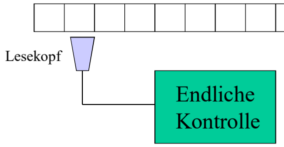
Endlicher Automat



Startkonfiguration: $x \in \Sigma^*$ auf Band,
Kopf ganz links,
Kontrolle in Startzustand

Endkonfigurationen: Kopf ganz rechts
Kontrolle in einem Endzustand

Rechenschrittregeln:

derzeitiger Zustand gelesenes Symbol $\longrightarrow$ neuer Zustand Kopf nach rechts

Endlicher Automat M

Σ	Eingabealphabet
Q	Zustandsmenge (endlich)
$s\in Q$	Startzustand
$F\subset Q$	Endzustände
$\Delta \subset ((Q\times\Sigma)\times Q)$	Übergangsrelation

M **deterministisch**: $\forall\, (q,a)\in Q\times \Sigma : |\{q' \in Q:(q,a,q')\in\Delta\}| \leq 1$

Konfigurationen von M: $K_M = Q\times\Sigma^*$

Startkonfiguration für Eingabe $x\in\Sigma^*$: $start_x = (s,x)$

Endkonfigurationen: $Fin = \{(f,\varepsilon) \mid f\in F\}$

Rechenschrittrelation $\vdash_M$ auf K_M

$q\in Q,\ a\in\Sigma,\ u\in\Sigma^*$: $(q,au) \vdash_M (q',u)$ g.d.w. $(q,a,q')\in\Delta$

Rechenrelation $\vdash_M^*$ auf K_M : reflexive, transitive Hülle von $\vdash_M$

$k \vdash_M^* k'$ g.d.w. $\exists\, m\geq 0\ \exists\, k_0,\cdots,k_m$ sodass

$$k = k_0 \vdash_M k_1 \vdash_M \cdots \vdash_M k_m = k'$$

M akzeptiert $x\in\Sigma^*$ g.d.w. $start_x \vdash_M^* (f,\varepsilon)$ für irgendein $f\in F$

$L(M) = \{\, x\in\Sigma^* \mid M$ akzeptiert $x \,\}$ die von M akzeptierte Sprache.

L DEA-Sprache g.d.w $L=L(M)$ für irgendeinen DEA M

L NEA-Sprache g.d.w $L=L(M)$ für irgendeinen NEA M

M akzeptiert $x\in\Sigma^*$ g.d.w. $start_x \vdash_M^* (f,\varepsilon)$ für irgendein $f\in F$

$L(M) = \{\, x\in\Sigma^* \mid M$ akzeptiert $x \,\}$ die von M akzeptierte Sprache.

L DEA-Sprache g.d.w $L=L(M)$ für irgendeinen DEA M

L NEA-Sprache g.d.w $L=L(M)$ für irgendeinen NEA M

Beispiel für einen endlichen Automaten M:

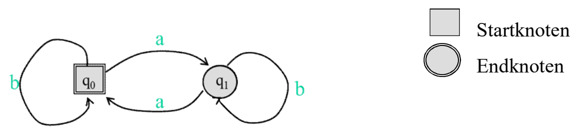
$\Sigma = \{a,b\}$ $Q = \{q_0,q_1\}$ $s = q_0$ $F = \{ q_0 \}$

$\Delta = \{ ((q_0,a), q_1) , ((q_0,b), q_0) , ((q_1,a), q_0) , ((q_1,b), q_1) \}$

L(M) enthält genau alle Strings aus Σ^*, die eine gerade Anzahl von a's enthalten.

$G_M = (Q,E)$ **Übergangsgraph** von M

Kante $q \xrightarrow{a} q'$ in E $\Leftrightarrow$ $(q,a,q') \in \Delta$



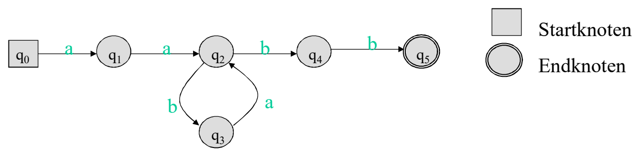
$v,w \in \Sigma^*$:

$(p,vw) \vdash_M^* (q,w)$ g.d.w. $\exists$ Pfad in G_M von p nach q mit Beschriftung v

M akzeptiert Wort v genau dann, wenn v Beschriftung eines gerichteten Pfades in G_M von Startknoten zu einem Endknoten.

$G_M = (Q,E)$ **Übergangsgraph** von M

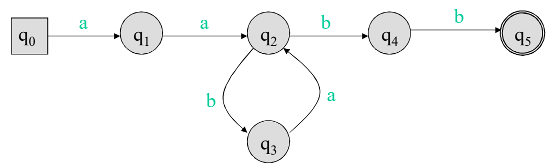
Kante $q \xrightarrow{a} q'$ in E $\Leftrightarrow$ $(q,a,q') \in \Delta$



$v,w \in \Sigma^*$:

$(p,vw) \vdash_M^* (q,w)$ g.d.w. $\exists$ Pfad in G_M von p nach q mit Beschriftung v

M akzeptiert Wort v genau dann, wenn v Beschriftung eines gerichteten Pfades in G_M von Startknoten zu einem Endknoten.



aabb $\in$ L(M)

aa ba bb $\in$ L(M)

aa babababa bb $\in$ L(M)

aa bb a $\notin$ L(M)