

Копичко Сергей Николаевич (к.б0-14)

050-469 3354

093-7641199

Коренев Л.Н - структуры ЭВМ. М: Наука 1967

Гутэр Р.С. - от Абака до компьютеров М.

Буслемко - Беседы о поколениях ЭВМ

Тихонов А.М. - Рассказы о прикладной математике М: Наука 1973

- Введение лекции по прикладной  
математике.

17.11.1971

$f(z) = z^2 + 4z - 5$

нужна  
помощь

1) Чарльз К. - Человек и информация  
М. Связь, 1972

2) Чонбай - Теория информации и кодирования  
Ки: Вища школа, 1973

3) Система ПЗ - Коненко С.М. и Макаров С.М.

алгоритм

управление ОС

Пример

Функции ОС

Автоматизация процессов  
исполнения программ модулей у про-

цессах их разработки

Коды языка передачи

прерывания

ОС

Логика программирования

Прикладное ПЗ

Приоритетное

программирование

ПЗ

4) Семирівнева модель керування процесів

автоматичних систем

Середні системи

Система преривань

Системне програмування

Системне ПЗ

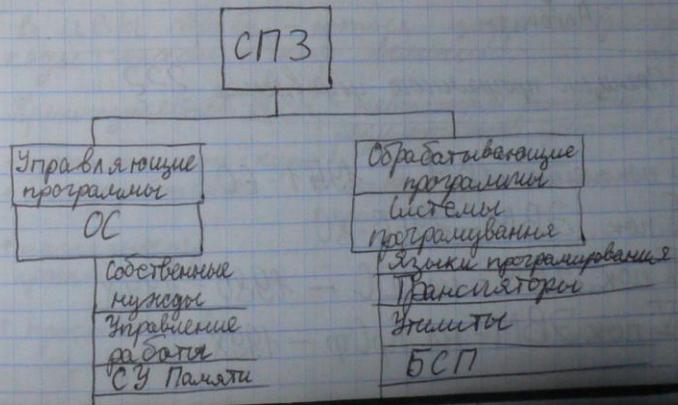
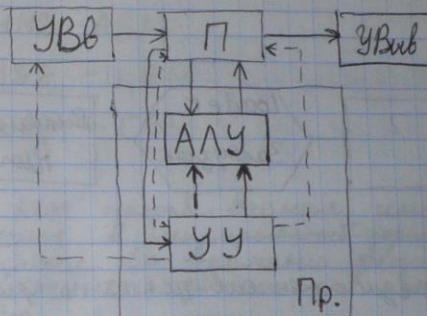
Головний редактор

Транслятор

Графік

Архітектура ЭВМ - это понятие, охватывающее 6.9.13  
адресные логические понятия ЭВМ, состав  
ЭВМ, все то что точно определяет  
принципы работы и функции на ЭВМ

Структура ЭВМ - со-состав элементов ЭВМ  
и связей между ними представлена  
изображается как со-состав физических процессов,  
приводит к реализации заданных функций  
ЭВМ, т.к. включением на основе вы-  
бранных



нужен  
пока

Мони  
торы  
и к-

Исходный  
модуль

PASCAL

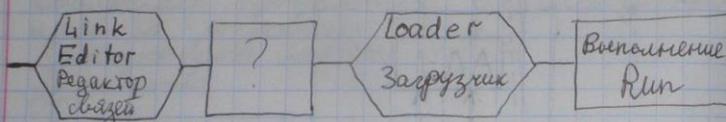
FORTRAN

ALGOL

СУ Район  
безопасности

Объектный  
модуль

Object  
code



Мусаин Аль-Хорезми написал трактат по алгебре  
также  
↓  
Алгоритм

Принцип программного управления ???

I поколение ЭВМ - 1951-60

II пок. ЭВМ - 1960-80

III пок. ЭВМ - на IC - 1980-199X

IV пок. ЭВМ - на Крист. - 199X - н.г.

T.  
если

$Z^2 + 4Z - 5$

Знать

Причины ПУ

Поколение ЭВМ стояло Зрение инж.-электро.  
ника математика - программиста  
Билаг укр. учёных в развитие ЭВМ  
архитектура. Беспилот. Ром-лейблы

Классификация ЭВМ по принципу действия

ВММД - АВМ

ВМДД - ЦВМ

АЦВМ - ГВМ

В АВМ переработанная информация представ-  
ляется в непрограммированном виде ини-  
циализации во времени физических  
величин - значение напряжения и  
тока.

В ЦВМ обработка - готовые цифровые (дискр.)  
коды механических величин.

Преимущества АВМ

- невысокая стоимость  
результатов решения

+ простота конструции

+ быстродействие

+ маломощность  
потребления ВВ

+ простота в  
изготовлении

- сложн. узкая область  
применения

ЧВМ

⊕ универсальность

⊕ быстродействие

⊕ широкое область применения

- слишком трудоемкий и длительный процесс подготовки задач для решения.

Од

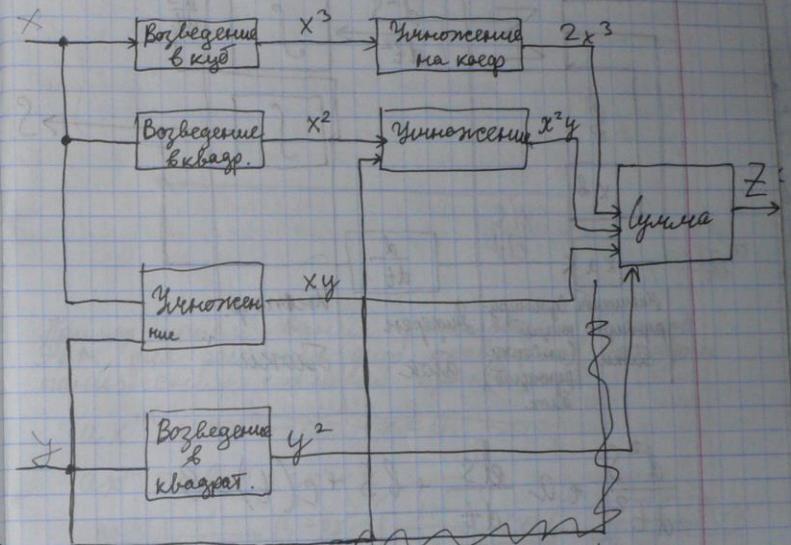
Способы отладки программного  
этапа решения задачи

$$f(z) = \frac{1}{(z_1 z_2)} \frac{1}{(z-z_0)^n} \varphi(z)$$

$$f(z) = z^2 + 4z - 5$$

Пример - наложение

$$Z = 2x^3 + x^2y + xy + y^2$$



Причины построение и структура ЭВМ.

Большинство явления или процессов в природе можно решить такими - син. с помощью числовых диф. уравнений с постоянными коэффициентами. Поэтому основным принципом построения ЭВМ является построение создание алг. схемы, переходные процессы, опицательющие исследование числовых уравнений.

Решением решения таких числовых определяемых при измерении напряжения или тока возникающих напряжениях выход Эл. модели, при подаче на ее вход напряжения или тока в соответствии с методами аналогии.

Как видно из схемы ЭМУ должны иметь блоки умножение, суммирование, возведения в степень в портальной

написано  
н н ка

TTT, Hz e U(z<sub>0</sub>) + 12142-111121

z = +42-5

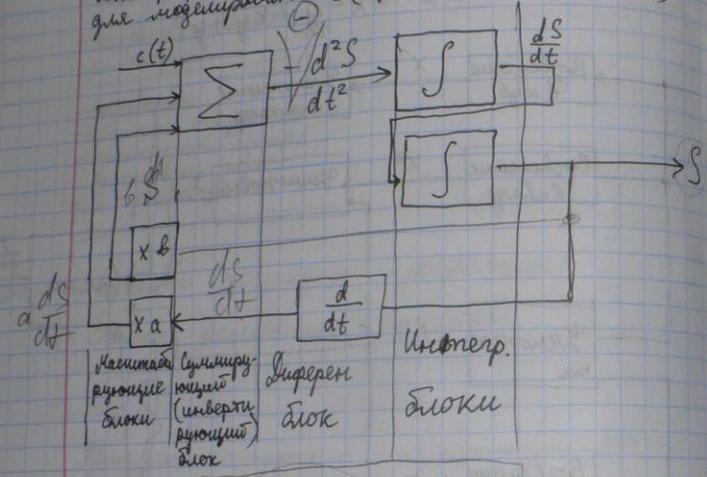
Мономе

настока  
н н ка

z<sub>0</sub> -

$\downarrow$

$\downarrow$



$$\frac{d^2S}{dt^2} + a \frac{dS}{dt} + bS + c(t) = 0$$

$$\frac{d^2S}{dt^2} = \left[ a \frac{dS}{dt} + bS + c(t) \right]$$

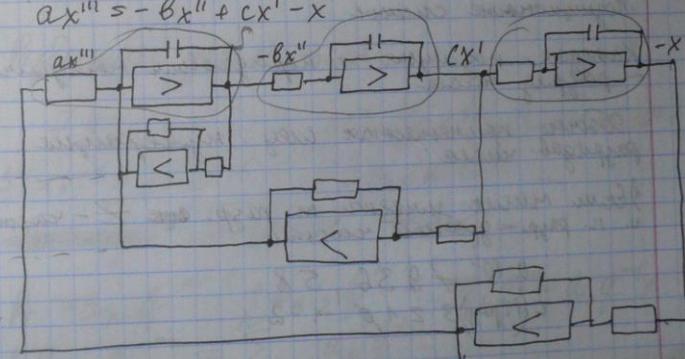
T, z<sub>0</sub>  $\frac{ds}{dt} = [S \rightarrow S(t)]$   $S(t) \left[ \frac{d}{dt} \right] \rightarrow \frac{dS(t)}{dt}$   
если в окр.

представить в виде:

Пример исполь-  
зование логических блоков  
ЭВМ для решения диф. уравнений методом  
помисков степеней производной.

$$ax''' + bx'' - cx' + x = 0$$

$$ax''' = -bx'' + cx' - x$$



4/с42  
104  
20.6

ТТТ, ЧЗ 0 11/2. 11/2 - 21/11/2  
 основные характеристики  
 в п-ка

**Основы построения ЧВМ.**  
 Начерт. основы ЧВМ.  
 Осн. сведения о системах счисления  
 систематич. применение совокупности  
 назначений и обозначений записи чисел  
 совок-ность приемов записи кодирований  
 чисел с-помощью символов, цифровых  
 знаков - сис-ма счисления.  
 Быстроим сис-мам позиционные и непозици-  
 онные.  
 Пример - римская сис-ма счи-  
 тывания  
 V X C L D M.

Из-за недостатка времени для записи больших и  
 малых чисел и трудности сортировки, операции  
 с меньшими сис-мами счисления не получили  
 применения большого

**Непозиционные сис-мы**  
 Каждое позиционное счисление с порядковыми операциями  
 разряда числа.

Обычно применяется слег. нумерацию  
 разрядов числа.

Если число имеет  $m$  разр.  $\rightarrow Z$ -части  
 и  $n$  разр. в дробной части

$q \cdot 10^i$  7936,58  
 $i$  (разр) 3 2 1 0 -1 -2

Т. зо  
 если б ор

Старт 42-5

Основные характеристики позиционных сис-м  
 1) основание ~~число~~ - ~~количество~~, ~~11-1~~  $q = 10$ .  
 2)  
 3) веса разрядов

На практике наимен. такие сис-мы, в  
 которых  $q =$  количеству цифр в данной  
 сис-ме счисления.

3) значения цифр сис. сч. могут быть  
 самими различными.

В поз. сис-ма каждому  $i$ -му разряду  
 присваивается вес  $E_i$

наиб. распространение получило письмо  
 с естественным типом весов.  
 $E_i = q^i$

**Развернутая запись числа**  
 $7936,58 = 7 \cdot 10^3 + 9 \cdot 10^2 + 3 \cdot 10^1 + 6 \cdot 10^0 +$   
 $5 \cdot 10^{-1} + 8 \cdot 10^{-2} = 7936,58$

~~Запись числа~~

$A = a_n q^{n-1} + a_{n-2} q^{n-2} + \dots + a_1 q^0 + a_0 q^{-1} + \dots + a_{-m} q^{-m} = \sum_{i=-m}^n a_i q^i$

$\text{f}(x) = \frac{1}{2}x^2 - 2x + 3$

Morocco

$n \text{Cl}_2$

20

1

при краткой (смешеческой) замесе massa веса разрыва опускаются.

## 1. Поколение ЭВМ

I a

1946-1958

October - excellent.

