

Automaty a gramatiky

TIN071

Marta Vomlelová

February 24, 2025

Contents

1	Úvod, Mihyll-Nerodova věta	2
1.1	Cíl přednášky	2
1.2	Definice základních pojmů	3
1.3	Myhill–Nerodova věta	5
2	Iterační lemma pro reg. jazyky, Redukovaný DFA	10
2.1	Dosažitelné stavy	10
2.2	Iterační (pumping) lemma pro regulární jazyky	11
2.3	Ekvivalentní stavy, Redukce automatu	12
3	Nedeterministické ϵ-NFA, Operace zachovávající regularitu	16
4	Regulární výrazy, Kleeneova věta, Substitute, Homomorfizmus	24
5	Dvousměrné FA, Mealy a Moore stroje	31
6	Gramatiky, Chomského hierarchie, víceznačnost	37
7	Chomského NF, Pumping Lemma pro CFL, CYK – náležení do CFL	46
8	Zásobníkové automaty, Deterministické PDA	56
9	Uzávěrové vlastnosti, Dykovy jazyky	65
10	Turingův stroj, rozšíření	73
11	Lineárně omezené automaty, Univerzální TM, Diagonální jazyk	80
12	Nerozhodnutelné problémy, Postův korespondenční p.	91
13	Časová složitost	98
14	co-NP, Prostorová složitost	106
15	Shrnutí na závěr	114

Zkouška, Literatura

1 Úvod, Mihyll-Nerodova věta

Požadavky ke zkoušce

- **Zápočet je nutnou podmínkou účasti na zkoušce.**
- Zkouška sestává z písemné přípravy a ústní části.
- **Písemná příprava** bude sestávat ze dvou až tří otázek, které korespondují sylabu přednášky, ověřují schopnosti získané na cvičení a znalost definic, vět a algoritmů z přednášky.
- **! Po dobu písemné přípravy musí být veškeré přinesené poznámky, přípravy, mobily, počítače apod. uloženy v uzavřeném batohu.** V případě opomenutí poznámek na židli, stole, otevřeném batohu apod. je zkouška okamžitě hodnocena 'nevyhověl' a student v ní dále nepokračuje.
- **Požadavky ústní části** Ústní část bude vycházet z písemné přípravy, zpravidla budete dotázáni na vysvětlení-zdůvodnění-příklady k tvrzením v písemné části. Ústní část může být doplněna otázkou v rozsahu sylabu přednášky s písemnou přípravou nesouvisející.

Zdroje a literatura

- J.E. Hopcroft, R. Motwani, J.D. Ullman: *Introduction to Automata Theory, Languages, and Computations*, Addison-Wesley
- M. Sipser: *Introduction to the Theory of Computation*, Cengage Learning, 2013
- M. Chytil: *Automaty a gramatiky*, SNTL Praha, 1984

⇒ moodle <https://dl1.cuni.cz/course/view.php?id=5119>

– kde jsou tyto slajdy

⇒ kde je dotazník k textové verzi slajdů

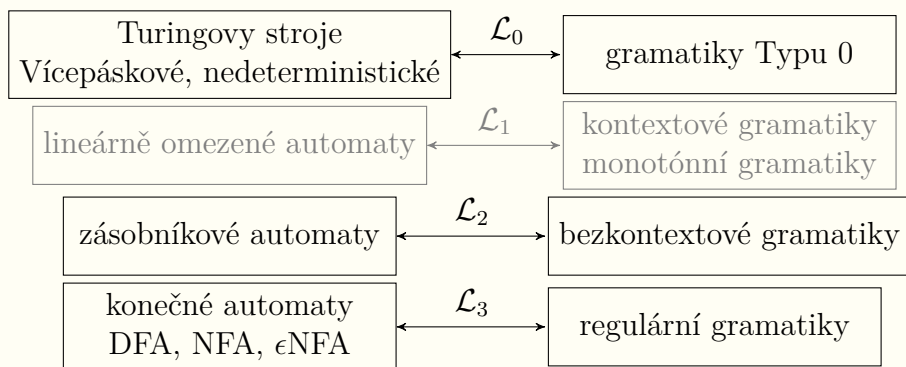
– moodle testy (které ale netestují zdůvodnění a důkazy).

⇒ cvičení.

1.1 Cíl přednášky

- Osvojit si abstraktní model výpočetních zařízení,
- vnímat, jak drobné změny v definici vedou k velmi odlišným třídám,
- zažít skutečnost algoritmicky nerozhodnutelných problémů,
- rychlý úvod do složitosti $P \subseteq NP \subseteq PSPACE = NPSPACE \subseteq EXPTIME$.

Obrázek shrnuje výpočetní modely - automaty v levém sloupci, gramatiky v pravém, propojuje je stejná třída přijímaných jazyků. Čím níže, tím jednodušší a přijímající menší třídu jazyků.



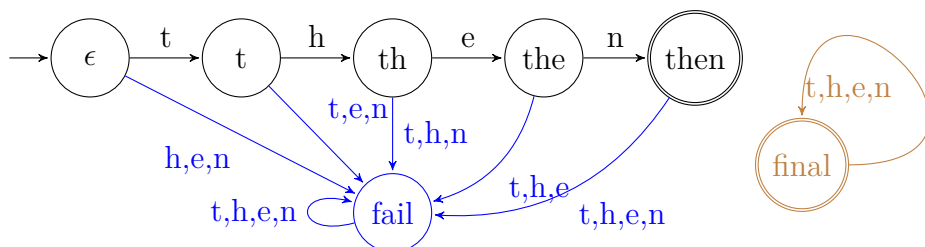
1.2 Definice základních pojmů

Definition 1.1 (Deterministický konečný automat). **Deterministický konečný automat (DFA)** $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ sestává z:

1. konečné množiny **stavů**, zpravidla značíme Q
2. konečné neprázdné množiny **vstupních symbolů (abecedy)**, značíme Σ
3. **přechodové funkce**, zobrazení $Q \times \Sigma \rightarrow Q$, značíme δ , která bude reprezentovaná hranami grafu nebo tabulkou
4. **počátečního stavu** $q_0 \in Q$, vede do něj šipka 'odnikud',
5. a **množiny koncových (přijímajících) stavů** (final states) $F \subseteq Q$, označených dvojitým kruhem či šipkou 'ven'.

Úmluva: Pokud pro některou dvojici stavu a písmene není definovaný přechod, přidáme nový stav *fail* a přechodovou funkci doplníme na totální přidáním šipek do *fail*.

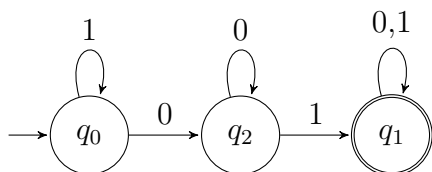
Pokud je množina F prázdná, a je vyžadovaná neprázdná, přidáme do ní i Q nový stav *final* do kterého vedou jen přechody z něj samého $\forall s \in \Sigma: \delta(\text{final}, s) = \text{final}$.



Konečný automat popisujeme většinou grafem (uzly jsou stavy, hrany anotované písmeny $\in \Sigma$ přechody, počáteční stav je značen šipkou dovnitř, přijímající stavy dvojitým kruhem (nebo šipkou ven)). Jiný zápis atomatu je tabulka, sloupce nadešpané znaky abecedy, řádky stavy, koncové stavy značené hvězdičkou, v políčkách nový stav dle přechodové funkce δ .

Example 1.1. Automat A přijímající $L = \{x01y : x, y \in \{0, 1\}^*\}$.

- Stavový diagram (graf) Automat $A = (\{q_0, q_1, q_2\}, \{0, 1\}, \delta, q_0, \{q_1\})$.



tabulka

- – řádky: stavy + přechody
- sloupce: písmena vstupní abecedy

δ	0	1
$\rightarrow q_0$	q_2	q_0
$*q_1$	q_1	q_1
q_2	q_2	q_1

Abeceda, slova, jazyky

Definition 1.2 (Slovo, $\epsilon, \lambda, \Sigma^*, \Sigma^+, \text{jazyk}$). Mějme neprázdnou množinu symbolů Σ .

- **Slovo, řetězec** je konečná (i prázdná) posloupnost symbolů $s \in \Sigma$, **prázdné slovo** se značí ϵ nebo λ .
- **Množinu všech slov v abecedě Σ** značíme Σ^* ,
- množinu všech neprázdných slov v značíme Σ^+ .
- **jazyk** $L \subseteq \Sigma^*$ je množina slov v abecedě Σ .

Definition 1.3 (operace zřetězení, mocnina, délka slova). Nad slovy Σ^* definujeme operace:

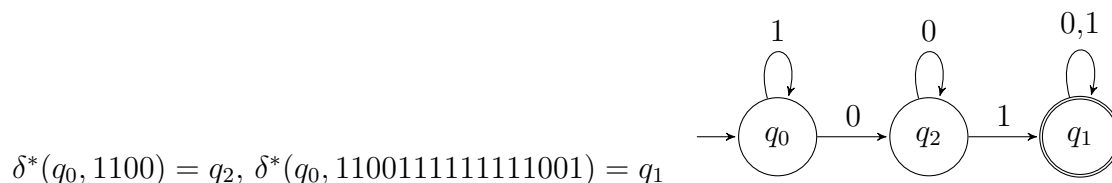
- **zřetězení slov** $u.v$ nebo uv
- **mocnina** (počet opakování) u^n ($u^0 = \epsilon$, $u^1 = u$, $u^{n+1} = u^n.u$)
- **délka slova** $|u|$ ($|\epsilon| = 0$, $|auto| = 4$).
- **počet výskytů** $s \in \Sigma$ ve slově u značíme $|u|_s$ ($|zmrzlina|_z = 2$).

Rozšířená přechodová funkce

Definition 1.4 (rozšířená přechodová funkce). Mějme přechodovou funkci $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$. **Rozšířenou přechodovou funkci δ^*** : $Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ (tranzitivní uzávěr δ) definujeme induktivně:

- $\delta^*(q, \epsilon) = q$
- $\delta^*(q, wx) = \delta(\delta^*(q, w), x)$ pro $x \in \Sigma, w \in \Sigma^*$.

Pozn. Pokud se v textu objeví δ aplikované na slova, míní se tím δ^* .



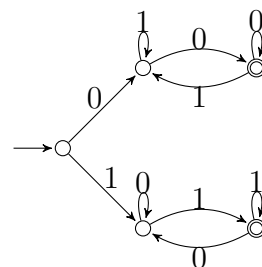
Jazyky rozpoznatelné konečnými automaty

Definition 1.5 (jazyky rozpoznatelné DFA, regulární jazyky). • **Jazykem rozpoznávaným (akceptovaným, přijímaným)** deterministickým konečným automatem $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ nazveme jazyk $L(A) = \{w \mid w \in \Sigma^* \text{ \& } \delta^*(q_0, w) \in F\}$.

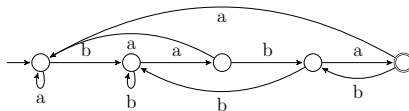
- Slovo w je **přijímáno** automatem A , právě když $w \in L(A)$.
- Jazyk L je **rozpoznatelný** konečným automatem, jestliže existuje konečný automat A takový, že $L = L(A)$.
- Třidu jazyků rozpoznatelných konečnými automaty označíme $\mathcal{F}$, nazveme **regulární jazyky**.

Příklady regulárních (a neregulárních) jazyků

Example 1.2 (regulární jazyky). • $L = \{w \mid w = xux, w \in \{0, 1\}^*, x \in \{0, 1\}, u \in \{0, 1\}^*\}$.

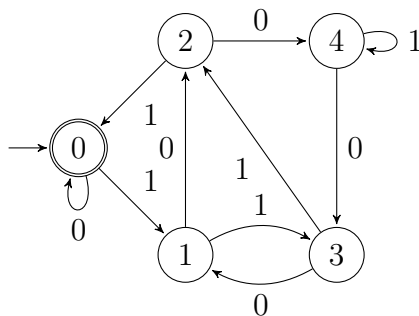


Example 1.3 (regulární jazyk). • $L = \{w \mid w = ubaba, w \in \{a, b\}^*, u \in \{a, b\}^*\}$.



Example 1.4 (regulární jazyk). • $L = \{w \mid w \in \{0, 1\}^* \& w \text{ je binární zápis čísla dělitelného } 5\}$.

Example 1.5 (!Neregulární jazyk). • $L = \{0^n 1^n \mid w \in \{0, 1\}^*, n \in \mathbb{N}\}$ NENÍ regulární jazyk.



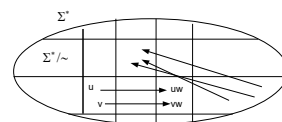
Example next: Semafor pro auta.

Kongruence, Myhill–Nerodova věta

1.3 Myhill–Nerodova věta

Definition 1.6 (kongruence). Mějme konečnou abecedu Σ a relaci ekvivalence $\sim$ na Σ^* (reflexivní, symetrická, tranzitivní). Potom:

- $\sim$ je **pravá kongruence**, jestliže $(\forall u, v, w \in \Sigma^*) u \sim v \Rightarrow uw \sim vw$.
- je **konečného indexu**, jestliže rozklad $\Sigma^* / \sim$ má konečný počet tříd.
- Třidu kongruence $\sim$ obsahující slovo u značíme $[u]_{\sim}$, resp. $[u]$.



Example 1.6. • Relace $\sim_{end}$ 'končí stejným písmenem' je pravá kongruence,

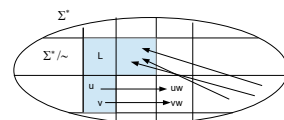
– pokud $ux \sim_{end} vx$, pak i $uxw \sim_{end} vxw$.

- Relace $\sim_{fl}$ 'končí stejně jako začíná' je ekvivalence, $aa \sim_{fl} bb$, ale $aaa \not\sim_{fl} bba$, tedy není pravá kongruence.
- Relace $\sim_{||}$ 'mají stejný počet znaků' není konečného indexu.

Myhill–Nerodova věta

Theorem 1.1 (Myhill–Nerodova věta). *Nechť L je jazyk nad konečnou abecedou Σ . Potom následující tvrzení jsou ekvivalentní:*

- L je rozpoznatelný konečným automatem,
- existuje pravá kongruence $\sim$ konečného indexu nad Σ^* tak, že L je sjednocením jistých tříd rozkladu $\Sigma^* / \sim$.



Proof: Důkaz Myhill–Nerodovy věty $\Rightarrow$

a) $\Rightarrow$ b); tj. automat $\Rightarrow$ pravá kongruence konečného indexu

- definujeme $u \sim v \equiv \delta^*(q_0, u) = \delta^*(q_0, v)$.
- je to ekvivalence (reflexivní, symetrická, transitivní)
- je to pravá kongruence (z definice δ^*)
- má konečný index (konečně mnoho stavů)

$$L = \{w \mid \delta^*(q_0, w) \in F\} = \bigcup_{q \in F} \{w \mid \delta^*(q_0, w) = q\} = \bigcup_{q \in F} [w \mid \delta^*(q_0, w) = q]_{\sim}.$$

□

Proof: Důkaz Myhill–Nerodovy věty $\Leftarrow$

b) $\Rightarrow$ a); tj. pravá kongruence konečného indexu $\Rightarrow$ automat

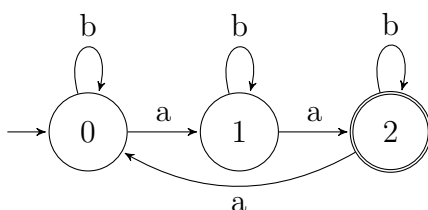
- abeceda automatu vezmeme Σ
- za stavy Q volíme třídy rozkladu $\Sigma^* / \sim$
- počáteční stav $q_0 \equiv [\epsilon]$
- koncové stavy $F = \{c_1, \dots, c_n\}$, kde $L = \bigcup_{i=1, \dots, n} c_i$
- přechodová funkce $\delta([u], x) = [ux]$ (je korektní z def. pravé kongruence).
- $L(A) = L$ $w \in L \Leftrightarrow w \in \bigcup_{i=1, \dots, n} c_i \Leftrightarrow w \in c_1 \vee \dots \vee w \in c_n \Leftrightarrow [w] = c_1 \vee \dots \vee [w] = c_n \Leftrightarrow [w] \in F \Leftrightarrow w \in L(A)$ $\delta^*([\epsilon], w) = [w]$

□

Použití Myhill–Nerodovy věty: Konstrukce automatů

Example 1.7. Sestrojte automat přijímající jazyk $L = \{w \mid w \in \{a, b\}^* \& |w|_a = 3k + 2\}$, tj. obsahuje $3k + 2$ symbolů a .

- $|u|_x$ značí počet symbolů x ve slově u
- definujeme $u \sim v \equiv (|u|_a \bmod 3 = |v|_a \bmod 3)$
- třídy ekvivalence 0,1,2
- L odpovídá třídě 2
- a – přechody do následující třídy
- b – přechody zachovávají třídu.



Ne-regulární jazyk

Example 1.8 (Ne-regulární jazyk). Jazyk $L_{a^+b^ic^i} = \{u \mid u = a^+b^ic^i \vee u = b^ic^j, + \in \mathbb{N}_{>0}, i, j \in \mathbb{N}_0\}$ není regulární (Myhill–Nerodova věta).

Jazyk $L_{a^+b^ic^i}$ není regulární. • Důkaz sporem: Předpokládejme, že L je regulární

$\Rightarrow$ pak existuje pravá kongruence $\sim_L$ konečného indexu m , L je sjednocení některých tříd $\Sigma^* / \sim_L$

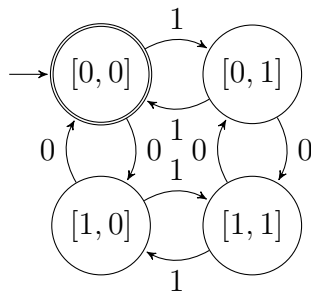
- vezmeme množinu řetězců $S = \{ab, abb, abbb, \dots, ab^{m+1}\}$
- existují dvě slova $i \neq j$, která padnou do stejné třídy
 $i \neq j \quad ab^i \sim ab^j$
 přidáme $c^i \quad ab^ic^i \sim ab^jc^i \quad \sim$ je kongruence
 spor $ab^ic^i \in L \ \& \ ab^jc^i \notin L \quad$ s L je sjednocení některých tříd $\Sigma^* / \sim_L$.

□

Příklad - 'součin' automatů

Example 1.9. $L = \{w \mid w \in \{0, 1\}^*, |w|_0 = 2k \ \& \ |w|_1 = 2\ell, k, \ell \in \mathbb{N}_0\}$, tj.

- sudý počet 0
- a zároveň sudý počet 1.



δ	0	1
$* \rightarrow [0, 0]$	$[1, 0]$	$[0, 1]$
$[0, 1]$	$[1, 1]$	$[0, 0]$
$[1, 0]$	$[0, 0]$	$[1, 1]$
$[1, 1]$	$[0, 1]$	$[1, 0]$

Příklad (špatného) protokolu pro elektronický převod peněz

- Tři zúčastnění: zákazník, obchod, banka.
- Pro jednoduchost jen jedna platba (soubor 'money').

Example 1.10. Zákazník poskytne obchodu číslo kreditní karty, obchod si vyžádá peníze od banky a pošle zboží zákazníkovi. Zákazník má možnost zablokovat kartu a žádat zrušení transakce.

Pět událostí:

- Zákazník může zadat číslo karty **pay**.
- Zákazník může kartu zablokovat **cancel**.
- Obchod může poslat **ship** zboží zákazníkovi.
- Obchod může vyžádat **redeem** peníze od banky.
- Banka může převést **transfer** peníze obchodu.

(Neúplný) konečný automat pro bankovní příklad

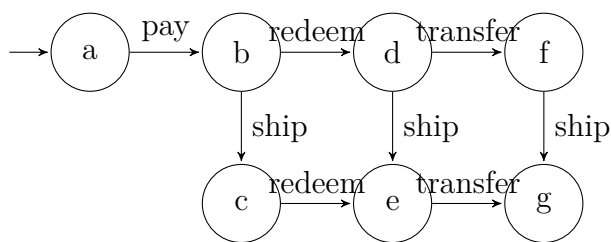


Figure 1: Obchod

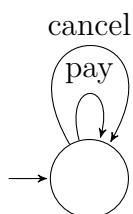


Figure 2: Zákazník

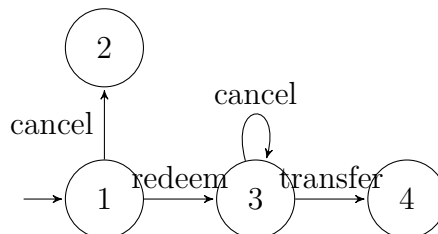


Figure 3: Banka

Hrana pro každý vstup

- Můžeme vyžadovat, aby automat provedl akci pro každý vstup. Obchod přidá hranu pro každý stav do sebe samého označenou *cancel*.
- Zákazník by neměl shodit bankovní automat opětovným zaplacením *pay*, proto přidáme smyčku *pay*. Podobně s ostatními akcemi.

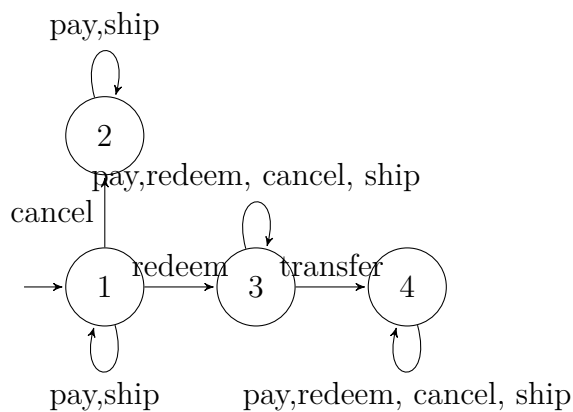
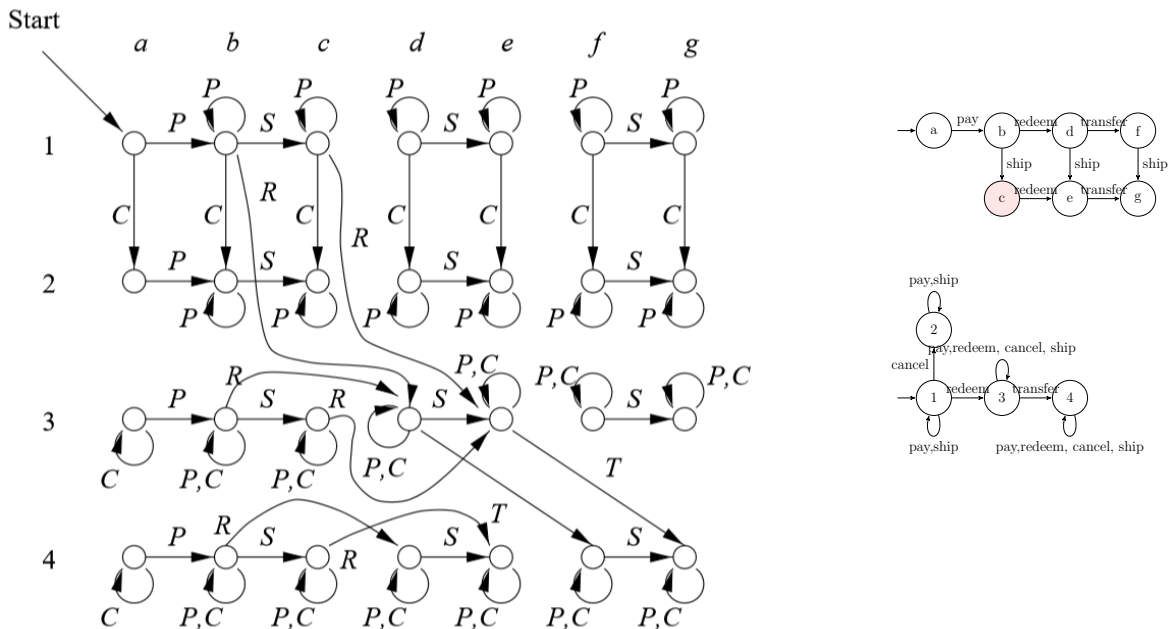


Figure 4: Úplnější automat pro banku.

Součin automatů

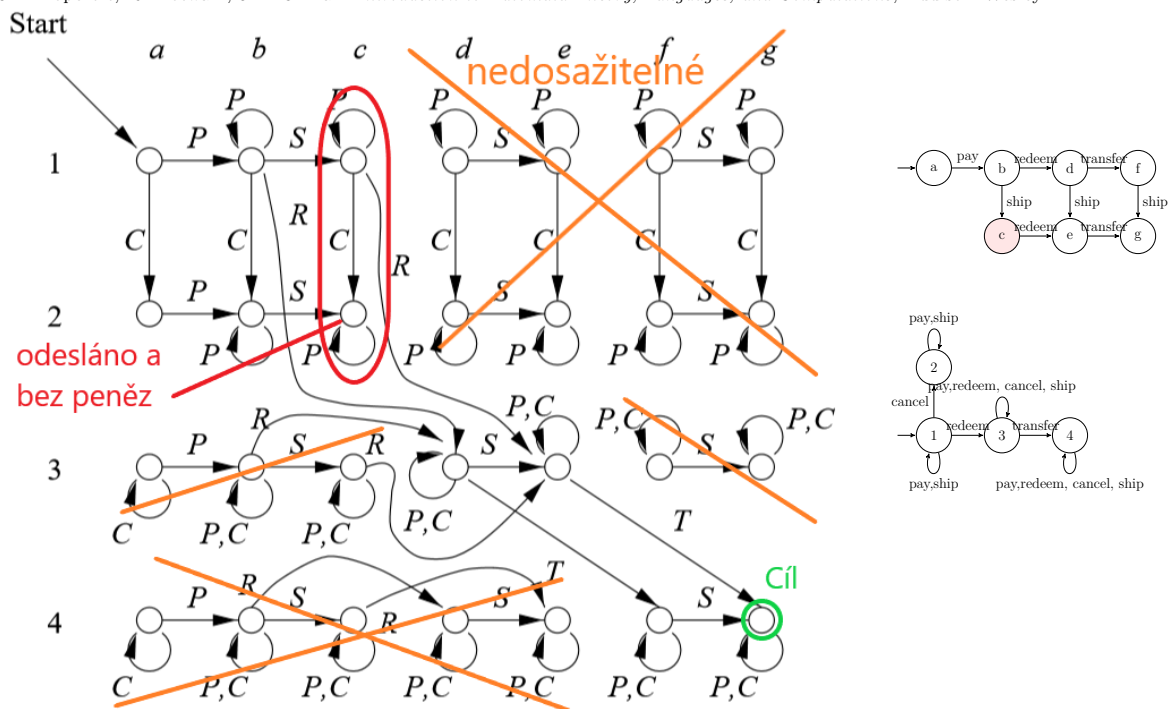
- Součin automatů pro banku a obchod má stavy dvojice $B \times O$.
- Hrana v součinu automatů provádí paralelně akce v bance a obchodě. Pokud jednomu chybí akce, bude chybět i součinu automatů.



Součin automatů

- Součin automatů pro banku a obchod má stavy dvojice $B \times O$.
- Hrana v součinu automatů provádí paralelně akce v bance a obchodě. Pokud jednomu chybí akce, bude chybět i součinu automatů.

J.E. Hopcroft, R. Motwani, J.D. Ullman: *Introduction to Automata Theory, Languages, and Computations*, Addison-Wesley



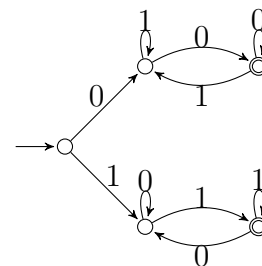
Dnes jsme probrali

- Definice
 - deterministického konečného automatu $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$
 - jazyka $L \subseteq \Sigma^*$
 - jazyka rozpoznávaného konečným automatem $L(A) = \{w \mid w \in \Sigma^* \ \& \ \delta^*(q_0, w) \in F\}$
- Myhill–Nerodova věta
- příklad důkazu ne-regulárnosti jazyka $(\{ab^ic^i \mid i \in \mathbb{N}\}, \{0^i1^i \mid i \in \mathbb{N}\})$
- příklady regulárních jazyků

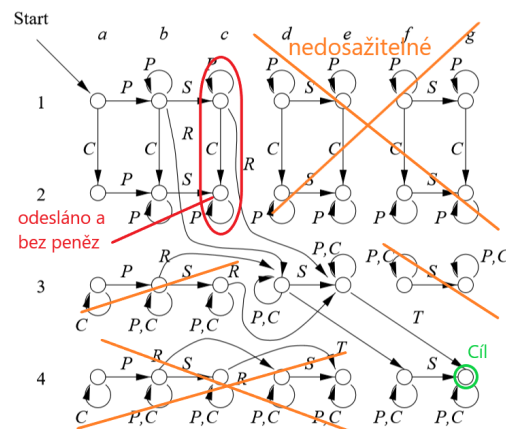
2 Iterační lemma pro reg. jazyky, Redukovaný DFA

Konečné automaty, Regulární jazyky

- **Deterministický konečný automat (DFA)** $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$.
- **Jazykem rozpoznávaným (akceptovaným, přijímaným)** konečným automatem $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ nazveme jazyk $L(A) = \{w | w \in \Sigma^* \wedge \delta^*(q_0, w) \in F\}$.
- Jazyk L je **rozpoznatelný** konečným automatem, jestliže existuje konečný automat A takový, že $L = L(A)$.
- Třidu jazyků rozpoznatelných deterministickými konečnými automaty označíme $\mathcal{F}$, nazveme **regulární jazyky**.



- Dnes budeme zkoumat:
 - Dá se do každého stavu dojít?
 - Je v přechodové funkci cyklus?
 - Jak automat redukovat?
 - Může být nedeterministický?



2.1 Dosažitelné stavy

Definition 2.1 (Dosažitelné stavy). Mějme DFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ a $q \in Q$. Řekneme, že stav q je **dosažitelný**, jestliže existuje $w \in \Sigma^*$ takové, že $\delta^*(q_0, w) = q$.

Algorithm: Hledání dosažitelných stavů

Dosažitelné stavy hledáme iterativně.

- Začátek: $M_0 = \{q_0\}$.
- Opakuj: $M_{i+1} = M_i \cup \{q | q \in Q, (\exists p \in M_i, \exists x \in \Sigma) \delta(p, x) = q\}$
- opakuj dokud $M_{i+1} \neq M_i$.

Proof: Korektnost a úplnost

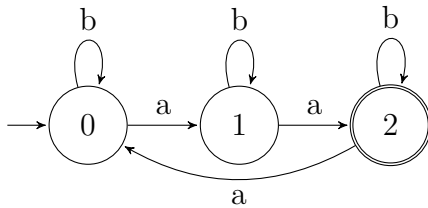
- Korektnost: $M_0 \subseteq M_1 \subseteq \dots \subseteq Q$ a každé M_i obsahuje pouze dosažitelné stavy.
- Úplnost:
 - nechť q je dosažitelný, tj. $(\exists w \in \Sigma^*) \delta^*(q_0, w) = q$
 - vezměme nejkratší takové $w = x_1 \dots x_n$ tž. $\delta^*(q_0, x_1 \dots x_n) = q$
 - zřejmě $\delta^*(q_0, x_1 \dots x_i) \in M_i$ (dokonce $M_i \setminus M_{i-1}$)
 - tedy $\delta^*(q_0, x_1 \dots x_n) \in M_n$, tedy $q \in M_n$.

□

2.2 Iterační (pumping) lemma pro regulární jazyky

Projde automat cyklus?

Automat A



Example 2.1. Projde automat výše cyklus při čtení slova:

- $abbbba$?
- $abbbba = a(b)bbba; \forall i \geq 0; a(b)^i bbba \in L(A)$.
- $aaaaba$?
- $aaaaba = (aaa)aba; \forall i \geq 0; (aaa)^i aba \in L(A)$.
- aa ?
- aa neprojde cyklus, ale délka $|aa| < \text{počet stavů}$.

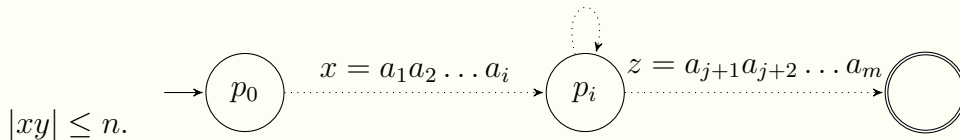
Theorem 2.1 (!Iterační (pumping) lemma pro regulární jazyky). *Mějme regulární jazyk L . Pak existuje konstanta $n \in \mathbb{N}$ (závislá na L) tak že každé $w \in L; |w| \geq n$ můžeme rozdělit na tři části, $w = xyz$, že:*

- $y \neq \epsilon$
- $|xy| \leq n$
- $\forall k \in \mathbb{N}_0$, slovo xy^kz je také v L .

Důkaz iteračního lematu pro regulární jazyky

Proof: iteračního lematu pro regulární jazyky

- Mějme regulární jazyk L , pak existuje DFA A s n stavy, že $L = L(A)$.
- Vezměme libovolné slovo $a_1a_2 \dots a_m = w \in L$ délky $m \geq n$, $a_i \in \Sigma$.
- Definujme: $\forall i \ p_i = \delta^*(q_0, a_1a_2 \dots a_i)$. Platí $p_0 = q_0$.
- Máme $n + 1$ p_i a n stavů, některý se opakuje, vezměme první takový, tj. $(\exists i, j)(0 \leq i < j \leq n \ \& \ p_i = p_j)$.
- Definujme: $x = a_1a_2 \dots a_i$, $y = a_{i+1}a_{i+2} \dots a_j$, $z = a_{j+1}a_{j+2} \dots a_m$, tj. $w = xyz$, $y \neq \epsilon$,
 $y = a_{i+1}a_{i+2} \dots a_j$



- Smyčka nad p_i se může opakovat libovolně krát a vstup je také akceptovaný.

□

Použití pumping lemmatu

Example 2.2 (Pumping lemma jako hra s oponentem). Jazyk $L_{eq} = \{w; |w|_0 = |w|_1\}$ slov se stejným počtem 0 a 1 není regulární.

Proof: Jazyk L_{eq} není regulární.

- Předpokládejme že L_{eq} je regulární. Vezměme n z pumping lemmatu.
- Zvolme $w = 0^n 1^n \in L_{eq}$.
- Rozdělme $w = xyz$ dle pumping lemmatu, $y \neq \epsilon$, $|xy| \leq n$.
- Protože $|xy| \leq n$ je na začátku w , obsahuje jen 0.
- Z pumping lemmatu: $xz \in L_{eq}$ (pro $k = 0$). To má ale méně 0 než 1, takže nemůže být v L_{eq} . $\square$

Example 2.3. Jazyk $L = \{0^i 1^i; i \geq 0\}$ není regulární.

Aplikace pumping lemmatu 2

Example 2.4. Jazyk L_{pr} slov 1^p kde p je prvočíslo není regulární.

Proof: L_{pr} slov 1^p kde p je prvočíslo není regulární.

- Předpokládejme že L_{pr} je regulární. Vezměme n z pumping lemmatu. Zvolme prvočíslo $p \geq n + 2$, označme $w = 1^p$.
- Rozložme $w = xyz$ dle pumping lemmatu, nechť $|y| = m$. Pak $|xz| = p - m$.
- $xy^{p-m}z \in L_{pr}$ z pumping lemmatu, ale $|xy^{p-m}z| = |xz| + (p - m)|y| = p - m + (p - m)m = (m + 1)(p - m)$ není prvočíslo (žádný z činitelů není 1). $\square$

'Pumpovatelný' ne-regulární jazyk

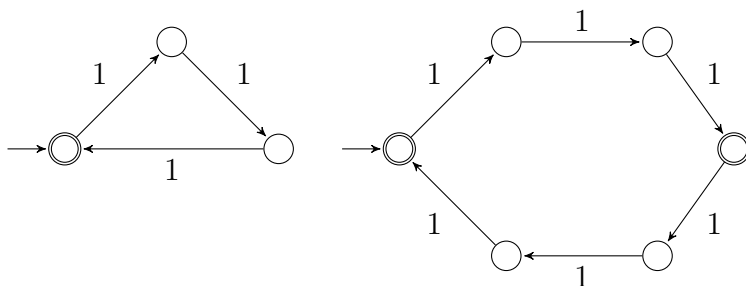
Example 2.5 (Ne-regulární jazyk, který lze pumpovat). Jazyk $L = \{u \mid u = a^+ b^i c^i \vee u = b^i c^j, + \in \mathbb{N}_{>0}, i, j \in \mathbb{N}_0\}$ není regulární (Myhill–Nerodova věta), ale vždy lze pumpovat první písmeno.

2.3 Ekvivalentní stavy, Redukce automatu

Nejednoznačnost

Automat přijímající daný jazyk není určen jednoznačně.

- Jazyk $L = \{w \mid w \in \{1\}^* \& |w| = 3k\}$.



Definition 2.2 (Ekvivalence stavů). Říkáme, že stavy $p, q \in Q$ konečného automatu A jsou **ekvivalentní** pokud:

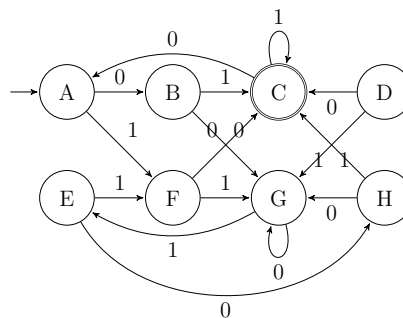
- Pro všechny řetězce $w \in \Sigma^*$; $\delta^*(p, w) \in F$ iff $\delta^*(q, w) \in F$.

Pokud dva stavy nejsou ekvivalentní, říkáme, že jsou **rozlišitelné**.

Příklad rozlišitelných stavů

Example 2.6. Automat na obrázku:

- C a G nejsou ekvivalentní, $\delta^*(C, \epsilon) \in F$ a $\delta^*(G, \epsilon) \notin F$.
- A,G: $\delta^*(A, 01) = C$ je přijímající, $\delta^*(G, 01) = E$ není.
- A,E jsou ekvivalentní – ϵ , $1*$ zřejmé, 0 vede do nepřijímajících stavů, 01 a 00 se sejdou ve stejném stavu.

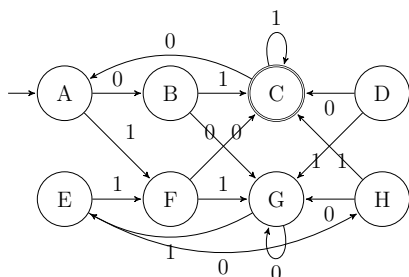


Lemma. Ekvivalence na stavech je tranzitivní.

Algorithm: **!**Algoritmus hledání rozlišitelných stavů v DFA

Následující algoritmus nalezne rozlišitelné stavy:

- Základ: Pokud $p \in F$ (přijímající) a $q \notin F$, pak je dvojice $\{p, q\}$ rozlišitelná.
- Indukce: Necht $p, q \in Q$, $a \in \Sigma$ a o dvojici r, s ; $r = \delta(p, a)$ a $s = \delta(q, a)$ víme, že jsou rozlišitelné. Pak i $\{p, q\}$ jsou rozlišitelné.
 - opakuj dokud existuje nová trojice $p, q \in Q$, $a \in \Sigma$.



B	x						
C	x	x					
D	x	x	x				
E		x	x	x			
F	x	x	x		x		
G	x	x	x	x	x	x	
H	x		x	x	x	x	x
	A	B	C	D	E	F	G

Křížek značí rozlišitelné dvojice. C je rozlišitelné hned, ostatní kromě $\{A, G\}, \{E, G\}$ také. Vidíme tři ekvivalentní dvojice stavů.

Algoritmus hledání rozlišitelných stavů

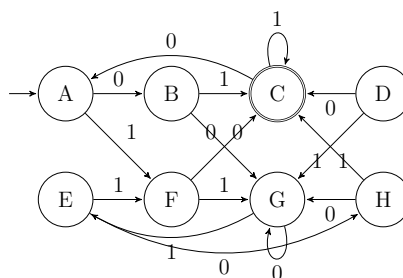
	Prijímající		vs.	neprijímající		stav
B						
C	x	x				
D			x			
E			x			
F			x			
G			x			
H			x			

	A	B	C	D	E	F	G
1.krok1:	$\delta(q, 1)$	$\in$	F	pro	q	$\in$	$\{B, C, H\}$

B	x						
C	x	x					
D		x	x				
E			x	x			
F			x	x	x		
G			x	x	x	x	
H	x	x	x	x	x	x	x
	A	B	C	D	E	F	G

	A	B	C	D	E	F	G	
1.krok0:	$\delta(q, 0)$			$\in$	F	pro	q	$\in \{D, F\}$

B	x						
C	x	x					
D	x	x	x				
E	x	x	x	x			
F	x	x	x		x		
G	x	x	x			x	
H	x	x	x	x	x	x	x
	A	B	C	D	E	F	G



B a G jsou rozlišitelné, $\delta(A, 0) = B$, $\delta(G, 0) = G$, tj. A, G jsou rozlišitelné. Obdobně pro E, G vedoucí $\delta(*, 0)$ do rozlišitelných stavů H, G.

B	x						
C	x	x					
D	x	x	x				
E		x	x	x			
F	x	x	x		x		
G	x	x	x	x	x	x	
H	x	x	x	x	x	x	x
	A	B	C	D	E	F	G

Zůstávají tři ekvivalentní dvojice stavů.

Theorem 2.2. *Pokud dva stavy nejsou odlišeny předchozím algoritmem, pak jsou tyto stavy ekvivalentní.*

Proof: Korektnost algoritmu

- Uvažujme špatné páry stavů, které jsou rozlišitelné a algoritmus je nerozlišil.
- Vezměme z nich pár p, q rozlišitelný nejkratším slovem $w = a_1 \dots a_n$.
- Stavy $r = \delta(p, a_1)$ a $s = \delta(q, a_1)$ jsou rozlišitelné kratším slovem $a_2 \dots a_n$ takže pár není mezi špatnými.
Tedy jsou 'vykřížkované' algoritmem.
- Tedy v příštím kroku algoritmus rozliší i p, q .

□

Čas výpočtu je polynomiální vzhledem k počtu stavů.

- V jednom kole uvažujeme všechny páry, tj. $O(n^2)$.
- Kol je maximálně $O(n^2)$, protože pokud nepřidáme křížek, končíme.
- Dohromady $O(n^4)$.

Algoritmus lze zrychlit na $O(n^2)$ pamatováním stavů, které závisí na páru $\{r, s\}$ a následováním těchto seznamů 'zpátky'.

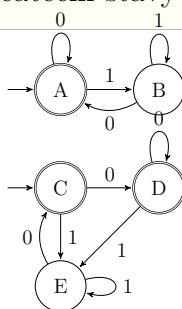
Testování rovnosti regulárních jazyků

Algorithm: !Testování rovnost regulárních jazyků

Rovnost (ekvivalenci) regulárních jazyků L, M testujeme následovně:

- Najdeme DFA A_L, A_M rozpoznávající $L(A_L) = L, L(A_M) = M, Q_L \cap Q_M = \emptyset$.
- Vytvoříme DFA sjednocením stavů a přechodů $(Q_L \cup Q_M, \Sigma, \delta_L \cup \delta_M, q_L, F_L \cup F_M)$; zvolíme jeden z počátečních stavů.
- Jazyky jsou stejné právě když počáteční stavy původních DFA jsou ekvivalentní.

Example 2.7. Uvažujme jazyk $\{\epsilon\} \cup \{0, 1\}^*0$ přijímající prázdné slovo a slova končící 0. Vpravo obrázek dvou DFA a tabulku rozlišitelných stavů.



B	x			
C		x		
D			x	
E	x		x	x
	A	B	C	D

Minimalizace DFA

Definition 2.3 (redukovaný DFA, redukt). Deterministický konečný automat je **redukovaný**, pokud

- nemá nedosažitelné stavy a
- žádné dva stavy nejsou ekvivalentní
- δ je totální.

