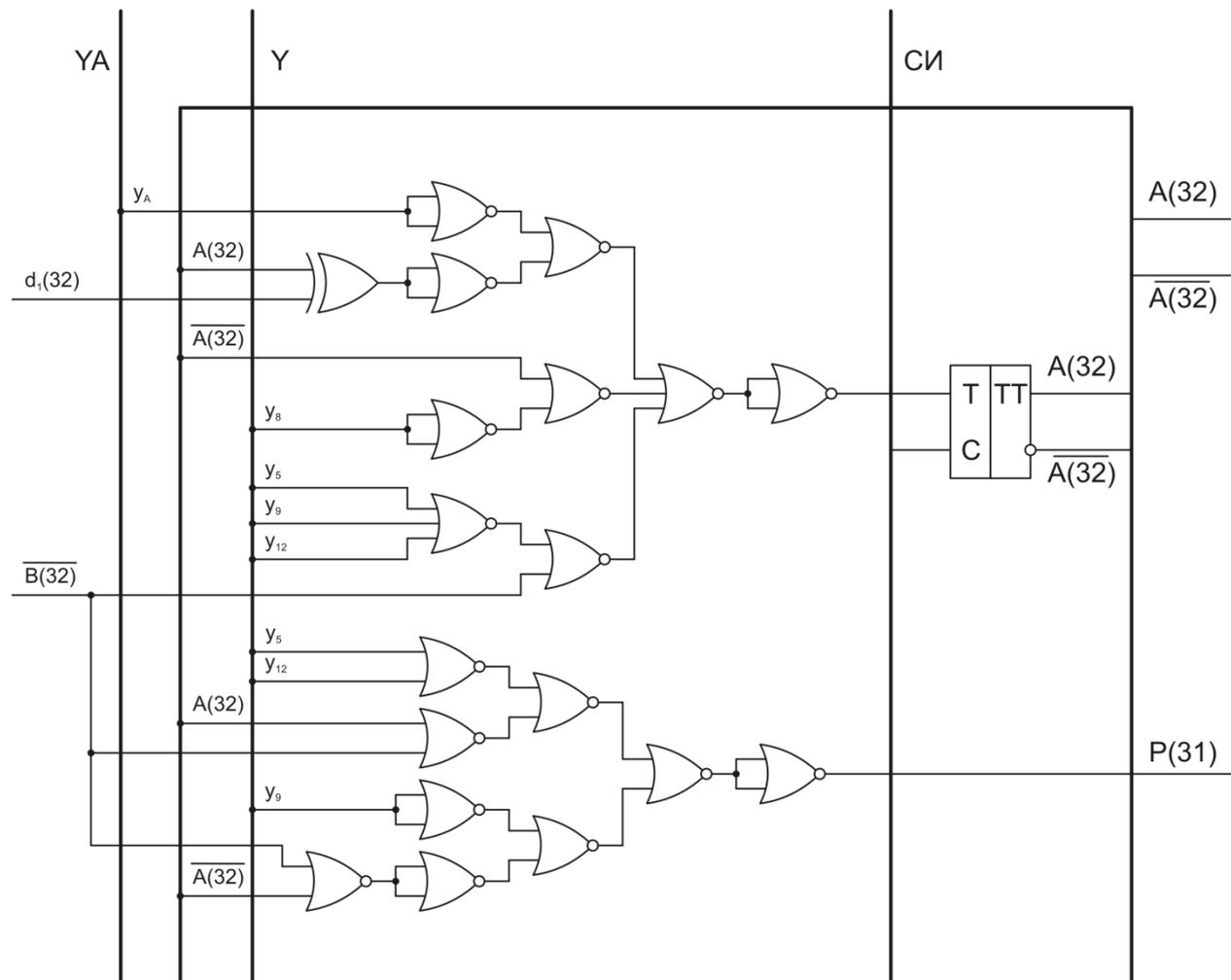
$$y_{12}: A(i) := A(i) + \overline{B(i)}$$

Аналогично y_5

Окончательный результат синтеза поля **A(32)** регистра **A** в микрооперациях $y_A, y_5, y_8, y_9, y_{12}$.

$$\begin{aligned}
 V_t &= y_A [A(32) \oplus d_1(32)] \vee y_5 B(32) \vee y_8 A(32) \vee y_9 B(32) \vee y_{12} B(32) \\
 &= \overline{\{ \overline{y_A} \vee [A(32) \oplus d_1(32)] \} \vee \{ \overline{y_8} \vee A(32) \} \vee \{ \overline{y_5} \vee y_9 \vee y_{12} \} \vee \overline{B(32)} \}} \\
 &= \{ \overline{y_A} \downarrow \overline{[A(32) \oplus d_1(32)]} \} \vee \{ \overline{y_8} \downarrow \overline{A(32)} \} \vee \{ \overline{y_5} \vee y_9 \vee y_{12} \} \downarrow \overline{B(32)} \} \\
 P(31) &= y_5 \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \vee y_9 \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \vee y_{12} \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \\
 &= [y_5 \vee y_{12}] \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \vee y_9 \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \\
 &= \overline{\{ \overline{[y_5 \vee y_{12}] \vee [A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \} \vee \{ \overline{y_9} \vee \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \}} \\
 &= \{ \overline{[y_5 \downarrow y_{12}] \downarrow [A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \} \vee \{ \overline{y_9} \downarrow \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \} \\
 &= \{ \overline{[y_5 \downarrow y_{12}] \downarrow [A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \} \downarrow \{ \overline{y_9} \downarrow \overline{[A(32) \downarrow \overline{B(32)}]} \}
 \end{aligned}$$

а)



б)

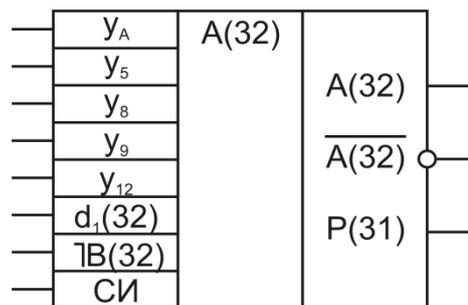


Рис. 7. Функциональная схема операционного элемента **A(32)** регистра **A** (а); условное изображение операционного элемента **A(32)** (б)

2.2.2. Синтез регистра В.

а. Синтез поля В(1)

$$y_B: B(1) := d_2(1)$$

Таблица 21. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_B)

t	t	t+1	t
B(1)	$d_2(1)$	B(1)	V_t
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = B(1) \oplus d_2(1)$$

$$y_3: B(1) := A(1) \oplus B(1)$$

Таблица 22. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_3)

t	t	t+1	t
B(1)	A(1)	B(1)	V_t
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	1	0
1	1	0	1

$$V_t = A(1)$$

Окончательный результат синтеза поля В(1) регистра В в микрооперациях y_B, y_3

$$\begin{aligned}
 V_t &= y_B [B(1) \oplus d_2(1)] \vee y_3 A(1) = \overline{\{ \overline{y_B} \vee [B(1) \oplus d_2(1)] \}} \vee \{ \overline{y_3} \vee A(1) \} \\
 &= \overline{\{ \overline{y_B} \downarrow \overline{[B(1) \oplus d_2(1)]} \}} \vee \{ \overline{y_3} \downarrow \overline{A(1)} \} = \{ \overline{y_B} \downarrow \overline{[B(1) \oplus d_2(1)]} \} \downarrow \{ \overline{y_3} \downarrow \overline{A(1)} \}
 \end{aligned}$$

