

2. Seminar EVU RegAut

Sigurd Meldgaard

10. september 2010

Plan

Nondeterministiske automater

Determinisering

NFA- Λ 'er

Kleenes sætning

Kleenes sætning del 1

Kleenes sætning del 2

Frokost

Minimering

Myhill Nerode

Java projekt

Ækvivalens ml. Regulære udtryk og FA'er

- Definition af NFA'er og deres sprog
- Delmængdekonstruktionen: $\text{NFA} \rightarrow \text{FA}$
- Definition af NFA- Λ 'er og deres sprog
- Λ -eliminering: $\text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{FA}$
- Kleenes sætning: $\text{regulært udtryk} \rightarrow \text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{NFA} \rightarrow \text{FA} \rightarrow \text{regulært udtryk}$

Ækvivalens ml. Regulære udtryk og FA'er

- Definition af NFA'er og deres sprog
- Delmængdekonstruktionen: $\text{NFA} \rightarrow \text{FA}$
- Definition af NFA- Λ 'er og deres sprog
- Λ -eliminering: $\text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{FA}$
- Kleenes sætning: $\text{regulært udtryk} \rightarrow \text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{NFA} \rightarrow \text{FA} \rightarrow \text{regulært udtryk}$

Ækvivalens ml. Regulære udtryk og FA'er

- Definition af NFA'er og deres sprog
- Delmængdekonstruktionen: $\text{NFA} \rightarrow \text{FA}$
- Definition af NFA- Λ 'er og deres sprog
- Λ -eliminering: $\text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{FA}$
- Kleenes sætning: $\text{regulært udtryk} \rightarrow \text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{NFA} \rightarrow \text{FA} \rightarrow \text{regulært udtryk}$

Ækvivalens ml. Regulære udtryk og FA'er

- Definition af NFA'er og deres sprog
- Delmængdekonstruktionen: $\text{NFA} \rightarrow \text{FA}$
- Definition af NFA- Λ 'er og deres sprog
- Λ -eliminering: $\text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{FA}$
- Kleenes sætning: $\text{regulært udtryk} \rightarrow \text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{NFA} \rightarrow \text{FA} \rightarrow \text{regulært udtryk}$

Ækvivalens ml. Regulære udtryk og FA'er

- Definition af NFA'er og deres sprog
- Delmængdekonstruktionen: $\text{NFA} \rightarrow \text{FA}$
- Definition af NFA- Λ 'er og deres sprog
- Λ -eliminering: $\text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{FA}$
- Kleenes sætning: $\text{regulært udtryk} \rightarrow \text{NFA-}\Lambda \rightarrow \text{NFA} \rightarrow \text{FA} \rightarrow \text{regulært udtryk}$

Nondeterministiske automater

- NFA'er: som FA'er men
- Der er ikke altid præcis én udgående transition pr. alfabetsymbol for hver tilstand
- Automaten accepterer en streng, hvis det er muligt at "gætte" en vej til accept

Nondeterministiske automater

- NFA'er: som FA'er men
- Der er ikke altid præcis én udgående transition pr. alfabetsymbol for hver tilstand
- Automaten accepterer en streng, hvis det er muligt at "gætte" en vej til accept

Nondeterministiske automater

- NFA'er: som FA'er men
- Der er ikke altid præcis én udgående transition pr. alfabetsymbol for hver tilstand
- Automaten accepterer en streng, hvis det er muligt at "gætte" en vej til accept

Eksempel

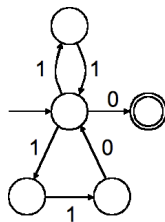
- Hvordan laver man en automat, der svarer til det regulære udtryk $(11 + 110)^*0$?
- Det er ikke trivielt med FA'er...
- En nondeterministisk automat:

Eksempel

- Hvordan laver man en automat, der svarer til det regulære udtryk $(11 + 110)^*0$?
- Det er ikke trivielt med FA'er...
- En nondeterministisk automat:

Eksempel

- Hvordan laver man en automat, der svarer til det regulære udtryk $(11 + 110)^*0$?
- Det er ikke trivielt med FA'er...
- En nondeterministisk automat:



Formel definition af NFA

Everything is vague to a degree you do not realize till you have tried to make it precise.

Bertrand Russell

En nondeterministisk endelig automat (NFA) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
- Σ er et alfabet
- $q_0 \in Q$ er en starttilstand
- $A \subseteq Q$ er accepttilstande
- $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion
Det betyder at $\delta(q, a)$ giver en *mængde* af tilstande.

Formel definition af NFA

Everything is vague to a degree you do not realize till you have tried to make it precise.

Bertrand Russell

En nondeterministisk endelig automat (NFA) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
- Σ er et alfabet
- $q_0 \in Q$ er en starttilstand
- $A \subseteq Q$ er accepttilstande
- $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion
 Det betyder at $\delta(q, a)$ giver en *mængde* af tilstande.

Formel definition af NFA

Everything is vague to a degree you do not realize till you have tried to make it precise.

Bertrand Russell

En nondeterministisk endelig automat (NFA) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
 - Σ er et alfabet
 - $q_0 \in Q$ er en starttilstand
 - $A \subseteq Q$ er accepttilstande
 - $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion
- Det betyder at $\delta(q, a)$ giver en *mængde* af tilstande.

Formel definition af NFA

Everything is vague to a degree you do not realize till you have tried to make it precise.

Bertrand Russell

En nondeterministisk endelig automat (NFA) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
 - Σ er et alfabet
 - $q_0 \in Q$ er en starttilstand
 - $A \subseteq Q$ er accepttilstande
 - $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion
- Det betyder at $\delta(q, a)$ giver en *mængde* af tilstande.

Formel definition af NFA

Everything is vague to a degree you do not realize till you have tried to make it precise.

Bertrand Russell

En nondeterministisk endelig automat (NFA) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
- Σ er et alfabet
- $q_0 \in Q$ er en starttilstand
- $A \subseteq Q$ er accepttilstande
- $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion
 Det betyder at $\delta(q, a)$ giver en *mængde* af tilstande.

Formel definition af NFA

Everything is vague to a degree you do not realize till you have tried to make it precise.

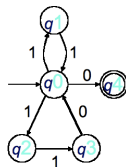
Bertrand Russell

En nondeterministisk endelig automat (NFA) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
 - Σ er et alfabet
 - $q_0 \in Q$ er en starttilstand
 - $A \subseteq Q$ er accepttilstande
 - $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion
- Det betyder at $\delta(q, a)$ giver en *mængde* af tilstande.

Eksempel på en NFA

Her er den grafiske representation af en automat:



- Den repræsenterer 5-tuplet:

- $Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}$

- $\Sigma = \{0, 1\}$

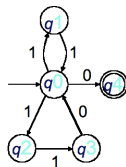
- $A = \{q_4\}$

- $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ Er funktionen i denne tabel:

	0	1
q_0	$\{q_4\}$	$\{q_1, q_2\}$
q_1	\emptyset	$\{q_0\}$
q_2	\emptyset	$\{q_3\}$
q_3	$\{q_0\}$	\emptyset
q_4	\emptyset	\emptyset

Eksempel på en NFA

Her er den grafiske representation af en automat:

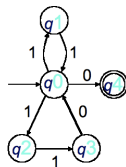


- Den repræsenterer 5-tuplet:
- $Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}$
- $\Sigma = \{0, 1\}$
- $A = \{q_4\}$
- $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ Er funktionen i denne tabel:

	0	1
q_0	$\{q_4\}$	$\{q_1, q_2\}$
q_1	\emptyset	$\{q_0\}$
q_2	\emptyset	$\{q_3\}$
q_3	$\{q_0\}$	\emptyset
q_4	\emptyset	\emptyset

Eksempel på en NFA

Her er den grafiske representation af en automat:



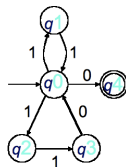
- Den repræsenterer 5-tuplet:
- $Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}$
- $\Sigma = \{0, 1\}$
- $A = \{q_4\}$

- $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ Er funktionen i denne tabel:

	0	1
q_0	$\{q_4\}$	$\{q_1, q_2\}$
q_1	\emptyset	$\{q_0\}$
q_2	\emptyset	$\{q_3\}$
q_3	$\{q_0\}$	\emptyset
q_4	\emptyset	\emptyset

Eksempel på en NFA

Her er den grafiske representation af en automat:



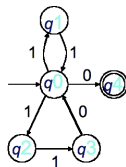
- Den repræsenterer 5-tuplet:
- $Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}$
- $\Sigma = \{0, 1\}$
- $A = \{q_4\}$

- $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ Er funktionen i denne tabel:

	0	1
q_0	$\{q_4\}$	$\{q_1, q_2\}$
q_1	\emptyset	$\{q_0\}$
q_2	\emptyset	$\{q_3\}$
q_3	$\{q_0\}$	\emptyset
q_4	\emptyset	\emptyset

Eksempel på en NFA

Her er den grafiske representation af en automat:



- Den repræsenterer 5-tuplet:
- $Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}$
- $\Sigma = \{0, 1\}$
- $A = \{q_4\}$
- $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ Er funktionen i denne tabel:

	0	1
q_0	$\{q_4\}$	$\{q_1, q_2\}$
q_1	\emptyset	$\{q_0\}$
q_2	\emptyset	$\{q_3\}$
q_3	$\{q_0\}$	\emptyset
q_4	\emptyset	\emptyset

Sproget af en NFA

Givet en NFA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$:

- Definer den udvidede transitionsfunktion:

$$\delta^*(q, x) = \begin{cases} \{q\} & \text{hvis } x = \Lambda \\ \bigcup_{r \in \delta^*(q, y)} \delta(r, a) & \text{hvis } x = y \cdot a \end{cases}$$

- $x \in \Sigma^*$ accepteres af en NFA M hvis og kun hvis $\delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset$
- $L(M) = \{x \mid x \text{ accepteres af } M\}$

Sproget af en NFA

Givet en NFA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$:

- Definer den udvidede transitionsfunktion:

$$\delta^*(q, x) = \begin{cases} \{q\} & \text{hvis } x = \Lambda \\ \bigcup_{r \in \delta^*(q, y)} \delta(r, a) & \text{hvis } x = y \cdot a \end{cases}$$

- $x \in \Sigma^*$ accepteres af en NFA M hvis og kun hvis $\delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset$
- $L(M) = \{x \mid x \text{ accepteres af } M\}$

Sproget af en NFA

Givet en NFA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$:

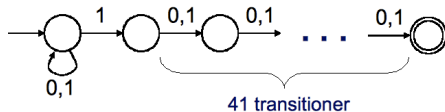
- Definer den udvidede transitionsfunktion:

$$\delta^*(q, x) = \begin{cases} \{q\} & \text{hvis } x = \Lambda \\ \bigcup_{r \in \delta^*(q, y)} \delta(r, a) & \text{hvis } x = y \cdot a \end{cases}$$

- $x \in \Sigma^*$ accepteres af en NFA M hvis og kun hvis $\delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset$
- $L(M) = \{x \mid x \text{ accepteres af } M\}$

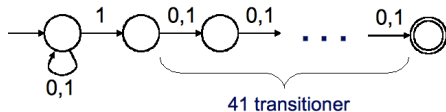
NFA'er er ofte mindre end FA'er

- $L_{42} = \{x \mid |x| \geq 42 \wedge 42 \text{ tegn fra højre er et } 1\}$
- Sidste seminar viste vi at det kræver mindst 2^{42} tilstande at lave en FA der genkender L_{42}
- En **NFA** der genkender L_{42} med 43 tilstande:



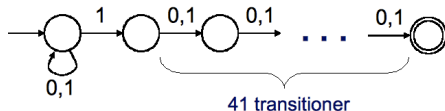
NFA'er er ofte mindre end FA'er

- $L_{42} = \{x \mid |x| \geq 42 \wedge 42 \text{ tegn fra højre er et } 1\}$
- Sidste seminar viste vi at det kræver mindst 2^{42} tilstande at lave en FA der genkender L_{42}
- En NFA der genkender L_{42} med 43 tilstande:



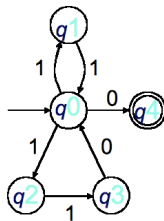
NFA'er er ofte mindre end FA'er

- $L_{42} = \{x \mid |x| \geq 42 \wedge 42 \text{ tegn fra højre er et } 1\}$
- Sidste seminar viste vi at det kræver mindst 2^{42} tilstande at lave en FA der genkender L_{42}
- En **N**F A der genkender L_{42} med 43 tilstande:



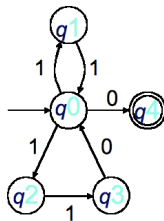
Quiz

Bliver strengen 110110
accepteret af denne automat?



Quiz

Bliver strengen 110110
accepteret af denne automat?

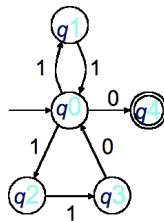


Ja! der findes en sti til accept:

$$q_0 \xrightarrow{1} q_2 \xrightarrow{1} q_3 \xrightarrow{0} q_0 \xrightarrow{1} q_1 \xrightarrow{1} q_0 \xrightarrow{0} q_4$$

Quiz

Bliver strengen 110110
accepteret af denne automat?



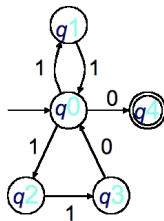
Ja! der findes en sti til accept:

$$q_0 \xrightarrow{1} q_2 \xrightarrow{1} q_3 \xrightarrow{0} q_0 \xrightarrow{1} q_1 \xrightarrow{1} q_0 \xrightarrow{0} q_4$$

Vi kan systematisk lede efter sådan en sti: $\{q_0\}$

Quiz

Bliver strengen 110110
accepteret af denne automat?



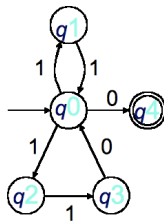
Ja! der findes en sti til accept:

$$q_0 \xrightarrow{1} q_2 \xrightarrow{1} q_3 \xrightarrow{0} q_0 \xrightarrow{1} q_1 \xrightarrow{1} q_0 \xrightarrow{0} q_4$$

Vi kan systematisk lede efter sådan en sti: $\{q_0\} \xrightarrow{1} \{q_1, q_2\}$

Quiz

Bliver strengen 110110
accepteret af denne automat?



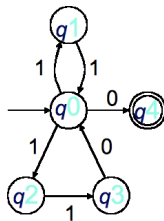
Ja! der findes en sti til accept:

$$q_0 \xrightarrow{1} q_2 \xrightarrow{1} q_3 \xrightarrow{0} q_0 \xrightarrow{1} q_1 \xrightarrow{1} q_0 \xrightarrow{0} q_4$$

Vi kan systematisk lede efter sådan en sti: $\{q_0\} \xrightarrow{1} \{q_1, q_2\} \xrightarrow{1} \{q_0, q_3\}$

Quiz

Bliver strengen 110110
accepteret af denne automat?



