

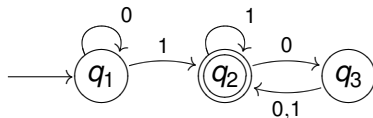
Syntaks og semantik

Lektion 3

12 februar 2008

Forord

- 1 Endelige automater
- 2 Regulære sprog
- 3 Lukningsegenskaber ved regulære sprog



- tilstande + transitioner
- $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$: tilstande, (input)alfabetet, transitionsfunktionen, starttilstand, accepttilstande
- $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$
- **deterministisk**: givet en tilstand og et inputsymbol, kender vi næste tilstand
- **accepterer** et ord $w \in \Sigma^*$ hvis der findes $w_1, w_2, \dots, w_n \in \Sigma$ og $r_0, r_1, \dots, r_n \in Q$ således at $w = w_1 w_2 \dots w_n$ og
 - 1 $r_0 = q_0$,
 - 2 $r_{i+1} = \delta(r_i, w_{i+1})$ for alle $i = 0, 1, \dots, n-1$, og
 - 3 $r_n \in F$.
- **genkender** sproget $\llbracket M \rrbracket = \{w \mid M \text{ accepterer } w\}$

- **Definition:** Et sprog siges at være **regulært** hvis der findes en endelig automat der genkender det.
- **Vigtig**, hidtil ubevist **Sætning:** Et sprog er regulært hvis og kun hvis det kan beskrives ved et **regulært udtryk**.
- **Ligeså vigtig**, også hidtil ubevist **Sætning:** Der findes sprog der *ikke* er regulære.

Lad Σ være et alfabet og $A_1, A_2 \subseteq \Sigma^*$. Hvis A_1 og A_2 er regulære sprog, da er også følgende sprog regulære:

- $A_1 \cup A_2$ ✓

- $A_1 \cap A_2$ ✓

- $\overline{A_1} = \Sigma^* \setminus A_1$

- $A_1 \circ A_2$

- A_1^*

Lad Σ være et alfabet og $A_1, A_2 \subseteq \Sigma^*$. Hvis A_1 og A_2 er regulære sprog, da er også følgende sprog regulære:

• $A_1 \cup A_2$ ✓

• $A_1 \cap A_2$ ✓

• $\overline{A_1} = \Sigma^* \setminus A_1$ ✓

Lad $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ være en endelig automat med $\llbracket M \rrbracket = A_1$. Lad $F' = Q \setminus F$ og $M' = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F')$, da er $\llbracket M' \rrbracket = \overline{A_1}$.

• $A_1 \circ A_2$?

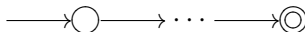
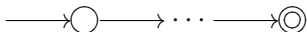
Problem: Flertydigheder i sammensætninger. F.eks. ved $A_1 = \{a, ab\}$, $A_2 = \{ba\}$: $A_1 \circ A_2 = \{a\textcolor{blue}{ba}, ab\textcolor{blue}{ba}\}$

• A_1^* ?

Non-determinisme

- 4 Motivation
- 5 Non-deterministiske endelige automater
- 6 At genkende sprog
- 7 Nondeterminisme er ligegyldig (?)
- 8 Lukningsegenskaber ved regulære sprog
- 9 Regulære udtryk genererer regulære sprog

Ønske: Givet endelige automater M_1 og M_2 , konstruér en “sammensat” automat M således at $\llbracket M \rrbracket = \llbracket M_1 \rrbracket \circ \llbracket M_2 \rrbracket$.

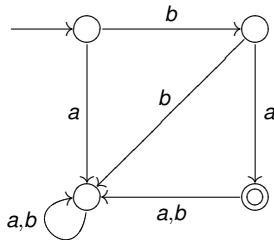
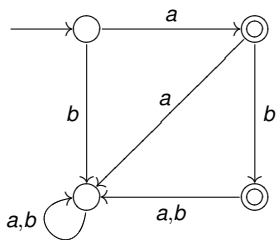


Ønske: Givet endelige automater M_1 og M_2 , konstruér en “sammensat” automat M således at $\llbracket M \rrbracket = \llbracket M_1 \rrbracket \circ \llbracket M_2 \rrbracket$.



Problem: Hvis M_1 har transitioner mellem accepttilstande, bliver transitionsfunktionen uspecificeret.

