Формални граматики

$$G = (N, T, S, P)$$

N – множество от нетерминални символи

T – множество от терминални символи

$S \in N$ – начален нетерминален символ

P – множество от правила за извод

$$\alpha \to \beta$$

α, β – думи от нетерминални и терминални символи

α съдържа нетерминален символ

Пример 1.

$$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, S, \{S \to AB, A \to a, B \to b\})$$

$$S \to AB \to aB \to ab$$

$$L(G) = \{ab\}$$

Извод в граматика

1) $G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, S, P)$

$P = \{S \to aA,\ A \to aA,\ A \to b,$
$S \to bB,\ B \to bB,\ B \to a\}$

$S \to aA \to aaA \to aaaA \to aaab$

$S \to bB \to bbB \to bbA$

$L(G) = \{a^n b, b^n a \mid n \geq 1\}$

2) $G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, S, P)$

$P = \{S \to aA,\ A \to aA,\ A \to a,$
$A \to aB,\ B \to bB,\ B \to b\}$

$S \to aA \to aaA \to aaaA \to$
$\to aaaaB \to aaaabB \to aaaabb$

$L(G) = \{a^m b^n \mid m \geq 2, n \geq 0\}$

Автоматни граматики

$$G = (N, T, S, P)$$

Правилата са от вида

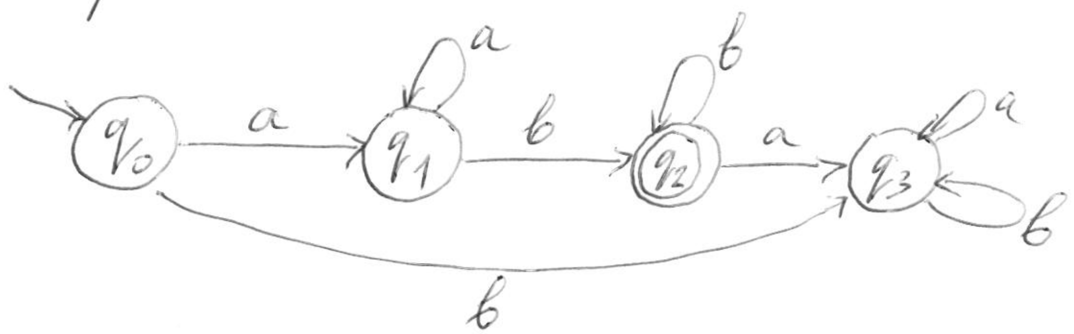
$$A \to aB$$

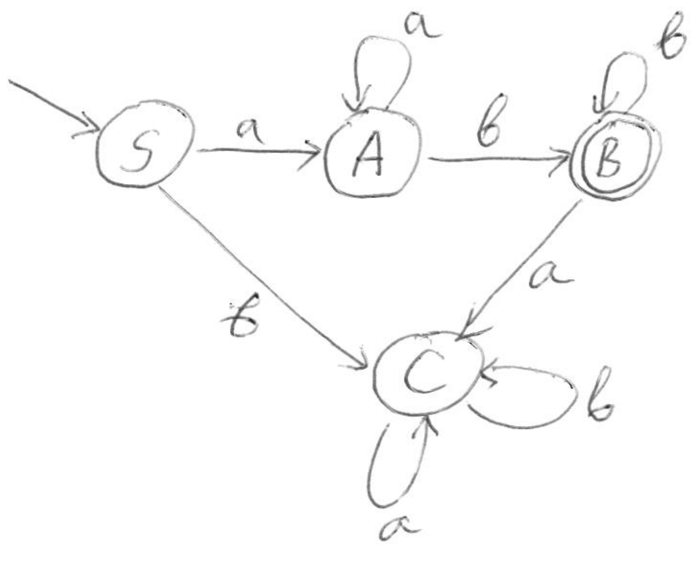
$$A \to a$$

$A, B \in N, \quad a \in T$

Теорема. За всеки детерминиран краен автомат A съществува автоматна граматика G, такава че $L(G)=L(A)$.

Пример:





$$
P \begin{cases}
S \to aA, \quad S \to bC \\
A \to aA, \quad \cancel{a}\, A \to bB, \quad A \to b \\
B \to aC, \quad B \to bB, \quad B \to b \\
C \to aC, \quad C \to bC
\end{cases}
$$

Обратно: граматика $\rightarrow$ автомат

$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, S, P)$

$P = \{ S \to aA,\ A \to aA,\ A \to a,$
$A \to aB,\ B \to bB,\ B \to b \}$