

# Moderné regulárne výrazy

Tatiana Tóthová\*

Školiteľ: Michal Forišek†

Katedra informatiky, FMFI UK, Mlynská Dolina 842 48 Bratislava

**Abstrakt:** Regulárne výrazy implementované v súčasných programovacích jazykoch ponúkajú omnoho viac operácií ako pôvodný model z teórie jazykov. Už konštrukciou spätných referencií bola prekročená hranica regulárnych jazykov. Náš model obsahuje navyše konštrukcie lookahead a lookbehind. V článku uvidíme zaradenie modelu zodpovedajúcej triedy jazykov do Chomského hierarchie, vlastností tejto triedy a výsledky z oblasti priestorovej zložitosti.

**Keľúčové slová:** regulárny výraz, regex, lookahead, lookbehind, spätné referencie

## 1 Úvod

Regulárne výrazy vznikli v 60tych rokoch v teórii jazykov ako ďalší model na vyjadrenie regulárnych jazykov. Z takéhoto popisu ľudský mozog rýchlejšie pochopil o aký jazyk sa jedná, než zo zápisu konečného automatu, či regulárnej gramatiky. Ďalšou výhodou bol kratší a kompaktný zápis.

Vďaka týmto vlastnostiam boli implementované ako vyhľadávacie nástroje. Postupom času sa iniciatívou používateľov s vyššími nárokmi pridávali nové konštrukcie na uľahčenie práce. Nástroj takto rozvíjali až do dnešnej podoby. My sa budeme opierať o špecifikáciu regulárnych výrazov v jazyku Python [Python documentation, 2012].

Ako čoskoro zistíme, nové regulárne výrazy vedú reprezentovať zložitejšie jazyky ako regulárne, preto je dobré ich nejako odlíšiť. V literatúre sa zaužíval výraz „regex“ z anglického *regular expression*, ktorý budeme používať aj my.

### 1.1 Základná definícia

Regulárne výrazy sú zložené zo znakov a metaznakov. Znak  $a$  predstavuje jazyk  $L(a) = \{a\}$ . Metaznak alebo skupina metaznakov určuje, aká operácia sa so znakmi udeje. Základné operácie sú zret'azenie (je definované tým, že regulárne výrazy idú po sebe, bez metaznaku), Kleeneho uzáver ( $(0 - \infty)$ -krát zopakuj

výraz, metaznak  $*$ ) a alternácia (vyber výraz naľavo alebo napravo, metaznak  $|$ ). Navyše sa využíva metaznak  $\backslash$ , ktorý robí z metaznakov obyčajné znaky a okružle zátvorky na logické oddelenie regulárnych výrazov.

Pre regulárny výraz  $\alpha$  a slovo  $w \in L(\alpha)$  hovoríme, že  $\alpha$  vyhovuje slovu  $w$  resp.  $\alpha$  matchuje slovo  $w$ . Tiež budeme hovoriť, že  $\alpha$  generuje jazyk  $L(\alpha)$ .

### 1.2 Nové jednoduché konštrukcie

- $+$  – Kleeneho uzáver opakujúci  $(1 - \infty)$ -krát
- $\{n, m\}$  ( $\{n\}$ ) – opakuj regulárny výraz aspoň  $n$  a najviac  $m$ -krát (opakuj  $n$ -krát)
- $[a_1 a_2 \dots a_n]$  – predstavuje ľubovoľný znak z množiny  $\{a_1, \dots, a_n\}$
- $[^a_1 a_2 \dots a_n]$  – predstavuje ľubovoľný znak, ktorý nepatrí do množiny  $\{a_1, \dots, a_n\}$
- $.$  – predstavuje ľubovoľný znak
- $?$  – ak samostatne: opakuj 0 alebo 1-krát  
ak za operáciou: namiesto greedy implementácie použi minimalistickú, t.j. zober čo najmenej znakov (platí pre  $*, +, ?, \{n, m\}$ )<sup>1</sup>
- $^$  – metaznak označujúci začiatok slova
- $$$  – metaznak označujúci koniec slova
- $(?# \text{ komentár})$  – komentár sa pri vykonávaní regexu úplne ignoruje

Všetky tieto konštrukcie sú len „kozmetickou“ úpravou pôvodných regexov – to isté vieme popísať pôvodnými regulárnymi výrazmi, akurát je to dlhšie a menej prehľadné

Rozdiely medzi minimalistickou a greedy verziou operácií vníma iba používateľ, pretože ak existuje zhoda regexu so slovom, v oboch prípadoch sa nájde. Viditeľné sú až pri výstupnej informácii pre používateľa, ktorú môže použiť ďalej.

\*tothova166@uniba.sk

†forisek@dcsc.fmph.uniba.sk

<sup>1</sup>všetky spomenuté operácie sú implementované greedy algoritmom

### 1.3 Zložitejšie konštrukcie

#### Spätné referencie

Najprv potrebujeme očíslovať všetky zátvorky v regexe. Číslujú sa všetky, ktoré nie sú tvaru  $(? \dots)$ . Poradie je určené podľa otváracej zátvorky.

Spätné referencie umožňujú odkazovať sa na konkrétne zátvorky. Zápis je  $\backslash k$  a môže sa nachádzať až za  $k$ -tymi zátvorkami. Skutočná hodnota  $\backslash k$  sa určí až počas výpočtu – predstavuje posledné podslovo zo vstupu, ktoré matchovali  $k$ -te zátvorky.

#### Lookahead

Zapísaný formou  $(?= \dots)$ , vnútri je validný regex.

Keď v regexe prideme na pozíciu lookaheadu, zoberieme regex vo vnútri. V slove sa snažíme matchovať ľubovoľný prefix zostávajúcej časti slova. Ak sa to podarí, pokračujeme v regexe ďalej a v slove od pozície, kde lookahead začínal (tzn. ako keby v regexe nikdy nebol).

Má aj negatívnu verziu – negatívny lookahead  $(?! \dots)$ . Vykondáva sa rovnako ako lookahead, ale má otočnú akceptáciu. Teda ak neexistuje prefix, ktorý by vedel matchovať, akceptuje.

#### Lookbehind

Zapísaný formou  $(?<= \dots)$ , vnútri je validný regex.

Pri výpočte zoberieme regex vnútri lookbehindu a snažíme sa vyhovieť ľubovoľnému sufixu už matchovanej časti slova. Ak vyhovíme, pokračujeme v slove a regexe akoby tam lookbehind vôbec nebol.

Aj lookbehind má negatívnu verziu – negatívny lookbehind  $(?<! \dots)$  – a pracuje analogicky ako negatívny lookahead.