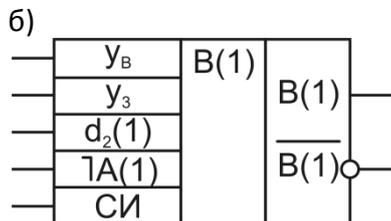
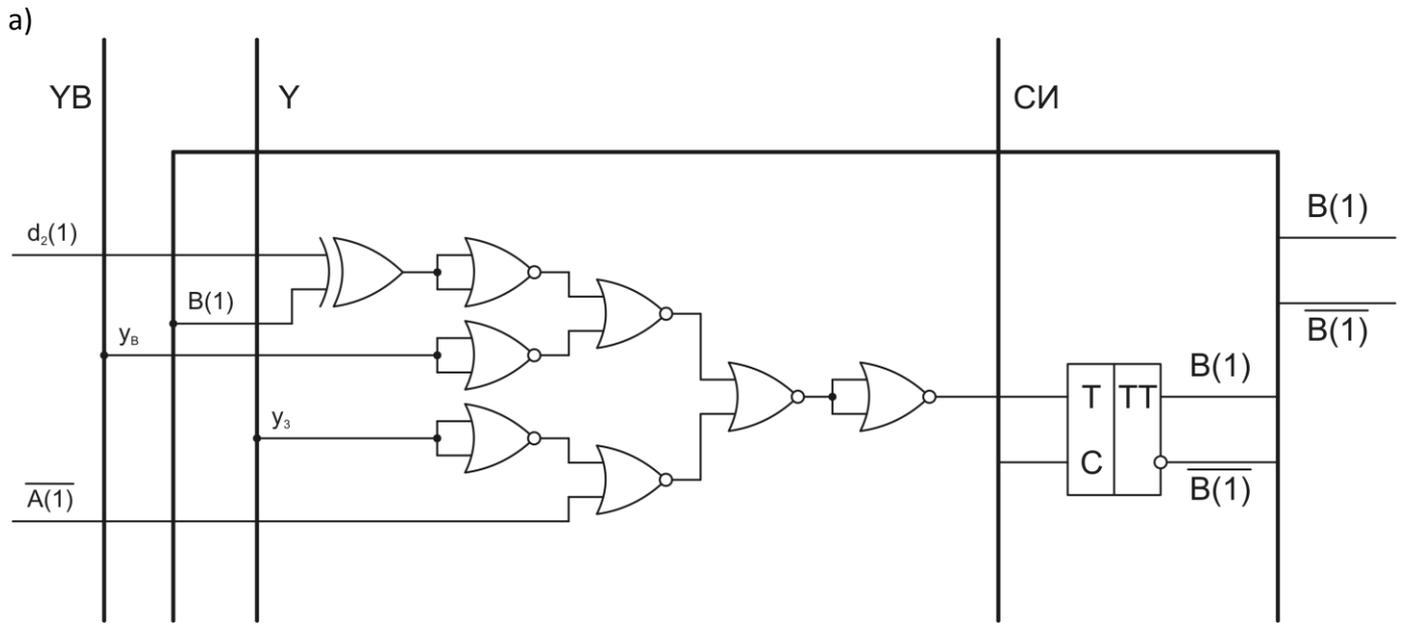


Рис. 8. Функциональная схема операционного элемента B(1) регистра B(a); условное изображение операционного элемента B(1)(б)

б. Синтез поля B(2:32)

Синтез проводим для разряда B(i) (i=2,3, ..., 32)

$$y_B: B(i) := d_2(i)$$

Таблица 23. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_B)

t	t	t+1	t
B(i)	d ₂ (i)	B(i)	V _{ti}
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = B(i) \oplus d_2(i)$$

Окончательный результат синтеза поля B(2:32) регистра B в микрооперации y_B

$$V_t = y_B [B(i) \oplus d_2(i)] = \neg \{ \neg y_B \vee [B(i) \oplus d_2(i)] \} = \neg y_B \downarrow [B(i) \oplus d_2(i)]$$

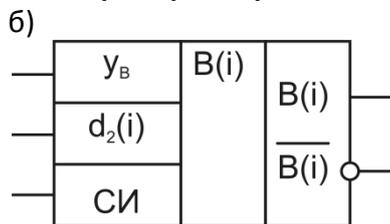
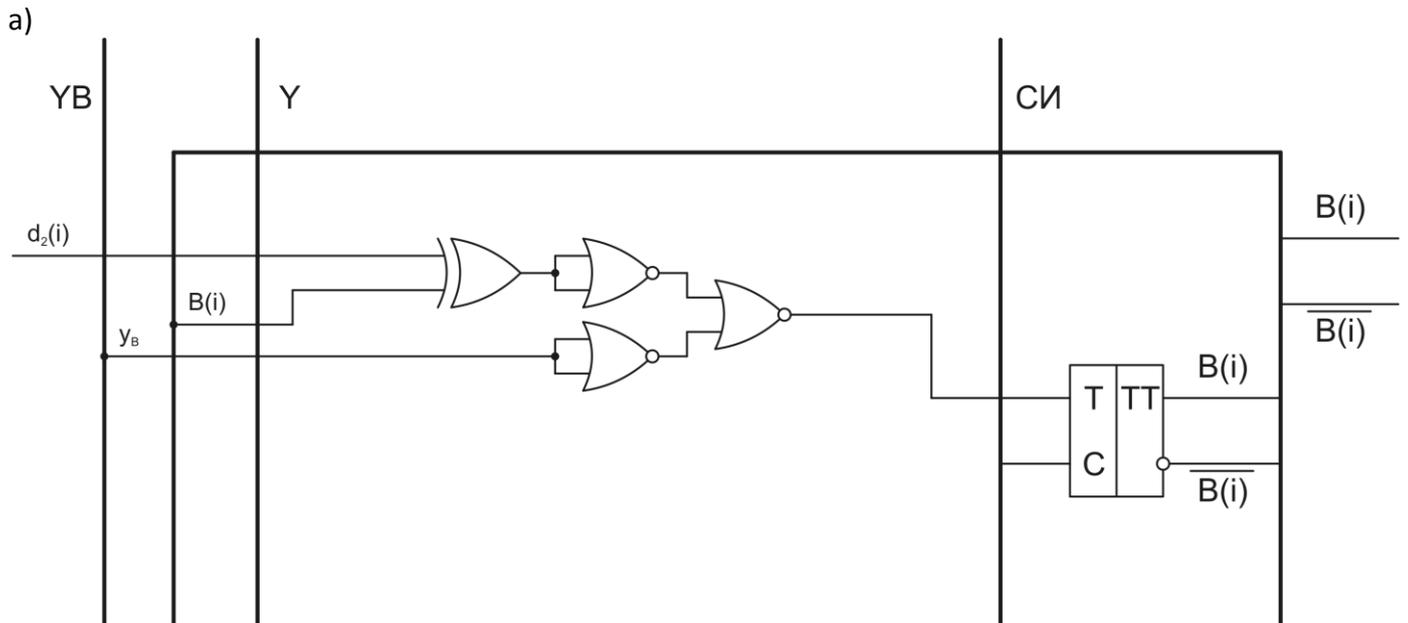


Рис. 9. Функциональная схема операционного элемента $V(i)$ регистра V (поле $V(2:32)$)(а); условное изображение операционного элемента $V(i)$ (б)

2.2.3. Синтез регистра C .