Eksempel, med $\llbracket M_1 \rrbracket = \{a, ab\}$, $\llbracket M_2 \rrbracket = \{ba\}$:

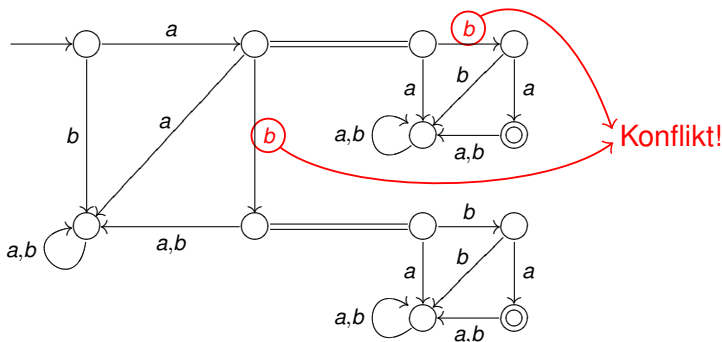


Ønske: Givet endelige automater M_1 og M_2 , konstruér en “sammensat” automat M således at $\llbracket M \rrbracket = \llbracket M_1 \rrbracket \circ \llbracket M_2 \rrbracket$.



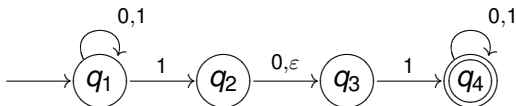
Problem: Hvis M_1 har transitioner mellem accepttilstande, bliver transitionsfunktionen uspecificeret.

Eksempel, med $\llbracket M_1 \rrbracket = \{a, ab\}$, $\llbracket M_2 \rrbracket = \{ba\}$:

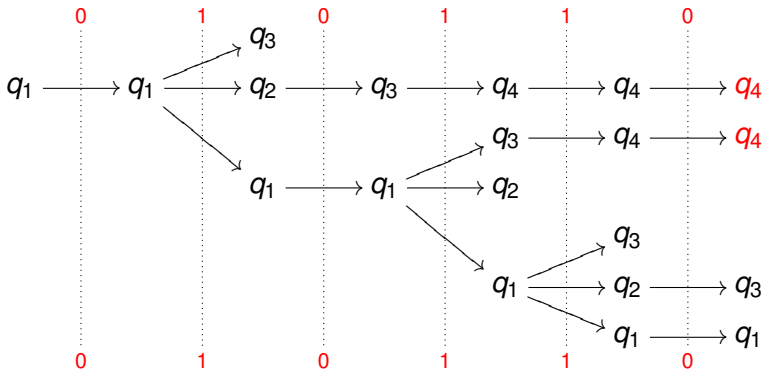
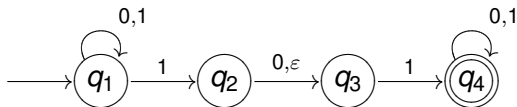


Idé: Tillad hvad vi ikke kan undgå!

- tillad at der er **flere end én transition** med samme label fra en tilstand
- tillad at der er **ingen transitioner** med et bestemt label fra en tilstand
- tillad transitioner der **ikke læser input-symboler**



- ved flere end én mulige transitioner: gå til alle mulige tilstande *samtidigt*
- hvis ingen mulige transitioner: dø
- ved ε -transitioner: bliv i tilstanden, men gå *også* hen til den anden
- acceptér hvis en accept-tilstand *kan nås*



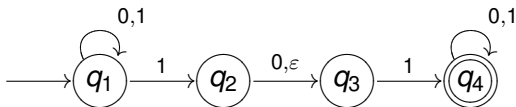
Definition 1.37: En **nondeterministisk endelig automat** er en 5-tupel $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, hvor delene er

- 1 Q : en endelig mængde af tilstande
- 2 Σ : input-alfabetet
- 3 $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \rightarrow \mathcal{P}(Q)$: transitions-funktionen
- 4 $q_0 \in Q$: starttilstanden
- 5 $F \subseteq Q$: mængden af accepttilstande

Transitions-funktionen:

- **deterministisk** automat (fra sidste lektion): $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$
input: tilstand + tegn
output: ny tilstand
- **nondeterministisk** automat: $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \rightarrow \mathcal{P}(Q)$
input: tilstand + tegn eller ε
output: en **mængde** af nye tilstande
- $\mathcal{P}(Q)$: **potensmængden** af Q ; mængden af alle delmængder af Q : $\mathcal{P}(Q) = \{S \mid S \subseteq Q\}$