Lookahead a lookbehind (spolu nazývané jedným slovom lookaround) sú v rôznych implementáciách rôzne obmedzované, aby výpočet netrval príliš dlho. V teórii tieto obmedzenia ignorujeme a prezentujeme model v plnej sile – výsledky tak prezentujú hornú hranicu toho, čo implementácie dokážu.

#### 1.4 Priorita

Pri interakcii toľkých operácií je nutné vedieť ich priority. Existujú také, ktoré sa správajú ako znak, čomu zodpovedajú  $[], [^]$ , a každá spätná referencia.

Špeciálne sú lookahead a lookbehind – tie sa vykonajú hneď akonáhle na ne narazíme. Ostatné zoradíme v tabuľke:

priorita	3	2	1	0
operácia	$()$	$* + ? \{ \}$	zreťazenie	$ $

### 1.5 Triedy a množiny

Kvôli porovnávaniu a vytvoreniu hierarchie sme rozdelili operácie do niekoľkých množín:

*Regex* – množina operácií, pomocou ktorých vieme popísať iba regulárne jazyky; presnejšie všetky znaky a metaznaky (bez zložitejších operácií)

*Eregex* – *Regex* so spätnými referenciami

*LEregex* – *Eregex* s pozitívnym lookaroundom

*nLEregex* – *LEregex* s negatívnym lookaroundom

$\mathcal{L}_{RE}$  – trieda jazykov nad *Regex* ( $= \mathcal{R}$ )

$\mathcal{L}_{ERE}$  – trieda jazykov nad *Eregex*

$\mathcal{L}_{LERE}$  – trieda jazykov nad *LEregex*

$\mathcal{L}_{nLERE}$  – trieda jazykov nad *nLEregex*

Trieda  $\mathcal{L}_{LERE}$  už bola hlbšie preskúmaná a výsledky čerpáme z článkov [Câmpeanu et al., 2003] a [Carle and Nadendran, 2009].

## 2 Formalizácia modelu

Pri zložitejších dôkazoch sa ukázala potreba lepšieho formalizmu, než len množiny operácií. Kvôli jednoduchosti sme vybrali len potrebné operácie – zreťazenie, alternáciu, Kleeneho  $*$ , spätné referencie a pozitívny a negatívny lookaround – a pokúsili sa ho vyjadriť ako model, ktorý pracuje v krokoch podobne ako Turingov stroj.

Základným prvkom je **konfigurácia**. Je to dvojica regex  $r_1 \dots r_n$  a vstupné slovo  $w_1 \dots w_m$ , pričom v oboch reťazcoch sa navyše nachádza ukazovateľ pozície  $\uparrow$  (ako hlava Turingovho stroja):  $(r_1 \dots \uparrow r_i \dots r_n, w_1 \dots \uparrow w_j \dots w_m)$ . Špeciálne rozoznávame počiatočnú konfiguráciu  $(\uparrow r_1 \dots r_n, \uparrow w_1 \dots w_m)$  a akceptačnú konfiguráciu  $(r_1 \dots r_n \uparrow, w_1 \dots w_m \uparrow)$ .

Znaky slova  $(w_1 \dots w_m)$  v konfigurácii budú niest' nejakú informáciu navyše, preto použijeme poschodové symboly. Na najspodnejšom poschodí bude

uchovaná informácia o skutočnom znaku na tej pozícii v slove a nebude sa meniť. Obsah vrchných poschodí bude špecifikovaný v kroku výpočtu. Z celého poschodového symbolu budeme zobrazovať vždy len tú informáciu, ktorú práve potrebujeme, tzn.  $w_j$  bude predstavovať iba znak na najspodnejšom poschodí. Nezabúdajme však, že na ostatných poschodiach môže mať zapísané čokoľvek, čo možno neskôr v inom kroku využijeme.

Najprv si definujeme potrebné pojmy indexovateľnosti a alternovateľnosti. *Indexovateľné zátvorky* sú také, kde za otváracou zátvorkou nenasleduje ? (t.j. všetky prípady okrem lookaroundu). Tieto zátvorky budeme číslovať. *Alternovateľný regex* je taký, ktorý sa môže vyskytovať v alternácii. Sú 3 prípady: regex sa môže nachádzať naľavo od |, napravo od | alebo je z oboch strán ohraničený |. Ak alternácia nie je uzavretá zátvorkami, ľavý a pravý krajný regex siaha až ku kraju slova, pretože alternácia je operácia s najmenšou prioritou. Inak sú pre nich hranicou zátvorky uzatváracie alternáciu.

Vďaka definovaniu týchto pojmov vidíme, že vieme algoritmicky zistiť, ktoré zátvorky sú indexovateľné a ktoré regexy sú alternovateľné.

**Definícia 1. Krok výpočtu** je relácia  $\vdash$  na konfiguráciách definovaná nasledovne:

*I. zhoda písmenka*

$$\forall a \in \Sigma: (r_1 \dots \lceil a \dots r_n, w_1 \dots \lceil a \dots w_m)$$

$$\vdash (r_1 \dots a \lceil \dots r_n, w_1 \dots a \lceil \dots w_m)$$

*II. zápis adresy zátvorky (*

*Nech ( je indexovateľná, k-ta v poradí:*

$$(r_1 \dots \lceil (\dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$$(1) \vdash (r_1 \dots (\lceil (\dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j^k \dots w_m)$$

*Ak za jej uzatváracou zátvorkou nasleduje \*, t.j.  $\alpha$  je tvaru  $r_1 \dots \lceil (\dots) * \dots r_n$ , potom*

$$(2) \vdash (r_1 \dots (\dots) * \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j^k \dots w_m)$$

*III. zápis adresy zátvorky )*

*Nech ) je indexovateľná, k-ta v poradí:*

$$(r_1 \dots \lceil ) \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$$\vdash (r_1 \dots ) \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j^{k'} \dots w_m)$$

*IV. výber možnosti v alternácii*

*Nech podslová  $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_A$  regexu  $\alpha$  sú všetkými členmi zobrazenej alternácie:*

$$(r_1 \dots \lceil \alpha_1 | \alpha_2 | \dots | \alpha_A \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$$(1) \vdash d' \text{alší prechod v } \alpha_1$$

$$(2) \vdash (r_1 \dots \alpha_1 | \lceil \alpha_2 | \dots | \alpha_A \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$\vdots$

$$(A) \vdash (r_1 \dots \alpha_1 | \alpha_2 | \dots | \lceil \alpha_A \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