## Електропомпа настінна

## Бисероделение

нужно  
н-ка

20.9.13

стрихи, оп-ции в раз-ных сис-мах  
сложение

Все арифм. оп-ции в СС с з проводятся  
в соответствии с известными правилами  
ариф. оп-ции признаках в 10-ичной СС  
но при этом используются таблицы  
умножения и сложения сост-венных  
для данной СС.

Правила сост-вения таблиц сложе-  
ния для СС

$$a_i + a_j = \begin{cases} a_k, & \text{если } a_i + a_j < q \\ 1 a_k, & \text{если } a_i + a_j \geq q \end{cases}$$

$$a_k = a_i + a_j - 10.$$

$$3_{(10)} + 5_{(10)} = 8_{(10)}$$

$$17_{(10)} + 8_{(10)} = 25_{(10)}$$

Каб-ца сложение для 2-ичных чисел.

+	0	1
0	0	1
1	1	10

+	1	2	3	4	5	6	7
1	1	2	3	4	5	6	7
2	2	4	6	8	10	12	14
3	3	6	9	12	15	18	21
4	4	8	12	16	20	24	28
5	5	10	15	20	25	30	35
6	6	12	18	24	30	36	42
7	7	14	21	28	35	42	49

суммы & разн.:)

+	0	1	2	3	4	5	6	7
0	0	1	2	3	4	5	6	7
1	1	2	3	4	5	6	7	10
2	2	3	4	5	6	7	10	11
3	3							17
4								
5								
6								
7								

Правила сложения 2 чисел в СС с осн. q.

1) Сост-ные числа начинаясь разр-нно  
нач-ная с младшего.

2) При сложении цифр в каждом  
разр-де к их сумме надо-димо  
добавлять 1-переноса с наст-ших  
разр-дов.

$$\begin{array}{r}
 & 1 & 1 & 1 \\
 + & 1 & 0 & 0 & 1,01 \\
 & 1 & 1 & 0 & 1,11 \\
 \hline
 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0
 \end{array}$$

Монса

8

нашли  
и и-к

20

↓

↓

=

4

T,  
ea  
ресь

таблицы  
для суммов  
2 чисел  
8-ичной и  
16-ичной и  
задание

276, 5<sub>(8)</sub>

377, 7<sub>(8)</sub>

1B, C5<sub>(16)</sub>

D8, A2<sub>(16)</sub>

Про-ло вычитания чисел в СС с оств. q  
именночисло про-ло в выч-ении в  
10-ичной СС. В общем виде про-ло  
вычитаний ~~a - b~~  $\begin{cases} a_k = a_i - a_j \text{ при } a_i \geq a_j \\ a_k = q + a_i - a_j \text{ при } a_i < a_j \end{cases}$

$$\begin{array}{r} 101 \xrightarrow{10} \times 00_{(2)} \\ \underline{+ 10111_{(2)}} \\ 10101 \end{array}$$

$$\begin{array}{r} 273 \xrightarrow{10} 62_{(8)} \\ \underline{- 156777_{(8)}} \end{array}$$

$$\begin{array}{r} 13086_{(16)} \\ - 8988_{(16)} \end{array}$$

Умножение числа в воз. СС:

следует ум-жество множимое на  
каждый раз-д множимое и  
последовательно частичное произведение  
сдвигутое друг относительно друга на  
1 разряд.

$$\begin{array}{r} \times 57 \text{ множимое} \\ 39 \text{ множитель} \\ \hline 513 \\ 171 \\ \hline 2223 \end{array}$$

При ум-жении множимого на  
раз-ды множимое исп-только  
~~один~~ таб. сло-ние и умножение  
для данной СС.

Под-чу умножение легко  
составить используя таб-чу

натур  
н-ка

$T(T), T \in V(\mathbb{Z}_0)$   $T(0) = 0 \neq 1$

сложение и правило сложения.

$$5_{(8)} \times 4_{(8)} = 5_{(8)} + 5_{(8)} + 5_{(8)} = 12_{(8)} + 12_{(8)} = 24_{(8)}$$

Метод

методом  
н-ка

$\mathbb{Z}_0$

x	0	1
0	0	0
1	0	1

Для составления таблицы  
запись 8 строк и 16 столб.

$$\begin{array}{r} 1011,1_{(2)} \\ \times 110,1_{(2)} \\ \hline 223_{(8)} \end{array}$$

$$\begin{array}{r} 223_{(8)} \\ \times 224_{(8)} \\ \hline 794_{(16)} \end{array}$$

$$\begin{array}{r} 794_{(16)} \\ \times 378_{(16)} \\ \hline 378_{(16)} \end{array}$$

Деление чисел в СС с осн. q  
аналогично правилам деления в обычной  
СС.

Перевод чисел из одной СС в другую.

1) Метод непосредственного суммирования с  
учетом весов разрядов.

$$A(q) \Rightarrow A(p)$$

- 1)  $q > p$
- 2)  $q < p$

T.  
если

представляет в виде:

$$1) A_{(10)} \Rightarrow A_{(2)}$$

$$2) B_{(2)} \Rightarrow B_{(10)}$$

Алгоритм перевода

$$A = \sum_{i=0}^{n-1} a_i q^i$$

1) Число записывается в виде суммы

2) Все цифры числа A и осн.

CC q записываются в CC с осн.

p.

3) При этом, if  $p < q$ , то необходимо  
знать предыдущие целые числа

от 0 до q в p-ичной СС. If

$p > q$ , то изображение цифр  
в p-ичной СС содержит их  
из-за них в СС с осн. q

4) Выполняются все правила,  
определенные этими p-разрядами  
в СС с осн. p.

Примеры.

Перевести число

$$A = 3525_{(10)} \Rightarrow A_{(2)}$$

$q > p$ .

нужен  
н-ка

Можно

(найдено  
н-ка)

з0

↓

8/1  
fl

=

T.  
если

поменять в буфере.)

$$A = 3 \cdot 10^1 + 5 \cdot 10^0 + 2 \cdot 10^{-1} + 5 \cdot 10^{-2}$$
$$11 \cdot 1010 + 101 \cdot 1010^0 + \frac{10}{1010} + \frac{101}{1010 \cdot 1010} =$$

$$= 100011,00111\dots$$

Какой метод перевода 10ичного числа в  
2ичное использующийся в ЦВМ.

Пр. 2  $A = 625,2_{(8)} \rightarrow A_{(10)}$

$$q < p. A = [6 \cdot 8^2 + 2 \cdot 8^1 + 5 \cdot 8^0 + 2 \cdot 8^{-1}]_8 =$$
$$= A = [6 \cdot 2^2 + 2 \cdot 2^1 + 5 \cdot 2^0 + 2 \cdot 2^{-1}]_{10} = 405,25_{(10)}$$

$$A = 11001,011_{(2)} \rightarrow A_{(10)}$$

$$[1 \cdot 10^{10} + 1 \cdot 10^{11} + 0 \cdot 10^{10} + 0 \cdot 10^1 + 1 \cdot 10^0 + 0 \cdot 10^{-1} +$$
$$+ 1 \cdot 10^{-10} + 1 \cdot 10^{-11}]_2 =$$

$$= [1 \cdot 2^4 + 1 \cdot 2^3 + 0 \cdot 2^2 + 0 \cdot 2^1 + 1 \cdot 2^0 +$$
$$0 \cdot \cancel{2^{-1}} + 1 \cdot 2^{-2} + 1 \cdot 2^{-3}]_{10} = 25,375.$$

z + 42-5

Этот метод целесообразнее применять при переводе чисел из любой под СС в СС с такой осн. р, в которой наиболее удобно вычисление АрифОП (при ручном счете - в 10ичной, при автомате - в 2-ичной)

2) Метод последовательного деления на основание (только для целых чисел)

Надо-делим под-ко делить некоторое число и при каждом частном на осн. новой СС, пред-деленной в старой СС, до получения в частном величины, меньше ~~один~~ осн. старой СС. Полученные остатки и последние частные вычитаем цифрами р-ичного числа, начиная с первого остатка в старшем, а последнее частное - в старшем разряде.

4/с42-  
104  
20,6

установка TTT,  $f = A(1/Z_0) + (Z_1 - Z_0) \Psi(Z)$

Мончо

настока  
н-ка

$Z_0 =$

111

$\frac{1}{f}$

=

4

$T_2$   
равн.

$B7_{(10)} \rightarrow A_{(2)}$

$$\begin{array}{r} 37 \\ 36 \quad | 2 \\ \hline 1 \quad | 18 \quad | 2 \\ 0 \quad | 8 \quad | 2 \\ \hline 1 \quad | 4 \quad | 2 \quad | 2 \\ 0 \quad | 2 \quad | 1 \\ \hline 0 \end{array}$$

100101

$10001001 \rightarrow A_{(10)}$

$$\begin{array}{r} 10001001 \\ 10000 \\ \hline 1110 \\ 1010 \\ \hline 10001 \\ 1010 \\ \hline 111 \end{array} \quad \begin{array}{r} 1010 \\ 1101 \\ \hline 1010 \\ 11 \\ \hline 11 \end{array} \quad \begin{array}{r} 1010 \\ 11 \\ \hline 11 \end{array}$$

137

$47_{(10)} \rightarrow X_{(3)}$

$$\begin{array}{r} 47 \\ 45 \quad | 3 \\ \hline 2 \quad | 15 \quad | 3 \\ 0 \quad | 3 \quad | 1 \\ \hline 2 \end{array}$$

1202

$Z^2 + 4Z - 5$

$12210_{(3)} \rightarrow X_{(8)}$

Бар-Так

- 1) Комбинированное сокращение.
- 2)  $X_{(3)} \rightarrow X_{(10)} \rightarrow X_{(8)}$

$$12210_{(3)} = 1 \cdot 3^4 + 2 \cdot 3^3 + 2 \cdot 3^2 + 1 \cdot 3^1 + 0 \cdot 3^0 = \\ = 156.$$

$$\begin{array}{r} 156 \\ 15 \\ \hline 19 \quad | 8 \\ 4 \quad | 2 \\ 3 \end{array}$$

234<sub>(8)</sub>

$43981_{(10)} \rightarrow A_{(16)}$

$$\begin{array}{r} 43981 \\ 16 \\ \hline 2748 \\ 171 \\ \hline 16 \\ 12 \\ \hline 11 \end{array}$$

$A B C D_{(16)}$

Монсей

(наимен  
и n-ко)

20

↓

$\frac{8}{8} \frac{1}{1}$

=

4.

T.  
если

привед

3) Метод последовательного умножения на 2.

Этот метод исп-тается для перевода чисел из одной СС в другую только правильных дробей.

Методиче посл-метода умножают исх. число и прав. умножение на осн. новой СС (пред-делено в старую СС), отбрасывая целые части, которые являются остатками изображением цифр числа в новой СС.

$$A = 0,6875 \rightarrow A_{(2)}$$

$$\begin{array}{r} 0,6875 \\ \times 2 \\ \hline 1,3750 \\ \times 2 \\ \hline 0,7500 \\ \times 2 \\ \hline 0,5000 \\ \times 2 \\ \hline 0,0000 \\ \times 2 \\ \hline 0 \end{array}$$

$$01011_{(2)}$$

$$\begin{array}{r} 0,56875 \\ \times 16 \\ \hline 8,75 \\ \times 16 \\ \hline 12,00 \end{array} \rightarrow X_{16} = 0,8C_{(16)}$$

$$\begin{array}{r} 0,12_{(10)} \\ \times 8 \\ \hline 0,96 \\ \times 8 \\ \hline 0,68 \\ \times 8 \\ \hline 0,44 \\ \times 8 \\ \hline 0,52 \\ \times 8 \\ \hline 0,40 \\ \times 8 \\ \hline 0,28 \\ \times 8 \\ \hline 0,24 \dots \end{array} \rightarrow X_{(8)} = 0,0753412_{(8)}$$

В общем случае  
дробные числа пер-водятся  
из одной СС в другую  
приближенно, то есть  
дробная часть при посл.  
умножении никогда не  
прев. в 1. В таких  
случаях процесс продолжают  
до тех пор, пока не будет  
получено нед-число  
для получения заданной

10/2. ИА - машин

точностями как - сима разрядов  
(в ЦВМ это опре - машинае  
разр - дностного машисса).

издастся.

