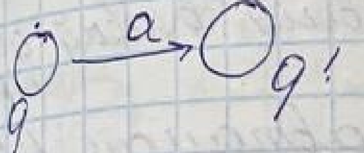
1) (q, x) – конфигурации автомата

$a \in \Sigma \cup \{\varepsilon\}$



$q' \in \delta(q, a)$

есть переход из (q, x) в $(q'; y)$ и пишем

$$(q, x) \xrightarrow[A]{} (q'; y)$$

2) Будем говорить, что из (q, x) достижима конфигурация (q', y), если существует последовательность:

$$\underset{(q,x)}{\alpha_0} \xrightarrow[A]{} \alpha_1 \xrightarrow[A]{} \dots \xrightarrow[A]{} \alpha_{n-1} \xrightarrow[A]{} \alpha_n = (q', y)$$

$$(q, x) \vdash_A (q', y)$$

Язык автомата $A = (\Sigma, Q, \delta, q_0, F)$ – это
(сигма, дельта)

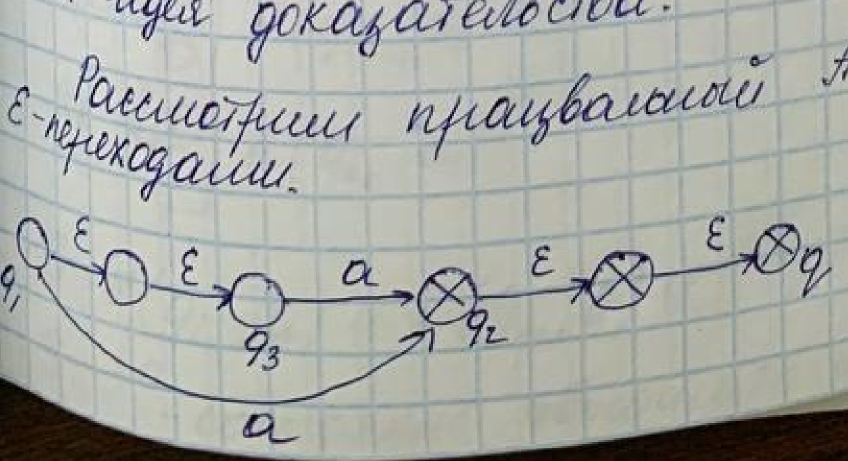
язык $L(A) = \{ w \in \Sigma^* : \exists q \in F,\ (q_0, w) \vdash_A (q, \varepsilon) \}$

Автоматы $A_1 = (\Sigma_1, Q_1, \delta_1, q_0, F_1)$ и $A_2 = (\Sigma_2, Q_2, \delta_2, q_0, F_2)$ назыв. эквивалентными, если $\Sigma_1 = \Sigma_2$ и $L(A_1) = L(A_2)$.

Теорема:
Любой НКА эквивалентен НКА без ε-перехода.

◇ идея доказательства:

Рассмотрим произвольный $A = (\Sigma, Q, \delta, q_0, F)$ – НКА с ε-переходами.



$A' = (\Sigma, Q, \delta', q_0, F')$ — НКА без ε-переходов

Определим δ' и F':

для $\forall q \in Q$, $\forall a \in \Sigma$, $\forall q' \in Q$ добавим в новый автомат переход

(1) $q \xrightarrow{a} q'$ $\iff$ $\exists q'' \in Q$ в автомате A (стар.)

$q' \in \delta(q, a)$

$$q \xrightarrow{\varepsilon} \circ \xrightarrow{\varepsilon} q'' \xrightarrow{a} q'$$

$(q, \varepsilon) \vdash^*_A (q'', \varepsilon)$,

$(q'', a) \vdash_A (q', \varepsilon)$.