Eksempel 1.38:



$$Q = \{q_1, q_2, q_3, q_4\} \quad \Sigma = \{0, 1\}$$

$$q_0 = q_1 \quad F = \{q_4\}$$

δ	0	1	ε
q_1	$\{q_1\}$	$\{q_1, q_2\}$	\emptyset
q_2	$\{q_3\}$	\emptyset	$\{q_3\}$
q_3	\emptyset	$\{q_4\}$	\emptyset
q_4	$\{q_4\}$	$\{q_4\}$	\emptyset

Terminologi: Fra nu af:

- **deterministisk** endelig automat (**DFA**): dem fra sidste lektion med $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$
- **nondeterministisk** endelig automat (**NFA**): dem med $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \rightarrow \mathcal{P}(Q)$
- $\Sigma \cup \{\varepsilon\}$ skrives også Σ_ε
- Husk: $\mathcal{P}(Q) =$ **potensmængden** (“*power set*”) af Q :
 $\mathcal{P}(Q) = \{S \mid S \subseteq Q\}$
- enhver DFA er også en NFA
- og enhver NFA kan laves om til en DFA! (bevis kommer lige om lidt)

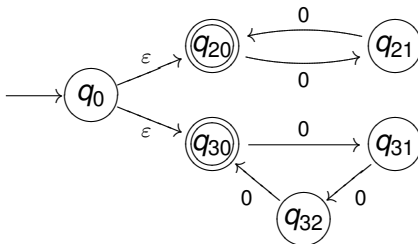
Definition: Lad $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ være en endelig automat og $w \in \Sigma^*$. Da siges M at **acceptere** w hvis der findes $m \in \mathbb{N}$ og $y_1, y_2, \dots, y_m \in \Sigma_\epsilon$ (!) og $r_0, r_1, \dots, r_m \in Q$ således at $w = y_1 y_2 \dots y_m$ og

- 1 $r_0 = q_0$,
- 2 $r_{i+1} \in \delta(r_i, y_{i+1})$ for alle $i = 0, 1, \dots, m-1$, og
- 3 $r_m \in F$.

Sproget som **genkendes** af M er

$$\llbracket M \rrbracket = L(M) = \{w \mid M \text{ accepterer } w\}$$

Eksempel 1.33:



- $w = 00 = \varepsilon 00$:
 $q_0 \rightarrow \{q_{20}, q_{30}\} \rightarrow \{q_{21}, q_{31}\} \rightarrow \{q_{20}, q_{32}\} \Rightarrow \text{Jep.}$
- $w = 000 = \varepsilon 000$:
 $q_0 \rightarrow \{q_{20}, q_{30}\} \rightarrow \{q_{21}, q_{31}\} \rightarrow \{q_{20}, q_{32}\} \rightarrow \{q_{21}, q_{30}\} \Rightarrow \text{Jep.}$
- $w = 0000 = \varepsilon 0000$:
 $q_0 \rightarrow q_{20} \rightarrow q_{21} \rightarrow q_{20} \rightarrow q_{21} \rightarrow q_{20} \Rightarrow \text{Jep.}$
 (Nok med ét accepterende *run*.)
- $w = 00000 = \varepsilon 00000$:
 $q_0 \rightarrow \{q_{20}, q_{30}\} \rightarrow \{q_{21}, q_{31}\} \rightarrow \{q_{20}, q_{32}\} \rightarrow \{q_{21}, q_{30}\} \rightarrow$
 $\{q_{20}, q_{31}\} \rightarrow \{q_{21}, q_{32}\} \Rightarrow \text{Nej.}$
 (Alle runs er ikke-accepterende.)

Vigtig sætning 1.39: Til enhver NFA N findes der en DFA M med $\llbracket M \rrbracket = \llbracket N \rrbracket$.

Eller: Til enhver NFA findes der en DFA der genkender samme sprog.

Eller: Til enhver NFA findes der en *ækvivalent* DFA.

(Hvis vi siger at to maskiner er ækvivalente hvis de genkender samme sprog.)

Eller: Enhver NFA kan **determiniseres**.

Vigtig sætning 1.39: Til enhver NFA N findes der en DFA M med $\llbracket M \rrbracket = \llbracket N \rrbracket$.