а. Синтез поля $C(1)$

$$y_6: C(1) := C(2)$$

Таблица 24. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_6)

t	t	$t+1$	t
$C(1)$	$C(2)$	$C(1)$	V_t
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = C(1) \oplus C(2)$$

$$y_{10}: C(1) := B(1)$$

Таблица 25. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_{10})

t	t	$t+1$	t
$C(1)$	$B(1)$	$C(1)$	V_t
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = C(1) \oplus B(1)$$

Окончательный результат синтеза поля C(1) регистра C в микрооперациях y_6, y_{10}

$$V_t = y_6[C(1) \oplus C(2)] \vee y_{10}[C(1) \oplus B(1)] = \overline{\{y_6 \vee [C(1) \oplus C(2)]\}} \vee \overline{\{y_{10} \vee [C(1) \oplus B(1)]\}}$$

$$= \overline{\{y_6 \downarrow [C(1) \oplus C(2)]\}} \vee \overline{\{y_{10} \downarrow [C(1) \oplus B(1)]\}} =$$

$$= \overline{\{y_6 \downarrow [C(1) \oplus C(2)]\} \downarrow \{y_{10} \downarrow [C(1) \oplus B(1)]\}}$$

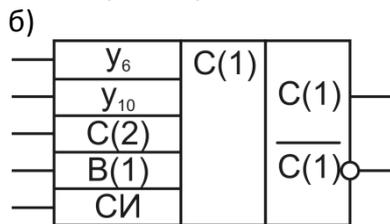
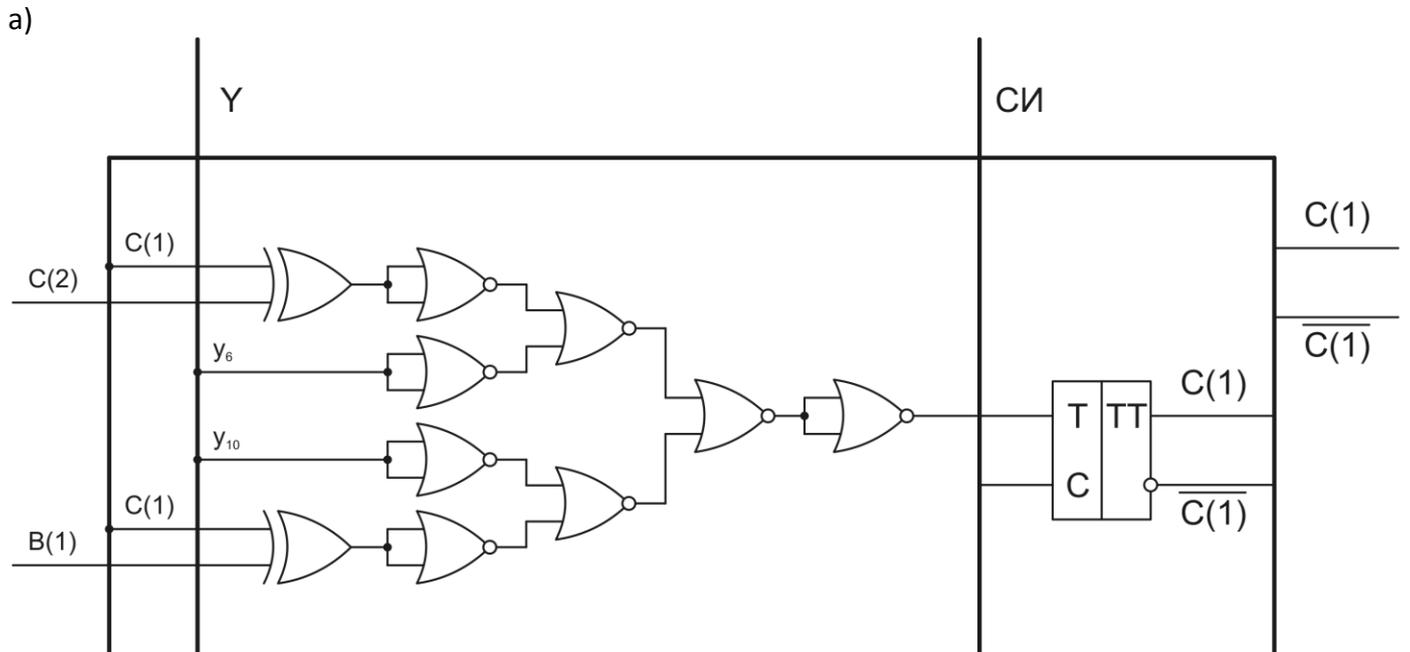


Рис. 10. Функциональная схема операционного элемента C(1) регистра C(a); условное изображение операционного элемента C(1)(б)

б. Синтез поля C(2:31)

Синтез проводим для разряда C(i) (i=2,3,...,31)

$$y_6) C(i) := C(i+1)$$

Таблица 26. Каноническая таблица для определения V_t (МКО у6)

t	t	t+1	t
C(i)	C(i+1)	C(i)	V_{ti}
0	0	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	1	0

$$V_t = C(i) \oplus C(i + 1)$$

Окончательный результат синтеза поля C(2:31) регистра C в микрооперации y_6

$$V_t = y_6[C(i) \oplus C(i + 1)] = \overline{\{y_6 \vee [C(i) \oplus C(i + 1)]\}} = \overline{y_6} \downarrow [C(i) \oplus C(i + 1)]$$

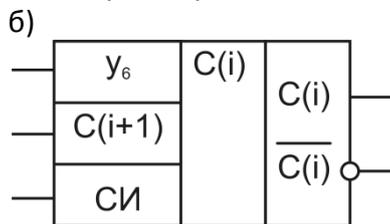
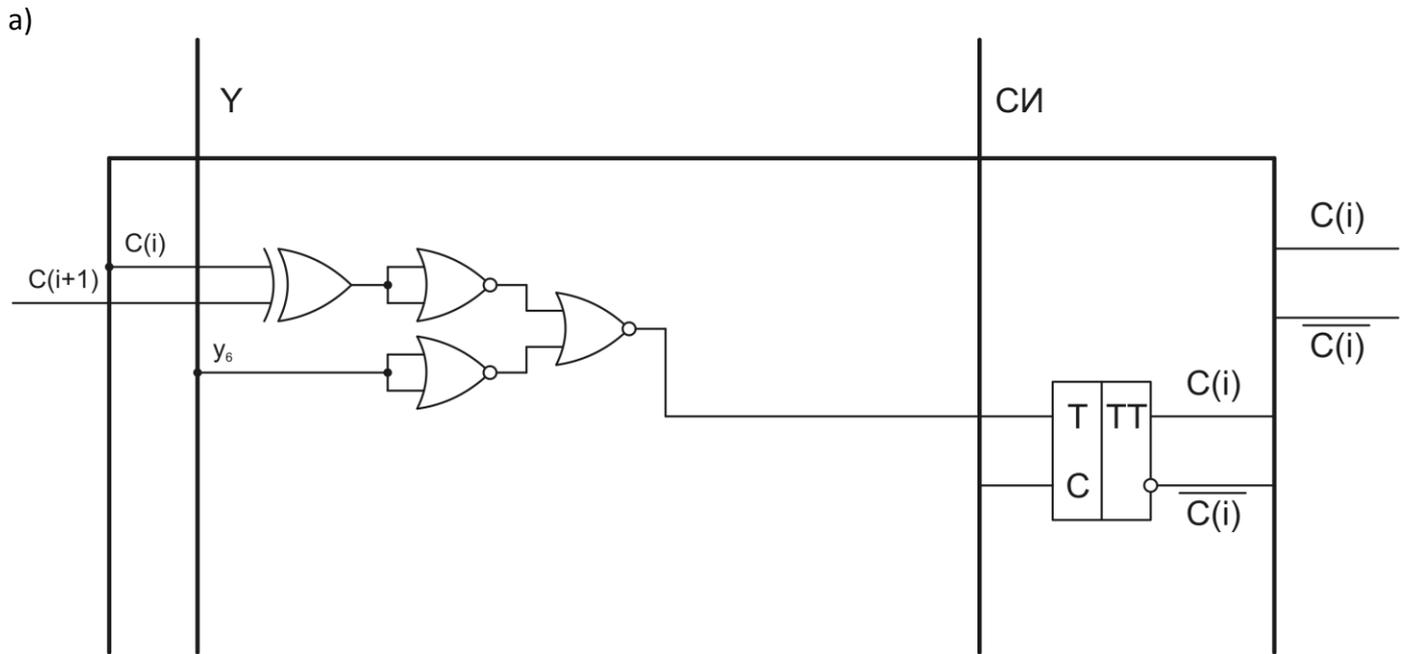


