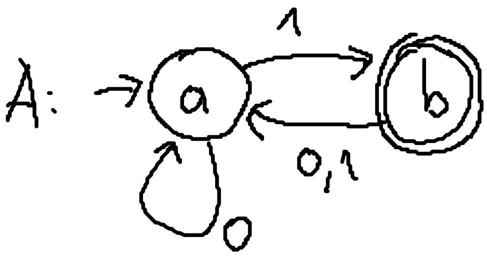
Berechnungsweg eines endlichen Automaten $(Q, \Sigma, q_0, \delta, F)$



$w = 1000$

$(a, 1, b, 0, a, 0, a, 0, a)$

für einen DEA $(Q, \Sigma, q_0, \delta, F)$

Def. Ein <u>Berechnungsweg</u> für ein Wort $x_1 x_2 \dots x_n \in \Sigma^*$ ist eine abwechselnde Folge $(r_0, x_1, r_1, x_2, r_2, \dots, x_n, r_n)$ von Zuständen $r_i \in Q$ und Eingabesymbolen $x_i \in \Sigma$, mit

- $r_0 = q_0$
- $r_i = \delta(r_{i-1}, x_i)$ für $i = 1, \dots, n$

Ein <u>akzeptierender</u> Berechnungsweg ist einer mit $r_n \in F$.

Nichtdeterministischer endlicher Automat (NEA)

wie DEA $(Q, \Sigma, q_0, \delta, F)$, außer

$\delta \subseteq Q \times \Sigma \times Q$ ist eine <u>Relation</u>

$(q, x, q') \in \delta$:

Wenn der Automat im Zustand q ist und das Eingabesymbol x liest, dann <u>kann</u> der Automat in den Zustand q' wechseln.

DEA

$\delta : Q \times \Sigma \to Q$

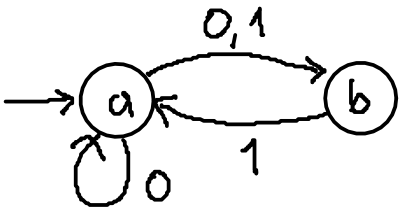
$\delta(q, x) = q'$

....

...

Beim DEA gibt es für gegebenes q, x einen eindeutigen Nachfolgezustand $q' = \delta(q,x)$

Beim NEA gibt es für gegebenes q, x beliebig viele Nachfolgezustände q' mit $(q,x,q') \in \delta$ (mehrere, gar keiner, einer)