*V. skok z dokončenej možnosti na koniec alternácie*

*Nech podslová  $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_A$  regexu  $\alpha$  sú všetkými členmi zobrazenej alternácie, potom pre všetky možnosti:*

$$(r_1 \dots \alpha_1 | \lceil \alpha_2 | \dots | \alpha_A \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m),$$

$$(r_1 \dots \alpha_1 | \alpha_2 | \lceil \dots | \alpha_A \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m),$$

$\vdots$

$$(r_1 \dots \alpha_1 | \alpha_2 | \dots | \alpha_{A-1} | \lceil \alpha_A \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$$\vdash (r_1 \dots \alpha_1 | \alpha_2 | \dots | \alpha_A \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

*VI. skok Kleeneho \* za znakom*

$$(r_1 \dots a \lceil * \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$$(1) \vdash (r_1 \dots a * \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$$(2) \vdash (r_1 \dots \lceil a * \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

*VII. skok Kleeneho \* za regexom v ( )*

$$(r_1 \dots (\dots)_k \lceil * \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_a^k \dots w_b^{k'} \dots \lceil w_j \dots w_m)^2$$

$$(1) \vdash (r_1 \dots (\dots)_k \lceil * \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_a^k \dots w_b^{k'} \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$$(2) \vdash (r_1 \dots (\lceil (\dots)_k * \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_a \dots w_b \dots \lceil w_j^k \dots w_m)$$

*VIII. špeciálny ukazovateľ – zjavenie*

$$(r_1 \dots \lceil \backslash k \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_a^k \dots w_b^{k'} \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

$$\vdash (r_1 \dots \lceil \backslash k \dots r_n, w_1 \dots \lceil \top w_a^k \dots w_b^{k'} \dots \lceil w_j \dots w_m)$$

<sup>2</sup>Podľa definície spätných referencií platí podsledné podslovo nájdené regexom v  $k$ -tych zátvorkách. Pri tejto pracovnej pozícii v regexe je zrejmé, že nejde o prvý prechod cez tieto zátvorky a teda existuje také  $a, b$ , že  $k$  je v slove nad  $w_a$  a  $k'$  nad  $w_b$ . Ak nastane prechod (2), pôvodné horné indexy  $k, k'$  miznú a pridáva sa  $k$  nad  $w_j$ .

**IX. porovnávanie spätnej referencie**

$(r_1 \dots \lceil \backslash k \dots r_n, w_1 \dots \overset{k}{w_a} \dots \top w_c \dots \overset{k'}{w_b} \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$ ,  
kde  $a \leq c < b$  a zároveň  $w_c = w_j$ <sup>3</sup>

$\vdash (r_1 \dots \lceil \backslash k \dots r_n, w_1 \dots \overset{k}{w_a} \dots w_c \top \dots \overset{k'}{w_b} \dots w_j \lceil \dots w_m \rceil)$

**X. špeciálny ukazovateľ – zmiznutie**

$(r_1 \dots \lceil \backslash k \dots r_n, w_1 \dots \overset{k}{w_a} \dots \top \overset{k'}{w_b} \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

$\vdash (r_1 \dots \backslash k \lceil \dots r_n, w_1 \dots \overset{k}{w_a} \dots \overset{k'}{w_b} \dots w_j \lceil \dots w_m \rceil)$

**XI. lookahead – začiatok a jeho záznam**

*Nech  $(?= \dots)$  je  $k$ -ty pozitívny lookahead v poradí:*

$(r_1 \dots \lceil (=? \dots) \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

$\vdash (r_1 \dots (=? \lceil \dots \rceil) \dots r_n, w_1 \dots \lceil \overset{k \rightarrow}{w_j} \dots w_m \rceil)$

**XII. lookahead – koniec, skok a vymazanie záznamu**

*Nech  $\rightarrow$  patrí ku  $k$ -temu pozitívnemu lookaheadu v poradí:*

$(r_1 \dots (=? \dots \lceil) \dots r_n, w_1 \dots \overset{k \rightarrow}{w_l} \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

$\vdash (r_1 \dots (=? \dots) \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_l \dots w_j \dots w_m \rceil)$

**XIII. lookbehind – začiatok, jeho záznam a skok**

*Nech  $(?<= \dots)$  je  $k$ -ty pozitívny lookbehind v poradí,  $\forall L \in \{0, \dots, j-1\}$ :*

$(r_1 \dots \lceil (?<= \dots) \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

$\vdash (r_1 \dots (?<= \lceil \dots \rceil) \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_{j-L} \dots \overset{k \leftarrow}{w_j} \dots w_m \rceil)$

**XIV. lookbehind – koniec a vymazanie záznamu**

*Nech  $\leftarrow$  patrí ku  $k$ -temu pozitívnemu lookbehindu v poradí:*

$(r_1 \dots (?<= \dots \lceil) \dots r_n, w_1 \dots \overset{k \leftarrow}{w_j} \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

$\vdash (r_1 \dots (?<= \dots) \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

**XV. negatívny lookahead**

*Ak  $\nexists p \in \{j, \dots, m\} : (\lceil r_k \dots r_l, \lceil w_j \dots w_p \rceil) \vdash^*$   
 $(r_k \dots r_l \lceil, w_j \dots w_p \lceil)$ , potom:*

$(r_1 \dots \lceil (?! r_k \dots r_l) \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

$\vdash (r_1 \dots (?! r_k \dots r_l) \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

**XVI. negatívny lookbehind**

*Ak  $\nexists p \in \{1, \dots, j-1\} : \vdash^*$   
 $(\lceil r_k \dots r_l, \lceil w_p \dots w_{j-1} \rceil)$*

*$(r_k \dots r_l \lceil, w_p \dots w_{j-1} \lceil)$ , potom:*

$(r_1 \dots \lceil (?<! r_k \dots r_l) \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

$\vdash (r_1 \dots (?<! r_k \dots r_l) \lceil \dots r_n, w_1 \dots \lceil w_j \dots w_m \rceil)$

**Akceptačný výpočet** je postupnosť konfigurácií  $(\lceil R, \lceil W) \vdash^* (R \lceil, w \lceil)$ . Ak existuje akceptačný výpočet pre daný regex  $R$  a slovo  $W$  hovoríme, že regex  $R$  matchuje slovo  $W$  respektívne slovo  $W$  vyhovuje regexu  $R$ . **Jazyk** vyhovujúci danému regexu je množina slov, pre ktoré existuje akceptačný výpočet.