Рис. 11. Функциональная схема операционного элемента $C(i)$ регистра C (поле $C(2:31)$)(а); условное изображение операционного элемента $C(i)$ (б)

с. Синтез поля $C(32)$

$$y_6: C(32) := \overline{A(1)}$$

Таблица 27. Каноническая таблица для определения V_t (МКО у6)

t	t	t+1	t
$C(32)$	$A(1)$	$C(32)$	V_t
0	0	1	1
0	1	0	0
1	0	1	0
1	1	0	1

$$V_t = \overline{C(32) \oplus A(1)}$$

Окончательный результат синтеза поля $C(32)$ регистра C в микрооперации y_6

$$V_t = y_6 [C(32) \oplus A(1)] = \overline{\{y_6 \vee [C(32) \oplus A(1)]\}} = \overline{y_6} \downarrow [C(32) \oplus A(1)]$$

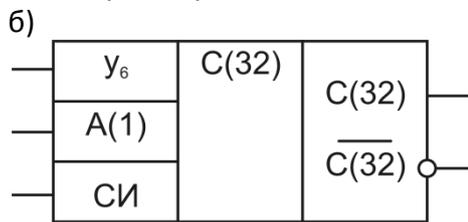
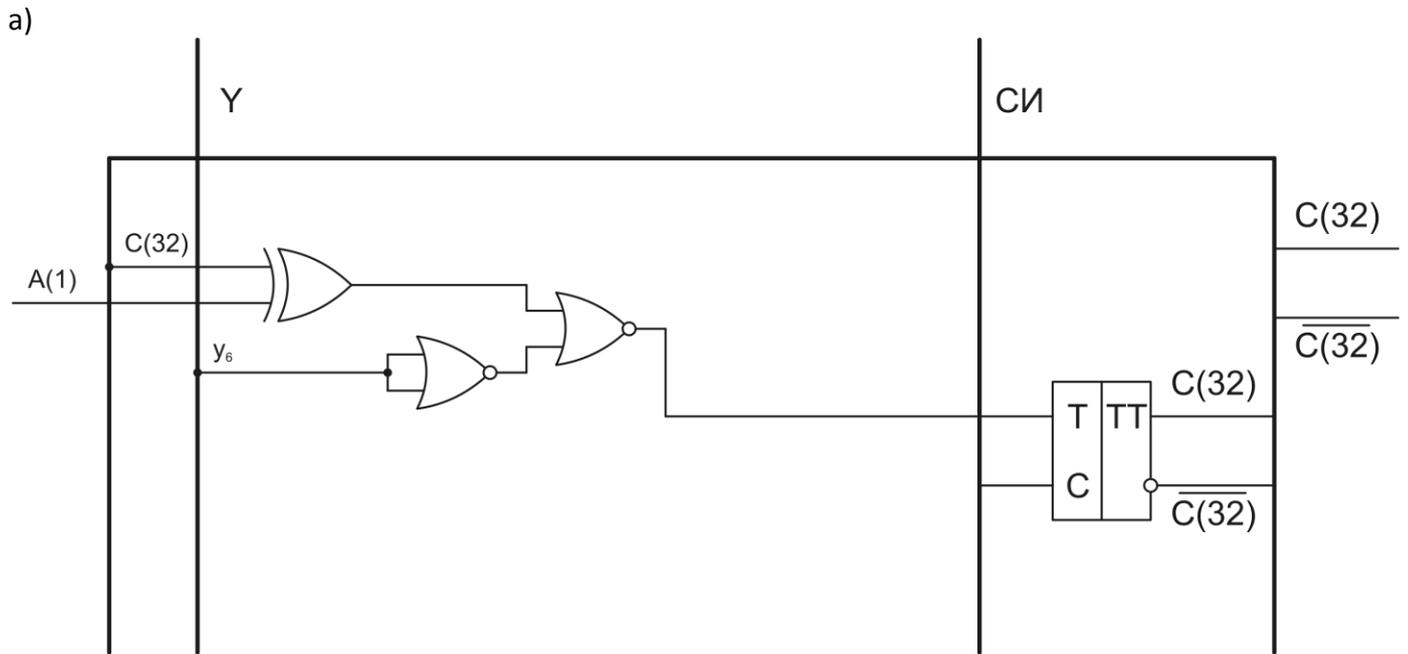


Рис. 12. Функциональная схема операционного элемента C(32) регистра C (а); условное изображение операционного элемента C(32)(б)

2.2.4. Синтез регистра D.

а. Синтез поля D(1:4)

Синтез проводим для разряда D(i) (i=1,2,3,4)

$$y_1: D(i) := 0$$

Таблица 28. Каноническая таблица для определения Vti (МКО y1)

t	t+1	t
D(i)	D(i)	V _{ti}
0	0	0
1	0	1

$$V_{ti} = D(i)$$

$$y_7: D(i) := D(i) \oplus P(i)$$

Таблица 29. Каноническая таблица для определения Vti (МКО y7)

t	t	t+1	t	t
D(i)	P(i)	D(i)	V _{ti}	P(i-1)
0	0	0	0	0
0	1	1	1	0
1	0	1	1	0
1	1	0	0	1

$$V_{ti} = D(i) \oplus P(i)$$

$$P(i-1) = \overline{D(i)} \downarrow \overline{P(i)}$$

Окончательный результат синтеза поля $D(1:4)$ регистра D в микрооперациях y_1, y_7

$$V_{ti} = y_1 D(i) \vee y_7 [D(i) \oplus P(i)] = \overline{\{ \overline{y_1} \vee \overline{D(i)} \} \vee \{ \overline{y_7} \vee \overline{[D(i) \oplus P(i)]} \}}$$

$$= \overline{\{ \overline{y_1} \downarrow \overline{D(i)} \} \vee \{ \overline{y_7} \downarrow \overline{[D(i) \oplus P(i)]} \}} = \overline{\{ \overline{y_1} \downarrow \overline{D(i)} \} \downarrow \{ \overline{y_7} \downarrow \overline{[D(i) \oplus P(i)]} \}}$$

$$P(i-1) = y_7 [\overline{D(i)} \downarrow \overline{P(i)}] = \overline{\{ \overline{y_7} \vee \overline{[\overline{D(i)} \downarrow \overline{P(i)}]} \}} = \overline{y_7} \downarrow \overline{[\overline{D(i)} \downarrow \overline{P(i)}]}$$