Правило перевода: надо - дико  
каждую 8-ичную цифру заменить  
равной ей 3 разр - миц 2-ичных  
цифам (двоячной триадой)

$A_{(8)} \rightarrow A_{(2)}$

$$A = 1375605,7456_{(8)} =$$

$$= 00101111100110000101,111001011110$$

$A_{(2)} \rightarrow A_{(8)}$

Пр - лс: дост - но разбить исходное  
число вправо и влево на триады  
и заменить каждую из них  
равной 8-ичной цифрай.

$$001011,100_{(2)} = 13,4_{(8)}$$

8-ичная часть примечательна  
в качестве промежуточного  
для ускорения перевода чисел  
из 2-ичной в 10-ичную и наоборот.

$$A = 181,71875_{(10)} \rightarrow X_{(2)}$$

$$\begin{array}{r} 18112 \\ \times 22 \\ \hline 5 \quad 22 \\ \hline 6 \end{array}$$

$$\begin{array}{r} 071875 \\ \times 2 \\ \hline \dots \end{array}$$

$$\rightarrow 265,56_{(16)}$$

$$= 10110101,10111_{(2)}$$

Методом каледое 2-ичное число  
разделять на четверади и заменять  
их на ~~единицу~~ равную 16-ич-  
ному цифру.

$$\begin{array}{r} 001001101001,010110000100 \\ \hline 2 \quad 6 \quad 9 \quad 5 \quad 8 \quad 4 \end{array}$$

$$269,584_{(16)}$$

Перевод из 16-ичного в 2-ичное  
и наоборот.

Дост-но каледую цифру заме-  
нить 2-ичной четверадой.

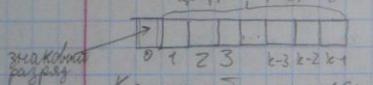
$$A = -67BA,08_{(16)} =$$

$$= -011001110111010,00001000_{(2)}$$

## Представление чисел в машине ЭВМ

Разряд 2-ичного числа пред-значен для ЭВМ некоторые технологические условия, напр. тригеры, звуки различной частоты, которые представляются числом набор таких устройств для извлечения многоразрядного числа из памяти.

Схематическая структура регистра для представления в разрядном 2-ичном числе  $n$  разрядов



$$+ 0_2$$

$$- 1_2$$

Каждый регистр содержит к цифровым и 1 или 2 знаковым разрядам, которые образуют разрядную схему ЭВМ (разряд данных)

Предование к точности вычислений, определяют выбор числа разрядов, введенных в выбору числа разрядов можно заменить модуль точности битах.

Для отображения знака числа в РС ЭВМ отводятся крайние левые старшие разряды

У ВМ различают две формы представления чисел:

1) фиксированная форма (с фиксированной точкой)  
fixed point

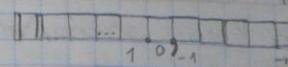
2) с плавающей точкой floating point (нормализованная/пантогарифмическая форма)

1) fixed point

$$A = \pm a_{n-1} a_{n-2} \dots a_0, a_1 \dots a_m$$

$T, Z_0$   
если  $t$

представляю



Первый кто начал работать с кибернетикой - Мордрик Вильмер



"РАЗР" 10. "ДЛЯ"

Число пред-значен в виде последовательности 2-ичных чисел, разделяемых на целую и дробную части, а количество разрядов для этих частей строго фиксируются

Нусть, напр. есть такая схема, в которой один знаковый разряд,

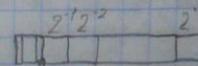
На практике при представлении числа с fixed запятой, фиксируется перед самим нулем в цифровой форме числа, или перед самими пробелами разрядами.

В первом случае У ВМ работает только с целыми, а во втором - с дробными числами.

В первом случае все числа  $0,1 < 1$

$$A = \sum_{i=1}^k [a_i] \cdot 2^{-i} \quad 2^{-k} \leq A < 1$$

$a_i \in \{0, 1\}$



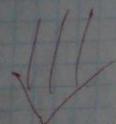
$$A_{min} = 0,000 \cdot 1 = 2^{-k}$$

$$A_{max} = 0,111 \cdot 1 = 1 - 2^{-k}$$

Можно

построить

$Z_0$  -



$\frac{f}{f(z)}$

$= A$

$\cup =$

$T, Z_0$

если

правдема

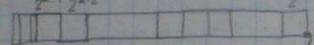
$(V \neq \emptyset) \wedge 0 - \text{анализ}$

$$2^{-k} \leq |A| \leq 1 - 2^{-k}$$

Числа, которые  $|K|^{2^{-k}}$  не могут быть представлены в данной форме с точностью  $= 0$ .

Числа числа не могут быть отображены в данной РС.

$$\text{Во второй строке } |A| = \sum_{i=1}^k [a_{i,i}] \cdot 2^{k-i}$$



$$1 \leq |A| \leq 2^{k-1}$$

$$1 \leq |A| \leq 2^k$$

Числа  $0 \leq |A| \leq 1$ , приближение  $= 0$  в данной РС.

Данное представление чисел fixed point неудобствующих в диапазоне от  $A_{\min}$  до  $A_{\max}$ , вводят масштабный множитель, при которых результатом умножения на данное множитель, получим находящееся в заданном диапазоне. Такие, где каждое число должно быть такого множителя  $m_A$ , чтобы:

$$A_{\min} \leq m_A \cdot A \leq A_{\max}$$

Необходимость ручного расчета и обхода масштабных коэф-ов является недостатком этой формы.

Точность вычислений зависит от

размеров чисел.

Достоинства данной формы.

Такие ИУ ВМ конструктивно проще.  
Такие ИУ ВМ обеспечивают более быстрые вычисления при одинаковых умножениях.

При вычислении коэффициентов разрядов в ИУ ВМ с fixed point учитывается неодинаковая точность вычисления. Результат вычисления чисел с п. десятичных знаков вычисляется по разрядам двоичных.

В неравной форме представление чисел в РС ЭВМ записывается не только само число в некоторой масштабе, но и сам масштаб.

$$A = M \cdot q \stackrel{\text{п. десятичные знаки}}{\downarrow} \stackrel{\text{знак числа}}{\downarrow} \stackrel{\text{знак разряда}}{\downarrow}$$

$M$  -  $\#$  машинса

порядок указывает расположение

в машине, при различных значениях  $p$ , положение различно, поэтому такой  $\#$ -на изображается с плавающей точкой.

$$B = 1011,101_{(2)} = 1011,101 \cdot 10^0_{(2)}$$

Из примеров видно, что представление числа с плавающей точкой, не является однозначно.

Монист

помощь  
и к-ка

20 -

III

$\frac{1}{f}$  f/2

= 4

IV

T, 20

если

представляет в виде

для уменьшения этого недостатка введем  
нормализованную форму представления

$$q^{-1} \leq |M| \leq 1$$

другими словами в нормализованной  
форме M является прав. дробью,  
первая цифра в M после ) является  
запятой.

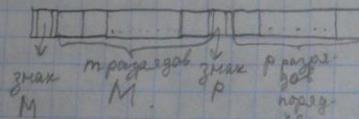
$$17,5_{(10)} = 17,5 \cdot 10^{\frac{1}{10}} = 0,175 \cdot 10^{\frac{12}{10}}$$

~~$1000,11_{(2)} = 0,100011 \cdot 10^{\frac{1}{100}}$~~

В разрядную сетку числа записыва-  
емые не сами маинты, а сама  
маттица и порядок, а также их знаки.

Нормализация числа - автоматическая.  
при этом маттица сдвигается влево  
до появления в разряде 1 также  
производится корректирование порядка

В случае переполнения PC, маттица  
сдвигается вправо, а порядок увеличивается



$$A_{\max} = 0,11\dots1 \cdot 10^{\frac{+111}{(2)}} = (1-2^{-m}) \cdot 2^{2^p-1}$$

$$A_{\min} = 0,1 \cdot 10^{-111\dots1} = 2^{-1} 2^{(2^p-1)} = 2^{-2^p}$$

Преимущества этой ф-ии

Значительное уменьшение диапазона представле-  
ния при одинаковой единице PC

относительное одинаковое значение точности при

одинаковых количествах разрядов PC.

Не требуется масштабирования.

При использовании 16 разрядов С при учете  
избытка точности увеличивающее диапазон  
чисел (при нормализации сдвиг может  
произойти на 4 знаковых единиц).

Недостатки:

Абсолютное уменьшение диапазона со  
увеличением разрядов.

Уменьшение производительности ЦВМ по  
увеличению старт времени

В результате ЦВМ теряет точность вычис-  
лений из-за отсутствия предусмотреть изменения  
разрядов PC.

Представление с удобной точностью. Их.

10/2 17.0 - 2021

42-5

K/p.

①. План выполнимого эксперимента

1. Постановка задачи — формулирование цели решения задачи, и венцы корпорации можно привлечь.

2. Формализация процесса — предполагает построение методов модели с зар-кими, адекватными принципам

3. Выбор и обоснование ~~и~~ численного метода решения задачи

4. Построение алгоритма в соответствии с выбранным методом решения.

5. Перевод (запись) алгоритма на конкретный язык программирования:

6. Синтаксическая проверка — процесс поиска и устранения ошибок в программе.

7. Решение задачи на компьютере

8. Анализ результатов.

② Информация. Ф-ия представления. Георий Компьютеристов

Информация — свойство объектов и явлений (процессов) порождающее многообразие состояний, которые в <sup>посредствии</sup> результате отражения передаются от <sup>одного</sup> объекта к

Метод А - нормализации

Монци

налич  
 $n \cdot n-1$

$Z_0$

↓  
↓

$f - f$

$S =$

U

T,  
Если

представление в виде .)

\* другому и запечатлеть в е

Правила вычисл.

4.10.09

Числа в РС ЭВМ хранятся в нормализованном виде.  
Сложение (вычитание) двух нормализованных

1. выравнивается разность  $p$  этих чисел (если разница  $p$  между  $p_1$  и  $p_2$  больше  $p_1$  или  $p_2$ , то прибавляется к  $p_2$ )

2. сложение (вычитание) машинис.,  $\oplus$

3. результат нормализуется.

Алгоритм умножения (деления)  
1) множимое машинис.

2) Умножение частное приводится за машинису частного, а получившийся порядок — за порядок умножения (частного)

3) Результат нормализуется

Примеры переносимые РС

Деление представляемых чисел  
базисная строка ЭВМ

Если в процессе вычисления число оканчивается нулем машинного числа, то возникает пот. машинного числа.

Если полученное число больше машинного, то старшие разряды будут потеряны, а результат исключен. ЭВМ автоматически

Монет

послед  
и к-т

$Z_0$

↓

↓ ↓

= =

U:

T, Z

если

правда

двоичного обнаружения переполнения и выдаётся сигнал.

Обычное переполнение возникает с числами с одинаковыми знаками. Признаком переполнения может быть отрицательный знак результата от знаков слогавших.

Это не всегда обнаружится с помощью теста устройства, но такое устройство.

Значительные причины обнаружения переполнения РС используют 2 разряда для знака числа. При переполнении чисел одного знака переполнение РС приводит к несопадению цифр в знаковых разрядах кода, при этом наименее значимые разряды чисел 01 и 10 при 01 указывают на дополнительный знак, а 10 на отриц. сравнение цифр осуществляется след. устр. которая при несопадении выдаёт сигнал управления.

Кодирование чисел в  
операции вычитания ЭВМ реализует все  
достаточно сложно, так как при подготовке  
код-двоичное значение единиц в  
других разрядах

Если же имеемальное значение вычитаемого  
это число будет продолжаться до  
самого старшего разряда, а затем опять  
вычитание надо будет начинать заново  
исключив знак вычитаемое и число числа.

По причине громоздкости в ЭВМ применяют только исключение с использованием след. кодов.

Пусть дано 2 числа  $x = 93, y = -24$ .  
Если можем

$$\begin{array}{r} 93 \\ -24 \\ \hline 69 \end{array}$$

(I) прием вычитания

$$\begin{array}{r} 100 \\ 24 \\ \hline 76 \end{array}$$

дополнение  
до 1  
с нулями.

$$\begin{array}{r} 93 \\ +76 \\ \hline 169 \end{array}$$

$$\boxed{\text{Bif. 69}}$$

(II) прием вычитания

$$\begin{array}{r} 99 \\ 24 \\ \hline 75 \end{array}$$

дополнение  
до старшего  
цифры  
00

$$\begin{array}{r} 93 \\ +75 \\ \hline 168 \end{array}$$

обратный  
код.

Применение вид кодов чисел:

прямой  
обратный  
дополнительный

Примеч. кодом данного числа A, представив  
число в форме с фикс. запятой назыв  
(Челн.) разрядное число ( $\chi > 1$ ) (чтобы разрядное  
которые будут пред-шест знако числа)  
включая конец не фикс.

