4. Крайни детерминирани автомати

<u>Def.</u> Краен детерминиран автомат (КДА) се нарича петорката $M = < K, \Sigma, \delta, \mathrm{s}, \mathrm{F} >$,
където K – крайна азбука(множество) от състояния,
Σ – основна азбука,
$\delta\colon K \times \Sigma \to \mathrm{K}$, δ - функция на преходите,
$\mathrm{s} \in K$, s - начално състояния,
$\mathrm{F} \subseteq \mathrm{K}$, F- множество на заключителните състояния.

<u>Def.</u> Конфигурация за $M = < K, \Sigma, \delta, \mathrm{s}, \mathrm{F} >$ се нарича всеки елемент на $K \times \Sigma^*$.
$(q, w) \in K \times \Sigma^*$.

<u>Def.</u> Нека $M = < K, \Sigma, \delta, \mathrm{s}, \mathrm{F} >$ е КДА. Казваме, че конфигурацията (q, w) се преработва за една стъпка в (q', w')

$$\big((q, w) \vdash_M (q', w')\big)$$

т.т.к. съществува $a \in \Sigma$: $w = aw'$и $\delta(q, a) = q'$.

$\vdash_M$ – бинарна релация в множеството на конфигурациите.
${\vdash_M}^*$- рефлексивно и транзитивно затваряне на $\vdash_M$.

В частност $(q, w) \vdash_M{}^* (q, w)$.

$$(q_0, w_0) \vdash_M (q_1, w_1) \vdash_M \dots \vdash_M (q_n, w_n) \Leftrightarrow (q_0, w_0) \vdash_M{}^* (q_n, w_n)$$

- w е начало на u, ако $\exists$ дума u', такава, че $wu' = u$.
- w е край на u, ако $\exists$ дума u', такава, че $u'w = u$.
- w е поддума на u, ако $\exists$ u', u'', такива, че $u'wu'' = u$.

<u>Def.</u> Нека $M = < K, \Sigma, \delta, \mathrm{s}, \mathrm{F} >$ е КДА. Казваме, че $w \in \Sigma^*$ се приема(разпознава) от M, ако $(s, w) \vdash_M{}^* (f, \varepsilon)$ и $f \in F$.

<u>Def.</u> Нека $M = < K, \Sigma, \delta, \mathrm{s}, \mathrm{F} >$ е КДА.
С $L(M)$ означаваме множеството на всички думи $w \in \Sigma^*$, такива, че w се разпознава от M.
или $L(M) = \{w | w \in \Sigma^* \text{ и } w \text{ се разпознава от } M\}$
или $L(M) = \{w | w \in \Sigma^* \text{ и } (s, w) \vdash_M{}^* (f, \varepsilon) \text{ и } f \in F\}$.