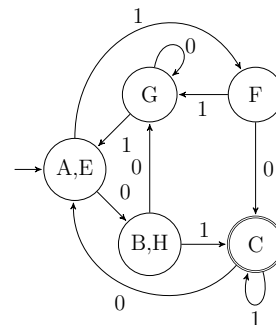
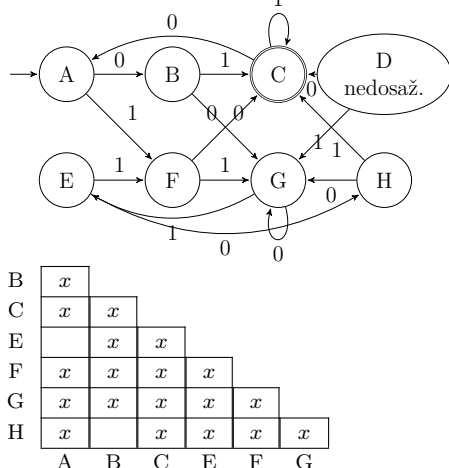
Konečný automat B je **reduktem** automatu A , jestliže:

- B je redukovaný a
- A a B jsou ekvivalentní.

Algorithm: !Algoritmus nalezení reduktu DFA A

- Ze vstupního DFA A eliminujeme stavy nedosažitelné z počátečního stavu.
- Najdeme rozklad zbylých stavů na třídy ekvivalence.
- Konstruujeme DFA B na třídách ekvivalence jakožto stavech. Přejíždovou funkci B označíme γ , mějme $S \in Q_B$. Pro libovolné $q \in S$, označíme T třídu ekvivalence $\delta(q, a)$ a definujeme $\gamma(S, a) = T$. Tato třída musí být stejná pro všechny $q \in S$.
- Počáteční stav B je třída obsahující počáteční stav A .
- Množina přijímajících stavů B jsou bloky odpovídající přijímajícím stavům A .

Příklad redukovaného DFA



Třídy ekvivalence:

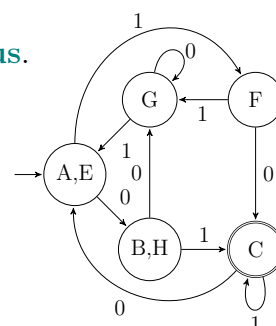
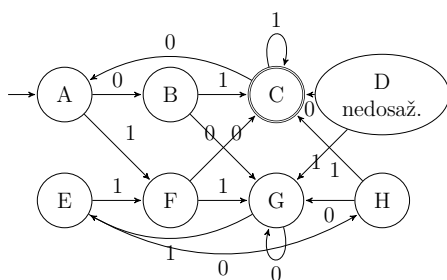
$\{A, E\}, \{B, H\}, \{C\}, \{F\}, \{G\}$

Automatový homomorfismus

Definition 2.4 (automatový homomorfismus). Necht A_1, A_2 jsou DFA. Řekneme, že zobrazení $h : Q_1 \rightarrow Q_2$ na Q_2 je **automatovým homomorfismem**, jestliže:

- $h(q_{0_1}) = q_{0_2}$ 'stejně' počáteční stavy
- $h(\delta_1(q, x)) = \delta_2(h(q), x)$ 'stejně' přechodové funkce
- $q \in F_1 \Leftrightarrow h(q) \in F_2$ 'stejně' koncové stavy.

Homomorfismus prostý a na nazýváme **isomorfismus**.



Ekvivalence automatů a homomorfismus

Definition 2.5 (Ekvivalence automatů!). Dva konečné automaty A, B nad stejnou abecedou Σ jsou **ekvivalentní**, jestli že rozpoznávají stejný jazyk, tj. $L(A) = L(B)$.

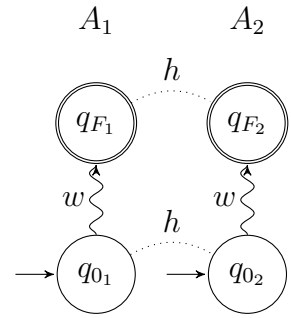
Theorem 2.3 (Věta o ekvivalenci automatů). *Existuje-li homomorfismus konečných automatů A_1 do A_2 , pak jsou A_1 a A_2 ekvivalentní.*

Proof:

- Pro libovolný řetězec $w \in \Sigma^*$ konečnou iterací
 - $h(\delta_1^*(q, w)) = \delta_2^*(h(q), w)$
- dále:

$$\begin{aligned}
 w \in L(A_1) &\Leftrightarrow \delta_1^*(q_{0_1}, w) \in F_1 \\
 &\Leftrightarrow h(\delta_1^*(q_{0_1}, w)) \in F_2 \\
 &\Leftrightarrow \delta_2^*(h(q_{0_1}), w) \in F_2 \\
 &\Leftrightarrow \delta_2^*(q_{0_2}, w) \in F_2 \\
 &\Leftrightarrow w \in L(A_2)
 \end{aligned}$$

□



Redukty a jejich ekvivalence

Lemma. Každé dva ekvivalentní redukované automaty jsou izomorfní.

Proof. • Každý stav $q \in Q_1$ je dosažitelný. Najdeme pro něj slovo $q = \delta_1^*(q_{0_1}, w)$

- a definujeme $h(q) = \delta_2^*(q_{0_2}, w)$.
- Lze dokázat, že je h korektně definovaná funkce, zachovává vlastnosti homomorfizmu (q_0, F, δ) a jde o bijekci, tj. je to isomorfismus.

□

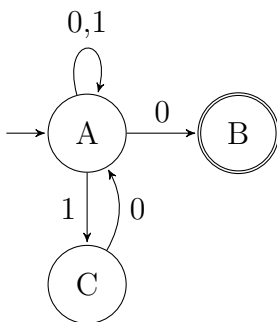
Lemma. Pro každý deterministický konečný automat A , který přijímá alespoň jedno slovo, existuje redukovaný DFA, který je s ním ekvivalentní.

Definition 2.6 (Redukt). **Reduktem** DFA A nazýváme redukovaný automat s A ekvivalentní. Z předchozí věty plyne, že všechny redukty automatu A jsou izomorfní.

Pro nedeterministické FA to tak snadné není

Example 2.8. Nedeterministický FA na obrázku můžeme redukovat vypuštěním stavu C .

Stavy $\{A, C\}$ jsou rozlišitelné vstupem 0, takže algoritmus pro DFA redukcí nenajde. Mohli bychom hledat exhaustivním výpočtem.



3 Nedeterministické ϵ -NFA, Operace zachovávající regularitu

Nedeterministické konečné automaty s ϵ přechody (ϵ -NFA)

Nedeterministický automat může být ve více stavech paralelně. Má schopnost 'uhodnout' něco o vstupu.

Figure 5: NFA přijímající všechna slova končící 01.

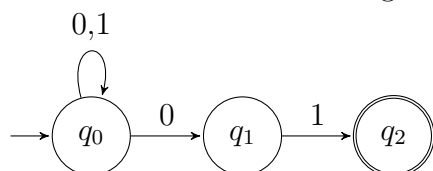
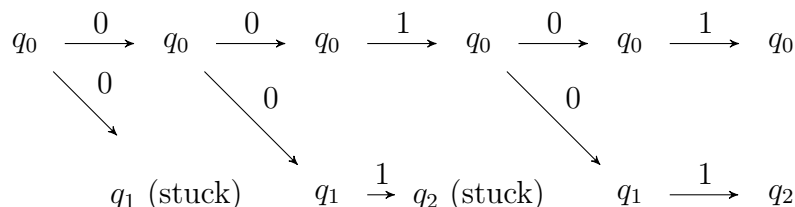


Figure 6: NFA zpracovává vstup 00101.



Definition 3.1 (Nedeterministický konečný automat s ϵ přechody (ϵ -NFA)). **Nedeterministický konečný automat s ϵ přechody (ϵ -NFA)** $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ sestává z:

1. konečné množiny **stavů**, zpravidla značíme Q
2. konečné množiny **vstupních symbolů**, značíme Σ
3. **přechodové funkce**, zobrazení $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \rightarrow \mathcal{P}(Q)$ vracející podmnožinu Q .
4. **počáteční ho stavu**¹ $q_0 \in Q$,
5. a **množiny koncových (přijímajících) stavů** $F \subseteq Q$.

Example 3.1. Tabulka pro ϵ -NFA z předchozího slajdu $A = (\{q_0, q_1, q_2\}, \{0, 1\}, \delta, q_0, \{q_2\})$ je:

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

Konečné automaty s ϵ přechody

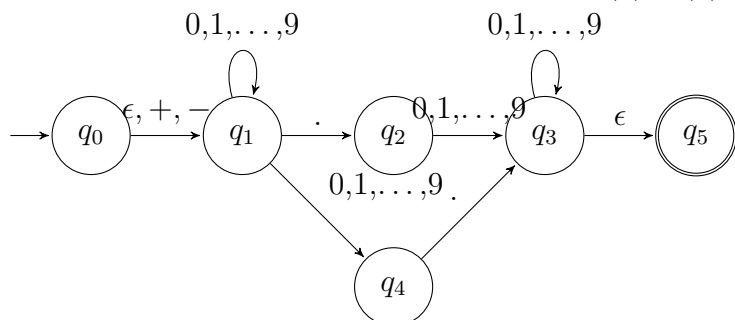
- Nově dovolíme přechody na ϵ , prázdné slovo, tj. bez přčtení vstupního symbolu.

Example 3.2 (NFA s ϵ přechody). (1) Volitelně znaménko + nebo - ,

(2) řetězec číslic,

(3) desetinná tečka a

(4) další řetězec číslic. Nejméně jeden z řetězců (2) a (4) musí být neprázdný.

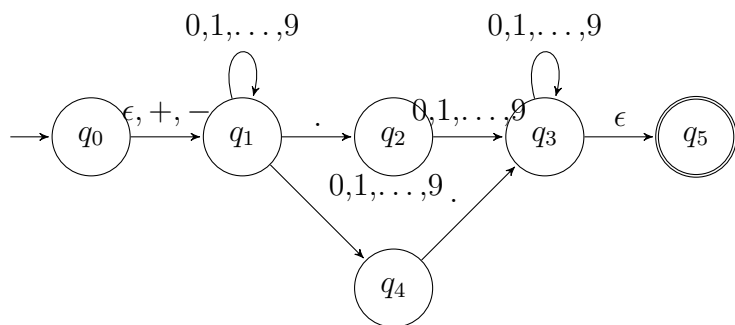


¹alternativa: množiny počátečních stavů $S_0 \subseteq Q$

Example 3.3 (Přechodová funkce v tabulce). Předešlý ϵ -NFA je: $E = (\{q_0, q_1, \dots, q_5\}, \{., +, -, 0, 1, \dots, 9\}, \delta, q_0, \{q_5\})$

δ	ϵ	$+, -$	$.$	$0, 1, \dots, 9$
q_0	$\{q_1\}$	$\{q_1\}$	$\emptyset$	$\emptyset$
q_1	$\emptyset$	$\emptyset$	$\{q_2\}$	$\{q_1, q_4\}$
q_2	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\{q_3\}$
q_3	$\{q_5\}$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\{q_3\}$
q_4	$\emptyset$	$\emptyset$	$\{q_3\}$	$\emptyset$
q_5	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$

s δ :



ϵ -uzávěr

Definition 3.2 (ϵ -uzávěr). Pro $q \in Q$ definujeme ϵ -uzávěr $\epsilon closure(q)$ rekurzivně:

- Stav q je v $\epsilon closure(q)$.
- Je-li $p \in \epsilon closure(q)$ a $r \in \delta(p, \epsilon)$ pak i $r \in \epsilon closure(q)$.

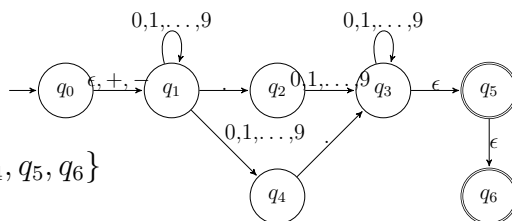
Pro množinu stavů $S \subseteq Q$ definujeme $\epsilon closure(S) = \bigcup_{q \in S} \epsilon closure(q)$.

Example 3.4 (ϵ uzavěr). • $\epsilon closure(q_0) = \{q_0, q_1\}$

- $\epsilon closure(q_1) = \{q_1\}$

- $\epsilon closure(q_3) = \{q_3, q_5, q_6\}$

- $\epsilon closure(\{q_3, q_4\}) = \{q_3, q_4, q_5, q_6\}$



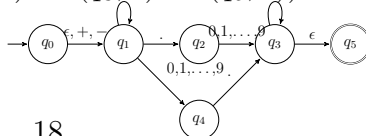
Rozšířená přechodová funkce a jazyk přijímaný ϵ -NFA

Definition 3.3 (δ^* pro ϵ NFA). Necht $E = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ je ϵ -NFA. Rozšířenou přechodovou funkci δ^* definujeme následovně:

- $\delta^*(q, \epsilon) = \epsilon closure(q)$.
- Indukční krok: $v = wa$, kde $w \in \Sigma^*, a \in \Sigma$.

$$\delta^*(q, wa) = \epsilon closure \left(\bigcup_{p \in \delta^*(q, w)} \delta(p, a) \right).$$

Example 3.5.

$$\begin{aligned} \delta^*(q_0, \epsilon) &= \epsilon closure(q_0) = \{q_0, q_1\} \\ \delta^*(q_0, 5) &= \epsilon closure(\bigcup_{q \in \delta^*(q_0, \epsilon)} \delta(q, 5)) = \epsilon closure(\delta(q_0, 5) \cup \delta(q_1, 5)) = \{q_1, q_4\} \\ \delta^*(q_0, 5.) &= \epsilon closure(\delta(q_1, .) \cup \delta(q_4, .)) = \{q_2, q_3, q_5, q_6\} \\ \delta^*(q_0, 5.6) &= \epsilon closure(\delta(q_2, 6) \cup \delta(q_3, 6) \cup \delta(q_5, 6)) = \{q_3, q_5, q_6\} \end{aligned}$$


Jazyk přijímaný nedeterministickým konečným automatem s ϵ přechody

Definition 3.4 (Jazyk přijímaný ϵ NFA). Mějme NFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, pak

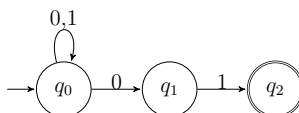
$$L(A) = \{w \mid \delta^*(q_0, w) \cap F \neq \emptyset\}$$

je jazyk přijímaný automatem A .

Tedy $L(A)$ je množina slov $w \in \Sigma^*$ takových, že $\delta^*(q_0, w)$ obsahuje alespoň jeden přijímající stav.

Example 3.6. Automat z předchozího slajdu přijímá jazyk $L = \{w \mid w \text{ končí na } 01, w \in \{0, 1\}^*\}$. Důkaz indukcí konjunkce tvrzení:

- $\delta^*(q_0, w)$ obsahuje q_0 pro každé slovo w .
- $\delta^*(q_0, w)$ obsahuje q_1 iff w končí 0.
- $\delta^*(q_0, w)$ obsahuje q_2 iff w končí 01.



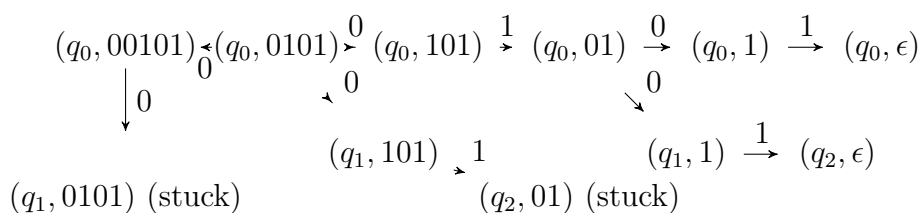
Shrnutí druhé přednášky

- Iterační lemma pro regulární jazyky.
- Redukce deterministického konečného automatu
 - dosažitelné stavy
 - ekvivalentní stavy
 - ekvivalentní automaty
 - redukt
 - automatový homomorfismus
- ϵ -nedeterministické konečné automaty (úvod)

Konfigurace automatu, Výpočetní graf

Definition 3.5 (Konfigurace DFA, ϵ NFA). Mějme ϵ NFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, $q \in Q$, $v \in \Sigma^*$, pak dvojice (q, v) označuje **konfiguraci** konečného automatu, nacházejícího se ve stavu q s nepřečteným vstupem v .

Definition 3.6 (Výpočetní strom, graf ϵ NFA). Mějme NFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ a vstupní slovo $w \in \Sigma^*$. Uzly **výpočetního grafu** jsou konfigurace A nad slovem w , orientované hrany značí možný přechod mezi konfiguracemi, tj. z (p, au) vede hrana do (q, u) právě když $q \in \delta(p, a)$.



Podmnožinová konstrukce (s ϵ -přechody)

Theorem 3.1 (Podmnožinová konstrukce (s ϵ -přechody)). *Jazyk L je rozpoznatelný ϵ -NFA právě když je L regulární.*

Algorithm: Podmnožinová konstrukce (s ϵ -přechody)

Pro libovolný ϵ -NFA $N = (Q_N, \Sigma, \delta_N, q_0, F_N)$ zkonstruujeme DFA $D = (Q_D, \Sigma, \delta_D, q_{D_0}, F_D)$ přijímající stejný jazyk jako N .

- Nové stavy jsou uzavřené podmnožiny Q_N .

$$Q_D \subseteq \mathcal{P}(Q_N), \forall S \subseteq Q_N : \epsilon\text{closure}(S) \in Q_D. \text{ V } Q_{D_0} \text{ může být i } \emptyset.$$

- Počáteční stav je uzavěr q_0 .

$$q_D = \epsilon\text{closure}(q_0).$$

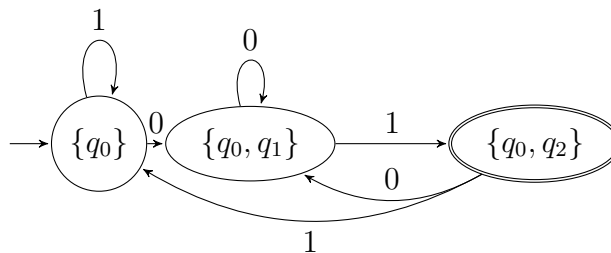
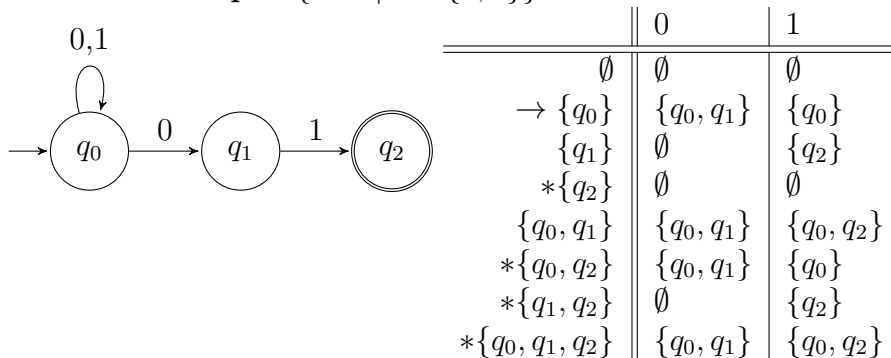
- Přijímací stavy jsou všechny množiny obsahující nějaký přijímací stav.

$$F_D = \{S \mid S \in Q_D \text{ \& } S \cap F_N \neq \emptyset\}.$$

- Přechodová funkce sjednotí předchody z jednotlivých stavů a uzavře ϵ closure.

$$\text{Pro } S \in Q_D, a \in \Sigma \text{ definujeme } \delta_D(S, a) = \epsilon\text{closure}(\bigcup_{p \in S} \delta_{Np}(a)).$$

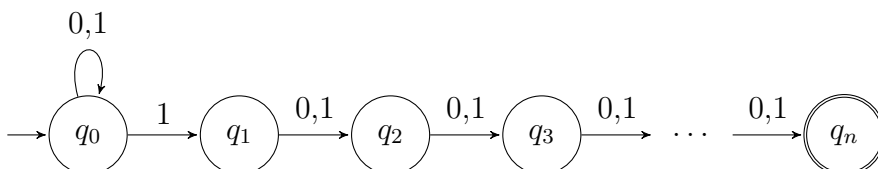
Příklad podmnožinové konstrukce pro $\{w.01 \mid w \in \{0, 1\}^*\}$



Theorem 3.2 (Převod NFA na DFA). *Pro DFA $D = (Q_D, \Sigma, \delta_D, q_{D_0}, F_D)$ vytvořený podmnožinovou konstrukcí z NFA $N = (Q_N, \Sigma, \delta_N, q_0, F_N)$ platí $L(N) = L(D)$.*

Proof. Indukcí dokážeme: $\delta_D^*(q_0, w) = \delta_N^*(q_{D_0}, w)$. □

Example 3.7 ('Těžký' případ pro podmnožinovou konstrukci). Jazyk $L(N)$ slov 0's a 1's takových, že n -tý symbol od konce je 1. Intuitivně si DFA musí pamatovat n posledních přečtených symbolů.



- Aplikace hledání v textu

Množinové operace nad jazyky

Definition 3.7 (Množinové operace nad jazyky). Mějme dva jazyky L, M . Definujme následující operace:

(1) binární **sjednocení** $L \cup M = \{w | w \in L \vee w \in M\}$

- Příklad: jazyk obsahuje slova začínající a^i nebo tvaru $b^j c^j$.

(2) **průnik** $L \cap M = \{w | w \in L \& w \in M\}$

- Příklad: jazyk obsahuje slova sudé délky končící na 'baa'.

(3) **rozdí** $L - M = \{w | w \in L \& w \notin M\}$

- Příklad: jazyk obsahuje slova sudé délky nekončící na 'baa'.

(4) **doplňk (komplement)** $\bar{L} = -L = \{w | w \notin L\} = \Sigma^* - L$

- Příklad: jazyk obsahuje slova nekončící na 'a'.

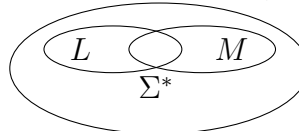
Theorem (de Morganova pravidla). Platí:

$$L \cap M = \overline{\bar{L} \cup \bar{M}}$$

$$L \cup M = \overline{\bar{L} \cap \bar{M}}$$

$$L - M = L \cap \bar{M}.$$

Důkaz ze vztahů $\&, \vee, \neg$.



□

Uzavěrové vlastnosti regulárních jazyků

Theorem 3.3 (Uzavřenost na množinové operace). Mějme regulární jazyky L, M . Pak jsou následující jazyky také regulární:

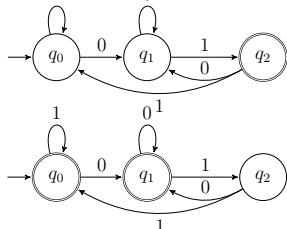
- (1) sjednocení $L \cup M$,
- (2) průnik $L \cap M$,
- (3) rozdíl $L - M$,
- (4) doplněk $\bar{L} = \Sigma^* - L$.

Proof: Uzavřenost RJ na doplněk

- Pokud δ není pro některé dvojice q, a definovaná, přidáme nový nepřijímající stav q_{fail} a do něj přechod pro vše dříve nedefinované plus $\forall a \in \Sigma: \delta(q_{fail}, a) = q_{fail}$.
- Pak stačí prohodit koncové a nekoncevé stavy přijímajícího deterministického FA, tj. $F_{complement} = Q_A - F_A$.

□

Example 3.8. Jazyk $\{w; w \in \{0, 1\}^* 01\}_0$

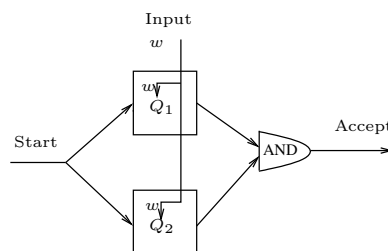
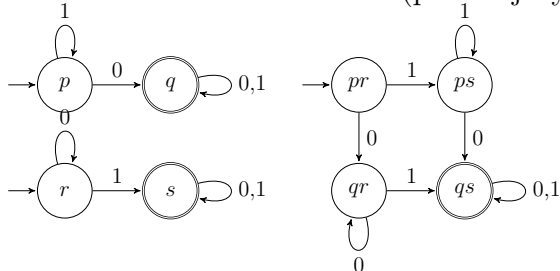


Konstrukce součinu automatů

- Pro sjednocení a rozdíl doplníme funkci δ na totální.
- Zkonstruujeme součinnový automat, $Q = (Q_1 \times Q_2, \Sigma, \delta([p_1, p_2], x) = [\delta_1(p_1, x), \delta_2(p_2, x)], (q_{01}, q_{02}), F)$
- průnik: $F = F_1 \times F_2$
- sjednocení: $F = (F_1 \times Q_2) \cup (Q_1 \times F_2)$
- rozdíl: $F = F_1 \times (Q_2 - F_2)$.

□

Příklad součinu automatů (průnik jazyků). Slova obsahující 0,1, oboje.



Příklady na uzávěrové vlastnosti

Example 3.9. Konstruujeme konečný automat přijímající slova, která obsahují $3k + 2$ symbolů 1 a neobsahují posloupnost 11.

- Přímá konstrukce je komplikovaná.
- $L_1 = \{w | w \in \{0, 1\}^* \& |w|_1 = 3k + 2\}$
- $L_2 = \{w | u, v \in \{0, 1\}^* \& w = u11v\}$
- $L = L_1 - L_2$.

Example 3.10. Jazyk M slov s různým počtem 0 a 1 není regulární.

- Je-li M regulární, $\overline{M} = \Sigma^* - M$ je také regulární.
- O $\overline{M}$ víme, že regulární není (pumping lemma).

Ještě jeden příklad

Example 3.11. Jazyk $L_{0 \neq 1} = \{0^i 1^j : i \neq j, i, j \in \mathbb{N}_0\}$ není regulární.

- Jazyk $L_{01} = \{0^i 1^j : i, j \in \mathbb{N}_0\}$ je regulární, umíme sestavit konečný automat.
- $L_{01} - L_{0 \neq 1} = \{0^i 1^i : i \in \mathbb{N}_0\}$
- Z uzávěrových vlastností víme, že rozdíl regulárních jazyků je regulární.
- Jazyk L_{01} regulární je.
- Předpokládejme, že $L_{0 \neq 1}$ je regulární. Pak by i $\{0^i 1^i : i \in \mathbb{N}_0\}$ musel být regulární, což není - SPOR.

Řetězcové operace nad jazyky

Definition 3.8 (Řetězcové operace nad jazyky). Nad jazyky L, M definujeme následující operace:

zřetězení jazyků	$L.M = \{uv u \in L \ \& \ v \in M\}$
	$L.x = L.\{x\}$ a $x.L = \{x\}.L$ pro $x \in \Sigma$
mocniny jazyka	$L^0 = \{\epsilon\}$
	$L^{i+1} = L^i.L$
pozitivní iterace	$L^+ = L^1 \cup L^2 \dots = \bigcup_{i \geq 1} L^i$
obecná iterace	$L^* = L^0 \cup L^1 \cup L^2 \dots = \bigcup_{i \geq 0} L^i$
	tedy $L^* = L^+ \cup \{\epsilon\}$
otočení jazyka	$L^R = \{u^R u \in L\}$
(=zrcadlový obraz, reverze)	$(x_1x_2 \dots x_n)^R = x_nx_{n-1} \dots x_1x_2x_1$
levý kvocient L podle M	$M \setminus L = \{v uv \in L \ \& \ u \in M\}$
levá derivace L podle w	$\partial_w L = \{w\} \setminus L$ (pozn. derivace bude i v jiném významu)
pravý kvocient L podle M	$L/M = \{u uv \in L \ \& \ v \in M\}$
pravá derivace L podle w	$\partial_w^R L = L/\{w\}.$

Theorem 3.4 (Uzavřenost reg. jazyků na řetězcové operace). Jsou-li L, M regulární jazyky, je regulární i $L.M, L^*, L^+, L^R, M \setminus L$ a L/M .

Lemma ($L.M$). Jsou-li L, M regulární jazyky, je regulární i $L.M$.

Proof:

Vezmeme DFA $A_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$, pak $A_2 = (Q_2, \Sigma, \delta_2, q_2, F_2)$ tak že $L = L(A_1)$ a $M = L(A_2)$. Definujeme nedeterministický automat $B = (Q \cup \{q_0\}, \Sigma, \delta, q_0, F_2)$ kde: $Q = Q_1 \cup Q_2$ předpokládáme různá jména stavů, jinak přejmenujeme končíme až po přečtení slova z L_2

$\delta(q_0, \epsilon) = \{q_1, q_2\}$	pro $q_1 \in F_1$	tj. $\epsilon \in L(A_1)$	Pak $L(B) =$
$\delta(q_0, \epsilon) = \{q_1\}$	pro $q_1 \notin F_1$	tj. $\epsilon \notin L(A_1)$	
$\delta(q_0, x) = \emptyset$	pro $x \in \Sigma$		
$\delta(q, x) = \{\delta_1(q, x)\}$	pro $q \in Q_1 \ \& \ \delta_1(q, x) \notin F_1$	počítáme v A_1	
$\delta(q, x) = \{\delta_1(q, x), q_2\}$	pro $q \in Q_1 \ \& \ \delta_1(q, x) \in F_1$	nedet. přechod z A_1 do A_2	
$\delta(q, x) = \{\delta_2(q, x)\}$	pro $q \in Q_2$	počítáme v A_2 .	

$L(A_1).L(A_2).$

□

Uzavřenost iterace

Lemma (L^*, L^+). Je-li L regulární jazyk, je regulární i L^*, L^+ .

- Idea: opakovaný výpočet automatu $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$
- realizace: nedeterministické rozhodnutí, zda pokračovat nebo restart
- speciální stav pro příjem $\epsilon \in L^0$ (pro L^+ vynecháme či $\notin F$).

Proof: Důkaz pro L^*

Vezmeme DFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, tak že $L = L(A)$.

Definujeme NFA automat $B = (Q \cup \{q_B\}, \Sigma, \delta_B, q_B, F \cup \{q_B\})$ kde:

$\delta_B(q_B, \epsilon) = \{q_0\}$	nový stav q_B pro příjem ϵ , přejdeme do q_0	$\delta_B(q, x) = \{\delta(q, x)\}$	pokud $q \in Q \ \& \ \delta(q, x) \in F$
$\delta_B(q_B, x) = \emptyset$	pro $x \in \Sigma$	$= \{\delta(q, x), q_0\}$	pokud $q \in Q \ \& \ \delta(q, x) \notin F$

Pak $L(B) = L(A)^* (q_B \in F_B), L(B) = L(A)^+ (q_B \notin F_B).$

□

Uzavřenost reverze

Lemma (L^R). Je-li L regulární jazyk, je regulární i L^R .

- Zřejmě $(L^R)^R = L$ a tedy stačí ukázat jeden směr.
- idea: obrátíme šipky ve stavovém diagramu; nedeterministický FA

Proof:

Vezmeme DFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, tak že $L = L(A)$.

Definujeme nedeterministický automat $B = (Q \cup \{q_B\}, \Sigma, \delta_B, q_B, \{q_0\})$ kde:

- $\delta_B(q, x) = \{p \mid \delta(p, x) = q\}$ pro $q \in Q$
 - $\delta_B(q_B, \epsilon) = F$, $\delta_B(q_B, x) = \emptyset$.
 - Pro libovolné slovo $w = x_1x_2 \dots x_n$
 - $q_0, q_1, q_2, \dots, q_n$ je přijímající výpočet pro w v A
- $\Leftrightarrow$
- $q_B, q_n, q_{n-1}, \dots, q_2, q_1, q_0$ je přijímající výpočet pro w^R v B .

□

Pozn. Někdy L nebo L^R má výrazně jednodušší přijímající automat.

Uzavřenost kvocientu

Lemma ($M \setminus L$ a L/M). Jsou-li L, M regulární jazyky, je regulární i $M \setminus L$ a L/M .

- Idea: A_L , budeme startovat ve stavech, do kterých se lze dostat slovem z M .

Proof:

- Vezmeme DFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, tak že $L = L(A)$.
Definujeme nedeterministický NFA $B = (Q \cup \{q_\epsilon\}, \Sigma, \delta, q_\epsilon, F)$ kde:
- a přidáme přechod $\delta(q_\epsilon, \epsilon) = \{q \mid q \in Q \ \& \ (\exists u \in M) \ q = \delta^*(q_0, u)\}$ do stavů, kam lze dojít slovem z M .
 - lze nalézt algoritmicky ($\{q; L(A_q) \cap M \neq \emptyset \text{ kde } A_q = (Q, \Sigma, \delta, q_0, \{q\})\}$)
- $v \in M \setminus L$
 - $\Leftrightarrow (\exists u \in M) \ uv \in L$
 - $\Leftrightarrow (\exists u \in M, \exists q \in Q) \ \delta(q_0, u) = q \ \& \ \delta(q, v) \in F$
 - $\Leftrightarrow \exists q \in \delta(q_\epsilon, \epsilon) \ \& \ \delta(q, v) \in F$
 - $\Leftrightarrow v \in L(B)$.

$$L/M = (M^R \setminus L^R)^R.$$

□

4 Regulární výrazy, Kleeneova věta, Substituce, Homomorfismus

Shrnutí minulé přednášky (+dva řádky a sloupce navíc)

- Podmnožinová konstrukce DFA z ϵ NFA

- Regulární výrazy
- Kleeneho věta
 - Jazyk je přijímaný konečným automatem právě když lze napsat jako regulární výraz,
 - tj. z $\emptyset$ a $\{a\}$ pro $a \in \Sigma$
 - a konečného počtu aplikací iterace, zřetězení a sjednocení.
- Uzávěrové vlastnosti
 - dnes jen 'regulární' sloupec.

jazyk	regulární (RL)	bezkontextové	deterministické CFL
sjednocení	ANO	ANO	NE
průnik	ANO	NE	NE
$\cap$ s RL	ANO	ANO	ANO
doplňek	ANO	NE	ANO
homomorfismus	ANO	ANO	NE
inverzní hom.	ANO	ANO	ANO

Substituce jazyků

Definition 4.1 (Substituce jazyků). Mějme konečnou abecedu Σ . Pro každé $x \in \Sigma$ budiž $\sigma(x)$ jazyk v nějaké abecedě Y_x . Dále položíme

$$\sigma(\epsilon) = \{\epsilon\}$$

$$\sigma(u.v) = \sigma(u).\sigma(v)$$

- Zobrazení $\sigma : \Sigma^* \rightarrow P(Y^*)$, kde $Y = \bigcup_{x \in \Sigma} Y_x$ se nazývá **substituce**.
- Pro jazyk L definujeme: $\sigma(L) = \bigcup_{w \in L} \sigma(w)$, podobně sjednocení.
- **nevypouštějící substituce** je substituce, kde žádné $\sigma(x)$ neobstahuje ϵ .

Example 4.1 (substituce). 1) $\Sigma = \{k, p, m, c, t\}$, $L = (kmp)(ckmp)^*t$,

k slovník křestních jmen, p slovník příjmení, m mezera, c čárka, t tečka.

2) Pokud $\sigma(0) = \{a^i b^j, i, j \geq 0\}$, $\sigma(1) = \{cd\}$

tak $\sigma(010) = \{a^i b^j c d a^k b^l, i, j, k, l \geq 0\}$.

Homomorfismus a inverzní homomorfismus jazyků

Definition 4.2 (homomorfismus (jazyků), inverzní homomorfismus). **Homomorfismus** h je speciální případ substituce, kde obraz je vždy jen jednoslovný jazyk (vynecháváme u něj závorky), tj. $(\forall x \in \Sigma) h(x) = w_x$.

Pokud $\forall x : w_x \neq \epsilon$, jde o **nevypouštějící homomorfismus**.

Inverzní homomorfismus $h^{-1}(L) = \{w | h(w) \in L\}$.

Example 4.2 (homomorfismus). • Znaky nahradíme T_EX zápisem, $h(\mu) = \backslash mu$ a podobně.

- Homomorfismus h definujeme: $h(0) = ab$, a $h(1) = \epsilon$. Pak $h(0011) = abab$.

Pro $L = 10^*1$ je $h(L) = (ab)^*$.

Theorem 4.1 (uzavřenost na homomorfismus). Je-li jazyk L i $\forall x \in \Sigma$ jazyk $\sigma(x), h(x)$ regulární, pak je regulární i $\sigma(L), h(L)$.

Uzavřenost na substituci, homomorfismus. Strukturální indukci 'probubláváním' algebraickým popisem jazyka základních, sjednocení, zřetězení a iterace. Pro sjednocení a zřetězení z definice substituce a uzavřenosti regulárních jazyků na sjednocení a zřetězení.

$$\begin{aligned}\underline{\sigma}(\alpha + \beta) &= \sigma(L(\alpha)) \cup \sigma(L(\beta)) \\ \underline{\sigma}(\alpha\beta) &= \{w \mid \exists u \in L(\alpha) \exists v \in L(\beta) : \sigma(u)\sigma(v) = w\}\end{aligned}$$

Pro iteraci rozložíme na nekonečné sjednocení, pro každý konkrétní počet iterací σ aplikované na konečné zřetězení.

$$\begin{aligned}\sigma(L(\alpha)^*) &= \sigma(L(\alpha)^0) \cup \sigma(L(\alpha)^1) \cup \dots \cup \sigma(L(\alpha)^n) \cup \dots \\ &= \underline{\sigma}(\alpha)^0 \cup \underline{\sigma}(\alpha)^1 \cup \dots \cup \underline{\sigma}(\alpha)^n \cup \dots \\ &= L(\underline{\sigma}(\alpha)^*).\end{aligned}$$

□

Inverzní homomorfismus

Definition ((4.2) Inverzní homomorfismus). Homomorfismus aplikovaný dopředu a zpětně.

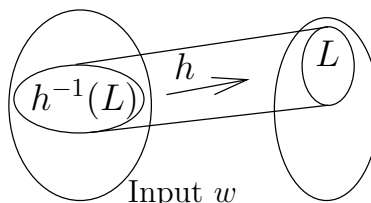
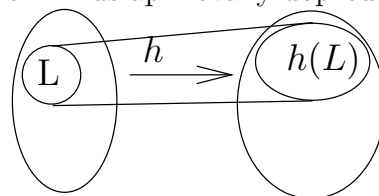
Nechť h je homomorfismus abecedy T do slov nad abecedou Σ . Pak $h^{-1}(L)$ 'h inverze L ' je množina řetězců $h^{-1}(L) = \{w \mid w \in T^*; h(w) \in L\}$.

Example 4.3. Nechť $L = (\{00\} \cup \{1\})^*$, $h(a) = 01$ a $h(b) = 10$.

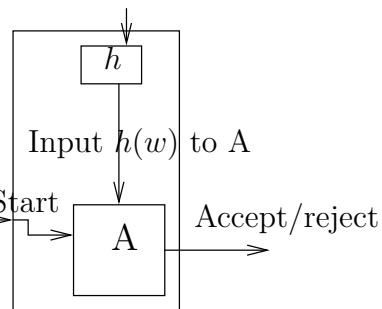
Pak $h^{-1}(L) = (\{ba\})^*$.

Důkaz: $h((\{ba\})^*) \in L$ snadno.

Ostatní w generují izolované 0 (rozbory případů).



<all>



Inverzní homomorfismus DFA

Theorem 4.2. Je-li h homomorfismus abecedy T do abecedy Σ a L je regulární jazyk abecedy Σ , pak $h^{-1}(L)$ je také regulární jazyk.

Proof:

- pro L máme DFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$
- $h : T \rightarrow \Sigma^*$
- definujeme ϵ -NFA $B = (Q', T, \delta', [q_0, \epsilon], F \times \{\epsilon\})$ kde

$$\begin{aligned}Q' &= \{[q, u] \mid q \in Q, u \in \Sigma^*, \exists(a \in T) \exists(v \in \Sigma^*) h(a) = vu\} && u \text{ je buffer} \\ \delta'([q, \epsilon], a) &= [q, h(a)] && \text{naplňuje buffer} \\ \delta'([q, bv], \epsilon) &= [p, v] \text{ kde } \delta(q, b) = p && \text{čte buffer.}\end{aligned}$$

□

Příklad: Navštív všechny stavy

Example 4.4. Nechť $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ je DFA. Definujme jazyk $L = \{w \in \Sigma^*; \delta^*(q_0, w) \in F \text{ a pro každý stav } q \in Q \text{ existuje prefix } x_q \text{ slova } w \text{ tak, že } \delta^*(q_0, x_q) = q\}$.

Tento jazyk L je regulární.

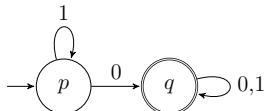
M Označme $M = L(A)$.

T Definujeme novou abecedu T trojic $\{[paq]; p, q \in Q, a \in \Sigma, \delta(p, a) = q\}$.

h Definujeme homomorfizmus $(\forall p, q, a) h([paq]) = a$.

L_1 Jazyk $L_1 = h^{-1}(M)$ je regulární, protože M je regulární (DFA inverzní homomorfizmus).

- $h^{-1}(101)$ obsahuje $2^3 = 8$ řetězců, např. $[p1p][q0q][p1p] \in \{[p1p], [q1q]\}\{[p0q], [q0q]\}\{[p1p], [q1q]\}$.
- Dále zkonstruujeme L z L_1 (další slide).



L_2 Vynutíme začátek q_0 . Definujeme

$$E_1 = \bigcup_{a \in \Sigma, q \in Q} \{[q_0 a q]\} = E_1 = \text{Přehled:}$$

$$\{[q_0 a_1 q_0], [q_0 a_2 q_1], \dots, [q_0 a_m q_n]\}.$$

$$L_1 \cap L(E_1.T^*).$$

$M = L(A)$
Inverzní homom.

L_3 Vynutíme stejné sousedící stavy. Definujeme

$$\text{ne-odpovídající dvojice } E_2 = \bigcup_{q \neq r, p, q, r, s \in Q, a, b \in \Sigma} \{[paq][rbs]\}.$$

$$\text{Definujeme } L_3 = L_2 - L(T^*.E_2.T^*),$$

$$L_1 h^{-1}(M) \subseteq \{[qap]\}^*$$

průnik RJ

$$L_2 + q_0$$

rozdíl RJ

- Končí v přijímajícím stavu, protože jsme začali z jazyku M přijímaném DFA A .

$$L_3 + \text{sousední stavy rovný rozdíl RJ}$$

L_4 Všechny stavy. $\forall q \in Q$ definujeme E_q jako regulární výraz sjednocení všech symbolů T takových, že q není ani na první, ani na poslední pozici. Odečteme $L(E_q^*)$ od L_3 . $L_4 = L_3 - \bigcup_{q \in Q} \{E_q^*\}$.

$$L_4 + \text{všechny stavy homomorfismus}$$

L Odstraníme stavy, necháme symboly. $L = h(L_4)$.
Tedy L je regulární.

$$L h([qap]) = a$$

Rozhodovací problémy pro regulární jazyky!

Lemma (Test ne-prázdnoti regulárního jazyka). Lze algoritmicky rozhodnout, zda jazyk přijímaný DFA, NFA, ϵ -NFA je prázdný.

Jazyk je prázdný právě když žádný z koncových stavů není dosažitelný. Dosažitelnost lze testovat $O(|Q|^2)$.

Lemma (Test náležení do regulárního jazyka). Pro daný řetězec w ; $|w| = n$ a regulární jazyk L . Lze algoritmicky rozhodnout, zda je $w \in L$.

- DFA: Spustí automat; pokud $|w| = n$, při dobré reprezentaci a konstantním čase přechodu $O(n)$.
- NFA o s stavech: čas $O(ns^2)$. Každý vstupní symbol aplikujeme na všechny stavy předchozího kroku, kterých je nejvýš s .
- ϵ -NFA - nejdříve určíme ϵ -uzávěr. Pak aplikujeme přechodovou funkci a ϵ -uzávěr na výsledek.

Regulární výrazy

Regulární výrazy (RV) jsou

- algebraickým popisem jazyků
- deklarativním způsobem, jak vyjádřit slova, která chceme přijímat.
- Schopné definovat všechny a pouze regulární jazyky.
- Můžeme je brát jako programovací jazyk, uživatelsky přívětivý popis konečného automatu.

Example 4.5. • Základní UNIX grep příkaz.

- Lexikální analyzátoři jako Lex a Flex (popis pomocí 'token'ů je vzásadě regulární výraz).
- Python knihovna re .
- Syntaktická analýza potřebuje silnější nástroj, bezkontextové gramatiky, budou následovat.