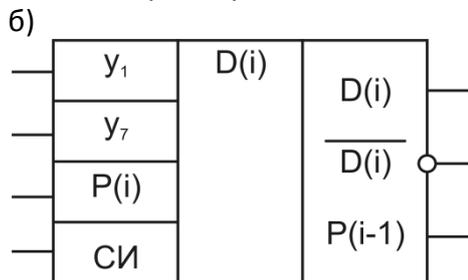
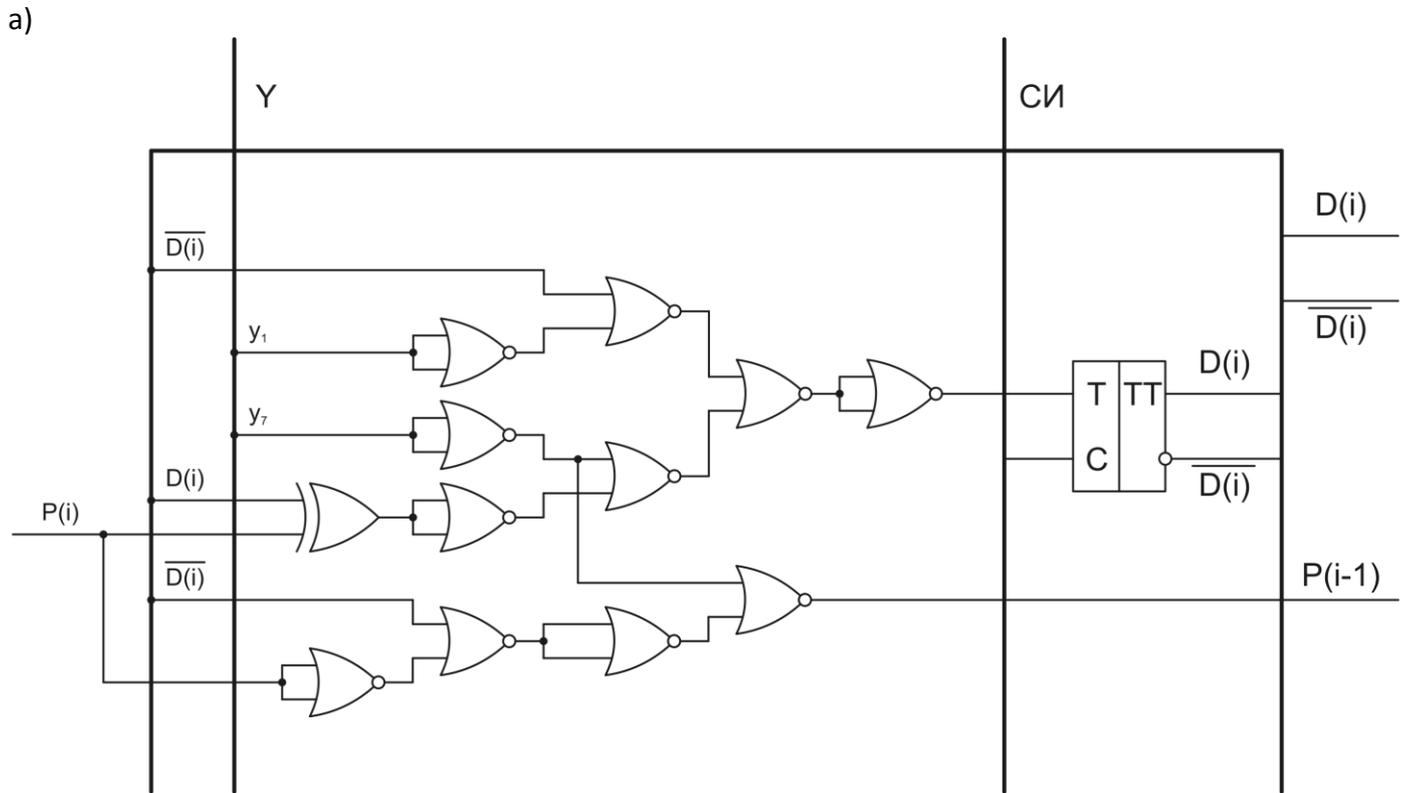


Рис. 13. Функциональная схема операционного элемента $D(i)$ регистра D (поле $D(1:4)$)(а); условное изображение операционного элемента $D(i)$ (б)

б. Синтез поля $D(5)$

$$y_2: D(5) := 0$$

Таблица 30. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_1)

t	t+1	t
$D(5)$	$D(5)$	V_t
0	0	0
1	0	1

$$V_t = D(5)$$

$y_7: D(5) := D(5) + 1$

Таблица 31. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_7)

t	t+1	t	t
D(5)	D(5)	V_t	P(4)
0	1	1	0
1	0	1	1

$$V_t = 1$$

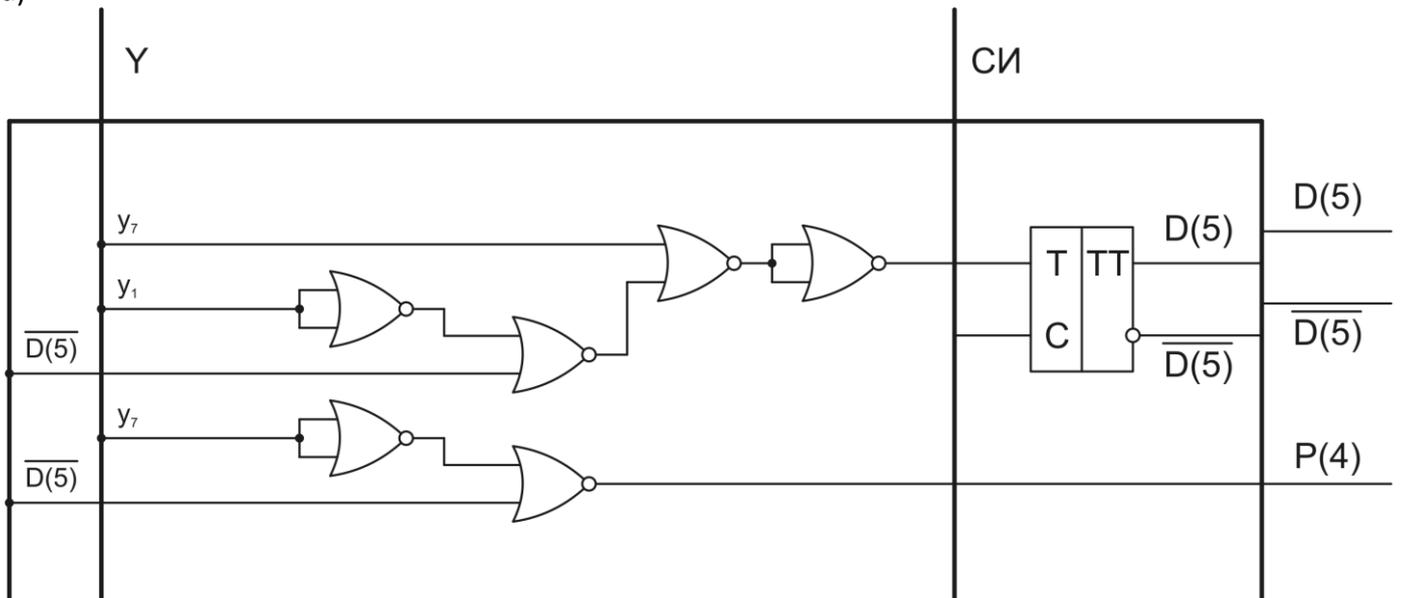
$$P(4) = D(5)$$

Окончательный результат синтеза поля D(5) регистра D в микрооперациях y_1, y_7

$$V_t = y_1 D(5) \vee y_7 = \overline{[y_1 \vee \overline{D(5)}]} \vee y_7 = \overline{[y_1 \downarrow \overline{D(5)}]} \vee y_7 = [y_1 \downarrow \overline{D(5)}] \downarrow y_7$$

$$P(4) = y_7 D(5) = \overline{[y_7 \vee \overline{D(5)}]} = \overline{[y_7 \downarrow \overline{D(5)}]}$$

а)



б)

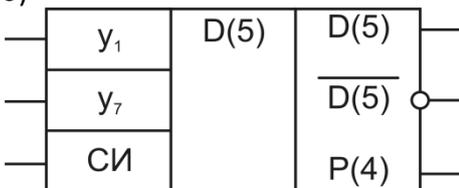


Рис. 14. Функциональная схема операционного элемента D(5) регистра D(а); условное изображение операционного элемента D(5)(б)

2.2.5. Синтез регистра П.