$\forall q \in Q$

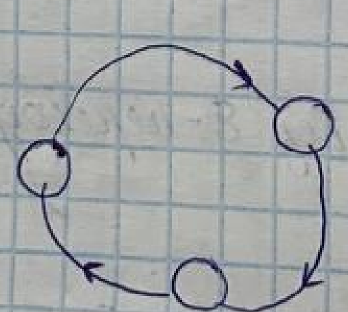
$q \in F' \iff \exists q' \in F$ в старом автомате A

$$q \xrightarrow{\varepsilon} \circ \xrightarrow{\varepsilon} q'$$

$$(q, \varepsilon) \vdash^*_A (q', \varepsilon)$$

$L(A) = L(A')$

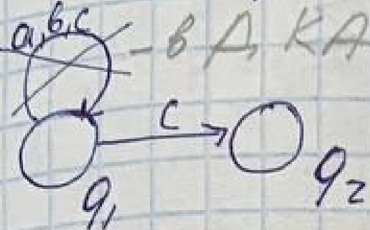
без доказательства $\boxtimes$



Опр: НКА $A=(\Sigma, Q, \delta, q_0, F)$ называется детерминированным конечным автоматом (ДКА), если:

① в A нет ε-переходов

② $\forall q \in Q \ \forall a \in \Sigma$:
$$|\delta(q,a)| \leq 1.$$



Теорема:
$\forall$ НКА эквивалентен некоторому ДКА.

◇ идея доказательства:

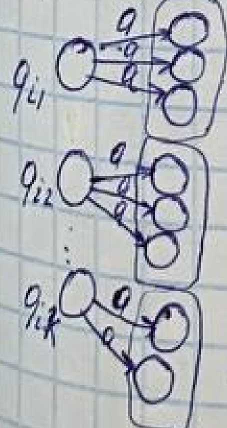
Рассмотрим произвольный НКА без ε-переходов
$$A=(\Sigma, Q, \delta, q_0, F)$$

$$A_1=(\Sigma, 2^Q, \delta', \{q_0\}, F') - \text{ДКА}.$$

$$Q=\{q_0, q_1, \ldots, q_n\}$$

$$\forall \underbrace{\{q_{i_1}, q_{i_2}, \ldots, q_{i_k}\}}_{\text{состояние в } A_1} \in 2^Q \ \forall a \in \Sigma$$

Временно обратимся к автомату A:



$\delta(q_{i_1}, a)$

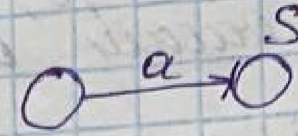
$\delta(q_{i_2}, a)$

$\delta(q_{i_k}, a)$

$$S=\delta(q_{i_1}, a) \cup \delta(q_{i_2}, a) \cup \ldots \cup \delta(q_{i_k}, a)$$

$S \in 2^Q$ – состояние автомата A_1

Добавляя в A_1:



$\{q_{i_1}, q_{i_2}, \dots, q_{i_k}\}$

$\{S\} = \delta'(\{q_{i_1}, q_{i_2}, \dots, q_{i_k}\}, a)$

$\forall \underbrace{\boxed{\{q_{i_1}, q_{i_2}, \dots, q_{i_k}\}}}_{\text{состояние в } A_1} \in 2^Q \quad \forall \boxed{a} \in \Sigma$

$\forall \underbrace{\{q_{i_1}, q_{i_2}, \dots, q_{i_k}\}}_{\text{состояние в } A_1} \in 2^Q$

$\{q_{i_1}, q_{i_2}, \dots, q_{i_k}\} \in F' \iff q_{i_1} \in F$ или
$q_{i_2} \in F$ или
$\dots$ или
$q_{i_k} \in F$

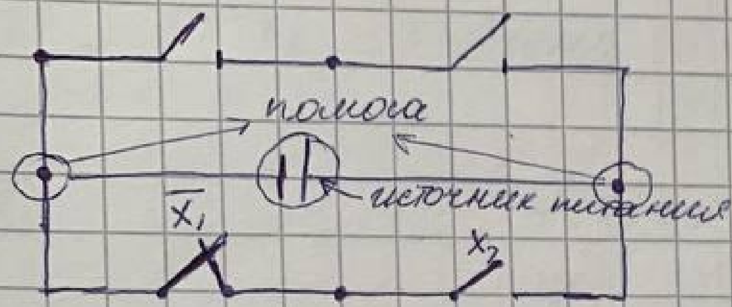
$L(A) = L(A_1)$ – без док-ва. $\boxtimes$