Definition 4.3 (Regulární výrazy (Regular Expression) (RegE), hodnota RegE $L(\alpha)$). **Regulární výrazy** $\alpha, \beta \in \text{RegE}(\Sigma)$ nad konečnou neprázdnou abecedou $\Sigma = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ a jejich hodnota $L(\alpha)$ jsou definovány induktivně:

	výraz α	pro	hodnota $L(\alpha) \equiv [\alpha]$
• Základ:	ϵ	prázdný řetězec	$L(\epsilon) = \{\epsilon\}$
	$\emptyset$	prázdný výraz	$L(\emptyset) = \{\} \equiv \emptyset$
	$\mathbf{a}$	$a \in \Sigma$	$L(\mathbf{a}) = \{a\}$.
	výraz	hodnota	poznámka
• Indukce:	$\alpha + \beta$	$L(\alpha + \beta) = L(\alpha) \cup L(\beta)$	v grep, re
	$\alpha\beta$	$L(\alpha\beta) = L(\alpha)L(\beta)$	můžeme značit ., ale plete se s UNIX grep. Každý reg-
	α^*	$L(\alpha^*) = L(\alpha)^*$	
	(α)	$L((\alpha)) = L(\alpha)$	závorky nemění hodnotu.

ulární výraz dostaneme indukcí výše, tj. třída $\text{RegE}(\Sigma)$ je nejmenší třída uzavřená na uvedené operace.

Lemma 4.1. Jazyk $L(\epsilon) = \{\epsilon\} = \emptyset^*$, v definici jen pro význam symbolu $L(\epsilon)$.

Příklady regulárních výrazů, priorita

Definition 4.4 (priorita). Nejvyšší prioritu má iterace $*$, nižší konkatenace (zřetězení), nejnižší sjednocení $+$.

Example 4.6 (Regulární výrazy). Jazyk střídajících se nul a jedniček lze zapsat:

- $(01)^* + (10)^* + 1(01)^* + 0(10)^*$
- $(\epsilon + 1)(01)^*(\epsilon + 0)$.

Jazyk $L((0^*10^*10^*1)^*0^*) = \{w | w \in \{0, 1\}^*, |w|_1 = 3k, k \geq 0\}$.

Theorem 4.3 (!varianta Kleeneho věty). 1. Každý jazyk reprezentovaný konečným automatem lze zapsat jako regulární výraz.
2. Každý jazyk popsany regulárním výrazem můžeme zapsat jako ϵ -NFA (a tedy i DFA).

Převod RegE výrazu na ϵ -NFA automat

Důkaz indukcí dle struktury R . V každém kroku zkonstruujeme ϵ -NFA E rozpoznávající stejný jazyk $L(R) = L(E)$ se třemi dalšími vlastnostmi:

Převod RegE výrazu na ϵ -NFA automat.

1. Právě jeden přijímající stav.
2. Žádné hrany do počátečního stavu.
3. Žádné hrany z koncového stavu.

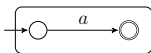
Základ:



Prázdný řetězec ϵ

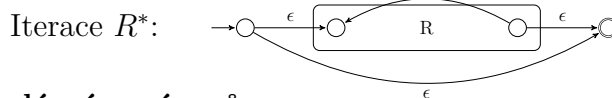
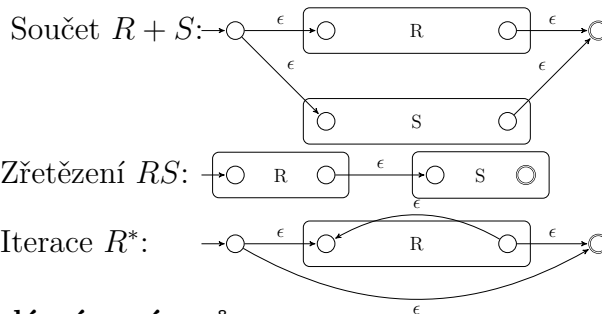


Prázdná množina $\emptyset$



$a \in \Sigma$: výraz $\mathbf{a}$

INDUKCE:

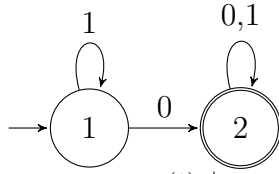


□

Od DFA k regulárním výrazům

- Mějme DFA A , $Q_A = \{1, \dots, n\}$ o n stavech, stavy očíslovíme od 1.
- Nechť $R_{ij}^{(k)}$ je regulární výraz, $L(R_{ij}^{(k)}) = \{w \mid \delta_{\leq k}^*(i, w) = j\}$ množina slov převádějících stav i do stavu j v A cestou, která neobsahuje stav s vyšším indexem než k .
- Budeme rekuzivně konstruovat $R_{ij}^{(k)}$ pro $k = 0, \dots, n$.
- $k = 0, i \neq j$: $R_{ij}^{(0)} = \mathbf{a_1} + \mathbf{a_2} + \dots + \mathbf{a_m}$ kde $a_1, a_2, \dots, a_m$ jsou symboly označující hrany i do j (nebo $R_{ij}^{(0)} = \emptyset$ nebo $R_{ij}^{(0)} = \mathbf{a}$ pro $m = 0, 1$).
- $k = 0, i = j$: smyčky, $R_{ii}^{(0)} = \epsilon + \mathbf{a_1} + \mathbf{a_2} + \dots + \mathbf{a_m}$ kde $a_1, a_2, \dots, a_m$ jsou symboly na smyčkách v i .

Příklad: Od konečného automatu k RegE

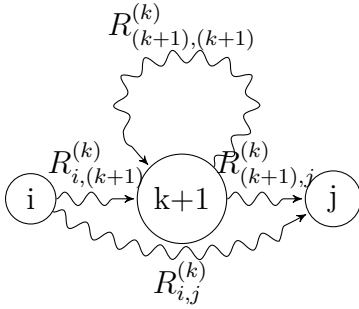


$$R_{12}^{(2)} = \mathbf{1}^* \mathbf{0} (\mathbf{0} + \mathbf{1})^*$$

$$R_{ij}^{(k+1)} = R_{ij}^{(k)} + R_{i(k+1)}^{(k)} (R_{(k+1)(k+1)}^{(k)})^* R_{(k+1)j}^{(k)}$$

$R_{11}^{(0)}$	$\epsilon + \mathbf{1}$	$=$
$R_{12}^{(0)}$	$\mathbf{0}$	$=$
$R_{21}^{(0)}$	$\emptyset$	$=$
$R_{22}^{(0)}$	$(\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})$	$=$
$R_{11}^{(1)}$	$(\epsilon + \mathbf{1}) + (\epsilon + \mathbf{1})(\epsilon + \mathbf{1})^*(\epsilon + \mathbf{1})$	$= \mathbf{1}^*$
$R_{12}^{(1)}$	$\mathbf{0} + (\epsilon + \mathbf{1})(\epsilon + \mathbf{1})^* \mathbf{0}$	$= \mathbf{1}^* \mathbf{0}$
$R_{21}^{(1)}$	$\emptyset + \emptyset(\epsilon + \mathbf{1})^*(\epsilon + \mathbf{1})$	$= \emptyset$
$R_{22}^{(1)}$	$(\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1}) + \emptyset(\epsilon + \mathbf{1})^* \mathbf{0}$	$= \epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1}$
$R_{11}^{(2)}$	$\mathbf{1}^* + \mathbf{1}^* \mathbf{0} (\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})^* \emptyset$	$= \mathbf{1}^*$
$R_{12}^{(2)}$	$\mathbf{1}^* \mathbf{0} + \mathbf{1}^* \mathbf{0} (\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})^* (\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})$	$= \mathbf{1}^* \mathbf{0} (\mathbf{0} + \mathbf{1})^*$
$R_{21}^{(2)}$	$\emptyset + (\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})(\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})^* \emptyset$	$= \emptyset$
$R_{22}^{(2)}$	$(\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1}) + (\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})(\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})^* (\epsilon + \mathbf{0} + \mathbf{1})$	$= (\mathbf{0} + \mathbf{1})^*$

Proof. INDUKCE. Mějme $\forall i, j \in Q$ $R_{ij}^{(k)}$. Konstruuujeme $R_{ij}^{(k+1)}$.



$$1. R_{ij}^{(k+1)} = R_{ij}^{(k)} + R_{i(k+1)}^{(k)} (R_{(k+1)(k+1)}^{(k)})^* R_{(k+1)j}^{(k)}$$

- Cesty z i do j neprocházející uzlem $(k+1)$ jsou již v $R_{ij}^{(k)}$.
- Cesty z i do j přes $(k+1)$ s případnými smyčkami můžeme zapsat $R_{i(k+1)}^{(k)} (R_{(k+1)(k+1)}^{(k)})^* R_{(k+1)j}^{(k)}$.
- regulární výrazy jsou uzavřené na sčítání (sjednocení), zřetězení i iteraci, tj. $R_{ij}^{k+1} \in \text{RegE}(\Sigma)$

2. Nakonec, $\text{RegE} = \oplus_{j \in F_A} R_{1j}^{(n)}$ sjednocení přes přijímající stavy j .

□

Zjednodušení regulárních výrazů (netřeba znát)

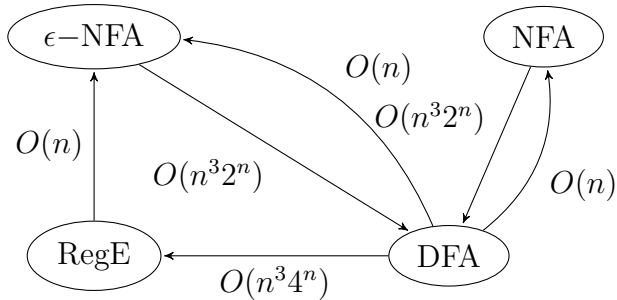
Lemma (Další vlastnosti bez důkazu). • Zjednodušení návrhu automatů

$$\begin{aligned}
L \cdot \emptyset &= \emptyset \cdot L &= \emptyset \\
\{\epsilon\} \cdot L &= L \cdot \{\epsilon\} &= L \\
(L^*)^* &= L^* \\
(L_1 \cup L_2)^* &= L_1^* (L_2 \cdot L_1^*)^* = L_2^* (L_1 \cdot L_2^*)^* \\
(L_1 \cdot L_2)^R &= L_2^R \cdot L_1^R \\
\partial_w(L_1 \cup L_2) &= \partial_w(L_1) \cup \partial_w(L_2) \\
\partial_w(\Sigma^* - L) &= \Sigma^* - \partial_w L.
\end{aligned}$$

Shrnutí převodů mezi reprezentacemi regulárních jazyků

Převod NFA na DFA

- ϵ uzávěr v $O(n^3)$ – prohledává n stavů násobeno n^2 hran pro ϵ přechody.
- Podmnožinová konstrukce, DFA s až 2^n stavy. Pro každý stav, $O(n^3)$ času na výpočet přechodové funkce.



Převod DFA na NFA

- Přidat množinové závorky k přechodové funkci a přechody pro ϵ u ϵ -NFA.

Převod automatu DFA an RegE regulární výraz

- $O(n^3 4^n)$

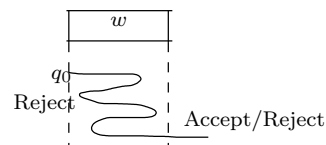
RegE výraz na automat

- V čase $O(n)$ vytvoříme ϵ -NFA.

5 Dvousměrné FA, Mealy a Moore stroje

Dvousměrné (dvoucestné) konečné automaty

- Konečný automat provádí následující činnosti:
 - přečte písmeno
 - změni stav vnitřní jednotky
 - posune čtecí hlavu doprava
- Čtecí hlava se nesmí vracet.

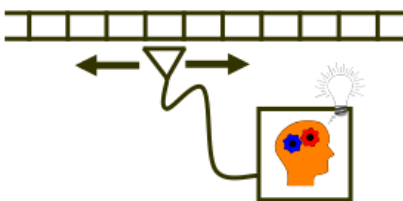


Definition 5.1 (Deterministické Dvousměrné konečné automaty). **Deterministickým dvousměrným konečným automatem** nazýváme pěticu $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, kde

1. Q je konečná množina stavů,
2. Σ je konečná množina vstupních symbolů
3. přechodové funkce δ je zobrazení $Q \times \Sigma \rightarrow Q \times \{-1, 1\}$ rozšířené o pohyb hlavy
4. $q_0 \in Q$ počáteční stav
5. množina přijímajících stavů $F \subseteq Q$.

Pozn.: Je deterministický, nedeterministický $\delta_N : Q \times \Sigma \rightarrow \mathcal{P}(Q \times \{-1, 1\})$. Pozn.2: Nulový pohyb hlavy lze, jen trochu zkomplikuje důkaz dále.

- Reprezentujeme opět stavovým diagramem, tabulkou.

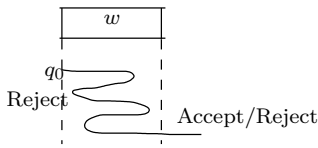


Výpočet dvousměrného automatu

Definition 5.2 (Výpočet dvousměrného automatu). Slovo w je **přijato dvousměrným konečným automatem**, pokud:

- výpočet začal na prvním písmenu slova w vlevo v počátečním stavu

- čtecí hlava poprvé opustila slovo w vpravo v některém přijímajícím stavu
- mimo čtené slovo není výpočet definován (výpočet zde končí a slovo není přijato).



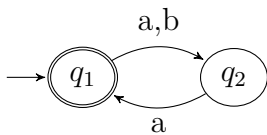
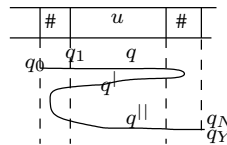
- Ke slovům si můžeme přidat speciální koncové znaky $\# \notin \Sigma$
- funkce $\partial_{\#}$ odstraní $\#$ zleva, $\partial_{\#}^R$ zprava.

Lemma. Je-li $L(A) = \{\#w\# \mid w \in L \subseteq \Sigma^*\}$ regulární, potom je regulární i $L = \partial_{\#} \partial_{\#}^R(L(A) \cap \#\Sigma^*\#)$.

Příklad dvousměrného automatu

Example 5.1 (Příklad dvousměrného automatu). Necht $A = (Q, \Sigma, \delta, q_1, F)$. Dvousměrný konečný automat $B = (Q \cup Q^l \cup Q^r \cup \{q_0, q_N, q_Y\}, \Sigma \cup \{\#\}, \delta^l, q_0, \{q_Y\})$ přijímající jazyk $L(B) = \{\#u\# \mid uu \in L(A)\}$ (toto NENÍ levý ani pravý kvocient!) definujeme následovně:

δ^l	$x \in \Sigma$	$\#$	poznámka
q_0	$q_N, -1$	$q_1, +1$	q_1 je počátek A
q	$p, +1$	$q^l, -1$	$p = \delta(q, x)$
q^l	$q^l, -1$	$q^{ll}, +1$	
q^{ll}	$p^{ll}, +1$	$q_Y, +1$	$q \in F, p = \delta(q, x)$
q^{ll}	$p^{ll}, +1$	$q_N, +1$	$q \notin F, p = \delta(q, x)$
q_N	$q_N, +1$	$q_N, +1$	
q_Y	$q_N, +1$	$q_N, +1$	



Dvousměrné a jednosměrné konečné automaty

Theorem 5.1. Jazyky přijímané dvousměrnými konečnými automaty jsou právě regulární jazyky.

Proof: konečný automat $\rightarrow$ dvousměrný automat

- Konečný automat převedeme na dvousměrný přidáním posunu hlavy vpravo
- $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F) \rightarrow 2A = (Q, \Sigma, \delta^l, q_0, F)$, kde $\delta^l(q, x) = (\delta(q, x), +1)$.

□

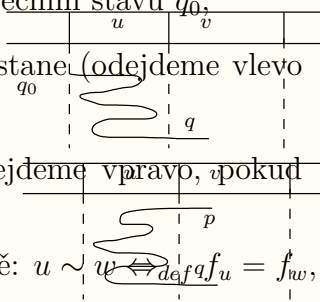
- Možnost pohybovat čtecí hlavou po pásce nezvětšila sílu konečného automatu (dokud na pásku nic nepíšeme!).
- Pro důkaz potřebujeme přípravu.

Funkce f_u popisující výpočet 2DFA nad slovem u

Algorithm: Funkce f_u popisující výpočet 2DFA nad slovem u

Definujeme funkci $f_u : Q \cup \{q_0\} \rightarrow Q \cup \{0\}$

- $f_u(q_0)$ popisuje v jakém stavu poprvé odejdeme vpravo, pokud začneme výpočet vlevo v počátečním stavu q_0 .
- symbol 0 značí, že daná situace nenastane (odejdeme vlevo nebo cyklus),
- $f_u(p); p \in Q$ v jakém stavu opět odejdeme vpravo, pokud začneme výpočet vpravo v p
- Definujeme ekvivalenci slov následovně: $u \sim w \Leftrightarrow f_u = f_w$,
– tj. slova jsou ekvivalentní pokud mají stejné 'výpočtové' funkce.



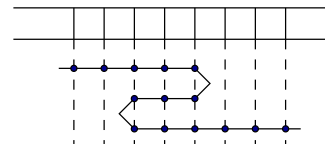
Regulárnost 2DFA

Ekvivalence $\sim$ je ekvivalence, má konečný index, je to pravá kongruence, jazyk 2DFA odpovídá sjednocení tříd $f_w(q_0) \in F$.

Podle Myhill–Nerodovy věty je $L(A)$ regulární jazyk.

Konstruktivní důkaz věty o 2DFA

- Potřebujeme převést návraty na lineární výpočet.
- Zajímají nás jen přijímající výpočty
- Díváme se na řezy mezi symboly (v jakém stavu přechází na další políčko)



Pozorování:

- stavy se v přechodu řezu střídají (doprava, dolů, eva)
- první stav jde doprava, poslední také doprava
- v deterministických přijímajících výpočtech nejsou cykly
- první a poslední řez obsahují jediný stav.

Algorithm: 2DFA $\rightarrow$ NFA

- Najdeme všechny možné řezy – posloupnosti stavů (je jich konečně mnoho).
- Mezi řezy definujeme nedeterministické přechody podle čteného symbolu.
- Rekonstruujeme výpočet skládáním řezů jako puzzle.

- v každé chvíli víme, kde se automat nachází
- Příklad: různé (regulární) čítače

Mealy: indikace přechodů

- po přečtení každého symbolu víme, co automat dělal
- Příklad: regulární překlad slov

Automat už není tak docela černá skříňka.

Mooreův stroj

Definition 5.3 (Mooreův stroj). **Mooreovým (sekvenčním) strojem** nazýváme šestici $A = (Q, \Sigma, Y, \delta, \mu, q_0)$ resp. pěticí $A = (Q, \Sigma, Y, \delta, \mu)$, kde

Q je konečná neprázdná množina stavů

Σ je konečná neprázdná množina symbolů (vstupní abeceda)

Y je konečná neprázdná množina symbolů (**výstupní abeceda**)

δ je zobrazení $Q \times \Sigma \rightarrow Q$ (přechodová funkce)

μ je zobrazení $Q \rightarrow Y$ (**značkovací funkce**)

$q_0 \in Q$ (počáteční stav)

- Někdy nás nezajímá počáteční stav, ale jen práce automatu
- značkovací funkce umožňuje suplovat roli koncových stavů
 - $F \subseteq Q$ nahradíme značkovací funkcí $\mu : Q \rightarrow \{0, 1\}$ takto:

$$\mu(q) = 0 \text{ pokud } q \notin F,$$

$$\mu(q) = 1 \text{ pokud } q \in F.$$

Příklad Mooreova stroje

Example 5.2 (Tenisový set). Mooreův stroj pro počítání tenisového skóre.

- Vstupní abeceda: ID hráče, který uhrál bod
- Výstupní abeceda & stavy: skóre (tj. $Q = Y$ a $\mu(q) = q$)

Stav/výstup	A	B
00:00	15:00	00:15
15:00	30:00	15:15
15:15	30:15	15:30
00:15	15:15	00:30
30:00	40:00	30:15
30:15	40:15	30:30
30:30	40:30	30:40
15:30	30:30	15:40
00:30	15:30	00:40
40:00	A	40:15
40:15	A	40:30
40:30	A	shoda
30:40	shoda	B
15:40	30:40	B
00:40	15:00	B
shoda	A:40	40:B
A:40	A	shoda
40:B	shoda	B
A	15:00	00:15
B	15:00	00:15

Mealyho stroj

Definition 5.4 (Mealyho stroj). **Mealyho (sekvenčním) strojem** nazýváme šestici $A = (Q, \Sigma, Y, \delta, \lambda_M, q_0)$ resp. pěticí $A = (Q, \Sigma, Y, \delta, \lambda_M)$, kde

Q je konečná neprázdná množina stavů

Σ je konečná neprázdná množina symbolů (vstupní abeceda)

Y je konečná neprázdná množina symbolů (výstupní abeceda)

δ je zobrazení $Q \times \Sigma \rightarrow Q$ (přechodová funkce)

λ_M je zobrazení $Q \times \Sigma \rightarrow Y$ (**výstupní funkce**)

$q_0 \in Q$ (počáteční stav)

- Výstup je určen stavem a vstupním symbolem
 - Mealyho stroj je obecnějším prostředkem než stroj Mooreův
 - Značkovací funkci $\mu : Q \rightarrow Y$ lze nahradit výstupní funkcí $\lambda_M : Q \times \Sigma \rightarrow Y$ například takto:

$$\forall x \in \Sigma \lambda_M(q, x) = \mu(q)$$

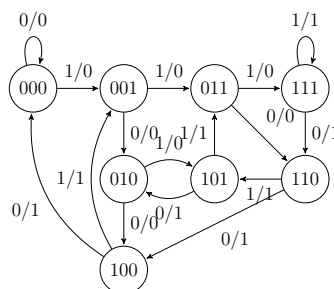
$$\text{nebo } \forall x \in \Sigma \lambda_M(q, x) = \mu(\delta(q, x))$$

Příklad Mealyho stroje

Example 5.3 (Mealyho stroj). Automat, který dělí vstupní slovo v binárním tvaru číslem 8 (celočíslně).

- Posun o tři bity doprava
- potřebujeme si pamatovat poslední trojici bitů
- vlastně tříbitová dynamická paměť

Stav \ symbol	0	1
000	000/0	001/0
001	010/0	011/0
010	100/0	101/0
011	110/0	111/0
100	000/1	001/1
101	010/1	011/1
110	100/1	101/1
111	110/1	111/1



- I když nevíme, kde automat startuje, po třech symbolech začne počítat správně.

Výstup sekvenčních strojů

slovo ve vstupní abecedě $\rightarrow$ slovo ve výstupní abecedě

Mooreův stroj

značkovací funkce $\mu : Q \rightarrow Y$

$$\mu^* : Q \times \Sigma^* \rightarrow Y^*$$

$$\mu^*(q, \epsilon) = \epsilon \text{ (někdy } \mu^*(q, \epsilon) = q)$$

$$\mu^*(q, wx) = \mu^*(q, w) \cdot \mu(\delta^*(q, wx))$$

Příklad: $\mu^*(00:00, AABA) = (00:00 \ .) \ 15:00 \ . \ 30:00 \ . \ 30:15 \ . \ 40:15$

Proof:

- Důkaz sporem. Předpokládejme L_{pal} je regulární, nechť n je konstanta z pumping lemma, uvažujme slovo: $w = o^n t o^n$.
- z pumping lemmatu lze rozložit na $w = xyz$, y obsahuje jednu nebo více z prvních n o-ček. Tedy xz má být v L_{pal} ale má méně o-ček vlevo od 't' než vpravo, tedy není palindrom. Iterační lemma pro jazyk L_{pal} nedokáže najít n , proto L_{pal} není regulární. $\square$

Formální (generativní) gramatiky, Bezkontextové gramatiky

Definition 6.1 (Formální (generativní) gramatika). Formální (generativní) gramatika je $G = (V, T, P, S)$ složena z

- konečné množiny **neterminálů** (variables) V
- neprázdné konečné množiny **terminálních symbolů** (**terminálů**) T
- **počáteční symbol** $S \in V$.
- konečné množiny **pravidel** (**produkcí**) P reprezentující rekurzivní definici jazyka. Každé pravidlo má tvar:

$$- \beta A \gamma \rightarrow \omega, A \in V, \beta, \gamma, \omega \in (V \cup T)^*$$

tj. levá strana obsahuje aspoň jeden neterminální symbol.

Definition (Bezkontextová gramatika CFG). **Bezkontextová gramatika (CFG)** je $G = (V, T, P, S)$ gramatika, obsahující pouze pravidla tvaru

$$A \rightarrow \omega, A \in V, \omega \in (V \cup T)^*.$$

Chomského hierarchie

Definition 6.2 (Klasifikace gramatik podle tvaru přepisovacích pravidel).
spočetné jazyky $\mathcal{L}_0$

pravidla v obecné formě $\alpha \rightarrow \omega$, $\alpha, \omega \in (V \cup T)^*$, α obsahuje neterminál

- **gramatiky typu 1 (kontextové gramatiky, jazyky $\mathcal{L}_1$)**
 - pouze pravidla ve tvaru $\gamma A \beta \rightarrow \gamma \omega \beta$
 $A \in V, \gamma, \beta \in (V \cup T)^*, \omega \in (V \cup T)^+!$
 - jedinou výjimkou je pravidlo $S \rightarrow \epsilon$, potom se ale S nevyskytuje na pravé straně žádného pravidla
- **gramatiky typu 2 (bezkontextové gramatiky, jazyky $\mathcal{L}_2$)**

pouze pravidla ve tvaru $A \rightarrow \omega, A \in V, \omega \in (V \cup T)^*$
- **gramatiky typu 3 (regulární/pravé lineární gramatiky, regulární jazyky $\mathcal{L}_3$)**

pouze pravidla ve tvaru $A \rightarrow \omega B, A \rightarrow \omega, A, B \in V, \omega \in T^*$.

Uspořádanost Chomského hierarchie

- Chomského hierarchie definuje uspořádání tříd jazyků

$$\mathcal{L}_0 \supseteq \mathcal{L}_1 \supseteq \mathcal{L}_2 \supseteq \mathcal{L}_3$$

- dokonce vlastní podmnožiny (později)

$\mathcal{L}_0 \supseteq \mathcal{L}_1$ rekurzivně spočetné jazyky zahrnují kontextové jazyky

pravidla $\gamma A \beta \rightarrow \gamma \omega \beta$ obsahují vlevo neterminál A

$\mathcal{L}_2 \supseteq \mathcal{L}_3$ bezkontextové jazyky zahrnují regulární jazyky

pravidla $A \rightarrow \omega B, A \rightarrow \omega$ obsahují vpravo řetězec $(V \cup T)^*$

$\mathcal{L}_1 \supseteq \mathcal{L}_2$ kontextové jazyky zahrnují bezkontextové jazyky

problém je s pravidly typu $A \rightarrow \epsilon$, ale ta umíme eliminovat.

<i>Example 6.2</i> (Notace).	$a, b, c, 1, *, ($	terminály
	A, B, C	neterminály, proměnné
	w, z	řetězec terminálů
	X, Y	bud' terminál nebo neterminál
	α, β, γ	řetězec $(T \cup V)^*$
	$A \rightarrow \alpha \beta$	$\{A \rightarrow \alpha, A \rightarrow \beta\}$, OR, kompaktní zápis více pravidel.

Definition 6.3 (Derivace $\Rightarrow^*$). Mějme gramatiku $G = (V, T, P, S)$.

- Říkáme, že α se **přímo přepíše** na ω (píšeme $\alpha \Rightarrow_G \omega$ nebo $\alpha \Rightarrow \omega$) jestliže

$$\exists \beta, \gamma, \eta, \nu \in (V \cup T)^* : \alpha = \eta \beta \nu, \omega = \eta \gamma \nu \text{ a } (\beta \rightarrow \gamma) \in P.$$

- Říkáme, že α se **přepíše** na ω (píšeme $\alpha \Rightarrow^* \omega$) jestliže

$$\exists \beta_1, \dots, \beta_n \in (V \cup T)^* : \alpha = \beta_1 \Rightarrow \beta_2 \Rightarrow \dots \Rightarrow \beta_n = \omega, \\ \text{tj. také } \alpha \Rightarrow^* \alpha.$$

- Posloupnost $\beta_1, \dots, \beta_n$ nazýváme **derivací (odvozením)**.
- Pokud $\forall i \neq j : \beta_i \neq \beta_j$, hovoříme o **minimálním odvození**.
- Libovolný řetězec $\omega \in (T \cup V)^*$ odvoditelný z počátečního symbolu nazýváme **sentenciální forma**.

Definition 6.4 (Jazyk generovaný gramatikou G). **Jazyk** $L(G)$ generovaný gramatikou $G = (V, T, P, S)$ je množina terminálních řetězců, pro které existuje derivace ze startovního symbolu

$$L(G) = \{w \in T^* | S \Rightarrow_G^* w\}.$$

Jazyk neterminálu $A \in V$ definujeme $L(A) = \{w \in T^* | A \Rightarrow_G^* w\}$.

Gramatiky typu 3 a regulární jazyky

Definition (Gramatika typu 3, pravá lineární). Gramatika G je **pravá lineární, tj. regulární, Typu 3**, pokud obsahuje pouze pravidla tvaru $A \rightarrow wB$, $A \rightarrow w$, $A, B \in V$, $w \in T^*$.

Example 6.3 (Příklad derivace gramatiky typu 3). $P = \{S \rightarrow 0S|1A|\epsilon, A \rightarrow 0A|1B, B \rightarrow 0B|1S\}$

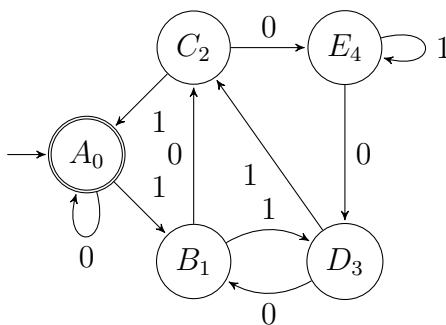
$$S \Rightarrow 0S \Rightarrow 01A \Rightarrow 011B \Rightarrow 0110B \Rightarrow 01101S \Rightarrow 01101$$

- Pozorování:
 - každá sentenciální forma derivace obsahuje právě jeden neterminál
 - tento neterminál je vždy umístěn zcela vpravo
 - aplikací pravidla $A \rightarrow w$ se derivace uzavírá
 - krok derivace generuje symboly a změní neterminál
- Idea vztahu gramatiky a konečného automatu
- neterminál = stav konečného automatu
- pravidla = přechodová funkce.

Příklad převodu FA na gramatiku

Example 6.4 (G , FA binární zápis čísla dělitelného 5). $L = \{w|w \in \{0,1\}^* \& w \text{ je binární zápis čísla dělitelného } 5\}$

$A \rightarrow 1B|0A|\epsilon$
 $B \rightarrow 0C|1D$
 $C \rightarrow 0E|1A$
 $D \rightarrow 0B|1C$
 $E \rightarrow 0D|1E$



Příklady derivací
 $A \Rightarrow 0A \Rightarrow 0$ (0)
 $A \Rightarrow 1B \Rightarrow 10C \Rightarrow 101A \Rightarrow 101$ (5)
 $A \Rightarrow 1B \Rightarrow 10C \Rightarrow 101A \Rightarrow 1010A \Rightarrow 1010$ (10)
 $A \Rightarrow 1B \Rightarrow 11D \Rightarrow 111C \Rightarrow 1111A \Rightarrow 1111$ (15)

Převod konečného automatu na gramatiku typu 3

Theorem 6.1 ($L \in RE \Rightarrow L \in \mathcal{L}_3$). Pro každý jazyk rozpoznávaný konečným automatem existuje gramatika typu 3, která ho generuje.

Proof: Převod konečného automatu na gramatiku typu 3

- $L = L(A)$ pro deterministický konečný automat $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$.
- definujeme gramatiku $G = (Q, \Sigma, P, q_0)$, kde pravidla P mají tvar

$$p \rightarrow aq, \quad \text{když } \delta(p, a) = q$$

$$p \rightarrow \epsilon, \quad \text{když } p \in F$$
- je $L(A) = L(G)$?
 - $\epsilon \in L(A) \Leftrightarrow q_0 \in F \Leftrightarrow (q_0 \rightarrow \epsilon) \in P \Leftrightarrow \epsilon \in L(G)$
 - $a_1 \dots a_n \in L(A) \Leftrightarrow \exists q_0, \dots, q_n \in Q$ tž. $\delta(q_i, a_{i+1}) = q_{i+1}, q_n \in F$

$$\Leftrightarrow (q_0 \Rightarrow a_1 q_1 \Rightarrow \dots a_1 \dots a_n q_n \Rightarrow a_1 \dots a_n)$$
 je derivace pro $a_1 \dots a_n$

$$\Leftrightarrow a_1 \dots a_n \in L(G)$$

□

Příprava převodu gramatiky typu 3 na FA

- Opačný směr
 - pravidla $A \rightarrow aB$ kódujeme do přechodové funkce
 - pravidla $A \rightarrow \epsilon$ určují koncové stavy
 - pravidla $A \rightarrow a_1 \dots a_n B, A \rightarrow a_1 \dots a_n$ s více neterminály rozepíšeme
 - * zavedeme nové neterminály $Y_2, \dots, Y_n, Z_1, \dots, Z_n$
 - * vytvoříme pravidla $A \rightarrow a_1 Y_2, Y_2 \rightarrow a_2 Y_3, \dots, Y_n \rightarrow a_n B$
 - * resp. $Z \rightarrow a_1 Z_1, Z_1 \rightarrow a_2 Z_2, \dots, Z_{n-1} \rightarrow a_n Z_n, Z_n \rightarrow \epsilon$
 - pravidla $A \rightarrow B$ odpovídají ϵ přechodům
 - * zbavíme se jich tranzitivním uzávěrem
 - * nebo musíme tranzitivně uzavřít $S \rightarrow B$ pro hledání $S \rightarrow \epsilon$.

Lemma. Ke každé gramatice typu 3 existuje gramatika typu 3, která generuje stejný jazyk a obsahuje pouze pravidla ve tvaru: $A \rightarrow aB, A \rightarrow \epsilon, A, B \in V, a \in T$.

Standardizace gramatiky typu 3

Lemma. Ke každé gramatice typu 3 existuje gramatika typu 3, která generuje stejný jazyk a obsahuje pouze pravidla ve tvaru: $A \rightarrow aB, A \rightarrow \epsilon, A, B \in V, a \in T$.

Proof. Pro gramatiku $G = (V, T, S, P)$ definujeme $G^I = (V^I, T, S, P^I)$, kde pro každé pravidlo zavedeme dostatečný počet nových neterminálů $Y_2, \dots, Y_n, Z_1, \dots, Z_n$ a definujeme

P	P^I
$A \rightarrow aB$	$A \rightarrow aB$
$A \rightarrow \epsilon$	$A \rightarrow \epsilon$
$A \rightarrow a_1 \dots a_n B$	$A \rightarrow a_1 Y_2, Y_2 \rightarrow a_2 Y_3, \dots, Y_n \rightarrow a_n B$
$Z \rightarrow a_1 \dots a_n$	$Z \rightarrow a_1 Z_1, Z_1 \rightarrow a_2 Z_2, \dots, Z_{n-1} \rightarrow a_n Z_n, Z_n \rightarrow \epsilon$
odstraníme i pravidla: $A \rightarrow B$	tranzitivní uzávěr $U(A) = \{B B \in V \& A \Rightarrow^* B\}$ $A \rightarrow \gamma$ pro všechna $Z \in U(A)$ a $(Z \rightarrow \gamma) \in P^I$

□

Pouze pravidla $A \rightarrow aB, A \rightarrow \epsilon$

	P	P^I
	$B \rightarrow a_1$	$B \rightarrow a_1 H_1, H_1 \rightarrow \epsilon$
<i>Example 6.5.</i>		$U(A) = \{A, B\}$, proto
	$A \rightarrow B$	$A \rightarrow a_1 H_2, H_2 \rightarrow \epsilon$
	$A \rightarrow a_2$	$A \rightarrow a_2 H_3, H_3 \rightarrow \epsilon$

Převod gramatiky typu 3 na konečný automat

Theorem 6.2 (ϵ -NFA pro gramatiku typu 3 rozpoznávající stejný jazyk). *Pro každý jazyk L generovaný gramatikou typu 3 existuje ϵ -NFA rozpoznávající L .*

Proof: Převod gramatiky typu 3 na konečný automat

- Vezmeme $G = (V, T, P, S)$ obsahující jen pravidla tvaru $A \rightarrow aB$, $A \rightarrow \epsilon$, $A, B \in V, a \in T$ generující L (předchozí lemma)
- definujeme nedeterministický ϵ -NFA $A = (V, T, \delta, S, F)$, kde:

$$F = \{A \mid (A \rightarrow \epsilon) \in P\}$$

$$\delta(A, a) = \{B \mid (A \rightarrow aB) \in P\}$$

- $L(G) = L(A)$
 - $\epsilon \in L(G) \Leftrightarrow (S \rightarrow \epsilon) \in P \Leftrightarrow S \in F \Leftrightarrow \epsilon \in L(A)$
 - $a_1 \dots a_n \in L(G) \Leftrightarrow$ existuje derivace $(S \Rightarrow a_1 H_1 \Rightarrow \dots \Rightarrow a_1 \dots a_n H_n \Rightarrow a_1 \dots a_n)$
- $$\Leftrightarrow \exists H_0, \dots, H_n \in V \text{ tak že } H_0 = S, H_n \in F$$
- $$H_{i+1} \in \delta(H_i, a_k) \text{ pro krok } a_1 \dots a_{k-1} H_i \Rightarrow a_1 \dots a_{k-1} a_k H_{i+1}$$
- $$\Leftrightarrow a_1 \dots a_n \in L(A)$$

□

Levé (a pravé) lineární gramatiky

Definition 6.5 (Levé (a pravé) lineární gramatiky). Gramatiky typu 3 nazýváme také **pravé lineární** (neterminál je vždy vpravo).

Gramatika G je **levá lineární**, jestliže má pouze pravidla tvaru $A \rightarrow Bw$, $A \rightarrow w$, $A, B \in V, w \in T^*$.

Lemma. Jazyky generované levou lineární gramatikou jsou právě regulární jazyky.

Proof:

$\Rightarrow$ 'otočením' pravidel levé lineární gramatiky dostaneme pravou lineární

$$A \rightarrow Bw, A \rightarrow w \text{ převedeme na } A \rightarrow w^R B, A \rightarrow w^R$$

- získaná gramatika generuje jazyk L^R , najdeme automat
- víme, že regulární jazyky jsou uzavřené na reverzi,

$$L^R \text{ je regulární, tudíž i } L = (L^R)^R \text{ je regulární}$$

$\Leftarrow$ takto lze získat všechny regulární jazyky

$$- (\text{FA} \Rightarrow \text{reverze} \Rightarrow \text{pravá lineární gramatika} \Rightarrow \text{levá lineární gramatika})$$

□

Lineární gramatiky (a jazyky)

- Levá a pravá lineární pravidla dohromady jsou už silnější.

Definition 6.6 (lineární gramatika, jazyk). **Gramatika je lineární**, jestliže má pouze pravidla tvaru $A \rightarrow uBw$, $A \rightarrow w$, $A, B \in V, u, w \in T^*$ (na pravé straně vždy maximálně jeden neterminál).

Lineární jazyky jsou právě jazyky generované lineárními gramatikami.

- Zřejmě platí: regulární jazyky $\subseteq$ lineární jazyky.

- Jde o vlastní podmnožinu $\subsetneq$.

Example 6.6 (lineární, neregulární jazyk). Jazyk $L = \{0^i 1^i | i \geq 1\}$ není regulární jazyk, ale je lineární, generovaný gramatikou s pravidly $S \rightarrow 0S1|01$.

Pozorování:

- lineární pravidla lze rozložit na levě a pravě lineární pravidla: $S \rightarrow 0A, A \rightarrow S1$.

Bezkontextová gramatika pro jednoduché výrazy

Definition (Bezkontextová gramatika). Bezkontextová gramatika je gramatika, kde všechna pravidla jsou tvaru $A \rightarrow \omega, \omega \in (V \cup T)^*$.

Example 6.7 (CFG pro jednoduché výrazy). Gramatika pro jednoduché výrazy $G = (\{E, I\}, \{+, *, (,), a, b, 0, 1\}, P, E)$, P jsou pravidla vypsaná vpravo.

- Pravidla 1–4 definují výraz.
- Pravidla 5–10 definují identifikátor I , odpovídající regulárnímu výrazu $(a + b)(a + b + 0 + 1)^*$.

CFG pro jednoduché výrazy

1. $E \rightarrow I$
2. $E \rightarrow E + E$
3. $E \rightarrow E * E$
4. $E \rightarrow (E)$
5. $I \rightarrow a$
6. $I \rightarrow b$
7. $I \rightarrow Ia$
8. $I \rightarrow Ib$
9. $I \rightarrow I0$
10. $I \rightarrow I1$

Derivační strom

Definition 6.7 (Derivační strom). Mějme gramatiku $G = (V, T, P, S)$. **Derivační strom** pro G je strom, kde:

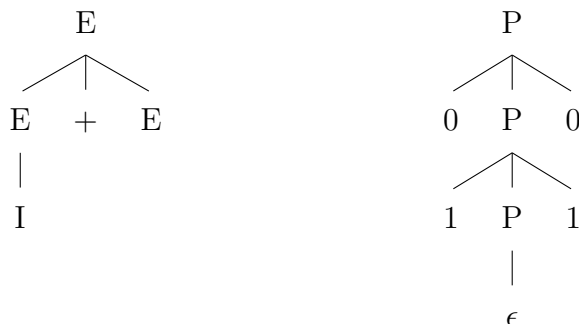
- Kořen (kreslíme nahoře) je označen startovním symbolem S ,
- každý vnitřní uzel je ohodnocen neterminálem V .
- Každý uzel je ohodnocen prvkem $\in V \cup T \cup \{\epsilon\}$.
- Je-li uzel ohodnocen ϵ , je jediným dítětem svého rodiče.
- Je-li A ohodnocení vrcholu a jeho děti *zleva pořadě* jsou ohodnoceny $X_1, \dots, X_k$, pak $(A \rightarrow X_1 \dots X_k) \in P$ je pravidlo gramatiky.

Notation 1 (Terminologie stromů). Uzly, rodiče, děti, kořen, vnitřní uzly, listy, následníci, předci.

- Stromová struktura reprezentuje zdrojový program v překladači. Struktura usnadňuje překlad do strojového kódu.

Příklady stromů, Strom dává sentenciální formu, slovo

Derivační strom $E \Rightarrow^* I + E$. Derivační strom $P \Rightarrow^* 0110$.



Definition 6.8 (Strom dává slovo (yield)). Říkáme, že **derivační strom dává sentenciální formu α (slovo w)**, jestliže je $\alpha(w)$ zřetězení listů bráno zleva doprava.

Levá a pravá derivace

Definition 6.9 (Levá a pravá derivace). **Levá derivace** (leftmost) $\Rightarrow_{lm}, \Rightarrow_{lm}^*$ v každém kroku přepisuje nejlevnější neterminál.

Pravá derivace (rightmost) $\Rightarrow_{rm}, \Rightarrow_{rm}^*$ v každém kroku přepisuje nejpravější neterminál.

Example 6.8 (levá derivace). $E \Rightarrow_{lm} E * E \Rightarrow_{lm} I * E \Rightarrow_{lm} a * E \Rightarrow_{lm} a * (E) \Rightarrow_{lm} a * (E + E) \Rightarrow_{lm} a * (I + E) \Rightarrow_{lm} a * (a + E) \Rightarrow_{lm} a * (a + I) \Rightarrow_{lm} a * (a + I0) \Rightarrow_{lm} a * (a + I00) \Rightarrow_{lm} a * (a + b00)$

Pravá derivace používá stejné přepisy, jen je provádí v jiném pořadí.