Монс

номер  
n n-

20

↓

8

=

T

ed

нрв

$$[A]_{np}^k = \begin{cases} 00\dots 0, a_{n-1}a_{n-2}\dots a_0a_1\dots a_m \text{ при } A > 0 \\ 11\dots 1, a_{n-1}a_{n-2}\dots a_0a_1\dots a_m \text{ при } A \leq 0 \end{cases}$$

Старшее  $\tau$  разрядов числа наз. знакомого, а оставшиеся числовыми. Для числа есть два представления: положительное  $0 = 00\dots 0$  и отрицательное  $0 = 11\dots 1$ .

$$A = 110,001 \quad [A]_{np} = 0110001$$

$$r=1, n=3$$

$$B = -10100,0011 \quad [B]_{np} = 11110101000011$$

$$r=4, n=6$$

Обратимся тогд же к числу  $A$ , пред-записанного в  $r$ -м с единицами запятой разрядов.  $(r+n+m)$  разрядное число ( $r \geq 1$ ) определяемое  $q$ -кой:

$$[A]_{OEP}^k = \begin{cases} 0000, a_{n-1}a_{n-2}\dots a_0a_1\dots a_m \text{ при } A > 0 \\ 1111, \overline{a_{n-1}}\overline{a_{n-2}}\dots \overline{a_0}\overline{a_1}\dots \overline{a_m} \text{ при } A \leq 0 \end{cases}$$

$$\bar{a}_i = 1 - a_i$$

pp - 1 - 1

$$A = -1,00011$$

$$n=4, r=1 \quad [A]_{OEP} = 1111011100$$

$$B = 0,1101 \quad [B]_{OEP} = 000010010$$

Дополнительные разряды 2-ичного числа пред-записанного в  $r$ -м с единицами запятой наз.  $(r+m+n)$  разрядное число ( $r \geq 1$ ) пред-записанное.

$$[A]_{son}^k = \begin{cases} 00\dots 0, a_{n-1}\dots a_0a_1\dots a_m \text{ при } A > 0 \\ 100\dots 0, \underbrace{00\dots 0}_{\text{знак}} + \underbrace{11\dots 1}_{\text{число}} \text{ при } A \leq 0 \\ 111\dots 1, a_{n-1}\dots a_0a_1\dots a_m \text{ при } A \leq 0 \\ + 000\dots 00\dots 00\dots 1 \end{cases}$$

$(r+n+m-1)$  разряд.

$$A = 10,100101 \quad [A]_{np} = [A]_{OEP} = [A]_{son} = 010100101$$

$$r=2, n=2 \quad [B]_{np} = 1100100110101$$

$$B = -100,110101 \quad [B]_{OEP} = 1100011001010$$

$$r=2, n=5 \quad [B]_{son} = 1111000000101$$

Для получения доп. разряда опред. число по его предыдущему разряду необходимо рассчитать исх. приемной разряде слева налево и перенести

## $(V_2)_F$ - анализ

Мод

норм  
и н-

20

↓  
f.

5

4

T.

Есл

нрд

в доп. коде встречаются при этом 0 и первые 1. Остальное изображение разряды распределены между этими 0 и знаками или разрядами, инвертируем.

На практике прямого обр. и доп. кодов также используются с одним либо с двумя знаковыми разрядами. Коды с звучными знаками разрядами называются изображованными.

Прямой код используется для представления плавающей и定点 чисел, а также для записи конс. чисел при выполнении арифм. оп-ций, в частности ЭВМ.

Обр. и доп. коды (в том числе и модиф.) используются для прямого вычитания плавающих, что дает норм.ность различий в результате оп-ций сложения.

Модиф. коды используются для обнаружения переполнения РС.

Обр. и доп. модиф. коды используются в УВМ большинстве.

Кодирование чисел в ф-ме с плавающей запятой.

Такие числа в УВМ также записываются в виде указанных кодов при этом порядок и знак рассматриваются как самостоятельные 2 штук числа. Допускается представление и порядков как в однотаковых, так и в разных кодах.

Вн-ние арифм. оп-ций в УВМ с учетом запятой.

Две стоящие числа с запятой можно

1 1 1 1  
делимое быть всп. числа след. послед-ство  
действия

- 1) преобр. прямого кода в обр. или доп.
- 2) произведение суммирования кодов
- 3) преобр. разности мат. в пр. код.

При поразрядном сложении син-хии обратных кодов знаковые разряды складываются также, как и разряды изображованные (знаки).

Если образуется в рез. сложения единице переносимое (переноса из знакового разряда), то ее присоединяют к наименшему разряду суммы. Это оп-ции наз. "линейским" переносом.

При поразрядном сложении доп. кодов знаковые разряды складываются как разряды матрицы. Следующее единица переноса из знакового разряда не учитывается (пропускается).

Моне  
наши  
и и -

20

↓

f - f

=

4

T.  
если

прав.

Сложение двух чисел  $X$  и  $Y$   
представленных в обратной и  
дополнительной коде

Случай:

- 1)  $X > 0, Y > 0$
- 2)  $X > 0, Y < 0, X + Y < 0 \quad |X| < |Y|$
- 3)  $X > 0, Y < 0, X + Y > 0 \quad |X| > |Y|$
- 4)  $X < 0, Y < 0, X + Y < 0.$

$$1) X = +21$$

$$Y = +9$$

$$X + Y = 30$$

$$[X]_{NP} = [X]_{OBDP} = [X]_{DON} = [0]10101 \leftarrow$$

$$[X]_{NP} = [Y]_{OBDP} = [Y]_{DON} = [0]01001 \leftarrow$$

разрядная сетка  
одного знака.

$$\begin{array}{r} 2) X = +9 \\ Y = -21 \\ X + Y = -12 \end{array}$$

$$\left. \begin{array}{l} [X]_{NP} = [0]01001 = [X]_{OBDP} = [X]_{DON} \\ [Y]_{NP} = [1]10101 \\ [Y]_{OBDP} = [1]01010 \end{array} \right\} [Y]_{DON} = [1]01011$$

Сложение обр.:

$$\begin{array}{r} + 0.01001 \\ 1.01010 \\ \hline 1.10011 \end{array}$$
$$[X+Y]_{NP} = 1.01100$$

Сложение DON:

$$\begin{array}{r} + 0.01001 \\ 1.01011 \\ \hline 1.10100 \end{array}$$

$$\begin{array}{l} 3) X = +21 \\ Y = -9 \\ X + Y = +12 \end{array} \quad \begin{array}{l} [X]_{NP} = 0.10101 = [X]_{OBDP} = [X]_{DON} \\ [Y]_{NP} = 1.01001 \\ OBDP = 1.10110 \\ DON = 110111 \end{array}$$

Методика сложения

[число  
и к-к]

Zo

↓↓

f(z)

=

У5

T. Zo

если

представ

$$[X+Y]_{\text{ОБР}} = \begin{array}{r} 0.10101 \\ 1.10110 \\ + 0.01011 \\ \hline 0.01100 \end{array} = [X]_{\text{НР}}$$

$$[X+Y]_{\text{Гон}} = \begin{array}{r} 1 \\ 0.10101 \\ + 1.10111 \\ \hline 0.01100 \end{array}$$

$$X = -21 \quad X + Y = -26$$

$$Y = -5$$

$$X_{\text{НР}} = 1.10101$$

$$\text{ОБР} = 1.01010$$

$$\text{доп} = 1.10101$$

$$Y_{\text{НР}} = 1.00101$$

$$\text{ОБР} = 1.11010$$

$$\text{доп} = 1.11011$$

Сложение.

$$\begin{array}{r} + 1.01010 \\ + 1.11010 \\ \hline \end{array}$$

При

сложение чисел в машинах с плавающей запятой

для этого необходимо:

1) выравнивать порядки слагаемых (для чего необходимо переносить запятую влево или вправо за счет дефорамизации маинтисса с меньшим порядком)

2) складывают маинтиссы с использованием доп. или обр. кода при использовании ~~номера~~ порядка, когда при этом ~~погрешность~~ ~~встречается~~ ~~такие~~ случаи:

• все нормализовано.

$$X = -2(10)^{-10} = -10_{(2)} = -0,1 \cdot 10^{+10}$$

$$Y = +7(10)^{-11} = 111 = +0,111 \cdot 10^{+11}$$

Формат

	Знак маинтисса	маинтисса	знак порядка	порядок
X	1бит	3бит	1бит	2бит
Y	0	000	0	11

Выравнивание порядков, маинтиссы сдвигаем вправо.

$$[M_x]_{\text{ОБР}}^{\text{МОД}} = 11.101$$

[

n-ка

Мономо

(полисоав  
и n-ка)

$Z_0$  -

↓

$\frac{f}{f(z)}$

= -

U

T.

если

Битокома без переполнения  
Нормализованное ре

$$X = +5_{(10)} = +101 = 0,101 \cdot 10^{+11}_{(2)}$$

$$Y = -7_{(10)} = -111_{(2)} = 0,111 \cdot 10^{+11}_{(2)}$$

$$X = \begin{array}{r} 0 \\ 101 \\ 0 \end{array} \quad 11$$

$$Y = \begin{array}{r} 1 \\ 111 \\ 0 \end{array} \quad 11$$

$$[M_x]_{\text{од}}^{\text{од}} = 00,101$$

$$[M_y]_{\text{од}}^{\text{од}} = 11,000$$

$$[M_x] + [M_y]$$

При сложении машине получилось переполнение разрядной. Причинаю переполнение является то что  $|X + Y| > 1$ . При этом в знаковых разрядах появляются разные ~~цифры~~ цифры. Так как опред-това по крайнему первому разряду.

При появлениями переполнения ре ЦВМ сдвигает результат на разряд вправо, увеличивая порядок.

$$X = -2 = -10_{(2)} = -0,1 \cdot 10^{+10}_{(2)}$$

$$Y = -7 = -111_{(2)} = -0,111 \cdot 10^{+11}_{(2)}$$

$$X = \begin{array}{r} 1 \\ 1000 \\ 0 \end{array} \quad 011$$

$$Y = \begin{array}{r} 1 \\ 1110 \\ 0 \end{array} \quad 011$$

Сдвигаем

$$X = \begin{array}{r} 1 \\ 0100 \\ 0 \end{array} \quad 011$$

$$Y = \begin{array}{r} 1 \\ 1110 \\ 0 \end{array} \quad 011$$

Монисто  
 нониско  
 н-ка  
 $Z_0$   
 ↓  
 $\frac{1}{f}$   
 $X + Y \quad 1 \quad 1001 \quad 0 \quad 100$   
 $S =$   
 $U$   
 $T$

$$[M_x]_{\text{сбр}}^{\text{нод}} = 11.1011$$

$$[M_y]_{\text{сбр.}}^{\text{нод}} = 11.0001$$

$$[M_x + M_y]_{\text{сбр}}^{\text{нод}} = 110.1100$$

$$11.1101 \rightarrow 11.1001$$

Произошло нарушение нормализации числа. Сдвигаем результат на один разряд вправо, а разряды убираем на 1, порядок увеличиваем на 1, а ~~разделяем~~ единицу левого знакового разряда перенесли в следующий разряд.

Из примеров видно, что в ЦВМ синтезатора замкнутого типа число сложение было наименее чем в 2 раза больше чем в форме с фикс. запасом

Время выполнения этого опции в форме с плавающей запятой ~ в 2 раза больше чем в форме с фикс. запасом.

Формат	Время выполнения в мкс для ЭВМ типа		
	EC-1022	EC-1033	EC-1052
+	3,3	1	0,56
-			
с п.з.			
+	$14,64 : 15,84$	$2,8 : 5,28$	$9,72 : 1,4$
-			
с.н.з.			

Умножение чисел в ЦВМ.

Умножение 2 чисел чисел ассоциативным способом. Сначала получают частичные произведения, а потом их суммируют.

В соответствии с таблицей умножение каждого частичного произведения = 0, если сдвигнули на 100 единиц вправо. количество разрядов одинаково в разрядах 1.

Умножение производится начиная с единиц или старшего разряда исходя из того, что и определяет направление сдвига.

н-ка

Мончес

наибол  
н н-ка

20 -

↓

$\frac{1}{f(z)}$

=

4:

T. 2

еши

$$\begin{array}{r} 1011 \\ 0101 \\ \hline 1011 \\ 0000 \\ \hline 1011 \\ 0000 \end{array}$$

отсюда видно что операцию сдвига чисел при выполнении умножения (деления) имеет значимую роль.

-12369

записать это число в регистр 2 байта в регистр с фикс. запятой и представить в 16битном виде.