Vďaka týmto definíciám sme schopný odhadnúť dĺžku výpočtu:

**Lema 1.** *Nech  $\alpha \in \mathcal{L}_{ERE}$  a  $w \in L(\alpha)$ . Potom existuje akceptačný výpočet, ktorý má najviac  $5 \cdot |\alpha|^2 \cdot |w|$  konfigurácií.*

**Dôkaz.** Vo väčšine krokov výpočtu sa posúvame dopredu buď v regexe alebo v slove alebo v oboch. Takéto kroky vedú k postupnosti dĺžky najviac  $|\alpha| + |w|$ .

V krokoch VIII. a X. sa žiaden ukazovateľ nepohne. Oba kroky sa vyskytujú 1x ku každej spätnej referencii, ktorých je najviac  $|\alpha|$ , takže tieto konfigurácie sa objavia najviac  $2 \cdot |\alpha|$ -krát.

Výpočet môže predĺžiť skákanie ukazovateľa dozadu. V krokoch VI.(2), VII.(2) sa na Kleeného  $*$  rozhodneme urobiť ďalšiu iteráciu. Zamyslime sa nad samotným akceptačným výpočtom. Ak existuje, potom existuje aj taká jeho verzia, kde každé opakovanie regexu pomocou Kleeného  $*$  matchuje aspoň 1 znak – prázdne iterácie môžeme vyhodit', lebo ukazovateľ v slove zostal na mieste a konfigurácia skoku je rovnaká, takže postupnosť sa priamo naviaže. Vieme, že regex opakovaný operáciou  $*$  je dlhý najviac  $|\alpha|$  znakov a podľa úvahy ho treba opakovat' najviac  $|w|$ -krát.

Teda dokopy spravíme najviac  $|\alpha| + |w| + 2 \cdot |\alpha| + |\alpha| \cdot |w| \leq 5 \cdot |\alpha| \cdot |w|$  krokov.  $\square$

**Lema 2.** *Nech  $\alpha \in \mathcal{L}_{LRE}$ ,  $w \in L(\alpha)$ ,  $r = |\alpha|$  a  $v = |w|$ . Potom existuje akceptačný výpočet, ktorý má najviac  $O(r^2 w^3)$  konfigurácií.*

**Dôkaz.** Spočítajme, koľko je všetkých konfigurácií pre regex  $\alpha$  a slovo  $w$ .

<sup>3</sup> $w_c$  a  $w_j$  môžu byť poschodové symboly, avšak pri tejto rovnosti poschodia ignorujeme – chceme porovnať iba písmenká v slove, prislúchajúce týmto pozíciám.

Ukazovateľ v regexe môže mať  $(r+1)$  rôznych pozícií. Ukazovateľ v slove môže mať  $(v+1)$  rôznych pozícií. V slove môžu byť niekedy 2 ukazovatele. Spolu máme  $(r+1)(w+1) + (r+1)(w+1)^2 = (r+1)(w+1)(w+2)$  možností.

V konfiguráciách sú v poschodových symboloch zapísané informácie potrebné k výpočtu. Pre každé spätné referencie sú to 2 zápisy a pre každý lookaround 1. Dokopy je to najviac  $2r$  zápisov. Každá informácia buď v regexe ešte nie je zapísaná alebo má  $w$  možností, kde zapísaná môže byť. Pre informácie máme dokopy  $2r(w+1)$  možností.

Všetkých možných konfigurácií je dohromady

$$(r+1)(w+1)(w+2) \cdot 2r(w+1) = O(r^2 w^3) \quad (1)$$

Späť k akceptačnému výpočtu. Nech sú všetky akceptačné výpočty dlhšie ako (1). Potom tento výpočet musí nutne obsahovať 2 rovnaké konfigurácie. Keď vymažeme úsek medzi rovnakými konfiguráciami a napojíme postupnosť, dostaneme opäť validný akceptačný výpočet. Postup opakujeme, pokiaľ výpočet obsahuje nejaké 2 rovnaké konfigurácie. Keď skončíme, sú všetky konfigurácie vo výpočte rôzne a preto má najviac (1) konfigurácií.  $\square$

### 3 Vlastnosti lookaroundu

Na zoznámenie s novou operáciou sme skúsili zistiť uzavretosť tried Chomského hierarchie.

**Veta 1.**  $\mathcal{R}$  je uzavretá na negatívny a pozitívny lookaround.

*Dôkaz.* Nech  $L_1, L_2, L_3 \in \mathcal{R}$ . Chceme ukázať, že  $L_1(?=L_2)L_3$ ,  $L_1(?<=L_2)L_3$ ,  $L_1(!L_2)L_3$ ,  $L_1(?<!L_2)L_3 \in \mathcal{R}$ . Pre každé  $L_i$ ,  $i \in \{1, 2, 3\}$  existuje deterministický konečný automat  $A_i$ , ktorý ho akceptuje.

Konečné automaty vieme vhodne pospájať dohromady. Spravíme konštrukciu pre prienik regulárnych jazykov, ale mierne upravenú tak, že akonáhle automat pre  $L_2$  v pozitívnom lookaheade akceptuje, vo výpočte bude pokračovať už len samotný  $A_3$ , kým dočíta slovo. Podobne pre pozitívny lookbehind –  $A_1$  začne sám a nedeterministicky v nejakom kroku začne výpočet aj  $A_2$ . Akceptovať musia spolu.

Pre negatívne formy musíme navyše upraviť akceptáciu. Ak  $A_2$  pre lookahead akceptuje, celý automat sa zasekne a zamietne.  $A_2$  musí dočítať slovo bez dosiahnutia akceptačného stavu. Pre lookbehind v každom kroku  $A_1$  spúšťať a ďalší  $A_2$  a držíme

si množinu stavov, v ktorých sa všetky nachádzajú. Úspech je, ak  $A_1$  akceptuje a množina stavov pre automaty  $A_2$  neobsahuje akceptačný stav.

Odhladiac teraz od lookaroundu, máme zreteľovanie  $L_1$  a  $L_3$ . Preto prepojíme akceptačný stav  $A_1$  s počiatočným stavom  $A_3$ . Výsledný automat sa nedeterministicky rozhoduje, či z akceptačného stavu  $A_1$  pokračuje ďalej v  $A_1$  alebo  $A_3$ .  $\square$

**Veta 2.**  $\mathcal{L}_{CF}$  nie je uzavretá na pozitívny lookaround.

Vieme totiž vygenerovať jazyk  $L = \{a^n b^n c^n \mid n \in \mathbb{N}\}$  pomocou jazykov  $L_1 = \{a * b^n c^n \mid n \in \mathbb{N}\}$  a  $L_2 = \{a^n b^n c * \mid n \in \mathbb{N}\}$ :  $L = (?=L_1)L_2 = L_1(?<=L_2)$ .