Example 6.9 (rightmost derivation). $E \Rightarrow_{rm} E * E \Rightarrow_{rm} E * (E) \Rightarrow_{rm} E * (E + E) \Rightarrow_{rm} E * (E + I) \Rightarrow_{rm} E * (E + I0) \Rightarrow_{rm} E * (E + I00) \Rightarrow_{rm} E * (E + b00) \Rightarrow_{rm} E * (I + b00) \Rightarrow_{rm} E * (a + b00) \Rightarrow_{rm} I * (a + b00) \Rightarrow_{rm} a * (a + b00)$

Derivace a derivační stromy

Theorem 6.3. Pro danou gramatiku $G = (V, T, P, S)$ a $w \in T^*$ jsou následující tvrzení ekvivalentní:

$\langle + \rangle \quad A \Rightarrow_{lm}^* w.$

$\langle + \rangle \quad A \Rightarrow^* w.$

$\langle + \rangle \quad$ Existuje derivační strom s kořenem A dávající slovo w .

1 $\Rightarrow$ 2 Levá derivace je derivace, druhý bod z prvního plyne triviálně.

2 $\Rightarrow$ 3 Z derivace vytvoříme strom tak, že kořen ohodnotíme počátečním neterminálem a každé pravidlo v derivaci 'zavěšíme' pod uzel odpovídající přepisovanému neterminálu.

3 $\Rightarrow$ 1 Pro důkaz ekvivalence zbývá pro libovolný derivační strom najít levou derivaci.

Od stromů k derivaci

Lemma. Mějme CFG $G = (V, T, P, S)$ a derivační strom s kořenem A dávající slovo $w \in T^*$.

Pak existuje levá derivace $A \Rightarrow_{lm}^* w$ v G .

Příprava důkazu: 'obalení derivace'

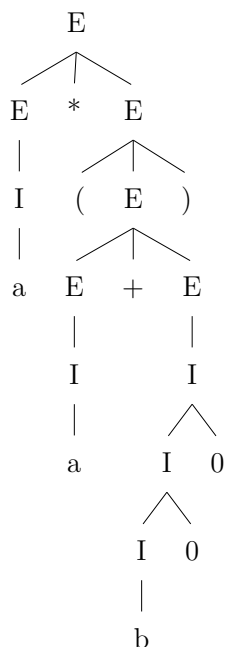
Mějme následující derivaci:

$$E \Rightarrow I \Rightarrow Ib \rightarrow ab.$$

Pro libovolná slova $\alpha, \beta \in (V \cup T)^*$ je také derivace:

$$\alpha E \beta \Rightarrow \alpha I \beta \Rightarrow \alpha Ib \beta \Rightarrow \alpha ab \beta.$$

Příklad levé derivace z derivačního stromu



Je příjemnější zachytit derivaci stromem.

- Kořen: $E \Rightarrow_{lm} E * E$
- Levé dítě kořene: $E \Rightarrow_{lm} I \Rightarrow_{lm} a$
- Kořen a levé dítě: $E \Rightarrow_{lm} E * E \Rightarrow_{lm} I * E \Rightarrow_{lm} a * E$
- Pravé dítě kořene: $E \Rightarrow_{lm} (E) \Rightarrow_{lm} (E + E) \Rightarrow_{lm} (I + E) \Rightarrow_{lm} (a + E) \Rightarrow_{lm} (a + I) \Rightarrow_{lm} (a + I0) \Rightarrow_{lm} (a + I00) \Rightarrow_{lm} (a + b00)$
- Plná derivace:

$$E \Rightarrow_{lm} E * E \Rightarrow_{lm} I * E \Rightarrow_{lm} a * E \Rightarrow_{lm} \Rightarrow_{lm} a * (E) \Rightarrow_{lm} a * (E + E) \Rightarrow_{lm} a * (I + E) \Rightarrow_{lm} \Rightarrow_{lm} a * (a + E) \Rightarrow_{lm} a * (a + I) \Rightarrow_{lm} a * (a + I0) \Rightarrow_{lm} \Rightarrow_{lm} a * (a + I00) \Rightarrow_{lm} a * (a + b00).$$

Proof: $\exists$ derivační strom pak existuje levá derivace $\Rightarrow_{lm}$

Indukcí podle výšky stromu.

- Základ: výška 1: Kořen A s dětmi dávajícími w . Je to derivační strom, proto, $A \rightarrow w$ je pravidlo $\in P$, tedy $A \Rightarrow_{lm} w$ v jednom kroku.
- Indukce: výška $n > 1$. Kořen A s dětmi $X_1, X_2, \dots, X_k$.
 - Je-li $X_i \in T$, definujeme $w_i \equiv X_i$.
 - Je-li $X_i \in V$, z indukčního předpokladu $X_i \Rightarrow_{lm}^* w_i$.

Levou derivaci konstruujeme induktivně pro $i = 1, \dots, k$ složíme $A \Rightarrow_{lm}^* w_1 w_2 \dots w_i X_{i+1} X_{i+2} \dots X_k$.

- Pro $X_i \in T$ jen zvedneme čítač $i++$.
- Pro $X_i \in V$ přepíšeme derivaci: $X_i \Rightarrow_{lm} \alpha_1 \Rightarrow_{lm} \alpha_2 \dots \Rightarrow_{lm} w_i$ na

$$\begin{aligned} w_1 w_2 \dots w_{i-1} X_i X_{i+1} X_{i+2} \dots X_k &\Rightarrow_{lm} \\ w_1 w_2 \dots w_{i-1} \alpha_1 X_{i+1} X_{i+2} \dots X_k &\Rightarrow_{lm} \\ &\dots \\ \Rightarrow_{lm} w_1 w_2 \dots w_{i-1} w_i X_{i+1} X_{i+2} \dots X_k. \end{aligned}$$

Pro $i = k$ dostaneme levou derivaci w z A .

□

Ekvivalence gramatik

Definition 6.10 (ekvivalence gramatik). Gramatiky G_1, G_2 jsou **ekvivalentní**, jestliže $L(G_1) = L(G_2)$, tj. generují stejný jazyk.

7 Chomského NF, Pumping Lemma pro CFL, CYK – nálezení do CFL

Bezkontextové gramatiky (CFG) v Chomského normální formě

- Chomského normální forma bezkontextové gramatiky:
 - neobsahuje zbytečné symboly
 - všechna pravidla tvaru $A \rightarrow BC$ nebo $A \rightarrow a$, A, B, C jsou neterminály, a terminál.
 - Pro každý bezkontextový jazyk L , kde $L \setminus \{\epsilon\} \neq \emptyset$ existuje gramatika v Chomského normálním tvaru, která generuje $L \setminus \{\epsilon\}$.

Postupně provedeme zjednodušení gramatiky, nejdřív:

- Eliminace *zbytečných symbolů*
- eliminace ϵ -pravidel $A \rightarrow \epsilon$; $A \in V$
- eliminace *jednotkových pravidel* $A \rightarrow B$ pro $A, B \in V$.
- To vše potřebujeme k formulaci iteračního lemmatu pro bezkontextové jazyky.
- A ověření, zda zadaný řetězec patří do jazyka gramatiky pomocí Cocke-Younger-Kasami algoritmu.

Eliminace zbytečných symbolů

Definition 7.1 (zbytečný, užitečný, generující, dosažitelný symbol). • Symbol X je **užitečný** v gramatice $G = (V, T, P, S)$ pokud existuje derivace tvaru $S \Rightarrow^* \alpha X \beta \Rightarrow^* w$ kde $w \in T^*$, $X \in (V \cup T)$, $\alpha, \beta \in (V \cup T)^*$.

- Pokud X není užitečný, říkáme, že je **zbytečný**.
- X je **generující** pokud $X \Rightarrow^* w$ pro nějaké slovo $w \in T^*$. Vždy $w \Rightarrow^* w$ v nula krocích.
- X je **dosažitelný** pokud $S \Rightarrow^* \alpha X \beta$ pro nějaká $\alpha, \beta \in (V \cup T)^*$.

Chceme eliminovat ne-generující a ne-dosažitelné symboly.

Example 7.1. Uvažujme gramatiku: $S \rightarrow AB \mid a$ $A \rightarrow b$ Eliminujeme B (ne-generující): $S \rightarrow a$ $A \rightarrow b$. Eliminujeme A (nedosažitelný): $S \rightarrow a$.

Lemma 7.1 (Eliminace zbytečných symbolů). Nechť $G = (V, T, P, S)$ je CFG, předpokládejme $L(G) \neq \emptyset$. Zkonstruujeme $G_1 = (V_1, T_1, P_1, S)$ následovně:

- Eliminujeme ne-generující symboly a pravidla je obsahující
- poté eliminujeme všechny nedosažitelné symboly

Pak G_1 nemá zbytečné symboly a $L(G_1) = L(G)$.

Algorithm: Generující symboly

Základ Každý $a \in T$ je generující.

Indukce Pro každé pravidlo $A \rightarrow \alpha$, kde každý symbol v α je generující. Pak i A je generující.
(Včetně $A \rightarrow \epsilon$).

Algorithm: Dosažitelné symboly

Základ S je dosažitelný.

Indukce Je-li A dosažitelný, pro všechna pravidla $A \rightarrow \alpha$ jsou všechny symboly v α dosažitelné.

Lemma 7.2 (generující/dosažitelné symboly). Výše uvedené algoritmy najdou právě všechny generující / dosažitelné symboly.

Eliminace ϵ pravidel

Definition 7.2 (nulovatelny neterminál). Neterminál A je **nulovatelny** pokud $A \Rightarrow^* \epsilon$.

Pro nulovatelne neterminály na pravé straně pravidla $B \rightarrow CAD$, vytvoříme dvě verze pravidla – s a bez nulovatelneho neterminálu.

Algorithm: Nalezení nulovatelnych symbolů v G

Základ Pokud $A \rightarrow \epsilon$ je pravidlo G , pak A je nulovatelne.

Indukce Pokud $B \rightarrow C_1 \dots C_k$, kde jsou všechna C_i nulovatelna, je i B nulovatelne (terminály nejsou nulovatelne nikdy).

Algorithm: Konstrukce gramatiky bez ϵ -pravidel z G

- Najdi nulovatelne symboly
- Pro každé pravidlo $A \rightarrow X_1 \dots X_k \in P, k \geq 1$, nechť m z X_i je nulovatelnych. Nová gramatika G_1 bude mít 2^m verzí tohoto pravidla s/bez každého nulovatelneho symbolu kromě ϵ v případě $m = k$.

Příklad eliminace ϵ -pravidel

Example 7.2. Mějme gramatiku: $S \rightarrow AB|A|B$ $A \rightarrow S \rightarrow AB$ $A \rightarrow aAA|\epsilon$ $B \rightarrow bBB|\epsilon$ $aAA|aA|aA|a$ $B \rightarrow bBB|bB|bB|b$ Výsledná gramatika: $S \rightarrow AB|A|B$ $A \rightarrow aAA|aA|a$ $B \rightarrow bBB|bB|b$

Eliminace jednotkových pravidel

Definition 7.3 (jednotkové pravidlo). **Jednotkové pravidlo** je $A \rightarrow B \in P$ kde A, B jsou oba neterminály.

Example 7.3. $I \rightarrow a|b|Ia|Ib|I0|I1$ Expanze $T \vee E \rightarrow T$ $E \rightarrow$ Expanze $E \rightarrow I$ $E \rightarrow$
 $F \rightarrow I|(E)$ $T \rightarrow F|T * F$ $E \rightarrow F|T * F$ Expanze $E \rightarrow F$ $E \rightarrow a|b|Ia|Ib|I0|I1$
 $T|E + T$ $I|(E)$

Dohromady: $E \rightarrow a|b|Ia|Ib|I0|I1|(E)|T * F|E + T$.

Musíme se vyhnout možným cyklům.

Definition 7.4 (jednotkový pár). Dvojici $A, B \in V$ takovou, že $A \Rightarrow^* B$ pouze jednotkovými pravidly nazýváme **jednotkový pár** (jednotková dvojice).

Algorithm: Nalezení jednotkových párů

Základ (A, A) pro každý $A \in V$ je jednotkový pár.

Indukce Je-li (A, B) jednotkový pár a $(B \rightarrow C) \in P$, pak (A, C) je jednotkový pár.

Example 7.4 (Jednotkové páry z předchozí gramatiky). $(E, E), (T, T), (F, F), (I, I), (E, T), (E, F), (E, I), (T, F)$.

Algorithm: Eliminace jednotkových pravidel z G

- najdi všechny jednotkové páry v G
- pro každý jednotkový pár (A, B) dáme do nové gramatiky všechna pravidla $A \rightarrow \alpha$ kde $B \rightarrow \alpha \in P$ a $B \rightarrow \alpha$ není jednotkové pravidlo.

Example 7.5.

$$\begin{array}{ll}
I \rightarrow a|b|Ia|Ib|IO|I1 & F \rightarrow I|(E) & T \rightarrow F|T * F & I \rightarrow a|b|Ia|Ib|IO|I1 & F \rightarrow (E)|a|b|Ia|Ib|IO|I1 \\
E \rightarrow T|E + T & & & T \rightarrow T * F|(E)|a|b|Ia|Ib|IO|I1 & E \rightarrow E + T|T * \\
& & & & F|(E)|a|b|Ia|Ib|IO|I1
\end{array}$$

Gramatiky v normálním tvaru

Lemma 7.3 (Gramatika v normálním tvaru, redukováná). Mějme bezkontextovou gramatiku G , $L(G) - \{\epsilon\} \neq \emptyset$. Pak existuje CFG G_1 taková že $L(G_1) = L(G) - \{\epsilon\}$ a G_1 neobsahuje ϵ -pravidla, jednotková pravidla ani zbytečné symboly. Gramatika G_1 se nazývá **redukováná**.

Redukce bezkontextové gramatiky. Idea důkazu:

- Začneme eliminací ϵ -pravidel.
- Eliminujeme jednotková pravidla. Tím nepřidáme ϵ -pravidla.
- Eliminujeme zbytečné symboly. Tím nepřidáme žádná pravidla.
 - Nejdříve negenerujících,
 - pak nedosažitelné.

□

Definition 7.5 (Chomského normální tvar). O bezkontextové gramatice $G = (V, T, P, S)$ bez zbytečných symbolů kde jsou všechna pravidla v jednom ze dvou tvarů

- $A \rightarrow BC$, $A, B, C \in V$,
- $A \rightarrow a$, $A \in V$, $a \in T$,

říkáme, že je v **Chomského normálním tvaru (ChNF)**.

Potřebujeme dva další kroky:

- pravé strany délky 2 a více předělat na samé neterminály
- rozdělit pravé strany délky 3 a více neterminálů na více pravidel

Algorithm: neterminály

- Pro každý terminál a vytvoříme nový neterminál, řekněme A ,
- přidáme pravidlo $A \rightarrow a$,
- použijeme A místo a na pravé straně pravidel délky 2 a více.

Algorithm: rozdělení pravidel

- Pro pravidlo $A \rightarrow B_1 \dots B_k$ zavedeme $k - 2$ neterminálů C_i
- Přidáme pravidla $A \rightarrow B_1 C_1, C_1 \rightarrow B_2 C_2, \dots, C_{k-2} \rightarrow B_{k-1} B_k$.

Theorem 7.1 (Chomského normální tvar bezkontextové gramatiky). Mějme bezkontextovou gramatiku G , $L(G) - \{\epsilon\} \neq \emptyset$. Pak existuje CFG G_1 v Chomského normálním tvaru taková, že $L(G_1) = L(G) - \{\epsilon\}$.

Example 7.6. $I \rightarrow a|b|Ia|Ib|IO|I1$ $F \rightarrow I|(E)$ $T \rightarrow F|T * F$ $E \rightarrow T|E + T$
 $I \rightarrow a|b|IA|IB|IZ|IU$ $F \rightarrow LER|a|b|IA|IB|IZ|IU$ $T \rightarrow TMF|LER|a|b|IA|IB|IZ|IU$ $E \rightarrow EPT|TMF|L$
 $A \rightarrow a$ $B \rightarrow b$ $Z \rightarrow 0$ $U \rightarrow 1$ $P \rightarrow +$ $M \rightarrow *$ $L \rightarrow ($ $R \rightarrow)$ $F \rightarrow LC_3|a|b|IA|IB|IZ|IU$
 $T \rightarrow TC_2|LC_3|a|b|IA|IB|IZ|IU$ $E \rightarrow EC_1|TC_2|LC_3|a|b|IA|IB|IZ|IU$ $C_1 \rightarrow PT$ $C_2 \rightarrow MF$ $C_3 \rightarrow ER$
 $I, A, B, Z, U, P, M, L, R$ jako vlevo

Příprava na (pumping) lemma o vkládání

Lemma (Velikost derivačního stromu gramatiky v CNF). Mějme derivační strom podle gramatiky $G = (V, T, P, S)$ v Chomského normálním tvaru, který dává slovo w . Je-li délka nejdelší cesty n , pak $|w| \leq 2^{n-1}$.

Proof. Indukcí podle n ,

Základ $|a| = 1 = 2^0$

Indukce $2^{n-2} + 2^{n-2} = 2^{n-1}$.

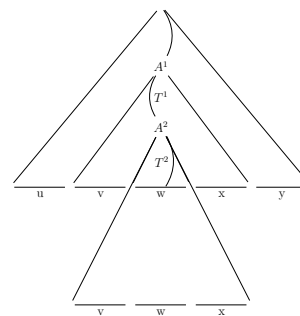
□

Lemma (Důsledek). Mějme derivační strom podle gramatiky $G = (V, T, P, S)$ v Chomského normální formě, který dává slovo w , $|w| > p = 2^{n-1}$. Pak ve stromě existuje cesta delší než n .

Lemma o vkládání (pumping) pro bezkontextové jazyky

Theorem 7.2 (Lemma o vkládání (pumping) pro bezkontextové jazyky). Mějme bezkontextový jazyk L . Pak existuje přirozené číslo $n \in \mathbb{N}$ takové, že každé $z \in L$, $|z| > n$ lze rozložit na $z = uvwxy$ kde:

- $|vwx| \leq n$
- $vx \neq \epsilon$
- $\forall i \geq 0, uv^iwx^iy \in L$.



Idea důkazu:

- | | |
|---------------------------------------|---|
| • vezmeme derivační strom pro z | • podstromy definují rozklad slova |
| • najdeme nejdelší cestu | • nyní můžeme větší podstrom posunout ($i > 1$) |
| • na ní dva stejné neterminály | • nebo nahradit menším podstromem ($i = 0$) |
| • tyto neterminály určí dva podstromy | |

Proof: $|z| > n : z = uvwxy, |vwx| \leq n, vx \neq \epsilon, \forall i \geq 0 uv^iwx^iy \in L$

- vezmeme gramatiku v Chomského NF (pro $L = \{\epsilon\}$ a $\emptyset$ zvol $n = 1$).
- Necht $|V| = k$. Položíme $n = 2^k$.
- Pro $z \in L, |z| > 2^k$, má v derivačním stromu z cestu délky $> k$
- vezmeme cestu maximální délky; terminál kam vede označíme t
- Aspoň dva z posledních $(k + 1)$ neterminálů na cestě do t jsou stejné
- vezmeme dvojici A^1, A^2 nejblíže k t (určuje podstromy T^1, T^2)
- cesta z A^1 do t je nejdelší v podstromu T^1 a má délku maximálně $(k + 1)$

tedy slovo dané stromem T^1 není delší než 2^k (tedy $|vwx| \leq n$)

- z A^1 vedou dvě cesty (ChNF), jedna do T^2 druhá do zbytku vx

ChNF je nevypouštějící, tedy $vx \neq \epsilon$

- derivace slova ($A^1 \Rightarrow^* vA^2x, A^2 \Rightarrow^* w$)

$$S \Rightarrow^* uA^1y \Rightarrow^* uvA^2xy \Rightarrow^* uvwxy$$

- posuneme-li A^2 do A^1 ($i = 0$)
- posuneme-li A^1 do A^2 ($i = 2, 3, \dots$)

$$S \Rightarrow^* uA^2y \Rightarrow^* uwy$$

$$S \Rightarrow^* uA^1y \Rightarrow^* uvA^1xy \Rightarrow^* uvvA^2xxy \Rightarrow^* uvvwxy. \quad \square$$

Použití lemma o vkládání

Example 7.7 (ne-bezkontextový jazyk). Následující jazyk není bezkontextový

- $\{0^i1^i2^i | i \geq 1\}$
- důkaz sporem: předpokládejme bezkontextovost
- z lemmatu o vkládání máme n
- zvolme $z = |0^n1^n2^n| > n$
- # žádné dělení nesplňuje PL neboť
- pumpovací slovo $|vwx| \leq n$
- tj. vždy lze pumpovat maximálně dva různé symboly
- $vx \neq \epsilon$, iterací se slovo změní
- poruší se rovnost počtu symbolů – SPOR.

Example 7.8 (ne-bezkontextový jazyk). Následující jazyk není bezkontextový

- $\{0^i1^j2^k | 0 \leq i \leq j \leq k\}$
- důkaz sporem: předpokládejme bezkontextovost
- z lemmatu o vkládání máme n
- zvolme $z = |0^n1^n2^n| > n$
- # žádné dělení nesplňuje PL neboť
- pumpovací slovo $|vwx| \leq n$
- tj. vždy lze pumpovat maximálně dva různé symboly
 - pokud 0 (nebo 1), pumpujeme nahoru – SPOR $i \leq j$ (nebo $j \leq k$)
 - pokud 2 (nebo 1), pumpujeme dolů – SPOR $j \leq k$ (nebo $i \leq j$)

Použití lemma o vkládání

Example 7.10 (ne-bezkontextový jazyk). Následující jazyk není bezkontextový

Example 7.9 (ne-bezkontextový jazyk). Následující jazyk není bezkontextový

- $\{0^i 1^j 2^i 3^j | i, j \geq 1\}$
- důkaz sporem: předpokládejme bezkontextovost
- z lemmatu o vkládání máme n
- zvolme $z = |0^n 1^n 2^n 3^n| > n$
- pumpovací slovo $|vwx| \leq n$
- tj. vždy lze pumpovat maximálně dva různé sousední symboly
- poruší se rovnost počtu symbolů 0 a 2 nebo 1 a 3 – SPOR.
- $\{ww | w \in \{0, 1\}^*\}$
- důkaz sporem: předpokládejme bezkontextovost
- z lemmatu o vkládání máme n
- zvolme $z = |0^n 1^n 0^n 1^n| > n$
- pumpovací slovo $|vwx| \leq n$
- tj. vždy lze pumpovat maximálně dva různé sousední symboly
- poruší se buď rovnost nul či jedniček
 - rozeberete 4 případy, vx obsahuje znak z prvních nul, prvních jedniček, druhých nul, druhých jedniček.

Kdy lemma o vkládání nezabere

- Lemma o vkládání je pouze implikace!

Example 7.11 (pumpovatelný, ne-bezkontextový jazyk). $L = \{a^i b^j c^k d^l | i = 0 \vee j = k = l\}$ není bezkontextový jazyk, přesto lze pumpovat.

$i = 0 : b^j c^k d^l$ lze pumpovat v libovolném písmenu
 $i > 0 : a^i b^n c^n d^n$ lze pumpovat v části obsahující a

Co s tím?

- zobecnění pumping lemmatu (Ogdenovo lemma)
 - pumpování vyznačených symbolů
- uzávěrové vlastnosti.

Příklad gramatiky

Example 7.12 (Uzávorkování v ChNF). Mějme gramatiku $G = (\{S, L, R\}, \{(), \cdot\}, P, S)$, kde

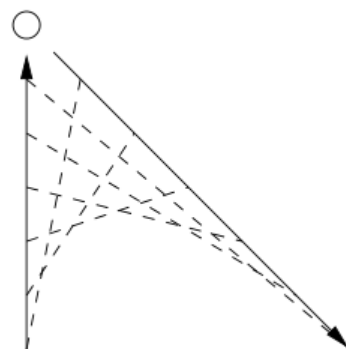
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow LR|SS|LA \\ A \rightarrow SR \\ L \rightarrow (\\ R \rightarrow) \end{array} \right\}.$$

- $S \Rightarrow LR \Rightarrow (R \Rightarrow ())$
- $S \Rightarrow SS \Rightarrow LRS \Rightarrow (RS \Rightarrow ())S \Rightarrow ()LR \Rightarrow ()(R \Rightarrow ())$
- $S \Rightarrow LA \Rightarrow (A \Rightarrow (SR \Rightarrow (LRR \Rightarrow ((RR \Rightarrow (())R \Rightarrow (())$

X_{15}				
X_{14}	X_{25}			
X_{13}	X_{24}	X_{35}		
X_{12}	X_{23}	X_{34}	X_{45}	
X_{11}	X_{22}	X_{33}	X_{44}	X_{55}
a_1	a_2	a_3	a_4	a_5

Příklad CYK: pro slovo najít derivační strom

- Chceme rozhodnout, zda dané slovo w patří do jazyka bezkontextové gramatiky
 - Vezmeme gramatiku v Chomského normální formě
 - exponenciální složitost: prozkoušíme všechny derivační stromy do hloubky $|n|$,
 - polynomiálně: Cocke-Younger-Kasami algoritmus.



Gramatika

$G = (\{S, A, L, R\}, \{(\cdot)\}, P, S)$:

Example 7.13 (CYK algoritmus).

$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow LR|SS|LA \\ A \rightarrow SR \\ L \rightarrow (\\ R \rightarrow) \end{array} \right\}$$

Tabulku vyplňujeme odspodu:

$\{S\}$					
$\{\}$	$\{A\}$				
$\{\}$	$\{S\}$	$\{\}$			
$\{\}$	$\{\}$	$\{\}$	$\{A\}$		
$\{\}$	$\{S\}$	$\{\}$	$\{S\}$	$\{\}$	
$\{L\}$	$\{L\}$	$\{R\}$	$\{L\}$	$\{R\}$	$\{R\}$
$($	$($	$)$	$($	$)$	$)$

Cocke-Younger-Kasami algoritmus náležení slova do CFL

Algorithm: CYK algoritmus, v čase $O(n^3)$

- Mějme gramatiku v ChNF $G = (V, T, P, S)$ pro jazyk L a slovo $w = a_1a_2 \dots a_n \in T^*$.
- Vytvoříme trojúhelníkovou tabulku (vpravo),

– horizontální osa je w

– X_{ij} jsou množiny netermínálů A takových, že $A \Rightarrow^* a_i a_{i+1} \dots a_j$.

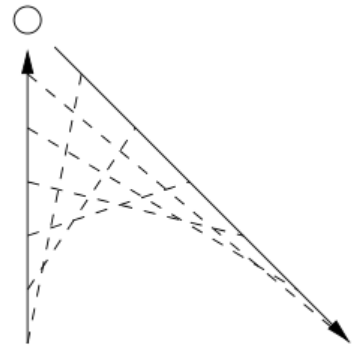
Základ: $X_{ii} = \{A; A \rightarrow a_i \in P\}$

Indukce: $X_{ij} = \{A \rightarrow BC; B \in X_{ik}, C \in X_{k+1,j}\}$

- Vyplňujeme tabulku zdola nahoru.

Theorem 7.3 (CYK). Slovo w patří do jazyka gramatiky G právě když je v CYK algoritmu $S \in X_{1,n}$.

Obecný příklad CYK



Example 7.14 (CYK algoritmus). Uvažujme gramatiku
 $G = (\{S, A, B, C\}, \{a, b\}, P, S)$: $P =$
 $\left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow AB|BC \\ A \rightarrow BA|a \\ B \rightarrow CC|b \\ C \rightarrow AB|a \end{array} \right\}$.

Pravidla pozpátku:

$AB \rightarrow \{S, C\}$
 $BA \rightarrow \{A\}$
 $BC \rightarrow \{S\}$
 $CC \rightarrow \{B\}$
 $b \rightarrow \{B\}$
 $a \rightarrow \{A, C\}$

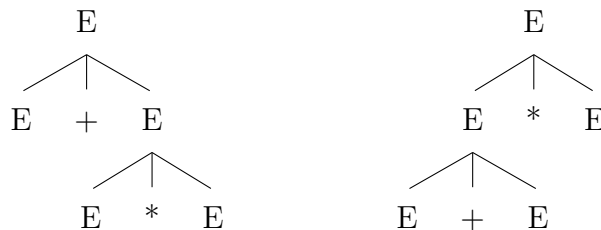
Tabulku vyplňujeme odspodu:

$\{S, A, C\}$				
-	$\{S, A, C\}$			
-	$\{B\}$	$\{B\}$		
$\{S, A\}$	$\{B\}$	$\{S, C\}$	$\{S, A\}$	
$\{B\}$	$\{A, C\}$	$\{A, C\}$	$\{B\}$	$\{A, C\}$
b	a	a	b	a

Víceznačnost gramatik

$E \Rightarrow E + E \Rightarrow E + E * E$ $E \Rightarrow E * E \Rightarrow E + E * E$

Dvě derivace téhož výrazu:



- Rozdíl je důležitý, vlevo $1 + (2 * 3) = 7$, vpravo $(1 + 2) * 3 = 9$.
- Tato gramatika může být modifikovaná na jednoznačnou.

Example 7.15. Různé derivace mohou reprezentovat stejný derivační strom, pak není problém.

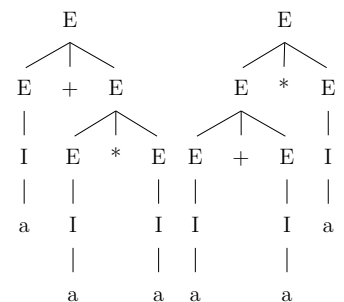
1. $E \Rightarrow E + E \Rightarrow I + E \Rightarrow a + E \Rightarrow a + I \Rightarrow a + b$
2. $E \Rightarrow E + E \Rightarrow E + I \Rightarrow I + I \Rightarrow I + b \Rightarrow a + b$.

Definition 7.6 (Jednoznačnost a víceznačnost CFG).

Bezkontextová gramatika $G = (V, T, P, S)$ je **víceznačná** pokud existuje aspoň jeden řetězec $w \in T^*$ pro který můžeme najít dva různé derivační stromy, oba s kořenem S dávající slovo w .

- V opačném případě nazýváme gramatiku **jednoznačnou**.
- Bezkontextový jazyk L je **jednoznačný**, jestliže existuje jednoznačná CFG G tak, že $L = L(G)$.
- **Bezkontextový jazyk L je (podstatně) nejednoznačný**, jestliže každá CFG G taková, že $L = L(G)$, je nejednoznačná. Takovému jazyku říkáme i **víceznačný**.

Example 7.16 (nejednoznačnost CFG). Dva derivační stromy dávající $a + a * a$ ukazující víceznačnost gramatiky.



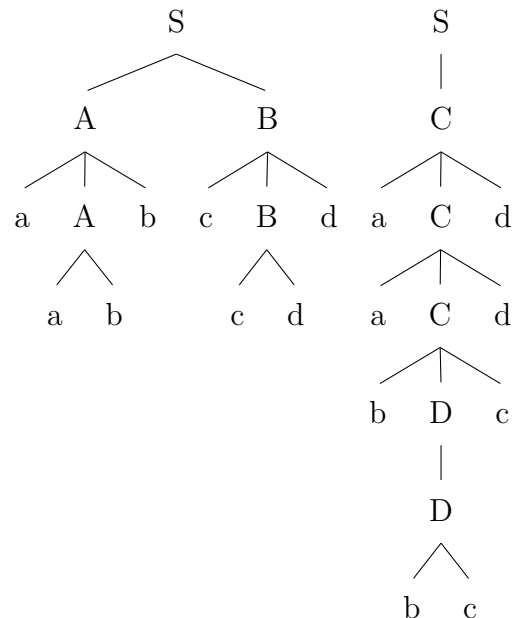
Příklad víceznačného jazyka

Example 7.17 (Víceznačný jazyk). Příklad víceznačného jazyka:

$$L = \{a^n b^n c^m d^m \mid n \geq 1, m \geq 1\} \cup \{a^n b^m c^m d^n \mid n \geq 1, m \geq 1\}.$$

1. $S \rightarrow AB|C$
2. $A \rightarrow aAb|ab$
3. $B \rightarrow cBd|cd$
4. $C \rightarrow aCd|aDd$
5. $D \rightarrow bDc|bc$.

Jakákoli gramatika pro daný jazyk bude generovat pro některá slova typu $a^n b^n c^n d^n$ dva různé derivační stromy.



Odstanění víceznačnosti gramatiky

- Neexistuje algoritmus, který nám řekne, zda je daná gramatika víceznačná.
- Existují bezkontextové jazyky, pro které neexistuje jednoznačná bezkontextová gramatika, pouze víceznačné CFG.
- Existují určitá doporučení pro odstranění víceznačnosti.

Víceznačnost má různé příčiny:

- Není respektovaná priorita operátorů.
- Posloupnost identických operátorů lze shlukovat zleva i zprava.
- $S \rightarrow \text{if then } S \text{ else } S \mid \text{if then } S \mid \epsilon$

slovo 'if then if then else' má dva významy

'if then (if then else)' nebo 'if then (if then) else'

Řešení:

- syntaktická chyba (Algol 60)
- else patří k bližšímu if (preference pořadí pravidel)
- závorky begin-end, odsazení v Python (asi nejčistší řešení).

Vynucení priority

Řešením je zavést více různých proměnných, každou pro jednu úroveň 'priority'.

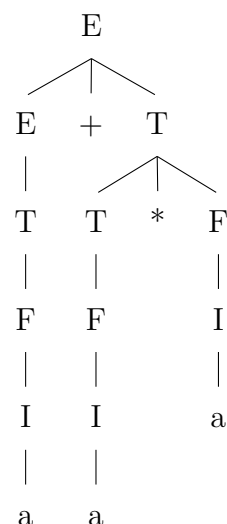
Konkrétně:

- **Faktor** je výraz který nesmí rozdělit žádný operátor.
 - identifikátory
 - výraz v závorkách
- **Term** je výraz, který nemůže rozdělit operátor +.
- **Výraz** může být rozdělen * i +.

Jednoznačná gramatika pro výrazy:

1. $I \rightarrow a|b|Ia|Ib|I0|I1$
2. $F \rightarrow I|(E)$
3. $T \rightarrow F|T * F$
4. $E \rightarrow T|E + T$.

Jediný derivační strom pro $a + a * a$.



Jednoznačnost a kompilátory

Kompilace výrazu (zásobník na mezivýsledky + dva registry):

- (1) $E \rightarrow E + T$... pop r1; pop r2; add r1,r2; push r2
- (2) $E \rightarrow T$
- (3) $T \rightarrow T * F$... pop r1; pop r2; mul r1,r2; push r2
- (4) $T \rightarrow F$
- (5) $F \rightarrow (E)$
- (6) $F \rightarrow a$... push a

- 'a+a*a' získáme postupnou aplikací pravidel 1,2,4,6,3,4,6,6
- posloupnost obrátíme a vybereme pouze pravidla generující kód

6,6,3,6,1

- nyní nahradíme pravidla příslušným kódem

push a; push a; pop r1; pop r2; mul r1,r2; push r2; push a; pop r1; pop r2; add r1,r2; push r2

Shrnutí

- Gramatiky
 - obecné
 - kontextové
 - bezkontextové
 - regulární, pravé lineární
- jazyk gramatiky, derivace, derivace dává slovo, derivační strom (pro bezkontextové gramatiky), ekvivalentní gramatiky
- ne každá lineární gramatika má ekvivalentní pravou lineární
- bezkontextové gramatiky
- jednoznačné a (podstatně) víceznačné gramatiky.

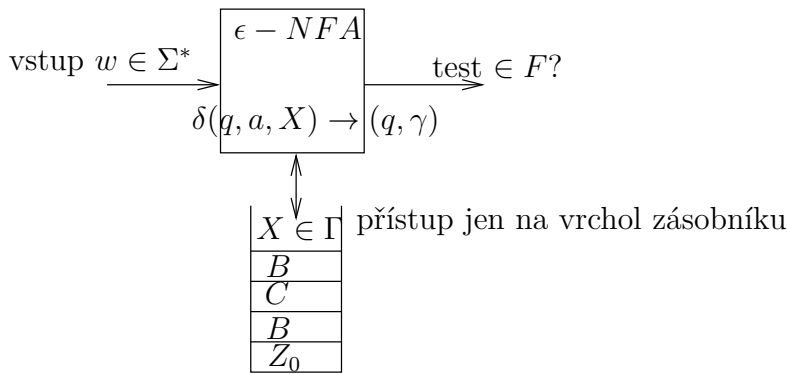


Figure 7: Zásobníkový automat.

8 Zásobníkové automaty, Deterministické PDA

Zásobníkové automaty

- Zásobníkové automaty jsou rozšířením ϵ -NFA nedeterministických konečných automatů s ϵ přechody.
- Přidanou věcí je **zásobník**. Má vlastní abecedu Γ .
- V každém kroku vidíme horní písmeno zásobníku (zde X), můžeme dát navrch libovolný konečný počet znaků $\gamma \in \Gamma^*$.
- Může si pamatovat neomezené množství informace.
- Deterministické zásobníkové automaty přijímají jen vlastní podmnožinu bezkontextových jazyků.

Zásobníkový automat (PDA)

Definition 8.1 (Zásobníkový automat (PDA)). Zásobníkový automat (PDA) je $P = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$, kde

Q konečná množina stavů

Σ neprázdná konečná množina vstupních symbolů

Γ neprázdná konečná zásobníková abeceda

δ přechodová funkce $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \times \Gamma \rightarrow P_{FIN}(Q \times \Gamma^*)$, $\delta(p, a, X) \ni (q, \gamma)$

kde q je nový stav a γ je řetězec zásobníkových symbolů, který nahradí X na vrcholu zásobníku

$q_0 \in Q$ počáteční stav

$Z_0 \in \Gamma$ Počáteční zásobníkový symbol. Víc na začátku na zásobníku není.

F Množina přijímajících (koncových) stavů; může být nedefinovaná.

V jednom časovém kroku zásobníkový automat:

- Přečte na vstupu žádný nebo jeden symbol. (ϵ přechody pro prázdný vstup.)
- Přejde do nového stavu.
- Nahradí symbol na vrchu zásobníku libovolným řetězcem (ϵ odpovídá samotnému pop, jinak následuje push jednoho nebo více symbolů).

Example 8.1. Zásobníkový automat pro jazyk: $L_{ww^R} = \{ww^R | w \in (0+1)^*\}$.

PDA přijímající L_{ww^R} :

- Start q_0 reprezentuje odhad, že ještě nejsme uprostřed.
- V každém kroku nedeterministicky hádáme;
 - Zůstat q_0 (ještě nejsme uprostřed).
 - Přejít ϵ přechodem do q_1 (už jsme viděli střed).
- V q_0 , přečte vstupní symbol a dá (push) ho na zásobník
- V q_1 , srovná vstupní symbol s vrcholem zásobníku
 - pokud se shodují, přečte vstupní symbol a umaže (pop) vrchol zásobníku
- Když vyprázdníme zásobník, přijmeme vstup, který jsme doteď přečetli.

PDA pro L_{ww^R}

Example 8.2 (PDA pro L_{ww^R}). PDA pro L_{ww^R} můžeme popsat $P_{da} = (\{q_0, q_1, q_2\}, \{0, 1\}, \{0, 1, Z_0\}, \delta, q_0, Z_0, \{q_2\})$

kde δ je definovaná:	$\delta(q_0, 0, Z_0) = \{(q_0, 0Z_0)\}$	Ulož vstup na zásobník, startovní symbol tam nech
	$\delta(q_0, 1, Z_0) = \{(q_0, 1Z_0)\}$	
	$\delta(q_0, 0, 0) = \{(q_0, 00)\}$	Zůstaň v q_0 , přečti vstup a dej ho na zásobník
	$\delta(q_0, 0, 1) = \{(q_0, 01)\}$	
	$\delta(q_0, 1, 0) = \{(q_0, 10)\}$	
	$\delta(q_0, 1, 1) = \{(q_0, 11)\}$	
	$\delta(q_0, \epsilon, Z_0) = \{(q_1, Z_0)\}$	ϵ přechod q_1 bez změny zásobníku (a vstupu)
	$\delta(q_0, \epsilon, 0) = \{(q_1, 0)\}$	
	$\delta(q_0, \epsilon, 1) = \{(q_1, 1)\}$	
	$\delta(q_1, 0, 0) = \{(q_1, \epsilon)\}$	stav q_1 srovná vstupní symbol a vrchol zásobníku
	$\delta(q_1, 1, 1) = \{(q_1, \epsilon)\}$	
	$\delta(q_1, \epsilon, Z_0) = \{(q_2, Z_0)\}$	našli jsme ww^R a jdeme do přijímajícího stavu

Grafická notace PDA's

Definition 8.2 (Přechodový diagram pro zásobníkový automat). **Přechodový diagram pro zásobníkový automat** obsahuje:

- Uzly, které odpovídají stavům PDA.
- Šipka 'odnikud' ukazuje počáteční stav, dvojité kruhy označují přijímající stavy.
- hrana odpovídá přechodu PDA. Hrana označená $a, X \rightarrow \alpha$ ze stavu p do q znamená $\delta(p, a, X) \ni (q, \alpha)$
- Konvence je, že počáteční symbol zásobníku značíme Z_0 .

Anotace hrany:

vstupní_znak, zásobníkový_znak $\rightarrow$ push_řetězec

$0, Z_0 \rightarrow 0Z_0$

$1, Z_0 \rightarrow 1Z_0$

$0, 0 \rightarrow 00$

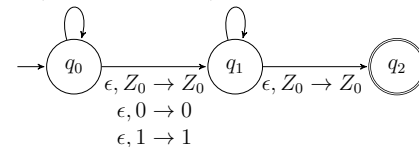
$0, 1 \rightarrow 01$

$1, 0 \rightarrow 10$

$1, 1 \rightarrow 11$

$0, 0 \rightarrow \epsilon$

$1, 1 \rightarrow \epsilon$



Notace zásobníkových automatů

$a, b, c, *, +, 1, (,)$	symboly vstupní abecedy
p, q, r	stavy
u, v, w, x, y, z	řetězce vstupní abecedy
X, Y, E, I, S	zásobníkové symboly
α, β, γ	řetězce zásobníkových symbolů

Example 8.3 (Notace).

- Narozdíl od gramatik může vstupní a zásobníková abeceda obsahovat stejné symboly.
- Vyhýbáme se stejným názvům stavů jako jsou písmena kterékoli z abeced.

Definition 8.3 (Konfigurace zásobníkového automatu). **Konfiguraci** zásobníkového automatu reprezentujeme trojicí (q, w, γ) , kde

q je stav

w je zbývající vstup a

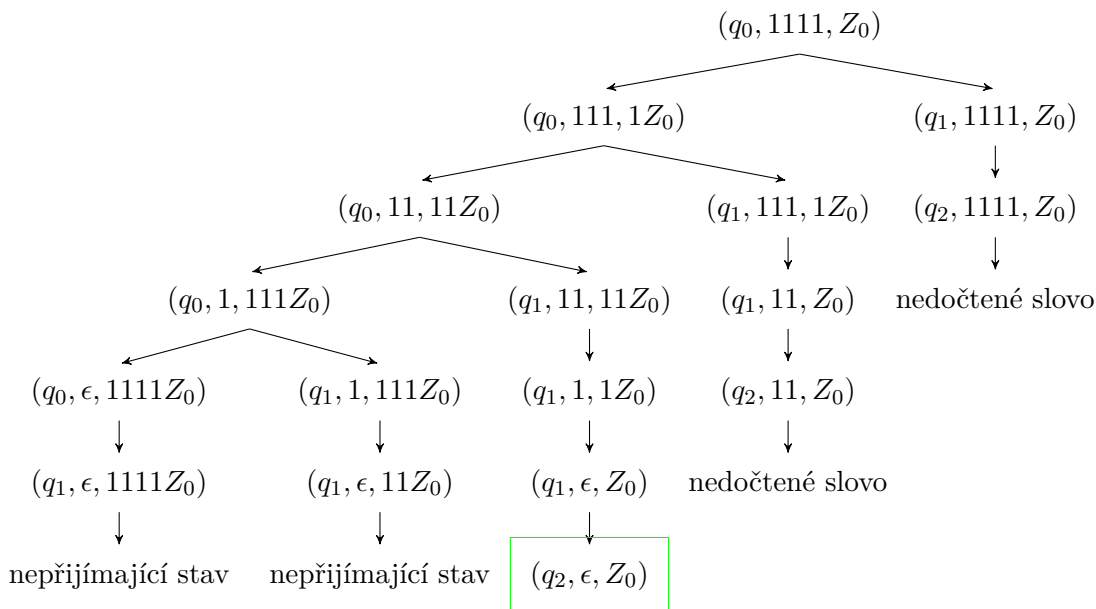
γ je obsah zásobníku (vrch zásobníku je vlevo).

konfiguraci značíme zkratkou **(ID)** z anglického **instantaneous description (ID)**.

