

Limity konečných automatů

$$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\} = \{\varepsilon, ab, aabb, aaabbb, aaaabbbb \dots\}$$

a a a a a b b b b b

Předpokládejme, že existuje automat \mathcal{M} přijímající jazyk L .
Nechť \mathcal{M} má k stavů.

Uvažme výpočet \mathcal{M} na slově $a^n b^n$ kde $n > k$.

aaaaaaaaaaaaaaaaaaaaaaaaa bbbbbbbbbbbbbbbbbbbbbb

Protože $n > k$, musí existovat (z Dirichletova principu) stav p takový, že při čtení iniciální posloupnosti symbolů a projde automat stavem p (alespoň) dvakrát

aaaaaaaaa aaaaaaaaa aaaabbbbbbbbbbbbbbbbbbbbbb

Platí

$$\hat{\delta}(q_0, x) = p \qquad \hat{\delta}(p, y) = p \qquad \hat{\delta}(p, z) = r \in F$$

Pak ale

$$\hat{\delta}(q_0, xz) = \hat{\delta}(\hat{\delta}(q_0, x), z) = \hat{\delta}(p, z) = r \in F$$

aaaaaaaaa aaaabbbbbbbbbbbbbbbbbbbbbb

Analogicky můžeme “vsunout” slovo y

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(q_0, xyyyz) &= \hat{\delta}(\hat{\delta}(\hat{\delta}(\hat{\delta}(\hat{\delta}(q_0, x), y), y), y), z) \\ &= \hat{\delta}(\hat{\delta}(\hat{\delta}(\hat{\delta}(p, y), y), y), z) \\ &= \hat{\delta}(\hat{\delta}(\hat{\delta}(p, y), y), z) \\ &= \hat{\delta}(\hat{\delta}(p, y), z) \\ &= \hat{\delta}(p, z) \\ &= r \in F\end{aligned}$$

Lemma 1. [o vkládání, pumping lemma] Nechť L je regulární jazyk.

Pak existuje $n \in \mathbb{N}$ takové,

že libovolné slovo $w \in L$ délky alespoň n lze psát ve tvaru

$w = xyz$, kde $|xy| \leq n$, $y \neq \varepsilon$ a $xy^iz \in L$ pro každé $i \in \mathbb{N}_0$.

Důkaz. Nechť FA $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ rozpoznává jazyk L .

Položme $n = \text{card}(Q)$.

Pro libovolné slovo $w \in L$ délky alespoň n platí, že automat \mathcal{M} projde při akceptování slova w (alespoň) dvakrát stejným stavem.

Slovo w se tedy můžeme rozdělit na tři části: $w = xyz$, kde $y \neq \varepsilon$ a $\hat{\delta}(q_0, x) = p$, $\hat{\delta}(p, y) = p$ a $\hat{\delta}(p, z) = r \in F$. Je zřejmé, že ke zopakování nějakého stavu dojde nejpozději po zpracování prvních n znaků a tedy dostáváme $|xy| \leq n$.

Dále $\hat{\delta}(p, y^i) = p$ pro libovolné $i \in \mathbb{N}_0$, proto také $\hat{\delta}(q_0, xy^iz) = r$, tj. $xy^iz \in L(\mathcal{M})$ pro každé $i \in \mathbb{N}_0$. □

L je regulární $\implies \exists n \in \mathbb{N}$.

$\forall w \in L . (|w| \geq n \implies$

$\exists x, y, z . (w = xyz \wedge y \neq \varepsilon \wedge |xy| \leq n \wedge$

$\forall i \geq 0 . xy^i z \in L))$

Pomocí Lemmatu lze dokázat, že nějaký jazyk není regulární

Nechť pro jazyk L platí:

- pro libovolné $n \in \mathbb{N}$
- existuje takové slovo $w \in L$ délky alespoň n , pro které platí, že
- při libovolném rozdělení slova w na takové tři části x, y, z , že $|xy| \leq n$ a $y \neq \varepsilon$
- existuje alespoň jedno $i \in \mathbb{N}_0$ takové, že $xy^i z \notin L$.

Pak z Lemma o vkládání plyne, že L není regulární.

Příklad důkazu ne-regularity pomocí Lemmatu o vkládání

$$L = \{uc^m u^R \mid u \in \{a, b\}^*, m > 0\}$$

Myhill-Nerodova věta

Motivace I

$$L = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) \geq 3\}$$

Pravá kongruence

Definice 2.20. Nechť Σ je abeceda a \sim je ekvivalence na Σ^* .

Ekvivalence \sim je **pravá kongruence (zprava invariantní)**, pokud pro každé $u, v, w \in \Sigma^*$ platí

$$u \sim v \implies uw \sim vw$$

Index ekvivalence \sim je počet tříd rozkladu Σ^*/\sim .

Je-li těchto tříd nekonečně mnoho, klademe index \sim roven ∞ .

Tvrzení 2.21. Ekvivalence \sim na Σ^* je pravá kongruence právě když pro každé $u, v \in \Sigma^*$, $a \in \Sigma$ platí $u \sim v \implies ua \sim va$.

(Implikace \implies je triviální, implikace \impliedby se snadno ukáže indukcí k délce zprava přiřetěženého slova w .)

