

Prednáška 3 - Nedeterministické konečné automaty

Ing. Viliam Hromada, PhD.

C-510

Ústav informatiky a matematiky
FEI STU

`viliam.hromada@stuba.sk`

6.10.2020



Deterministický konečný automat

- Na minulej prednáške bola reč o deterministických konečných automatoch.
- Prechodová funkcia δ DKA mala tú vlastnosť, že pre **každý** stav $q \in Q$ a **každý** vstupný symbol $a \in \Sigma$ bol definovaný prechod do **práve jedného stavu** $p \in Q$, t.j. $\delta(q, a) = p$.
- Takže, v každom momente vieme s istotou povedať, v akom stave sa DKA bude nachádzať, keďže na začiatku je v počiatočnom stave q_0 a postupne spracúva vstupné symboly.

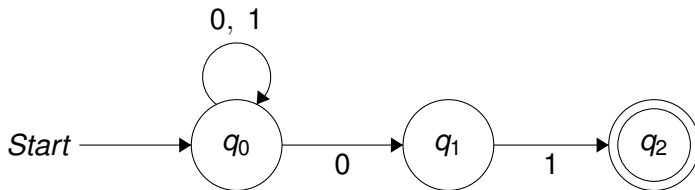
Nedeterministický konečný automat - neformálne

- Podobne ako DKA, aj NKA má nejakú konečnú množinu stavov Q , v ktorých sa môže nachádzať.
- Rovnako má konečnú množinu vstupných symbolov Σ , ktoré vie spracúvať.
- Rovnako má jeden počiatočný stav $q_0 \in Q$.
- Rovnako má množinu akceptačných stavov $F \subseteq Q$.
- Taktiež má aj svoju prechodovú funkciu δ . Avšak na rozdiel od DKA, prechodová funkcia NKA pre dvojicu (stav, symbol) (q, a) nevracia **jeden** stav, ale **množinu** stavov, do ktorých vie NKA prejsť pre danú kombináciu (q, a) .
- Táto množina môže byť prázdna, jednoprvková či viacprvková.



Príklad NKA

Uvažujme KA nad abecedou $\{0, 1\}$.



- Vidíme, že NKA sa zo stavu q_0 môže na symbol 0 prepnúť alebo do stavu q_1 alebo zostať v q_0 .

T.j. môžeme uvažovať, že ak bol NKA v stave q_0 a prečítal zo vstupu 0, tak v ďalšom kroku bude alebo v stave q_0 alebo v stave q_1 . Ekvivalentne môžeme uvažovať, že sa nachádza v oboch stavoch **súčasne**.

- Taktiež nie sú definované prechody z q_1 na 0 a z q_2 na 0 a 1.

Ak by sa stalo, že sa automat ocitne v takom stave, napr. q_1 a na vstupe je symbol 0, tak ak takýto prechod nie je definovaný, automat sa **zasekne** (prípadne anglická literatúra je morbidnejšia, v nej automat **zomrie**) a ďalej už nedokáže spracúvať vstup.



Skúsme sa zamyslieť, ako by tento automat dokázal spracovať vstup 00101:

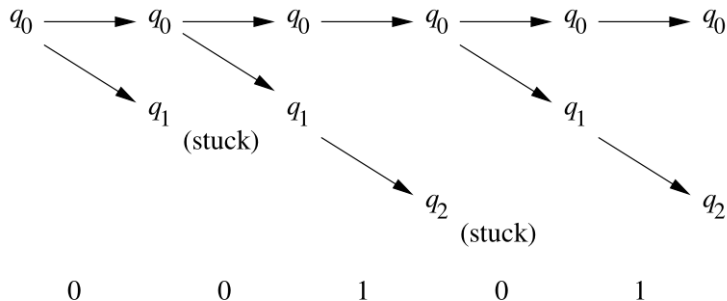
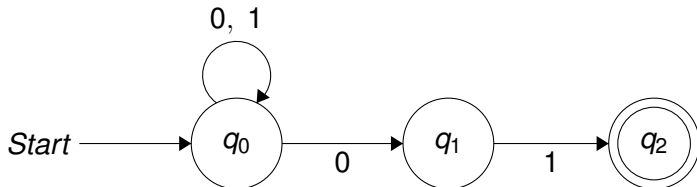


Figure: Spracovanie 00101, [1]



- Takýto NKA teda dokáže skončiť v akceptačnom stave po spracovaní takých binárnych reťazcov, ktoré končia 01.
- Automat bude teda v stave q_0 dovtedy, kým bude čítať symboly 0 a 1, ktoré nie sú súčasťou záverečnej prípony 01 a posunie sa do stavu q_1 v momente, keď prečíta 0, ktorá tvorí začiatok prípony **01**.