Definition 8.4 ($\vdash, \vdash^*$ posloupnosti konfigurací). Mějme PDA $P_{da} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$. Mějme stavy $p, q \in Q$, $a \in (\Sigma \cup \{\epsilon\})$, $X \in \Gamma$, $\alpha \in \Gamma^*$ a instrukci $\delta(p, a, X) \ni (q, \alpha)$. Pak říkáme, že

- konfigurace $(p, aw, X\beta)$ **bezprostředně vede** na konfiguraci $(q, w, \alpha\beta)$,
 - Značíme $(p, aw, X\beta) \vdash (q, w, \alpha\beta)$.
- **konfigurace I vede na konfiguraci J** $I \vdash_P^* J$ a $I \vdash^* J$ používáme na označení nuly a více kroků zásobníkového automatu, t.j.
 - $I \vdash^* I$ pro každou konfiguraci I
 - $I \vdash^* J$ pokud existuje konfigurace K tak že $I \vdash K$ a $K \vdash^* J$.

konfigurace zásobníkového automatu na vstup 1111



Jazyky zásobníkových automatů

Definition 8.5 (Jazyk přijímaný koncovým stavem, prázdným zásobníkem). Mějme zásobníkový automat $P_{da} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$. Pak $L(P_{da})$, **jazyk přijímaný (akceptovaný) koncovým stavem** je

$$L(P_{da}) = \{w \mid (q_0, w, Z_0) \vdash_{P_{da}}^* (q, \epsilon, \alpha) \text{ pro nějaké } q \in F \text{ a libovolný řetězec } \alpha \in \Gamma^*; w \in \Sigma^*\}.$$

jazyk přijímaný prázdným zásobníkem $N(P_{da})$ definujeme

$N(P_{da}) = \{w \mid (q_0, w, Z_0) \vdash_{P_{da}}^* (q, \epsilon, \epsilon) \text{ pro libovolné } q \in Q; w \in \Sigma^*\}.$

- Protože je množina přijímajících stavů F nerelevantní, může se vynechat a PDA je šestice $P_{da} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0).$

Example 8.4. Zásobníkový automat z předchozího příkladu přijímá L_{wwr} koncovným stavem.

Example 8.5. $P'_{da} \equiv P_{da}$ z předchozího příkladu, jen změním instrukci, aby umazala poslední symbol $\delta(q_1, \epsilon, Z_0) = \{(q_2, Z_0)\}$ nahradíme $\delta(q_1, \epsilon, Z_0) = \{(q_2, \epsilon)\}$ Nyní $L(P'_{da}) = N(P'_{da}) = L_{wwr}.$

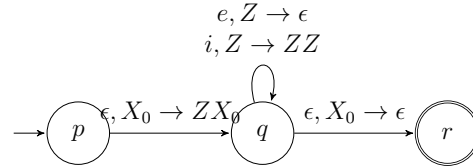
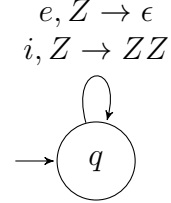
Příklad If-Else (If-else přijímané prázdným zásobníkem). Následující zásobníkový automat zastaví při první chybě na if (i) a else (e), máme-li více else než if.

$P_N = (\{q\}, \{i, e\}, \{Z\}, \delta_N, q, Z)$ kde

- $\delta_N(q, i, Z) = \{(q, ZZ)\}$ push
- $\delta_N(q, e, Z) = \{(q, \epsilon)\}$ pop

Example 8.7 (Přijímání koncovým stavem). $P_F = (\{p, q, r\}, \{i, e\}, \{Z, X_0\}, \delta_F, p, X_0, \{r\})$ kde

- $\delta_F(p, \epsilon, X_0) = \{(q, ZX_0)\}$ start
- $\delta_F(q, i, Z) = \{(q, ZZ)\}$ push
- $\delta_F(q, e, Z) = \{(q, \epsilon)\}$ pop
- $\delta_F(q, \epsilon, X_0) = \{(r, \epsilon)\}$ přijmi



Nečtený vstup a dno zásobníku P neovlivní výpočet

Lemma 8.1. Mějme PDA $P_{da} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ a $(p, u, \alpha) \vdash_{P_{da}}^* (q, v, \beta)$. Potom pro libovolné slovo $w \in \Sigma^*$ and $\gamma \in \Gamma^*$ platí: $(p, uw, \alpha\gamma) \vdash_{P_{da}}^* (q, vw, \beta\gamma)$.

Speciálně pro $\gamma = \epsilon$ a/nebo $w = \epsilon$.

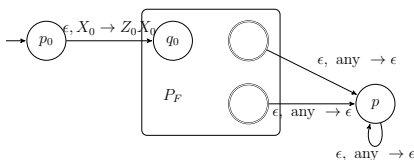
Proof. Indukcí podle počtu konfigurací mezi $(p, uw, \alpha\gamma)$ a $(q, vw, \beta\gamma)$. Každý krok $(p, u, \alpha) \vdash_{P_{da}}^* (q, v, \beta)$ je určen bez w a/nebo γ . Proto je možný i se symboly na konci vstupu / dně zásobníku. $\square$

Lemma 8.2. Pro PDA $P_{da} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ a $(p, uw, \alpha) \vdash_{P_{da}}^* (q, vw, \beta)$ platí $(p, u, \alpha) \vdash_{P_{da}}^* (q, v, \beta)$.

Remark Pro zásobník ale obdoba neplatí. PDA může zásobníkové symboly γ použít a zase je tam naskládat (push). $L = \{0^i 1^i 0^j 1^j\}$, konfigurace $(p, 0^{i-j} 1^i 0^j 1^j, 0^j Z_0) \vdash^* (q, 1^j, 0^j Z_0)$, mezitím vyčistíme zásobník k Z_0 .

Od přijímajícího stavu k prázdnému zásobníku

Lemma 8.3 (Od přijímajícího stavu k prázdnému zásobníku). Mějme $L = L(P_F)$ pro nějaký PDA $P_F = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta_F, q_0, Z_0, F)$. Pak existuje PDA P_N takový, že $L = N(P_N)$.



Proof:

Nechť $P_N = (Q \cup \{p_0, p\}, \Sigma, \Gamma \cup \{X_0\}, \delta_N, p_0, X_0)$, kde

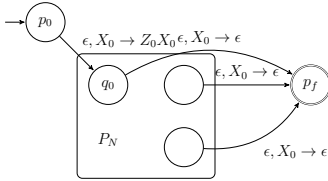
- $\delta_N(p_0, \epsilon, X_0) = \{(q_0, Z_0 X_0)\}$ start
- $\forall (q \in Q, a \in \Sigma \cup \{\epsilon\}, Y \in \Gamma) \delta_N(q, a, Y) = \delta_F(q, a, Y)$ simulujeme
- $\forall (q \in F, Y \in \Gamma \cup \{X_0\}), \delta_N(q, \epsilon, Y) \ni (p, \epsilon)$ přijmout pokud P_F přijímá,
- $\forall (Y \in \Gamma \cup \{X_0\}), \delta_N(p, \epsilon, Y) = \{(p, \epsilon)\}$ vyprázdnit zásobník.

Pak $w \in N(P_N)$ iff $w \in L(P_F)$. $\square$

Od prázdného zásobníku ke koncovému stavu

Proof:

Lemma 8.4 (Od prázdného zásobníku ke koncovému stavu). Pokud $L = N(P_N)$ pro nějaký PDA $P_N = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta_N, q_0, Z_0)$, pak existuje PDA P_F takový, že $L = L(P_F)$.



$$P_F = (Q \cup \{p_0, p_f\}, \Sigma, \Gamma \cup \{X_0\}, \delta_F, p_0, X_0, \{p_f\})$$

kde δ_F je

- $\delta_F(p_0, \epsilon, X_0) = \{(q_0, Z_0 X_0)\}$ (start).
- $\forall (q \in Q, a \in \Sigma \cup \{\epsilon\}, Y \in \Gamma), \delta_F(q, a, Y) = \delta_N(q, a, Y)$.
- Navíc, $\delta_F(q, \epsilon, X_0) \ni (p_f, \epsilon)$ pro každý $q \in Q$.

Chceme ukázat $w \in N(P_N)$ iff $w \in L(P_F)$.

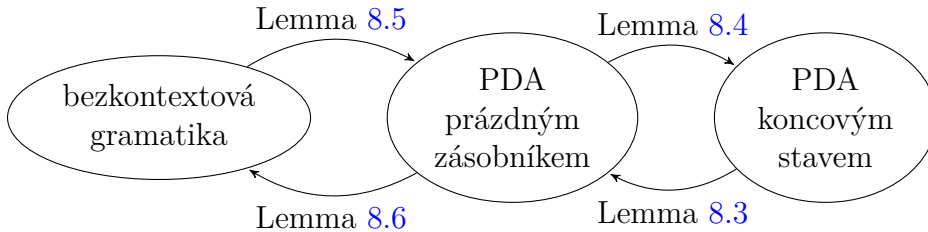
- (If) P_F přijímá následovně: $(p_0, w, X_0) \vdash_{P_F} (q_0, w, Z_0 X_0) \vdash_{P_F=N_F}^* (q, \epsilon, X_0) \vdash_{P_F} (p_f, \epsilon, \epsilon)$.
- (Only if) Do p_f nelze dojít jinak než předchozím bodem. $\square$

Ekvivalence jazyků rozpoznávaných zásobníkovými automaty a bezkontextových jazyků

Theorem 8.1 (!L(CFG), L(PDA), N(PDA)). Následující tvrzení jsou ekvivalentní:

- Jazyk L je bezkontextový, tj. generovaný bezkontextovou gramatikou.
- Jazyk L je přijímaný nějakým zásobníkovým automatem koncovým stavem.
- Jazyk L je přijímaný nějakým zásobníkovým automatem prázdným zásobníkem.

Důkaz bude veden směry dle následujícího obrázku.



Od bezkontextové gramatiky k zásobníkovému automatu

Algorithm: Konstrukce PDA z CFG G

Mějme CFG gramatiku $G = (V, T, P, S)$.

Konstruujeme PDA $P = (\{q\}, T, V \cup T, \delta, q, S)$.

- (1) Pro neterminály $A \in V$, $\delta(q, \epsilon, A) = \{(q, \beta) \mid A \rightarrow \beta \text{ je pravidlo } G\}$.
- (2) pro každý terminál $a \in T$, $\delta(q, a, a) = \{(q, \epsilon)\}$.

Example 8.8. Konvertujeme gramatiku: $G = (\{E, I\}, \{a, b, 0, 1, (,), +, *\}, \{I \rightarrow a|b|Ia|Ib|I0|I1, E \rightarrow I|E * E|E + E|(E)\}, E)$. Množina vstupních symbolů PDA je $\Sigma = \{a, b, 0, 1, (,), +, *\}$, $\Gamma = \Sigma \cup \{I, E\}$, přechodová funkce δ :

- $\delta(q, \epsilon, I) = \{(q, a), (q, b), (q, Ia), (q, Ib), (q, I0), (q, I1)\}$.
- $\delta(q, \epsilon, E) = \{(q, I), (q, E * E), (q, E + E), (q, (E))\}$.
- $\forall s \in \Sigma$ je $\delta(q, s, s) = \{(q, \epsilon)\}$, např. $\delta(q, +, +) = \{(q, \epsilon)\}$.

Jinak je δ prázdná.

CFG a PDA

Lemma 8.5 (Přijímání prázdným zásobníkem ze CFG). Pro PDA P_{da} konstruovaný z CFG G algoritmem výše je $N(P) = L(G)$.

- (1) Pro neterminály $A \in V$, $\delta(q, \epsilon, A) = \{(q, \beta) | A \rightarrow \beta \text{ je pravidlo } G\}$.
- (2) pro každý terminál $a \in T$, $\delta(q, a, a) = \{(q, \epsilon)\}$.

- Levá derivace: $E \Rightarrow E * E \Rightarrow I * E \Rightarrow a * E \Rightarrow a * I \Rightarrow a * b$
- Posloupnost konfigurací: $(q, a * b, E) \vdash (q, a * b, E * E) \vdash (q, a * b, I * E) \vdash (q, a * b, a * E) \vdash (q, *b, *E) \vdash (q, b, E) \vdash (q, b, I) \vdash (q, b, b) \vdash (q, \epsilon, \epsilon)$

Pozorování:

- Kroky derivace simuluje PDA ϵ přepisy zásobníku
- odmazávaný vstup u PDA v derivaci zůstává až do konce
- až PDA vymaže terminály, pokračuje v přepisech.

CFG a PDA

$w \in N(P_{da}) \Leftarrow w \in L(G)$. Necht $w \in L(G)$, w má levou derivaci $S = \gamma_1 \xRightarrow{lm} \gamma_2 \xRightarrow{lm} \dots \xRightarrow{lm} \gamma_n = w$.

Indukcí podle i dokážeme $(q, w, S) \vdash_P^* (q, v_i, \alpha_i)$, kde $\gamma_i = u_i \alpha_i$ je levá sentenciální forma a $u_i v_i = w$.

- Pokud γ_i obsahuje pouze terminály, $\gamma_i = u_i \alpha_i = w = u_i v_i$, tedy $\alpha_i = v_i$ a pravidly typu (2) vyprázdníme vstup i zásobník.
- Každá nekoncová sentenciální forma γ_i může být zapsaná $u_i A \alpha_i$,

A nejlevější neterminál, u_i řetězec terminálů

- indukční předpoklad nás dovedl do konfigurace $(q, v_i, A \alpha_i)$, $w = u_i v_i$
- Pro $\gamma_i \xRightarrow{lm} \gamma_{i+1}$ bylo použito pravidlo $(A \rightarrow \beta) \in P$
- PDA nahradí A na zásobníku β , přejde na konfiguraci $(q, v_i, \beta \alpha_i)$.
- odstraňme všechny terminály $v \in \Sigma^*$ zleva $\beta \alpha$ porovnáváním se vstupem

$$- v_i = v v_{i+1} \text{ a zároveň } \beta \alpha = v \alpha_{i+1}$$

- přešli jsme do nové konfigurace $(q, v_{i+1}, \alpha_{i+1})$ a iterujeme.

□

Dokazujeme: Pokud $(q, u, A) \vdash_P^* (q, \epsilon, \epsilon)$, tak $A \xRightarrow{G}^* u$.
Indukcí podle počtu kroků P_{da} .

- $n = 1$ kroků:

- $a \in \Sigma$, přechod $\delta(q, a, a) \ni (q, \epsilon)$, v derivaci žádný krok,
- $A \in \Gamma$, přechod $\delta(q, \epsilon, A) \ni (q, \epsilon)$ pro pravidlo gramatiky $(A \rightarrow \epsilon) \in G$.

$w \in N(P_{da}) \Rightarrow w \in L(G)$.

- $n > 1$ kroků;

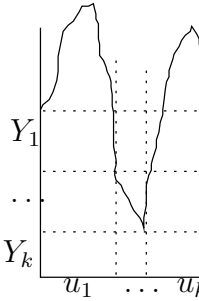
- První krok typu (2) – terminály, nerozšiřujeme derivaci.
- První krok typu (1), A nahrazeno $Y_1 Y_2 \dots Y_k$ z pravidla $A \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k$.

Rozdělíme $u = u_1 u_2 \dots u_k$:

* čtením symbolu Y_i skončilo slovo u_{i-1} a začíná u_i .

Použijeme indukční hypotézu na každé $i = 1, \dots, k$:
 $(q, u_i u_{i+1} \dots u_k, Y_i) \vdash^* (q, u_{i+1} \dots u_k, \epsilon)$ a dostaneme
 $Y_i \Rightarrow^* u_i$.

Dohromady $A \Rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k \Rightarrow^* u_1 Y_2 \dots Y_k \Rightarrow^* \dots \Rightarrow^* u_1 u_2 \dots u_k$.



□

Příklad: Od zásobníkového automatu ke gramatice

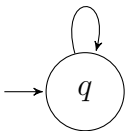
Example 8.9. Převedme PDA $P_N = (\{q\}, \{i, e\}, \{Z\}, \delta_N, q, Z)$ na obrázku na gramatiku.

- Neterminály gramatiky budou $V = \{S, [qZq]\}$ nový start a jediná trojice P_N .
- Pravidla:

- $S \rightarrow [qZq]$.
- $[qZq] \rightarrow e$
- $[qZq] \rightarrow i[qZq][qZq]$.

Můžeme nahradit trojici $[qZq]$ symbolem A a dostaneme: $S \rightarrow A \quad A \rightarrow iAA|e$. Protože A a S odvozují přesně stejné řetězce, můžeme je ztotožnit: $G = (\{S\}, \{i, e\}, \{S \rightarrow iSS|e\}, S)$.

$e, Z \rightarrow \epsilon$
 $i, Z \rightarrow ZZ$

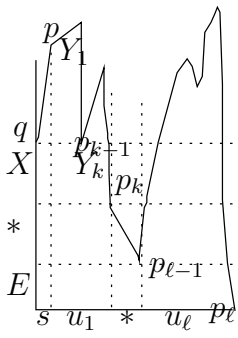


Od zásobníkového automatu ke gramatice CFG

- Zásobní automat bere *jeden* symbol ze zásobníku. Stav před a po kroku může být různý.
- Neterminály gramatiky budou složené symboly $[qXp]$, PDA vyšel z q , vzal X a přešel do p ;

a zavedeme nový počáteční symbol S .

Lemma 8.6 (Gramatika pro PDA). Mějme PDA $P = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0)$. Pak existuje bezkontextová gramatika G taková, že $L(G) = N(P)$.



Pravidla definujeme:

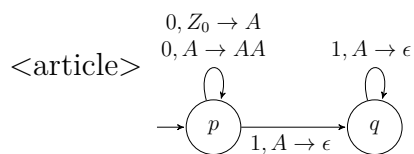
- $\forall p \in Q: S \rightarrow [qZ_0p]$, tj. uhodni koncový stav a spust PDA na $(q_0, w, Z_0) \vdash^* (p, \epsilon, \epsilon)$.
- Pro všechny dvojice $(p, Y_1Y_2 \dots Y_k) \in \delta(q, s, X)$, $s \in \Sigma \cup \{\epsilon\}$, $\forall p_1, \dots, p_{k-1} \in Q$ vytvoř pravidlo

$$[qXp_k] \rightarrow s[pY_1p_1][p_1Y_2p_2] \dots [p_{k-1}Y_kp_k]$$

- spec. pro $(p, \epsilon) \in \delta(q, a, A)$ vytvoř $[qAp] \rightarrow a$.

Proof. Pro $w \in \Sigma^*$ dokazujeme $[qXp] \Rightarrow^* w$ právě když $(q, w, X) \vdash^* (p, \epsilon, \epsilon)$ indukcí v obou směrech (počet kroků PDA, počet kroků derivace.) $\square$

	δ	Pravidla	
		$S \rightarrow [pZ_0p][pZ_0q]$	(1)
	$\delta(p, 0, Z_0) \ni (p, A)$	$[pZ_0p] \rightarrow 0[pAp]$	(2)
		$[pZ_0q] \rightarrow 0[pAq]$	(3)
<i>Example 8.10</i> ($\{0^n 1^n; n > 0\}$).	$\delta(p, 0, A) \ni (p, AA)$	$[pAp] \rightarrow 0[pAp][pAp]$	(4)
		$[pAp] \rightarrow 0[pAq][qAp]$	(5)
		$[pAq] \rightarrow 0[pAp][pAq]$	(6)
		$[pAq] \rightarrow 0[pAq][qAq]$	(7)
	$\delta(p, 1, A) \ni (q, \epsilon)$	$[pAq] \rightarrow 1$	(8)
	$\delta(q, 1, A) \ni (q, \epsilon)$	$[qAq] \rightarrow 1$	(9)



Derivace 0011 $S \Rightarrow^{(1)} [pZ_0q] \Rightarrow^{(3)} 0[pAq] \Rightarrow^{(7)} 00[pAq][qAq] \Rightarrow^{(8)} 001[qAq] \Rightarrow^{(9)} 0011$

Shrnutí

- Zásobníkový automat PDA je ϵ -NFA automat rozšířený o zásobník, potenciálně nekonečnou paměť
 - a zásobníkovou abecedu, počáteční zásobníkový symbol, přechodová funkce čte a píše na zásobník, píše i řetězec
- Přijímání koncovým stavem a prázdným zásobníkem, pro nedeterministické PDA přijímají stejnou třídu jazyků
- a to bezkontextové jazyky, generované bezkontextovými gramatikami.

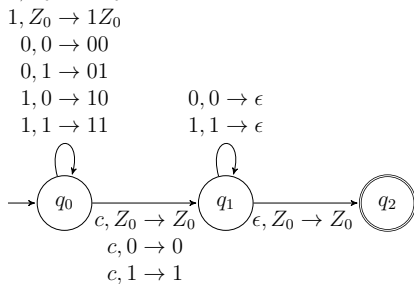
Deterministický zásobníkový automat (DPDA)

Definition 8.6 (Deterministický zásobníkový automat (DPDA)). Zásobníkový automat $P = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, L)$ je **deterministický** PDA právě když platí zároveň:

- $\delta(q, a, X)$ je nejvýše jednoprvková $\forall (q, a, X) \in Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \times \Gamma$.
- Je-li $\delta(q, a, X)$ neprázdná pro nějaké $a \in \Sigma$, pak $\delta(q, \epsilon, X)$ musí být prázdná.

Example 8.11 (Det. PDA přijímající L_{wcr}). • Jazyk L_{wcr} palindromů je bezkontextový, ale nemá přijímající deterministický zásobníkový automat.

- Druhá podmínka zaručuje, že nebude volba mezi ϵ přechodem a čtením vstupního symbolu.
- Vložením středové značky c do $L_{wcr} = \{wcr^R | w \in (0+1)^*\}$ dostaneme jazyk rozpoznatelný DPDA.



Regulární jazyky, DPDA's

$$RL \subsetneq L_{DPDA} \subsetneq L_{PDA} = CFL = N_{PDA} \supsetneq N_{DPDA}.$$

Theorem 8.2. Necht L je regulární jazyk, pak $L = L(P)$ pro nějaký DPDA P .

Proof. DPDA může simulovat deterministický konečný automat a ignorovat zásobník. (nechat tam Z_0). $\square$

Lemma. Jazyk L_{wcr} je přijímaný DPDA ale není regulární.

Důkaz neregularity z pumping lemmatu na slovo $0^n c 0^n$.
Example 8.12. Jazyk $L_{abb} = \{a^i b^i | i \in \mathbb{N}\} \cup \{a^i b^{2i} | i \in \mathbb{N}\}$ je bezkontextový, ale není přijímaný žádným deterministickým zásobníkovým automatem.

Proof. • SPOREM: Předpokládejme, že existuje deterministický PDA M přijímající jazyk L_{abb} .

- Vytvoříme dvě kopie, M_1 a M_2 , odpovídající si uzly budeme nazývat sourozenci.
- Zkonstruuje nový automat:
 - Počátečním stavem bude počáteční stav M_1
 - koncovými stavy budou koncové stavy M_2
 - přechody z koncových stavů M_1 $\delta(p, b, X) = (q, X)$
 - * přesměrujeme do sourozenců q v M_2 a přejmenujeme b na c
 - v automatu M_2 hrany označené b přeznačíme na c .
- Výsledný automat přijímá $\{a^i b^i c^i | i \in \mathbb{N}\}$ protože
 - M je deterministický, nemá jinou cestu, tj. i ve slově $a^i b^{2i}$ musel jít začátek stejně a pak číst b^i , nyní c^i ,
- o $\{a^i b^i c^i | i \in \mathbb{N}\}$ víme, že není bezkontextový, tj. deterministický M nemůže existovat.

$\square$

Bezprefixové jazyky

Definition 8.7 (bezprefixové jazyky). Říkáme, že jazyk $L \subset \Sigma^*$ je **bezprefixový** pokud neexistují slova $u, v \in L$ a $z \in \Sigma^+$ tak, že $u = vz$. Tj. pro žádná slova jazyka u, v není vlastní v **prefix** u .

Example 8.13. • Jazyk L_{wcur} je bezprefixový.

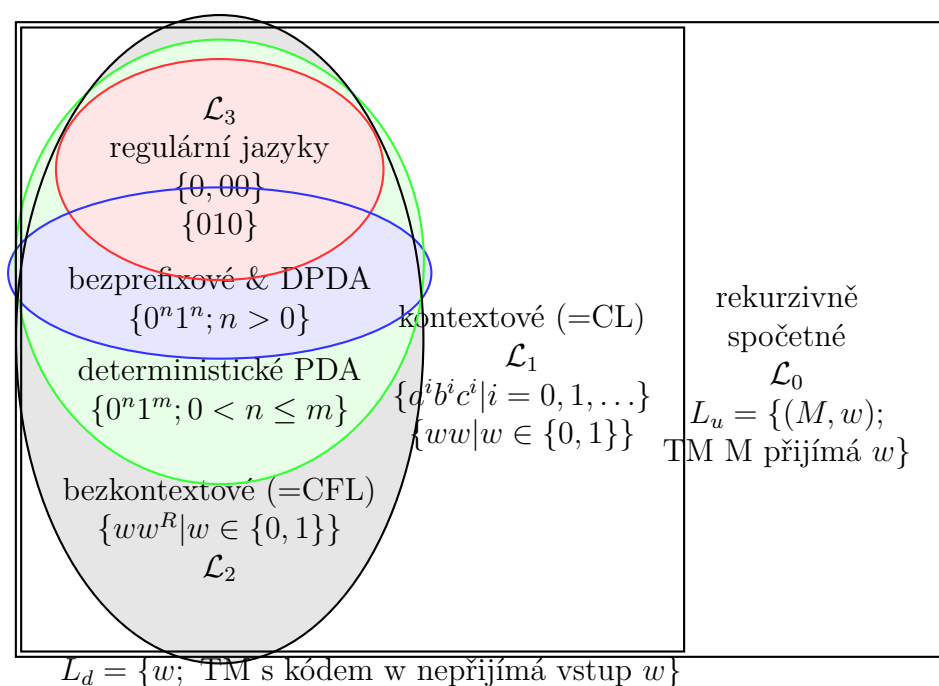
- Jazyk $L = \{0\}^*$ není bezprefixový.

Theorem 8.3 ($L \in N(P_{DPDA})$ právě když L bezprefixový a $L \in L(P'_{DPDA})$). Jazyk L je $N(P)$ pro nějaký DPDA P právě když L je bezprefixový a L je $L(P')$ pro nějaký DPDA P' .

Proof. $\Rightarrow$ Prefix přijmeme prázdným zásobníkem, pro prázdný zásobník neexistuje instrukce, tj. žádné prodloužení není v $N(P)$.

$\Leftarrow$ Převod P^l na P nepřidá nedeterminismus (první koncový $\rightarrow$ smaž hrany z něj, přijmi).

□



9 Uzávěrové vlastnosti, Dykovy jazyky

Uzávěrové vlastnosti

Theorem 9.1 (CFL uzavřené na sjednocení, konkatenaci, iteraci, reverzi). CFL jsou uzavřené na sjednocení, konkatenaci, iteraci (*), pozitivní iteraci (+), zrcadlový obraz w^R .

Proof:

- Sjednocení:
 - pokud $V_1 \cap V_2 \neq \emptyset$ přejmenujeme neterminály,
 - přidáme nový symbol S_{new} a pravidlo $S_{new} \rightarrow S_1|S_2$
- zřetězení (=konkatenace) $L_1.L_2$

$$S_{new} \rightarrow S_1S_2 \text{ (pro } V_1 \cap V_2 = \emptyset, \text{ jinak přejmenujeme)}$$

- iterace $L^* = \bigcup_{i \geq 0} L^i$

$$S_{new} \rightarrow SS_{new}|\epsilon$$

- pozitivní iterace $L^+ = \bigcup_{i \geq 1} L^i$

$$S_{new} \rightarrow SS_{new}|S$$

- zrcadlový obraz $L^R = \{w^R | w \in L\}$

$$X \rightarrow \omega^R \text{ obrátíme pravou stranu pravidel.}$$

□

Průnik bezkontextových jazyků

Example 9.1 (!CFL **nejsou** uzavřené na průnik). • Jazyk $L = \{0^n 1^n 2^n | n \geq 1\} = \{0^n 1^n 2^i | n, i \geq 1\} \cap \{0^i 1^n 2^n | n, i \geq 1\}$

není CFL, i když oba členy průniku jsou bezkontextové, dokonce deterministické bezkontextové.

$\{0^n 1^n 2^i | n, i \geq 1\} \quad \{S \rightarrow AC, A \rightarrow 0A1|01, C \rightarrow 2C|2\}$
 $\{0^i 1^n 2^n | n, i \geq 1\} \quad \{S \rightarrow AB, A \rightarrow 0A|0, B \rightarrow 1B2|12\}$

- průnik není CFL z pumping lemmatu.

paralelní běh dvou zásobníkových automatů

- řídicí jednotky umíme spojit (viz konečné automaty)
- čtení umíme spojit (jeden automat může čekat)
- bohužel dva zásobníky nelze obecně spojit do jednoho

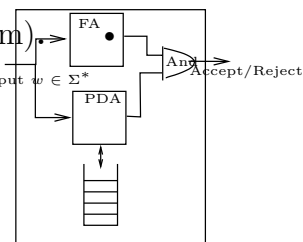
dva neomezené zásobníky = Turingův stroj
 = rekurzivně spočetné jazyky $\mathcal{L}_0$

Průnik bezkontextového a regulárního jazyka

Theorem 9.2 (CFL i DCFL jsou uzavřené na průnik s regulárním jazykem)

Mějme L bezkontextový jazyk a R regulární jazyk. Pak $L \cap R$ je bezkontextový jazyk.

- Mějme L deterministický CFL a R regulární jazyk. Pak $L \cap R$ je deterministický CFL.



Proof:

- zásobníkový a konečný automat můžeme spojit
 - FA $A_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$
 - PDA přijímání stavem $M_1 = (Q_2, \Sigma, \Gamma, \delta_2, q_2, Z_0, F_2)$
- nový automat $M = (Q_1 \times Q_2, \Sigma, \Gamma, \delta, (q_1, q_2), Z_0, F_1 \times F_2)$
 - $((r, s), \alpha) \in \delta((p, q), a, Z)$ právě když

$a \neq \epsilon:$	$r = \delta_1(p, a) \& (s, \alpha) \in \delta_2(q, a, Z)$	... automaty čtou
	$a = \epsilon:$	$(s, \alpha) \in \delta_2(q, \epsilon, Z)$
	$r = p$	PDA mění zásobník
		FA stojí
- zřejmě $L(M) = L(A_1) \cap L(M_2)$
 - paralelní běh automatů.

□

Substitute a homomorfizmus

- Opakování definice:

Definition ((5.1,5.2)substitute, homomorfizmus, inverzní homomorfizmus). Mějme jazyk L nad abecedou Σ . **Substitute** σ ; $\forall a \in \Sigma : \sigma(a) = L_a$ jazyk abecedy Σ_a , tj. $\sigma(a) \subseteq \Sigma_a^*$ převádí slova na jazyky:

- $\sigma(\epsilon) = \{\epsilon\}$,
- $\sigma(a_1 \dots a_n) = \sigma(a_1) \dots \sigma(a_n)$ (konkatenace), tj. $\sigma : \Sigma^* \rightarrow P((\bigcup_{a \in \Sigma} \Sigma_a)^*)$
- $\sigma(L) = \bigcup_{w \in L} \sigma(w)$.

homomorfizmus h , $\forall a \in \Sigma : h(a) \in \Sigma_a^*$ převádí slova na slova

- $h(\epsilon) = \epsilon$,
- $h(a_1 \dots a_n) = h(a_1) \dots h(a_n)$ (konkatenace) tj. $h : \Sigma^* \rightarrow (\bigcup_{a \in \Sigma} \Sigma_a)^*$
- $h(L) = \{h(w) \mid w \in L\}$.

Inverzní homomorfizmus převádí slova zpět

- $h^{-1}(L) = \{w \mid h(w) \in L\}$.

Příklad: Substitute

Example 9.2. Mějme gramatiku $G = (\{E\}, \{a, +, (,)\}, \{E \rightarrow E + E \mid (E) \mid a\}, E)$. Mějme substituci:

- $\sigma(a) = L(G_a)$, $G_a = (\{I\}, \{a, b, 0, 1\}, \{I \rightarrow I0 \mid I1 \mid Ia \mid Ib \mid a \mid b\}, I)$,
- $\sigma(+) = \{-, *, :, div, mod\}$,
- $\sigma(() = \{($,
- $\sigma()) = \{)\}$.
- $(a + a) + a \in L(G)$
- v $\sigma(+)$ chybí $+$ pro ukázkou, že $(a + a) + a \notin \sigma(L(G))$.
- $(a001 - bba) * b1 \in \sigma((a + a) + a) \subset \sigma(L(G))$

Co se stane, když změníme definici:

- $\sigma(() = \{(, [$,
- $\sigma()) = \{),]\}$?

Příklad: Homomorfizmus

Example 9.3. Mějme gramatiku $G = (\{E\}, \{a, +, [,]\}, \{E \rightarrow E + E|[E]|a\}, E)$.
Mějme homomorfizmus:

- $h(a) = \epsilon$
- $h(+) = \epsilon$,
- $h([= left$,
- $h(] = right$.
- $h([a + a] + a) = leftright$,
- $h^{-1}(leftright) \ni [a + +]a$.

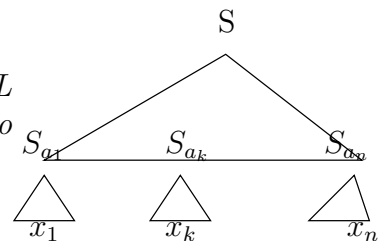
Example 9.4. Mějme gramatiku $G = (\{E\}, \{a, +, [,]\}, \{E \rightarrow a + E|[E]|a\}, E)$.
Mějme homomorfizmus:

- $h_2(a) = a$
- $h_2(+) = +$,
- $h_2([= \epsilon$,
- $h_2(] = \epsilon$.

- 1 Je jazyk $L(G)$ regulární?
- 2 Je jazyk $h(L(G))$ regulární?
- 3 Je jazyk $h^{-1}(h(L(G)))$ regulární?
- 4 Je $h^{-1}(h(L(G))) = L(G)$?

Uzávěrové vlastnosti bezkontextových jazyků

Theorem 9.3 (CFL jsou uzavřené na substituci). *Mějme CFL jazyk L nad Σ a substituci σ na Σ takovou, že $\sigma(a)$ je CFL pro každé $a \in \Sigma$. Pak je i $\sigma(L)$ bezkontextový (CFL).*



Proof:

- Idea: listy v derivačním stromu generují další stromy.
- Přejmenujeme neterminály na jednoznačné všude v $G = (V, \Sigma, P, S)$, $G_a = (V_a, T_a, P_a, S_a)$, $a \in \Sigma$.
- Vytvoříme novou gramatiku $G = (V', T', P', S)$ pro $\sigma(L)$:
 - $V' = V \cup \bigcup_{a \in \Sigma} V_a$
 - $T' = \bigcup_{a \in \Sigma} T_a$
 - $P' = \bigcup_{a \in \Sigma} P_a \cup \{p \in P \text{ kde všechna } a \in \Sigma \text{ nahradíme } S_a\}$.

G' generuje jazyk $\sigma(L)$. □

Substituce bezkontextových jazyků

Example 9.5 (substituce).
 $L = \{a^i b^j \mid 0 \leq i \leq j\}$ $S \rightarrow aSb \mid Sb \mid \epsilon$
 $\sigma(a) = L_1 = \{c^i d^i \mid i \geq 0\}$ $S_1 \rightarrow cS_1 d \mid \epsilon$
 $\sigma(b) = L_2 = \{c^i \mid i \geq 0\}$ $S_2 \rightarrow cS_2 \mid \epsilon$
 $\sigma(L)$: $S \rightarrow S_1 S S_2 \mid S S_2 \mid \epsilon, S_1 \rightarrow cS_1 d \mid \epsilon, S_2 \rightarrow cS_2 \mid \epsilon$

Theorem 9.4 (homomorfismus). *Bezkontextové jazyky jsou uzavřeny na homomorfismus.*

Proof:

- Přímý důsledek předchozí věty.
- Terminál a v derivačním stromě nahradím slovem $h(a)$. □

CFL jsou uzavřené na inverzní homomorfismus

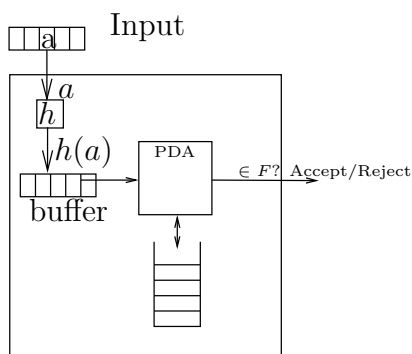
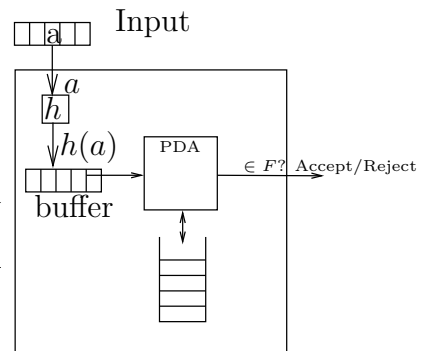
Theorem 9.5 (CFL jsou uzavřené na inverzní homomorfismus). *Mějme CFL jazyk L a homomorfismus h . Pak $h^{-1}(L)$ je bezkontextový jazyk.*

Je-li L deterministický CFL, je i $h^{-1}(L)$ deterministický CFL.

Idea

- přečteme písmeno a a do vnitřního bufferu dáme $h(a)$
- simulujeme výpočet M , kdy vstup bereme z bufferu
- po vyprázdnění bufferu načteme další písmeno ze vstupu
- slovo je přijato, když je buffer prázdný a M je v koncovém stavu

! buffer je konečný, můžeme ho tedy modelovat ve stavu



Proof:

- pro L máme PDA $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ (koncovým stavem)
- $h : T \rightarrow \Sigma^*$
- definujeme PDA $M' = (Q', T, \Gamma, \delta', [q_0, \epsilon], Z_0, F \times \{\epsilon\})$ kde

$$\begin{aligned} Q' &= \{[q, u] \mid q \in Q, u \in \Sigma^*, \exists (a \in T) \exists (v \in \Sigma^*) h(a) = vu\} && u \text{ je buffer} \\ \delta'([q, \epsilon], a, Z) &= \{([q, h(a)], Z)\} && \text{naplňuje buffer} \\ \delta'([q, u], \epsilon, Z) &= \{([p, u], \gamma) \mid (p, \gamma) \in \delta(q, \epsilon, Z)\} \\ &\cup \{([p, v], \gamma) \mid (p, \gamma) \in \delta(q, x, Z), u = xv\} && \text{čte buffer, } x \in \Sigma \end{aligned}$$

Pro deterministický

PDA M je i M' deterministický. □

Použití uzavřenosti průniku CFL a RL

Example 9.6. Jazyk $L = \{0^i 1^j 2^k 3^l \mid i = 0 \vee j = k = l\}$ není bezkontextový.

Proof: Důkaz sporem:

- Nechť L je bezkontextový jazyk
- $L_1 = \{01^j 2^k 3^l \mid j, k, l \geq 0\}$ je regulární jazyk
 - $\{S \rightarrow 0B, B \rightarrow 1B \mid C, C \rightarrow 2C \mid D, D \rightarrow 3D \mid \epsilon\}$
- $L \cap L_1 = \{01^i 2^i 3^i \mid i \geq 0\}$ není bezkontextový $\Rightarrow$ SPOR s uzavřeností na průnik s regulárním jazykem. □

L je kontextový jazyk

$S \rightarrow \epsilon | 0|0A|B_1|C_1|D_1$

$B_1 \rightarrow 1|1B_1|C_1, C_1 \rightarrow 2|2C_1|D_1, D_1 \rightarrow 3|3D_1$

$A \rightarrow 0|0A|P$

$P \rightarrow 1PCD|1CD$

$DC \rightarrow CD$ přepíšeme $\{DC \rightarrow XC, XC \rightarrow XY, XY \rightarrow CY, CY \rightarrow CD\}$

$1C \rightarrow 12, 2C \rightarrow 22, 2D \rightarrow 23, 3D \rightarrow 33.$

Rozdíl a doplněk

Theorem 9.6 (Odečtení regulárního jazyka). *Mějme bezkontextový jazyk L a regulární jazyk R . Pak:*

- $L - R$ je CFL.

Proof. $L - R = L \cap \overline{R}$, $\overline{R}$ je regulární. □

Theorem 9.7 (CFL nejsou uzavřené na doplněk ani rozdíl). *Třída bezkontextových jazyků není uzavřená na doplněk ani na rozdíl.*

CFL nejsou uzavřené na doplněk ani rozdíl. Mějme bezkontextové jazyky L, L_1, L_2 , regulární jazyk R . Pak:

- $\overline{L}$ nemusí být CFL. $L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}$.
- $L_1 - L_2$ nemusí být CFL. $\Sigma^* - L$ není vždy CFL.

□

- V PDA nestačí prohodit koncové a nekoncové stavy – nedeterminismus.

Uzávěrové vlastnosti deterministických CFL

- Rozumné programovací jazyky jsou deterministické CFL.
- Deterministické bezkontextové jazyky
 - nejsou uzavřené na průnik
 - jsou uzavřené na průnik s regulárním jazykem
 - jsou uzavřené na inverzní homomorfismus.

Lemma. Doplněk deterministického CFL je opět deterministický CFL.

Proof:

- idea: prohodíme koncové a nekoncové stavy
- nedefinované kroky ošetříme 'podložkou' na zásobníku
- cyklus odhalíme pomocí čítače
- až po přečtení slova prochází koncové a nekoncové stavy

stačí si pamatovat, zda prošel koncovým stavem.

□

Ne-uzavřenost deterministických CFL

Example 9.7 (DCFL nejsou uzavřené na sjednocení). Jazyk $L = \{a^i b^j c^k | i \neq j \vee j \neq k \vee i \neq k\}$ je CFL, ale není DCFL.

Proof. Vzhledem k uzavřenosti DCFL na doplněk by byl DCFL i $\bar{L} \cap a^* b^* c^* = \{a^i b^j c^k | i = j = k\}$, o kterém víme, že není CFL (pumping lemma) $\square$

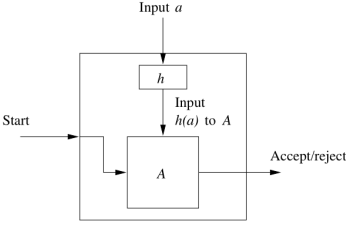
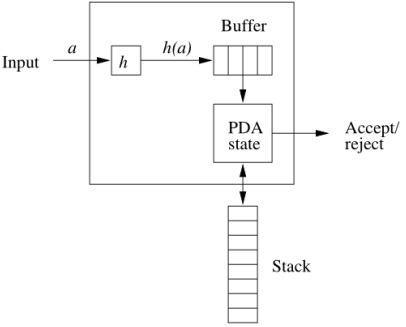
Example 9.8 (DCFL nejsou uzavřené na homomorfismus). Jazyky $L_1 = \{a^i b^j c^k | i \neq j\}$, $L_2 = \{a^i b^j c^k | j \neq k\}$, $L_3 = \{a^i b^j c^k | i \neq k\}$ jsou deterministické bezkontextové.

