

Сложность ф-ции:

Стена  $S$  ;  $Size_{b_1} S = Size_{b_2} S = Size S$  т.к. асимптотика не зависит от выбора соп.   
  $\uparrow$    
 Сложность ф-ции

$$Size f = \min Size S$$

$\uparrow$

## Линейная программа

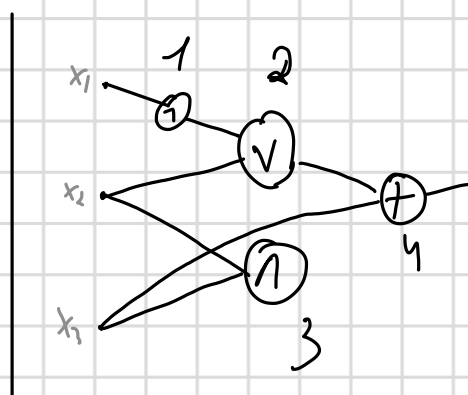
Есть  $x_1 \dots x_n$  и переменных

$x_{n+1} \dots x_{n+t}$  Т.всех. зн-ов

$$x_{n+1} = f_1(x_1, x_n)$$

$$x_{n+2} = f_2(x_{n+1}, x_1, x_2)$$

$$x_{n+t} = f_t(\dots)$$



$x_1 \dots x_3$

$$x_4 = 7x_1$$

$$x_5 = x_4 \vee x_2$$

$$x_6 = x_2 \wedge x_3$$

$\vdots$

$$x_7 = \oplus(\dots)$$

$$\frac{2^n}{n} \text{ функ. зн.}$$

язык  $f = \{\downarrow\}^{\text{hor}}$

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n)$$

$$x_1, x_2, \dots, x_n$$

t строк

$$f = x_{n+t}$$

i - строка номер -  $x_{n+i} = x_{a_i} \downarrow x_{b_i}$

$$1 \leq a_i \leq n+i-1 \quad 1 \leq b_i \leq n+i-1$$

## Теорема:

Для  $f$  в языке  $F$  имеет мин. нр. из  $T$  строк тогда и т.т.  
когда  $f$  имеет длину из  $\epsilon$  эл.

Пр:

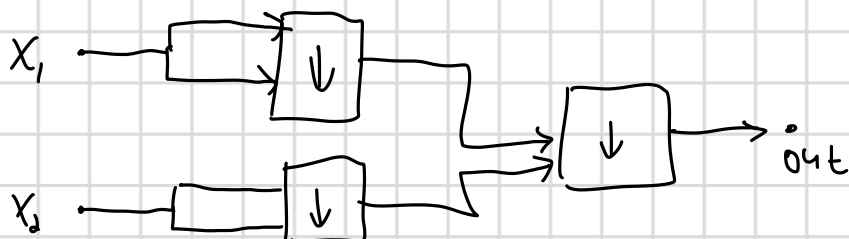
$$x_2 = x_1 \downarrow x_1$$

$$a \wedge b = (a \downarrow a) \downarrow (b \downarrow b)$$

$$x_1, x_2$$

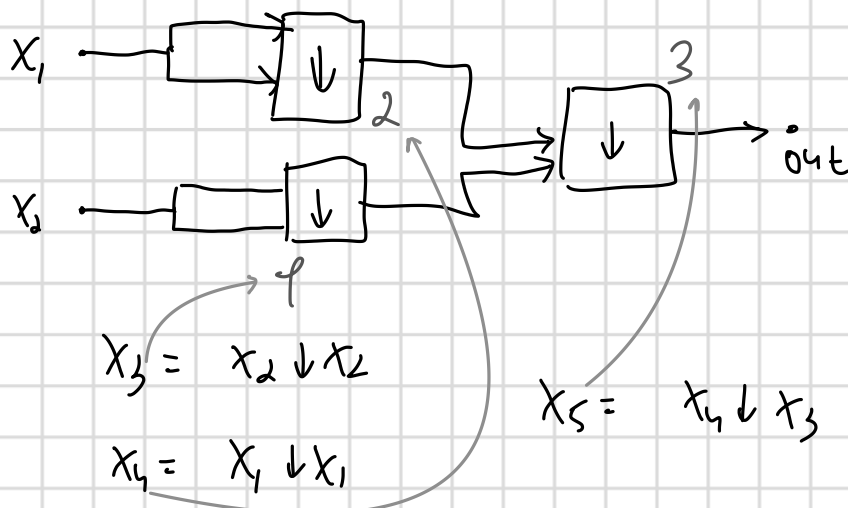
$$x_3 = (x_1 \downarrow x_1) \quad x_5 = x_3 \downarrow x_4 = a \wedge b$$