$\begin{array}{cccc} 0 & 5 & 1 \\ \hline 011000001010001 \end{array}$

~~12369~~

~~773~~

$3 \cdot 16^3 +$

$$\begin{array}{r} 12369 \mid 16 \\ 112 \quad | 773 \mid 16 \\ 116 \quad | 64 \quad | 16 \\ 192 \quad | 133 \quad | 48 \\ 49 \quad | 128 \quad | 48 \\ \hline 48 \quad | 5 \quad | 0 \end{array}$$

3051

0011000001010001

$B051_{(16)}$

2 байтов регистр  
фикс запятая

D368

①  $101.0011.0110.1000_2 =$

$$\begin{aligned} & 13 \cdot 16^3 + 3 \cdot 16^2 + 6 \cdot 16^1 + 8 \cdot 16^0 = \\ & = 0101001101101000_2 \end{aligned}$$

$$5 \cdot 16^3 + 3 \cdot 16^2 + 6 \cdot 16^1 + 8 \cdot 16^0 =$$

$$= 5 \cdot 4096 + 768 + 96 + 8 = 20480 + 768 + 96 + 8 =$$

$$= 21248 + 904 = -21352$$

записать число  $30275_{(10)}$  в

2байтный регистр ЦВМ з плав.

запятой, дробная часть биты 0-3 порядок, бит 4 - знак порядка, биты 5-14

матемика, бит 15 - знак числа.

$\begin{array}{cccccc} 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 . 0 0 1 & 1 \\ \hline C & 3 & 3 & 3 & P \end{array}$

$DC33_{(16)}$  -0,9

M

$$\begin{array}{r} 0,9 \\ \times 1,2 \\ \hline 0,18 \end{array} \quad \begin{array}{r} 0,36 \\ \times 1,2 \\ \hline 0,72 \end{array} \quad \begin{array}{r} 0,88 \\ \times 1,2 \\ \hline 1,76 \end{array} \quad \begin{array}{r} 1,04 \\ \times 1,2 \\ \hline 2,08 \end{array} \quad \begin{array}{r} 0,32 \\ \times 1,2 \\ \hline 0,64 \end{array}$$

$$\begin{array}{r} 0,8 \\ \times 1,2 \\ \hline 1,6 \end{array} \quad \begin{array}{r} 0,72 \\ \times 1,2 \\ \hline 1,44 \end{array} \quad \begin{array}{r} 0,08 \\ \times 1,2 \\ \hline 0,16 \end{array} \quad \begin{array}{r} 0,64 \\ \times 1,2 \\ \hline 1,28 \end{array}$$

ка  
 $-0,09 = 0,0001011100001 \dots (2) =$   
 $= -0,1011100001 \cdot 10^{-4}$   
 В форме в 16ичном виде - 706A  
 10ичное число - ?

$\begin{array}{r} 0111000001010 \\ + 0,1110000011 \cdot 10^{+1010} \\ \hline 011100000111 \end{array} = 3 \cdot 16^2 + 8 \cdot 16 + 3 =$   
 $3 \quad 8 \quad 3$   
 $= 768 + 128 + 3 = 768 + 131 = 899$

Сложение 2 чисел  $A = -159_{(10)}$   
 $B = -39_{(10)}$  с исп. обратного  
 в ген. кодов.

$-159 = -(2^7 + 2^4 + 2^3 + 2^2 + 2^1 + 2^0)$   
 $= -10011111$

$-39 = 2^5 + 2^2 + 2^1 + 2^0 = 0100111$   
 $[-159]_{\text{ПР}} = 1.10011111$   
 $[-39]_{\text{ПР}} = 1.00100111$

$[-159]_{\text{ОБР}} = 1.01100000$   
 $[-39]_{\text{ОБР}} = 1.01100000$   
 $\sum_{\text{ОБР}} = 1.00011001$

$[\sum]_{\text{ПР}} = 1.11100110$ ,  $c = 6$   $= -6_{(16)}^5$   
 $= -(12 \cdot 16^4 + 6) = -198.$

$[-159]_{\text{ДОП}} = 1.01100001$   
 $[-39]_{\text{ДОП}} = 1.11011001$   
 $\sum_{\text{ДОП}} = 1.00111010$   
 $np = 1.1100110$   
 $\sum = -11000110_{(2)} = 12 \cdot 16^4 + 6 =$   
 $= 198.$

Мон

ноль  
и н.

20

3

5

4

T.

Бул

пред

Сдвиг числа влево с коэф.  $q$  эквивалентен умножению этого числа на  $q^m$ , где  $m \in \mathbb{Z}$ .

Если  $m > 0$ , то сдвиг сдвигается вправо, если  $m < 0$  - то влево на  $|m|$  разрядов.

При сдвиге числа вправо и влево коэффициент сохраняется, со знаком знакового разряда.

Сдвиг всех чисел включая  $\square$ -разряд, когда

относится к логическим операциям.

При сдвиге полоинспицного числа влево пропадают цифровые разряды, расположенные правее единицы, а в плавающей запятой справа заполняются нулями.

$$0.d_1d_2\dots d_m$$

$$0.d_2d_3\dots d_{m+1}0$$

При сдвиге вправо пропадают разряды, начиная с самого правого, а влево подавляются заполнением нулями.

$$0.d_1d_2\dots d_m$$

$$0.00\dots 0d_1d_2\dots d_{m-1}0$$

Сдвиг определяемых чисел выполняется по основам правилами:

\* при сдвиге опред. чисел представления в общ. и дес. кодах вправо в плавающей запятой сдвиг разрядов запоминает значение знакового разряда.

$$[x]_{\text{обр}} = 1.01001$$

$$[2^2 x]_{\text{обр}} = 1.\underline{\hspace{2em}}$$

$$[x]_{\text{дес}} = 9.01010$$

$$[x]_{\text{дес}}^{2^2} =$$

11 - 1

11 11

при сдвиге влево ( $m > 0$ ) во все свободные места справа разбираются нули, а в обратном  $\square$ -т.к. занесение

изменяется от умножения результатом умножения код двойной длины, которое в большинстве случаев приходится переводить в код одинарной длины

Умножение чисел происходит в прямом коде, знаковый разряд результатом определяем знаковых разрядов сомножителей (возможна единичная пересечка не учитываемое)

$$f(x_1, x_2) = x_1 \oplus x_2 \quad \text{Сумма по модулю 2}$$

Умножение в ЭВМ с fixed point.

Процесс умножения сводится к перев. умножению чисел в общ. на каждых разрядах множеставе, занек к сдвигу и суммированию промежуточных произведений. При этом они или равны 0, или отличаются на единицу.

Расчетическое умножение состоит из последовательных сдвигов множественного и единичного произведения.

11.17.2019 - лекция 2

**Монист**

последовательное представление в ЭВМ

$$\begin{array}{r} X, 1001 \\ \times 0, 0101 \\ \hline 0, 00101101 \end{array}$$

Прибавить множенное

$$\sum 00000000$$

Сдвигнуть 01001000

не прибавлять 00100100

но сдвинуть 00100100

Прибавить множенное

$$10110100$$

Сдвинуть 01011010

Сдвинуть 00101101

Еще после выполнения опции умножения необходимо произвести аккумуляцию, то:

если в старшем отрасываемом разряде 0, то следующий оставшийся не исключено

если 1, то эта единица добавляется к младшему оставшемуся.

$$\begin{array}{r} + 0010 \\ \hline 0, 0011 \end{array}$$

Возложение данных в ЭВМ FLP

аналогично, но при этом добавляемое операнде определяет порядок произведения путем либо суммирования порядков сомножителей, и нормализации результата путем извлечения порядка произведения

$$X = 0,00101101 \quad X = -10000,1$$

Манипуляции предваряют:

X	0	101101	1 010
Y	1	100001	0 101
XY	1	<del>101101</del>	0 010

~~101101~~

01001  
0,10101  
0,0101100101

Скорость опции умножения зависит от кол-ства сдвигов и сложений.

Также  $\propto n \cdot t_{\text{с.}}$

Поэтому причине умножение приводит к различной опции по сравнению с обычной суммированием и сдвигом.

Монс

нареч  
и к-

20

✓

g -

u

4

T

ec

нрэг

Логика и методы построения схем

Установка вес оп-цифры умножение 20-40%,  
а время выполнения - 70-80%

Для ускорения оп-цифры умножение  
применяют различные методы  
и самыми применяемыми являются  
способ, основанный на преобразованиях  
в группу единиц множителей

$$\underbrace{111\dots 1}_k = 2^k(-1) \underbrace{100\dots 0}_k - 1.$$

$\underbrace{Ax111\dots 1}_k$  требует  $k$  сложений.

$$Ax(2^k-1) = Ax(-100\dots 0) + Ax00\dots 0$$

требует всего два сложения а число  
единиц ост. неизменяется.

Максимальное число сложений будет  
иметь число с передующимися 1 и 0ми.

Умножение - одна из трудоемких оп-цифр

Оп-цифра деления является самой трудоемкой  
оп-цифрой.

Установка вес - 7-10%

Затраты Маш. Времени - 35-40%.

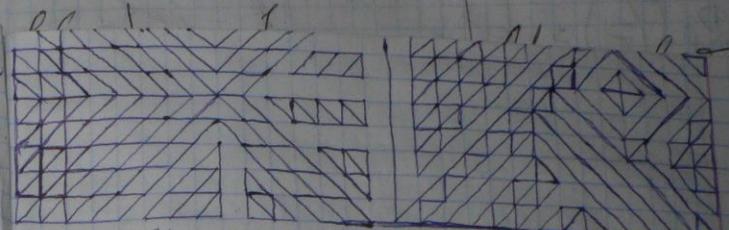
Логические основы построение

ЦВМ.

$$y = x_1 \oplus x_2$$

$$y = x_1 \wedge x_2$$

$$y = x_1 \cdot x_2$$



1. Установка в регистре

для основы ЭВМ

$x_1$	$x_2$	$F(x_1, x_2)$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Создана на 2<sup>n</sup>  
наборах.

## 4(20)FO - анализ

Логические функции  
одного аргумента

Существует 4 функции одного арг-ма.

Устройство	X	0	1	Числ. обозн.	Название
Генератор	$f_0(x)$	0	0		const. 0
Инвертор	$f_1(x)$	0	1		Инверсия
Демп.	$f_2(x)$	1	0	$x'$	Инверсия
Генератор	$f_3(x)$	1	1	1	const. 1

$F_2(x)$  есть (не)  $x$

Нр. ф-ции  
2 арг-мов.

$$2^{2^2} = 16.$$

I. Логическое сложение 2 или нескольких приставок волчаживаний - это ф-ция, которая зависит в рез-те от которой сложное волчаживание Р будет истинно, если хотя одно из составляющих истинно, и можно, когда все арг-мы истинны.

Р-на лог. схемы

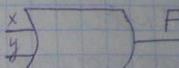
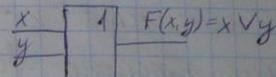
$$P = x \vee y \quad (P \text{ есть } x \text{ или } y) = x + y$$

Знак дизъюнкции (лог. сложение)

Логика работы сист-ма дизъюнкции задается т-ной истинности

Система сист-ма лог. сложение наз. схемой ИЛИ, дизъюнктором, содержащим схему.

Р-ное обозначение выглядит таким образом:



76

77

78

79

80

81

82

83

84

85

86

87

88

89

90

91

92

93

94

95

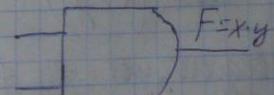
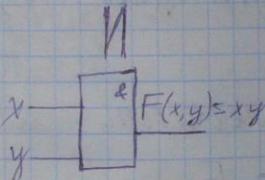
96

97

## II. Логическое умножение

Задача в том, что сложное волчаживание Р будем истинное в том и только в том случае, когда все его простые волчаживания будут истинными. Логичное умножение обозначим такими образами:

$$P = x \wedge y = x \cdot y$$



III

Константа 0

IV

Константа 1

V

Отрицание дизъюнкций

$F = \bar{x} \vee \bar{y}$

(стрелка Пирса)

лог. ф-ция истинна когда ее  
составляющие простые высказывания  
одновременно ложны

для ре-ула это ф-ция истинна  
затемне ес-тим Пирса ~~и ИИИИ~~

0	0	1
1	0	0
0	1	0
1	1	0



Помимо конъюнкций  
имеет (функция Пирса)  
 $F_{14} = (\bar{x} / \bar{y})$

Реализует эту  $f$  элементом  
Пирсера



Эквивалентность - лог. оп-ула,  
истинна если ее арг. различными  
или равнозначны.

Логика работы  $F_{15} = x \vee y$



Сумма по модулю 2 - оп-ула  
в рез. которой лог. ф-ция истинна  
если составляющие ее аргументы  
перевозглашены или первоначальны.

$F = x \oplus y$

Сумма по мод 2 - логическая  
перевозглашность.