Ja! der findes en sti til accept:

$$q_0 \xrightarrow{1} q_2 \xrightarrow{1} q_3 \xrightarrow{0} q_0 \xrightarrow{1} q_1 \xrightarrow{1} q_0 \xrightarrow{0} q_4$$

Vi kan systematisk lede efter sådan en sti: $\{q_0\} \xrightarrow{1} \{q_1, q_2\} \xrightarrow{1} \{q_0, q_3\} \xrightarrow{0} \{q_4, q_0\} \xrightarrow{1} \{q_1, q_2\} \xrightarrow{1} \{q_0, q_3\} \xrightarrow{0} \{q_4, q_0\}$

Øvelser:

- [Martin]: opg. 4.2. (p. 156) Drawing an NFA and using the definition of δ^*

Plan

Nondeterministiske automater

Determinisering

NFA- Λ 'er

Kleenes sætning

Kleenes sætning del 1

Kleenes sætning del 2

Frokost

Minimering

Myhill Nerode

Java projekt

Enhver FA kan oversættes til en NFA

- Hvis man ser på den grafiske repræsentation, så er det trivielt, en FA er bare en simpel NFA.
- Formelt: givet en FA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Konstruer en NFA: $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta')$ hvor:

$$\delta'(q, a) = \{\delta(q, a)\}$$

- Husk bevis for korrekthed! $L(M) = L(N)$ fordi... (induktion i længden af en inputstreng)

Enhver FA kan oversættes til en NFA

- Hvis man ser på den grafiske repræsentation, så er det trivielt, en FA er bare en simpel NFA.
- Formelt: givet en FA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Konstruer en NFA: $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta')$ hvor:

$$\delta'(q, a) = \{\delta(q, a)\}$$

- Husk bevis for korrekthed! $L(M) = L(N)$ fordi... (induktion i længden af en inputstreng)

Enhver FA kan oversættes til en NFA

- Hvis man ser på den grafiske repræsentation, så er det trivielt, en FA er bare en simpel NFA.
- Formelt: givet en FA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Konstruer en NFA: $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta')$ hvor:

$$\delta'(q, a) = \{\delta(q, a)\}$$

- Husk bevis for korrekthed! $L(M) = L(N)$ fordi... (induktion i længden af en inputstreng)

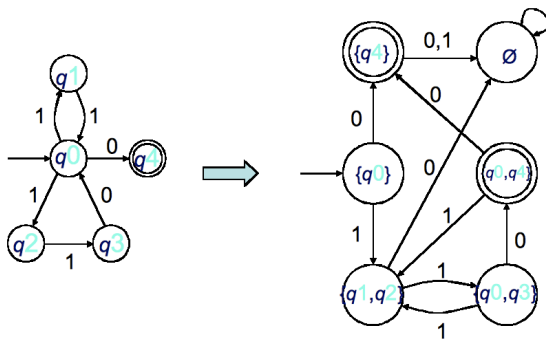
Enhver FA kan oversættes til en NFA

- Hvis man ser på den grafiske repræsentation, så er det trivielt, en FA er bare en simpel NFA.
- Formelt: givet en FA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Konstruer en NFA: $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta')$ hvor:

$$\delta'(q, a) = \{\delta(q, a)\}$$

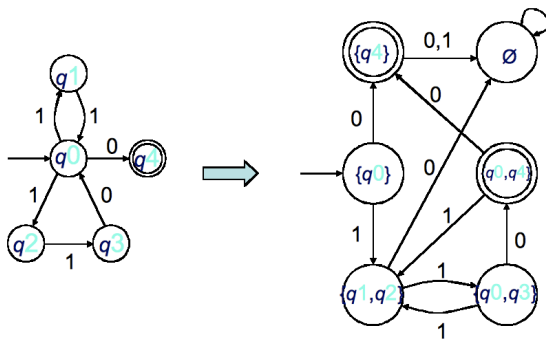
- Husk bevis for korrekthed! $L(M) = L(N)$ fordi... (induktion i længden af en inputstreng)

Enhver NFA kan oversættes til en FA



Dette kaldes determinisering

Enhver NFA kan oversættes til en FA



Dette kaldes determinisering

Delmængdekonstruktionen (determinisering)

Givet en NFA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$

Konstruer en FA: $M = (Q', \Sigma, q'_0, A', \delta')$

- $Q' = 2^Q$ (tilstandene i FA'en svarer til en mængde af tilstande i NFA'en)
- $q'_0 = \{q_0\}$
- $A' = \{q \in Q' \mid A \cap q \neq \emptyset\}$
- $\delta'(q, a) = \bigcup_{r \in q} \delta(r, a)$
- Husk bevis for korrekthed...

Delmængdekonstruktionen (determinisering)

Givet en NFA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$

Konstruer en FA: $M = (Q', \Sigma, q'_0, A', \delta')$

- $Q' = 2^Q$ (tilstandene i FA'en svarer til en mængde af tilstande i NFA'en)
- $q'_0 = \{q_0\}$
- $A' = \{q \in Q' \mid A \cap q \neq \emptyset\}$
- $\delta'(q, a) = \bigcup_{r \in q} \delta(r, a)$
- Husk bevis for korrekthed...

Delmængdekonstruktionen (determinisering)

Givet en NFA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$

Konstruer en FA: $M = (Q', \Sigma, q'_0, A', \delta')$

- $Q' = 2^Q$ (tilstandene i FA'en svarer til en mængde af tilstande i NFA'en)
- $q'_0 = \{q_0\}$
- $A' = \{q \in Q' \mid A \cap q \neq \emptyset\}$
- $\delta'(q, a) = \bigcup_{r \in q} \delta(r, a)$
- Husk bevis for korrekthed...

Delmængdekonstruktionen (determinisering)

Givet en NFA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$

Konstruer en FA: $M = (Q', \Sigma, q'_0, A', \delta')$

- $Q' = 2^Q$ (tilstandene i FA'en svarer til en mængde af tilstande i NFA'en)
- $q'_0 = \{q_0\}$
- $A' = \{q \in Q' \mid A \cap q \neq \emptyset\}$
- $\delta'(q, a) = \bigcup_{r \in q} \delta(r, a)$
- Husk bevis for korrekthed...

Delmængdekonstruktionen (determinisering)

Givet en NFA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$

Konstruer en FA: $M = (Q', \Sigma, q'_0, A', \delta')$

- $Q' = 2^Q$ (tilstandene i FA'en svarer til en mængde af tilstande i NFA'en)
- $q'_0 = \{q_0\}$
- $A' = \{q \in Q' \mid A \cap q \neq \emptyset\}$
- $\delta'(q, a) = \bigcup_{r \in q} \delta(r, a)$
- Husk bevis for korrekthed...

Delmængdekonstruktionen (determinisering)

Givet en NFA: $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$

Konstruer en FA: $M = (Q', \Sigma, q'_0, A', \delta')$

- $Q' = 2^Q$ (tilstandene i FA'en svarer til en mængde af tilstande i NFA'en)
- $q'_0 = \{q_0\}$
- $A' = \{q \in Q' \mid A \cap q \neq \emptyset\}$
- $\delta'(q, a) = \bigcup_{r \in q} \delta(r, a)$
- Husk bevis for korrekthed...

Bevis for korrekthed af delmængdekonstruktionen

- Husk definitionen for $L(M)$ og $L(N)$

$$L(M) = \{x \mid \delta'^*(q'_0, x) \in A'\}$$

$$L(N) = \{x \mid \delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset\}$$

- Lemma:

$$\forall x \in \Sigma^* : \delta'^*(q'_0, x) = \delta^*(q_0, x)$$

Bevis: induktion i strukturen af x ...

- $\delta'^*(q'_0, x) \in A' \stackrel{\text{lemma}}{\Leftrightarrow} \delta^*(q_0, x) \in A' \stackrel{\text{def af } A}{\Leftrightarrow} \delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset$
- D.v.s. $L(M) = L(N)$

Bevis for korrekthed af delmængdekonstruktionen

- Husk definitionen for $L(M)$ og $L(N)$

$$L(M) = \{x | \delta'^*(q'_0, x) \in A'\}$$

$$L(N) = \{x | \delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset\}$$

- Lemma:

$$\forall x \in \Sigma^* : \delta'^*(q'_0, x) = \delta^*(q_0, x)$$

Bevis: induktion i strukturen af x ...

- $\delta'^*(q'_0, x) \in A' \stackrel{\text{lemma}}{\Leftrightarrow} \delta^*(q_0, x) \in A' \stackrel{\text{def af } A}{\Leftrightarrow} \delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset$
- D.v.s. $L(M) = L(N)$

Bevis for korrekthed af delmængdekonstruktionen

- Husk definitionen for $L(M)$ og $L(N)$

$$L(M) = \{x \mid \delta'^*(q'_0, x) \in A'\}$$

$$L(N) = \{x \mid \delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset\}$$

- Lemma:

$$\forall x \in \Sigma^* : \delta'^*(q'_0, x) = \delta^*(q_0, x)$$

Bevis: induktion i strukturen af x ...

- $\delta'^*(q'_0, x) \in A' \stackrel{\text{lemma}}{\Leftrightarrow} \delta^*(q_0, x) \in A' \stackrel{\text{def af } A}{\Leftrightarrow} \delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset$
- D.v.s. $L(M) = L(N)$

Bevis for korrekthed af delmængdekonstruktionen

- Husk definitionen for $L(M)$ og $L(N)$

$$L(M) = \{x \mid \delta'^*(q'_0, x) \in A'\}$$

$$L(N) = \{x \mid \delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset\}$$

- Lemma:

$$\forall x \in \Sigma^* : \delta'^*(q'_0, x) = \delta^*(q_0, x)$$

Bevis: induktion i strukturen af x ...

- $\delta'^*(q'_0, x) \in A' \stackrel{\text{lemma}}{\Leftrightarrow} \delta^*(q_0, x) \in A' \stackrel{\text{def af } A}{\Leftrightarrow} \delta^*(q_0, x) \cap A \neq \emptyset$
- D.v.s. $L(M) = L(N)$

Nøjes med opnåelige tilstande

- Delmængdekonstruktionen bruger $Q' = 2^Q$
- Som ved produktkonstruktionen: I praksis er hele tilstandsrummet sjældent nødvendigt
- Som sidste gang: Kun tilstande, der er opnåelige fra starttilstanden er relevante for sproget (Bevis dette: Opg. 3.29, p. 117)

Nøjes med opnåelige tilstande

- Delmængdekonstruktionen bruger $Q' = 2^Q$
- Som ved produktkonstruktionen: I praksis er hele tilstandsrummet sjældent nødvendigt
- Som sidste gang: Kun tilstande, der er opnåelige fra starttilstanden er relevante for sproget (Bevis dette: Opg. 3.29, p. 117)

Nøjes med opnåelige tilstande

- Delmængdekonstruktionen bruger $Q' = 2^Q$
- Som ved produktkonstruktionen: I praksis er hele tilstandsrummet sjældent nødvendigt
- Som sidste gang: Kun tilstande, der er opnåelige fra starttilstanden er relevante for sproget (Bevis dette: Opg. 3.29, p. 117)

Øvelser

- [Martin] Opg. 4.10 (a+e) (p. 157)
Udfør selv delmængdekonstruktionen.

Plan

Nondeterministiske automater

Determinisering

NFA- Λ 'er

Kleenes sætning

Kleenes sætning del 1

Kleenes sætning del 2

Frokost

Minimering

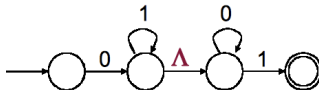
Myhill Nerode

Java projekt

NFA'er med Λ -transitioner

- For nemt at kunne oversætte regulære udtryk til automater generaliserer vi automaterne yderligere
- En Λ -transition er en transition, der ikke læser et symbol fra input-strengen

- Eksempel på en NFA- Λ :

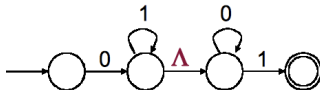


- Automaten “bestemmer selv” om den vil følge Λ -transitionen
Eksempel: strengen 011 accepteres

NFA'er med Λ -transitioner

- For nemt at kunne oversætte regulære udtryk til automater generaliserer vi automaterne yderligere
- En Λ -transition er en transition, der ikke læser et symbol fra input-strengen

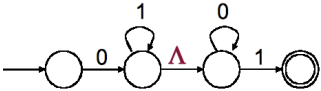
- Eksempel på en NFA- Λ :



- Automaten “bestemmer selv” om den vil følge Λ -transitionen
Eksempel: strengen 011 accepteres

NFA'er med Λ -transitioner

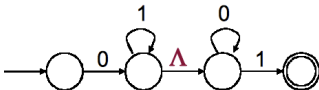
- For nemt at kunne oversætte regulære udtryk til automater generaliserer vi automaterne yderligere
- En Λ -transition er en transition, der ikke læser et symbol fra input-strengen

- Eksempel på en NFA- Λ : 
- Automaten “bestemmer selv” om den vil følge Λ -transitionen
Eksempel: strengen 011 accepteres

NFA'er med Λ -transitioner

- For nemt at kunne oversætte regulære udtryk til automater generaliserer vi automaterne yderligere
- En Λ -transition er en transition, der ikke læser et symbol fra input-strengen

- Eksempel på en NFA- Λ :



- Automaten “bestemmer selv” om den vil følge Λ -transitionen
Eksempel: strengen 011 accepteres

Formel definition af NFA- Λ

En nondeterministisk endelig automat med Λ -transitioner (NFA- Λ) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
- Σ er et alfabet
- $q_0 \in Q$ er en starttilstand
- $A \subseteq Q$ er accepttilstande
- $\delta : Q \times (\Sigma \cup \Lambda) \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion

Formel definition af NFA- Λ

En nondeterministisk endelig automat med Λ -transitioner (NFA- Λ) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
- Σ er et alfabet
- $q_0 \in Q$ er en starttilstand
- $A \subseteq Q$ er accepttilstande
- $\delta : Q \times (\Sigma \cup \Lambda) \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion

Formel definition af NFA- Λ

En nondeterministisk endelig automat med Λ -transitioner (NFA- Λ) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
- Σ er et alfabet
- $q_0 \in Q$ er en starttilstand
- $A \subseteq Q$ er accepttilstande
- $\delta : Q \times (\Sigma \cup \Lambda) \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion

Formel definition af NFA- Λ

En nondeterministisk endelig automat med Λ -transitioner (NFA- Λ) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
- Σ er et alfabet
- $q_0 \in Q$ er en starttilstand
- $A \subseteq Q$ er accepttilstande
- $\delta : Q \times (\Sigma \cup \Lambda) \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion

Formel definition af NFA- Λ

En nondeterministisk endelig automat med Λ -transitioner (NFA- Λ) er et 5-tupel $(Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor

- Q er en endelig mængde af tilstande
- Σ er et alfabet
- $q_0 \in Q$ er en starttilstand
- $A \subseteq Q$ er accepttilstande
- $\delta : Q \times (\Sigma \cup \Lambda) \rightarrow 2^Q$ er en transitionsfunktion

Λ -lukning af en tilstandsmængde (Λ -closure)

- Hvor kan man komme til ved kun at bruge Λ -transitioner?
- Givet en mængde $S \subseteq Q$, definer Λ -lukningen $\Lambda(S)$ som den mindste mængde der opfylder flg.:
- $S \subseteq \Lambda(S)$
- $\forall q \in \Lambda(S) : \delta(q, \Lambda) \in \Lambda(S)$

Λ -lukning af en tilstandsmængde (Λ -closure)

- Hvor kan man komme til ved kun at bruge Λ -transitioner?
- Givet en mængde $S \subseteq Q$, definer Λ -lukningen $\Lambda(S)$ som den mindste mængde der opfylder flg.:
- $S \subseteq \Lambda(S)$
- $\forall q \in \Lambda(S) : \delta(q, \Lambda) \in \Lambda(S)$

Λ -lukning af en tilstandsmængde (Λ -closure)

- Hvor kan man komme til ved kun at bruge Λ -transitioner?
- Givet en mængde $S \subseteq Q$, definer Λ -lukningen $\Lambda(S)$ som den mindste mængde der opfylder flg.:
- $S \subseteq \Lambda(S)$
- $\forall q \in \Lambda(S) : \delta(q, \Lambda) \in \Lambda(S)$

Λ -lukning af en tilstandsmængde (Λ -closure)

- Hvor kan man komme til ved kun at bruge Λ -transitioner?
- Givet en mængde $S \subseteq Q$, definer Λ -lukningen $\Lambda(S)$ som den mindste mængde der opfylder flg.:
- $S \subseteq \Lambda(S)$
- $\forall q \in \Lambda(S) : \delta(q, \Lambda) \in \Lambda(S)$

Sproget for en NFA- Λ

- Givet en NFA- Λ $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$, definer den udvidede transitionsfunktion $\delta^* : Q \times \Sigma^* \rightarrow 2^Q$ ved

$$\delta^*(q, x) = \begin{cases} \Lambda(q) & \text{hvis } x = \Lambda \\ \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q, y)} \delta(r, a)) & \text{hvis } x = y \cdot a \end{cases}$$

Sproget for en NFA- Λ

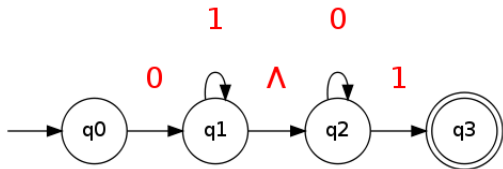
- Givet en NFA- Λ $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$, definer den udvidede transitionsfunktion $\delta^* : Q \times \Sigma^* \rightarrow 2^Q$ ved

-

$$\delta^*(q, x) = \begin{cases} \Lambda(q) & \text{hvis } x = \Lambda \\ \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q, y)} \delta(r, a)) & \text{hvis } x = y \cdot a \end{cases}$$

Quiz

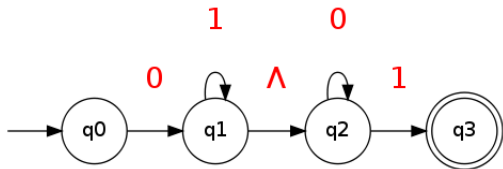
- Hvad er $\delta^*(q_0, 01)$ for denne NFA- Λ ?