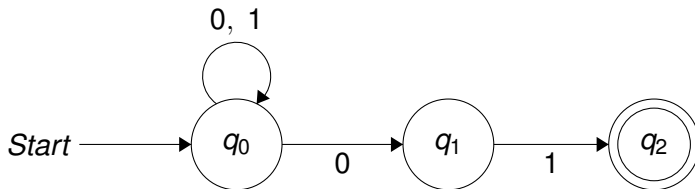
Definícia NKA

Nedeterministický konečný automat (NKA) A je päťica $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$:

1. Konečná množina stavov Q
2. Konečná množina vstupných symbolov Σ
3. Počiatočný stav q_0 , $q_0 \in Q$
4. Množina akceptačných (finálnych) stavov F , $F \subseteq Q$.
5. Prechodová funkcia δ , $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$, ktorá každej dvojici (stav, vstupný symbol) pridelí **podmnožinu** množiny stavov Q . (pozn. 2^Q je tzv. potenčná množina množiny Q , t.j. množina všetkých podmnožín).



Príklad



V tomto automate: $A = (\{q_0, q_1, q_2\}, \{0, 1\}, \delta, q_0, \{q_2\})$ a prechodová funkcia

môže byť daná okrem diagramu aj tabuľkou:

	0	1
$\rightarrow q_0$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
q_1	$\emptyset$	$\{q_2\}$
$*q_2$	$\emptyset$	$\emptyset$

- Podobne ako pri DKA, aj pri NKA budeme definovať rozšírenú prechodovú funkciu $\hat{\delta}$, aby sme vedeli popísať správanie NKA pri spracúvaní reťazca $w \in \Sigma^*$ zo stavu q , t.j. $\hat{\delta}(q, w)$.
- Keďže NKA môže po spracovaní 1 symbolu ísť do viacerých stavov, je logické, že aj pri spracovaní postupnosti symbolov musíme uvažovať celú množinu stavov, do ktorých sa môže NKA dostať.
- Na obrázku na slajde č. 7 vidíme, že napríklad daný NKA mohol zo stavu q_0 po spracovaní reťazca 001 skončiť alebo v stave q_0 , alebo v stave q_2 , t.j. $\hat{\delta}(q_0, 001) = \{q_0, q_2\}$.



Jazyk akceptovaný NKA

- NKA dokáže akceptovať všetky také reťazce, pre ktoré **existuje** spôsob, ako ich celé prečítať a skončiť v akceptačnom stave.
- Ak pre nejaký reťazec w platí, že preň existuje aj spôsob, ako ho prečítať a skončiť v akceptačnom stave a zároveň preň existuje aj spôsob, ako ho prečítať a neskončiť v akceptačnom stave (prípade sa zaseknúť), **aj tak** patrí reťazec w medzi akceptované reťazce.

Formálne, ak $A = \{Q, \Sigma, \delta, q_0, F\}$ je NKA, potom jazyk akceptovaný týmto automatom je definovaný:

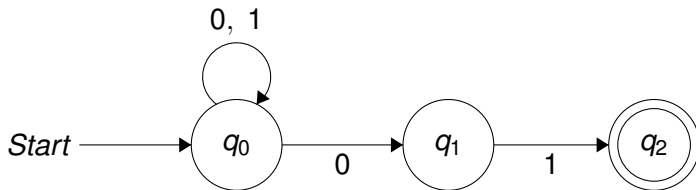
$$L(A) = \{w \mid \hat{\delta}(q_0, w) \cap F \neq \emptyset\}$$

T.j. $L(A)$ je množina tých reťazcov $w \in \Sigma^*$, pre ktoré platí, že $\hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje **aspoň jeden** akceptačný stav.