- Jazyk $0L_1 \cup 1L_2 \cup 2L_3$ je deterministický bezkontextový
- Jazyk $L_1 \cup L_2 \cup L_3$ není deterministický bezkontextový položíme $h(0) = \epsilon$, $h(1) = \epsilon$, $h(2) = \epsilon$
 $h(x) = x$ pro ostatní symboly
 - $h(0L_1 \cup 1L_2 \cup 2L_3) = L_1 \cup L_2 \cup L_3$,
 - doplněk $\overline{L_1 \cup L_2 \cup L_3} \cap a^* b^* c^* = \{a^i b^j c^k | i = j = k\}$.

Uzávěrové vlastnosti v kostce

jazyk	regulární (RL)	bezkontextové	deterministické CFL
sjednocení	ANO	ANO	NE
průnik	ANO	NE	NE
$\cap$ s RL	ANO	ANO	ANO
doplněk	ANO	NE	ANO
homomorfismus	ANO	ANO	NE
inverzní hom.	ANO	ANO	ANO

Uzávěrové vlastnosti v kostce

jazyk	regulární (RL)	bezkontextové	deterministické CFL
sjednocení	$F = F_1 \times Q_2 \cup Q_1 \times F_2$	$S \rightarrow S_1 S_2$	$A \cap B = \overline{\overline{A} \cup \overline{B}}$
průnik	$F = F_1 \times F_2$	$L = \{0^n 1^n 2^n n \geq 1\} = \left\{ \begin{array}{l} \{0^n 1^n 2^i n, i \geq 1\} \\ \cap \{0^i 1^n 2^n n, i \geq 1\} \end{array} \right\}$	
$\cap$ s RL	$F = F_1 \times F_2$	$F = F_1 \times F_2$	$F = F_1 \times F_2$
doplněk	$F = Q_1 - F_1$, δ tot.	$A \cap B = \overline{\overline{A} \cup \overline{B}}$	$F = Q_1 - F_1$, Z_0 , cykly, tot.
homom.	Kleene + RegExp + uz.	a nahrad S_a	$h(0) = h(1) = 0$ cca. $\cup$
inverzní hom.			

Dyckovy jazyky

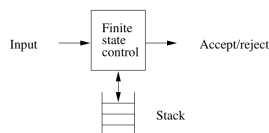
Definition 9.1 (Dyckův jazyk). **Dyckův jazyk** D_n je definován nad abecedou $Z_n = \{a_1, a_1^|, \dots, a_n, a_n^|\}$ následující gramatikou: $S \rightarrow \epsilon | SS | a_1 S a_1^| \dots | a_n S a_n^|$.

Úvodní pozorování:

- jedná se zřejmě o jazyk bezkontextový
- Dyckův jazyk D_n popisuje správně uzavřené výrazy s n druhy závorek
- tímto jazykem lze popisovat výpočty libovolného zásobníkového automatu

- pomocí Dyckova jazyka lze popsat libovolný bezkontextový jazyk.

Jak charakterizovat bezkontextové jazyky?



Dyckův jazyk;
vybírá pouze
korektní
výpočty

regulární
jazyk popisuje
šlechty kroky
výpočtu

- Pokud do zásobníku pouze přidáváme

potom si stačí pamatovat poslední symbol

- stačí konečná paměť $\rightarrow$ konečný automat.

- potřebujeme ze zásobníku také odebírat (čtení symbolu)

takový proces nelze zaznamenat v konečné struktuře

- přidávání a odebírání není zcela libovolné

jedná se o zásobník, tj. LIFO (last in, first out) strukturu

- roztáhneme si výpočet se zásobníkem do lineární struktury

X symbol přidán do zásobníku

X^{-1} symbol odebrán do zásobníku

- přidávaný a odebíraný symbol tvoří pár $\underbrace{ZZ^{-1}} \underbrace{BAA^{-1}CC^{-1}B^{-1}}$

který se v celé posloupnosti chová jako závorka

Theorem 9.8 (Dyckovy jazyky). *Pro každý bezkontextový jazyk L existuje regulární jazyk R tak, že $L = h(D \cap R)$ pro vhodný Dyckův jazyk D a homomorfismus h .*

Proof:

- máme PDA přijímající L prázdným zásobníkem
- převedeme na instrukce tvaru $\delta(q, a, Z) \in (p, w), |w| \leq 2$
 - delší psaní na zásobník rozdělíme zavedením nových stavů
- nechť R^1 obsahuje všechny výrazy
 - $q^{-1}aa^{-1}Z^{-1}BAp$ pro instrukci $\delta(q, a, Z) \ni (p, AB)$
 - podobně pro instrukce $\delta(q, a, Z) \in (p, A), \delta(q, a, Z) \in (p, \epsilon)$
 - je-li $a = \epsilon$, potom dvojici aa^{-1} nezařazujeme
- definujeme R takto: $Z_0q_0(R^1)^*Q^{-1}$
- Dyckův jazyk je definován nad abecedou $\Sigma \cup \Sigma^{-1} \cup Q \cup Q^{-1} \cup \Gamma \cup \Gamma^{-1}$
- $D \cap Z_0q_0(R^1)^*Q^{-1}$ popisuje korektní výpočty $\underbrace{Z_0q_0q_0^{-1}} \underbrace{aa^{-1}Z_0^{-1}} \underbrace{B \overbrace{pp^{-1}} \overbrace{bb^{-1}} A^{-1} \overbrace{qq^{-1}} cc^{-1} B^{-1} rr^{-1}}$
- homomorfismus h vydělí přečtené slovo, tj.

$h(a) = a$	pro vstupní (čtené) symboly
$h(y) = \epsilon$	pro ostatní.

□

10 Turingův stroj, rozšíření

Turingovy stroje – historie a motivace

- 1931–1936 pokusy o formalizaci pojmu algoritmu

Gödel, Kleene, Church, Turing

- **Turingův stroj**

– zachycení práce matematika

* nekonečná tabule

lze z ní číst a lze na ni psát

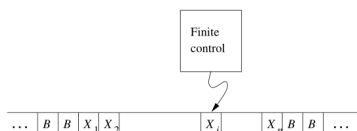
* mozek (řídící jednotka)

– Formalizace TM:

* místo tabule **nekonečné**

* místo křídý **čtecí a zap**

* místo mozku konečná říc



posunovat v obou směrech

– další formalizace:

* λ -kalkul, částečně rekurzivní funkce, RAM

- Snažíme se definovat problémy nerozhodnutelné jakýmkoli počítačem.

Definition 10.1. Turingův stroj (TM) je sedmice $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, B, F)$ se složkami:

Q konečná množina **stavů**

Σ konečná neprázdná množina **vstupních symbolů**

Γ konečná množina všech **symbolů pro pásku**. Vždy $\Gamma \supseteq \Sigma$, $Q \cap \Gamma = \emptyset$.

δ (částečná) **přechodová funkce**. $(Q - F) \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R\}$, v $\delta(q, x) = (p, Y, D)$:

$q \in (Q - F)$! aktuální stav

$X \in \Gamma$ aktuální symbol na pásce

p nový stav, $p \in Q$.

$Y \in \Gamma$ symbol pro zapsání do aktuální buňky, přepíše aktuální obsah.

$D \in \{L, R\}$ je **směr** pohybu hlavy (doleva, doprava).

$q_0 \in Q$ **počáteční stav**.

$B \in \Gamma - \Sigma$. Blank. Symbol pro prázdné buňky, na začátku všude kromě konečného počtu buněk se vstupem.

$F \subseteq Q$ množina **koncových** neboli **přijímajících** stavů.

Pozn: někdy se nerozlišuje Γ a Σ a neuvádí se prázdný symbol B , tj. pětice.

Definition 10.2 (Konfigurace Turingova stroje (Instantaneous Description ID)). **Konfigurace Turingova stroje** (Instantaneous Description ID) je řetězec $X_1 X_2 \dots X_{i-1} q X_i X_{i+1} \dots X_n$ kde

- q je stav Turingova stroje
- čtecí hlava je vlevo od i -tého symbolu

- $X_1 \dots X_n$ je část pásky mezi nejlevějším a nejpravějším symbolem různým od prázdného (B). S výjimkou v případě, že je hlava na kraji – pak na tom kraji vkládáme jeden B navíc.

Definition 10.3 (Krok Turingova stroje). **Kroky** Turingova stroje M značíme $\vdash_M, \vdash_M^*, \vdash^*$ jako u zásobníkových automatů. Pro $\delta(q, X_i) = (p, Y, R)$

- $X_1 X_2 \dots X_{i-1} q X_i X_{i+1} \dots X_n \vdash_M^* X_1 X_2 \dots X_{i-1} \mathbf{Y} p X_{i+1} \dots X_n$.

Pro $\delta(q, X_i) = (p, Y, L)$

- $X_1 X_2 \dots X_{i-1} q X_i X_{i+1} \dots X_n \vdash_M^* X_1 X_2 \dots X_{i-2} p X_{i-1} \mathbf{Y} X_{i+1} \dots X_n$

Odvození v konečném počtu kroků $\vdash_M^*$ definuji rekurzivně pro $\mathcal{I}, \mathcal{J}, \mathcal{K}$ konfigurace
 Základ: $\mathcal{I} \vdash_M^* \mathcal{I}$
 Rekurze: Pokud $\mathcal{I} \vdash_M \mathcal{J}$ a $\mathcal{J} \vdash_M^* \mathcal{K}$, tak i $\mathcal{I} \vdash_M^* \mathcal{K}$.

A TM for $\{0^n 1^n; n \geq 1\}$

Definition 10.4 (TM přijímá jazyk, rekurzivně spočetný jazyk). Turingův stroj $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, B, F)$ **přijímá jazyk** $L(M) = \{w \in \Sigma^* : q_0 w \vdash_M^* \alpha p \beta, p \in F, \alpha, \beta \in \Gamma^*\}$, tj. množinu slov, po jejichž přečtení se dostane do koncového stavu. Pásku (u nás) nemusí uklízet.

Jazyk nazveme **rekurzivně spočetným**, pokud je přijímán nějakým Turingovým strojem T (tj. $L = L(T)$).

Example 10.1 (TM pro jazyk $\{0^n 1^n; n \geq 1\}$). Turingův stroj $M = (\{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}, \{0, 1\}, \{0, 1, X, Y, B\}, \delta, q_0, B, F)$

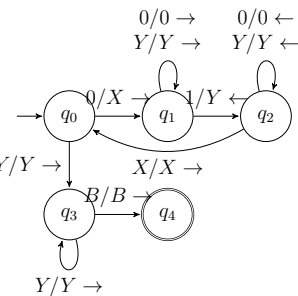
Stav	0	1	X	Y	B
q_0	(q_1, X, R)	–	–	(q_3, Y, R)	–
q_1	$(q_1, 0, R)$	(q_2, Y, L)	–	(q_1, Y, R)	–
q_2	$(q_2, 0, L)$	–	(q_0, X, R)	(q_2, Y, L)	–
q_3	–	–	–	(q_3, Y, R)	(q_4, B, R)
q_4	–	–	–	–	–

s δ v tabulce přijímá jazyk $\{0^n 1^n; n \geq 1\}$.

Přechodový diagram pro Turingův stroj

Definition 10.5 (Přechodový diagram pro TM). **Přechodový diagram** pro TM sestává z uzlů odpovídajícím stavům TM. Hrany $q \rightarrow p$ jsou označeny seznamem všech dvojic X/YD , kde $\delta(q, X) = (p, Y, D)$, $D \in \{\leftarrow, \rightarrow\}$.

Pokud neuvedeme jinak, B značí blank – prázdný symbol.

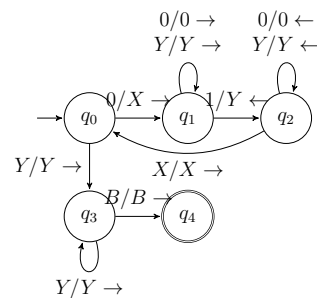


State	0	1	X	Y	B
q_0	(q_1, X, R)	–	–	(q_3, Y, R)	–
q_1	$(q_1, 0, R)$	(q_2, Y, L)	–	(q_1, Y, R)	–
q_2	$(q_2, 0, L)$	–	(q_0, X, R)	(q_2, Y, L)	–
q_3	–	–	–	(q_3, Y, R)	(q_4, B, R)
q_4	–	–	–	–	–

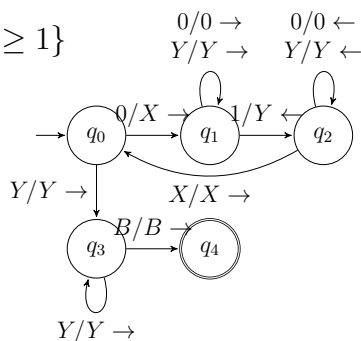
A TM for $\{0^n 1^n; n \geq 1\}$

- Na pásce vždy výraz typu $X^*0^*Y^*1^*$

- postupně přepisujeme 0 na X a odpovídající 1 na Y
- q_0 přepíše 0 na X a předá řízení q_1
- q_1 najde první 1, přepíše na Y a předá řízení q_2
- q_2 se vrátí k X , nechá ho být a předá řízení q_0
- ...
- pokud q_0 vidí Y , předá řízení q_3
- q_3 dojde zkontrolovat, jestli na konci nezbyly 1
- pokud q_3 našlo B , předá řízení q_4
- q_4 skončí úspěchem (je přijímající)
- ...
- pokud q_3 narazilo na 1, tak skončí neúspěchem
- * nemá instrukci
- * není přijímající.



TM pro $\{0^n 1^n; n \geq 1\}$



Slovo 0011

$q_0 0011 \vdash X q_1 011 \vdash X 0 q_1 11 \vdash X q_2 0Y1 \vdash q_2 X 0Y1 \vdash X q_0 0Y1 \vdash X X q_1 Y1 \vdash$

$\vdash X X Y q_1 1 \vdash X X q_2 Y Y \vdash X q_2 X Y Y \vdash X X q_0 Y Y \vdash X X Y q_3 Y \vdash X X Y Y q_3 B \vdash X X Y Y B q_4 B$

Slovo 0010

$q_0 0010 \vdash X q_1 010 \vdash X 0 q_1 10 \vdash X q_2 0Y0 \vdash q_2 X 0Y0 \vdash X q_0 0Y0 \vdash X X q_1 Y0 \vdash$

$\vdash X X Y q_1 0 \vdash X X Y 0 q_1 B$ a skončí neúspěchem, protože nemá instrukci.

Ještě příklad, rekurzivně spočetné jazyky

Example 10.2. Jazyk $L = \{a^{2^n} | n \geq 0\}$

přijímá Turingův stroj $M = (\{q_0, q_1, q_F\}, \{a\}, \{a, B\}, \delta, q_0, B, \{q_F\})$ s δ v tabulce:

δ	komentář
$\delta(q_0, B) = (q_F, B, R)$	prázdné slovo, konec výpočtu
$\delta(q_0, a) = (q_1, a, R)$	zvětší čítač ($2k + 1$ symbolů)
$\delta(q_1, a) = (q_0, a, R)$	nuluje čítač ($2k$ symbolů).

- Regulární jazyky:

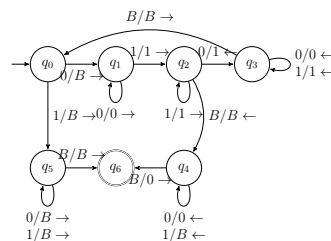
- simulujeme konečný automat, pohyb hlavy vždy vpravo,
- vidím-li B , tj. konec vstupu. Pokud je stav DFA přijímající, přejdu do nového přijímajícího stavu q_F .
- (q_F nesmí být instrukce, z přijímajících stavů DFA potřebuji instrukce kopírovat.)

- Bezkontextové jazyky: nejsnáze s pomocnou páskou simulující zásobník, bude za chvíli.

TM s výstupem

Turingův stroj počítající **monus** $m \dot{-} n = \max(m - n, 0)$.

- $M = (\{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4, q_5, q_6\}, \{0, 1\}, \{0, 1, B\}, \delta, q_0, B, \{q_6\})$
- Počáteční páska $0^m 10^n$.
- M zastaví s páskou $0^{m \dot{-} n}$ obklopenou prázdnem B.
- Najdi nejlevější 0, přepiš na B.
- Jdi doprava a najdi 1; pokračuj, najdi 0 a přepiš na 1.
- Vrať se doleva.
- Pokud nenajdeš 0 (uklid):
 - vpravo: přepiš všechny 1 na B.
 - vlevo: $m < n$: přepiš všechny 1 a 0 na B, nech pásku prázdnou.



Rekurzivní jazyky

Definition 10.6 (TM zastaví). TM **zastaví** pokud vstoupí do stavu q , s čteným symbolem X , a není instrukce pro tuto konfiguraci, t.j., $\delta(q, X)$ není definováno.

- Předpokládáme, že v přijímajícím stavu $q \in F$ TM zastaví,
- dokud nezastaví, nevíme, jestli přijme nebo nepřijme slovo.

Definition 10.7 (Rekurzivní jazyky). Říkáme, že TM M **rozhoduje jazyk** L , pokud $L = L(M)$ a pro každé $w \in \Sigma^*$ stroj nad w zastaví.

Jazyky rozhodnutelné TM nazýváme **rekurzivní jazyky**.

Paměť v řídicí jednotce, Pomocná stopa

Example 10.3 (Příklad paměti ve stavu TM). Pro jazyk $L(M) = (01^* + 10^*)$ si pamatujeme první znak, stav je dvojice (obecně n -tice). $M = (\{q_0, q_1\} \times \{0, 1, B\}, \{0, 1\}, \{0, 1, B\}, \delta, [q_0, B], B, \{[q_1, B]\})$

δ	0	1	B
$\rightarrow [q_0, B]$	$([q_1, 0], 0, R)$	$([q_1, 1], 1, R)$	
$[q_1, 0]$		$([q_1, 0], 1, R)$	$([q_1, B], B, R)$
$[q_1, 1]$	$([q_1, 1], 0, R)$		$([q_1, B], B, R)$
$*[q_1, B]$			

Example 10.4 (Příprava pomocné stopy). Budeme potřebovat dvě stopy na pásce. Přepíšeme vstup na dvojice, nahoře budeme mít volno na poznámky. V definici δ používám zástupný znak pro vstupní písmeno $a \in \{0, 1\}$.

- $\delta([q_0, B], a) = ([q_0, B], [B, a], R)$
- $\delta([q_0, B], B) = ([q_{-1}, B], [B, B], L)$ jsem na konci, otáčím
- $\delta([q_{-1}, B], [B, a]) = ([q_{-1}, B], [B, a], L)$ jdi vlevo
- $\delta([q_{-1}, B], B) = ([q_1, B], B, R)$ dvě stopy připraveny pro další práci.

Více stop na pásce

- $L_{wcw} = \{wcw | w \in \{0, 1\}^+\}$,
- $M = (\{q_1, \dots, q_9\} \times \{0, 1, B\}, \{[B, 0], [B, 1], [B, c]\}, \{B, *\} \times \{0, 1, B, c\}, \delta, [q_1, B], [B, B], \{[q_9, B]\})$
- δ je definováno ($a, b \in \{0, 1\}$):
 - $\delta([q_1, B], [B, a]) = ([q_2, a], [*, a], R)$ načti symbol a
 - $\delta([q_2, a], [B, b]) = ([q_2, a], [B, b], R)$ jdi vpravo, hledej střed c ,
 - $\delta([q_2, a], [B, c]) = ([q_3, a], [B, c], R)$ pokračuj vpravo ve stavu q_3 ,
 - $\delta([q_3, a], [*, b]) = ([q_3, a], [*, b], R)$ pokračuj vpravo,
 - $\delta([q_3, a], [B, a]) = ([q_4, B], [*, a], L)$ zkontroluj shodu, vymaž paměť a jdi vlevo,
 - $\delta([q_4, B], [*, a]) = ([q_4, B], [*, a], L)$ jdi vlevo,
 - $\delta([q_4, B], [B, c]) = ([q_5, B], [B, c], L)$ c pokračuj za střed ve stavu q_5 ,
 - rozeskok podle toho, jestli je ještě co kontrolovat
 - $\delta([q_5, B], [B, a]) = ([q_6, B], [B, a], L)$ ještě budeme kontolovat,
 - $\delta([q_6, B], [B, a]) = ([q_6, B], [B, a], L)$ jdi vlevo,
 - $\delta([q_6, B], [*, a]) = ([q_1, B], [*, a], R)$ znovu začni,
 - $\delta([q_5, B], [*, a]) = ([q_7, B], [*, a], R)$ už vše vlevo od c porovnáno, jdi vpravo,
 - $\delta([q_7, B], [B, c]) = ([q_8, B], [B, c], R)$ pokračuj vpravo,
 - $\delta([q_8, B], [*, a]) = ([q_8, B], [*, a], R)$ pokračuj vpravo,
 - $\delta([q_8, B], [B, B]) = ([q_9, B], [B, B], R)$ přijmi.

TM rozšíření: Vícepáskový TM

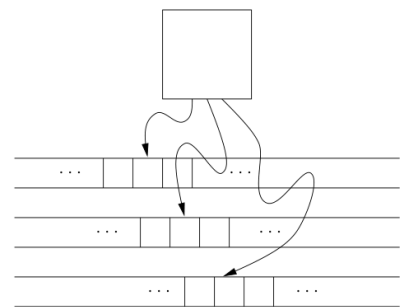
Definition 10.8 (Vícepáskový Turingův stroj). Počáteční pozice

- vstup na první pásce, ostatní zcela prázdné
- první hlava vlevo od vstupu, ostatní libovolně
- hlava v počátečním stavu

Jeden krok vícepáskového TM

- hlava přejde do nového stavu
- na každé pásce napíšeme nový symbol
- každá hlava se nezávisle posune vlevo, zůstane, vpravo.

Vícepáskový TM

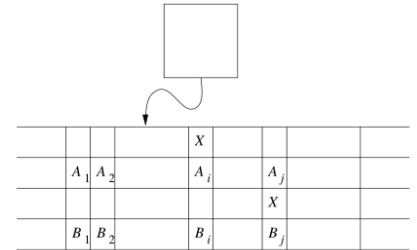


Theorem 10.1 (Vícepáskový TM). *Každý jazyk přijímaný vícepáskovým TM je přijímaný i nějakým (jednopáskovým) Turingovým strojem TM.*

Proof: vícepáskový TM

- konstruujeme Turingův stroj M
- pásku si představíme, že má $2k$ stop
 - liché stopy: pozice k -té hlavy
 - sudé stopy: znak na k -té pásce
- pro simulaci jednoho kroku navštívíme všechny hlavy
- ve stavu si pamatujeme
 - počet hlav vlevo
 - $\forall k$ symbol pod k -tou hlavou
- pak už umíme provést jeden krok (znovu běžat)

Simulace 2-páskového TM na jedné pásce



- Simulaci výpočtu k -páskového stroje o n krocích lze provést v čase $O(n^2)$ (simulace jednoho kroku z prvních n trvá $4n + 2k$, hlavy nejvýš $2n$ daleko, přečíst, zapsat, posunout značky).

Rozšíření: Nedeterministické Turingovy stroje

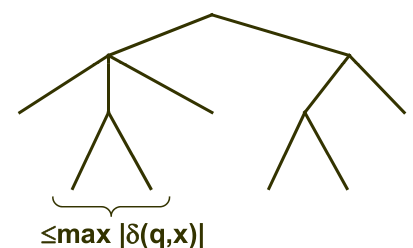
Definition 10.9 (Nedeterministický TM). **Nedeterministický Turingový stroj** nazýváme sedmici $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, B, F)$, kde $Q, \Sigma, \Gamma, q_0, B, F$ jsou jako u TM a $\delta : (Q - F) \times \Gamma \rightarrow P(Q \times \Gamma \times \{L, R\})$.

Slovo $w \in \Sigma^*$ **je přijímáno nedeterministickým TM** M , pokud existuje nějaký výpočet $q_0 w \vdash^* \alpha p \beta$, $p \in F$.

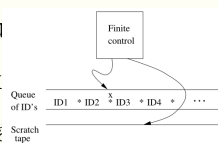
Theorem 10.2 (Nedeterministický TM). Pro každý M_N nedeterministický TM existuje deterministický TM M_D takový, že $L(M_N) = L(M_D)$.

Velmi stručně (příprava)

- prohledáváme do šířky možné výpočty M_N
- odvozeno v k krocích
 - maximálně m^k konfigurací
 - * kde $m = \max |\delta(q, x)|$ je max. počet voleb M_N



- páska nekonečná – nelze použít podmnožinovou konstrukci
- prohledáváme do šířky všechny výpočty M_N
- modelujeme TM se dvěma páskami
 - první páska: posloupnost konfigurací
 - * aktuální označena (křížkem na obrázku)
 - * vlevo už prozkoumané, můžeme zapomenout
 - * vpravo aktuální a pak další čekající
 - druhá páska: pomocný výpočet
- zpracování jedné konfigurace obnáší
 - přečti stav a symbol aktuální konfigu
 - je-li stav přijímající $\in F$, přijmi a sk
 - napiš konfiguraci ID na pomocnou p
 - pro každý možný krok δ (uložený v hlavě M_D)
 - * proved' krok a napiš novou ID na konec první pásky
 - vrať se k označené ID, značku vymaž a posuň o 1 doprava
 - opakuj



□

Jednosměrná páska

X_0	X_1	X_2	$\dots$
*	X_{-1}	X_{-2}	$\dots$

Lemma (Jednosměrná páska). Pro každý Turingův stroj M_2 existuje Turing. stroj M_1 , který přijímá stejný jazyk a

- M_1 nikdy nejde vlevo od počáteční pozice
- M_1 nikdy nepíše blank B.

Proof. • Místo B blank zavedeme nový páskový symbol, B_1 .

- Místo každého psaní B píšeme B_1 a všechny instrukce pro čtení B zkopírujeme též pro čtení B_1 .
- Takto modifikovaný TM nikdy nepíše B (píše B_1).

- Pro jednosměrnou pásku

- Nejdřív přepíšeme vstup, aby byl v horní stopě dvoustopé pásky.
- Pod nejlevější symbol dáme nový znak *, abychom věděli, že jsme na levém okraji, a máme přepnout z horní stopy do dolní. Ve stavu ('hlavě') si pamatujeme, jestli čteme horní stopu ('normálně') nebo spodní stopu (kde L znamená doprava a R doleva). Pokud vidíme *, odpovídající instrukce přepíšeme na změnu stopy (zhora vlevo přepnu na dolů, pokud jsem dole přešla na **, mám rovnou čist horní symbol a směřovat dle horní pásky).

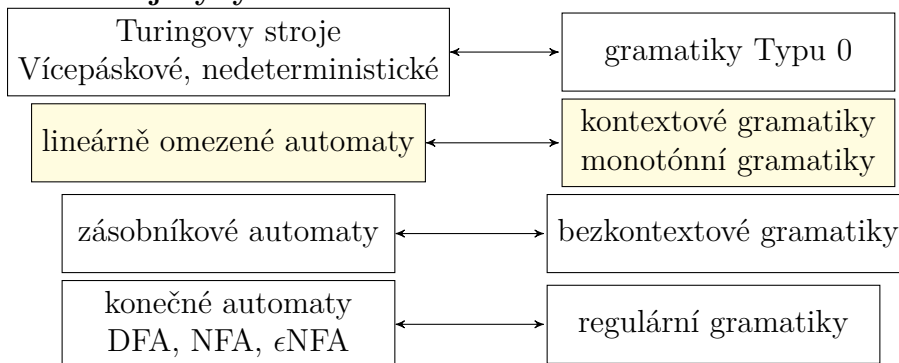
□

Shrnutí

- **Turingův stroj**: nekonečná oboustranná páska, může číst, psát, pohybovat hlavou.
- **Přijímání TM**: TM přijímá pokud vstoupí do koncového stavu. TM s výstupem: Hlava na prvním písmenu odpovědi, kromě odpovědi B.
- **Rekurzivně spočetné jazyky (RE)**: jazyky přijímané nějakým Turingovým strojem.
- **Konfigurace TM**: Všechny symboly pásky mezi nejlevějším a nejpravějším ne-B. Stav a pozice hlavy hned vlevo od právě čteného symbolu.
- modelovací triky
 - **Paměť v řídicí jednotce**
 - **Více stop**
- Rozšíření TM bez rozšíření třídy přijímaných jazyků:
 - **Vícepáskové TM** Samostatný pohyb hlav na páskách (lze simulovat na přidaných stopách).
 - **Nedeterministický TM**: Má instrukce na výběr, na přijetí stačí jeden přijímající výpočet.
- Budou: **Lineárně omezené automaty LBA**
 - Vstupní slovo mezi levou a pravou značkou, hlava nesmí za tyto značky ani je přepsat.
 - LBA rozpoznávají právě kontextové jazyky.

11 Lineárně omezené automaty, Univerzální TM, Diagonální jazyk

Kontextové jazyky



- **gramatiky typu 1** (kontextové jazyky $\mathcal{L}_1$)
 - pouze pravidla ve tvaru $\alpha A \beta \rightarrow \alpha \omega \beta$
 $A \in V, \alpha, \beta \in (V \cup T)^*, \omega \in (V \cup T)^+$
 - jedinou výjimkou je pravidlo $S \rightarrow \epsilon$, potom se ale S nevyskytuje na pravé straně žádného pravidla

Chomského hierarchie

- **gramatiky typu 0** (rekurzivně spočetné jazyky $\mathcal{L}_0$)

pravidla v obecné formě $\alpha \rightarrow \beta$, $\alpha, \beta \in (V \cup T)^*$, α obsahuje neterminál

gramatiky typu 1 (kontextové jazyky $\mathcal{L}_1$)

- pouze pravidla ve tvaru $\alpha A \beta \rightarrow \alpha \omega \beta$

$$A \in V, \alpha, \beta \in (V \cup T)^*, \omega \in (V \cup T)^+$$

- jedinou výjimkou je pravidlo $S \rightarrow \epsilon$, potom se ale S nevyskytuje na pravé straně žádného pravidla

- **gramatiky typu 2** (bezkontextové jazyky $\mathcal{L}_2$)

pouze pravidla ve tvaru $A \rightarrow \omega$, $A \in V, \omega \in (V \cup T)^*$

- **gramatiky typu 3** (regulární/pravé lineární jazyky $\mathcal{L}_3$)

pouze pravidla ve tvaru $A \rightarrow \omega B$, $A \rightarrow \omega$, $A, B \in V, \omega \in T^*$

Monotónní a kontextové gramatiky

Example 11.1 (kontextový jazyk). $L = \{a^n b^n c^n | n \geq 1\}$ je kontextový jazyk, není bezkontextový.

	$S \rightarrow aSBC abC$	
	$CB \rightarrow BC$	není kontextové, nutno rozepsat!
Monotónní gramatika:	$bB \rightarrow bb$	
	$bC \rightarrow bc$	
	$cC \rightarrow cc$	

- Je snažší napsat monotónní gramatiku

a upravit ji na kontextovou.

- Vygeneruji stejný počet a, B, C .
- Přeuspořádám - proto potřebuji B, C neterminály.
- Dovolím přepsat jen v abecedním pořadí
 - Začínám s malými a s jedním b za nimi.
 - B se může přepsat, když je na řadě - vlevo od něj b .
- $\Rightarrow$ Především nedovolím přepsat B , pokud je před ním c .

Separované gramatiky

Definition 11.1 (Separovaná gramatika). Gramatika je **separovaná**, pokud obsahuje pouze pravidla tvaru $\alpha \rightarrow \beta$, kde:

- buď $\alpha, \beta \in V^+$ (neprázdné posloupnosti neterminálů)
- nebo $\alpha \in V$ a $\beta \in T \cup \{\epsilon\}$.

Lemma. Ke každé gramatice G lze sestavit ekvivalentní separovanou gramatiku G' .

Proof:

- Necht $G = (V, T, P, S)$
- pro každý terminál $a \in T$ zavedeme nový neterminál A' .
- v pravidlech z P
 - nahradíme terminály odpovídajícími neterminály
 - přidáme pravidla $A' \rightarrow a$
- Výsledná gramatika je separovaná a zřejmě $L(G) = L(G')$.

□

Od monotonie ke kontextovosti

Definition 11.2 (monotónní (nevypouštějící) gramatika). Gramatika je **monotónní (nevypouštějící)**, jestliže pro každé pravidlo $(\alpha \rightarrow \beta) \in P$ platí $|\alpha| \leq |\beta|$. Monotónní gramatiky slovo v průběhu generování nezkracují.

Lemma. Ke každé monotónní gramatice lze nalézt ekvivalentní gramatiku kontextovou.

Proof:

- nejprve převedeme gramatiku na separovanou
 - tím se monotonie neporuší (a pravidla $A' \rightarrow a$ jsou kontextová)
- zbývající pravidla $A_1 \dots A_m \rightarrow B_1 \dots B_n$, $m \leq n$ převedeme na pravidla s novými neterminály C

$$\begin{array}{llll}
 A_1 A_2 \dots A_m & \rightarrow C_1 A_2 \dots A_m & C_1 C_2 \dots C_m & \rightarrow B_1 C_2 \dots C_m \\
 C_1 A_2 \dots A_m & \rightarrow C_1 C_2 \dots A_m & B_1 C_2 \dots C_m & \rightarrow B_1 B_2 \dots C_m \\
 \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\
 C_1 \dots C_{m-1} A_m & \rightarrow C_1 \dots C_{m-1} C_m & B_1 \dots B_{m-1} C_m & \rightarrow B_1 \dots B_{m-1} B_m \dots B_n
 \end{array}$$

□

Příklad kontextového jazyka

Example 11.2. Jazyk $L = \{a^i b^j c^k \mid 1 \leq i \leq j \leq k\}$ je kontextový jazyk, není bezkontextový.

Proof: (na jedničku povinné)

$S \rightarrow aSBC \mid aBC$	generování symbolů a
$B \rightarrow BBC$	množení symbolů B
$C \rightarrow CC$	množení symbolů C
$CB \rightarrow BC$	uspořádání symbolů B a C
$aB \rightarrow ab$	začátek přepisu B na b
$bB \rightarrow bb$	pokračování přepisu B na b
$bC \rightarrow bc$	začátek přepisu C na c
$cC \rightarrow cc$	pokračování přepisu C na c

$CB \rightarrow BC$ není kontextové pravidlo, nahradíme ho

$CB \rightarrow XB, XB \rightarrow XY, XY \rightarrow BY, BY \rightarrow BC$

□

Důležitý je přepis, který chybi: $cB \rightarrow \times cb$.

Lineárně omezené automaty

- Ještě potřebujeme ekvivalent pro kontextové gramatiky

- kontextovou gramatiku dostaneme z libovolné monotónní gramatiky

Definition 11.3 (lineárně omezený automat (LBA)). **Lineárně omezený automat LBA** je nedeterministický TM, kde na pásce je označen levý a pravý konec $\underline{l}, \underline{r}$. Tyto symboly nelze při výpočtu přepsat a nesmí se jít nalevo od $\underline{l}$ a napravo od $\underline{r}$.

Slovo w je **přijímáno lineárně omezeným automatem**, pokud existuje přijímající výpočet $q_0 \underline{l} w \underline{r} \vdash^* \underline{l} \alpha p \beta \underline{r}, p \in F$.

- Prostor výpočtu je definován vstupním slovem a automat při jeho přijímání nesmí překročit jeho délku
- u monotónních (kontextových) derivací to není problém – žádné slovo v derivaci není delší než vstupní slovo.

Od kontextových jazyků k LBA

Theorem 11.1. Každý kontextový jazyk lze přijímat pomocí LBA.

Proof: z kontextové gramatiky k LBA

- prázdné slovo vyresíme zvlášť
- derivaci gramatiky budeme simulovat pomocí LBA
- použijeme pásku se dvěma stopami
- slovo w dáme nahoru, na začátek dolní stopy S
- přepisujeme slovo ve druhé stopě podle pravidel G
 - nedeterministicky vybereme část k přepsání
 - provedeme přepsání dle pravidla (pravá část se odsune)
- pokud jsou ve druhé stopě samé terminály, porovnáme ji s první stopou
 - slovo přijmeme nebo zamítneme

$\underline{l}$	w		$\underline{r}$
	S		

Aplikace pravidla

$\alpha X \beta \rightarrow \alpha \gamma \beta$

u	α	X	β	v
-----	----------	-----	---------	-----

u	α	γ	β	v
-----	----------	----------	---------	-----

□

Od LBA ke kontextovým jazykům

Theorem 11.2. LBA přijímají pouze kontextové jazyky.

- potřebujeme převést LBA na monotónní gramatiku
 - tj. gramatika nesmí generovat nic navíc
- výpočet ukryjeme do 'dvoustopých' neterminálů
- generuj slovo ve tvaru $(a_0, [q_0, \underline{l}, a_0]), (a_1, a_1), \dots, (a_n, [a_n, \underline{r}])$

w		
$q_0, \underline{l}, a_0$		$a_n, \underline{r}$
- simuluj práci LBA ve 'druhé' stopě (stejně jako u TM)
 - pro $\delta(p, x) = (q, x', R)$: $Px \rightarrow x'Q$
 - pro $\delta(p, x) = (q, x', L)$: $yPx \rightarrow Qyx'$
- pokud je stav koncový, smaž 'druhou' stop
- speciálně je třeba ošetřit přijímání prázdného slova
 - pokud LBA přijímá ϵ , přidáme speciální startovací pravidlo.

□

Mějme lineárně omezený automat pro jazyk $L = \{a^{2n} | n \geq 1\}$, LBA $M = (\{q_0, q_1, q_2, q_F\}, \{a\}, \{a, \underline{l}, \underline{r}\}, \delta, q_0, B, s \delta$ v tabulce:

δ	komentář
$\delta(q_0, \underline{l}) = (q_0, \underline{l}, R)$	přeskočím prázdnou záložku
$\delta(q_0, a) = (q_1, a, R)$	zvětší čítač ($2k + 1$ symbolů)
$\delta(q_2, a) = (q_1, a, R)$	zvětší čítač ($2k + 1$ symbolů)
$\delta(q_1, a) = (q_2, a, R)$	nuluje čítač ($2k$ symbolů)
$\delta(q_2, \underline{r}) = (q_F, \underline{r}, L)$	konec výpočtu, přijímám.

Example 11.3 (Gramatika z lineárně omezeného automatu). Monotónní gramatika $G = (V, \{a\}, S, P_1 \cup$

$$P_2 \cup P_3) V = \left\{ \begin{array}{l} S, L, C, R, \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ q_0 \underline{l} a \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ \underline{l} q_0 a \end{bmatrix}, \\ \begin{bmatrix} a \\ \underline{l} a \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ q_2 a \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ q_1 a \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ a \underline{r} \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ M_{\leftarrow} \end{bmatrix}, \\ \begin{bmatrix} a \\ q_1 a \underline{r} \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ a q_2 \underline{r} \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} a \\ \underline{l} q_0 a \underline{r} \end{bmatrix} \end{array} \right\}$$

$$P_1 = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow LR | LCR \\ C \rightarrow CC | \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix} \\ L \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ q_0 \underline{l} a \end{bmatrix} \\ R \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ a \underline{r} \end{bmatrix} \end{array} \right\}$$

Pravidla pro přechodovou funkci

$$P_2 = \left\{ \begin{array}{ll} \begin{bmatrix} a \\ q_0 \underline{la} \end{bmatrix} & \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ \underline{lq_0a} \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} a \\ \underline{lq_0a} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix} & \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ \underline{la} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ q_1a \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} a \\ q_2a \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix} & \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ q_1a \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} a \\ q_1a \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix} & \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ q_2a \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} a \\ q_2a \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ a \underline{r} \end{bmatrix} & \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ a \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ q_1a \underline{r} \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} a \\ q_1a \underline{r} \end{bmatrix} & \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ aq_2 \underline{r} \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} a \\ aq_2 \underline{r} \end{bmatrix} & \rightarrow \begin{bmatrix} a \\ M_{\leftarrow} \end{bmatrix} \end{array} \right\}$$

Pravidla mazání

$$P_3 = \left\{ \begin{array}{l} \left[\begin{array}{c} a \\ a \end{array} \right] \left[\begin{array}{c} a \\ M_{\leftarrow} \end{array} \right] \rightarrow \left[\begin{array}{c} a \\ M_{\leftarrow} \end{array} \right] a \\ \left[\begin{array}{c} a \\ \underline{la} \end{array} \right] \left[\begin{array}{c} a \\ M_{\leftarrow} \end{array} \right] \rightarrow aa \end{array} \right\}$$

Obecněji

- Při více písmenech bychom měli varianty (téměř) všech neterminálů pro každé písmeno.
- V pravidlech P_1 jen totéž písmeno nahore i dole.
- Pokud skončíme uvnitř slova, musíme mazat do obou stran až k zarážkám.

Theorem 11.3 (Rekurzivně spočetné jsou $\mathcal{L}_0$). *Každý rekurzivně spočetný jazyk je typu 0.*

Proof: Od Turingova stroje ke gramatici

pro Turingův stroj T najdeme gramatiku G , $L(T) = L(G)$

- $G = (\{S, C, D, E\} \cup \{\underline{X}\}_{x \in \Sigma \cup \Gamma} \cup \{Q_i\}_{q_i \in Q}, \Sigma, P, S)$, P je:
- gramatika nejdříve vygeneruje pásku stroje a kopii slova $wB^n \underline{W}^R Q_0 B^m$, kde B^i představují volný prostor pro výpočet
- potom simuluje výpočet (stavy jsou součástí slova)
- v koncovém stavu smažeme pásku, necháme pouze kopii slova

- 1) $S \rightarrow DQ_0E$
 $D \rightarrow xDX|E$ generuje slovo a jeho revizní kopii pro výpočet
 $E \rightarrow BE|\epsilon$ generuje volný prostor pro výpočet
- 2) $\underline{XP} \rightarrow \underline{QX'}$ pro $\delta(p, x) = (q, x', R)$
 $\underline{XPY} \rightarrow \underline{X'YQ}$ pro $\delta(p, x) = (q, x', L)$
- 3) $P \rightarrow C$ pro $p \in F$
 $C\underline{A} \rightarrow C, \underline{A}C \rightarrow C$ mazání pásky
 $C \rightarrow \epsilon$ konec výpočtu

Příklad

Turingův stroj pro jazyk $L = \{a^{2n} | n \geq 0\}$, TM $M = (\{q_0, q_1, q_2, q_F\}, \{a\}, \{a\}, \delta, q_0, B, \{q_F\})$ s δ v tabulce:

δ	komentář
$\delta(q_0, a) = (q_1, a, R)$	první symbol
$\delta(q_1, a) = (q_0, a, R)$	nuluje čítač ($2k$ symbolů)
$\delta(q_0, B) = (q_F, B, L)$	přijme a zastaví

Example 11.4. Gramatika $G = (\{S, C, D, E, Q_0, Q_1, Q_F, \underline{a}\}, \{a\}, S, P_1 \cup P_2 \cup P_3)$,

$$P_1 = \left\{ \begin{array}{lcl} S & \rightarrow & DQ_0E \\ D & \rightarrow & aD\underline{a}|E \\ E & \rightarrow & BE|\epsilon \end{array} \right\}$$

Konkrétně pro $aa \in L(M)$ vygeneruji $aaB\underline{a}Q_0$, mezivýsledek $aaB\underline{a}Q_F\underline{a}$ a výsledek aa .

Od Turingova stroje ke gramatice

Ještě $L(T) = L(G)$?

- $w \in L(T)$
 - existuje konečný výpočet stroje T (konečný prostor)
 - gramatika vygeneruje dostatečně velký prostor pro výpočet
 - simuluje výpočet a smaže dvojníky.
- $w \in L(G)$
 - pravidla v derivaci nemusí být v pořadí, jakém chceme
 - derivaci můžeme přeuspořádat tak, že pořadí je 1),2),3).
 - podtržené symboly smazány, tj. vygenerován koncový stav.

Gramatika po zjednodušení

Example 11.5. Turingův stroj $M = G = (\{S, C, D, E, \underline{a}, Q_0, Q_1\}, \{a\}, P, S)$ $S \rightarrow DQ_0$
 $D \rightarrow aD\underline{a}|B$
 $BQ_0 \rightarrow C$
 $\underline{a}Q_0 \rightarrow Q_1\underline{a}$
 $\underline{a}Q_1 \rightarrow Q_0\underline{a}$
 $C\underline{a} \rightarrow C$
 $C \rightarrow \epsilon$

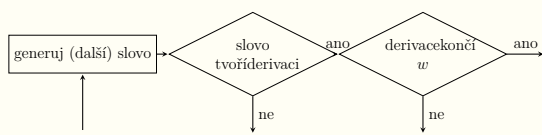
Od gramatik k Turingově stroji

Theorem 11.4. Každý jazyk typu 0 je rekurzivně spočítelný.