- $\delta^*(q_0, \Lambda) = \Lambda(q_0) = \{q_0\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda)} \delta(r, 0)) = \{q_1, q_2\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0 \cdot 1) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0)} \delta(r, 1)) = \Lambda(\{q_1, q_2\} \cup \{q_3\}) = \{q_1, q_2, q_3\}$
- d.v.s. strengen 01 bliver accepteret af automaten.

Quiz

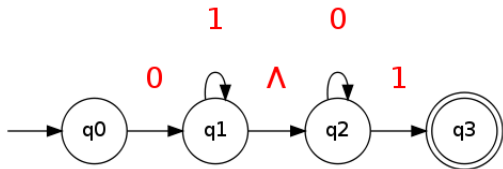
- Hvad er $\delta^*(q_0, 01)$ for denne NFA- Λ ?



- $\delta^*(q_0, \Lambda) = \Lambda(q_0) = \{q_0\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda)} \delta(r, 0)) = \{q_1, q_2\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0 \cdot 1) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0)} \delta(r, 1)) = \Lambda(\{q_1, q_2\} \cup \{q_3\}) = \{q_1, q_2, q_3\}$
- d.v.s. strengen 01 bliver accepteret af automaten.

Quiz

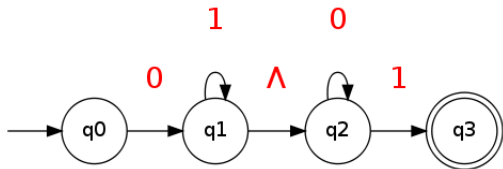
- Hvad er $\delta^*(q_0, 01)$ for denne NFA- Λ ?



- $\delta^*(q_0, \Lambda) = \Lambda(q_0) = \{q_0\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda)} \delta(r, 0)) = \{q_1, q_2\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0 \cdot 1) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0)} \delta(r, 1)) = \Lambda(\{q_1, q_2\} \cup \{q_3\}) = \{q_1, q_2, q_3\}$
- d.v.s. strengen 01 bliver accepteret af automaten.

Quiz

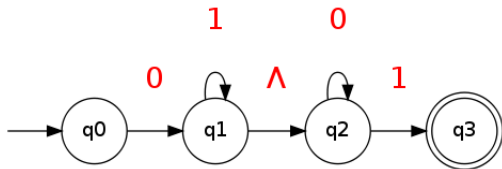
- Hvad er $\delta^*(q_0, 01)$ for denne NFA- Λ ?



- $\delta^*(q_0, \Lambda) = \Lambda(q_0) = \{q_0\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda)} \delta(r, 0)) = \{q_1, q_2\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0 \cdot 1) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0)} \delta(r, 1)) = \Lambda(\{q_1, q_2\} \cup \{q_3\}) = \{q_1, q_2, q_3\}$
- d.v.s. strengen 01 bliver accepteret af automaten.

Quiz

- Hvad er $\delta^*(q_0, 01)$ for denne NFA- Λ ?



- $\delta^*(q_0, \Lambda) = \Lambda(q_0) = \{q_0\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda)} \delta(r, 0)) = \{q_1, q_2\}$
- $\delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0 \cdot 1) = \Lambda(\bigcup_{r \in \delta^*(q_0, \Lambda \cdot 0)} \delta(r, 1)) = \Lambda(\{q_1, q_2\} \cup \{q_3\}) = \{q_1, q_2, q_3\}$
- d.v.s. strengen 01 bliver accepteret af automaten.

Enhver NFA kan oversættes til en NFA- Λ

- Med den grafiske repræsentation er det trivielt

- Med de formelle definitioner:

Givet en NFA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta_M)$,

definer en NFA- Λ $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta_N)$ hvor $\delta_N(q, a) = \delta_M(q, a)$ for alle $q \in Q$ og $a \in \Sigma$ $\delta_N(q, \Lambda) = \emptyset$ for alle $q \in Q$

Bevis for at $L(N) = L(M)$: induktion...

Enhver NFA kan oversættes til en NFA- Λ

- Med den grafiske repræsentation er det trivielt
- Med de formelle definitioner:

Givet en NFA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta_M)$,

definer en NFA- Λ $N = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta_N)$ hvor $\delta_N(q, a) = \delta_M(q, a)$ for alle $q \in Q$ og $a \in \Sigma$ $\delta_N(q, \Lambda) = \emptyset$ for alle $q \in Q$

Bevis for at $L(N) = L(M)$: induktion...

Enhver NFA- Λ kan oversættes til en NFA (Λ -eliminering)

- Givet en NFA- Λ $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$,
- definer en NFA $M_1 = (Q, \Sigma, q_0, A_1, \delta_1)$ ved
- $\delta_1(q, a) = \delta^*(q, a)$
- $A_1 = \begin{cases} A \cup \{q_0\} & \text{hvis } \Lambda(\{q_0\}) \cap A \neq \emptyset \\ A & \text{ellers} \end{cases}$
- Der gælder nu: $L(M_1) = L(M)$

Enhver NFA- Λ kan oversættes til en NFA (Λ -eliminering)

- Givet en NFA- Λ $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$,
- definer en NFA $M_1 = (Q, \Sigma, q_0, A_1, \delta_1)$ ved
- $\delta_1(q, a) = \delta^*(q, a)$
- $A_1 = \begin{cases} A \cup \{q_0\} & \text{hvis } \Lambda(\{q_0\}) \cap A \neq \emptyset \\ A & \text{ellers} \end{cases}$
- Der gælder nu: $L(M_1) = L(M)$

Enhver NFA- Λ kan oversættes til en NFA (Λ -eliminering)

- Givet en NFA- Λ $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$,
- definer en NFA $M_1 = (Q, \Sigma, q_0, A_1, \delta_1)$ ved
- $\delta_1(q, a) = \delta^*(q, a)$
- $A_1 = \begin{cases} A \cup \{q_0\} & \text{hvis } \Lambda(\{q_0\}) \cap A \neq \emptyset \\ A & \text{ellers} \end{cases}$
- Der gælder nu: $L(M_1) = L(M)$

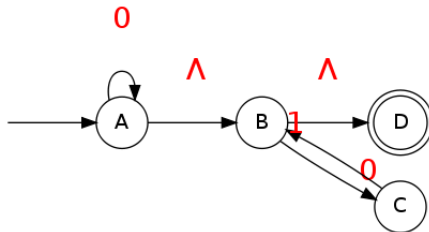
Enhver NFA- Λ kan oversættes til en NFA (Λ -eliminering)

- Givet en NFA- Λ $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$,
- definer en NFA $M_1 = (Q, \Sigma, q_0, A_1, \delta_1)$ ved
- $\delta_1(q, a) = \delta^*(q, a)$
- $A_1 = \begin{cases} A \cup \{q_0\} & \text{hvis } \Lambda(\{q_0\}) \cap A \neq \emptyset \\ A & \text{ellers} \end{cases}$
- Der gælder nu: $L(M_1) = L(M)$

Enhver NFA- Λ kan oversættes til en NFA (Λ -eliminering)

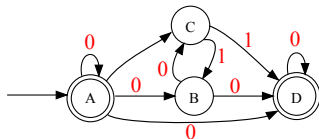
- Givet en NFA- Λ $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$,
- definer en NFA $M_1 = (Q, \Sigma, q_0, A_1, \delta_1)$ ved
- $\delta_1(q, a) = \delta^*(q, a)$
- $A_1 = \begin{cases} A \cup \{q_0\} & \text{hvis } \Lambda(\{q_0\}) \cap A \neq \emptyset \\ A & \text{ellers} \end{cases}$
- Der gælder nu: $L(M_1) = L(M)$

Eksempel

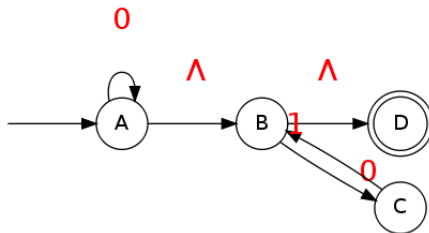


- NFA- Λ :
- Find $\delta^*(q, a)$ for alle $q \in Q$ og $a \in \Sigma$
- Se om $\Lambda(\{q_0\}) \cap A \neq \emptyset$

q	$\delta(q, \Lambda)$	$\delta(q, 0)$	$\delta(q, 1)$	$\delta^*(q, 0)$	$\delta^*(q, 1)$
A	{B}	{A}	{}	{A, B, C, D}	{}
B	{D}	{C}	{}	{C, D}	{}
C	{}	{}	{B}	{}	{B, D}
D	{}	{D}	{}	{D}	{}

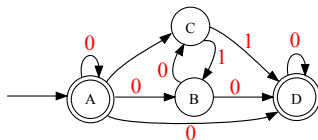


Eksempel

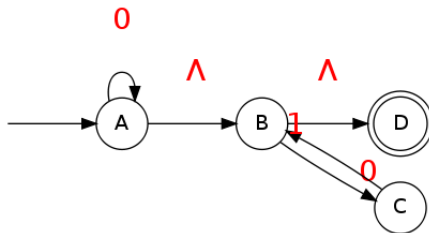


- NFA- Λ :
- Find $\delta^*(q, a)$ for alle $q \in Q$ og $a \in \Sigma$
- Se om $\Lambda(\{q_0\}) \cap A \neq \emptyset$

q	$\delta(q, \Lambda)$	$\delta(q, 0)$	$\delta(q, 1)$	$\delta^*(q, 0)$	$\delta^*(q, 1)$
A	$\{B\}$	$\{A\}$	$\{\}$	$\{A, B, C, D\}$	$\{\}$
B	$\{D\}$	$\{C\}$	$\{\}$	$\{C, D\}$	$\{\}$
C	$\{\}$	$\{\}$	$\{B\}$	$\{\}$	$\{B, D\}$
D	$\{\}$	$\{D\}$	$\{\}$	$\{D\}$	$\{D\}$

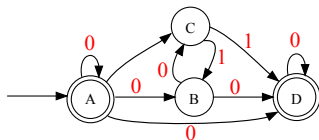


Eksempel



- NFA- Λ :
- Find $\delta^*(q, a)$ for alle $q \in Q$ og $a \in \Sigma$
- Se om $\Lambda(\{q_0\}) \cap A \neq \emptyset$

q	$\delta(q, \Lambda)$	$\delta(q, 0)$	$\delta(q, 1)$	$\delta^*(q, 0)$	$\delta^*(q, 1)$
A	$\{B\}$	$\{A\}$	$\{\}$	$\{A, B, C, D\}$	$\{\}$
B	$\{D\}$	$\{C\}$	$\{\}$	$\{C, D\}$	$\{\}$
C	$\{\}$	$\{\}$	$\{B\}$	$\{\}$	$\{B, D\}$
D	$\{\}$	$\{D\}$	$\{\}$	$\{D\}$	$\{\}$



Bevis for korrekthed af Λ -eliminering

- Vi skal vise: $\forall x \in \Sigma^* : x \in L(M_1) \Leftrightarrow x \in L(M) \text{ } x = \Lambda : \text{brug definition af } A_1 \text{ og } \Lambda\text{-lukning...}$
- $x = a \in \Sigma : \text{brug } A_1, \delta^*(q, a) = \delta_1(q, a) \text{ og } \Lambda\text{-lukning...}$
- $x = ya, y \neq \Lambda$: Induktionshypotese:
 $\forall y \in \Sigma^*, y \neq \Lambda : \delta^*(q_0, y) = \delta_1(q_0, y) \Rightarrow \delta^*(q_0, x) = \delta_1^*(q_0, x)$
 ...
- – se bogen Th. 4.2 p. 141.

Bevis for korrekthed af Λ -eliminering

- Vi skal vise: $\forall x \in \Sigma^* : x \in L(M_1) \Leftrightarrow x \in L(M) \text{ } x = \Lambda : \text{brug definition af } A_1 \text{ og } \Lambda\text{-lukning...}$
- $x = a \in \Sigma : \text{brug } A_1, \delta^*(q, a) = \delta_1(q, a) \text{ og } \Lambda\text{-lukning...}$
- $x = ya, y \neq \Lambda$: Induktionshypotese:
 $\forall y \in \Sigma^*, y \neq \Lambda : \delta^*(q_0, y) = \delta_1(q_0, y) \Rightarrow \delta^*(q_0, x) = \delta_1^*(q_0, x)$
 ...
- – se bogen Th. 4.2 p. 141.

Bevis for korrekthed af Λ -eliminering

- Vi skal vise: $\forall x \in \Sigma^* : x \in L(M_1) \Leftrightarrow x \in L(M) \text{ } x = \Lambda : \text{brug definition af } A_1 \text{ og } \Lambda\text{-lukning...}$
- $x = a \in \Sigma : \text{brug } A_1, \delta^*(q, a) = \delta_1(q, a) \text{ og } \Lambda\text{-lukning...}$
- $x = ya, y \neq \Lambda$: Induktionshypotese:
 $\forall y \in \Sigma^*, y \neq \Lambda : \delta^*(q_0, y) = \delta_1(q_0, y) \Rightarrow \delta^*(q_0, x) = \delta_1^*(q_0, x)$
 ...
- – se bogen Th. 4.2 p. 141.

Bevis for korrekthed af Λ -eliminering

- Vi skal vise: $\forall x \in \Sigma^* : x \in L(M_1) \Leftrightarrow x \in L(M) \text{ } x = \Lambda : \text{brug definition af } A_1 \text{ og } \Lambda\text{-lukning...}$
- $x = a \in \Sigma : \text{brug } A_1, \delta^*(q, a) = \delta_1(q, a) \text{ og } \Lambda\text{-lukning...}$
- $x = ya, y \neq \Lambda$: Induktionshypotese:
 $\forall y \in \Sigma^*, y \neq \Lambda : \delta^*(q_0, y) = \delta_1(q_0, y) \Rightarrow \delta^*(q_0, x) = \delta_1^*(q_0, x)$
 ...
- – se bogen Th. 4.2 p. 141.