Príklad

Dokážme teraz formálne, že NKA



naozaj akceptuje jazyk $L = \{w \mid w \text{ končí reťazcom } 01\}$.

Podobne ako pri DKA, oprieme dôkaz korektnej činnosti automatu o tvrdenia o jeho stavoch. Vo všetkých tvrdeniach je uvažovaná dĺžka reťazca $|w| = n$:

1. $S_1(n) : \hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_0 pre všetky reťazce w .
2. $S_2(n) : \hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_1 vtedy a len vtedy, ak w končí 0.
3. $S_3(n) : \hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_2 vtedy a len vtedy, ak w končí 01.

Tieto tvrdenia, najmä číslo 3, ak sú pravdivé, tak garantujú, že automat akceptuje práve reťazce končiace 01. Dôkaz urobíme indukciou na dĺžke reťazca w .



Základný prípad, $n = 0$, t.j. $w = \varepsilon$

1. $S_1(0)$: Tvrdenie, že $\hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_0 pre $w = \varepsilon$ je určite pravdivé, lebo vyplýva z definície $\hat{\delta}$.
2. $S_2(0)$: Jednak $\hat{\delta}(q_0, \varepsilon)$ neobsahuje q_1 a jednak ε nekončí 0. T.j. hypotézy oboch implikácií, ktoré by sme museli dokázať pre tvrdenie $S_2(0)$ sú nepravdivé a teda obe implikácie sú pravdivé.
3. $S_3(0)$: Rovnako pravdivé, analogicky ku $S_2(0)$.

Vyslovíme teda indukčný predpoklad, že tvrdenia $S_1(n)$, $S_2(n)$, $S_3(n)$ sú pravdivé a ideme dokázať, že platia aj pre reťazce dĺžky $n + 1$.



Indukčný prípad pre $n + 1$, t.j. $|w| = n + 1$

Uvažujme teda reťazec w , dĺžky $n + 1$ a rozdeľme ho na prefix x dĺžky n a posledný symbol a , $w = xa$. V našom prípade $a \in \{0, 1\}$.

- $S_1(n + 1)$: Z indukčného predpokladu S_1 vieme, že $\hat{\delta}(q_0, x)$ obsahuje q_0 . Keďže v automate sú možné prechody z q_0 do q_0 pre aj symbol 0, aj symbol 1, tak určite aj $\hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_0 .

Indukčný prípad pre $n + 1$, t.j. $|w| = n + 1$

- $S_2(n + 1)(\Rightarrow)$. Nech $\hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_1 . Pohľadom na obrázok NKA vidíme, že to je možné len v prípade, že w končí nulou. Takže určite w končí 0.
- $S_2(n + 1)(\Leftarrow)$. Nech w končí 0, t.j. $w = x0$, t.j. $a = 0$. Z indukčného predpokladu S_1 vieme, že $\hat{\delta}(q_0, x)$ obsahuje q_0 . A keďže v NKA je možné z q_0 prejsť na symbol 0 aj do q_1 , tak z toho musí vyplývať, že $\hat{\delta}(q_0, x0) = \hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_1 .

Indukčný prípad pre $n + 1$, t.j. $|w| = n + 1$

- $S_3(n + 1)(\Rightarrow)$. Nech $\hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_2 . Pohľadom na obrázok NKA vidíme, že to je možné len v prípade, že w končí jednotkou a zároveň $\hat{\delta}(q_0, x)$ obsahuje q_1 . Z indukčného predpokladu S_2 vyplýva, že x musí končiť nulou, a teda celé w musí končiť 01.
- $S_3(n + 1)(\Leftarrow)$. Nech w končí 01, t.j. $w = x1$, t.j. $a = 1$ a zároveň x končí nulou. Z indukčného predpokladu S_2 vieme, že $\hat{\delta}(q_0, x)$ obsahuje q_1 ak x končí nulou. A keďže v NKA je možné z q_1 prejsť na symbol 1 do q_2 , tak z toho musí vyplývať, že $\hat{\delta}(q_0, x1) = \hat{\delta}(q_0, w)$ obsahuje q_2 .