Takýto výsledok bol očakávateľný, pretože lookaround robí uzavretosť na prienik a to trieda bezkontextových jazykov nie je.

**Veta 3.**  $\mathcal{L}_{CS}$  je uzavretá na pozitívny lookaround.

*Dôkaz.* Nech jazyky  $L_1, L_2, L_3 \in \mathcal{L}_{CS}$ , potom ukážeme, že  $L_1(?=L_2)L_3$ ,  $L_1(?<=L_2)L_3 \in \mathcal{L}_{CS}$ . Ku každému  $L_i$  existuje Turingov stroj  $T_i$ , ktorý ho akceptuje. Zostrojíme nedeterministický Turingov stroj  $T$  pre lookahead.

$T$  bude mať vstupnú read-only pásku.  $T$  si nedeterministicky rozdelí vstupné slovo  $w$  na  $w_1, w_2, w_3$  tak, že  $w = w_1 w_3$  a  $w_3 = w_2 x$  pre nejaké  $x$  ( $w_1 = x w_2$  v prípade lookbehindu). Na jednu pracovnú pásku prepíše  $w_1$  a bude simulovať  $T_1$ . Keď akceptuje, pásku vymaže, zapíše tam  $w_2$  a bude simulovať  $T_2$ . Ak aj ten akceptuje, pásku vymaže, zapíše tam  $w_3$  a bude simulovať  $T_3$ . Ak  $T_3$  akceptuje, bude akceptovať aj  $T$ . Zrejme akceptuje požadovaný jazyk.  $\square$

**Veta 4.** Trieda jazykov nad Regex s pozitívnym a negatívnym lookaroundom je ekvivalentná  $\mathcal{R}$ .

**TODO!!!**

Nasledujúca veta hovorí, že do lookaheadu stačí dávať z každého jazyka jeho prefixovú podmnožinu<sup>4</sup>. Akonáhle lookahead nájde prefix, akceptuje a ku zvyšku slova sa nikdy neprepracuje. Podobne to platí pre lookbehind a sufixovú podmnožinu jazyka.

**Veta 5.** Nech  $L$  je ľubovoľný jazyk a  $L_p = L \cup \{uv \mid u \in L\}$ . Nech  $\alpha$  je ľubovoľný regulárny výraz taký, že obsahuje  $(?=L_p)$ . Potom ak prepíšeme tento lookahead na  $(?=L)$  (nazvime to  $\alpha'$ ), bude platiť  $L(\alpha') = L(\alpha)$ . Analogicky platí pre lookbehind s  $L_s = \{vu \mid u \in L\}$ .

<sup>4</sup>T.j. z jazyka  $L$  stačí  $L_p = \{u \mid u \in L \wedge \nexists v \in L : u = vx\}$ .

*Dôkaz.*  $\subseteq$ : triviálne,  $L \subseteq L_p$ .

$\supseteq$ : Majme  $w \in L(\alpha)$  a nech  $x$  je také podslovo  $w$ , ktoré sa zhodovalo práve s daným lookaheadom. Potom  $x \in L_p$ , teda  $x = uv$ , kde  $u \in L$ . Ak  $v = \varepsilon$ ,  $x \in L$  a máme čo sme chceli. Takže  $v \neq \varepsilon$ . Ale celá zhoda lookaheadu sa môže zúžiť len na  $u$ , keďže  $u \in L_p$ , a bude to platná zhoda s  $w$ . Čo znamená, že  $w \in L(\alpha')$ .  $\square$

**Dôsledok 1.** *Nech  $\alpha$  je regulárny výraz, ktorý obsahuje nejaký taký lookahead ( $? = L$ ) (lookbehind ( $? \leq L$ )), že  $\varepsilon \in L$ . Nech je  $\alpha'$  regulárny výraz bez tohto lookaheadu (lookbehindu). Potom  $L(\alpha') = L(\alpha)$ .*

*Dôkaz.* Uvedomme si, že lookaround nie je fixovaný na dĺžku vstupu - musí sa zhodovať s nejakým podsllovom začínajúcim sa (končiacim sa) na konkrétnom mieste. Tým pádom akonáhle si môže regulárny výraz vnútri tejto operácie vybrať  $\varepsilon$ , bude hlásiť zhodu vždy.  $\square$

## 4 Chomského hierarchia

**Veta 6.**  $\mathcal{R} \subsetneq \mathcal{L}_{ERE} \subsetneq \mathcal{L}_{LERE} \subseteq \mathcal{L}_{nLERE} \subsetneq \mathcal{L}_{CS}$

*Dôkaz.* Všetky  $\subseteq$  triviálne platia.

$\mathcal{R} \subsetneq \mathcal{L}_{ERE}$ : [Câmpeanu et al., 2003]

$\mathcal{L}_{ERE} \subsetneq \mathcal{L}_{LERE}$ : Nerovnosť dokazuje jazyk  $L = \{a^i b a^{i+1} b a^i k \mid k = i(i+1)k' \text{ pre nejaké } k' > 0, i > 0\}$ .  $L \notin Eregex$  podľa pumpovacej lemy z [Carle and Nadendran, 2009] a tu je regex z  $L Eregex$  pre  $L$ :  $\alpha = (a^* \underset{1}{b} (\backslash 1 a) \underset{2}{b} (? = (\backslash 1) * \$) (\backslash 2) *)$

$\mathcal{L}_{LERE}, \mathcal{L}_{nLERE} \subsetneq \mathcal{L}_{CS}$ : Triedy  $\mathcal{L}_{LERE}$  a  $\mathcal{L}_{nLERE}$  sú neporovnateľné s  $\mathcal{L}_{CF}$ . K jazyku  $L_1 = \{ww \mid w \in \{a,b\}^*\} \notin \mathcal{L}_{CF}$  existuje regex z  $L Eregex$ :  $\alpha = ((a|b)^*) \backslash 1$ . Ani jedna z tried neobsahuje jazyk  $L_2 = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\} \in \mathcal{L}_{CF}$ .  $\square$

Intuitívne by malo platiť aj  $\mathcal{L}_{LERE} \subsetneq \mathcal{L}_{nLERE}$ , pretože negatívny lookaround pridáva uzavretosť na komplement. Jazyk dokazujúci nerovnosť by mohol byť napríklad regex  $\alpha = (?! (aaa^*) \backslash 1 (\backslash 1) * \$)$ , pričom  $L(\alpha) = \{a^p \mid p \text{ je prvočíslo}\}$ . Avšak na dokázanie  $L(\alpha) \notin \mathcal{L}_{LERE}$  zatiaľ nemáme šikovné prostriedky a preto to zostáva netriviálnym otvoreným problémom.