Øvelser

- [Martin] Opg. 4.13 (p.159) Kør strenge på en NFA- Λ
- [Martin] Opg. 4.28 (e) Brug algoritmen til Λ -eliminering

Plan

Nondeterministiske automater

Determinisering

NFA- Λ 'er

Kleenes sætning

Kleenes sætning del 1

Kleenes sætning del 2

Frokost

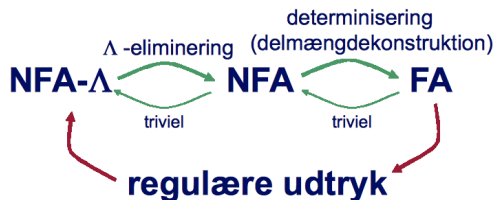
Minimering

Myhill Nerode

Java projekt

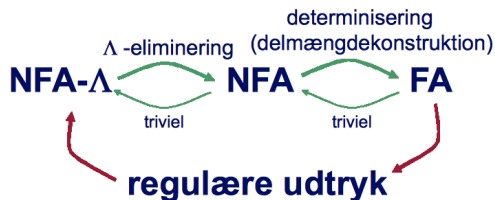
Status

- Vi har defineret 4 formalismer:
 - regulære udtryk
 - FA,
 - NFA,
 - NFA- Λ
- og er ved konstruktivt at bevise ækvivalens i udtrykskraft



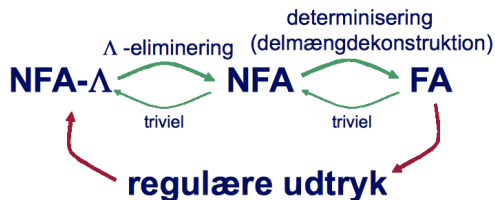
Status

- Vi har defineret 4 formalismer:
 - regulære udtryk
 - FA,
 - NFA,
 - NFA- Λ
- og er ved konstruktivt at bevise ækvivalens i udtrykskraft



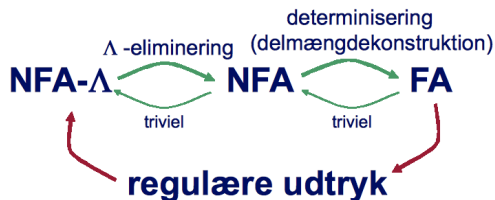
Status

- Vi har defineret 4 formalismer:
 - regulære udtryk
 - FA,
 - NFA,
 - NFA- Λ
- og er ved konstruktivt at bevise ækvivalens i udtrykskraft



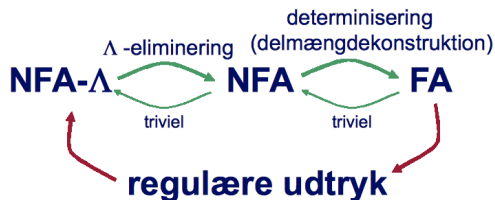
Status

- Vi har defineret 4 formalismer:
 - regulære udtryk
 - FA,
 - NFA,
 - NFA- Λ
- og er ved konstruktivt at bevise ækvivalens i udtrykskraft



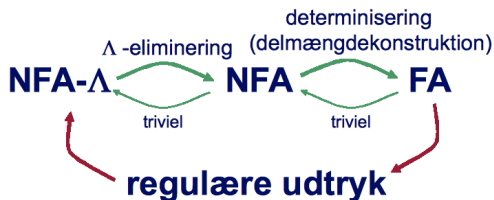
Status

- Vi har defineret 4 formalismer:
 - regulære udtryk
 - FA,
 - NFA,
 - NFA- Λ
- og er ved konstruktivt at bevise ækvivalens i udtrykskraft



Status

- Vi har defineret 4 formalismer:
 - regulære udtryk
 - FA,
 - NFA,
 - NFA- Λ
- og er ved konstruktivt at bevise ækvivalens i udtrykskraft



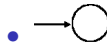
Ethvert regulært udtryk kan oversættes til en NFA- Λ

(Kleenes sætning, del 1)

- Bevis: Induktion i strukturen af det regulære udtryk r .
- Vis konstruktivt for hvert tilfælde hvordan man kan lave den korrekte NFA- Λ

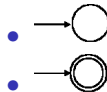
Basis

- $r = \emptyset$
- $r = \Lambda$
- $r = a$, hvor $a \in \Sigma$



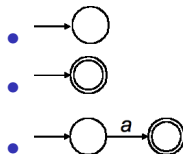
Basis

- $r = \emptyset$
- $r = \Lambda$
- $r = a$, hvor $a \in \Sigma$



Basis

- $r = \emptyset$
- $r = \Lambda$
- $r = a$, hvor $a \in \Sigma$



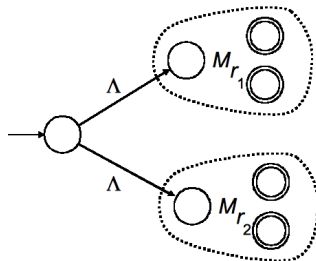
Induktionsskridt

- For alle deludtryk s af r kan vi udnytte induktionshypotesen:
- Der eksisterer en NFA- Λ M_s hvor $L(M_s) = L(s)$

Induktionsskridt

- For alle deludtryk s af r kan vi udnytte induktionshypotesen:
- Der eksisterer en NFA- Λ M_s hvor $L(M_s) = L(s)$

$$r = r_1 + r_2$$



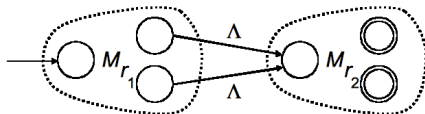
Induktionsskridt (part 2)

- $r = r_1 \cdot r_2$

- $r = r_1^*$

Induktionsskridt (part 2)

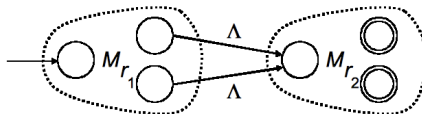
- $r = r_1 \cdot r_2$



- $r = r_1^*$

Induktionsskridt (part 2)

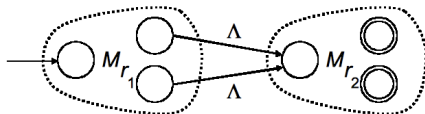
- $r = r_1 \cdot r_2$



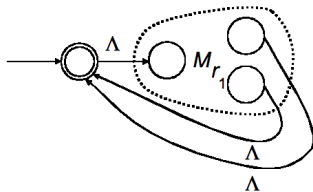
- $r = r_1^*$

Induktionsskridt (part 2)

- $r = r_1 \cdot r_2$



- $r = r_1^*$



Formel beskrivelse og bevis for korrekthed

Se beviset i bogen: p. 146

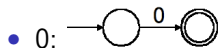
Eksempel (1/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- 0:
- 1:
- 00:
- 10:

Eksempel (1/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$



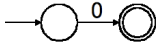
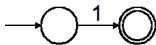
- 1:

- 00:

- 10:

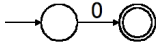
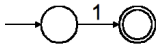

Eksempel (1/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)(10)^*$

- 0: 
- 1: 
- 00:
- 10:

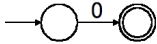
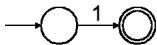


Eksempel (1/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- 0: 
- 1: 
- 00: 
- 10:

Eksempel (1/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- 0: 
- 1: 
- 00: 
- 10: 

Eksempel (2/3)

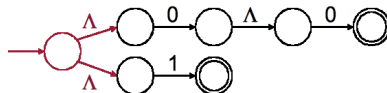
Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- $00 + 1$:
- $(00 + 1)^*$:

Eksempel (2/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- $00 + 1$:

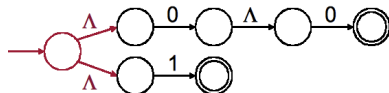


- $(00 + 1)^*$:

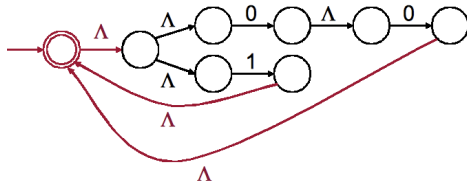
Eksempel (2/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- $00 + 1$:



- $(00 + 1)^*$:



Eksempel (3/3)

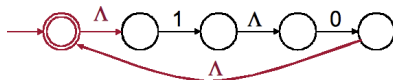
Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- $(10)^*$:
- $(00 + 1)^*(10)^*$:

Eksempel (3/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- $(10)^*$:

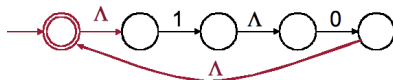


- $(00 + 1)^*(10)^*$:

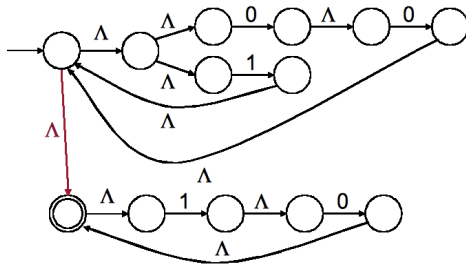
Eksempel (3/3)

Konstruer en NFA- Λ for det regulære udtryk $(00 + 1)^*(10)^*$

- $(10)^*$:



- $(00 + 1)^*(10)^*$:



Øvelser

- [Martin] Opg. 4.35 (a) (p. 163)
Udfør algoritmen for konstruktion af NFA- Λ fra regulært udtryk.

Enhver FA kan oversættes til et regulært udtryk

- Kleene's sætning del 2.
- Vi laver bevis med induktion naturligvis, men induktion i hvad?

Fra FA til regulært udtryk

- For en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ er $L(M)$ defineret som
$$L(M) = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(q_0, x) \in A\}$$
- Da A er endelig kan $L(M)$ udtrykkes som en endelig forening af sprog på form $L(p, q) = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(p, x) = q\}$
- Vi vil vise at hvert af disse sprog kan oversættes til et regulært udtryk, $r(p, q)$, og derefter kombinere disse med “+”

Fra FA til regulært udtryk

- For en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ er $L(M)$ defineret som
$$L(M) = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(q_0, x) \in A\}$$
- Da A er endelig kan $L(M)$ udtrykkes som en endelig forening af sprog på form $L(p, q) = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(p, x) = q\}$
- Vi vil vise at hvert af disse sprog kan oversættes til et regulært udtryk, $r(p, q)$, og derefter kombinere disse med “+”

Fra FA til regulært udtryk

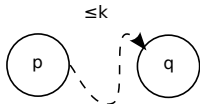
- For en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ er $L(M)$ defineret som $L(M) = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(q_0, x) \in A\}$
- Da A er endelig kan $L(M)$ udtrykkes som en endelig forening af sprog på form $L(p, q) = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(p, x) = q\}$
- Vi vil vise at hvert af disse sprog kan oversættes til et regulært udtryk, $r(p, q)$, og derefter kombinere disse med “+”

Induktion i antal tilstande

- Antag tilstandene i M er nummereret $1, \dots, |Q|$
- Definer $L(p, q, k)$ hvor $p, q \in Q$ og $k \in \{1..|Q|\}$ som:
Mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k$ (fraregnet endepunkterne)
- dvs. $L(p, q) = L(p, q, |Q|)$
- Vi vil vise ved induktion i k at $L(p, q, k)$ svarer til et regulært udtryk, $r(p, q, k)$
- dvs. vælg $r(p, q) = r(p, q, |Q|)$

Induktion i antal tilstande

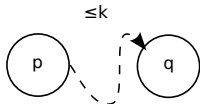
- Antag tilstandene i M er nummereret $1, \dots, |Q|$
- Definer $L(p, q, k)$ hvor $p, q \in Q$ og $k \in \{1..|Q|\}$ som:
Mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k$ (fraregnet endepunkterne)



- dvs. $L(p, q) = L(p, q, |Q|)$
- Vi vil vise ved induktion i k at $L(p, q, k)$ svarer til et regulært udtryk, $r(p, q, k)$
- dvs. vælg $r(p, q) = r(p, q, |Q|)$

Induktion i antal tilstande

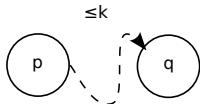
- Antag tilstandene i M er nummereret $1, \dots, |Q|$
- Definer $L(p, q, k)$ hvor $p, q \in Q$ og $k \in \{1..|Q|\}$ som:
Mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k$ (fraregnet endepunkterne)



- dvs. $L(p, q) = L(p, q, |Q|)$
- Vi vil vise ved induktion i k at $L(p, q, k)$ svarer til et regulært udtryk, $r(p, q, k)$
- dvs. vælg $r(p, q) = r(p, q, |Q|)$

Induktion i antal tilstande

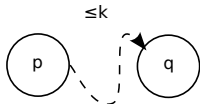
- Antag tilstandene i M er nummereret $1, \dots, |Q|$
- Definer $L(p, q, k)$ hvor $p, q \in Q$ og $k \in \{1..|Q|\}$ som:
Mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k$ (fraregnet endepunkterne)



- dvs. $L(p, q) = L(p, q, |Q|)$
- Vi vil vise ved induktion i k at $L(p, q, k)$ svarer til et regulært udtryk, $r(p, q, k)$
- dvs. vælg $r(p, q) = r(p, q, |Q|)$

Induktion i antal tilstande

- Antag tilstandene i M er nummereret $1, \dots, |Q|$
- Definer $L(p, q, k)$ hvor $p, q \in Q$ og $k \in \{1..|Q|\}$ som:
Mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k$ (fraregnet endepunkterne)



- dvs. $L(p, q) = L(p, q, |Q|)$
- Vi vil vise ved induktion i k at $L(p, q, k)$ svarer til et regulært udtryk, $r(p, q, k)$
- dvs. vælg $r(p, q) = r(p, q, |Q|)$

Basis

$k = 0$

- $L(p, q, 0)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q uden at gå gennem nogen tilstande (fraregnet endepunkterne)
- hvis $p \neq q$: $L(p, q, 0) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = q\}$
- hvis $p = q$: $L(p, q, 0) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = p\} \cup \{\Lambda\}$
- dvs. vi kan altid finde et regulært udtryk $r(p, q, 0)$ for $L(p, q, 0)$

Basis

$k = 0$

- $L(p, q, 0)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q uden at gå gennem nogen tilstande (fraregnet endepunkterne)
- hvis $p \neq q$: $L(p, q, 0) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = q\}$
- hvis $p = q$: $L(p, q, 0) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = p\} \cup \{\Lambda\}$
- dvs. vi kan altid finde et regulært udtryk $r(p, q, 0)$ for $L(p, q, 0)$

Basis

$k = 0$

- $L(p, q, 0)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q uden at gå gennem nogen tilstande (fraregnet endepunkterne)
- hvis $p \neq q$: $L(p, q, 0) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = q\}$
- hvis $p = q$: $L(p, q, 0) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = p\} \cup \{\Lambda\}$
- dvs. vi kan altid finde et regulært udtryk $r(p, q, 0)$ for $L(p, q, 0)$

Basis

$k = 0$

- $L(p, q, 0)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q uden at gå gennem nogen tilstande (fraregnet endepunkterne)
- hvis $p \neq q$: $L(p, q, 0) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = q\}$
- hvis $p = q$: $L(p, q, 0) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = p\} \cup \{\Lambda\}$
- dvs. vi kan altid finde et regulært udtryk $r(p, q, 0)$ for $L(p, q, 0)$

Induktionsskridt

$k + 1$

- $L(p, q, k + 1)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k + 1$
- To tilfælde:
 - Strengene der ikke går gennem tilstand $k + 1$: $L(p, q, k)$
 - Strengene der går gennem tilstand $k + 1$:
 $L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- dvs.
 $L(p, q, k + 1) = L(p, q, k) \cup L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- som vha. induktionshypotesen svarer til et regulært udtryk
 $r(p, q, k + 1) = r(p, q, k) + r(p, k + 1, k)r(k + 1, k + 1, k)^*r(k + 1, q, k)$

Induktionsskridt

$k + 1$

- $L(p, q, k + 1)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k + 1$
- To tilfælde:
 - Strengene der ikke går gennem tilstand $k + 1$: $L(p, q, k)$
 - Strengene der går gennem tilstand $k + 1$:
 $L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- dvs.
 $L(p, q, k + 1) = L(p, q, k) \cup L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- som vha. induktionshypotesen svarer til et regulært udtryk
 $r(p, q, k + 1) = r(p, q, k) + r(p, k + 1, k)r(k + 1, k + 1, k)^*r(k + 1, q, k)$

Induktionsskridt

$k + 1$

- $L(p, q, k + 1)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k + 1$
- To tilfælde:
 - Strengene der ikke går gennem tilstand $k + 1$: $L(p, q, k)$
 - Strengene der går gennem tilstand $k + 1$:
 $L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- dvs.
 $L(p, q, k + 1) = L(p, q, k) \cup L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- som vha. induktionshypotesen svarer til et regulært udtryk
 $r(p, q, k + 1) = r(p, q, k) + r(p, k + 1, k)r(k + 1, k + 1, k)^*r(k + 1, q, k)$

Induktionsskridt

$k + 1$

- $L(p, q, k + 1)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k + 1$
- To tilfælde:
 - Strengene der ikke går gennem tilstand $k + 1$: $L(p, q, k)$
 - Strengene der går gennem tilstand $k + 1$:
 $L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- dvs.
 $L(p, q, k + 1) = L(p, q, k) \cup L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- som vha. induktionshypotesen svarer til et regulært udtryk
 $r(p, q, k + 1) = r(p, q, k) + r(p, k + 1, k)r(k + 1, k + 1, k)^*r(k + 1, q, k)$