Ekvivalencia NKA a DKA

- Existuje veľa jazykov, pre ktoré je jednoduchšie skonštruovať NKA než DKA (typickým príkladom sú práve reťazce končiace na nejakú konkrétnu príponu).
- Taktiež by fakt, že NKA sa môžu náhodne rozhodovať mohol budiť dojem, že dokážu akceptovať aj také jazyky, ktoré by DKA akceptovať nevedeli.
- Platí však opak - NKA a DKA majú **rovnakú akceptačnú silu**.
- Každý DKA je v podstate špeciálnou inštanciou nejakého NKA.
- A naopak, každý NKA sa dá **previesť na ekvivalentný** DKA, t.j. taký, ktorý akceptuje presne tie isté reťazce.

Ekvivalencia NKA a DKA

- V praxi platí, že ak prevedieme NKA na DKA, tak výsledný DKA bude mať približne rovnaký počet stavov ako pôvodný NKA.
- V najhoršom prípade sa však môže stať, že ak počet stavov NKA je n , tak potom DKA bude mať 2^n stavov.
- Dôkaz toho, že každý NKA sa dá previesť na DKA je pomocou tzv. **subset-konštrukcie**, resp. "konštrukcie podmnožín".
- Pri konverzii NKA na DKA sa totižto uvažujú všetky možné podmnožiny stavov NKA.

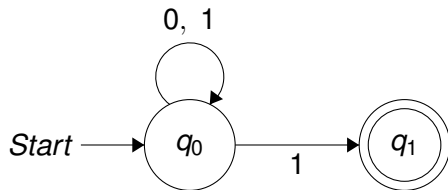


Konverzia NKA na DKA

- Hlavnou myšlienkou toho, ako vyrobíme DKA ekvivalentný nejakému NKA je, že budeme **deterministicky** sledovať, **do akých všetkých stavov** sa vie dostať NKA na príslušné vstupné symboly.
- **Stavy DKA** budú teda predstavovať **množiny stavov NKA**.

Jednoduchý motivačný príklad

Uvažujme, že máme takýto NKA:



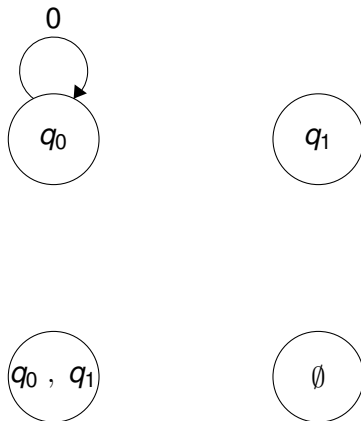
Ak chceme sledovať jeho **všetky možné správania**, potrebujeme uvažovať všetky možné situácie, v akých sa vie ocitnúť, t.j. všetky možné kombinácie stavov.

T.j. uvažujme všetky 4 možné kombinácie stavov NKA:

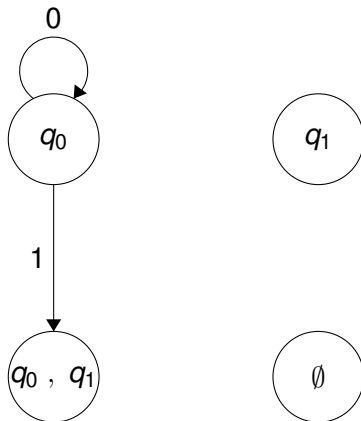


Teraz budeme sledovať, čo dokáže urobiť NKA, ak sa nachádza v jednej z týchto 4 situácií a prečíta nejaký vstupný symbol.

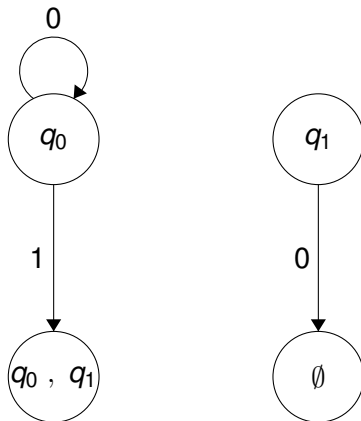
Napríklad, ak je NKA v stave q_0 a prečíta 0:



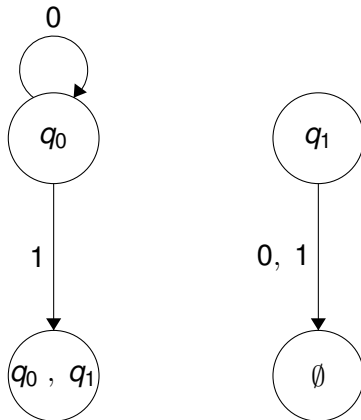
Napríklad, ak je NKA v stave q_0 a prečíta 1:



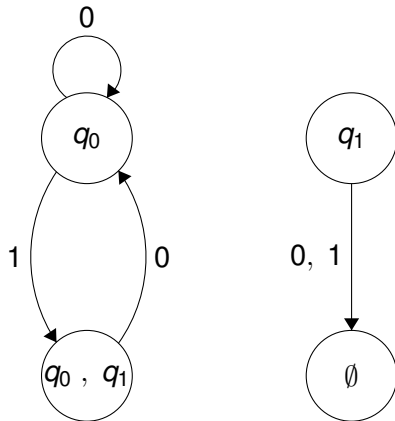
Napríklad, ak je NKA v stave q_1 a prečíta 0:



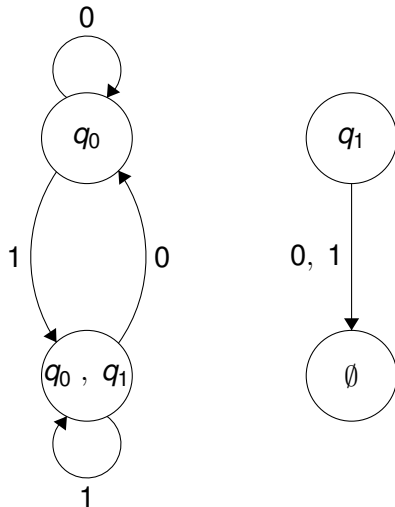
Napríklad, ak je NKA v stave q_1 a prečíta 1:



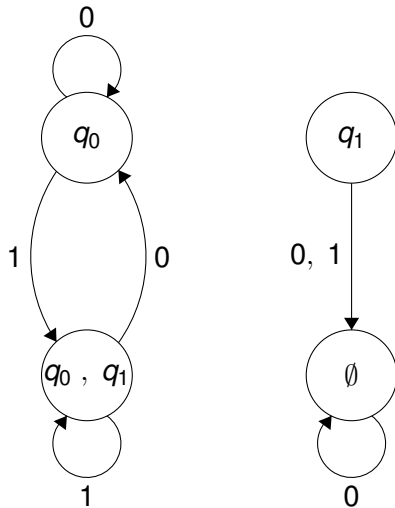
Napríklad, ak je NKA alebo v stave q_0 , alebo v stave q_1 a prečíta 0:



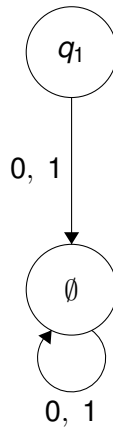
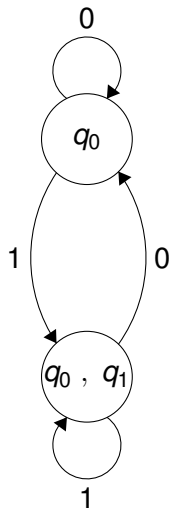
Napríklad, ak je NKA alebo v stave q_0 , alebo v stave q_1 a prečíta 1:



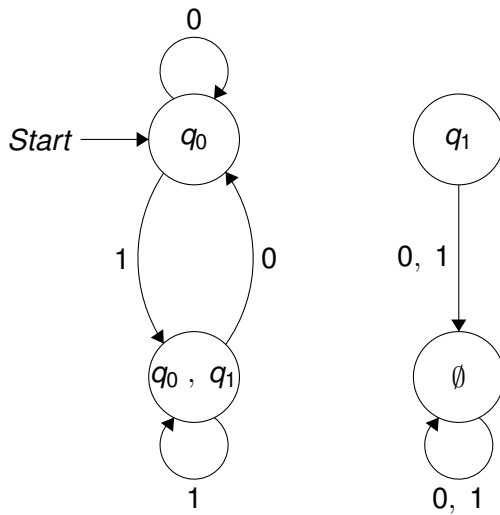
Pre úplnosť uvažujme, že sa nenachádza ani v q_0 , ani v q_1 (t.j. $\emptyset$) a chcel by čítať 0:



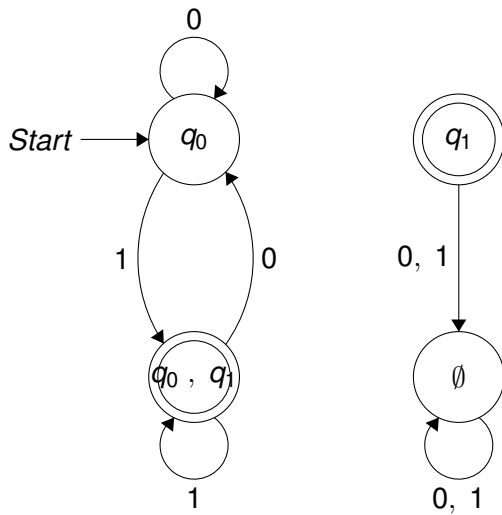
Pre úplnosť uvažujme, že sa nenachádza ani v q_0 , ani v q_1 (t.j. $\emptyset$) a chcel by čítať 1:



Keďže na začiatku je NKA v stave q_0 , tento DKA to bude deterministicky modelovať tým, že tiež bude na začiatku v stave, ktorý je ekvivalentný situácii, že NKA je v stave q_0 :



NKA akceptuje tie reťazce, pre ktoré po ich prečítaní skončí v akceptačnom stave (u nás q_1). Preto akceptačné stavy DKA budú tie, ktoré modelujú, že NKA **má potenciál nachádzať sa** v stave q_1



Tým sme dostali DKA, ktorý modeluje správanie NKA, t.j. zachytáva informáciu, v akých možných stavoch sa vedel nachádzať NKA počas svojej činnosti.

Teraz si tento proces popíšeme formálne.

Konverzia NKA na DKA

Nech je daný nejaký NKA $N = (Q_N, \Sigma, \delta_N, q_0, F_N)$. Chceme nájsť DKA $D = (Q_D, \Sigma, \delta_D, \{q_0\}, F_D)$ taký, že $L(D) = L(N)$. Abecedy Σ oboch automatov budú rovnaké a počiatočný stav D bude množina, obsahujúca počiatočný stav N .

- Q_D bude množina všetkých podmnožín Q_N , t.j. $Q_D = 2^{Q_N}$. T.j. ak $|Q_N| = n$, tak $|Q_D| = 2^n$. Veľa týchto stavov však bude nedostupných a budeme ich môcť vymazať, takže reálny počet stavov Q_D bude menší.
- F_D je množina tých podmnožín S množiny Q_N , ktoré obsahujú aspoň nejaké akceptačné stavy N , t.j. $F_N \cap S \neq \emptyset$.

Konverzia NKA na DKA

- Pre každú množinu $S \subseteq Q_N$ a pre každý vstupný symbol $a \in \Sigma$:

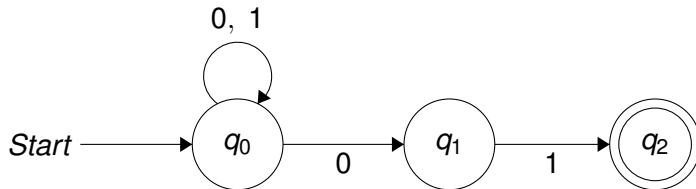
$$\delta_D(S, a) = \bigcup_{p \in S} \delta_N(p, a)$$

T.j. na výpočet prechodu zo stavu S sa pozrieme na stavy $p \in S$, do akých stavov vedel prejsť NKA zo stavov p na symbol a a tieto stavy zjednotíme.



Príklad

Preved'me NKA na k nemu ekvivalentný DKA.