## 5 Vlastnosti triedy $\mathcal{L}_{LERE}$

Očividne operácia lookahead/lookbehind pridala uzavretosť na prienik. Nech  $\alpha, \beta \in L Eregex$ , potom  $L(\alpha) \cap L(\beta) = L(\gamma)$ , kde  $\gamma = (? = \alpha \$) \beta$  alebo  $\beta (? \leq \alpha)$ .

Napak ohrozila uzavretosť na základnú operáciu – zret'azenie. Pri zret'azení 2 jazykov, ktorých regexy nutne musia obsahovať lookahead resp. lookbehind nastáva problém. Nemôžeme tieto regexy len tak položiť za seba. Ak sa napríklad v prvom z jazykov nachádza lookahead, počas výpočtu môže zasahovať aj do časti vstupu, ktorú matchuje druhý regex a tým zmeniť výsledok celého výpočtu. Nakoniec sa ukázalo:

**Veta 7.**  $\mathcal{L}_{LERE}$  je uzavretá na zret'azenie.

*Dôkaz.* Nech  $\alpha, \beta \in L Eregex$ . Jazyku  $L(\alpha)L(\beta)$  bude zodpovedať regex

$$\gamma = (? = (\underset{1}{\alpha}) (\underset{1}{\beta}) \underset{k+2}{\$}) \alpha' \backslash k+2 (? \leq \wedge 1 \beta')$$

V  $\alpha, \beta$  treba vhodne prepísať označenie zátvoriek (po poradí).  $\alpha'$  je  $\alpha$  prepísaný tak, že pre každý lookahead:

- bez  $\$$  – na koniec pridáme  $. * \backslash k+2 \$$
- s  $\$$  – pred  $\$$  pridáme  $\backslash k+2$

$\beta'$  je  $\beta$  prepísaný tak, že pre každý lookbehind:

- bez  $\wedge$  – na začiatok pridáme  $\wedge 1 . *$
- s  $\wedge$  – pred  $\wedge$  pridáme  $\wedge 1$

Slovami vyjadrené, regex  $\gamma$  najprv rozdelí vstupné slovo na 2 podslová  $w_1, w_2$  patriace do príslušných jazykov  $L(\alpha), L(\beta)$ . Potom spustí ešte raz regex  $\alpha$  upravený tak, že jeho lookaheady sú „skrotené“, pretože ich na konci donúti matchovať  $w_2$ . Rovnako lookbehindy v  $\beta'$  donúti na začiatku matchovať  $w_1$ , až potom normálne pokračuje ich výpočet.

Zrejme  $L(\gamma) = L(\alpha)L(\beta)$ .  $\square$

**Veta 8.** *Nech  $\alpha \in L Eregex$  nad unárnou abecedou  $\Sigma = \{a\}$ , že neobsahuje lookahead s  $\$$  ani lookbehind s  $\wedge$  vnútri iterácie. Existuje konštanta  $N$  taká, že ak  $w \in L(\alpha)$  a  $|w| > N$ , potom existuje dekompozícia  $w = xy$  s nasledujúcimi vlastnosťami:*

- $|y| \geq 1$
- $\exists k \in \mathbb{N}, k \neq 0; \forall j = 1, 2, \dots : xy^{kj} \in L(\alpha)$

*Dôkaz.* Pokiaľ  $\alpha \in Eregex$ , tak pre  $\alpha$  platí pumpovacia lema z [Cămpăanu et al., 2003, Lemma 1], t.j.  $w = a_0 b a_1 b \dots a_m$  pre nejaké  $m$  a  $a_0 b^j a_1 b^j \dots a_m \in L(\alpha) \forall j$ . My pracujeme nad unárnym jazykom, teda na poradí nezáleží:  $x = a_0 a_1 \dots a_m$ ,  $y = b^m$ ,  $k = 1$  a  $xy^j \in L(\alpha) \forall j$ .

Pokiaľ  $\alpha$  neobsahuje spätné referencie, potom podľa vety 4 generuje regulárny jazyk a pre ne existuje pumpovacia lema. Podľa nej splníme podmienky tejto vety. Nech  $\alpha$  obsahuje aspoň 1 spätnú referenciu.

Definujeme teraz konštantu  $N$ . Dostatočne dlhé slovo je také, kedy s istotou vieme povedať, že aspoň jedna Kleeného  $*$  (+) spravila viac ako 1 iteráciu. Nestačí nastaviť  $N = |\alpha|$ , lebo operácie  $\{n\}, \{n, m\}$  a spätné referencie môžu slovo predĺžiť namiesto  $*$ . Preto nech  $d$  je súčet dĺžky regexu v  $k$ -tych zátvorkách pre všetky  $k$  v  $\alpha$ ,  $n$ -krát dĺžky regexov opakovaných  $\{n\}$  a  $m$ -krát dĺžky regexov opakovaných  $\{n, m\}$ . Potom  $N = |\alpha| + d$  je dostatočne veľká konštanta – predlžovať slovo môže len  $*$ , +.

Zoberme teraz tú  $*$ <sup>5</sup>, ktorá iterovala aspoň  $2x$ . Tá generuje nejaké  $a^s$ .

Podľa predošlých úvah  $\alpha$  musí obsahovať spätné referencie. Niektoré spätné referencie sa môžu odkazovať na našu vybranú  $*$ , na tieto spätné referencie sa môžu odkazovať na ďalšie spätné referencie, atď. V konečnom dôsledku je síce  $*$  generuje  $a^s$ , ale dokopy sa generuje  $a^{ms} = a^n$ . Nazvime tieto miesta, závislé od vybranej  $*$ , generovacie miesta.

Tiež vieme, že  $\alpha$  musí obsahovať nejaký lookaround. Ten môže ovplyvňovať nejaké miesto generovania (prípadne aj viac). Máme 3 prípady interakcie:

1. Žiaden lookaround nezasahuje do generujúcich miest. Nech  $w = a^t$ , potom  $x = a^{t-n}$ ,  $y = a^n$ ,  $k = 1$  a  $xy^j \in L(\alpha) \forall j$ .

2. Lookahead bez  $\$$  a/alebo lookbehind bez  $^$  zasahuje do generujúceho miesta alebo sa môže nachádzať vnútri iterovanej  $*$ . Podľa vety 5 vieme, že v lookaheadu stačí prefixová podmnožina, čo nad unárnou abecedou dáva jazyk s 1 slovom. Toto slovo obmedzuje iterovanie zdola – slovo v lookaheadu určuje minimálnu dĺžku slova od daného miesta. (Podobne pre lookbehind.)  $w$  už túto podmienku spĺňa, teda máme generovacie miesta bez obmedzení a to je predošlý prípad.