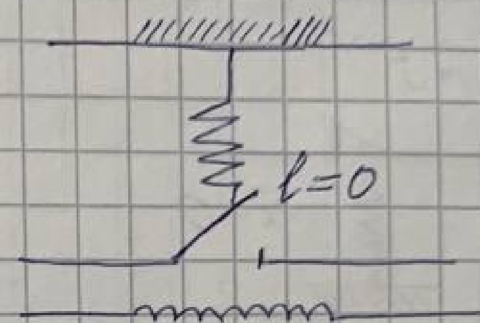
<u>Опр:</u> Язык $L \subseteq \Sigma^*$ назыв. автоматным, если $\exists$ НКА $A(\Sigma, Q, \delta, q_0, F)$: $L(A) = L$

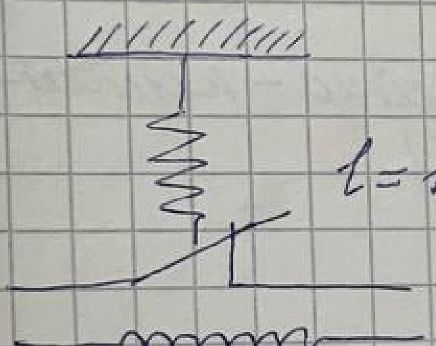
30.10.20


$l=0$ – переключатель разомкнут

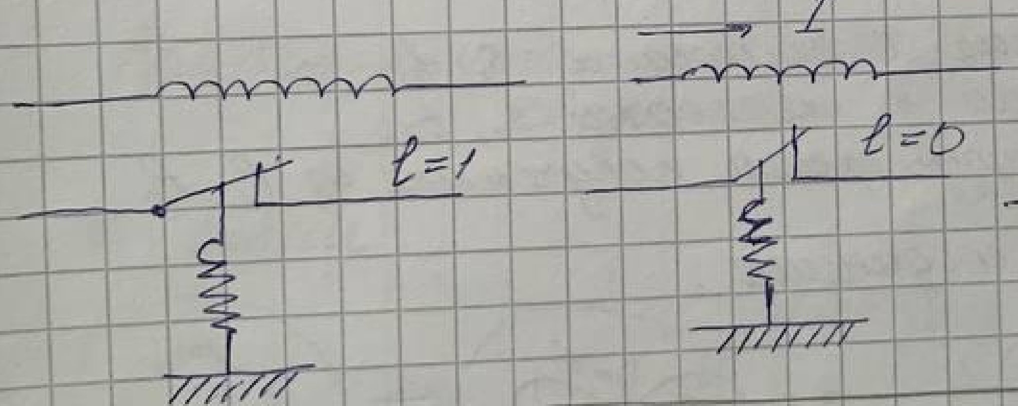

$l=1$ – переключатель замкнут



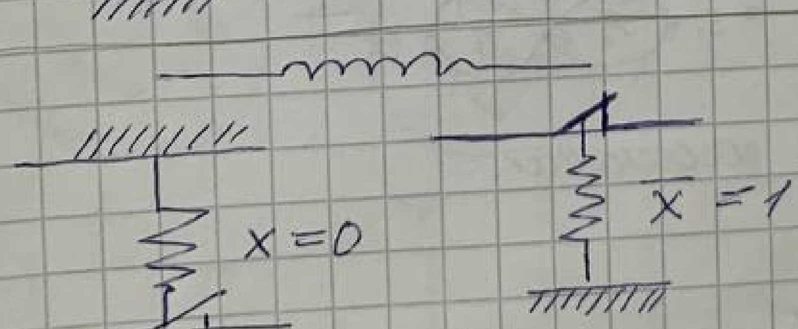




принцип работы замыкающего реле.