Proof:

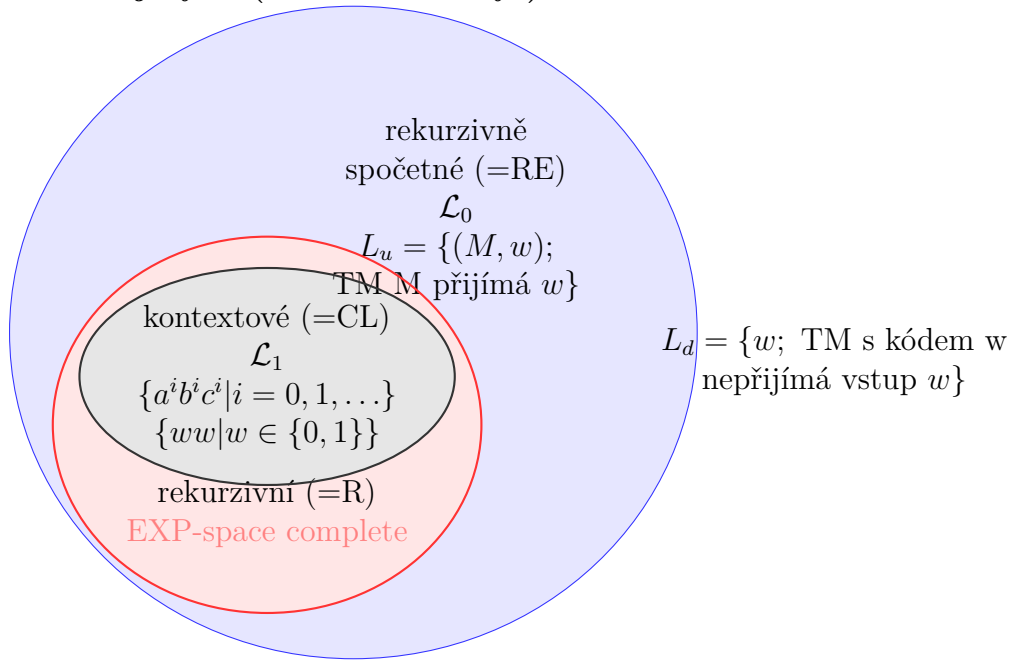
idea: TM postupně generuje všechny derivace

- derivaci $S \Rightarrow \omega_1 \Rightarrow \dots \Rightarrow \omega_n = w$ kódujeme jako slovo $\#S\#\omega_1\#\dots\#w\#$
- umíme udělat TM, který přijímá slova $\#\alpha\#\beta\#$, kde $\alpha \Rightarrow \beta$
- umíme udělat TM, který přijímá slova $\#\omega_1\#\dots\#\omega_k\#$, kde $\omega_1 \Rightarrow^* \omega_k$
- umíme udělat TM postupně generující všechna slova.



□

Hierarchie jazyků (kontextové a výš)



Rekurzivní jazyky

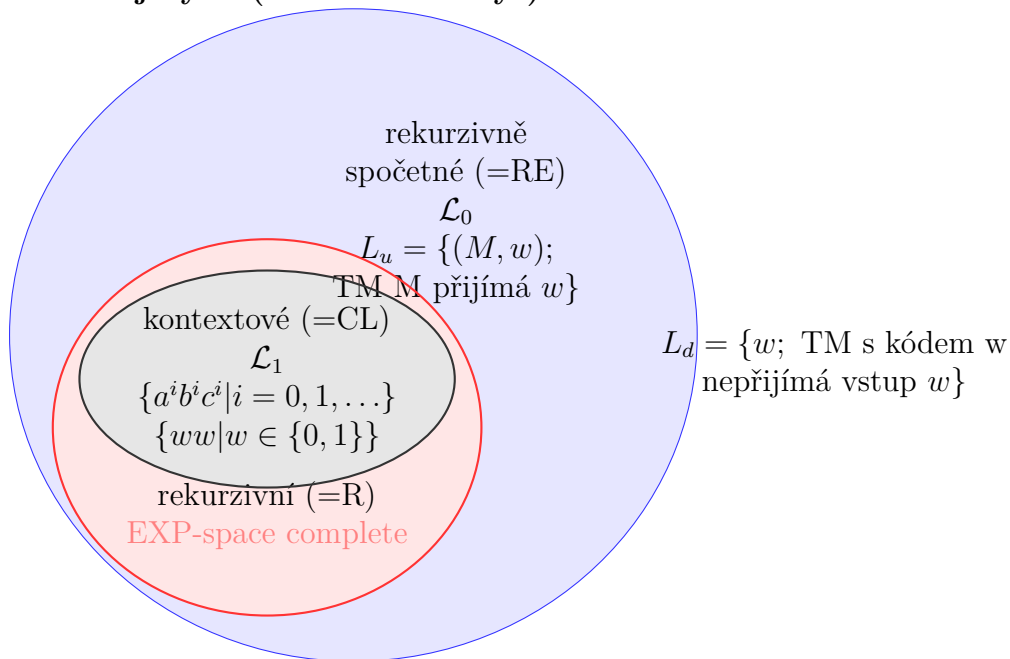
Definition 11.4 (TM zastaví). TM **zastaví** pokud vstoupí do stavu q , s čteným symbolem X , a není instrukce pro tuto konfiguraci, t.j., $\delta(q, X)$ není definováno.

- Z definice, v přijímajícím stavu $q \in F$ TM zastaví,
- dokud nezastaví, nevíme, jestli přijme nebo nepřijme slovo.

Definition 11.5 (Rekurzivní jazyky). Říkáme, že TM M **rozhoduje jazyk** L , pokud $L = L(M)$ a pro každé $w \in \Sigma^*$ stroj nad w zastaví.

Jazyky rozhodnutelné TM nazýváme **rekurzivní jazyky**.

Hierarchie jazyků (kontextové a výš)



Jazyk který není rekurzivně spočetný

Směřujeme k důkazu nerozhodnutelnosti jazyka dvojic (M, w) takových, že:

- M je binárně kódovaný Turingův stroj s abecedou $\{0, 1\}$,
- $w \in \{0, 1\}^*$ a
- M nepřijímá vstup w .

Postup:

- Kódování TM binárním kódem pro libovolný počet stavů TM.
- Kód TM vezmeme TM jako binární řetězec.
- Pokud kód nedává smysl, reprezentuje TM bez transakcí. Tedy každý kód reprezentuje nějaký TM.
- **Diagonální jazyk** L_d ; $L_d = \{w; \text{TM reprezentovaný jako } w \text{ takový, že nepřijímá } w\}$.
- Neexistuje TM přijímající jazyk L_d . Spuštění takového stroje na vlastním kódu by vedlo k paradoxu.

Jazyk L_d není rekurzivně spočetný. Proto $\overline{L_d}$ není rekurzivní. Lze dokázat, že $\overline{L_d}$ je rekurzivně spočetný.

Kódování

- Pro kódování TM $M = (Q, \{0, 1\}, \Gamma, \delta, q_1, B, \{q_2\})$ očíslovíme stavy, symboly a směry L, R .
- Předpokládejme:
 - Počáteční stav je vždy q_1 .
 - Stav q_2 je vždy jediný koncový stav (nepotřebujeme víc, TM zastaví).
 - První symbol je vždy 0, druhý 1, třetí B, prázdný symbol. Ostatní symboly pásky očíslovíme libovolně.
 - Směr L je 1, směr R je 2.
- Jeden krok $\delta(q_i, X_j) = (q_k, X_l, D_m)$ kódujeme: $0^i 10^j 10^k 10^l 10^m$. Všechna $i, j, k, l, m \geq 1$ takže se dvě jedničky za sebou nevyskytují.
- Celý TM se skládá z kódů všech přechodů v nějakém pořadí oddělených dvojicemi jedniček 11: $C_1 11 C_2 11 \dots C_{n-1} 11 C_n$.

Budeme potřebovat uspořádat řetězce do posloupnosti:

- Řetězce bereme uspořádané podle délky, stejně dlouhé uspořádáme lexikograficky.
- První je ϵ , druhý 0, třetí 1, čtvrtý 00 atd.
- i -tý řetězec označujeme w_i .

Příklad kódování TM

Turingův stroj

	δ	0	1	B
$M = (\{q_1, q_2, q_3\}, \{0, 1\}, \{0, 1, B\}, \delta, q_1, B, \{q_2\})$	$\rightarrow q_1$		$(q_3, 0, R)$	
	$*q_2$			
	q_3	$(q_1, 1, R)$	$(q_2, 0, R)$	$(q_3, 1, L)$.

- Kód pro transakce:

C_1 0100100010100	C_2 0001010100100	C_3 00010010010100	C_4 0001000100010010
------------------------	------------------------	-------------------------	---------------------------

- Kód celého TM: 01001000101001100010101001001100010010010100110001000100010010.

Definition 11.6 (Diagonální jazyk). **Diagonální jazyk** L_d je definován $L_d = \{w \in \{0, 1\}^*; \text{TM reprezentovaný } w \text{ nepřijímá } w\}$.

$L_d = \{w; \text{na diagonále je } 0\}$.

Theorem 11.5. L_d není rekurzivně spočetný jazyk, tj. neexistuje TM přijímající L_d .

i - kód TM

j - vstup w

0/1 - přijíma/nepřijíma

		$j \rightarrow$				
		1	2	3	4	...
$i \downarrow$	1	0	1	1	0	...
	2	1	1	0	0	...
	3	0	0	1	1	...
	4	0	1	0	1	...
	...	.	.	.	.	.
	.	.	.	.	.	.
	.	.	.	.	.	.

Diagonal

Proof. • Předpokládejme L_d je RE, $L_d = L(M_d)$ pro nějaký TM M_d .

- Jeho jazyk je $\{0, 1\}$, tedy je v seznamu na obrázku: 'Přijímá TM M_i vstupní slovo w_j '
- Alespoň jeden řetězec ho kóduje, řekněme $code(M_d) = w_d$.
- Je $w_d \in L_d$

– Pokud 'ano', na diagonále má být 0, tj. $w_d \notin L(M_d) = L_d$, spor.

– Pokud 'ne', na diagonále má být 1, $w_d \in L(M_d) = L_d$, spor.

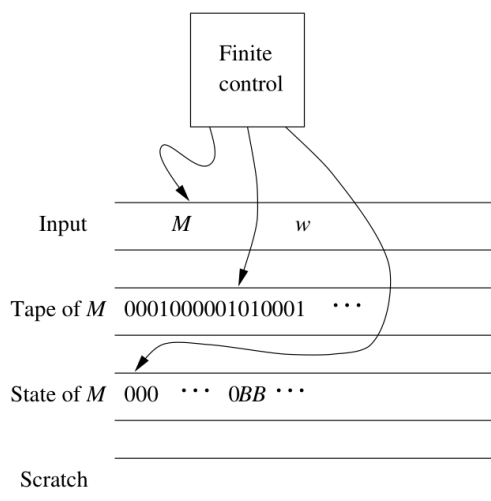
Proto takový M_d neexistuje. Tedy L_d není rekurzivně spočetný. □

Univerzální Turingův stroj

Definition 11.7 (Univerzální jazyk). Definujeme **univerzální jazyk** L_u jakožto množinu binárních řetězců které kódují pár (M, w) , kde M je TM a $w \in L(M)$.

TM přijímající L_u se nazývá **Univerzální Turingův stroj**.

Theorem 11.6 (Existence Univerzálního Turingova stroje). *Existuje Turingův stroj U , pro který $L_u = L(U)$.*



Popíšeme U jako vícepáskový Turingův stroj.

- Přechody M jsou napsány na první pásce spolu s řetězcem w .
- Na druhé pásce simulujeme výpočet M , používající formát jako kód M , tj. symboly 0^i oddělené jedničkou 1.
- Třetí páska obsahuje stav M reprezentovaný i nulami.

Operace univerzálního Turingova stroje

Operace U jsou následující:

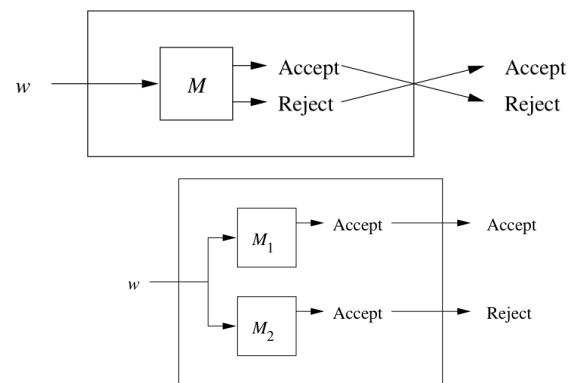
- Otestuj, zda je kód M legitimní; pokud ne, U zastav bez přijetí.
- Inicializuj druhou pásku kódovaným slovem w : 10 pro 0 ve w , 100 pro 1; blank jsou nechané prázdné a nahrazeny 1000 pouze 'v případě potřeby'.
- Napiš 0, počáteční stav M , na třetí pásku. Posuň hlavu druhé pásky na první simulované políčko.

- Simuluj jednotlivé přechody M
 - Najdi na první páse správnou transakci $0^i 10^j 10^k 10^l 10^m$, 0^i na pásce 3, 0^j na pásce 2.
 - Změň obsah pásky 3 na 0^k .
 - Nahraď 0^j na 2. pásce řetězcem 0^l . Použij čtvrtou 'scratch tape' pro správné mezery.
 - Posuň hlavu 2. pásky na pozici vedle 1 vlevo nebo vpravo, podle pohybu m .
- Pokud jsme nenašli instrukci pro M , zastavíme.
- Pokud M přejde do přijímajícího stavu, pak U také přijme. □

$L \& \bar{L} \in RE \Rightarrow L, \bar{L}$ je rekurzivní

Lemma. Je-li L rekurzivní jazyk, je rekurzivní i $\bar{L}$.

Theorem 11.7 (Postova věta). Jazyk L je rekurzivní, právě když L i $\bar{L}$ (doplňek) jsou rekurzivně spočetné.



Proof:

- Máme TM $L = L(M_1)$ a $\bar{L} = L(M_2)$.
- pro dané slovo w naráz simulujeme M_1 i M_2 (dvě pásky, stav se dvěma komponentami).
- Pokud jeden z M_i přijme, M zastaví a odpoví.
- Jazyky jsou komplementární, jeden z M_i vždy zastaví, L je rekurzivní. □

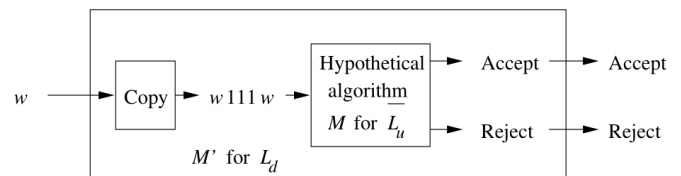
Nerozhodnutelnost univerzálního jazyka

Theorem 11.8 (Nerozhodnutelnost univerzálního jazyka). L_u je rekurzivně spočetný, ale není rekurzivní.

Modifikace TM pro $\bar{L}_u$ na TM pro L_d :

Proof. • Máme TM přijímající L_u , tj. je RE.

- Předpokládejme, že je L_u rekurzivní.
- Pak $\bar{L}_u$ by byl také rekurzivní.
- Pro TM přijímající $\bar{L}_u$ můžeme zkonstruovat TM přijímající L_d (vpravo).
- Protože víme, že L_d není RE, $\bar{L}_u$ není RE a L_u není rekurzivní. □



- Řetězec w přepiš na $w111w$ (2-páskový, převed na 1-páskový).
- Simuluj M na novém vstupu. Přijmi iff M přijme.
- Stroj M' přijímá $\bar{L}_u(w, w)$, tj. případy kdy M_i nepřijímá w_i , tj. jazyk L_d .

12 Nerozhodnutelné problémy, Postův korespondenční p.

Nerozhodnutelné problémy o automatech a gramatikách

Definition 12.1 (Rozhodnutelný problém). • **Problémem** P myslíme matematicky/informaticky definovanou množinu otázek kódovatelnou řetězcí nad abecedou Σ s odpověďmi $\in \{ano, ne\}$.

Pokud problém definuji jakožto množinu, jde o otázku, zda vstup kóduje prvek dané množiny (např. polynom s celočíselným kořenem).

- **Problém je (algoritmicky) rozhodnutelný**, pokud existuje Turingův stroj TM takový, že pro každý vstup $w \in P$ zastaví a navíc přijme právě když $P(w) = ano$ (tj. pro $P(w) = ne$ zastaví v ne-přijímacím stavu).
- Problém který není algoritmicky rozhodnutelný nazýváme **nerozhodnutelný problém**.

'Rozhodnutelný' mluví o problémech, 'rekurzivní' o jazycích, jinak jde o 'totéž'.

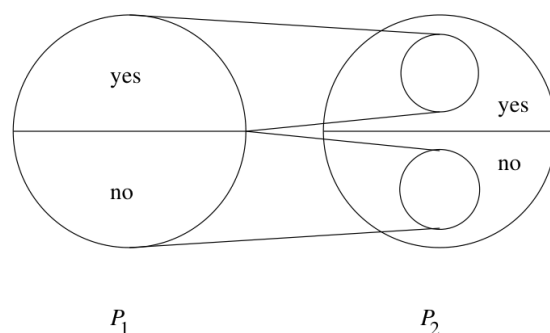
Example 12.1 ('Problémy'). • Obsahuje vstupní slovo pět nul?

- Je vstupní slovo korektně definovaným kódem Turingova stroje v kódování výše?
- Zastaví TM kódu M nad slovem w ?
- Zastaví TM kódu w nad slovem w ?

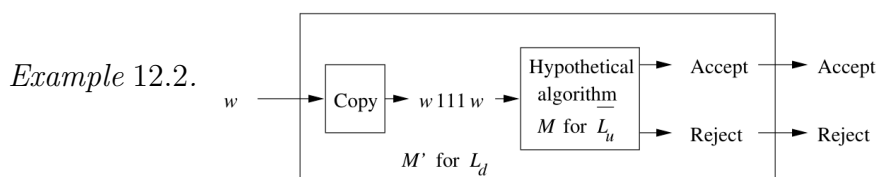
Redukce

Definition 12.2 (Redukce). **Redukcí problému** P_1 na P_2 , nazýváme algoritmus R , který pro každou instanci $w \in P_1$ zastaví a vydá $R(w) \in P_2$ tak, že

- $P_1(w) = ano$ právě když $P_2(R(w)) = ano$
- tj. i $P_1(w) = ne$ právě když $P_2(R(w)) = ne$.



Redukce TM pro L_d na TM pro $\overline{L_u}$:

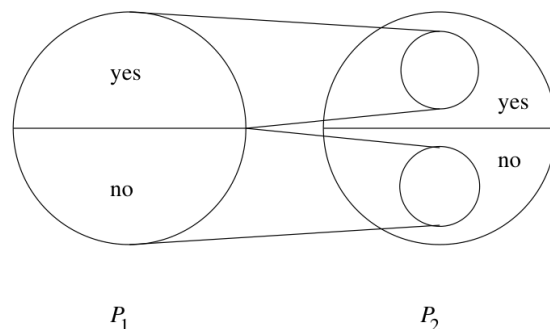


- $P_1 =$ Nepřijímá TM reprezentovaný w vstupní slovo w ?
- $P_2 =$ Nepřijímá TM reprezentovaný M vstupní slovo w ?

Věta o (ne)rozhodnutelnosti díky redukci

Theorem 12.1 (Redukce). *Pokud existuje redukce problému P_1 na P_2 , pak:*

- *Pokud P_1 je nerozhodnutelný, pak je nerozhodnutelný i P_2 .*
- *Pokud P_1 není rekurzivně spočetný, pak není RE ani P_2 .*



Proof. • Předpokládejme P_1 je nerozhodnutelný. Je-li možné rozhodnout P_2 , pak můžeme zkombinovat redukci P_1 na P_2 s algoritmem rozhodujícím P_2 pro konstrukci algoritmu rozhodujícího P_1 . Proto je P_2 nerozhodnutelný.

- Předpokládejme P_1 ne-RE, ale P_2 je RE. Podobně jako výše zkombinujeme redukci a výsledek P_2 k důkazu P_1 je RE; SPOR.

□

Problém zastavení

Definition 12.3 (Problém zastavení). **Instancí problému zastavení** je dvojice řetězců $M, w \in \{0, 1\}^*$. **Problém zastavení** je najít algoritmus $Halt(M, w)$, který vydá 1 právě když stroj M zastaví na vstupu w , jinak vydá 0.

Theorem (Problém zastavení). *Problém zastavení není rozhodnutelný.*

Proof. • Redukujeme L_d na $Halt$.

- Předpokládejme, že máme algoritmus (Turingův stroj) pro $Halt()$.
- Modifikujeme ho na stroj $Halt_{no}(w)$; $w \in \{0, 1\}^*$:
 - Pokud $Halt(w, w)$, spustíme nekonečný cyklus
 - jinak zastavíme.
- Otázka $Halt(Halt_{no}, Halt_{no})$ není řešitelná, proto algoritmus $Halt()$ nemůže existovat.

□

Směřujeme k nerozhodnutelným problémům o bezkontextových gramatikách



- Ne-rozhodnutelnost univerzálního jazyka
- redukuje na modifikovaný PCP (MPCP)
- což redukuje na PCP
- což redukuje na otázku $L(G_1) \cap L(G_2)$ pro dvě bezkontextové gramatiky
 - a další podobné otázky.

Postův korespondenční problém

Definition 12.4 (Postův korespondenční problém). Instance **Postova korespondenčního problému (PCP)** jsou dva seznamy slov nad abecedou Σ značené $A = w_1, w_2, \dots, w_k$ a $B = x_1, x_2, \dots, x_k$ stejné délky k . Pro každé i , dvojice (w_i, x_i) se nazývá **odpovídající** dvojice.

Instance PCP **má řešení**, pokud existuje posloupnost jednoho či více přirozených čísel $i_1, i_2, \dots, i_m$ tak že $w_{i_1}w_{i_2}\dots w_{i_m} = x_{i_1}x_{i_2}\dots x_{i_m}$ tj. dostaneme stejné slovo. V tom případě říkáme, že posloupnost $i_1, i_2, \dots, i_m$ **je řešení**.

Postův korespondenční problém je: Pro danou instanci PCP, rozhodněte, zda má řešení.

Example 12.3.

	Seznam A	Seznam B
i	w_i	x_i
1	1	111
2	10111	10
3	10	0

- $\Sigma = \{0, 1\}$, seznamy A, B v tabulce.
- Řešení 2, 1, 1, 3 vytvoří slovo 101111110.
- Jiné řešení: 2, 1, 1, 3, 2, 1, 1, 3.

Částečná řešení

Example 12.4. $\Sigma = \{0, 1\}$.
Neexistuje řešení pro seznamy:

	List A	List B
i	w_i	x_i
1	10	101
2	011	11
3	101	011.

Zdůvodnění:

- $i_1 = 1$, jinak by první symbol neodpovídal.
- Máme částečné řešení:
A: 10...
B: 101...

Definition 12.5 (Částečné řešení). **Částečným řešením** nazýváme posloupnost indexů $i_1, i_2, \dots, i_r$ taková že jeden z řetězců $w_{i_1}, w_{i_2}, \dots, w_{i_r}$ a $x_{i_1}, x_{i_2}, \dots, x_{i_r}$ je prefix druhého (i v případě, že řetězce nejsou totožné).

Lemma. Je-li posloupnost čísel řešením, pak je každý prefix částečným řešením.

- $i_2 = 1$, řetězce $\begin{matrix} 1010 \\ 101101 \end{matrix}$ nesouhlasí na 4. pozici.
- $i_2 = 2$, $\begin{matrix} 10011 \\ 10111 \end{matrix}$ nesouhlasí na 3. pozici.
- Je možné jen $i_2 = 3$.

- A: 10101...
B: 101011...
- Jsme ve stejné pozici jako po volbě $i_1 = 1$.
 - Nelze dostat oba řetězce na stejnou délku.

Modifikovaný Postův korespondenční problém MPCP

Definition 12.6 (Modifikovaný Postův korespondenční problém MPCP). Mějme PCP, tj. seznamy $A = w_1, w_2, \dots, w_k$ a $B = x_1, x_2, \dots, x_k$. Hledáme seznam 0 nebo více přirozených čísel $i_1, i_2, \dots, i_m$ tak že $w_{i_1}, w_{i_2}, \dots, w_{i_m} = x_{i_1}, x_{i_2}, \dots, x_{i_m}$. V tom případě říkáme, že PCP **má iniciální řešení**.

Modifikovaný Postův korespondenční problém: má PCP iniciální řešení?

Example 12.5. Tento PCP nemá iniciální řešení.

	seznam A	seznam B
i	w_i	x_i
1	1	111
2	10111	10
3	10	0

Proof:

- Částečné instance $\begin{matrix} 1 & 11 \\ 111 & 111111 \end{matrix}$ se nikdy nerovnájí na stejnou délku.
- Jiné volby vedou k různým písmenům abecedy. $\square$

MPCP redukce na PCP

Lemma 12.1 (Red. MPCP na PCP). $w \in MPCP$ má iniciální řešení, právě když má $R(w)$ řešení.

	List A	List B
i	w_i	x_i
1	1	111
2	10111	10
3	10	0

Example 12.6 (MPCP redukce na PCP.).

	List C	List D
i	y_i	z_i
0	*1*	*1*1*1
1	1*	*1*1*1
2	1*0*1*1*1*	*1*0
3	1*0*	*0
4	\$	*\$

Proof:

- Vezměme nové symboly $*$, $\$$ $\notin \Sigma$.
- $\forall i = 1, \dots, k$ definujeme y_i rozšířením w_i s $*$ za každým písmenem w_i .
- $\forall i = 1, \dots, k$ def. z_i rozšířením x_i s $*$ **před** každým písmenem x_i .
- $y_0 = *y_1$, $z_0 = z_1$.
- $y_{k+1} = \$$, $z_{k+1} = *\$$.
- $i_1, i_2, \dots, i_m$ je iniciální řešení, iff $0, i_1, i_2, \dots, i_m, (k+1)$ je řešení PCP. $\square$

Nerozhodnutelnost PCP

- Chceme dokázat, že PCP je algoritmicky nerozhodnutelný.
- Redukovali jsme MPCP na PCP (minulý slajd)
- a redukuje L_u na MPCP.

Algorithm: Redukce L_u na MPCP

Konstruueme MPCP pro TM $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, B, F)$, který nikdy nepíše B a nejde hlavou doleva od počáteční L_u $\xrightarrow{\text{an algorithm}} \text{MPCP} \xrightarrow{\text{an algorithm}} \text{PCP} w \in \Sigma^*$ je vstupní slovo.

seznam A	seznam B	
#	# q_0w #	
X	X	$\forall X \in \Gamma$
#	#	
qX	Yp	pro $\delta(q, X) = (p, Y, R)$
ZqX	pZY	pro $\delta(q, X) = (p, Y, L), Z \in \Gamma$ symbol pásky
$q\#$	$Yp\#$	pro $\delta(q, B) = (p, Y, R)$
$Zq\#$	$pZY\#$	pro $\delta(q, B) = (p, Y, L), Z \in \Gamma$ symbol pásky
XqY	q	$q \in F$, přijímající stav
Xq	q	$q \in F$
qY	q	$q \in F$
$q\#\#$	$q\#$	$q \in F$.

Example 12.7. Konvertujeme TM M $=$ Seznam dvojic bez B symbolu (ve dvou tabulkách)

q_i	$\delta(q_i, 0)$	$\delta(q_i, 1)$	$\delta(q_i, B)$
q_1	$(q_2, 1, R)$	$(q_2, 0, L)$	$(q_2, 1, L)$
q_2	$(q_3, 0, L)$	$(q_1, 0, R)$	$(q_2, 0, R)$
q_3	—	—	—

a vstupní slovo $w = 01$ na instanci MPCP.

seznam A	seznam B	zdroj
q_10	$1q_2$	$z \delta(q_1, 0) = (q_2, 1, R)$
$0q_11$	q_200	$z \delta(q_1, 1) = (q_2, 0, L)$
$1q_11$	q_210	$z \delta(q_1, 1) = (q_2, 0, L)$
$0q_1\#$	$q_201\#$	$z \delta(q_1, B) = (q_2, 1, L)$
$1q_1\#$	$q_211\#$	$z \delta(q_1, B) = (q_2, 1, L)$
$0q_20$	q_300	$z \delta(q_2, 0) = (q_3, 0, L)$
$1q_20$	q_310	$z \delta(q_2, 0) = (q_3, 0, L)$
q_21	$0q_1$	$z \delta(q_2, 1) = (q_1, 0, R)$
$q_2\#$	$0q_2\#$	$z \delta(q_2, B) = (q_2, 0, R)$

seznam A	seznam B
#	# q_101 #
0	0
1	1
#	#
$0q_30$	q_3
$0q_31$	q_3
$1q_30$	q_3
$1q_31$	q_3
$0q_3$	q_3
$1q_3$	q_3
q_30	q_3
q_31	q_3
$q_3\#\#$	#

MPCP simulace TM

seznam A	seznam B	zdroj
$q_1 0$	$1 q_2$	$z \delta(q_1, 0) = (q_2, 1, R)$
$0 q_1 1$	$q_2 00$	$z \delta(q_1, 1) = (q_2, 0, L)$
$1 q_1 1$	$q_2 10$	$z \delta(q_1, 1) = (q_2, 0, L)$
$0 q_1 \#$	$q_2 01 \#$	$z \delta(q_1, B) = (q_2, 1, L)$
$1 q_1 \#$	$q_2 11 \#$	$z \delta(q_1, B) = (q_2, 1, L)$
$0 q_2 0$	$q_3 00$	$z \delta(q_2, 0) = (q_3, 0, L)$
$1 q_2 0$	$q_3 10$	$z \delta(q_2, 0) = (q_3, 0, L)$
$q_2 1$	$0 q_1$	$z \delta(q_2, 1) = (q_1, 0, R)$
$q_2 \#$	$0 q_2 \#$	$z \delta(q_2, B) = (q_2, 0, R)$

- M přijímá posloupností $q_1 01 \vdash 1 q_2 1 \vdash 10 q_1 \vdash 1 q_2 01 \vdash q_3 101$.

A : $\#q_1 01 \#1 q_2 1 \#10 q_1 \#1 q_2 01 \#q_3 101 \#q_3 01 \#q_3 1 \#q_3 \# \#$

B : $\#q_1 01 \#1 q_2 1 \#10 q_1 \#1 q_2 01 \#q_3 101 \#q_3 01 \#q_3 1 \#q_3 \# \#$

seznam A	seznam B
$\#$	$\#q_1 01 \#$
0	0
1	1
$\#$	$\#$
$0 q_3 0$	q_3
$0 q_3 1$	q_3
$1 q_3 0$	q_3
$1 q_3 1$	q_3
$0 q_3$	q_3
$1 q_3$	q_3
$q_3 0$	q_3
$q_3 1$	q_3
$q_3 \# \#$	$\#$

PCP je algoritmicky nerozhodnutelný

Theorem 12.2 (PCP je algoritmicky nerozhodnutelný). *Postův korespondenční problém PCP je algoritmicky nerozhodnutelný.*

Proof. Předchozí algoritmus redukuje L_u na MPCP. Chceme dokázat:

- M přijímá w právě když zkonstruovaný $P \xrightarrow{L_u} \boxed{\text{an algorithm}} \xrightarrow{\text{MPCP}} \boxed{\text{an algorithm}} \xrightarrow{\text{PCP}}$.

$\Rightarrow$ Pokud $w \in L(M)$, začneme iniciálním párem a simulujeme výpočet M na w .

$\Leftarrow$ Máme-li iniciální řešení PCP, odpovídá přijímajícímu výpočtu M nad w .

- MPCP musí začít první dvojicí.
- Dokud $q \notin F$, mazací pravidla se nepoužijí.
- Pokud $q \notin F$, částečné řešení je tvaru: $\begin{matrix} A:x \\ B:xy \end{matrix}$, t.j. B je delší než A
- tedy musel skončit v přijímajícím stavu.

□

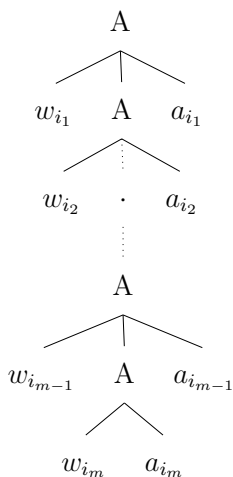
Algoritmická rozhodnutelnost u CFL

Pro bezkontextové jazyky je algoritmicky rozhodnutelné

- zda dané slovo patří či nepatří do jazyka
 - prázdné slovo zvlášť
 - pak algoritmus CYK
 - nebo otestovat všechny derivace s $2|w| - 1$ pravidly,
- zda je jazyk prázdný
 - algoritmus redukce gramatiky (ne-nenerujících a nedosažitelných), zjistíme, zda lze z S generovat terminální slovo

Nerozhodnutelnost víceznačnosti CFG

Theorem 12.3. Je algoritmicky nerozhodnutelné, zda je bezkontextová gramatika víceznačná (tj. existuje slovo jazyka gramatiky, které má dva různé derivační stromy).



Redukujeme PKP na náš problém.

Mějme instanci PCP ($A = w_1, w_2, \dots, w_k, B = x_1, x_2, \dots, x_k$), množinu indexů $a_1, a_2, \dots, a_k \in N$ a tři gramatiky G_A, G_B, G_{AB} :

$$G_A \quad A \rightarrow w_1 A a_1 | w_2 A a_2 | \dots | w_k A a_k |$$

$$w_1 a_1 | w_2 a_2 | \dots | w_k a_k$$

$$G_B \quad B \rightarrow x_1 B a_1 | x_2 B a_2 | \dots | x_k B a_k |$$

$$x_1 a_1 | x_2 a_2 | \dots | x_k a_k$$

$$G_{AB} \quad \{S \rightarrow A | B\} \cup G_A \cup G_B.$$

Gramatika G_{AB} je víceznačná právě když instance (A, B) PCP má řešení.

- Každé slovo v G_A má jednoznačnou derivaci (danou a_i vpravo). Podobně pro B .

Nerozhodnutelné problémy pro bezkontextové jazyky CFG

Theorem 12.4 (Nerozhodnutelné problémy o CFG). Mějme G_1, G_2 bezkontextové gramatiky, R regulární výraz. Následující problémy jsou algoritmicky nerozhodnutelné:

- 1 Je $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$?
- 2 Je $L(G_1) = T^*$ pro nějakou abecedu T ?
- 3 Je $L(G_1) = L(G_2)$?
- 4 Je $L(G_1) = L(R)$?
- 5 Je $L(G_1) \subseteq L(G_2)$?
- 6 Je $L(R) \subseteq L(G_1)$?

Průnik $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$

Proof: 1 $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$

Převédeme PKP na (1)

- zvolíme nové terminály $\{a_1, a_2, \dots, a_m\}$ pro kódy indexů
- $$G_1 \quad A \rightarrow w_1 A a_1 | w_2 A a_2 | \dots | w_k A a_k |$$
- $$w_1 a_1 | w_2 a_2 | \dots | w_k a_k$$
- $$G_2 \quad B \rightarrow x_1 B a_1 | x_2 B a_2 | \dots | x_k B a_k |$$
- $$x_1 a_1 | x_2 a_2 | \dots | x_k a_k$$

- PKP má řešení právě když $L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset$
- první část se musí rovnat, druhá (a_i) zajišťuje stejné pořadí.

□

Vše $L(G) = T^*$

Proof: 2 $L(G) = T^*$

Převédeme PKP na (2):

- zvolíme nové terminály $\{a_1, a_2, \dots, a_m\}$ pro kódy indexů

$$G_1 \quad A \rightarrow w_1 A a_1 | w_2 A a_2 | \dots | w_k A a_k$$

$$G_2 \quad B \rightarrow x_1 B a_1 | x_2 B a_2 | \dots | x_k B a_k$$

$$x_1 a_1 | x_2 a_2 | \dots | x_k a_k$$
- jazyky $L(G_1), L(G_2)$ jsou deterministické,
- tedy $\overline{L(G_1)}, \overline{L(G_2)}$ jsou deterministické CFL a $\overline{L(G_1)} \cup \overline{L(G_2)}$ je CFL
- máme CFG G gramatiku s $L(G) = \overline{L(G_1)} \cup \overline{L(G_2)}$
- PKP má řešení $\Leftrightarrow L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset \Leftrightarrow L(G) = \overline{L(G_1)} \cup \overline{L(G_2)} \neq \Sigma^*$. □

- Poznámka: $L(G) = \emptyset$ je algoritmicky rozhodnutelné.
- CFL nejsou uzavřené na doplněk, pouze deterministické CFL ano.

Proof: 3-6

Zbylé algoritmicky nerozhodnutelné problémy.

- 3 Je $L(G_1) = L(G_2)$?
 – Důkaz: ať G_1 generuje Σ^* .
- 4 Je $L(G_1) = L(R)$?
 – Důkaz: za R zvolíme Σ^* .
- 5 Je $L(G_1) \subseteq L(G_2)$?
 – Důkaz: ať G_1 generuje Σ^* .
- 6 Je $L(R) \subseteq L(G_1)$?
 – Důkaz: za R zvolíme Σ^* . □

- Poznámka: $L(G) \subseteq L(R)$ je algoritmicky rozhodnutelné
 $L(G) \subseteq L(R) \Leftrightarrow L(G) \cap \overline{L(R)} = \emptyset$ a zároveň $(L(G) \cap \overline{L(R)})$ je CFL (uzavřenost operací)

Shrnutí

Popis nekonečných objektů konečnými prostředky

- regulární jazyky
 - konečné automaty (NFA, 2FA)
 - Nerode (rozklad), Kleene (elementární operace), pumpování
- bezkontextové jazyky

- zásobníkové automaty (DPDA $\neq$ PDA)
- pumpování
- kontextové jazyky
 - lineárně omezené automaty
 - monotonie
- rekurzivně spočetné jazyky
 - Turingovy stroje
 - algoritmická nerozhodnutelnost

použití nejen pro práci s jazyky.

13 Časová složitost

Časová složitost

Definition 13.1 (časová složitost). Mějme Turingův stroj M , který zastaví na každém vstupu. **Časová složitost** M je funkce $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, kde $f(n)$ je maximální počet kroků výpočtu M nad vstupy délky n .

Definition 13.2 ((Asymptotická) horní hranice $O(g(n))$). Mějme funkce $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$. Říkáme, že $f(n) \in O(g(n))$, pokud existují $c, n_0 \in \mathbb{N}^+$ taková, že:

$$\forall n \geq n_0 \text{ platí } f(n) \leq c \cdot g(n).$$

V takovém případě říkáme, že $g(n)$ je (asymptotická) **horní hranice** pro $f(n)$. (Slovo asymptotická vyjadřující ignorování prvních n_0 i konstanty c se zpravidla vynechává.)

- Reálná čísla jsou tam kvůli logaritmu.
- Např. $f(5n^3 + 2n^2 + 22n + 6) \in O(n^3)$ s $n_0 = 10, c = 6$.

Definition 13.3 (třída časové složitosti). Mějme funkci $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$. Definujeme **třídu časové složitosti** $TIME(t(n))$ jakožto množinu všech jazyků, které jsou rozhodnutelné jednopáskovým Turingovým strojem v čase $O(t(n))$ tj. vždy zastaví, pro vstup délky n nejpozději po $O(t(n))$ krocích, a vydá správnou odpověď.

Example 13.1 ($\{0^i 1^i | i \in \mathbb{N}_0\}$ je $O(n^2)$). Jazyk $\{0^i 1^i | i \in \mathbb{N}_0\}$ je $O(n^2)$

1. Zkontroluj vstup $0^i 1^j$, pokud za 1 je 0, nepřijmi (čas $O(n)$)
2. návrat na začátek se schová v konstantě, $O(2n) = O(n)$
3. procházej postupně 0 v čase $O(n^2)$
 - <+> přepiš 0 na X
 - <+> najdi 1 a přepiš na X
 - <+> vrať se na začátek
4. Když už není 0, ověř že není ani 1 a přijmi (s 1 nepřijmi). (čas $O(n)$)

Jde to rychleji?

Example 13.2 ($\{0^i 1^j | i \in \mathbb{N}_0\}$ je $O(n \log n)$). Jazyk $\{0^i 1^j | i \in \mathbb{N}_0\}$ je $O(n \log n)$

<+> Zkontroluj vstup $0^i 1^j$, zkontroluj sudou délku (čas $O(n)$)

<+> procházej dokud najdeš 0 v čase ($O(n \log n)$)

- (a) přepiš každou druhou 0 na X
- (b) přepiš každou druhou 1 na X
- (c) zkontroluj sudost počtu nul a jedniček dohromady, pokud ne, nepřijmi.
- (d) a vrať se na začátek

<+> Když už není 0, ověř že není ani 1 a přijmi (s 1 nepřijmi). (čas $O(n)$)

Regulární jazyky - jen pro zajímavost

- O moc rychleji to nejde.

Definition ($o()$). Mějme funkce $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$. Říkáme, že $f(n) = o(g(n))$, pokud

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = 0.$$

Tj. pro každé $c > 0$ existuje n_0 takové, že $(\forall n > n_0) (f(n) < cg(n))$.

- Malé o má význam 'ostře menší', velké O menší nebo rovno.

Theorem (just for info). Každý jazyk rozhodnutelný v čase $o(n \log n)$ na jednopáskovém Turingově stroji je regulární.

Vícepáskový Turingův stroj

Vícepáskový Turingův stroj pro $\{0^n 1^n\}$

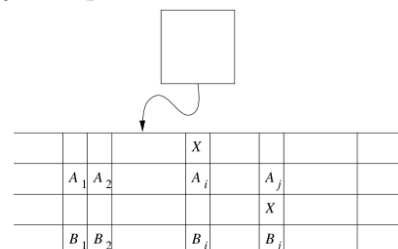
- 1: **procedure** $0N1N(w \in \{0, 1\}^*)$
- 2: Kopíruj nuly na pomocnou pásku.
- 3: Na první jedničky přepni do nového stavu, maž nulu i jedničku.
- 4: **return** Vymazaly se zároveň nuly i vstupní páska?
- 5: **end procedure**

Lemma. Mějme funkci $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$, $t(n) \geq n$. Každý vícepáskový Turingův stroj s časem $t(n)$ má jednopáskový ekvivalent $O(t^2(n))$.

Proof: opakování

- Simulaci výpočtu k -páskového stroje o n krocích lze provést v čase $O(n^2)$ (simulace jednoho kroku z prvních n trvá $4n + 2k$, hlavy nejvýš $2n$ daleko, přečíst, zapsat, posunout značky). $\square$

Simulace 2-páskového TM na jedné pásce



Nedeterministický Turingův stroj

Definition 13.4 (doba běhu nedeterministického TM). Mějme **nedeterministický** Turingův stroj M , který zastaví na každém vstupu. **Doba běhu** M je funkce $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, kde $f(n)$ je maximální počet kroků který M potřebuje v jakékoli větvi výpočtu nad jakýmkoli vstupem délky n .

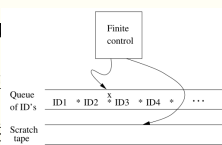
O takovém nedeterministickém Turingovu stroji M říkáme, že **rozhoduje** jazyk $L(M)$ v čase $f(n)$.

Theorem 13.1. Mějme funkci $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$, $t(n) \geq n$. Každý nedeterministický Turingův stroj s časem $t(n)$ má deterministický ekvivalent $2^{O(t(n))}$.

- Pokud pro dvojici $Q \times \Gamma$ máme maximálně d variant, pak po k krocích se TM může dostat maximálně do d^k konfigurací.
- Jeden krok zvládneme 'schovat do konstanty' k $t(n)$, logaritmus d pro převod také, proto simulace je v čase $O(t(n)d^{t(n)}) = 2^{O(t(n))}$.
- Máme přidat převod simulace více pásek, ale $(2^{O(t(n))})^2 = 2^{O(2t(n))} = 2^{O(t(n))}$.