Induktionsskridt

$k + 1$

- $L(p, q, k + 1)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k + 1$
- To tilfælde:
 - Strenge der ikke går gennem tilstand $k + 1$: $L(p, q, k)$
 - Strenge der går gennem tilstand $k + 1$:
 $L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- dvs.

$$L(p, q, k + 1) = L(p, q, k) \cup L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$$
- som vha. induktionshypotesen svarer til et regulært udtryk

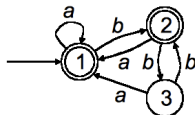
$$r(p, q, k + 1) = r(p, q, k) + r(p, k + 1, k)r(k + 1, k + 1, k)^*r(k + 1, q, k)$$

Induktionsskridt

$k + 1$

- $L(p, q, k + 1)$ er mængden af strenge, der fører fra p til q og kun går gennem tilstande med nummer $\leq k + 1$
- To tilfælde:
 - Strenge der ikke går gennem tilstand $k + 1$: $L(p, q, k)$
 - Strenge der går gennem tilstand $k + 1$:
 $L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- dvs.
 $L(p, q, k + 1) = L(p, q, k) \cup L(p, k + 1, k)L(k + 1, k + 1, k)^*L(k + 1, q, k)$
- som vha. induktionshypotesen svarer til et regulært udtryk
 $r(p, q, k + 1) = r(p, q, k) + r(p, k + 1, k)r(k + 1, k + 1, k)^*r(k + 1, q, k)$

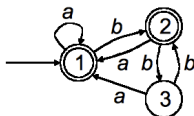
Eksempel



Oversæt denne FA til et regulært udtryk

- $r = r(1, 1, 3) + r(1, 2, 3)$
- $r(1, 1, 3) = r(1, 1, 2) + r(1, 3, 2)r(3, 3, 2)^*r(3, 1, 2)$
- $r(1, 1, 2) = r(1, 1, 1) + r(1, 2, 1)r(2, 2, 1)^*r(2, 1, 1)$
- $r(1, 1, 1) = r(1, 1, 0) + r(1, 1, 0)r(1, 1, 0)^*r(1, 1, 0)$
- $r(1, 1, 0) = a + \Lambda \dots$
- Heldigvis kan vi sætte en computer til det!

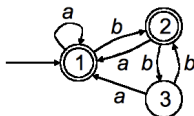
Eksempel



Oversæt denne FA til et regulært udtryk

- $r = r(1, 1, 3) + r(1, 2, 3)$
- $r(1, 1, 3) = r(1, 1, 2) + r(1, 3, 2)r(3, 3, 2)^*r(3, 1, 2)$
- $r(1, 1, 2) = r(1, 1, 1) + r(1, 2, 1)r(2, 2, 1)^*r(2, 1, 1)$
- $r(1, 1, 1) = r(1, 1, 0) + r(1, 1, 0)r(1, 1, 0)^*r(1, 1, 0)$
- $r(1, 1, 0) = a + \Lambda \dots$
- Heldigvis kan vi sætte en computer til det!

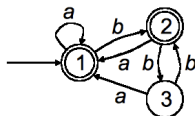
Eksempel



Oversæt denne FA til et regulært udtryk

- $r = r(1, 1, 3) + r(1, 2, 3)$
- $r(1, 1, 3) = r(1, 1, 2) + r(1, 3, 2)r(3, 3, 2)^*r(3, 1, 2)$
- $r(1, 1, 2) = r(1, 1, 1) + r(1, 2, 1)r(2, 2, 1)^*r(2, 1, 1)$
- $r(1, 1, 1) = r(1, 1, 0) + r(1, 1, 0)r(1, 1, 0)^*r(1, 1, 0)$
- $r(1, 1, 0) = a + \Lambda \dots$
- Heldigvis kan vi sætte en computer til det!

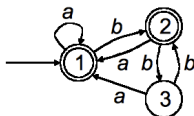
Eksempel



Oversæt denne FA til et regulært udtryk

- $r = r(1, 1, 3) + r(1, 2, 3)$
- $r(1, 1, 3) = r(1, 1, 2) + r(1, 3, 2)r(3, 3, 2)^*r(3, 1, 2)$
- $r(1, 1, 2) = r(1, 1, 1) + r(1, 2, 1)r(2, 2, 1)^*r(2, 1, 1)$
- $r(1, 1, 1) = r(1, 1, 0) + r(1, 1, 0)r(1, 1, 0)^*r(1, 1, 0)$
- $r(1, 1, 0) = a + \Lambda \dots$
- Heldigvis kan vi sætte en computer til det!

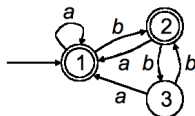
Eksempel



Oversæt denne FA til et regulært udtryk

- $r = r(1, 1, 3) + r(1, 2, 3)$
- $r(1, 1, 3) = r(1, 1, 2) + r(1, 3, 2)r(3, 3, 2)^*r(3, 1, 2)$
- $r(1, 1, 2) = r(1, 1, 1) + r(1, 2, 1)r(2, 2, 1)^*r(2, 1, 1)$
- $r(1, 1, 1) = r(1, 1, 0) + r(1, 1, 0)r(1, 1, 0)^*r(1, 1, 0)$
- $r(1, 1, 0) = a + \Lambda \dots$
- Heldigvis kan vi sætte en computer til det!

Eksempel



Oversæt denne FA til et regulært udtryk

- $r = r(1, 1, 3) + r(1, 2, 3)$
- $r(1, 1, 3) = r(1, 1, 2) + r(1, 3, 2)r(3, 3, 2)^*r(3, 1, 2)$
- $r(1, 1, 2) = r(1, 1, 1) + r(1, 2, 1)r(2, 2, 1)^*r(2, 1, 1)$
- $r(1, 1, 1) = r(1, 1, 0) + r(1, 1, 0)r(1, 1, 0)^*r(1, 1, 0)$
- $r(1, 1, 0) = a + \Lambda \dots$
- Heldigvis kan vi sætte en computer til det!

Eksempel fortsat

- (Hvis programmet ikke simplificerer undervejs...)

Eksempel fortsat

- [illegible]

Øvelser

- [Martin] Opg. 4.38(b) (p. 164)
Brug algoritmen fra Kleenes sætning del 2.

Plan

Nondeterministiske automater

Determinisering

NFA- Λ 'er

Kleenes sætning

Kleenes sætning del 1

Kleenes sætning del 2

Frokost

Minimering

Myhill Nerode

Java projekt



Resume

- Regulære udtryk, FA'er, NFA'er og NFA- Λ 'er svarer alle til klassen af regulære sprog
- Algoritmer fra de konstruktive beviser:
- determinisering (delmængdekonstruktionen)
- Λ -eliminering
- regulært udtryk \rightarrow NFA- Λ
- FA \rightarrow regulære udtryk (primært et teoretisk resultat)

Plan

Nondeterministiske automater

Determinisering

NFA- Λ 'er

Kleenes sætning

Kleenes sætning del 1

Kleenes sætning del 2

Frokost

Minimering

Myhill Nerode

Java projekt

Karakteristik af de regulære sprog

Et sprog er regulært hviss (hvis og kun hvis)

- L beskrives af et regulært udtryk
- L genkendes af en FA/NFA/NFA- Λ
- Der ikke findes uendeligt mange strenge der er parvist skelnelige mht. L

Karakteristik af de regulære sprog

Et sprog er regulært hviss (hvis og kun hvis)

- L beskrives af et regulært udtryk
- L genkendes af en FA/NFA/NFA- Λ
- Der ikke findes uendeligt mange strenge der er parvist skelnelige mht. L

Karakteristik af de regulære sprog

Et sprog er regulært hviss (hvis og kun hvis)

- L beskrives af et regulært udtryk
- L genkendes af en FA/NFA/NFA- Λ
- Der ikke findes uendeligt mange strenge der er parvist skelnelige mht. L

Skelnelighed (fra 1. seminar)

- x og y er skelnelige mht. L hvis
$$\exists z \in \Sigma^* : (xz \in L \wedge yz \notin L) \vee (xz \notin L \wedge yz \in L)$$
- Hvis to skelnelige strenge mht. L køres på en FA, der accepterer L , vil de ende i forskellige tilstande
- Intuition bag FA-minimering:
- hvis to strenge er **uskelnelige** mht. FA'ens sprog, er der ingen grund til at den skelner mellem dem!

Skelnelighed (fra 1. seminar)

- x og y er skelnelige mht. L hvis
$$\exists z \in \Sigma^* : (xz \in L \wedge yz \notin L) \vee (xz \notin L \wedge yz \in L)$$
- Hvis to skelnelige strenge mht. L køres på en FA, der accepterer L , vil de ende i forskellige tilstande
- Intuition bag FA-minimering:
- hvis to strenge er **uskelnelige** mht. FA'ens sprog, er der ingen grund til at den skelner mellem dem!

Skelnelighed (fra 1. seminar)

- x og y er skelnelige mht. L hvis
$$\exists z \in \Sigma^* : (xz \in L \wedge yz \notin L) \vee (xz \notin L \wedge yz \in L)$$
- Hvis to skelnelige strenge mht. L køres på en FA, der accepterer L , vil de ende i forskellige tilstande
- Intuition bag FA-minimering:
- hvis to strenge er **uskelnelige** mht. FA'ens sprog, er der ingen grund til at den skelner mellem dem!

Skelnelighed (fra 1. seminar)

- x og y er skelnelige mht. L hvis
$$\exists z \in \Sigma^* : (xz \in L \wedge yz \notin L) \vee (xz \notin L \wedge yz \in L)$$
- Hvis to skelnelige strenge mht. L køres på en FA, der accepterer L , vil de ende i forskellige tilstande
- Intuition bag FA-minimering:
- hvis to strenge er **uskelnelige** mht. FA'ens sprog, er der ingen grund til at den skelner mellem dem!

Uskelnelighedsrelationen I_L

- Definition: Givet et sprog $L \subseteq \Sigma^*$, definer relationen I_L over Σ^* ved:
 $x I_L y \Leftrightarrow x$ og y er uskelnelige mht. L

Relationer

- En (binær) relation R over en mængde A er en delmængde af $A \times A$
- Eksempler: \leq er en relation over mængden af reelle tal I_L er en relation over Σ^*
- Notation: $xRy \Leftrightarrow (x, y) \in R$

Relationer

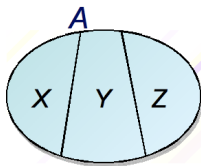
- En (binær) relation R over en mængde A er en delmængde af $A \times A$
- Eksempler: \leq er en relation over mængden af reelle tal I_L er en relation over Σ^*
- Notation: $xRy \Leftrightarrow (x, y) \in R$

Relationer

- En (binær) relation R over en mængde A er en delmængde af $A \times A$
- Eksempler: \leq er en relation over mængden af reelle tal I_L er en relation over Σ^*
- Notation: $xRy \Leftrightarrow (x, y) \in R$

Ækvivalensrelationer

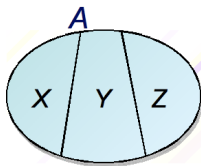
- R er en ækvivalensrelation hvis den er
 - refleksiv ($\forall x : xRx$)
 - symmetrisk ($\forall x, y : xRy \Rightarrow yRx$)
 - transitiv ($\forall x, y, z : xRy \wedge yRz \Rightarrow xRz$)
- En ækvivalensrelation over A definerer en partitionering af A



- Notation: $[x] = \{y | xRy\}$ kaldes ækvivalensklassen for x mht. R

Ækvivalensrelationer

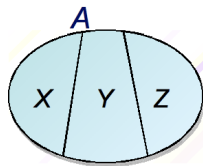
- R er en ækvivalensrelation hvis den er
- refleksiv ($\forall x : xRx$)
- symmetrisk ($\forall x, y : xRy \Rightarrow yRx$)
- transitiv ($\forall x, y, z : xRy \wedge yRz \Rightarrow xRz$)
- En ækvivalensrelation over A definerer en partitionering af A



- Notation: $[x] = \{y | xRy\}$ kaldes ækvivalensklassen for x mht. R

Ækvivalensrelationer

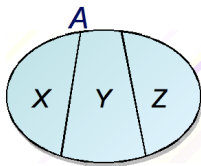
- R er en ækvivalensrelation hvis den er
- refleksiv ($\forall x : xRx$)
- symmetrisk ($\forall x, y : xRy \Rightarrow yRx$)
- transitiv ($\forall x, y, z : xRy \wedge yRz \Rightarrow xRz$)
- En ækvivalensrelation over A definerer en partitionering af A



- Notation: $[x] = \{y | xRy\}$ kaldes ækvivalensklassen for x mht. R

Ækvivalensrelationer

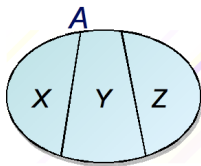
- R er en ækvivalensrelation hvis den er
- refleksiv ($\forall x : xRx$)
- symmetrisk ($\forall x, y : xRy \Rightarrow yRx$)
- transitiv ($\forall x, y, z : xRy \wedge yRz \Rightarrow xRz$)
- En ækvivalensrelation over A definerer en partitionering af A



- Notation: $[x] = \{y | xRy\}$ kaldes ækvivalensklassen for x mht. R

Ækvivalensrelationer

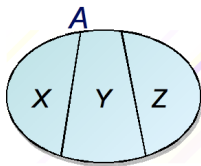
- R er en ækvivalensrelation hvis den er
- refleksiv ($\forall x : xRx$)
- symmetrisk ($\forall x, y : xRy \Rightarrow yRx$)
- transitiv ($\forall x, y, z : xRy \wedge yRz \Rightarrow xRz$)
- En ækvivalensrelation over A definerer en partitionering af A



- Notation: $[x] = \{y | xRy\}$ kaldes ækvivalensklassen for x mht. R

Ækvivalensrelationer

- R er en ækvivalensrelation hvis den er
- refleksiv ($\forall x : xRx$)
- symmetrisk ($\forall x, y : xRy \Rightarrow yRx$)
- transitiv ($\forall x, y, z : xRy \wedge yRz \Rightarrow xRz$)
- En ækvivalensrelation over A definerer en partitionering af A



- Notation: $[x] = \{y | xRy\}$ kaldes ækvivalensklassen for x mht. R

Egenskaber ved I_L

- I_L er
- refleksiv ($\forall x : x I_L x$)
- symmetrisk ($\forall x, y : x I_L y \Rightarrow y I_L x$)
- transitiv ($\forall x, y, z : x I_L y \wedge y I_L z \Rightarrow x I_L z$)
- dvs. I_L er en ækvivalensrelation
- I_L partitionerer Σ^*
- $[x]$ er mængden af strenge, der er uskelnelige fra x mht. L

Egenskaber ved I_L

- I_L er
- refleksiv ($\forall x : x I_L x$)
- symmetrisk ($\forall x, y : x I_L y \Rightarrow y I_L x$)
- transitiv ($\forall x, y, z : x I_L y \wedge y I_L z \Rightarrow x I_L z$)
- dvs. I_L er en ækvivalensrelation
- I_L partitionerer Σ^*
- $[x]$ er mængden af strenge, der er uskelnelige fra x mht. L

Egenskaber ved I_L

- I_L er
- refleksiv ($\forall x : x I_L x$)
- symmetrisk ($\forall x, y : x I_L y \Rightarrow y I_L x$)
- transitiv ($\forall x, y, z : x I_L y \wedge y I_L z \Rightarrow x I_L z$)
- dvs. I_L er en ækvivalensrelation
- I_L partitionerer Σ^*
- $[x]$ er mængden af strenge, der er uskelnelige fra x mht. L

Egenskaber ved I_L

- I_L er
- refleksiv ($\forall x : x I_L x$)
- symmetrisk ($\forall x, y : x I_L y \Rightarrow y I_L x$)
- transitiv ($\forall x, y, z : x I_L y \wedge y I_L z \Rightarrow x I_L z$)
- dvs. I_L er en ækvivalensrelation
- I_L partitionerer Σ^*
- $[x]$ er mængden af strenge, der er uskelnelige fra x mht. L

Egenskaber ved I_L

- I_L er
- refleksiv ($\forall x : x I_L x$)
- symmetrisk ($\forall x, y : x I_L y \Rightarrow y I_L x$)
- transitiv ($\forall x, y, z : x I_L y \wedge y I_L z \Rightarrow x I_L z$)
- dvs. I_L er en ækvivalensrelation
- I_L partitionerer Σ^*
- $[x]$ er mængden af strenge, der er uskelnelige fra x mht. L

Egenskaber ved I_L

- I_L er
- refleksiv ($\forall x : x I_L x$)
- symmetrisk ($\forall x, y : x I_L y \Rightarrow y I_L x$)
- transitiv ($\forall x, y, z : x I_L y \wedge y I_L z \Rightarrow x I_L z$)
- dvs. I_L er en ækvivalensrelation
- I_L partitionerer Σ^*
- $[x]$ er mængden af strenge, der er uskelnelige fra x mht. L

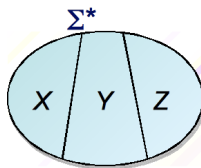
Egenskaber ved I_L

- I_L er
- refleksiv ($\forall x : x I_L x$)
- symmetrisk ($\forall x, y : x I_L y \Rightarrow y I_L x$)
- transitiv ($\forall x, y, z : x I_L y \wedge y I_L z \Rightarrow x I_L z$)
- dvs. I_L er en ækvivalensrelation
- I_L partitionerer Σ^*
- $[x]$ er mængden af strenge, der er uskelnelige fra x mht. L

Quiz

$$L = \{0, 1\}^* \{10\}$$

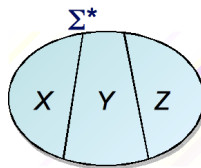
Beskriv ækvivalensklasserne for I_L



Quiz

$$L = \{0, 1\}^* \{10\}$$

Beskriv ækvivalensklasserne for I_L

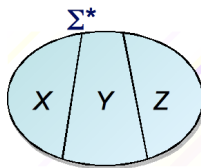


- Hint: der er 3 ækvivalensklasser...