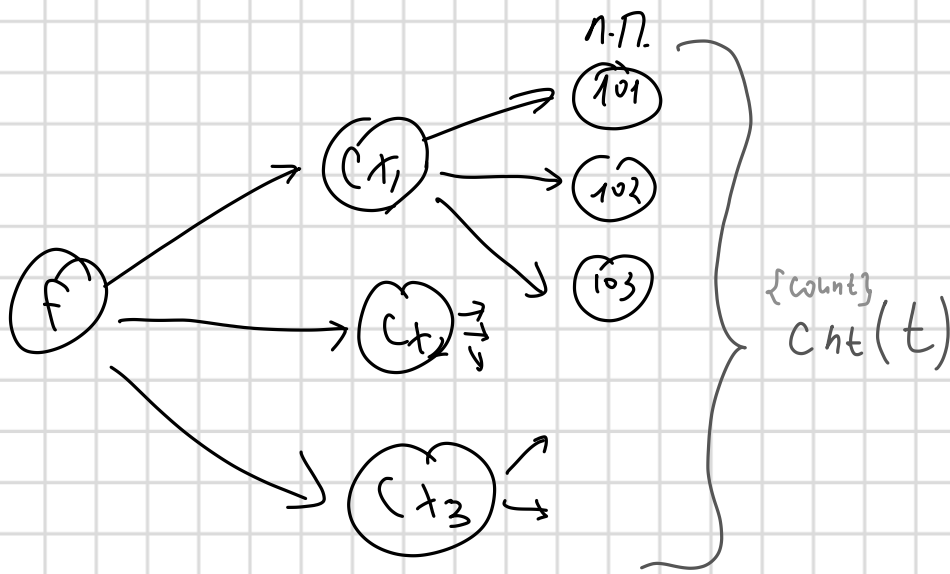
$$x_4 = (x_2 \downarrow x_2)$$



если в обратном порядке:

Точно такая сор-ка





Теорема о количестве узлов на размер степени:

$$cnt(t) \leq n \cdot n \cdot (n+1)(n+1)(n+2)(n+2) \dots (n+t-1)(n+t-1) \leq (n+t)^{2t}$$

$$C(t) = \sum_{i=1}^t cnt(t) \leq t(n+t)^{2t} \leq (n+t)^{2t+1}$$

$$(n+t)^{2t+1} < d \cdot 2^{2^n}$$

$$0 < d < 1$$

$$t = \frac{C \cdot 2^n}{n}$$

$$\left( \frac{C \cdot 2^n}{n} + h \right)^{\frac{2C \cdot 2^n}{n} + 1}$$

$$\log_2 \left( \left( \frac{C \cdot 2^n}{n} + h \right)^{\frac{2C \cdot 2^n}{n} + 1} \right) = \left( \frac{2C \cdot 2^n}{n} + 1 \right) \log_2 \left( \frac{C \cdot 2^n}{n} + h \right) \leq$$

$$\leq \frac{4C \cdot 2^n}{n} \log_2 \left( \frac{2C \cdot 2^n}{n} \right) \leq \frac{4C \cdot 2^n}{n} \log_2(2^n) \leq$$

$$\leq 4C \cdot 2^n$$

$$\Delta 2^{2^h}$$

$$\log_2(2^{2^h}) = \log_2(2) + \log_2(2^{2^h}) = 2^h + \log_2 2$$

$$\text{если } C < \frac{1}{4}, \text{ то } t = \frac{C \cdot 2^h}{h} \Leftrightarrow t < \frac{2^h}{4h}$$