Bevisidé: Når vi ser efter om vores NFA N accepterer et ord, skal vi holde styr på **mængder af tilstande**.

Dvs. vi skal konstruere en DFA M der holder styr på mængder af tilstande i N . \Rightarrow *Tilstandene i M afspejler mængder af tilstande i N .*

Vigtig sætning 1.39: Til enhver NFA N findes der en DFA M med $\llbracket M \rrbracket = \llbracket N \rrbracket$.

Bevis: Skriv $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$. Vi konstruerer en DFA $M = (Q', \Sigma, \delta', q'_0, F')$:

- $Q' = \mathcal{P}(Q)$ tilstande i M er mængder af tilstande i N
- $F' = \{R \subseteq Q \mid R \cap F \neq \emptyset\}$
vi accepterer hvis én af N s tilstande er accepterende
- $q'_0 = \{q_0\}$ M starter i N s starttilstand

Transitionsfunktionen: første forsøg: $\delta'(R, a) = \{\delta(r, a) \mid r \in R\}$

Virker ikke helt: mangler at tage ε -transitioner: $\delta'(R, a)$ skal være den mængde af tilstande vi kan nå fra tilstande i R ved at læse et a , *plus* alle de tilstande vi så kan nå via ε -transitioner!

Hovsa! der er også problemer med q'_0 : q'_0 skal bestå af alle de tilstande i N der kan nås fra q_0 via ε -transitioner.

Vigtig sætning 1.39: Til enhver NFA N findes der en DFA M med $\llbracket M \rrbracket = \llbracket N \rrbracket$.

Bevis: Skriv $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$. Vi konstruerer en DFA $M = (Q', \Sigma, \delta', q'_0, F')$:

- $Q' = \mathcal{P}(Q)$
- $F' = \{R \subseteq Q \mid R \cap F \neq \emptyset\}$

For enhver delmængde $R \subseteq Q$ lad

$$E(R) = \{q \in Q \mid q \text{ kan nås fra } R \text{ ved 0 eller flere } \varepsilon\text{-transitioner}\}$$

– ε -aflukningen af R .

- $q'_0 = E(\{q_0\})$
- $\delta'(R, a) = \{q \in Q \mid q \in E(\{\delta(r, a)\}) \text{ for et } r \in R\}$
 $= \bigcup_{r \in R} E(\{\delta(r, a)\})$

For at vise at $\llbracket M \rrbracket = \llbracket N \rrbracket$, skal vi vise at

- ethvert $w \in \llbracket N \rrbracket$ accepteres af M , og at
- ethvert $w \in \llbracket M \rrbracket$ accepteres af N .

Sætning 1.45: (havde vi allerede, *men nu med nyt bevis!*)

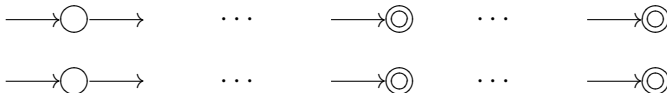
Hvis A_1 og A_2 er regulære sprog over et alfabet Σ , da er også $A_1 \cup A_2$ et regulært sprog over Σ .

Bevis: Lad N_1 og N_2 være NFAs med $\llbracket N_1 \rrbracket = A_1$ og $\llbracket N_2 \rrbracket = A_2$.
Skriv $N_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$, $N_2 = (Q_2, \Sigma, \delta_2, q_2, F_2)$, og konstruér en ny NFA $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ved

- $Q = Q_1 \cup Q_2 \cup \{q_0\}$, (en ekstra ny starttilstand)
- $F = F_1 \cup F_2$ og

$$\delta(q, a) = \begin{cases} \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in Q_1 \\ \delta_2(q, a) & \text{hvis } q \in Q_2 \\ \{q_1, q_2\} & \text{hvis } q = q_0 \text{ og } a = \varepsilon \\ \emptyset & \text{hvis } q = q_0 \text{ og } a \neq \varepsilon \end{cases}$$

Da er $\llbracket N \rrbracket = A_1 \cup A_2$.



Sætning 1.45: (havde vi allerede, *men nu med nyt bevis!*)

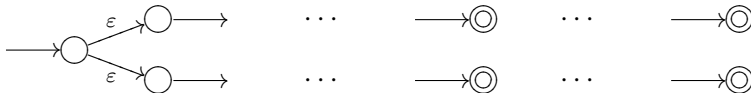
Hvis A_1 og A_2 er regulære sprog over et alfabet Σ , da er også $A_1 \cup A_2$ et regulært sprog over Σ .