Quiz

$$L = \{0, 1\}^* \{10\}$$

Beskriv ækvivalensklasserne for I_L

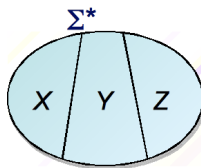


- Hint: der er 3 ækvivalensklasser...
- Hint: find en streng, der er skelnelig fra Λ ...

Quiz

$$L = \{0, 1\}^* \{10\}$$

Beskriv ækvivalensklasserne for I_L

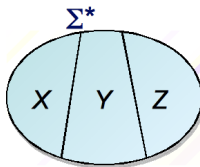


- Hint: der er 3 ækvivalensklasser...
- Hint: find en streng, der er skelnelig fra Λ ...
- Hint: find en streng, der er skelnelig fra både Λ og 1...

Quiz

$$L = \{0, 1\}^* \{10\}$$

Beskriv ækvivalensklasserne for I_L



- Hint: der er 3 ækvivalensklasser...
- Hint: find en streng, der er skelnelig fra Λ ...
- Hint: find en streng, der er skelnelig fra både Λ og 1...

$$X : \{\Lambda, 0\} \cup \{0, 1\}^* \{00\} = [\Lambda]$$

$$Y : \{0, 1\}^* \{1\} = [1]$$

$$Z : \{0, 1\}^* \{10\} = [10]$$

MyHill-Nerode-sætningen

- L er regulært $\Leftrightarrow I_L$ har endeligt mange ækvivalensklasser
- “ \Rightarrow ”: (1. seminar) hvis I_L har uendeligt mange ækvivalensklasser, så er L ikke regulært
- “ \Leftarrow ”: Bevis følger...

MyHill-Nerode-sætningen

- L er regulært $\Leftrightarrow I_L$ har endeligt mange ækvivalensklasser
- “ \Rightarrow ”: (1. seminar) hvis I_L har uendeligt mange ækvivalensklasser, så er L ikke regulært
- “ \Leftarrow ”: Bevis følger...

MyHill-Nerode-sætningen

- L er regulært $\Leftrightarrow I_L$ har endeligt mange ækvivalensklasser
- “ \Rightarrow ”: (1. seminar) hvis I_L har uendeligt mange ækvivalensklasser, så er L ikke regulært
- “ \Leftarrow ”: Bevis følger...

Konstruktion af en FA fra I_L

- Givet et sprog $L \subseteq \Sigma^*$, antag I_L har endeligt mange ækvivalensklasser.
- Vi kan definere en FA, hvor tilstandene er ækvivalensklasserne af I_L

Konstruktion af en FA fra I_L

- Givet et sprog $L \subseteq \Sigma^*$, antag I_L har endeligt mange ækvivalensklasser.
- Vi kan definere en FA, hvor tilstandene er ækvivalensklasserne af I_L

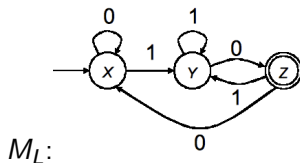
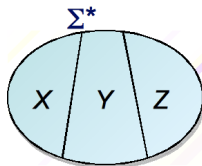
Eksempel

- Ækvivalensklasserne for I_L når $L = \{0, 1\}^* \{10\}$:

$$X : \{\Lambda, 0\} \cup \{0, 1\}^* \{00\} = [\Lambda]$$

$$Y : \{0, 1\}^* \{1\} = [1]$$

$$Z : \{0, 1\}^* \{10\} = [10]$$



Konstruktion af en FA fra I_L

- Definer en FA: $M_L = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor
- $Q = Q_L$ hvor Q_L er ækvivalensklasserne af I_L
- $q_0 = [\Lambda]$
- $A = \{q \in Q \mid q \cap L \neq \emptyset\}$
- $\delta(q, a) = p$ hvis $q = [x]$ og $p = [xa]$ for en streng x (δ er veldefineret idet $xI_Ly \Rightarrow xaI_Lya$)
- Påstand: $L(M_L) = L$

Konstruktion af en FA fra I_L

- Definer en FA: $M_L = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor
- $Q = Q_L$ hvor Q_L er ækvivalensklasserne af I_L
- $q_0 = [\Lambda]$
- $A = \{q \in Q \mid q \cap L \neq \emptyset\}$
- $\delta(q, a) = p$ hvis $q = [x]$ og $p = [xa]$ for en streng x (δ er veldefineret idet $xI_Ly \Rightarrow xaI_Lya$)
- Påstand: $L(M_L) = L$

Konstruktion af en FA fra I_L

- Definer en FA: $M_L = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor
- $Q = Q_L$ hvor Q_L er ækvivalensklasserne af I_L
- $q_0 = [\Lambda]$
- $A = \{q \in Q \mid q \cap L \neq \emptyset\}$
- $\delta(q, a) = p$ hvis $q = [x]$ og $p = [xa]$ for en streng x (δ er veldefineret idet $xI_Ly \Rightarrow xaI_Lya$)
- Påstand: $L(M_L) = L$

Konstruktion af en FA fra I_L

- Definer en FA: $M_L = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor
- $Q = Q_L$ hvor Q_L er ækvivalensklasserne af I_L
- $q_0 = [\Lambda]$
- $A = \{q \in Q \mid q \cap L \neq \emptyset\}$
- $\delta(q, a) = p$ hvis $q = [x]$ og $p = [xa]$ for en streng x (δ er veldefineret idet $xI_Ly \Rightarrow xaI_Lya$)
- Påstand: $L(M_L) = L$

Konstruktion af en FA fra I_L

- Definer en FA: $M_L = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor
- $Q = Q_L$ hvor Q_L er ækvivalensklasserne af I_L
- $q_0 = [\Lambda]$
- $A = \{q \in Q \mid q \cap L \neq \emptyset\}$
- $\delta(q, a) = p$ hvis $q = [x]$ og $p = [xa]$ for en streng x (δ er veldefineret idet $xI_Ly \Rightarrow xaI_Lya$)
- Påstand: $L(M_L) = L$

Konstruktion af en FA fra I_L

- Definer en FA: $M_L = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$ hvor
- $Q = Q_L$ hvor Q_L er ækvivalensklasserne af I_L
- $q_0 = [\Lambda]$
- $A = \{q \in Q \mid q \cap L \neq \emptyset\}$
- $\delta(q, a) = p$ hvis $q = [x]$ og $p = [xa]$ for en streng x (δ er veldefineret idet $xI_Ly \Rightarrow xaI_Lya$)
- Påstand: $L(M_L) = L$

Quiz

- Antag ækvivalensklasserne for I_L er

$$X = \{x \in \{0,1\}^* \mid \text{antal 1'er i } x \text{ er lige} \}$$

$$Y = \{x \in \{0,1\}^* \mid \text{antal 1'er i } x \text{ er ulige} \}$$

og $111 \in L$

Lav en FA, der accepterer L

Quiz

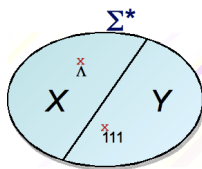
- Antag ækvivalensklasserne for I_L er

$$X = \{x \in \{0,1\}^* \mid \text{antal 1'er i } x \text{ er lige} \}$$

$$Y = \{x \in \{0,1\}^* \mid \text{antal 1'er i } x \text{ er ulige} \}$$

og $111 \in L$

Lav en FA, der accepterer L



Quiz

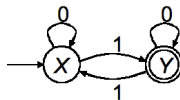
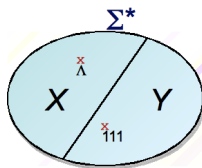
- Antag ækvivalensklasserne for I_L er

$$X = \{x \in \{0, 1\}^* \mid \text{antal 1'er i } x \text{ er lige} \}$$

$$Y = \{x \in \{0, 1\}^* \mid \text{antal 1'er i } x \text{ er ulige} \}$$

og $111 \in L$

Lav en FA, der accepterer L



Bevis for korrekthed af konstruktionen

- Påstand: $L(M_L) = L$
- Lemma: $\forall x, y \in \Sigma^* : \delta^*([x], y) = [xy]$
- Bevis: induktion i strukturen af y ...
- $\delta^*(q_0, x) = \delta^*([\Lambda], x) = [x]$ (følger af lemmaet og def. af q_0)
- $x \in L(M_L) \Leftrightarrow \delta^*(q_0, x) \in A \Leftrightarrow [x] \in A \Leftrightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$
- $x \in L \Rightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$ (da $x \in [x]$)
- $[x] \cap L \neq \emptyset \Rightarrow x \in L$ (bruger def. af L)
- dvs. $x \in L(M_L) \Leftrightarrow x \in L$

Bevis for korrekthed af konstruktionen

- Påstand: $L(M_L) = L$
- Lemma: $\forall x, y \in \Sigma^* : \delta^*([x], y) = [xy]$
- Bevis: induktion i strukturen af y ...
- $\delta^*(q_0, x) = \delta^*([\Lambda], x) = [x]$ (følger af lemmaet og def. af q_0)
- $x \in L(M_L) \Leftrightarrow \delta^*(q_0, x) \in A \Leftrightarrow [x] \in A \Leftrightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$
- $x \in L \Rightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$ (da $x \in [x]$)
- $[x] \cap L \neq \emptyset \Rightarrow x \in L$ (bruger def. af L_L)
- dvs. $x \in L(M_L) \Leftrightarrow x \in L$

Bevis for korrekthed af konstruktionen

- Påstand: $L(M_L) = L$
- Lemma: $\forall x, y \in \Sigma^* : \delta^*([x], y) = [xy]$
- Bevis: induktion i strukturen af y ...
- $\delta^*(q_0, x) = \delta^*([\Lambda], x) = [x]$ (følger af lemmaet og def. af q_0)
- $x \in L(M_L) \Leftrightarrow \delta^*(q_0, x) \in A \Leftrightarrow [x] \in A \Leftrightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$
- $x \in L \Rightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$ (da $x \in [x]$)
- $[x] \cap L \neq \emptyset \Rightarrow x \in L$ (bruger def. af L_L)
- dvs. $x \in L(M_L) \Leftrightarrow x \in L$

Bevis for korrekthed af konstruktionen

- Påstand: $L(M_L) = L$
- Lemma: $\forall x, y \in \Sigma^* : \delta^*([x], y) = [xy]$
- Bevis: induktion i strukturen af y ...
- $\delta^*(q_0, x) = \delta^*([\Lambda], x) = [x]$ (følger af lemmaet og def. af q_0)
- $x \in L(M_L) \Leftrightarrow \delta^*(q_0, x) \in A \Leftrightarrow [x] \in A \Leftrightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$
- $x \in L \Rightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$ (da $x \in [x]$)
- $[x] \cap L \neq \emptyset \Rightarrow x \in L$ (bruger def. af L)
- dvs. $x \in L(M_L) \Leftrightarrow x \in L$

Bevis for korrekthed af konstruktionen

- Påstand: $L(M_L) = L$
- Lemma: $\forall x, y \in \Sigma^* : \delta^*([x], y) = [xy]$
- Bevis: induktion i strukturen af y ...
- $\delta^*(q_0, x) = \delta^*([\Lambda], x) = [x]$ (følger af lemmaet og def. af q_0)
- $x \in L(M_L) \Leftrightarrow \delta^*(q_0, x) \in A \Leftrightarrow [x] \in A \Leftrightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$
- $x \in L \Rightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$ (da $x \in [x]$)
- $[x] \cap L \neq \emptyset \Rightarrow x \in L$ (bruger def. af L)
- dvs. $x \in L(M_L) \Leftrightarrow x \in L$

Bevis for korrekthed af konstruktionen

- Påstand: $L(M_L) = L$
- Lemma: $\forall x, y \in \Sigma^* : \delta^*([x], y) = [xy]$
- Bevis: induktion i strukturen af y ...
- $\delta^*(q_0, x) = \delta^*([\Lambda], x) = [x]$ (følger af lemmaet og def. af q_0)
- $x \in L(M_L) \Leftrightarrow \delta^*(q_0, x) \in A \Leftrightarrow [x] \in A \Leftrightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$
- $x \in L \Rightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$ (da $x \in [x]$)
- $[x] \cap L \neq \emptyset \Rightarrow x \in L$ (bruger def. af I_L)
- dvs. $x \in L(M_L) \Leftrightarrow x \in L$

Bevis for korrekthed af konstruktionen

- Påstand: $L(M_L) = L$
- Lemma: $\forall x, y \in \Sigma^* : \delta^*([x], y) = [xy]$
- Bevis: induktion i strukturen af y ...
- $\delta^*(q_0, x) = \delta^*([\Lambda], x) = [x]$ (følger af lemmaet og def. af q_0)
- $x \in L(M_L) \Leftrightarrow \delta^*(q_0, x) \in A \Leftrightarrow [x] \in A \Leftrightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$
- $x \in L \Rightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$ (da $x \in [x]$)
- $[x] \cap L \neq \emptyset \Rightarrow x \in L$ (bruger def. af L)
- dvs. $x \in L(M_L) \Leftrightarrow x \in L$

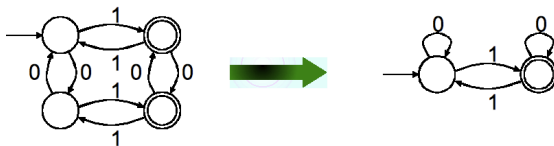
Bevis for korrekthed af konstruktionen

- Påstand: $L(M_L) = L$
- Lemma: $\forall x, y \in \Sigma^* : \delta^*([x], y) = [xy]$
- Bevis: induktion i strukturen af y ...
- $\delta^*(q_0, x) = \delta^*([\Lambda], x) = [x]$ (følger af lemmaet og def. af q_0)
- $x \in L(M_L) \Leftrightarrow \delta^*(q_0, x) \in A \Leftrightarrow [x] \in A \Leftrightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$
- $x \in L \Rightarrow [x] \cap L \neq \emptyset$ (da $x \in [x]$)
- $[x] \cap L \neq \emptyset \Rightarrow x \in L$ (bruger def. af I_L)
- dvs. $x \in L(M_L) \Leftrightarrow x \in L$

Øvelser

- [Martin] Opg. 5.2 (p. 191) Find selv ækvivalensklasser
- [Martin] Opg. 5.7 Konstruer en FA ud fra en beskrivelse af I_L

Minimering af automater



- Man kan i visse tilfælde opnå en mindre FA ved at “slå tilstande sammen”...
- Kan vi gøre det systematisk?
- Vil den resulterende FA blive minimal?