$\forall d \exists h_0: h > h_0: \text{ то с тем } q_3 \text{ } p_2$

размера  $\leq t$  достаточно, чтобы задать  $\leq d \cdot 2^{2^h}$  бит

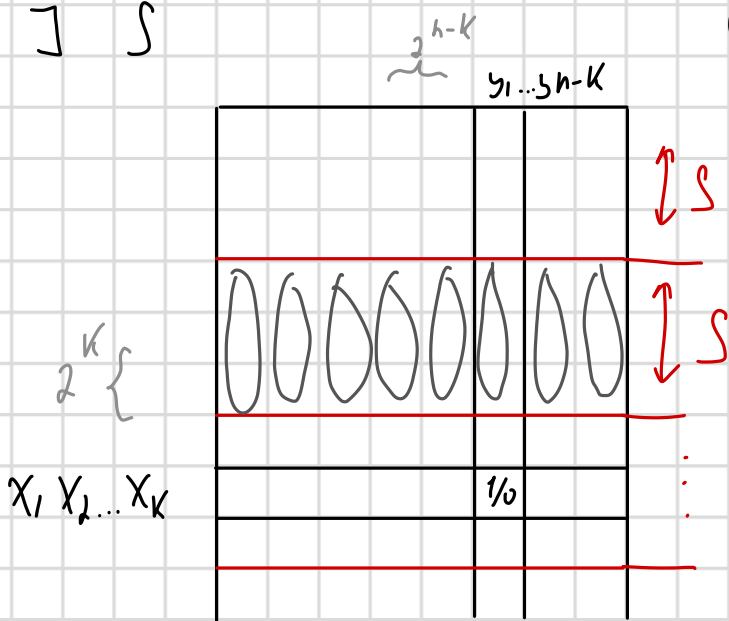
Теорема о внешней оценке на размер строки:

$\forall$  д.ф.  $f$  от  $n$  арг.  $\exists$  с.ч.  $q_3 \text{ } p_2$ .  $\text{выш.} \leq d \frac{2^h}{h}$  и

$\exists K, f(x_1 x_2 \dots x_K, y_1, y_2, \dots, y_{n-K})$

$\exists S$

Средства таблицы хранения



$$p = \left\lceil \frac{2^K}{S} \right\rceil$$

кон-б. чисел (S)