3. generovacie miesto je v oblasti pôsobenia lookaheadu s  $\$$  a/alebo lookbehindu s  $^$ . Takýto lookaround

tvorí prienik. Keďže slovo je dostatočne dlhé, musí byť iterujúca  $*$  aj v takýchto lookarounds.

Rozoberme si prípad  $*$  a 1 lookarounds.  $*$  generuje  $a^s$ , lookaround generuje  $a^l$ . Lookaround robí prienik jazykov, takže v danom úseku sú dobré len slová tvaru  $a^b$ , kde  $b = j \cdot nsn(s, l)$ <sup>6</sup>.

Všeobecnejšie, nech máme 1 lookaround a  $*$  s niekoľkými spätnými referenciami. Potom sčítame to, čo generujú  $*$  so spätnými referenciami – spolu nejaké  $a^r$ . Opäť výsledné slovo bude prienik s lookaroundom (ten nech generuje  $a^l$ ), teda  $a^b$ , kde  $b = j \cdot nsn(r, l)$  – teda násobok najmenšieho spoločného násobku.

Týmto spôsobom vieme spočítať koeficient spoločného generovaného prvku – postupne sčítavame  $*$  a spätné referencie a keď sa vyskytne lookaround spravíme najmenší spoločný násobok ich generovaných prvkov. Potom nech  $v$  je výsledný koeficient,  $x = a^{t-1}$ ,  $y = a$ ,  $k = v$  a  $xy^{jk} \in L(\alpha)$ .  $\square$

**Veta 9.** Jazyk všetkých platných výpočtov Turingovho stroja patrí do  $\mathcal{L}_{LERE}$ .

*Dôkaz.* Takýto jazyk pre konkrétny Turingov stroj  $M$  obsahuje slová, ktoré sú tvorené postupnosťou konfigurácií oddelených oddelovačom  $\#$ . Každá postupnosť zodpovedá akceptačnému výpočtu na nejakom slove. Jazyk obsahuje akceptačné výpočty na všetkých slovách, ktoré sú v jazyku  $L(M)$ .

Turingov stroj má konečný zápis, preto je možné regex pre takýto jazyk vytvoriť. Konštrukcia regexu:  $\alpha = \beta(\gamma) * \eta$ , kde  $\beta$  predstavuje počiatočnú konfiguráciu<sup>7</sup> a  $\eta$  akceptačnú konfiguráciu. Ak  $q_0$  je akceptačný stav, potom na koniec  $\alpha$  pridáme  $|(\#q_0. * \#)$ .  $\gamma = \gamma_1 | \gamma_2 | \gamma_3$ . Prvok  $\gamma_i$  generuje validnú konfiguráciu a zároveň kontroluje pomocou lookaheadu, či nasledujúca konfigurácia môže podľa  $\delta$ -funkcie nasledovať. Rozpíšeme si iba jednu možnosť:

$$\gamma_1 = ((\underset{k}{.} \underset{k}{*}) \underset{k}{x} \underset{k}{q} \underset{k}{y} (\underset{k+1}{.} \underset{k+1}{*}) \underset{k+1}{\#}) (? = \xi \#)$$

platí pre  $\forall q \in K$ ,  $\forall y \in \Sigma$  a kde  $\xi = \xi_1 | \xi_2 | \dots | \xi_n$ .

- Ak  $(p, z, 0) \in \delta(q, y)$ , potom  $\xi_i = (\backslash k x p z \backslash k + 1)$  pre nejaké  $i$
- Ak  $(p, z, 1) \in \delta(q, y)$ , potom  $\xi_i = (\backslash k x z p \backslash k + 1)$  pre nejaké  $i$

<sup>6</sup>najmenší spoločný násobok

<sup>7</sup>Musí byť previazaná s nasledujúcou konfiguráciou, aby spĺňala  $\delta$ -funkciu. Spraví sa to pomocou lookaheadu, podobne ako v  $\gamma_1$ .

<sup>5</sup>+ je tiež vlastne  $*$

- Ak  $(p, z, -1) \in \delta(q, y)$ , potom  $\xi_i = (\backslash k p x z \backslash k + 1)$  pre nejaké  $i$

$\gamma_2$  a  $\gamma_3$  sú podobné ako  $\gamma_1$ , ale matchujú krajné prípady, kedy je hlava Turingovho stroja na ľavom alebo pravom konci pásky.

Zrejme  $L(\gamma)$  je požadovaný jazyk.  $\square$

## 6 Priestorová zložitosť

**Veta 10.**  $\mathcal{L}_{LRE} \subseteq NSPACE(\log n)$ , kde  $n$  je veľkosť vstupu.

*Dôkaz.* Nech  $\alpha \in LERegex$ . Zostrojíme nedeterministický Turingov stroj  $T$  akceptujúci  $L(\alpha)$ , ktorý bude mať vstupnú read-only pásku a 1 jednosmerne nekonečnú pracovnú pásku, na ktorej zapíše najviac  $\log n$  políčok.

Výpočet Turingovho stroja bude prebiehať podľa postupnosti konfigurácií formálneho modelu. Nemôžeme nič zapísať na vstupnú pásku a máme k dispozícii menej priestoru ako je dĺžka vstupu. Využijeme to, že pre vstup dĺžky  $n$  vieme uložiť ľubovoľnú pozíciu na vstupe do adresy dĺžky  $\log n$ . Ukážeme, že takýchto adries potrebujeme konečný počet. Potom ich vieme písať nad seba do niekoľkých stôp pásky a mať tak zapísaných najviac  $\log n$  políčok na páske.

Celý regex  $\alpha$  bude uložený v stave aj s ukazovateľom. Budú existovať stavy pre všetky možné pozície ukazovateľa v regexe a medzi stavmi budú tzv. metaprechody podľa definície kroku výpočtu na regexe. Medzi každými dvoma stavmi prepojenými metaprechodom môže byť potrebných až niekoľko prechodov cez pomocné stavy (napríklad keď narazí na otváraciu indexovateľnú zátvorku, na ktorú sa odkazujú spätné referencie, musí zapísať aktuálnu pracovnú adresu v slove ako začiatok podslova).