En algoritme til FA-minimering

Fra MyHill-Nerode-sætningen kan vi udlede en algoritme, der givet en vilkårlig FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$, finder en minimal FA M_1 hvor $L(M_1) = L(M)$

To partitioneringer af Σ^*

- 1: Ækvivalensklasserne af I_L (svarer til tilstandene i den minimale FA M_L)
- 2: En opdeling af alle $x \in \Sigma^*$ efter værdien af $\delta^*(q_0, x)$ (svarer til tilstandene i den givne FA M)
- Kan vi konstruere 1 ud fra 2?
- Definer for alle $q \in Q$: $L_q = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(q_0, x) = q\}$

To partitioneringer af Σ^*

- 1: Ækvivalensklasserne af I_L (svarer til tilstandene i den minimale FA M_L)
- 2: En opdeling af alle $x \in \Sigma^*$ efter værdien af $\delta^*(q_0, x)$ (svarer til tilstandene i den givne FA M)
- Kan vi konstruere 1 ud fra 2?
- Definer for alle $q \in Q$: $L_q = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(q_0, x) = q\}$

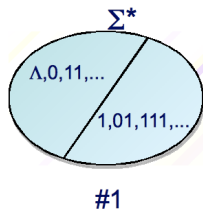
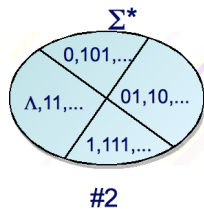
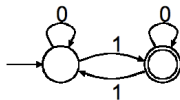
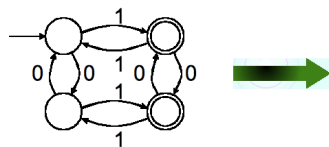
To partitioneringer af Σ^*

- 1: Ækvivalensklasserne af I_L (svarer til tilstandene i den minimale FA M_L)
- 2: En opdeling af alle $x \in \Sigma^*$ efter værdien af $\delta^*(q_0, x)$ (svarer til tilstandene i den givne FA M)
- Kan vi konstruere 1 ud fra 2?
- Definer for alle $q \in Q$: $L_q = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(q_0, x) = q\}$

To partitioneringer af Σ^*

- 1: Ækvivalensklasserne af I_L (svarer til tilstandene i den minimale FA M_L)
- 2: En opdeling af alle $x \in \Sigma^*$ efter værdien af $\delta^*(q_0, x)$ (svarer til tilstandene i den givne FA M)
- Kan vi konstruere 1 ud fra 2?
- Definer for alle $q \in Q$: $L_q = \{x \in \Sigma^* \mid \delta^*(q_0, x) = q\}$

Eksempel



Fjern uopnåelige tilstande

- Ækvivalensklasserne af I_L indeholder alle mindst 1 streng
- Det er muligt at $L_q = \emptyset$ for en eller flere $q \in Q$ (hvis q er uopnåelig fra q_0)
- Der findes en algoritme, der kan fjerne uopnåelige tilstande fra en FA uden at ændre sproget
- Vi kan derfor antage at $L_q \neq \emptyset$ for alle $q \in Q$

Fjern uopnåelige tilstande

- Ækvivalensklasserne af I_L indeholder alle mindst 1 streng
- Det er muligt at $L_q = \emptyset$ for en eller flere $q \in Q$ (hvis q er uopnåelig fra q_0)
- Der findes en algoritme, der kan fjerne uopnåelige tilstande fra en FA uden at ændre sproget
- Vi kan derfor antage at $L_q \neq \emptyset$ for alle $q \in Q$

Fjern uopnåelige tilstande

- Ækvivalensklasserne af I_L indeholder alle mindst 1 streng
- Det er muligt at $L_q = \emptyset$ for en eller flere $q \in Q$ (hvis q er uopnåelig fra q_0)
- Der findes en algoritme, der kan fjerne uopnåelige tilstande fra en FA uden at ændre sproget
- Vi kan derfor antage at $Lq \neq \emptyset$ for alle $q \in Q$

Fjern uopnåelige tilstande

- Ækvivalensklasserne af I_L indeholder alle mindst 1 streng
- Det er muligt at $L_q = \emptyset$ for en eller flere $q \in Q$ (hvis q er uopnåelig fra q_0)
- Der findes en algoritme, der kan fjerne uopnåelige tilstande fra en FA uden at ændre sproget
- Vi kan derfor antage at $Lq \neq \emptyset$ for alle $q \in Q$

Opnåelige tilstande

- Givet en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Lad R være den mindste mængde, der opfylder:
- $q_0 \in R$
- $\forall q \in R, a \in \Sigma : \delta(q, a) \in R$
- R er mængden af opnåelige tilstande i M
- (minder om def. af Λ – lukning)

Opnåelige tilstande

- Givet en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Lad R være den mindste mængde, der opfylder:
 - $q_0 \in R$
 - $\forall q \in R, a \in \Sigma : \delta(q, a) \in R$
 - R er mængden af opnåelige tilstande i M
 - (minder om def. af Λ – lukning)

Opnåelige tilstande

- Givet en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Lad R være den mindste mængde, der opfylder:
- $q_0 \in R$
- $\forall q \in R, a \in \Sigma : \delta(q, a) \in R$
- R er mængden af opnåelige tilstande i M
- (minder om def. af Λ – lukning)

Opnåelige tilstande

- Givet en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Lad R være den mindste mængde, der opfylder:
- $q_0 \in R$
- $\forall q \in R, a \in \Sigma : \delta(q, a) \in R$
- R er mængden af opnåelige tilstande i M
- (minder om def. af Λ – lukning)

Opnåelige tilstande

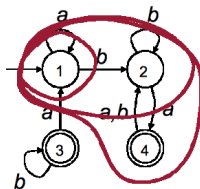
- Givet en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Lad R være den mindste mængde, der opfylder:
- $q_0 \in R$
- $\forall q \in R, a \in \Sigma : \delta(q, a) \in R$
- R er mængden af opnåelige tilstande i M
- (minder om def. af Λ – lukning)

Opnåelige tilstande

- Givet en FA $M = (Q, \Sigma, q_0, A, \delta)$
- Lad R være den mindste mængde, der opfylder:
- $q_0 \in R$
- $\forall q \in R, a \in \Sigma : \delta(q, a) \in R$
- R er mængden af opnåelige tilstande i M
- (minder om def. af Λ – lukning)

Fixpunktsalgoritme

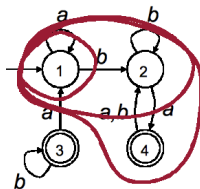
- R kan findes med en fixpunktsalgoritme:



- $1 \in R$
- $\delta(1, b) = 2 \in R$
- $\delta(2, a) = 4 \in R$
- fixpunkt er nu nået
dvs. de opnåelige tilstande er $R = \{1, 2, 4\}$

Fixpunktsalgoritme

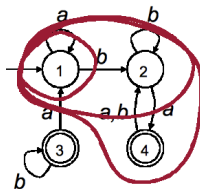
- R kan findes med en fixpunktsalgoritme:



- $1 \in R$
- $\delta(1, b) = 2 \in R$
- $\delta(2, a) = 4 \in R$
- fixpunkt er nu nået
dvs. de opnåelige tilstande er $R = \{1, 2, 4\}$

Fixpunktsalgoritme

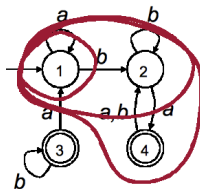
- R kan findes med en fixpunktsalgoritme:



- $1 \in R$
- $\delta(1, b) = 2 \in R$
- $\delta(2, a) = 4 \in R$
- fixpunkt er nu nået
dvs. de opnåelige tilstande er $R = \{1, 2, 4\}$

Fixpunktsalgoritme

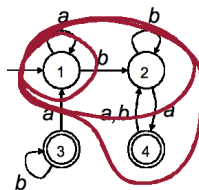
- R kan findes med en fixpunktsalgoritme:



- $1 \in R$
- $\delta(1, b) = 2 \in R$
- $\delta(2, a) = 4 \in R$
- fixpunkt er nu nået
dvs. de opnåelige tilstande er $R = \{1, 2, 4\}$

Fixpunktsalgoritme

- R kan findes med en fixpunktsalgoritme:



- $1 \in R$
- $\delta(1, b) = 2 \in R$
- $\delta(2, a) = 4 \in R$
- fixpunkt er nu nået
dvs. de opnåelige tilstande er $R = \{1, 2, 4\}$

Forholdet mellem partition 1 og 2

- Fra seminar 1: $\delta^*(q_0, x) = \delta^*(q_0, y) \Rightarrow xI_L y$
- Dvs. enhver L_q -mængde er helt indeholdt i én I_L -ækvivalensklasse
- Enhver ækvivalensklasse af I_L er derfor foreningen af en eller flere af L_q -mængderne
- Da $L_q \neq \emptyset$ er hver af disse foreninger unik
- Definition: $p \equiv q \Leftrightarrow L_p$ og L_q er delmængder af samme I_L -ækvivalensklasse
- Dvs. hvis $p \equiv q$, så svarer p og q til samme tilstand i den minimale automat!

Forholdet mellem partition 1 og 2

- Fra seminar 1: $\delta^*(q_0, x) = \delta^*(q_0, y) \Rightarrow xI_L y$
- Dvs. enhver L_q -mængde er helt indeholdt i én I_L -ækvivalensklasse
- Enhver ækvivalensklasse af I_L er derfor foreningen af en eller flere af L_q -mængderne
- Da $L_q \neq \emptyset$ er hver af disse foreninger unik
- Definition: $p \equiv q \Leftrightarrow L_p$ og L_q er delmængder af samme I_L -ækvivalensklasse
- Dvs. hvis $p \equiv q$, så svarer p og q til samme tilstand i den minimale automat!

Forholdet mellem partition 1 og 2

- Fra seminar 1: $\delta^*(q_0, x) = \delta^*(q_0, y) \Rightarrow xI_L y$
- Dvs. enhver L_q -mængde er helt indeholdt i én I_L -ækvivalensklasse
- Enhver ækvivalensklasse af I_L er derfor foreningen af en eller flere af L_q -mængderne
- Da $L_q \neq \emptyset$ er hver af disse foreninger unik
- Definition: $p \equiv q \Leftrightarrow L_p$ og L_q er delmængder af samme I_L -ækvivalensklasse
- Dvs. hvis $p \equiv q$, så svarer p og q til samme tilstand i den minimale automat!

Forholdet mellem partition 1 og 2

- Fra seminar 1: $\delta^*(q_0, x) = \delta^*(q_0, y) \Rightarrow xI_L y$
- Dvs. enhver L_q -mængde er helt indeholdt i én I_L -ækvivalensklasse
- Enhver ækvivalensklasse af I_L er derfor foreningen af en eller flere af L_q -mængderne
- Da $L_q \neq \emptyset$ er hver af disse foreninger unik
- Definition: $p \equiv q \Leftrightarrow L_p$ og L_q er delmængder af samme I_L -ækvivalensklasse
- Dvs. hvis $p \equiv q$, så svarer p og q til samme tilstand i den minimale automat!

Forholdet mellem partition 1 og 2

- Fra seminar 1: $\delta^*(q_0, x) = \delta^*(q_0, y) \Rightarrow xI_L y$
- Dvs. enhver L_q -mængde er helt indeholdt i én I_L -ækvivalensklasse
- Enhver ækvivalensklasse af I_L er derfor foreningen af en eller flere af L_q -mængderne
- Da $L_q \neq \emptyset$ er hver af disse foreninger unik
- Definition: $p \equiv q \Leftrightarrow L_p$ og L_q er delmængder af samme I_L -ækvivalensklasse
- Dvs. hvis $p \equiv q$, så svarer p og q til samme tilstand i den minimale automat!

Forholdet mellem partition 1 og 2

- Fra seminar 1: $\delta^*(q_0, x) = \delta^*(q_0, y) \Rightarrow xI_L y$
- Dvs. enhver L_q -mængde er helt indeholdt i én I_L -ækvivalensklasse
- Enhver ækvivalensklasse af I_L er derfor foreningen af en eller flere af L_q -mængderne
- Da $L_q \neq \emptyset$ er hver af disse foreninger unik
- Definition: $p \equiv q \Leftrightarrow L_p$ og L_q er delmængder af samme I_L -ækvivalensklasse
- Dvs. hvis $p \equiv q$, så svarer p og q til samme tilstand i den minimale automat!

Konstruktion af \equiv (minimeringsalgoritmen)

- Lad S være den mindste mængde, der opfylder:
 - a) $(p \in A \wedge q \notin A) \vee (p \notin A \wedge q \in A) \Rightarrow (p, q) \in S$
 - b) $(\exists a \in \Sigma : (\delta(p, a), \delta(q, a)) \in S) \Rightarrow (p, q) \in S$
- Påstand: $p \equiv q$ hvis og kun hvis $(p, q) \in S$
 S kan beregnes med en fixpunktsalgoritme (i stil med opnåelige tilstande og \wedge -lukning tidligere...)

Konstruktion af \equiv (minimeringsalgoritmen)

- Lad S være den mindste mængde, der opfylder:
- a) $(p \in A \wedge q \notin A) \vee (p \notin A \wedge q \in A) \Rightarrow (p, q) \in S$
- b) $(\exists a \in \Sigma : (\delta(p, a), \delta(q, a)) \in S) \Rightarrow (p, q) \in S$
- Påstand: $p \equiv q$ hvis og kun hvis $(p, q) \in S$
 S kan beregnes med en fixpunktsalgoritme (i stil med opnåelige tilstande og \wedge -lukning tidligere...)

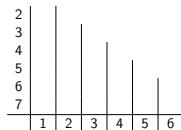
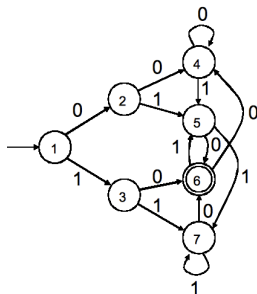
Konstruktion af \equiv (minimeringsalgoritmen)

- Lad S være den mindste mængde, der opfylder:
- a) $(p \in A \wedge q \notin A) \vee (p \notin A \wedge q \in A) \Rightarrow (p, q) \in S$
- b) $(\exists a \in \Sigma : (\delta(p, a), \delta(q, a)) \in S) \Rightarrow (p, q) \in S$
- Påstand: $p \equiv q$ hvis og kun hvis $(p, q) \in S$
S kan beregnes med en fixpunktsalgoritme (i stil med opnåelige tilstande og \wedge -lukning tidligere...)

Konstruktion af \equiv (minimeringsalgoritmen)

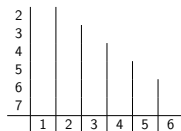
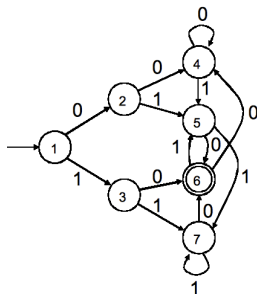
- Lad S være den mindste mængde, der opfylder:
- a) $(p \in A \wedge q \notin A) \vee (p \notin A \wedge q \in A) \Rightarrow (p, q) \in S$
- b) $(\exists a \in \Sigma : (\delta(p, a), \delta(q, a)) \in S) \Rightarrow (p, q) \in S$
- Påstand: $p \equiv q$ hvis og kun hvis $(p, q) \in S$
 S kan beregnes med en fixpunktsalgoritme (i stil med opnåelige tilstande og \wedge -lukning tidligere...)