Bevis: Lad N_1 og N_2 være NFAs med $\llbracket N_1 \rrbracket = A_1$ og $\llbracket N_2 \rrbracket = A_2$.
Skriv $N_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$, $N_2 = (Q_2, \Sigma, \delta_2, q_2, F_2)$, og konstruér en ny NFA $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ved

- $Q = Q_1 \cup Q_2 \cup \{q_0\}$, (en ekstra *ny starttilstand*)
- $F = F_1 \cup F_2$ og

$$\delta(q, a) = \begin{cases} \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in Q_1 \\ \delta_2(q, a) & \text{hvis } q \in Q_2 \\ \{q_1, q_2\} & \text{hvis } q = q_0 \text{ og } a = \varepsilon \\ \emptyset & \text{hvis } q = q_0 \text{ og } a \neq \varepsilon \end{cases}$$

Da er $\llbracket N \rrbracket = A_1 \cup A_2$.



Intuitivt!

Sætning 1.47: Hvis A_1 og A_2 er regulære sprog over et alfabet Σ , da er også $A_1 \circ A_2$ et regulært sprog over Σ .

Bevis: Lad N_1 og N_2 være NFAs med $\llbracket N_1 \rrbracket = A_1$ og $\llbracket N_2 \rrbracket = A_2$.
Skriv $N_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$, $N_2 = (Q_2, \Sigma, \delta_2, q_2, F_2)$, og konstruér en ny NFA $N = (Q, \Sigma, \delta, q_1, F_2)$ ved

- $Q = Q_1 \cup Q_2$
- (starttilstanden er q_1 , accepttilstandene er F_2)
- $$\delta(q, a) = \begin{cases} \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in Q_1 \text{ og } q \notin F_1 \\ \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in F_1 \text{ og } a \neq \varepsilon \\ \delta_1(q, a) \cup \{q_2\} & \text{hvis } q \in F_1 \text{ og } a = \varepsilon \\ \delta_2(q, a) & \text{hvis } q \in Q_2 \end{cases}$$

Da er $\llbracket N \rrbracket = A_1 \circ A_2$.

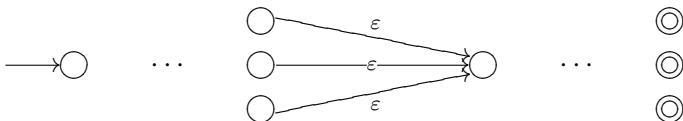


Sætning 1.47: Hvis A_1 og A_2 er regulære sprog over et alfabet Σ , da er også $A_1 \circ A_2$ et regulært sprog over Σ .

Bevis: Lad N_1 og N_2 være NFAs med $\llbracket N_1 \rrbracket = A_1$ og $\llbracket N_2 \rrbracket = A_2$.
Skriv $N_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$, $N_2 = (Q_2, \Sigma, \delta_2, q_2, F_2)$, og konstruér en ny NFA $N = (Q, \Sigma, \delta, q_1, F_2)$ ved

- $Q = Q_1 \cup Q_2$
- (starttilstanden er q_1 , accepttilstandene er F_2)
- $$\delta(q, a) = \begin{cases} \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in Q_1 \text{ og } q \notin F_1 \\ \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in F_1 \text{ og } a \neq \varepsilon \\ \delta_1(q, a) \cup \{q_2\} & \text{hvis } q \in F_1 \text{ og } a = \varepsilon \\ \delta_2(q, a) & \text{hvis } q \in Q_2 \end{cases}$$

Da er $\llbracket N \rrbracket = A_1 \circ A_2$.



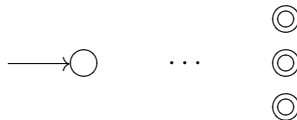
Sætning 1.49: Hvis A er et regulært sprog over et alfabet Σ , da er også A^* et regulært sprog over Σ .