$y_2: П(1) := 0$

Таблица 32. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_2)

t	t+1	t
П(1)	П(1)	V_t
0	0	0
1	0	1

$$V_t = П(1)$$

$y_{11}: \Pi(1) := 1$

Таблица 33. Каноническая таблица для определения V_t (МКО y_{11})

t	t+1	t
$\Pi(1)$	$\Pi(1)$	V_t
0	1	1
1	1	0

$$V_t = \overline{\Pi(1)}$$

Окончательный результат синтеза регистра Π в микрооперациях y_2, y_{11}

$$V_t = y_2 \Pi(1) \vee y_{11} \overline{\Pi(1)} = \overline{[\overline{y_2 \vee \Pi(1)}] \vee [\overline{y_{11} \vee \Pi(1)}]} = \overline{[\overline{y_2 \downarrow \overline{\Pi(1)}}] \vee [\overline{y_{11} \downarrow \Pi(1)}]} = \overline{[\overline{y_2 \downarrow \overline{\Pi(1)}}] \downarrow [\overline{y_{11} \downarrow \Pi(1)}]}$$

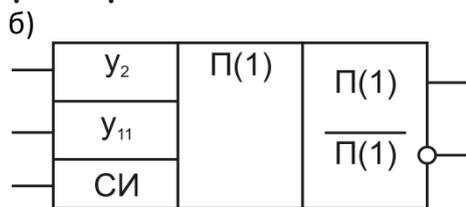
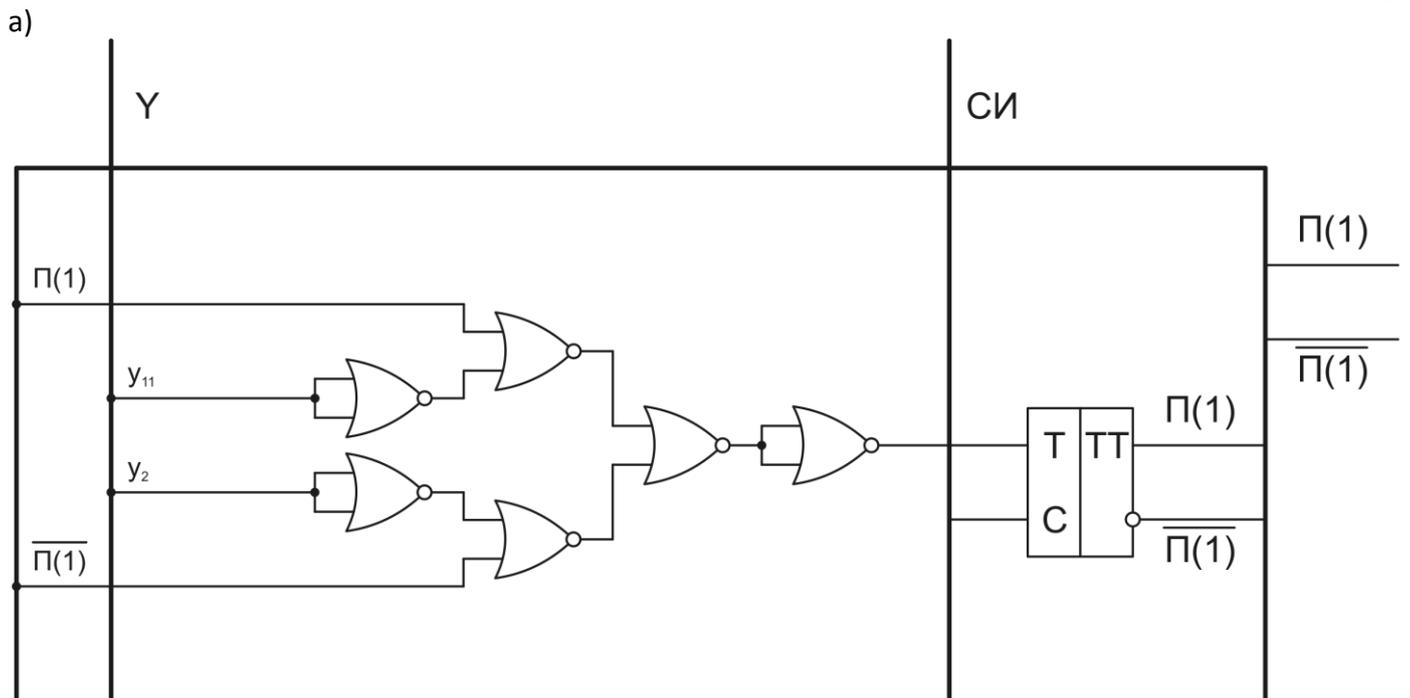


Рис. 15. Функциональная схема операционного элемента $\Pi(1)$ (а); условное изображение операционного элемента $\Pi(1)$ (б)

2.2.6. Синтез логических условий.

Вычисление логических условий происходит в операционном автомате.

$$x_1 = \begin{cases} 1, \text{ если } A(1) = 0 \\ 0, \text{ иначе} \end{cases} \quad x_1 = \begin{cases} 1, \text{ если } \overline{A(1)} \\ 0, \text{ иначе} \end{cases}$$

$$x_2 = \begin{cases} 1, \text{ если } D(1:5) = 11111 \\ 0, \text{ иначе} \end{cases} \quad x_2 = \begin{cases} 1, \text{ если } \overline{[\overline{D(1) \vee \overline{D(2) \vee \overline{D(3)}}]}] \downarrow [D(4) \downarrow \overline{D(5)}]} \\ 0, \text{ иначе} \end{cases}$$

$$x_3 = \begin{cases} 1, \text{ если } \overline{C(32)} = 0 \\ 0, \text{ иначе} \end{cases} \quad x_3 = \begin{cases} 1, \text{ если } C(32) \\ 0, \text{ иначе} \end{cases}$$

На рис. 16(а) представлены функциональные схемы логических условий, а на рис.16(б) – условное изображение логического элемента, реализующего множество логических условий.

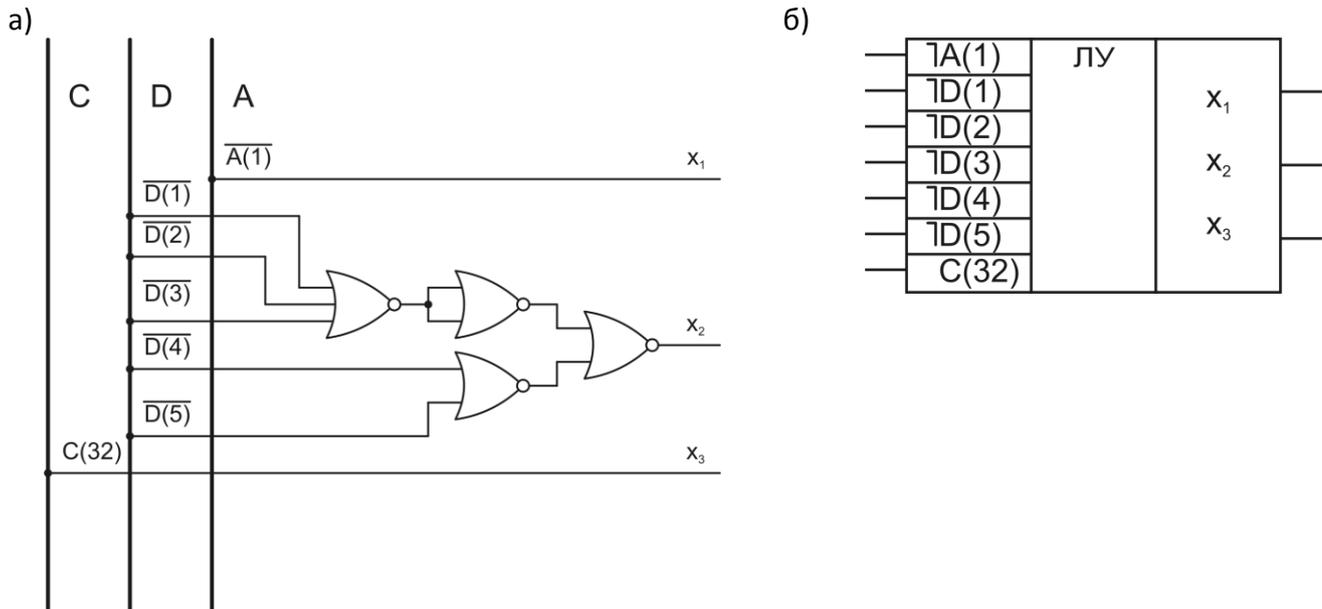


Рис. 16.