Eksempel



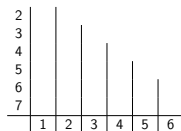
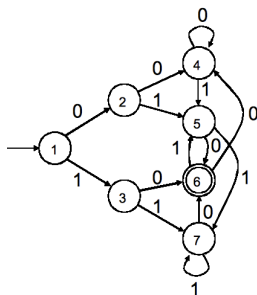
- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

Eksempel



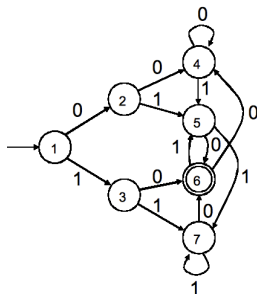
- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

Eksempel



- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

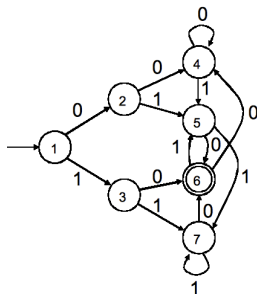
Eksempel



2						
3						
4						
5						
6	X	X	X	X	X	
7						
	1	2	3	4	5	6

- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

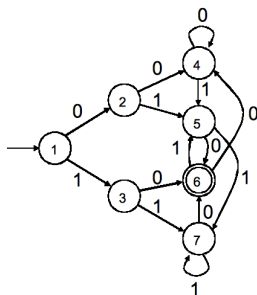
Eksempel



2						
3						
4						
5						
6	X	X	X	X	X	
7						
	1	2	3	4	5	6

- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

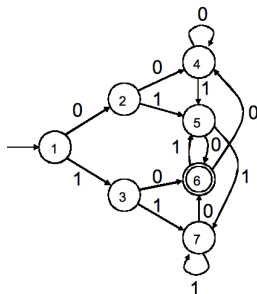
Eksempel



2						
3						
4						
5						
6	X	X	X	X	X	
7						
	1	2	3	4	5	6

- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

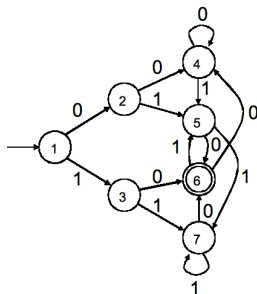
Eksempel



2						
3	X	X				
4			X			
5	X	X		X		
6	X	X	X	X	X	
7	X	X		X		X
	1	2	3	4	5	6

- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

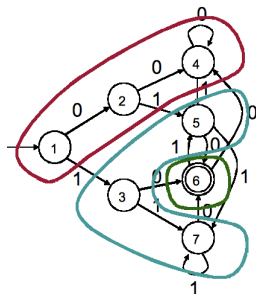
Eksempel



2						
3	X	X				
4			X			
5	X	X		X		
6	X	X	X	X	X	
7	X	X		X		X
	1	2	3	4	5	6

- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

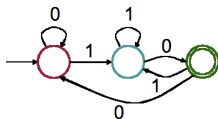
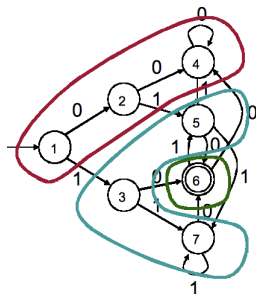
Eksempel



2							
3	X	X					
4			X				
5	X	X		X			
6	X	X	X	X	X		
7	X	X		X		X	
	1	2	3	4	5	6	

- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

Eksempel



2							
3	X	X					
4			X				
5	X	X	X	X	X		
6	X	X	X	X		X	
7	X	X		X			X
	1	2	3	4	5	6	

- Find alle par af tilstande
- Fjern uopnåelige tilstande (ingen i denne FA)
- Marker alle par som med/ikke med i A
- Find \equiv ved at udfylde en tabel for S (fixpunktsberegning)
- Kombiner tilstande, der svarer til umærkede par

Bevis for korrekthed af minimeringsalgoritmen

- Antag $p, q \in Q, x \in L_p, y \in L_q$
(dvs. $\delta^*(q_0, x) = p$ og $\delta^*(q_0, y) = q$)
- Lemma: Følgende udsagn er ækvivalente:

$$p \equiv q$$

$$x|_L y$$

$$\forall z \in \Sigma^* : \delta^*(p, z) \in A \Leftrightarrow \delta^*(q, z) \in A$$

Bevis for korrekthed af minimeringsalgoritmen

- Antag $p, q \in Q, x \in L_p, y \in L_q$
(dvs. $\delta^*(q_0, x) = p$ og $\delta^*(q_0, y) = q$)
- Lemma: Følgende udsagn er ækvivalente:

$$p \equiv q$$

$$xI_L y$$

$$\forall z \in \Sigma^* : \delta^*(p, z) \in A \Leftrightarrow \delta^*(q, z) \in A$$

Bevis for korrekthed, fortsat

- Påstand: $p \equiv q$ hvis og kun hvis $(p, q) \notin S$
- Iflg. lemmaet:

$$p \not\equiv q \Leftrightarrow (\exists z \in \Sigma^* : (\delta^*(p, z) \in A \wedge \delta^*(q, z) \notin A) \vee (\delta^*(p, z) \notin A \wedge \delta^*(q, z) \in A))$$

- $p \not\equiv q \Rightarrow (p, q) \in S$ (brug lemmaet, lav induktion i z)
- $(p, q) \in S \Rightarrow p \not\equiv q$ (brug lemmaet, lav induktion i S)

Bevis for korrekthed, fortsat

- Påstand: $p \equiv q$ hvis og kun hvis $(p, q) \notin S$
- Iflg. lemmaet:

$$p \not\equiv q \Leftrightarrow (\exists z \in \Sigma^* : (\delta^*(p, z) \in A \wedge \delta^*(q, z) \notin A) \vee (\delta^*(p, z) \notin A \wedge \delta^*(q, z) \in A))$$

- $p \not\equiv q \Rightarrow (p, q) \in S$ (brug lemmaet, lav induktion i z)
- $(p, q) \in S \Rightarrow p \not\equiv q$ (brug lemmaet, lav induktion i S)

Bevis for korrekthed, fortsat

- Påstand: $p \equiv q$ hvis og kun hvis $(p, q) \notin S$
- Iflg. lemmaet:

$$p \not\equiv q \Leftrightarrow (\exists z \in \Sigma^* : (\delta^*(p, z) \in A \wedge \delta^*(q, z) \notin A) \vee (\delta^*(p, z) \notin A \wedge \delta^*(q, z) \in A))$$

- $p \not\equiv q \Rightarrow (p, q) \in S$ (brug lemmaet, lav induktion i z)
- $(p, q) \in S \Rightarrow p \not\equiv q$ (brug lemmaet, lav induktion i S)

Bevis for korrekthed, fortsat

- Påstand: $p \equiv q$ hvis og kun hvis $(p, q) \notin S$
- Iflg. lemmaet:

$$p \not\equiv q \Leftrightarrow (\exists z \in \Sigma^* : (\delta^*(p, z) \in A \wedge \delta^*(q, z) \notin A) \vee (\delta^*(p, z) \notin A \wedge \delta^*(q, z) \in A))$$

- $p \not\equiv q \Rightarrow (p, q) \in S$ (brug lemmaet, lav induktion i z)
- $(p, q) \in S \Rightarrow p \not\equiv q$ (brug lemmaet, lav induktion i S)

Øvelse

- [Martin] 5.16 (a+e) (p.192)

Plan

Nondeterministiske automater

Determinisering

NFA- Λ 'er

Kleenes sætning

Kleenes sætning del 1

Kleenes sætning del 2

Frokost

Minimering

Myhill Nerode

Java projekt

Regaut pakken

- Udleverede programdele:
- `NFA.java` og `NFALambda.java`: repræsentation af NFA'er og NFA- Λ 'er
- `RegExp.java`: repræsentation af regulære udtryk
- parser for regulære udtryk
- de trivielle oversættelser: $FA \rightarrow NFA$, $NFA \rightarrow NFA - \Lambda$

Regaut pakken

- Udleverede programdele:
- `NFA.java` og `NFALambda.java`: repræsentation af NFA'er og NFA- Λ 'er
- `RegExp.java`: repræsentation af regulære udtryk
- parser for regulære udtryk
- de trivielle oversættelser: $FA \rightarrow NFA$, $NFA \rightarrow NFA - \Lambda$

Regaut pakken

- Udleverede programdele:
- `NFA.java` og `NFALambda.java`: repræsentation af NFA'er og NFA- Λ 'er
- `RegExp.java`: repræsentation af regulære udtryk
- parser for regulære udtryk
- de trivielle oversættelser: $FA \rightarrow NFA$, $NFA \rightarrow NFA - \Lambda$

Regaut pakken

- Udleverede programdele:
- `NFA.java` og `NFALambda.java`: repræsentation af NFA'er og NFA- Λ 'er
- `RegExp.java`: repræsentation af regulære udtryk
- parser for regulære udtryk
- de trivielle oversættelser: $FA \rightarrow NFA$, $NFA \rightarrow NFA - \Lambda$

Regaut pakken

- Udleverede programdele:
- `NFA.java` og `NFALambda.java`: repræsentation af NFA'er og NFA- Λ 'er
- `RegExp.java`: repræsentation af regulære udtryk
- parser for regulære udtryk
- de trivielle oversættelser: $FA \rightarrow NFA$, $NFA \rightarrow NFA - \Lambda$

NFA.java

- Repræsentation som `FA.java`, med én undtagelse:
- `transitions` er en funktion fra `StateSymbolPair` til en **mængde** af `State` objekter

NFA.java

- Repræsentation som `FA.java`, med én undtagelse:
- `transitions` er en funktion fra `StateSymbolPair` til en **mængde** af `State` objekter

NFALambda.java

- Repræsentation som NFA.java, med én undtagelse:
- Λ repræsenteres som `\uFFFF` (`= NFALambda.LAMBDA`)

NFALambda.java

- Repræsentation som NFA.java, med én undtagelse:
- Λ repræsenteres som `\uFFFF` (= `NFALambda.LAMBDA`)

RegExp.java

- `RegExp(String, Alphabet)` – parser et regulært udtryk
- `toString()` – til udskrift af et parsed regulært udtryk
- `toNFALambda()` – konstruktionen fra Kleene's sætning del 1
- `simplify()` – simplificerer et parsed regulært udtryk, nyttig efter `FA.toRegExp()` (Kleene's sætning del 2)

RegExp.java

- `RegExp(String, Alphabet)` – parser et regulært udtryk
- `toString()` – til udskrift af et parsed regulært udtryk
- `toNFALambda()` – konstruktionen fra Kleene's sætning del 1
- `simplify()` – simplificerer et parsed regulært udtryk, nyttig efter `FA.toRegExp()` (Kleene's sætning del 2)

RegExp.java

- `RegExp(String, Alphabet)` – parser et regulært udtryk
- `toString()` – til udskrift af et parsed regulært udtryk
- `toNFALambda()` – konstruktionen fra Kleene's sætning del 1
- `simplify()` – simplificerer et parsed regulært udtryk, nyttig efter `FA.toRegExp()` (Kleene's sætning del 2)

RegExp.java

- `RegExp(String, Alphabet)` – parser et regulært udtryk
- `toString()` – til udskrift af et parsed regulært udtryk
- `toNFALambda()` – konstruktionen fra Kleene's sætning del 1
- `simplify()` – simplificerer et parsed regulært udtryk, nyttig efter `FA.toRegExp()` (Kleene's sætning del 2)

Minimering i dRegAut java-pakken

- "pseudo-kode":
uformel mellemtung mellem de matematiske definitioner og Java-koden

FA.minimize()

```
FA minimize() {  
    phase 1: Remove unreachable states  
    phase 2a: Divide into accept/reject states  
    phase 2b: Iteration  
    phase 3: Build and return resulting minimal automaton n  
}
```

FA.findReachableStates(), version 1

```
Set findReachableStates() {
```

```
     $R = \{q_0\}$ 
```

```
    done = false
```

```
    while not done do
```

```
        done = true
```

```
        for each  $q \in R$  do
```

```
            for each  $a \in \Sigma$  do
```

```
                 $p = \delta(q, a)$ 
```

```
                if  $p \notin R$  then
```

```
                    add  $p$  to  $R$ 
```

```
                    done = false
```

```
    return  $R$ 
```

```
}
```

FA.findReachableStates(), version 2

Vi kan holde øje med hvilke tilstande der ikke er “færdigbesøgt” for at undgå at besøge hver tilstand flere gange:

```

Set findReachableStates() {
     $R = \{\}$ 
     $pending = \{q_0\}$ 
    while  $pending \neq \emptyset$  do
        pick and remove an element  $q$  from  $pending$ 
        add  $q$  to  $R$ 
        for each  $c \in \Sigma$  do
             $p = \delta(q, c)$ 
            if  $p \notin R$  then add  $p$  to  $pending$ 
    return  $R$ 
}

```

FA.minimize phase 2a

- Define some ordering on the states Q
- Declare marks: a set of pairs (p, q) where $p, q \in Q$ and $p < q$
- $marks = \emptyset$
- for each pair $p, q \in Q$ where $p < q$ do
 - if not $(p \in A \Leftrightarrow q \in A)$ then
 - add (p, q) to marks

Mange muligheder for Java-representation af marks...

FA.minimize() phase 2b

```
done = false
while not done do
  done = true
  for each pair  $p, q \in Q$  where  $p < q$  do
    if  $(p, q) \notin \text{marks}$  then
      for each  $a \in \Sigma$  do
         $r = \delta(p, a)$ 
         $s = \delta(q, a)$ 
        if  $r > s$  then swap  $r$  and  $s$ 
        if  $(r, s) \in \text{marks}$  then
          add  $(p, q)$  to marks
        done = false
```

Kunne gøres smartere med en pending worklist.

FA.minimize(), phase 3

FA n = new FA with same alphabet as f but with no states or transitions yet
 initialize empty maps $old2new: f.Q \rightarrow n.Q$ and $new2old: n.Q \rightarrow f.Q$

for each $r \in f.Q$ in order do

 if $(s, r) \in marks$ for every $s < r$ then

 add a new state p to $n.Q$

 add $old2new(r) = p$ and $new2old(p) = r$

 if $r \in f.A$ then add p to $n.A$

 else

 add $old2new(r) = old2new(s)$

 if $r = f.q_0$ then set $n.q_0 = old2new(r)$

for each state $p \in n$ do

 add $n.\delta(p, c) = old2new(f.\delta(new2old(p), c))$ for each $c \in \Sigma$

Eksempel

```
Alphabet a = new Alphabet('0', '1');  
RegExp r = new RegExp("0+(1*+01*+10*+001*01)*0*", a);
```

```
NFALambda n1 = r.toNFALambda();  
NFA n2 = n1.removeLambdas();  
FA n3 = n2.determinize();
```

```
System.out.println("Før: " + n3.getNumberOfStates());  
FA n4 = n3.minimize();  
System.out.println("Efter: " + n4.getNumberOfStates());
```

Før: 13

Efter: 1

Eksempel

```
Alphabet a = new Alphabet('0', '1');  
RegExp r = new RegExp("0+(1*+01*+10*+001*01)*0*", a);
```

```
NFALambda n1 = r.toNFALambda();  
NFA n2 = n1.removeLambdas();  
FA n3 = n2.determinize();
```

```
System.out.println("Før: " + n3.getNumberOfStates());  
FA n4 = n3.minimize();  
System.out.println("Efter: " + n4.getNumberOfStates());
```

Før: 13

Efter: 1

Eksempel

```
Alphabet a = new Alphabet('0', '1');  
RegExp r = new RegExp("0+(1*+01*+10*+001*01)*0*", a);
```

```
NFALambda n1 = r.toNFALambda();  
NFA n2 = n1.removeLambdas();  
FA n3 = n2.determinize();
```

```
System.out.println("Før: " + n3.getNumberOfStates());  
FA n4 = n3.minimize();  
System.out.println("Efter: " + n4.getNumberOfStates());
```

Før: 13

Efter: 1

Resume

- MyHill-Nerode-sætningen:
- endnu en karakteristik af de regulære sprog
- en algoritme til FA minimering
- en algoritme til at fjerne uopnåelige tilstande i en FA