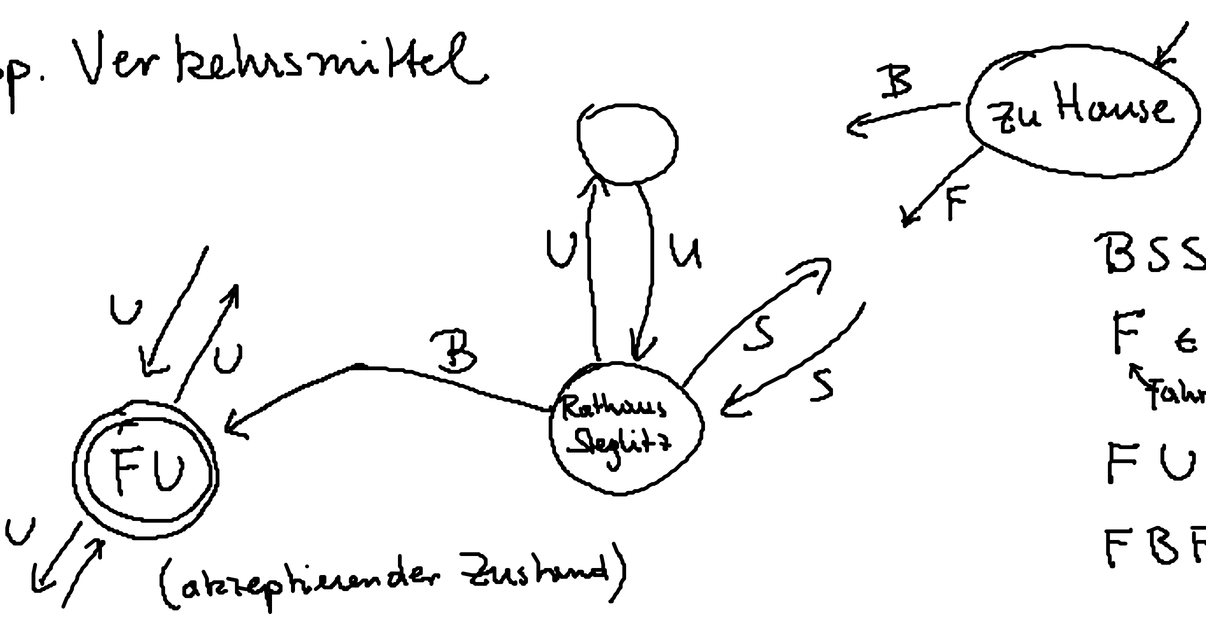


Das Zustandsdiagramm enthält für jeden Übergang $(q,x,q') \in \delta$ einen Pfeil von q nach q', der mit x markiert ist.

$\delta = \{(a,0,a),(a,1,b),(a,0,b),(b,1,a)\}$ Übergangsrelation.

$w = 0100 \;\dots\;?$

Bsp. Verkehrsmittel



$BSSB \in L$

$F \in L$
Fahrrad

$FUU \in L$

$FBF \notin L$

---

für einen NEA $(Q, \Sigma, q_0, \delta, F)$

<u>Def.</u> Ein <u>Berechnungsweg</u> für ein Wort $x_1 x_2 \dots x_n \in \Sigma^*$ ist eine abwechselnde Folge $(r_0, x_1, r_1, x_2, r_2, \dots, x_n, r_n)$ von Zuständen $r_i \in Q$ und Eingabesymbolen $x_i \in \Sigma$, mit

- $r_0 = q_0$
- $(r_{i-1}, x_i, r_i) \in \delta$ für $i = 1, \dots, n$

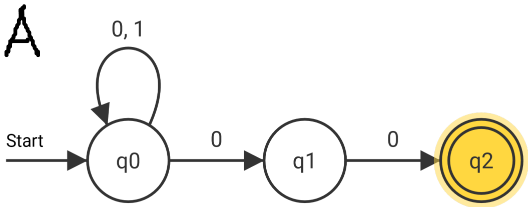
[zum Vergleich: $\delta(r_{i-1}, x_i) = r_i$ für DEA]

Ein <u>akzeptierender</u> Berechnungsweg ist einer mit $r_n \in F$.

Def. Ein Wort $w \in \Sigma^*$ wird von einem NEA $A = (Q, \Sigma, q_0, \delta, F)$ (oder DEA) **akzeptiert**,
wenn es einen akzeptierenden Berechnungsweg für w gibt.

$$L(A) = \{ w \in \Sigma^* \mid w \text{ wird von } A \text{ akzeptiert} \}$$
$$= \text{die von } A \text{ akzeptierte Sprache.}$$

A



$w = 0100 \in L(A)$

$(q_0, 0, q_0, 1, q_0, 0, q_1, 0, \overset{\in F}{q_2})$

.... akzeptierender Berechnungsweg

$w' = 0011 \notin L(A)$

$(q_0, 0, q_0, 1, q_0, 0, q_0, 0, \overset{\notin F}{q_1})$

... nicht akzeptierender Berechnungsweg

Übergangstabelle:

	$x \in \Sigma$
$q \in Q$	$\underbrace{\{ q' \mid (q, x, q') \in \delta \}}_{= \bar{\delta}(q,x)}$

$\bar{\delta}$	0	1
q_0	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
q_1	$\{q_2\}$	$\emptyset$
q_2	$\emptyset$	$\emptyset$

Alternative Definition von NEA:

$$\bar{\delta} : Q \times \Sigma \to \mathcal{P}(Q)$$

$\delta = \{ (q_0, 0, q_0), (q_0, 0, q_1), (q_0, 1, q_0), (q_1, 0, q_2) \}$

$$\delta = \{ (q, x, q') \mid q \in Q, x \in \Sigma, q' \in \bar{\delta}(q, x) \}$$

der Autom<u>a</u>t, engl. aut<u>o</u>maton, Mehrzahl aut<u>o</u>mata

the p<u>a</u>radox, dt. das Par<u>a</u>doxon, Mehrzahl Par<u>a</u>doxa

dt. Das ist paradox. engl. parad<u>o</u>xical