Bevis: Lad $N_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$ være en NFA med $\llbracket N_1 \rrbracket = A$.
Konstruér en ny NFA $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ved

- $Q = Q_1 \cup \{q_0\}$,

- $F = F_1 \cup \{q_0\}$ og

$$\delta(q, a) = \begin{cases} \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in Q_1 \text{ og } q \notin F_1 \\ \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in F_1 \text{ og } a \neq \varepsilon \\ \delta_1(q, a) \cup \{q_1\} & \text{hvis } q \in F_1 \text{ og } a = \varepsilon \\ \{q_1\} & \text{hvis } q = q_0 \text{ og } a = \varepsilon \\ \emptyset & \text{hvis } q = q_0 \text{ og } a \neq \varepsilon \end{cases}$$



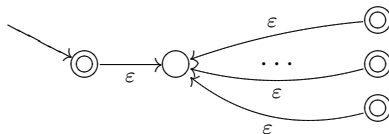
Sætning 1.49: Hvis A er et regulært sprog over et alfabet Σ , da er også A^* et regulært sprog over Σ .

Bevis: Lad $N_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$ være en NFA med $\llbracket N_1 \rrbracket = A$.
Konstruér en ny NFA $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ved

- $Q = Q_1 \cup \{q_0\}$,

- $F = F_1 \cup \{q_0\}$ og

$$\delta(q, a) = \begin{cases} \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in Q_1 \text{ og } q \notin F_1 \\ \delta_1(q, a) & \text{hvis } q \in F_1 \text{ og } a \neq \varepsilon \\ \delta_1(q, a) \cup \{q_1\} & \text{hvis } q \in F_1 \text{ og } a = \varepsilon \\ \{q_1\} & \text{hvis } q = q_0 \text{ og } a = \varepsilon \\ \emptyset & \text{hvis } q = q_0 \text{ og } a \neq \varepsilon \end{cases}$$



Sætning 1.54: Et sprog er regulært hvis og kun hvis det kan beskrives ved et regulært udtryk.

Eller: Givet et alfabet Σ og $L \subseteq \Sigma^*$, da er L et regulært sprog hvis og kun hvis der findes et regulært udtryk R over Σ således at $L = \llbracket R \rrbracket$.

(Bevis til første halvdel nu, til anden halvdel næste gang.)

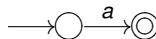
Lemma 1.55: Givet et alfabet Σ og et sprog $L \subseteq \Sigma^*$. Hvis der findes et regulært udtryk R over Σ med $\llbracket R \rrbracket = L$, da er L regulært.

Bevis (ved **strukturel induktion**):

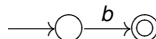
- 1 Hvis $L = \llbracket a \rrbracket$ for et $a \in \Sigma$: Lad $M = \xrightarrow{\quad} \bigcirc \xrightarrow{a} \odot$, da er $\llbracket M \rrbracket = \{a\} = L$.
- 2 Hvis $L = \llbracket \varepsilon \rrbracket$: Lad $M = \xrightarrow{\quad} \odot$, da er $\llbracket M \rrbracket = \{\varepsilon\} = L$.
- 3 Hvis $L = \llbracket \emptyset \rrbracket$: Lad $M = \xrightarrow{\quad} \bigcirc$, da er $\llbracket M \rrbracket = \emptyset = L$.
- 4 Hvis $L = \llbracket R_1 \cup R_2 \rrbracket$: Ved **induktionsantagelsen** har vi NFAs M_1 og M_2 således at $\llbracket M_1 \rrbracket = \llbracket R_1 \rrbracket$ og $\llbracket M_2 \rrbracket = \llbracket R_2 \rrbracket$. Derfor er $\llbracket R_1 \rrbracket$ og $\llbracket R_2 \rrbracket$ regulære sprog, med sætning 1.45 altså også $\llbracket R_1 \rrbracket \cup \llbracket R_2 \rrbracket = \llbracket R_1 \cup R_2 \rrbracket = L$.
- 5 Hvis $L = \llbracket R_1 \circ R_2 \rrbracket$ eller $L = \llbracket R_1^* \rrbracket$: Analogt til tilfælde 4, bortset fra at sætning 1.47 hhv. 1.49 skal benyttes.

Eksempel 1.56: Konvertér $(ab \cup a)^*$ til en NFA.

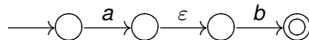
a



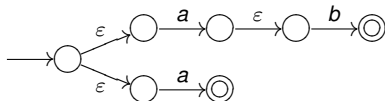
b



ab



$ab \cup a$



$(ab \cup a)^*$