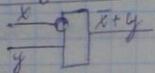
$X \equiv Y$

Если

0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	0

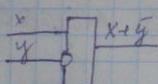
Реализатор: УОГ, М2"

Изменикающееся от  $x$  ку  
лог. оп-циле, когда ф-циле должна  
ттс когда  $x = 1$ , а  $y = 0$ .  
 $x$  - посылка  
 $y$  - адресат  
"ЕСЛИ-ТО"  
реализатор.



$$F = x \rightarrow y = \bar{x} \vee y$$

Изменикающееся от  $y$  к  $x$   
лог. оп-циле, в рез. которого ф-циле  
должна ттс когда величина  $x = 0$ , а  
 $y = 1$ .



$$F = x \vee \bar{y}$$

Остальные 6 ф-циль  
аналогичные либо повторяющиеся  
одного переменного, заменяющие  
одного из входов, инверсами  
с другого из входов.

7  
е.  
и

$F_2(x,y)$	$\bar{x} \Delta y$ $\bar{x} \wedge y$	Запрет на $x$ (отрицание)	Схема запрета
$F_3(x,y)$	$x$	Переменная	Повторение $x$
$F_4(x,y)$	$y \Delta x$ $x \wedge \bar{y}$	Запрет на $y$	Схема запрета
$F_5(x,y)$	$y$	Переменная	Повторение $y$
$F_6(x,y)$	$x$	Инверсия (инверсия $x$ )	Инвертор (исключение)
$F_{10}(x,y)$	$\bar{y}$		

### литература

Жабин - прикладная теория цифровых автоматов  
Лебедев, Лагун - "цифровая техника"

+161 = 102013

Изучать

Морозко, Илья

нр.  
и

2

3

4

5

6

7

Типовые элементы ЭВМ

Классификация и виды схем-элементов ЭВМ

РЛ-Т ЭВМ - это функции, уст. во времени, имеющие одну из задач реализации логических функций, запоминания информации, изменения состояния в ЭВМ.

Классификации эл-мов ЭВМ.

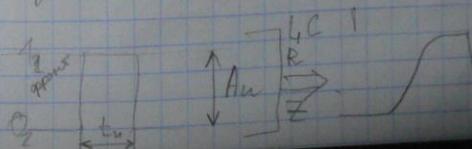
1) по назначению:  
логические  
т.н. запоминающие  
вспомогательные

Логические - это уст. во времени булевы ф-ции И, ИЛИ, НЕ. Так как любое СДР-устройство может выражаться через эти ф-ции, то данные сист. на эл. логике можно

Реле-реле эл-мов реализуют несколько и ф-ций И, И-НЕ, ИЛИ-НЕ, И-ИЛИ-НЕ а также запоминающие элементы (матрицы и интегральные эл-мов памяти)

Вспомогательные эл-мы - производят формирование, переключают, излучают сигналы не используя их для зон-ний (Усилители, формирователи, генераторы, преобразователи)

Эл-мов ЭВМ работают с числами, заданными двоичные числа 0, или 1.

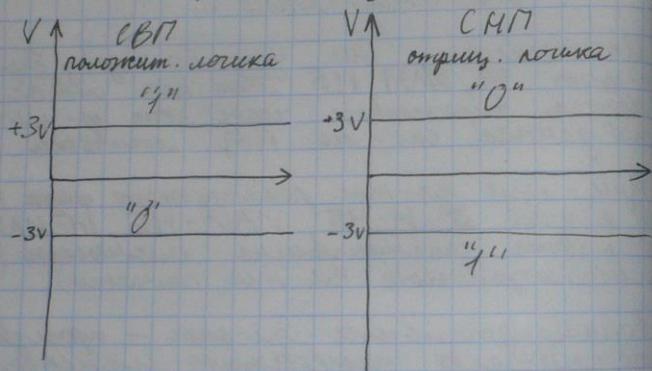


2) по характеру сигналов используемых для инд. пред-ловых сигналов 0 и 1 все делятся на

- потенциальные
- импульсные
- динамические.

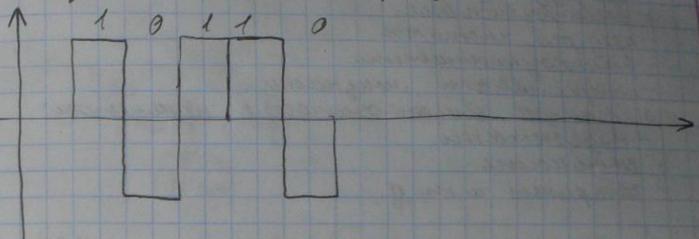
~~помензационный способ задается в том что 0 и 1 передаются разными уровнями~~  
~~(сигналы несут различную информацию)~~  
 или различными зонами изменения тока.

Сигнал 0 и 1 могут быть заданы двояко:



В СИЛ 1 задается более низким уровнем потенциала чем 0, а в СВП 1 задается более высоким, положительным уровнем потенциала.

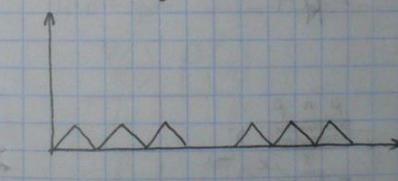
Импульсный способ состоит в том что 1 задается импульсом положительной полярности, а 0 - отрицательной.



Причинается также имп. способ когда 1 задается импульсом импульса, а 0 - его отсутствием.

Также исп. сп. когда в одном схеме может быть 2 вида сигналов

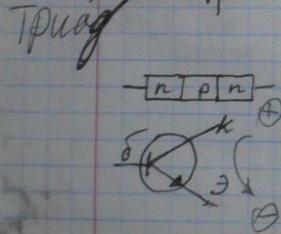
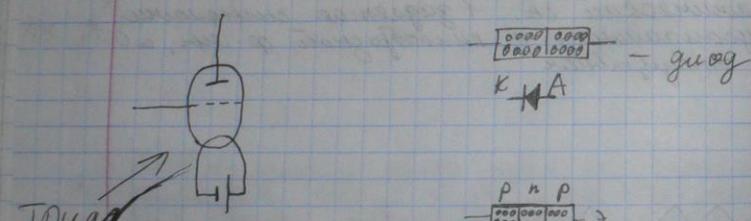
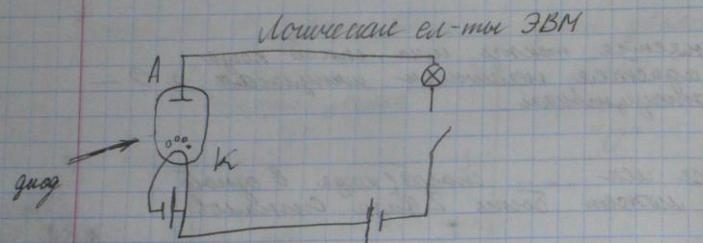
Динамический сп. 1 задается сигналами синусоидального и пилообразного ф-ии, а 0 - его отсутствием.



нов  
р.

3) по параметрам сл-тые можно классифицировать в зав-ом:

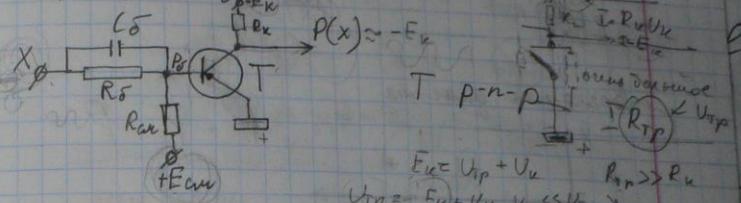
- нагрузочной способности
- быстродействия
- пред. раб. частоты
- наименее шумовыми
- повышенной мощности.
- а также общемощностные параметры:
- надежность
- стоимость
- габариты и т. д.



Могла изменить базу можно управлять током в цепи К

$$P(x) = \frac{1}{(V_{TP} - U_{TP} - U_x)^2}$$

Правоединичное состояние присв. знач. 1,  
неправоединичну - 0.



$$U_{TP} = E_U + U_K, U_K < U_{TP}, R_u \gg R_{TP}$$

Если поменял базу полож-и, то  $x=0$   
Т залерн и ток в цепи колектор-  
эмиттер не пропекает

$$x < 0 \quad x = 1$$

Если поменял базу  $(-)$ , то Т открыт,  $\phi = E_x$   
и будет находиться в насыщении, и  
поменял ток  $P(x) = 0$ .

Для того чтобы Т так работал, следущим  
подбором сопротивления  $R_{TP} \ll R_u$

Так-же истинности

$X(B)$	$P(x)$
H	B
B	M.

$X$	$P(x)$
0	1
1	0

$X$	$P(x)$
1	0
0	1

$X$	$P(x)$
0	1
1	0

$X$	$P(x)$
1	0
0	1



Mo

на  
n

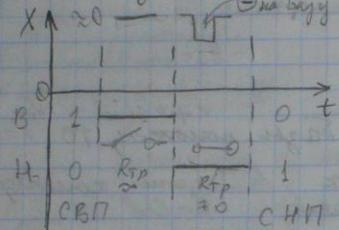
$$P'(x) = \bar{x}$$

СИП.

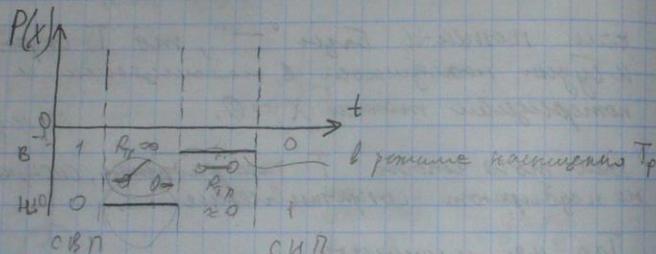
$$P(x) = \bar{x}$$

CBП

Время наработки



$$P - H - P$$



$$P(x)$$

$$B$$

$$H$$

$$M$$

$$L$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_{T2}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_{T2}$$

$$z$$

$$0$$

$$1$$

$$R_P$$

$$z$$

$$0$$

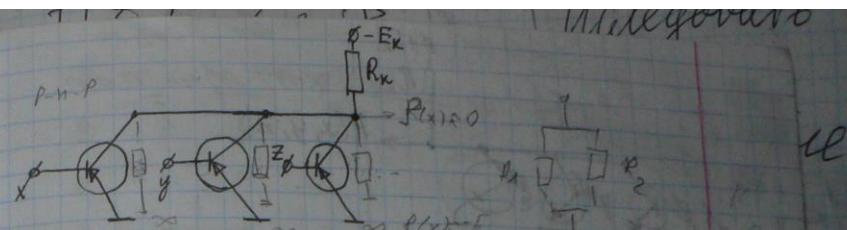
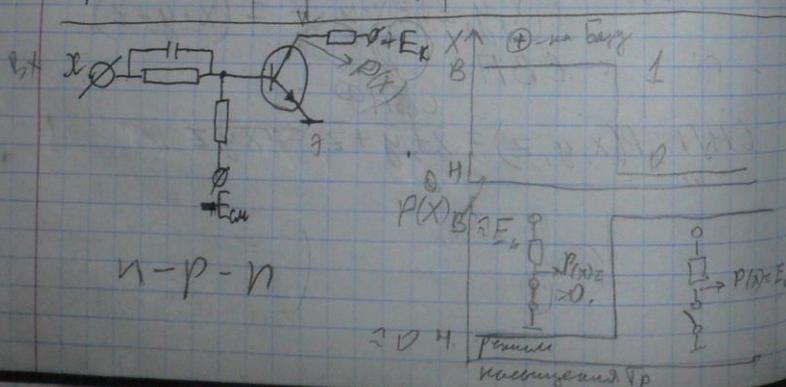
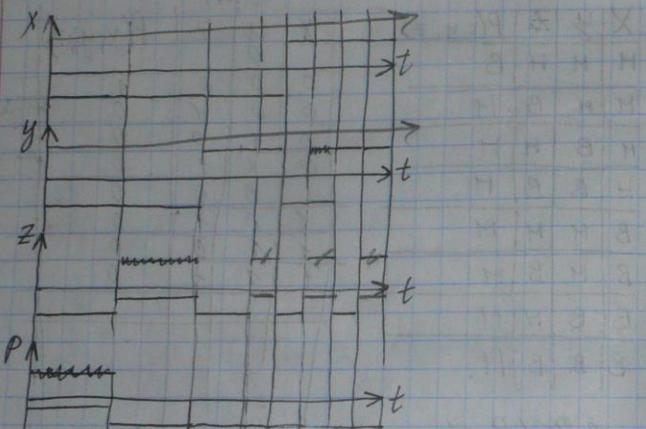
$$1$$

$$R_{T1}$$

$$R_P$$

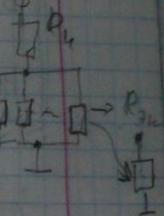
В Т н-р-н типа насыщении происходит  
тогда когда на базе подогревательного  
помещения, а когда отрицательного -  
закрытие.