Příklad

$$\Sigma = \{a, b\}$$

$\sim: u \sim v \iff u$ a v začínají stejným symbolem
(počet tříd ekvivalence 3)

$\sim: u \sim v \iff \#_a(u) = \#_a(v)$
(počet tříd ekvivalence nekonečný)

$\sim: u \sim v \iff u$ a v mají stejné předposlední písmeno

Myhill-Nerodova věta

Motivace II

Myhill-Nerodova věta

Motivace III

Prefixová ekvivalence

Definice 2.25. Nechť L je libovolný (ne nutně regulární) jazyk nad abecedou Σ . Na množině Σ^* definujeme relaci \sim_L zvanou **prefixová ekvivalence pro L** takto:

$$u \sim_L v \stackrel{\text{def}}{\iff} \forall w \in \Sigma^* : uw \in L \iff vw \in L$$

Příklad

$$L = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) \geq 3\}$$

\sim_L má . . . třídy ekvivalence

$$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

\sim_L má . . . tříd ekvivalence

Myhill-Nerodova věta

Věta 2.28. Nechť L je jazyk nad Σ .

Pak tato tvrzení jsou ekvivalentní:

1. L je rozpoznatelný konečným automatem.
2. L je sjednocením některých tříd rozkladu určeného pravou kongruencí na Σ^* s konečným indexem.
3. Relace \sim_L má konečný index.

Důkaz.

$$1 \implies 2$$

$$2 \implies 3$$

$$3 \implies 1$$

□

1 \implies 2

Jestliže L je rozpoznatelný konečným automatem
pak L je sjednocením některých tříd rozkladu určeného pravou kongruencí na Σ^* s konečným indexem.

- pro daný L rozpoznávaný automatem \mathcal{M} zkonstruujeme relaci požadovaných vlastností
- $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, δ je totální
- na Σ^* definujme binární relaci \sim předpisem

$$u \sim v \stackrel{\text{def}}{\iff} \hat{\delta}(q_0, u) = \hat{\delta}(q_0, v)$$

- ukážeme, že \sim má požadované vlastnosti

$$u \sim v \stackrel{\text{def}}{\iff} \hat{\delta}(q_0, u) = \hat{\delta}(q_0, v)$$

– \sim je ekvivalence (je reflexivní, symetrická, tranzitivní)

– \sim má konečný index

třídy rozkladu odpovídají stavům automatu

– \sim je pravá kongruence:

Nechť $u \sim v$ a $a \in \Sigma$. Pak $\hat{\delta}(q_0, ua) = \delta(\hat{\delta}(q_0, u), a) = \delta(\hat{\delta}(q_0, v), a) = \hat{\delta}(q_0, va)$ a tedy $ua \sim va$.

– L je sjednocením těch tříd rozkladu určeného relací \sim , které odpovídají koncovým stavům automatu \mathcal{M} ■

2 \implies 3

Nechť L je sjednocením některých tříd rozkladu určeného pravou kongruencí R na Σ^* s konečným indexem.

Pak prefixová ekvivalence \sim_L má konečný index.

- $uRv \implies u \sim_L v$ pro všechna $u, v \in \Sigma^*$ (tj. $R \subseteq \sim_L$)
- každá třída ekvivalence relace R je **celá** obsažena v nějaké třídě ekvivalence \sim_L
- index ekvivalence \sim_L je menší nebo roven indexu ekvivalence R
- R má konečný index $\implies \sim_L$ má konečný index ■

3 \implies 1

Nechť prefixová ekvivalence \sim_L má konečný index.

Pak jazyk L je rozpoznatelný konečným automatem.

Zkonstruujeme automat $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ přijímající L :

- $Q = \Sigma^*/\sim_L$
Stavy jsou třídy rozkladu Σ^ určeného ekvivalencí \sim_L . (Konečnost!)*
- $F = \{[v] \mid v \in L\}$
- $q_0 = [\varepsilon]$
- δ je definována pomocí reprezentantů: $\delta([u], a) = [ua]$
Definice δ je korektní, protože nezávisí na volbě reprezentanta.

Důkaz korektnosti, tj. $L = L(\mathcal{M})$

- $\hat{\delta}([\varepsilon], v) = [v]$ pro každé $v \in \Sigma^*$ (indukcí k délce slova v)
- $v \in L(\mathcal{M}) \iff \hat{\delta}([\varepsilon], v) \in F \iff [v] \in F \iff v \in L$ ■

Použití Myhill-Nerodovy věty I

$$L = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) \geq 3\}$$

Třídy ekvivalence relace \sim_L : $T_1 = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) = 0\}$

$$T_2 = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) = 1\}$$

$$T_3 = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) = 2\}$$

$$T_4 = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) \geq 3\}$$

\sim_L **má** konečný index \implies

L **je** rozpoznatelný konečným automatem, tj. **regulární** ($3 \implies 1$)

Použití Myhill-Nerodovy věty II

$$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

Nechť $i \neq j$. Pak $a^i \not\sim_L a^j$, protože $a^i b^i \in L$ ale $a^j b^i \notin L$.

Žádné ze slov $a, a^2, a^3, a^4, a^5, a^6, \dots$ nepadnou do stejné třídy ekvivalence relace \sim_L .

\sim_L nemá konečný index \implies
 L není regulární ($\neg 3 \implies \neg 1$)

Použití Myhill-Nerodovy věty III

Věta 2.29. a 2.31. Minimální konečný automat akceptující jazyk L je určen jednoznačně až na isomorfismus (tj. přejmenování stavů). Počet stavů minimálního automatu rozpoznávajícího jazyk L je roven indexu prefixové ekvivalence \sim_L .