- NKA má 3 stavy: $Q_N = \{q_0, q_1, q_2\}$. T.j. DKA verzia bude mať $|Q_D| = 8$ stavov.
- Stavy DKA: $Q_D = \{\emptyset, \{q_0\}, \{q_1\}, \{q_2\}, \{q_0, q_1\}, \{q_0, q_2\}, \{q_1, q_2\}, \{q_0, q_1, q_2\}\}$
- NKA mal 1 akceptačný stav, $F_N = \{q_2\}$. Preto v DKA budú akceptačné tie stavy, ktoré v sebe obsahujú q_2 . Čiže
 $F_D = \{\{q_2\}, \{q_0, q_2\}, \{q_1, q_2\}, \{q_0, q_1, q_2\}\}$.
- NKA bol na začiatku v stave q_0 . DKA bude teda na začiatku v stave $\{q_0\}$.
- Prechodová funkcia je na ďalšom slajde vo forme prechodovej tabuľky:

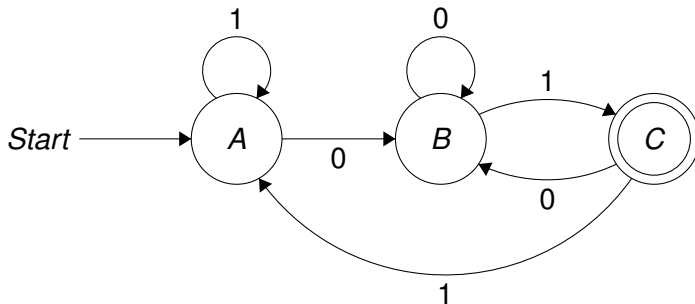
	0	1
$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
$\rightarrow \{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
$\{q_1\}$	$\emptyset$	$\{q_2\}$
$*\{q_2\}$	$\emptyset$	$\emptyset$
$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_2\}$
$*\{q_0, q_2\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
$*\{q_1, q_2\}$	$\emptyset$	$\{q_2\}$
$*\{q_0, q_1, q_2\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_2\}$

V tomto automate sú niektoré stavy zbytočné, lebo sú **nedosiahnuteľné** z počiatočného stavu q_0 . Konkrétne sú to stavy $\emptyset, \{q_1\}, \{q_2\}, \{q_1, q_2\}, \{q_0, q_1, q_2\}$.

Upravený výsledný DKA:

	0	1
$\rightarrow \{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_2\}$
$*\{q_0, q_2\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$

Výsledok (premenovali sme stavy pre jednoduchosť - nič to samozrejme nemení):



Zjednodušená tvorba DKA

Exponenciálnemu nárastu stavov sa môžeme vyhnúť, ak budeme eliminovať nedosiahnuteľné stavy už počas konštrukcie DKA a budeme uvažovať len dosiahnuteľné stavy.

1. **Základný krok:** Počiatočný stav DKA $\{q_0\}$ obsahujúci len počiatočný stav NKA q_0 je určite dosiahnuteľný.
2. **Indukčný krok:** Ak vieme, že stav DKA, t.j. množina S stavov NKA, je dosiahnuteľný, potom pre každý vstupný symbol a vypočítame $\delta_D(S, a)$ a aj tieto stavy DKA (tieto množiny stavov NKA) budú určite dosiahnuteľné.

	0	1
$\rightarrow \{q_0\}$		

	0	1
$\rightarrow \{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$	

	0	1
$\rightarrow \{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$

	0	1
$\rightarrow \{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
$\{q_0, q_1\}$		

- $\delta_D(\{q_0, q_1\}, 0) = \delta_N(q_0, 0) \cup \delta_N(q_1, 0) = \{q_0, q_1\} \cup \emptyset = \{q_0, q_1\}$
- $\delta_D(\{q_0, q_1\}, 1) = \delta_N(q_0, 1) \cup \delta_N(q_1, 1) = \{q_0\} \cup \{q_2\} = \{q_0, q_2\}$

	0	1
$\rightarrow \{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_2\}$

- $\delta_D(\{q_0, q_2\}, 0) = \delta_N(q_0, 0) \cup \delta_N(q_2, 0) = \{q_0, q_1\} \cup \emptyset = \{q_0, q_1\}$
- $\delta_D(\{q_0, q_2\}, 1) = \delta_N(q_0, 1) \cup \delta_N(q_2, 1) = \{q_0\} \cup \emptyset = \{q_0\}$

	0	1
$\rightarrow \{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_2\}$
$*\{q_0, q_2\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$



Aby sme dokázali, že subset-konstrukcia vytvorí DKA s takým istým jazykom $L(D)$ ako $L(N)$, pomôže si tým, že ukážeme, že pre DKA vytvorený z NKA, platí

$$\hat{\delta}_D(\{q_0\}, w) = \hat{\delta}_N(q_0, w)$$

- Teda, že DKA korektne sleduje správanie NKA a pre každý reťazec w sa DKA dostane po jeho spracovaní do takého stavu, ktorý popisuje, do akých stavov sa vie dostať NKA po spracovaní w .
- Túto rovnosť dokážeme indukciou na dĺžke slova w .