3. Синтез функциональной схемы управляющего автомата

Исходной информацией для синтеза УА является объединенная закодированная граф-схема работы УА. Синтез УА осуществляется в два этапа:

- получение отмеченной граф-схемы работы УА по правилам, изложенным в курсе лекций по теории автоматов;
- построение графа автомата.

Конечный автомат можно разделить на автомат Мура и Мили. В данном курсовом проекте принято решение описать УА как автомат Мили. Число внутренних состояний автомата Мили 6, откуда количество двоичных разрядов для кодирования внутренних состояний соответственно равно $\log_2 6 = 3$ (для автомата Мили). Следовательно для построения автомата Мили потребуется 3 триггера. На рисунке 17 представлена объединенная закодированная граф-схема УА с разметкой внутренних состояний автомата Мили.

Для построения структурной схемы УА необходимо произвести кодирование внутренних состояний памяти.

Таблица 34.

T_i	A_i					
	A_0	A_1	A_2	A_3	A_4	A_5
T_1	0	0	0	0	1	1
T_2	0	0	1	1	0	0
T_3	0	1	0	1	0	1
Обозначение на схеме	0	1	2	3	4	5

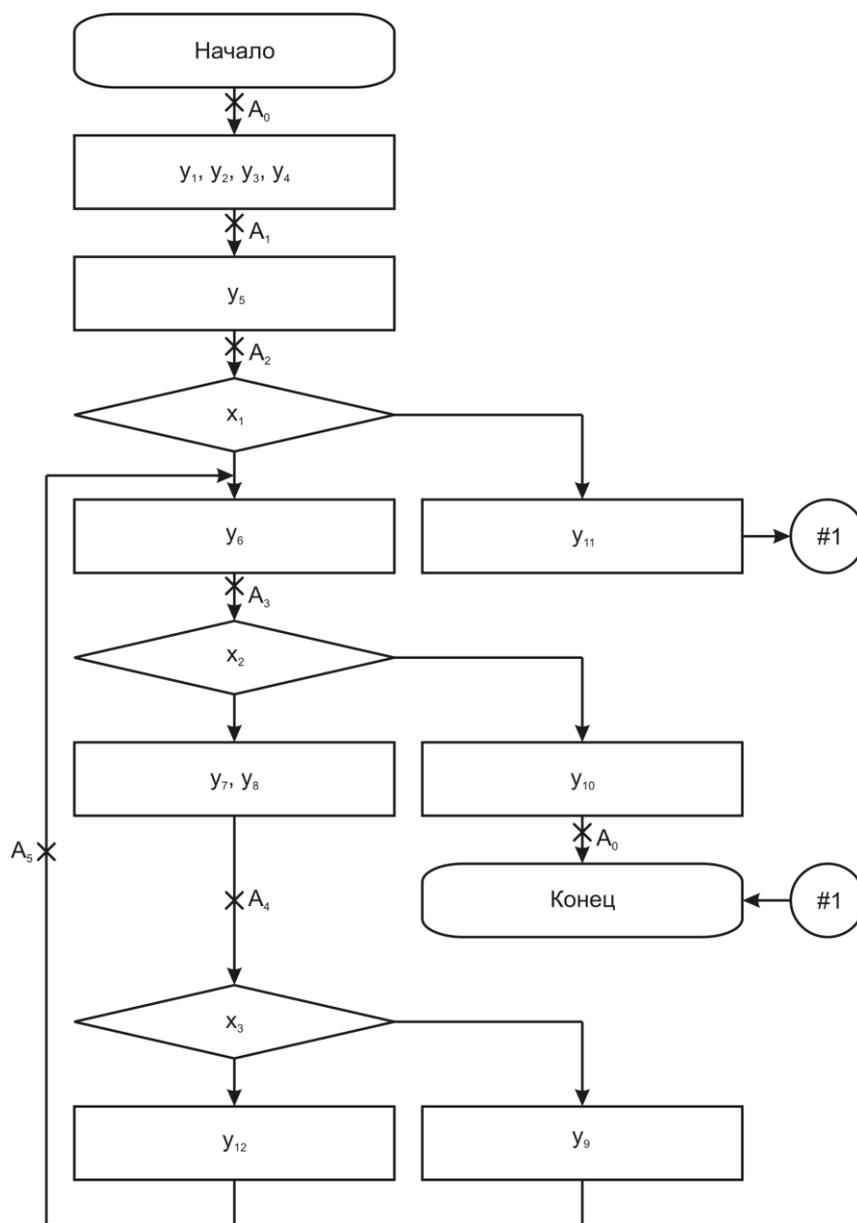


Рис. 17. Объединенная закодированная граф-схема УА

Таблица 35.

Управляющий сигнал	МКО в ОА
Y ₁	Y ₁ , Y ₂ , Y ₃ , Y ₄
Y ₂	Y ₅
Y ₃	Y ₆
Y ₄	Y ₇ , Y ₈
Y ₅	Y ₉
Y ₆	Y ₁₀
Y ₇	Y ₁₁
Y ₈	Y ₁₂

Кодирование производится путем замены индекса при A_i на двоичный код, соответствующий номеру индекса.

Опираясь на таблицу внутренних состояний (таблица 34), и закодированную граф-схему (таблица 35) управляющего автомата строится граф работы УА (в данном курсовом проекте автомата Мили).

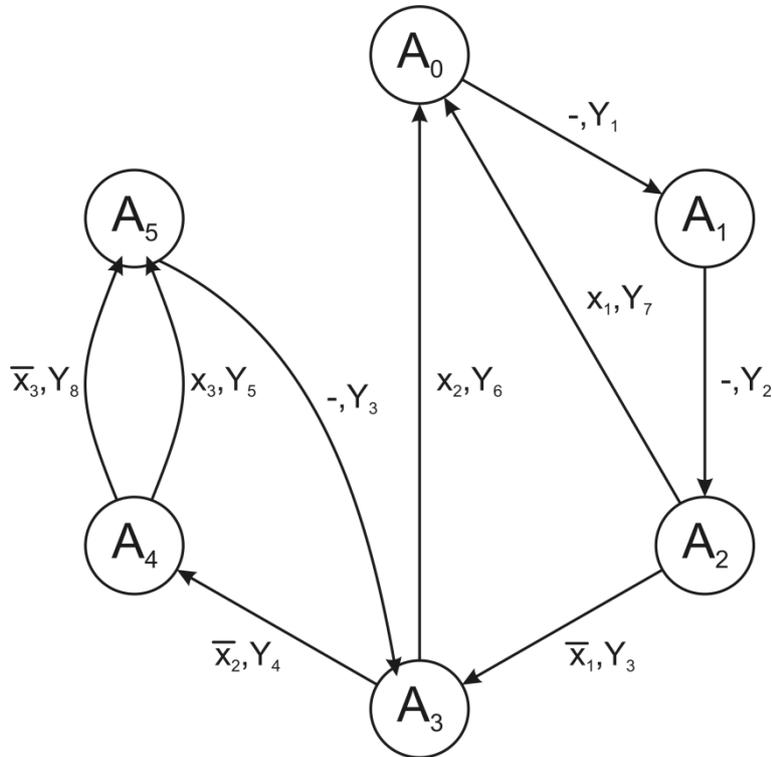


Рис. 18.