Proof: opakování - idea důkazu

- páska nekonečná – nelze použít podmnožinovou konstrukci
- prohledáváme do šířky všechny výpočty M_N
- modelujeme TM se dvěma páskami
 - první páska: posloupnost konfigurací
 - * aktuální označena (křížkem na obrázku)
 - * vlevo už prozkoumané, můžeme zapomenout
 - * vpravo aktuální a pak další čekající
 - druhá páska: pomocný výpočet
- zpracování jedné konfigurace obnáší
 - přečti stav a symbol aktuální konfigu
 - je-li stav přijímající $\in F$, přijmi a sk
 - napiš konfiguraci ID na pomocnou pá
 - pro každý možný krok δ (uložený v hlavě M_D)
 - * proved' krok a napiš novou ID na konec první pásky
 - vrať se k označené ID, značku vymaž a posuň o 1 doprava
 - opakuj



□

Opakování - Jednosměrná páska

X_0	X_1	X_2	$\dots$
*	X_{-1}	X_{-2}	$\dots$

Lemma (Jednosměrná páska). Pro každý Turingův stroj M_2 existuje Turing. stroj M_1 , který přijímá stejný jazyk a

- M_1 nikdy nejde vlevo od počáteční pozice

- M_1 nikdy nepíše blank B .

Proof.

- Místo B blank zavedeme nový páskový symbol, B_1 .
 - Místo každého psaní B píšeme B_1 a všechny instrukce pro čtení B zkopírujeme též pro čtení B_1 .
 - Takto modifikovaný TM nikdy nepíše B (píše B_1).
- Pro jednosměrnou pásku
 - Nejdřív přepíšeme vstup, aby byl v horní stopě dvoustopé pásky.
 - Pod nejlevější symbol dáme nový znak $*$, abychom věděli, že jsme na levém okraji, a máme přepnout z horní stopy do dolní. Ve stavu ('hlavě') si pamatujeme, jestli čteme horní stopu ('normálně') nebo spodní stopu (kde L znamená doprava a R doleva). Pokud vidíme $*$, odpovídající instrukce přepíšeme na změnu stopy (zhora vlevo přepnu na dolů, pokud jsem dole přešla na $***$, mám rovnou čist horní symbol a směřovat dle horní pásky).

□

Definition 13.5 (třída P). Definujeme **P ($PTIME$) třídu jazyků rozhodnutelných v polynomiálním čase** jednopáskovým deterministickým Turingovým strojem. Tedy:

$$P = \bigcup_k TIME(n^k).$$

Theorem 13.2 ($CFL \subseteq P$). Každý bezkontextový jazyk patří to P .

Proof.

- Gramatiku převedeme do ChNF (velikost nezávisí na n),
- CYK algoritmus je polynomiální ($O(n^3)$).

□

Example 13.3.

- Cesta v grafu $PATH$
- Nesoudělná čísla $RELPRIME$
 - Repeat until $y = 0$
 - $x \leftarrow x \bmod y$
 - exchange x and y
 - Return x .

Verifikátory, třída NP

Definition 13.6 (Verifikátor). • **Verifikátor** jazyka L je algoritmus V , kde:

$$L = \{w \mid V \text{ pro nějaký řetězec } c \text{ přijímá } \langle w, c \rangle\}.$$

- Náповěda c pro snadné ověření se nazývá **certifikát**.
- Časová složitost verifikátoru se měří pouze vzhledem k délce w , **polynomiální verifikátor** rozhoduje v čase polynomiálním vzhledem k $|w|$.
- Jazyk L je **polynomiálně verifikovatelný**, pokud má polynomiální verifikátor. Pak i certifikát vždy existuje i polynomiální, delší by verifikátor nestihl ani přečíst.

Definition 13.7 (NP). **Třída jazyků rozhodnutelných v polynomiálním čase NP** je tvořena jazyky s polynomiálním verifikátorem.

Hamiltonovská cesta

Example 13.4.

$$HAMPATH = \{\langle G, s, t \rangle \mid G \text{ je orientovaný graf s hamiltonovskou cestou z } s \text{ do } t\}.$$

Hamiltonovská cesta je taková (orientovaná) cesta, která obsahuje každý vrchol grafu právě jednou.

- Složitost u grafů bereme vůči počtu uzlů, počet hran je max. kvadratický, tj. polynomiální.
- Náš certifikát je posloupnost vrcholů cesty.
- Algoritmus v polynomiálním čase ověří, že jde o hamiltonovskou cestu.
- Pro $\overline{HAMPATH}$, neznáme verifikátor (jen umíme ověřit v exponenciálním čase).

($\overline{HAMPATH}$ je množina (neplatných vstupů $HAMPATH$ a) orientovaných grafů s dvojicí vrcholů s, t , pro které neexistuje hamiltonovská cesta z s do t .)

Třídy $NTIME$

Definition 13.8 (NP). Mějme funkci $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$. Definujeme třídu

$$NTIME(t(n)) = \{L \mid L \text{ jazyk rozhodnutelný nedeterminist. TM v čase } O(t(n)).\}$$

Definition (definice). **Třída jazyků rozhodnutelných v polynomiálním čase** (značíme NP) je tvořena jazyky s polynomiálním verifikátorem.

Theorem 13.3.

$$NP = \bigcup_k NTIME(n^k).$$

- Idea důkazu: převedeme verifikátor na NTM a opačně.
- NTM uhodne certifikát a simuluje verifikátor.
- Verifikátor bere přijímající větev NTM jakožto certifikát.

$verif. \Rightarrow \bigcup$. • Předpokládáme $L \in NP$.

- Hledáme nedeterministický TM M .
- Vezmeme verifikátor V z definice NP . Nechť rozhoduje L v čase n^k .
- M na vstupu w délky n :
 - Nedeterministicky uhodne řetězec c délky nanejvýš n^k .
 - Spustí V na vstupu $\langle w, c \rangle$.
 - Pokud V přijme, M také přijme.

□

$\bigcup \Rightarrow verifikátor$. • Předpokládáme $L = L(M)$ rozhodnutelný nějakým NTM M v polynomiálním čase.

- Hledáme verifikátor V .
- V na vstupu $\langle w, c \rangle$:
 - Simuluje M na vstupu w , v bodech větvení vybere větev podle c .
 - Pokud tato větev NTM přijme, V přijme.

- Pokud všechny větve selhaly, NTM nepřijímá.

□

Example 13.5 (*CLIQUE* je NP). Problém k -kliky *CLIQUE* je v daném grafu G určit, jestli existuje klika velikosti k , tj.

$$CLIQUE = \{ \langle G, k \rangle \mid G \text{ je neorientovaný graf s klikou velikosti } k \}.$$

Verifikátor pro *CLIQUE*

```

1: procedure CLIQUE_VERIFIER(  $\langle G, k \rangle, c \rangle$  )
2:   Otestuj, jestli  $c$  je podgraf  $G$  o  $k$  uzlech.
3:   Otestuj, jestli je  $c$  klika, tj. úplný podgraf, má všechny hrany.
4:   return Oba předchozí testy TRUE?
5: end procedure

```

Nedeterministický Turingův stroj pro *CLIQUE*

```

1: procedure CLIQUE_NTM(  $\langle G, k \rangle$  )
2:   Nedeterministicky vyber  $k$  prvkovou podmnožinu  $c$  vrcholů  $G$ .
3:   return Je  $c$  klika? tj. úplný podgraf, má všechny hrany.
4: end procedure

```

Převoditelnost v polynomiálním čase

Definition 13.9 (). Funkci $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$ nazveme **polynomiálně vyčíslitelnou**, pokud existuje Turingův stroj M , který pro každý vstup w v polynomiálním čase zastaví s $f(w)$ na pásce.

Jazyk A je **převoditelný v polynomiálním čase** na jazyk B , $A \leq_P B$, pokud existuje funkce $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$ vyčíslitelná v polynomiálním čase a pro každé $w \in \Sigma^*$

$$w \in A \Leftrightarrow f(w) \in B.$$

Funkci f pak nazýváme **polynomiální redukcí A do B** .

Definition 13.10 (SAT, 3SAT). Formulí ϕ nazveme **3-cnf formule**, pokud je formule výrokové logiky v CNF, kde v každé klauzuli jsou nejvýše tři literály.

Formule je **splnitelná**, pokud existuje takové ohodnocení výrokových proměnných, že je hodnota formule TRUE.

Problém **3SAT** je pro každou 3-cnf formulí rozhodnout, zda je splnitelná, tj.

$$3SAT = \{ \phi \mid \phi \text{ je splnitelná 3-cnf formule} \}.$$

Problém **SAT** je pro každou booleovskou formulí rozhodnout, zda je splnitelná

$$SAT = \{ \phi \mid \phi \text{ je splnitelná formule} \}.$$

Theorem 13.4. *3SAT je polynomiálně převoditelný na CLIQUE.*

Proof. • Každý výskyt proměnné - uzel grafu.

- Hrany všude, jen ne:
 - mezi uzly z téže klauzule
 - mezi proměnnou a její negací x a $\neg x$.

□

NP úplnost

Definition 13.11 (*NP úplnost*). Jazyk B je **NP úplný**, pokud je NP a každý jazyk $A \in NP$ je na B polynomiálně převoditelný.

Theorem 13.5. Pokud B je NP-úplný a $B \in P$, pak $P = NP$.

Proof. Přímý důsledek definice polynomiální převoditelnosti a NP . □

Theorem 13.6. Pokud B je NP-úplný a $B \leq_P C$ pro nějaké $C \in NP$, pak C je NP-úplný.

Proof. Převod problému na B dále převedeme na C , stačí polynomiální čas. □

Cook-Levin-ova věta

Theorem 13.7 (Cook-Levin-ova věta). *SAT je NP-úplný.*

- idea důkazu úplnosti: převedeme výpočet nedeterministického Turingova stroje na SAT.
- SAT is NP
 - Nedeterministický TM uhodne správné ohodnocení a v polynomiálním čase ověří, je pro něj formule pravdivá.
- SAT je NP-úplný
 - Vezmeme libovolný $L \in NP$
 - nechť M je nedeterministický TM který rozhoduje jazyk L v čase $n^k - 3$ pro nějaké k
 - (zde pro jednoduchost NTM s jednostrannou páskou)
 - Vytvoříme tabulku (tableau) $n^k \times n^k$, každý řádek odpovídá konfiguraci M na vstupu w
 - můžeme předpokládat (opatrřit) každou konfiguraci ohraničenou zarážkami #.

#	q_0	w_1	w_2	$\dots$	w_n	—	—	$\dots$	#
#									#
#	$\vdots$								#
#	$\vdots$								#
#									#

- Výpočet budeme skládat po okýnkách 2×3 .

- Vybraná dovolená okénka, $(a, b, c, d \in \Gamma)$

$\delta(q_1, b)$	$\ni$	$\delta(q_1, b)$	$\ni$	$\delta(q_1, b)$	$\ni$																		
(q_2, c, L)		(q_2, c, R)		(q_2, c, R)																			
<table> <tr><td>a</td><td>q_1</td><td>b</td></tr> <tr><td>q_2</td><td>a</td><td>c</td></tr> </table>	a	q_1	b	q_2	a	c		<table> <tr><td>a</td><td>q_1</td><td>b</td></tr> <tr><td>a</td><td>c</td><td>q_2</td></tr> </table>	a	q_1	b	a	c	q_2		<table> <tr><td>d</td><td>a</td><td>q_1</td></tr> <tr><td>d</td><td>a</td><td>c</td></tr> </table>	d	a	q_1	d	a	c	
a	q_1	b																					
q_2	a	c																					
a	q_1	b																					
a	c	q_2																					
d	a	q_1																					
d	a	c																					
přenos	beze	$\delta(_, _)$	$\ni$	$\delta(_, _)$	$\ni$																		
změny		$(q_2, _, L)$		$(_, c, L)$																			
<table> <tr><td>#</td><td>a</td><td>b</td></tr> <tr><td>#</td><td>a</td><td>b</td></tr> </table>	#	a	b	#	a	b		<table> <tr><td>a</td><td>b</td><td>c</td></tr> <tr><td>a</td><td>b</td><td>q_2</td></tr> </table>	a	b	c	a	b	q_2		<table> <tr><td>a</td><td>b</td><td>d</td></tr> <tr><td>c</td><td>b</td><td>d</td></tr> </table>	a	b	d	c	b	d	
#	a	b																					
#	a	b																					
a	b	c																					
a	b	q_2																					
a	b	d																					
c	b	d																					

- Přenos beze změny všude, kde není v okolí stav (hlava)
- přenos beze změny pokud stav je přijímající
- na každém řádku nejvýše jeden stav
- okénko musí být částí povoleného přechodu
- rozbor technický, udělali za nás jiní.
- **Tvrzení:** Pokud je první řádek tabulky počáteční konfigurace a každé okénko je legální, pak každý řádek odpovídá legální konfiguraci dosažitelné jedním krokem z předchozího řádku.
 - * V horním řádku není stav, pak se prostřední symbol musí opsat beze změny.
 - * V horním řádku stav vprostřed: okénko garantuje korektnost přepisu obou stran.

□

Proof. • Z tabulky vytvoříme formuli $\phi = \phi_{cell} \& \phi_{start} \& \phi_{move} \& \phi_{accept}$.

- pro každé políčko tabulky (i, j) a písmeno $a \in \Gamma \cup Q \cup \{\#\}$ vytvoříme výrokovou proměnnou $x_{i,j,a}$

$$\phi_{cell} = \bigwedge_{1 \leq i, j \leq n^k} \left[\left(\bigvee_{a \in \Gamma \cup Q \cup \{\#\}} x_{i,j,a} \right) \& \bigwedge_{s \neq t \in \Gamma \cup Q \cup \{\#\}} (\overline{x_{i,j,s}} \vee \overline{x_{i,j,t}}) \right] \text{ \#právě jedno } a$$

$$\phi_{start} = x_{1,1,\#} \& x_{1,2,q_0} \& x_{1,3,w_1} \& x_{1,4,w_2} \& \dots \& x_{1,n+2,w_n} \& x_{1,n+3,_} \& \dots \& x_{1,n^k,\#}$$

$$\phi_{accept} = \bigvee_{1 \leq i, j \leq n^k} x_{i,j,q_{accept}}$$

- Celková formule ϕ_{move} bude konjunkce, že každé okénko s horním středem na pozici i, j je legální

$$\phi_{move} = \bigwedge_{1 \leq i < n^k, 1 < j < n^k} \phi_{i,j} \quad \# \text{ okénko } (i, j) \text{ je legální}$$

- legálnost okénka (i, j) zajistíme disjunkcí legálních okének

$$\phi_{i,j} = \bigvee_{(a_1, \dots, a_6) \in LEGAL} (x_{i,j-1,a_1} \& x_{i,j,a_2} \& x_{i,j+1,a_3} \& x_{i+1,j-1,a_4} \& x_{i+1,j,a_5} \& x_{i+1,j+1,a_6})$$

□

Proof. • **Tvrzení:** Převod má polynomiální složitost, konkrétně $O(n^{2k} \log n)$.

- $\phi_{cell} \in O(n^{2k} \log n)$, procházíme dvojice buněk
- $\phi_{start} \in O(n^2 \log n)$, procházíme první řádek
- $\phi_{move}, \phi_{accept} \in O(n^{2k} \log n)$,
 * počet buněk n^{2k} , pro každou konstantní velikost formule.

- pro štouraly $\log n$ pro zápis indexu proměnných, jehož délka závisí na n .

□

3SAT je NP-úplný.

Theorem 13.8. *3SAT je NP-úplný.*

Proof. • Upravíme předchozí převod na formuli 3SAT.

- V CNF je skoro vše, kromě disjunkce okének pohybu, která jsou konjunkcí,
 - převedeme do CNF
 - stačí polynomiální (konstantní) čas - velikost podformule závisí jen na stroji N , nikoli na délce vstupu
- v krátkých klauzulích zkopírujeme proměnnou
- dlouhé rozdělíme zavedením nových proměnných.

□

14 co-NP, Prostorová složitost

co-NP, Tautologičnost

Definition 14.1 (co-NP). Jazyk $L \subseteq \Sigma^*$ patří do třídy **co-NP** právě když jeho doplněk $\Sigma^* - L$ patří do NP.

- P je částí NP i co-NP.
- Domníváme se, že NP-úplné problémy nejsou v co-NP.
 - pokud $P = NP$, tak jsou.

Definition 14.2 (tautologičnost). Problém, zda je daná formule výrokové logiky tautologie, nazýváme **tautologičnost TAUT**.

Theorem 14.1. *Problém tautologičnosti TAUT je co-NP.*

- Důkaz z pozorování, že doplněk TAUT (do množiny korektních formulí VL) je snadno převoditelný na SAT a SAT je v NP.
- Doplněk SAT je otázka, jestli negace dané formule je tautologie.
- Doplněk SAT je co-NP.
- SAT rozhoduje všechny formule, tedy i jejich negace.

NP $\cap$ co-NP $\times$

Example 14.1 (Celočíselné dělení). Mějme dvě přirozená čísla $m, n \in \mathbb{N}_+$. Existuje d dělitel m který je $1 < d \leq n$?

Lemma. Problém celočíselného dělení je NP i $co - NP$.

NP Dělitel je certifikátem, vydělíme a zkontrolujeme nulový zbytek v polynomiálním čase, tj. problém je NP .

$co-NP$ Za certifikát vezmeme seznam prvočíselných dělitelů (faktorů) m větších než n . Vynásobením ověříme rovnost m , AKS (Agrawal–Kayal–Saxena) testem ověříme prvočíselnost dělitelů v polynomiálním čase.

Prostorová složitost

- Podobně jako časovou složitost měříme prostor potřebný k výpočtu.

Definition 14.3 (prostorová složitost). • Pro deterministický Turingův stroj M , který zastaví na každém vstupu, je **prostorová složitost** M funkce $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, kde $f(n)$ je maximální počet buněk pásky, které M přečte při jakémkoli vstupu délky n .

- Pro nedeterministický Turingův stroj M , který všechny větve výpočtu zastaví na každém vstupu, je **prostorová složitost** M je funkce $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, kde $f(n)$ je maximální počet buněk pásky, které M přečte při jakémkoli vstupu délky n na libovolné větvi výpočtu.
- Pro logaritmickou složitost musíme modifikovat výpočetní model:
- vstupní páska je pouze na čtení
- pracovní páska na psaní i čtení, na ní měříme prostorovou složitost.

Třídy prostorové složitosti

Definition 14.4 (třídy prostorové složitosti). Mějme funkci $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$. Definujeme **třídy prostorové složitosti** $SPACE(f(n))$ a $NSPACE(f(n))$:

- $SPACE(f(n)) = \{L \mid L \text{ je jazyk rozhodnutelný v prostoru } O(f(n)) \text{ deterministickým TM}\}$,
- $NSPACE(f(n)) = \{L \mid L \text{ je jazyk rozhodnutelný v prostoru } O(f(n)) \text{ nedeterministickým TM}\}$.

Přijímá NFA vše?

Example 14.2 (Přijímá NFA vše?). Mějme nedeterministický konečný automat NFA . Přijímá všechny řetězce?

$$ALL_{NFA} = \{\langle A \rangle \mid A \text{ je } NFA \text{ a } L(A) = \Sigma^*\}.$$

- Označme q počet stavů M . Pokud M nepřijímá nějaký řetězec, musí nepřijímat i nějaký délky nanejvýš 2^q
 - Po přečtení písmene si pamatujeme, v jakých stavech se M může nacházet.
 - pokud se nachází ve stejné podmnožině stavů, v jaké už byl, můžeme 'smyčku' mezi těmito stavy vynechat.
 - počet možných podmnožin stavů M je 2^q .
 - Potřebujeme prostor pro pamatování *ano/ne* každého uzlu, jestli je dosažitelný aktuálním slovem, a čítač cyklu do 2^q - stačí lineární prostor.
 - * protože čísla zapisujeme v binárním tvaru
 - nedeterministicky ověříme každý řetězec do 2^q délky; pokud při nějakém není *ano* pro žádný z přijímajících stavů, máme svědka $L(A) \neq \Sigma^*$.

Savitch-ova věta

Theorem 14.2 (Savitch-ova věta). *Pro libovolnou funkci $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}_+$, pro kterou $f(n) \geq n$ platí:*

$$NSPACE(f(n)) \subseteq SPACE(f^2(n)).$$

- Kdybychom simulovali NTM přímo:
 - musíme si pamatovat aktuální větev výpočtu
 - větev s $f(n)$ prostorem může běžet $2^{O(f(n))}$ kroků, v každém z nich může mít nedeterministickou volbu.
 - potřebovali bychom $2^{O(f(n))}$ prostor si volby pamatovat.
 - Máme dovoleno jen $O(f^2(n)) < 2^{O(f(n))}$ (asymptoticky).

*Důkaz Savitch-ovy věty přes CANYIELD(c_1, c_2, t). V kvadratickém čase vyřešíme **problém dosažitelnosti (yieldability)***

- Pro dvě dané konfigurace NTM c_1, c_2 a číslo $t \in \mathbb{N}$,
- Je v NTN z konfigurace c_1 dosažitelná konfigurace c_2 v maximálně t krocích a maximálně používající $f(n)$ prostor?
- Pak c_1 počáteční konfigurace, c_2 přijímající, t maximální počet kroků NTM.

□

Mějme nedeterministický NTM N .

dosažitelnost konfigurací NTM

```
1: procedure CANYIELD(  $\langle N, c_1, c_2, t \rangle$  )
2:   if  $t = 1$  then
3:     return  $c_1 = c_2$  nebo dosažitelné  $N$  v jednom kroku?
4:   end if
5:   if  $t > 1$  then
6:     for každou konfiguraci  $c_m$  stroje  $N$  na prostoru  $f(n)$  do
7:        $prvni \leftarrow CANYEALD(c_1, c_m, \frac{t}{2})$ 
8:        $druha \leftarrow CANYEALD(c_m, c_2, \frac{t}{2})$ 
9:       if ( $prvni \ \& \ druha$ ) = TRUE then
10:        return Accept
11:      end if
12:    end for
13:    if pokud dosud nepřijato then
14:      return Reject
15:    end if
16:  end if
17: end procedure
```

TM M simulující NTM N v kvadratickém prostoru

- Mějme nedeterministický NTM N .
- Modifikujeme ho, aby před přijetím smazal pásku a posunul se na nejlevější políčko (při jednostranné pásce).

- Všechny přijímající stavy sloučíme do jednoho, pak stejně víc nedělá.
- Tím je přijímající konfigurace c_{accept} jednoznačná.
- Najdeme d maximální počet štěpení konfigurace v jednom kroku, tj. horní odhad pro počet konfigurací $2^{d \cdot f(n)}$ (kde $n = |w|$).
- Tím je $2^{d \cdot f(n)}$ i horní odhad času běhu libovolné větve N .

Savitch_Simulace

```

1: procedure SAVITCH_SIMULACE(  $\langle w \rangle$  )
2:   return CANYIELD( $c_{start}, c_{accept}, 2^{d \cdot f(n)}$ )
3: end procedure

```

Proof. Složitost simulace

- CANYIELD potřebuje ukládat konfigurace a t , tj. $O(f(n))$ prostoru.
- Počet volání CANYIELD je logaritmický vzhledem k $t = 2^{d \cdot f(n)}$
- Hloubka rekurze je $O(\log(2^{d \cdot f(n)}))$ tedy $O(f(n))$.
- Celkem $O(f(n)) \cdot O(f(n)) = O(f^2(n))$ prostoru.
- Zamlčeli jsme, že M potřebuje znát $f(n)$
 - buď zkouší postupně $f(n) = 1, 2, 3, \dots$
 - nebo přidáme do předpokladu že N rozhoduje jazyk v prostoru $f(n)$.

□

PSPACE

Definition 14.5 (PSPACE). **PSPACE** je třída jazyků rozhodnutelných v polynomiálním prostoru deterministickým Turingovým strojem, tj.

$$PSPACE = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} SPACE(n^k).$$

- **NSPACE** ani nedefinujeme,
 - protože $NPSACE = PSPACE$, protože máme Savich-ovu větu a polynom na druhou je také polynom.
- SAT is $SPACE(n)$, tj. $PSPACE$.
- ALL_{NFA} je $coNSPACE(n)$
 - dle Savitchovy věty i $SPACE(n^2)$
 - protože deterministické prostorové třídy jsou uzavřené na doplněk (stroj vždy zastaví - my jen obrátíme odpověď).

Prostorové a časové třídy

Theorem 14.3.

$$P \subseteq NP \subseteq PSPACE = NPSPACE \subseteq EXPTIME = \bigcup_k TIME(2^{n^k}).$$

$P \subseteq PSPACE$ Stroj v čase $t(n)$ navštíví maximálně $t(n)$ políček, proto pro $t(n) \geq n$ stačí prostor $t(n)$.

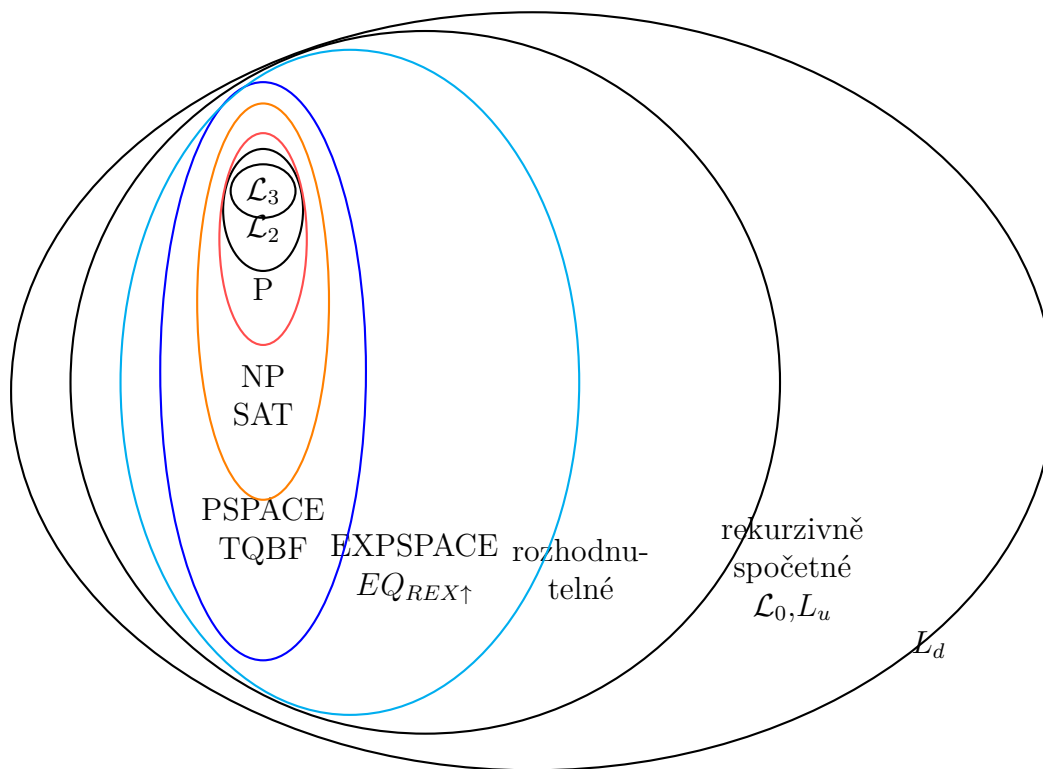
$NP \subseteq NPSPACE = PSPACE$ stejně jako výše.

$PSPACE \subseteq EXPTIME$ Pro $f(n) \geq n$ dosáhne TM M pracující v prostoru $f(n)$ maximálně $f(n) \cdot 2^{O(f(n))}$ různých konfigurací,

v konečném deterministickém výpočtu se žádná konfigurace neopakuje

proto existuje TM M_2 simulující TM M v čase $f(n) \cdot 2^{O(f(n))}$, tedy $PSPACE \subseteq EXPTIME$.

- Jediná nerovnost, co víme, je $P \neq EXPTIME$.
- Většina vědců si myslí, že všechny inkluze jsou neostré.



$PSPACE$ – complete

Toto už není třeba ke zkoušce.

Definition 14.6. • Problém je **PSPACE-těžký**, pokud je každý $PSPACE$ problém na něj převoditelný v polynomiálním čase.

- Problém je **PSPACE-úplný**, pokud je PSPACE-těžký a zároveň $PSPACE$.
- Jde o polynomiální časovou převoditelnost, chceme 'jednoduchou'.

Example 14.3. • **TQBF true quantified boolean formulas** Mějme plně kvantifikovanou booleovskou formuli v prenexním tvaru. Rozhodnout její pravdivost je $PSPACE$ -úplný problém.

- Booleovská znamená, že univerzum pro proměnné je dvohodnotové $\{TRUE, FALSE\}$.

$$TQBF = \{\langle \phi \rangle \mid \phi \text{ je pravdivá plně kvantifikovaná booleovská formule}\}$$

$TQBF \in PSPACE$

```

1: procedure  $TQBF(\langle \phi \rangle)$ 
2:   if  $\phi$  neobsahuje kvantifikátory then
3:     ověř dosazenou formuli vhodně accept/reject
4:   end if
5:   if první kvantifikátor je existenční  $\phi = \exists x\psi$  then
6:     zkus dosadit 0, pokud FALSE, dosad, 1, pokud TRUE, přijmi
7:   end if
8:   if první kvantifikátor je univerzální  $\phi = \forall x\psi$  then
9:     zkus dosadit 0 i 1, pokud oba TRUE, přijmi
10:  end if
11:  return reject
12: end procedure

```

$TQBF \in PSPACE$ -těžká

- Jazyk A rozhodovaný TM M v prostoru $f(n) = n^k$ redukuje na TQBF.
- Vytváříme formule $\phi_{c_1, c_2, t}$ dosažitelnosti konfigurace v čase t .
- Stačí $t \leq 2^{d \cdot f(n)} = 2^{dn^k}$ pro štepící konstantu d . Pro jednoduchost předpokládáme t je mocnina dvojky.
- Formule pro jeden krok obdobná jako v důkazu Cook-Levin-ovy věty.
- Obecně by byla $\phi_{c_1, c_2, t} \leftarrow \exists m_1 [\phi_{c_1, m_1, \frac{t}{2}} \& \phi_{m_1, c_2, \frac{t}{2}}]$ moc dlouhá.
- Formule zdvojnásobí délku, tj. prostor potřebujeme $O(t) = O(2^{df(n)})$.
- Pomůžeme si univerzálním kvantifikátorem:

$$\exists m_1 \forall (c_3, c_4) \in \{(c_1, m_1), (m_1, c_2)\} [\phi_{c_3, c_4, \frac{t}{2}}]$$

- Kde $\exists m_1 \forall (c_3, c_4) \in \{(c_1, m_1), (m_1, c_2)\}$ je zkratka přes kvantifikaci proměnných reprezentující konfigurace a $c_3 = c_1 \vee c_3 = m_1 \rightarrow \dots$
- Formule zůstává $O(f(n))$, počet vnoření je $O(\log h) = O(\log 2^{df(n)}) = O(f(n))$, potřebný prostor je tedy $O(f^2(n))$.

Hra dvou hráčů

$$FORMULA - GAME = \{\langle \phi \rangle \mid \text{hráč } E \text{ má vyhrávající strategii pro } \phi\}.$$

- $FORMULA - GAME$ je $PSPACE$ -úplná. Je to převlečená TQBF.
 - Existenční kvantifikátor jsou moje tahy
 - univerzální jsou tahy oponenta.

EXPSPACE úplnost

- Uvažujme regulární výrazy.
- Přidáme funkci $\uparrow k$ pro libovolné $k \in \mathbb{N}_+$ ve významu (přesně) **k -násobná konkatenace**. Číslo k je zapsané v binárním tvaru.

Definition 14.7. Problém $EQ_{REX\uparrow}$ pro dané dva regulární výrazy s možností $\uparrow$ rozhodne, zda reprezentují stejný jazyk, tj.

$$EQ_{REX\uparrow} = \{ \langle Q, R \rangle \mid Q \text{ a } R \text{ jsou ekvivalentní regulární výrazy s operací } \uparrow k \}$$

Definition 14.8. • Problém je **EXPSPACE-těžký**, pokud je každý EXPSPACE problém na něj převoditelný v polynomiálním čase.

- Problém je **EXPSPACE-úplný**, pokud je EXPSPACE-těžký a zároveň EXPSPACE.

Lemma. Problém $EQ_{REX\uparrow}$ je EXPSPACE-úplný.

Mějme dva NFA o q_1 a q_2 stavech.

NTM pro dva ne-ekvivalentní NFA

```

1: procedure  $NTM_{\neq NFA}(\langle N_1, N_2 \rangle)$ 
2:   Polož značky na počáteční stavy  $N_1$  a  $N_2$ 
3:   for opakuj  $2^{q_1+q_2}$  krát do
4:     nedeterministicky vyber vstupní symbol a posuň značky dle simulace  $N_1$  a  $N_2$ 
5:     if Pokud je značka na přijímajícím stavu jednoho automatu a u druhého jen na nepřijímajících stavech then
6:       return Accept
7:     end if
8:   end for
9:   if dosud nenalezen rozdíl then
10:    return Reject
11:   end if
12: end procedure

```

Pokud existuje rozlišující slovo, musí existovat i dlouhé max. $2^{q_1+q_2}$, delší lze zkrátit, protože se nějaká pozice značek opakuje.

- $NTM_{\neq NFA}$ algoritmus běží nedeterministicky v lineárním prostoru.
- Dle Savitch-ovy věty lze simulovat deterministicky v $O(n^2)$ prostoru.
- Pro porovnání $EQ_{REX\uparrow}$ vezmeme tu deterministickou variantu.

$EQ_{REX\uparrow} \in EXPSPACE$

$EQ_{REX\uparrow}$

```

1: procedure  $EQ_{REX\uparrow}(\langle R_1, R_2 \rangle \text{ regulární výrazy s } \uparrow)$ 
2:   Ve výrazech  $R_1$  a  $R_2$  nahraď  $\uparrow k$  rozepsáním konkatenace  $\triangleright O(2^{\Sigma k_i})$ 
3:   Převeď  $B_1$  a  $B_2$  na NFA  $N_1$  a  $N_2$ 
4:    $neg \leftarrow$  Použij deterministickou verzi  $NTM_{\neq NFA}(N_1, N_2)$ 
5:   return  $\neg neg$ 
6: end procedure

```

- Nahrazení $\uparrow k$ může zvýšit prostor $O(2^{\Sigma k_i})$

- Převod dle důkazu Kleeneho věty je v lineárním čase i prostoru
- Deterministický $NTM_{\neq NFA}$ je v kvadratickém prostoru.
- Dohromady to dává exponenciální prostor $O((n^{2^n})^2) = O(n^2 2^{2^n})$, tj. $EQ_{REX\uparrow} \in EXPSPACE$.

$EQ_{REX\uparrow} \in EXPSPACE$ -těžký

- Mějme jazyk A rozhodovaný TM M v prostoru 2^{n^k} pro nějaké k .
- Převédeme ho na dva $\uparrow$ regulární výrazy R_1, R_2 .
- $R_1 \leftarrow \Delta^*$, kde $\Delta = \Gamma \cup Q \cup \{\#\}$.
- R_2 bude reprezentovat 'nezamítající výpočty'.
 - **Zamítající výpočet** je výpočet končící ve stavu q_{reject} , ze kterého nejsou žádné přechody (tj. jako q_{accept} , ale s opačnou sémantikou), tedy
 1. začíná v počáteční konfiguraci (délky 2^{n^k} , doplněnou B)
 2. vždy provede platnou instrukci
 3. skončí v q_{reject} .
- Pro ne-zamítající výpočet musí být porušena některá z podmínek 1.-3.
- $R_2 = R_{bad_start} \cup R_{bad_window} \cup R_{bad_reject}$.
- $R_{bad_reject} = \Delta^*_{-q_{reject}}$.
- $R_{bad_start} = S_0 \cup S_1 \dots \cup S_n \cup S_b \cup S_{\#}$,
 - $S_k = \Delta^k \Delta_{-w_k} \Delta^*$
 - $S_b = \Delta^{n+1} (\Delta \cup \{\epsilon\})^{2^{n^k} - n - 2} \Delta_{-B} \Delta^*$ % Ještě že exponenty kódujeme binárně
- $R_{bad_window} = \bigcup_{bad(abc, def)} \Delta^* abc \Delta^{2^{n^k} - 2} def \Delta^*$
 $abcdef$ podobně jako u Cook-Levin-ovy věty, ale 'za sebou'.

$EXPSPACE \subseteq DECIDABLE$

- Všechny $EXPSPACE$ problémy jsou rozhodnutelné
 - z definice, požadujeme, aby TM zastavil na každém vstupu v čase omezeném $2^{O(n^k)}$.
 - Vrátime se k hranici rozhodnutelných/nerozhodnutelných problémů.
 - Problém náležením slova do RE rekurzivně spočetného jazyka není rozhodnutelný.

Nerohodnutelné problémy o TM

Example 14.4 (Univerzální jazyk). Problém Univerzálního jazyka (zde jinak zapsaný) není rozhodnutelný

$$A_{TM} = \{\langle M, w \rangle \mid M \text{ je kód } TM \text{ který přijímá } w\}.$$

- Kdyby rozdodoval, rozhoduje i diagonální jazyk L_d .

Example 14.5 (Prázdnot jazyka TM). Problém prázdnoti jazyka daného TM není rozhodnutelný

$$E_{TM} = \{\langle M \rangle \mid M \text{ je kód } TM \text{ a } L(M) \neq \emptyset\}.$$

Nerozhodnutelné problémy o TM

Example 14.6. Regulárnost jazyka TM Problém regulárnosti jazyka daného TM není rozhodnutelný

$$REGULAR_{TM} = \{\langle M \rangle \mid M \text{ je kód } TM \text{ a } L(M) \text{ je regulární}\}.$$

Example 14.7. Ekvivalence TM Problém ekvivalence jazyků dvou TM není rozhodnutelný

$$EQ_{TM} = \{\langle M_1, M_2 \rangle \mid M_1, M_2 \text{ jsou kódy } TM \text{ a } L(M_1) = L(M_2)\}.$$

Lineárně omezené automaty

Example 14.8. Přijímání LBA Problém nálezení slova do jazyka LBA je rozhodnutelný.

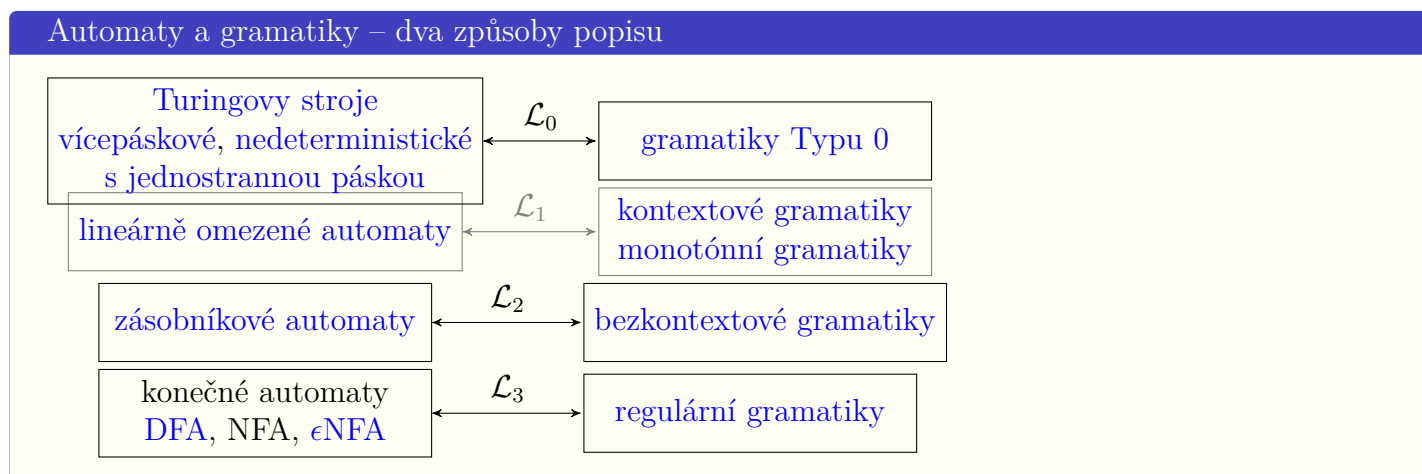
$$A_{LBA} = \{\langle M, w \rangle \mid M \text{ je kód } LBA \text{ a } w \in L(M)\}.$$

Example 14.9. Prázdnost jazyka LBA Problém prázdnosti jazyka daného LBA není rozhodnutelný

$$E_{LBA} = \{\langle M \rangle \mid M \text{ je kód } LBA \text{ a } L(M) \neq \emptyset\}.$$

15 Shrnutí na závěr

Chomského Hierarchie



Definice

- Pojmy z Figure Chomského hierarchie, jazyk rozpoznávaný automatem, jazyk generovaný gramatikou, a definice k tomu nutné.
- regulární výrazy, vztah k regulárním jazykům
- řetězcové operace, substituce, homomorfismus, inverzní homomorfismus
- bezkontextové gramatiky (CFG, CFL): derivační strom, jednoznačnost/víceznačnost gramatiky a CFL jazyka, Chomského normální tvar gramatiky
- zásobníkové automaty PDA, L(P), N(P), deterministické zásobníkové automaty, bezprefixové jazyky

2024 ne Dvousměrné konečné automaty, Dyckovy jazyky,

- Turingův stroj, rekurzivní a rekurzivně spočetné jazyky, Diagonální jazyk $L_d = \{w; \text{ TM s kódem } w \text{ nepřijímá } w\}$, Univerzální jazyk (Univerzální Turingův stroj)
- SAT, 3SAT (2024 ne PCP a nerozhodnutelné problémy pro CFG).
- Třídy časové složitosti (TIME, NTIME,) P, verifikátor, NP, co – NP, NP-úplnost jazyka, třídy prostorové složitosti PSPACE
- Redukce a polynomiální redukce rozhodovacích problémů.

Věty

- Mihyll–Nerodova věta, Pumping lemma pro regulární jazyky, Pumping lemma pro bezkontextové jazyky, Kleeneho věta (algebraická definice regulárních jazyků),
- vztahy pojmů ve Figure Chomského hierarchie, i v rámci rámečku, i různých rámečků,
- nedeterminismus: nutný u zásobníkových automatů a lineárně omezených automatů, u konečných automatů a TM ne,
- Cook-Levin-ova věta (3SAT je NP-úplný), Postova věta
- uzávěrové vlastnosti – důkaz ANO, protipříklad NE k Tabulce níže, uzávěrové vlastnosti regulárních a CFL jazyků na řetězcové operace.

Algoritmy

- Nedosažitelné a dosažitelné stavy konečného automatu (FA),
- Rozlišitelné a ekvivalentní stavy FA, Ekvivalence FA,
- Nalezení reduktu DFA,
- Podmnožinová konstrukce DFA z NFA
- Redukce bezkontextové gramatiky Převod CFG na gramatiku v Chomského normální formě, CYK (slovo v CFL).
- Převod CFG na zásobníkový automat.

Uzávěrové vlastnosti v kostce

jazyk	regulární (RL)	bezkontextové	deterministické CFL
sjednocení	$F_1 \times Q_2 \cup Q_1 \times F_2$	$S \rightarrow S_1 S_2$	$A \cap B = \overline{\overline{A} \cup \overline{B}}$
průnik	$F = F_1 \times F_2$	$L = \{0^n 1^n 2^n n \geq 1\}$ $= \{0^n 1^n 2^i n, i \geq 1\} \cap$ $\{0^i 1^n 2^n n, i \geq 1\}$	
$\cap$ s RL	$F = F_1 \times F_2$	$F = F_1 \times F_2$	$F = F_1 \times F_2$
doplňěk	$F = Q_1 - F_1$	$A \cap B = \overline{\overline{A} \cup \overline{B}}$	$F = Q_1 - F_1, Z_0, \text{ cykly}$
homo-	Kleene + elem.	a nahraď S_a	$h(0) = h(1) = 0 \text{ cca. } \cup$
morfismus			
inverzní hom.	