Základný prípad Nech $|w| = 0$, t.j. $w = \varepsilon$.

1. Podľa definície $\hat{\delta}_N(q_0, \varepsilon) = \{q_0\}$ (z definície rozšírenej prechodovej funkcie NKA na slajde č. 14).
2. Podľa definície $\hat{\delta}_D(\{q_0\}, \varepsilon) = \{q_0\}$. (z definície rozšírenej prechodovej funkcie každého DKA z prednášky č. 2).



1. Z indukčného predpokladu: $\hat{\delta}_D(\{q_0\}, x) = \hat{\delta}_N(q_0, x)$
2. Nech $\hat{\delta}_D(\{q_0\}, x) = \hat{\delta}_N(q_0, x) = \{p_1, p_2, \dots, p_k\}$
3. Z definície $\hat{\delta}_N(q_0, w) = \bigcup_{i=1}^k \delta_N(p_i, a)$
4. Zo subset-konstrukcie $\delta_D(\{p_1, \dots, p_k\}, a) = \bigcup_{i=1}^k \delta_N(p_i, a)$
5. $\hat{\delta}_D(\{q_0\}, w) = \delta_D(\hat{\delta}_D(\{q_0\}, x), a) = \delta_D(\{p_1, p_2, \dots, p_k\}, a) = \bigcup_{i=1}^k \delta_N(p_i, a)$
6. Z bodov 3 a 5 teda vyplýva, že $\hat{\delta}_D(\{q_0\}, w) = \hat{\delta}_N(q_0, w)$ pre reťazce dĺžky $n + 1$, čím je tvrdenie dokázané.

- Dokázali sme, že pre DKA vytvorený z NKA platí $\hat{\delta}_D(\{q_0\}, w) = \hat{\delta}_N(q_0, w)$ pre ľubovoľné reťazce w , t.j. oba automaty sa "správajú rovnako".
- Keďže platí, že DKA aj NKA akceptujú reťazce vtedy a len vtedy, keď $\hat{\delta}_D(\{q_0\}, w)$, resp. $\hat{\delta}_N(q_0, w)$ obsahujú akceptačný stav z F_N , vyplýva z toho, že $L(D) = L(N)$.
- A teda platí, že **každý NKA** sa dá previesť na **ekvivalentný DKA** akceptujúci **ten istý jazyk**.



"Konverzia" DKA na NKA

- Dá sa jednoducho ukázať, že platí aj opačná situácia: Každý DKA sa dá previesť (lepšie povedané chápať) na NKA.
- Nech $D = (Q, \Sigma, \delta_D, q_0, F)$ je DKA.
- Nech $N = (Q, \Sigma, \delta_N, q_0, F)$ je NKA, kde δ_N je definovaná:
Ak $\delta_D(q, a) = p$, tak potom $\delta_N(q, a) = \{p\}$.
- Dá sa jednoducho (indukciou na $|w|$) ukázať, že ak $\hat{\delta}_D(q_0, w) = p$, tak potom $\hat{\delta}_N(q_0, w) = \{p\}$.
- A teda $L(D) = L(N)$.

Záver

- V prednáške sme si povedali, že okrem deterministických konečných automatov existujú aj nedeterministické konečné automaty.
- Ich výhoda spočíva v tom, že niekedy je pre daný jazyk jednoduchšie zostrojiť NKA ako DKA.
- Ich nevýhoda spočíva v tom, že na zistenie, či akceptujú nejaký reťazec je potrebné často výpočet vetviť a môže tak mať exponenciálnu zložitosť.
- Avšak platí, že **akceptačná sila** NKA a DKA je **rovnaká**, pretože sa každý NKA dá previesť na ekvivalentný DKA (cez subset-konštrukciu) a každý DKA sa dá previesť na ekvivalentný NKA.



Použitá literatúra

- 1 Hopcroft, Motwani, Ullman - Introduction to Automata Theory, Languages and Computations, 3rd Ed.