Для построения схемы с Т Р-нр



X	Y	Z	P
H	H	H	(B)
H	M	B	B
H	B	H	B
M	B	B	B
M	M	M	B
B	M	B	B
B	B	M	B
B'	B	B	H

$$CKMGP \quad P = \overline{XYZ}$$



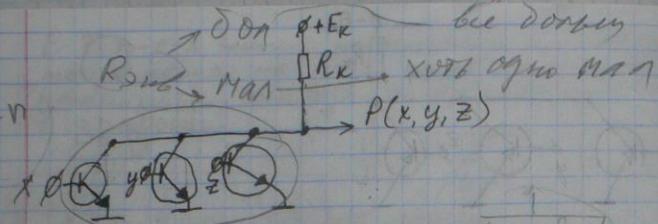
X	Y	Z	P
B	B	B	H
B	B	M	H
K	M	B	H
B	M	M	H
M	B	H	H
H	B	H	H
H	B	H	H
H	H	B	H

$$CEP \quad CKMGP \quad P = \overline{XYZ} = \overline{(X+Y+Z)}$$

Для данной схемы  
нарисовать  
временное  
существо  
Маркировать схему  
с помощью н-р-н

М

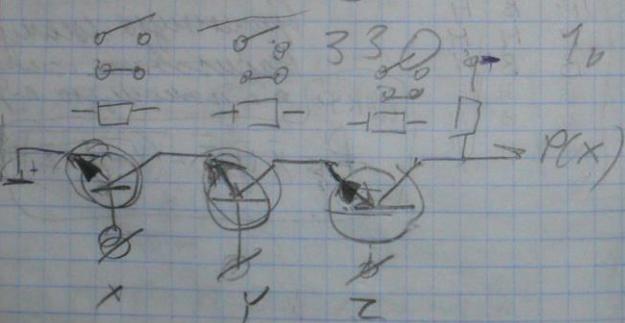
n-p-n



X	Y	Z	P
B	B	B	H
B	B	H	H
B	H	B	B
B	H	H	B
H	H	M	B

$$R_{sub} = \frac{R_{pp}}{3} \quad R_{pp} > R_{ik}$$

$$\frac{R_{pp}}{3} > R_z$$



$$f(z) = \frac{1}{(z^2 + 1)^3}$$

Избегать

X	Y	Z	P(X)
B	B	B	H
B	B	H	B
B	H	B	B
B	H	H	B
H	B	B	B
H	B	H	B
H	M	B	B
H	M	H	B

n-p-n

и

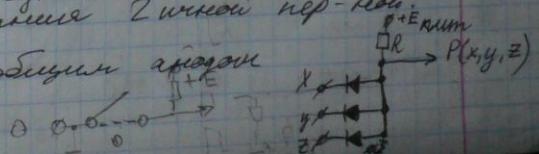
иные.

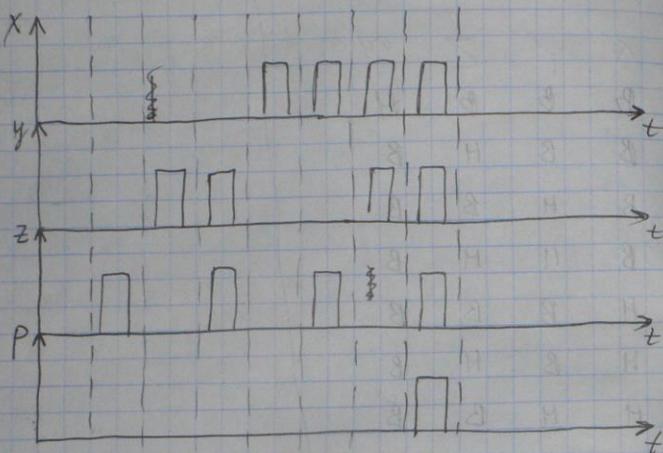
$$\bar{K} \xleftarrow[-]{+} A^*$$

### Диодно-транзисторные точки

Схемы такого типа работают с коммутацией типа импульсов и пам-пам. Для реал-ций иот. си-тиов "U", "ИЛП" можно использовать одну из диодных схем, изменяя си-сиу задания 2 иной пер-кои.

Схема с общим анодом





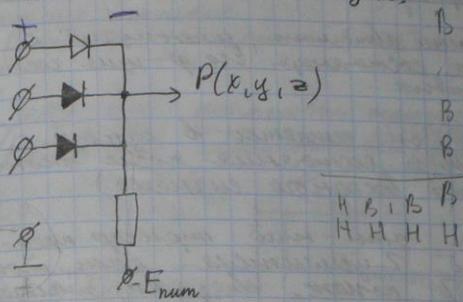
x	y	z	p
H	H	H	H
H	H	B	M
H	B	B	H
M	B	B	H
B	M	H	H
B	H	B	H
B	B	H	H
B	B	B	B

ФУРСВИ:

$$P(x, y, z) = xyz$$

$$f(z) = \frac{1}{\sqrt{3}}$$

Схема с обычной катодами:



9/1.10.08 втб

011

и  
имеет

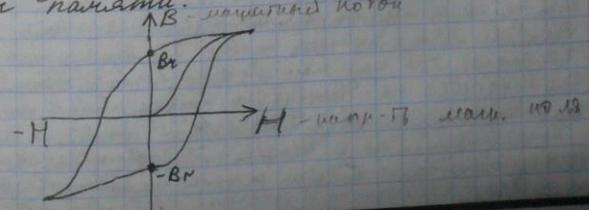
Эта схема реал-ест в СВП до-ущо ИЛИ

### Запоминающие элементы

Элементы памяти предназначены  
для записи, хранения, воспроизведения  
и обработки информации.

Накопич-ение информа-ции 2 состояниях  
состоит из одно из которых приписывается  
за лог. 0, а другое - за 1.

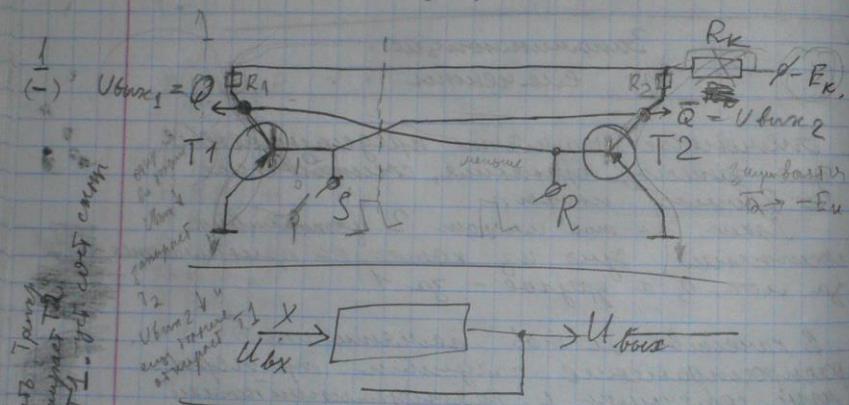
В качесвнне эл-тов памяти наиб.  
распротяжением получили триггер,  
чии. сердечники с прямоугольной памятью.  
Интересна и полуправильная микр  
схема памяти.



## Тригеры

(Это схемы-мосты автоматики, имеющие 2 устойчивые состояния. Их работы состоит в том, что они остаются в одном из устойчивых состояний после окончания действий входного сигнала.)

В схематичном виде мостовой триггер представляет собой 2 устойчивые ячейки тока, имеющие взаимосвязанные полюсы, связанные диодами, которые могут быть из открытого состояния, а другой закрыты.



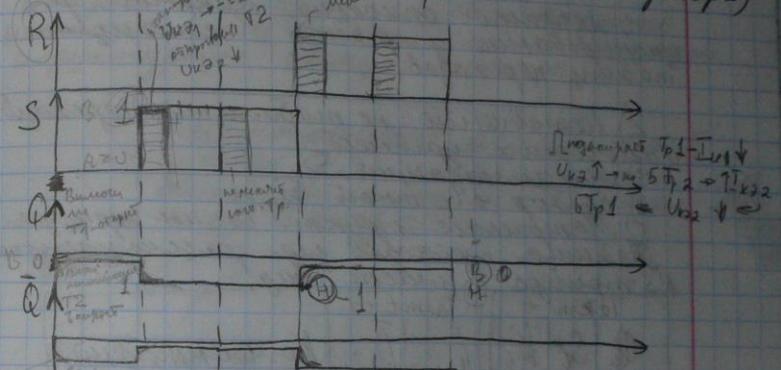
При этом при высоком уровне сигнала  $T_1$  открывается, а  $T_2$  закрыт. Тогда на выходе есть ток (режим нестабильный). Кап.  $U_{bx1} = Q = 0$ , и оно подается на базу  $T_2$ . При этом открыт  $T_2$  замыкает ток на базу  $T_1$  и ток не течет, параллельно  $U_{bx2} = Q = E_x$ . Это подается на базу  $T_1$  и поддерживает его в открытом состоянии, находящийся в устойчивом состоянии.

Триггер находится на базе  $T_1$  и  $T_2$ .  $T_1$  заряжается  $U_{bx1} = Q = E_x$  до напряжения, когда на базе  $T_2$  и открыта  $T_2$ .  $U_{bx2} = Q = 0$  и напряжение на базе  $T_1$  уменьшается до напряжения состояния  $-E_x$ .

## РР-1

Такие подачи питания установлены какое-то состояние. В триггер записана 1 если напряжение  $Q$

(Set) Блок  $U_{bx}$  установка триггера в 1-е состояние  
(Reset) Блок  $U_{bx}$  переключатель триггера в 0-е состояние  
или  $U_{bx}$  (высокое напряжение  $U_{bx}$ )



Активное состояние триггера — ручка с двумя кнопками

Для передачи такого сигнала из триггера необходимо изменить его состояние с 0 на 1 и изменить состояние  $Q$  с низкого на высокий.

Различают несколько видов триггеров в зависимости от их назначения и рабочего состояния.

Управление рабочим состоянием триггера можно не только с помощью устойчивых входов, а также такими способами.

М6

не  
н

сигналов.

В ряде триггерных схем сигналов на выходе зависят не только от входных ~~управл~~ упр. состояния, но и от внутреннего состояния

1) логическое описание законов функционирования устройств с генерацией табличей переходов

2) составление по таблицам переходов логических уравнений

3) минимизация

4) выбор единой базы

5) построение структ. схемы тригера

Причина переходов для рассмотренного RS триггера имеет вид:

Такт t			Такт t+1			Комментарий
Q <sub>t</sub>	S <sub>t</sub>	R <sub>t</sub>	Q <sub>t+1</sub>	$\bar{Q}_{t+1}$		
0	0	0	0	1		Хранение нуля
0	0	1	0	0		подтвержд. нуля
0	1	0	1	0		установка единицы
0	1	1	—	—		неопред. состояние
1	0	0	1	0		хранение единицы
1	0	1	0	1		установка нуля
1	1	0	1	0		подтв. единицы
1	1	1	—	—		неопр. состояние

+12V —————

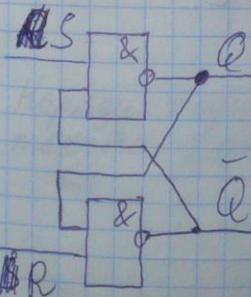
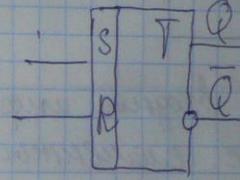
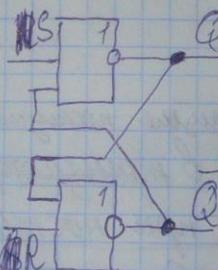
CD4017B

$$Q_{t+1} = \bar{R}_t S_t \bar{Q}_t + \bar{R}_t \bar{S}_t Q_t + \bar{R}_t S_t Q_t$$

$$Q_{t+1} = R_t S_t \bar{Q}_t + R_t Q_t$$

Возобув ен-инвертора базу и выполнев некоторое преобразование можно построить структурную схему RS триггера.