$$\Delta K=3, S=2$$

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

т.ч. строка номер j

в i-ой строке  $\rightarrow m_{ij}$

$$0 \leq m_{ij} \leq 2^S - 1$$

$t$  - маска

$b$   $i$ -он след маска  $t$ , а чарын куну

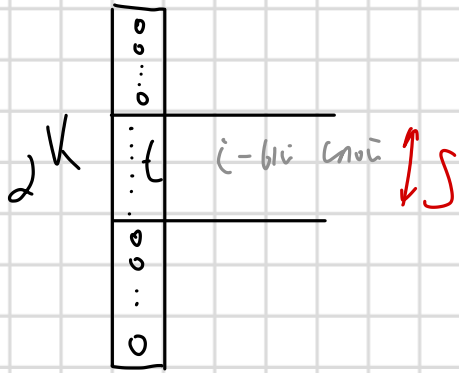


Таблица истинности от  $K$  аргументов

$$g_{it}(x_1 \dots x_K)$$

$p \cdot 2^S$  функций

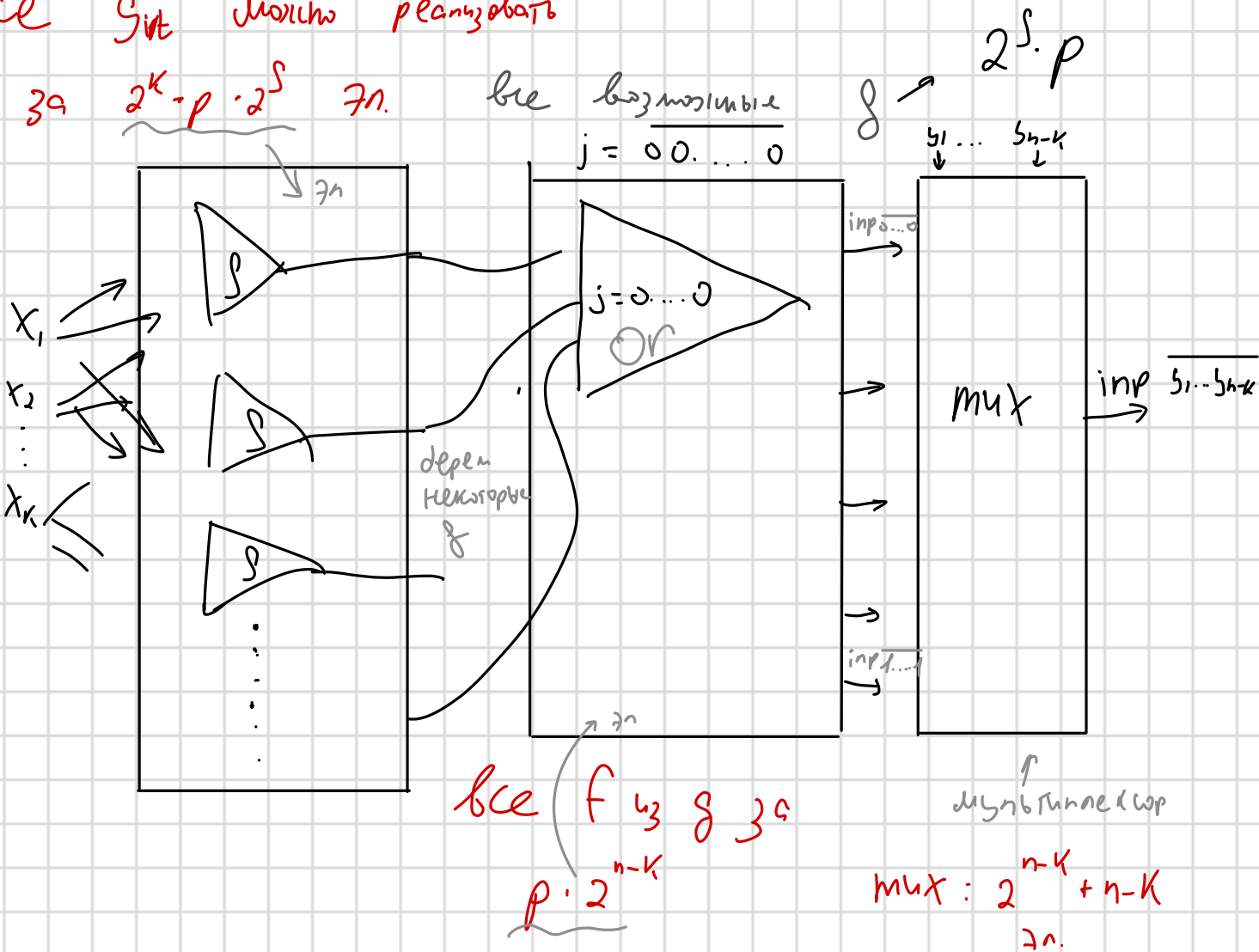
$$f(x_1 \dots x_K y_1 \dots y_{n-K}) = \bigvee_{i=1}^p g_{im_j}(x_1 \dots x_K)$$

$$j = y_1 y_2 \dots y_{n-K}$$

Все  $g_{it}$  можно реализовать

за  $2^K \cdot p \cdot 2^S$  зн.

все возможные  $j = 00 \dots 0$



$$\square K = \log_2 n$$

$$\Rightarrow 2^{n-K} + n-K \sim \frac{2^n}{n}$$

$$p \cdot 2^{n-K} \sim \frac{2^n}{S} \sim \frac{2^n}{n}$$

$$2^K \cdot p \cdot 2^S \sim \frac{n \cdot 2^S \cdot S}{S} = 2^S \cdot S = 2^{n-2\log_2 n} \cdot (n-2\log_2 n) \sim$$

$$\square S = n - 2\log_2 n = \frac{2^n}{n^2} \cdot n = \frac{2^n}{n}$$