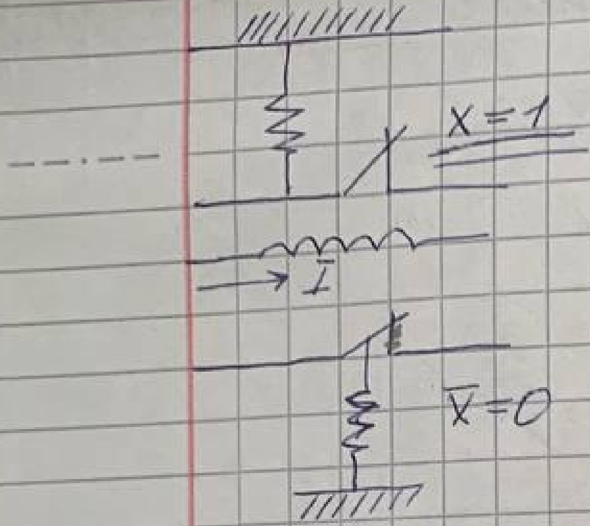


– принцип работы размыкающего реле



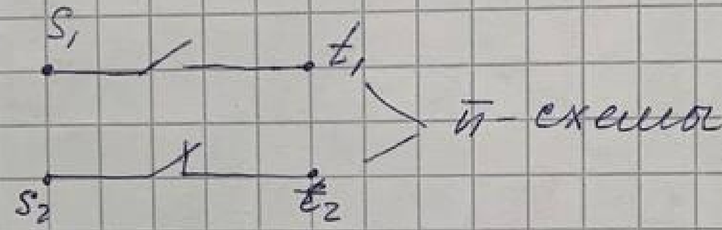
замыкающее реле

размыкающее реле



Последовательно-параллельные релейно-контактные схемы (П-схемы)

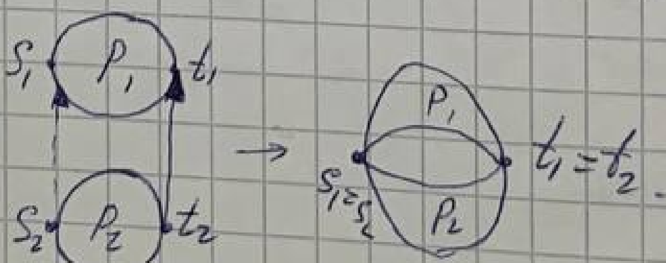
1.

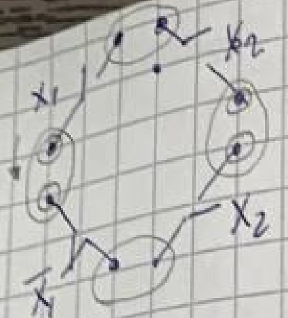


2. Если P_1 – П-схема с полюсами s_1, t_1
P_2 – П-схема с полюсами s_2, t_2,
то П-схемы будут схемы, полученные из P_1, P_2

а) последов. соединение:

б) параллельным соединением:





– π-схема

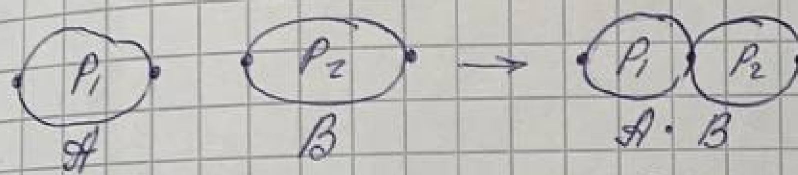
$$x_1 \cdot x_2 \vee \bar{x}_1 \cdot x_2$$

$f(x_1, x_2)$ – ф. проводимости

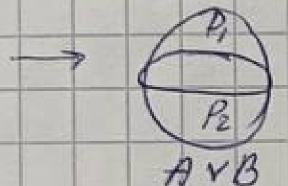
1. 

$f(x) = x$

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



– при последов. соедин.



– при параллельном соединении.

Релейно-контактные схемы с мостиковым соединением (Н-схема)

π-схема