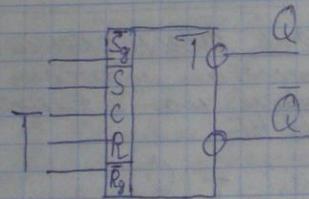
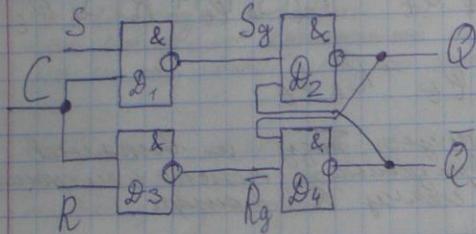
Рассмотренный асинхронный триггер RS типа может быть выполнен на элементах И-НЕ ИЛИ-НЕ.



M

### Синхронные триггеры.

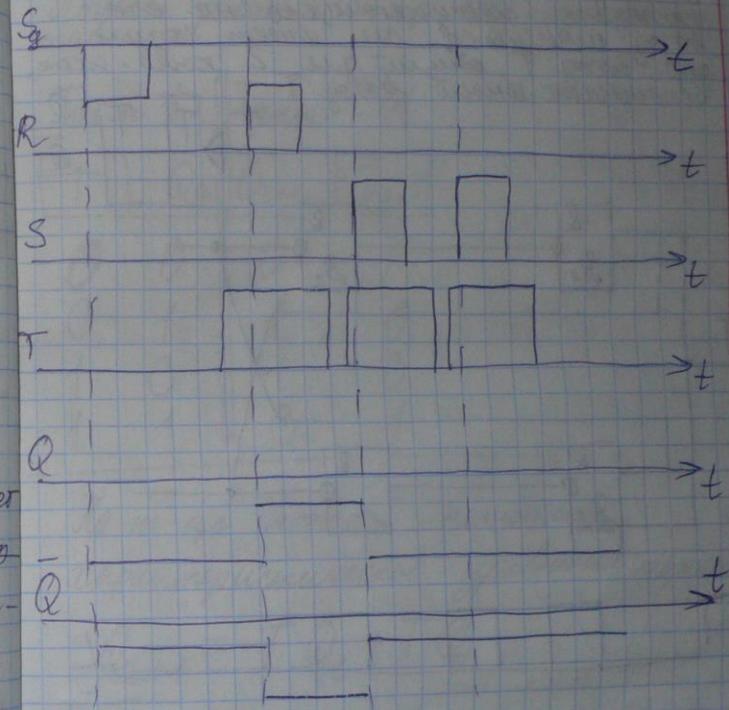
RS  
n



Так как входная информация поступает через дин. элементы и, в транзисторном триггере она подается при поступлении на синх. вход C.

11215 —  $\rightarrow$  | Установка

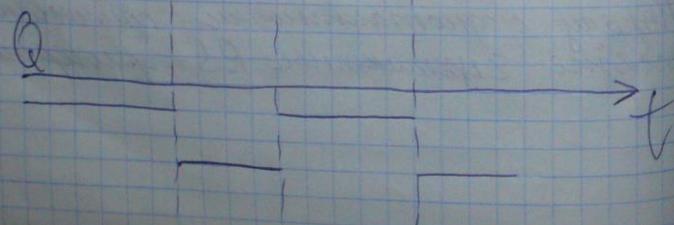
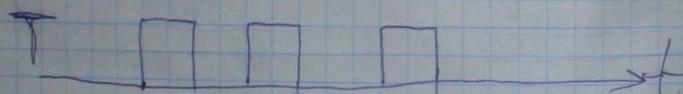
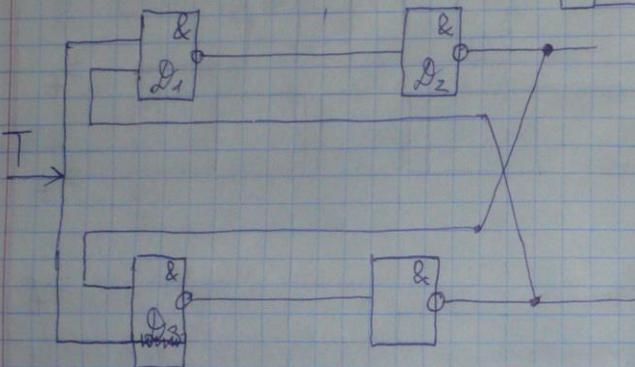
12



Наряду с однотактным принципом  
также двухтактные RS триггеры (T)

## Счетный триггер.

Он изменяет свое состояние от единичного, поступающего на его вход старшего. Он имеет один упр. выход  $T$ , один из двух конеч. состояний определяющий выход  $T$



Счетный  $T$  триггер может использоваться как делитель частоты.

Логика работы  $T$ -триггера задается таблицей

Таким  $t$  || Таким  $t+1$

$T$	$Q_t$	$Q_{t+1}$	$\bar{Q}_{t+1}$
0	0	0	1
0	1	1	0
1	0	1	0
1	1	0	1

По т-це можно записать характеристическое уравнение триггера

$$Q_{t+1} = \bar{T} Q_t + T \bar{Q}_t$$

$$\bar{Q}_{t+1}$$

$$\bar{Q}_{t+1} = \bar{T} \cdot \bar{Q}_t + T \cdot Q_t$$

Рука с одним кистевид - пример такого тригера.

Зачет 20.12.13.

6 заданий

2 задание на резистор.

1 зад. на схему устройства

1 зад. на диагмо-трамблер

Самост. прораб:

Резисторы, стопники, динамодатчики, мультиметры.

Рекоменд. лит.

Лебедев О.М., Ладук - Числова  
техника. Навч. посібник за рег. №. 10.  
Кличенка.

Триггеры теорія, числових  
автоматів - В. І. Катін, І. А. Журів,  
І. А. Кличенка, Ткаченко. Вид. "ЧАУ-Друк"

РР - 1

11.

ЛАТ

Структура ответа на теор. вопросы

1. Называть что это и для какого назначения.

~~\_\_\_\_\_~~

2. Классиф. устройств.

3. Схема устройства (с возможными комментариями)

~~\_\_\_\_\_~~

D- триггер;

JK - триггер;

DV - триггер;

D - тр. реализует ф-цию задержки  
JK - универс. тр.: в зависимости  
от соединения может работать  
как синхронный, D или DV тр.

DV триггер (Это D тр., содержащий  
доп-но еще один вход V, разрешаю-  
щий его переключение).

Пиновые руки - схемы.

### Ремистр

Ремистр - рука, уст.<sup>бо</sup> предназначе-  
ченое для приема ~~и передачи~~,  
считывания и в. информации.

Ремистр состоит из звонческих  
трехперов, каждая из которых хранит  
разряд в. чила.

Ремистр - пятерка из 5 трехперов,  
предназн. для приема, хранения  
изменяющихся и считывания разр.: ното-  
в. чила.

Ремистр имеет на:

- макроманипуляции
- сдвигателии

Накопительное ре. предназначено для  
хранения, ввода и выхода чила  
Числа поступают в параллельном  
~~в~~ коде, а хранятся в параллельном  
коде.

Ввод в паралл. коде означает под-  
ключение к выходным сигналам на ~~входах~~  
все выходы ремистра. Параллельный код  
~~входов~~ отличается тем, что на  
выходе читаются неправильные и иль.  
значения.

81

Сдвигателии - ввод, сдвиг, вывод.

Сдвиг может произв. на 1 или ~~неск.~~  
позиций, влево, вправо и (реже) в обе  
стороны.

Информация поступает в исследование  
и паралл. коде.

Преобразователии - работают с парал.  
~~и~~ и посл. коде, и также кроме единичных  
одн. чил., еще и логические.

Преобразователии из посл.  
в парал.

~~Код~~ В состав ремистров входит  
комп. ядро. Эд. нае база и тип сдвиги  
ремистра зависит от его назначение.  
Характеристики ремистров:

- по типу трехперов
- набор оп-ций
- в-даем вв. код и сдвига
- период следование трехперевиков
- принцип работы ремистров будет  
расматриваться без привязки к эд. типам

Накопительное ремистр  
параллельное на РС  
тригерах.

82

Од

и  
лические.

Мон

наст  
н н-

20

↓

8

5

6

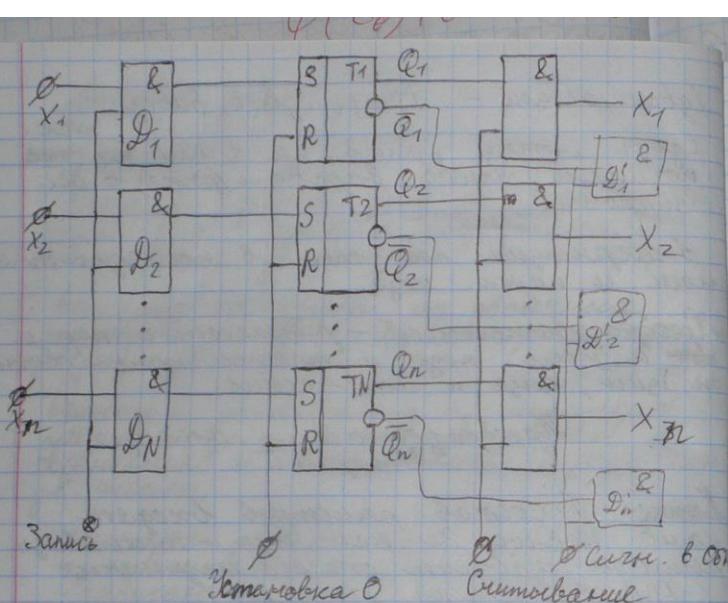
предметы

В начале работы все триггеры в 0 состояниях. Установка 0

Дл. число  $x_1, x_2 \dots x_n$  определяется на входах синхронизирующих триггеров  $D_1, D_2, \dots, D_n$ . Каждый триггер имеет управление установкой и сбросом. В реальности при записи сигнала записывается

установка или из реальных сигналов с выходов синхронизирующих триггеров. Синхронизация в реальности

для работы с параллельными кодами на вход и выход добавляют коды, которых и интересует, дающие возможность

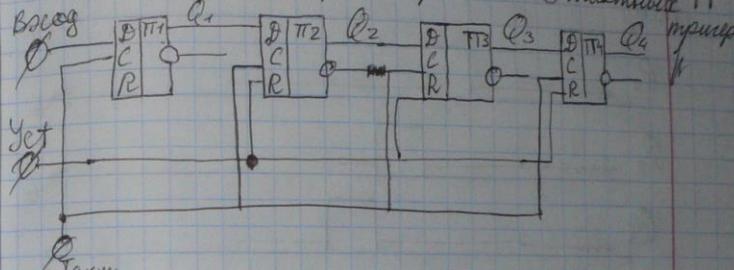


Синхрон. в сб.  
в пр.  
коде

При работе  
счетчиков в пр., сбр., паралл. коде.  
Синхронные регистры.

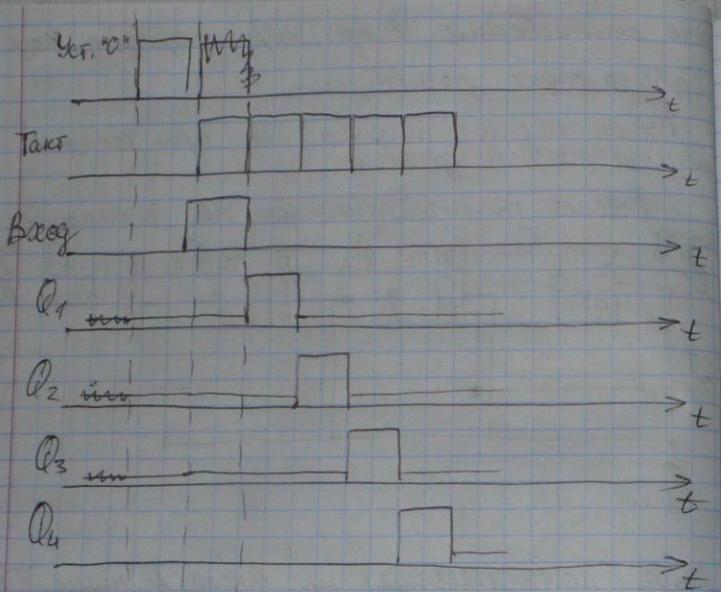
Сдвиг числа широко исп. при отладке  
установление и сброс.

Схема такого регистра на 3-тиггерных ТТ



Чтобы неступающая на входе  $\varnothing$  триггер TT1  
переводится на выходы  $Q_1, Q_2, Q_3, Q_4$  с  
приходом тактирующего сигнала

Mo  
nor  
n



С приходом второго тактового  
сигнала в единицу переходит в  $Q_2$   
при этом в  $Q_1$  замин. О. Таким образом  
если подавать на шину всех регистров  
~~одинаково~~ передается на одинаковую  
единицу.

Широко распространены в F81  
регистры - преобразователи.

T

Ec

yp