Таблица 36. Каноническая таблица для определения функций V_{T1} , V_{T2} , V_{T3} .

t		t+1		X	V_{T1}	V_{T2}	V_{T3}	Y
состояние	код	состояние	код					
A_0	000	A_1	001	S	0	0	1	Y_1
A_1	001	A_2	010	-	0	1	1	Y_2
A_2	010	A_0	000	\bar{x}_1	0	1	0	Y_7
	010	A_3	011	x_1	0	0	1	Y_3
A_3	011	A_0	000	x_2	0	1	1	Y_6
	011	A_4	100	\bar{x}_2	1	1	1	Y_4
A_4	100	A_5	101	\bar{x}_3	0	0	1	Y_8
	100	A_5	101	x_3	0	0	1	Y_5
A_5	101	A_3	011	-	1	1	0	Y_3

Окончательный результат функций возбуждения:

$$V_{T1} = 3\bar{x}_2V5 = \bar{3}Vx_2V5 = (\bar{3} \downarrow x_2) \downarrow 5$$

$$V_{T2} = 1V2V3V5 = \overline{\overline{\overline{1V2V3V5}}} = \overline{(1 \downarrow 2) \downarrow (3 \downarrow 5)}$$

$$V_{T3} = 0SV1V2\bar{x}_1V3V4 = \overline{\overline{\overline{(0\bar{V}S \downarrow 1) V\bar{2}Vx_1V(3 \downarrow 4)}}}} = \overline{\overline{([\bar{0} \downarrow \bar{S}] \downarrow 1)V(\bar{2} \downarrow x_1)V(3 \downarrow 4)}}$$

$$Y_1 = 0$$

$$Y_2 = 1$$

$$Y_3 = 2\bar{x}_1V5 = \bar{2}Vx_1V5 = (\bar{2} \downarrow x_1) \downarrow 5$$

$$Y_4 = 3\bar{x}_2 = \bar{3}Vx_2 = (\bar{3} \downarrow x_2)$$

$$Y_5 = 4x_3 = \bar{4}Vx_3 = (\bar{4} \downarrow x_3)$$

$$Y_6 = 3x_2 = \bar{3}Vx_2 = (\bar{3} \downarrow x_2)$$

$$Y_7 = 2x_1 = \bar{2}Vx_1 = (\bar{2} \downarrow x_1)$$

$$Y_8 = 4\bar{x}_3 = \bar{4}Vx_3 = (\bar{4} \downarrow x_3)$$

На основании полученных выражений строится комбинационная схема управляющего автомата

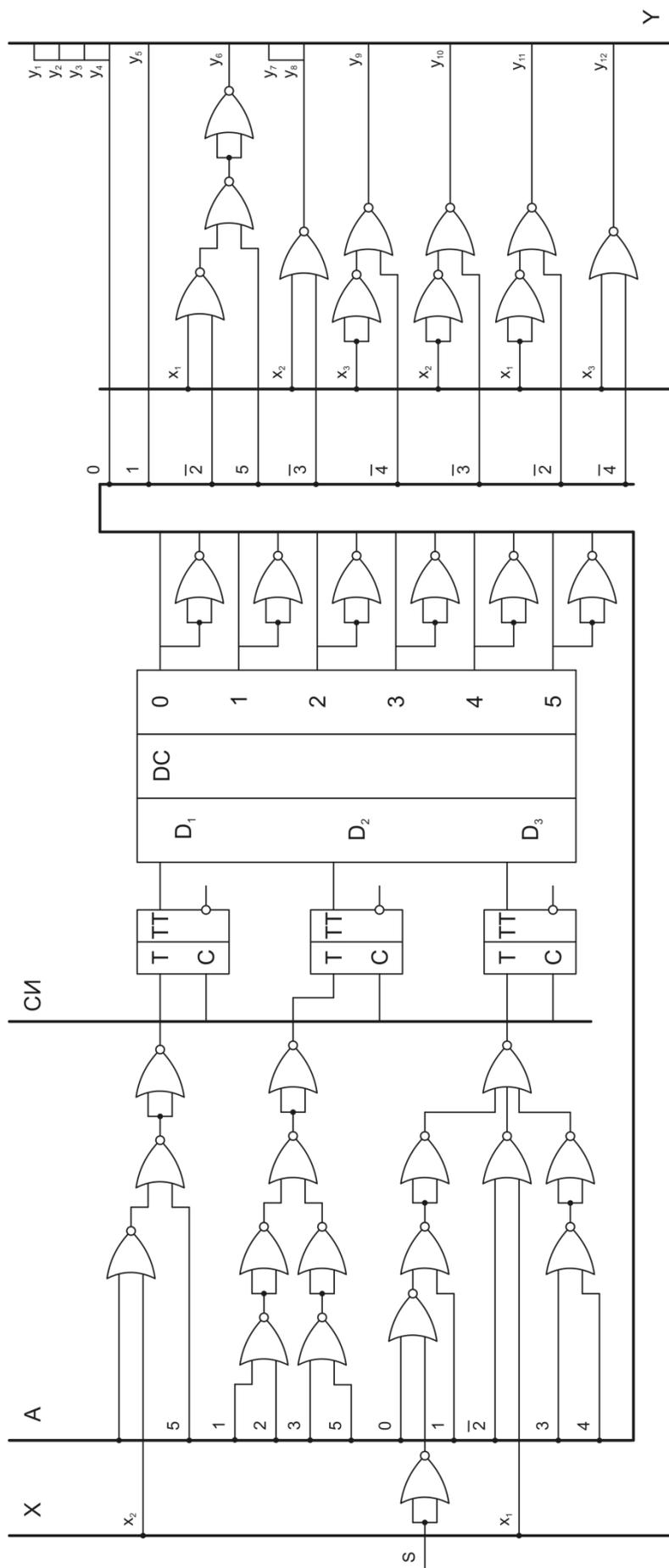


Рис. 19

4. Функциональная схема операционного устройства

Связи между операционным и управляющим автоматами организуются по принципу обратных связей, то есть выходы одной схемы являются входами другой схемы. Каждая микрооперация выполняется строго при поступлении синхроимпульса и при подаче соответствующего управляющего сигнала, который в свою очередь вырабатывается на основе управляющего сигнала и сигналов логических условий в предыдущий такт работы операционного устройства.

Графически связи между операционным и управляющим автоматами показаны на функциональной схеме операционного устройства, приведенной на прилагающемся к пояснительной записке листе формата А2.

5. Описание работы операционного устройства на заданном временном интервале

В соответствии с заданием, источником которого является граф работы УА, необходимо описать работу ОУ на заданном временном интервале. В момент времени t триггеры УА установлены в состояния $T_1=0, T_2=1, T_3=1$. Переход в состояние A_4 осуществляется при условии $x_2=0$. Данное условие формируется в схеме вычисления логических условий в ОА (если $D(1:5) \neq 11111$), и подается на вход УА. На выходе УА формируется сигнал Y_4 , который инициирует одновременное выполнение в ОА следующих функционально совместимых МКО:

$y_7) D(1:5) := D(1:5) + 1$ в результате которой изменяется состояние регистра D - инкрементируется значение $D(1:5)$:

1. в поле $D(i)$ ($i=1,2,3,4$) выполняется МКО $D(i) := D(i) \oplus P(i+1)$, где $P(i+1)$ – перенос из $(i+1)$ -ого разряда;
2. в поле $D(5)$ выполняется МКО $D(5) := D(5) \oplus 1$.

$y_8) A(1:32) := A(2:32).0$ в результате которой изменяется состояние регистра A - осуществляется логический сдвиг $A(1:32)$ на один разряд влево:

1. в поле $A(1)$ выполняется МКО $A(1) := A(2)$;
2. в поле $A(i)$ ($i=2,3...31$) выполняется МКО $A(i) := A(i+1)$;
3. в поле $A(32)$ осуществляется запись 0, т.е. $A(32) := 0$.

Затем триггеры УА устанавливаются в состояние $T_1=1, T_2=0, T_3=0$. Внутреннее состояние автомата в момент времени $t+1$ $A_4=100$.

Заключение

Таким образом, разработан автомат по предложенному алгоритму. Проверена правильность данного алгоритма. При разработке автомата построены структурные и функциональные схемы УА и ОА, построена обобщающая схема операционного устройства, а также проверена правильность его работы.

Скачано с сайта <http://ivc.clan.su>

Список использованной литературы

1. Ефимова Р.С. Разработка операционного устройства: Учебное пособие.- СПб : Типография ПГУПС , 2003 – 35 с.

Скачано с сайта <http://ivc.clan.su>

PDF-document was made by [Vasena](#)