Adresy budú zaznamenávať všetky ostatné informácie v konfigurácii – aktuálnu pracovnú pozíciu na vstupe (ukazovateľ v slove), pomocný ukazovateľ na spätné referencie, začiatok a koniec podslova zodpovedajúceho  $k$ -tým zátvorkám pre  $\forall k$  (počet  $z$ ), začiatok každého lookaheadu ( $l_a$ ) a lookbehindu ( $l_b$ ). K tomu bude potrebná 1 pomocná adresa – aktuálna pozícia hlavy na vstupe. Z definície  $\alpha$  je konečnej dĺžky a pre počty daných operácií platí  $2z + l_a + l_b \leq |\alpha|$ . Spolu máme  $2 + 2z + l_a + l_b + 1 \leq |\alpha| + 3$ , čo je konštanta.

Kroky výpočtu I., IV., V., VI., VII.(1) nepotrebujú pomocné stavy. Ostatné kroky zapisujú, prepisujú a porovnávajú adresy. Zápis aktuálnej adresy (je len

kopírovanie znakov z inej stopy), vynulovanie záznamu a porovnávanie niekoľkých stôp vyžaduje 1 prechod cez pracovnú pásku a žiadnu prídavnú pamäť.

Preto  $T$  akceptuje  $L(\alpha)$  a spĺňa pamäťové požiadavky.  $\square$

Dôsledok Savitchovej vety [Savitch, 1970]:

**Veta 11.**  $\mathcal{L}_{LRE} \subseteq DSPACE(\log^2 n)$ , kde  $n$  je veľkosť vstupu.

**Veta 12.**  $\mathcal{L}_{nLRE} \subseteq DSPACE(\log^2 n)$ , kde  $n$  je veľkosť vstupu.

*Dôkaz tejto vety uvedieme neskôr.*

V praxi je bežné, že užívateľ zadáva nielen vstupný text, ale aj samotný regex. Preto sme sa rozhodli analyzovať jazyk, ktorý dostane na vstup oboje – slovo *regex#word* – a akceptuje slovo len vtedy, ak slovo *word* vyhovuje regexu *regex*.

**Veta 13.**  $L(regex\#word) \in NSPACE(r \log w)$ , kde  $r = |regex|$ ,  $w = |word|$  a  $regex \in LERegex$ .

*Dôkaz.* Myšlienka dôkazu je podobná ako v dôkaze 10. Rozdiel je v tom, že regex nepoznáme dopredu. Z čoho vyplýva, že si ho nemôžeme uchovať v stave. Preto pribudnú ďalšie 2 adresy – pracovná pozícia v regexe (ukazovateľ) a aktuálna pozícia v regexe. Ďalším dôsledkom je, že síce počet adries ohraničíme zhora číslom  $r + 3$ , ale už to viac nie je konštanta. Preto adresy nemôžeme ukladať na viacerých stopách pod sebou, ale musia byť vedľa seba oddelené oddelovačmi. Pre rovnako pohodlné porovnávanie a zapisovanie si môžeme dovoliť pridať 1 pracovnú pásku, na ktorú si 1 z porovnávaných adries zapíšeme – tá bude mať vždy najviac  $\log w$  zapísaných políčok.

Turingov stroj bude fungovať ako v dôkaze 10, ale odhad zapísanej pamäte bude  $(r + 3) \cdot \log w + 2 \log r$ . Všetky pozície v slove vieme adresovať od oddelovača #, preto zaberú  $\log w$  pamäte. Na záver pribudla pracovná a aktuálna pozícia v regexe, z nich každá potrebuje  $\log r$  políčok. Dokopy Turingov stroj zapíše  $O(r \log w)$  pamäte.  $\square$

**Veta 14.**  $L(regex\#word) \in DSPACE(n \log^2 n)$ , kde  $regex \in LERegex$  a  $n$  je dĺžka vstupu.

*Dôkaz.* Nech  $r = |regex|$ ,  $w = |word|$ .

Myšlienka je podobná dôkazu Savitchovej vety [Ďuriš, 2003]. Turingov stroj  $T$  bude testovať, či



sa dá dostať z konfigurácie  $C_1$  do konfigurácie  $C_2$  na  $i$  krokov:

```

1 bool TESTUJ( $C_1, C_2, i$ )
2   if ( $C_1 == C_2$ ) then return true
3   if ( $i > 0 \wedge C_1 \vdash C_2$ ) then return true
4   if ( $i \leq 1$ ) return false
5   iteruj cez všetky konfigurácie  $C_3$ 
6     if ( $TESTUJ(C_1, C_3, \lfloor \frac{i}{2} \rfloor)$ 
         $\wedge TESTUJ(C_3, C_2, \lceil \frac{i}{2} \rceil)$ ) then
        return true
7   return false

```

Konfigurácie budú zodpovedať formálnemu modelu a ako v predošlom dôkaze budú na páske zaznamenané ako niekoľko adries – pracovná pozícia v regexe, pracovná pozícia v slove, začiatok a koniec podslova pre  $k$ -te indexovateľné zátvorky pre  $\forall k$  ( $z$ ), začiatok každého lookaheadu ( $l_a$ ) a lookbehindu ( $l_b$ ). Globálne si budeme pamätať ešte aktuálnu pozíciu v regexe a v slove, kvôli orientácii a prípadnému kopírovaniu adries. Spolu to zaberie  $\log r + (1 + 2z + l_a + l_b) \cdot \log w + \log r + \log w \leq O(r \log w)$  pamäte.

Turingov stroj  $T$  začne volaním inštancie  $TESTUJ(C_0, C_a, c)$ , kde  $C_0$  je počiatočná konfigurácia,  $C_a$  je akceptačná konfigurácia a  $c$  je číslo z lemy 2. Ak akceptačný výpočet existuje, potom existuje aj taký, ktorý má nanajvýš  $c$  konfigurácií.

Procedúra  $TESTUJ$  je rekurzívna. Preto bude na pracovnej páske stroja  $T$  zásobník. Pre každú inštanciu procedúry bude mať uložené konfigurácie  $C_1, C_2, C_3, c$  a informáciu, či sa vrátil z prvého alebo druhého volania (potrebný 1 bit informácie). Hodnotu  $c$  vieme zapísať do priestoru  $\log c = O(\log r + \log w)$ , teda jeden záznam tak zaberie  $3r \log w + \log c = O(r \log w)$  pamäte. Keďže parameter  $i$  je vždy o polovicu menší, hĺbka rekurzcie bude  $\log c$ .

Z toho vyplýva, že zásobník bude potrebovať  $O((\log r + \log w) \cdot r \cdot \log w) = O(n \log^2 n)$  pamäte. Ešte treba overiť, že úkony na riadkoch 2–4 zvládne  $T$  vykonať tiež v rámci pamäťového limitu.

Riadok 2 je porovnanie rovnosti adries – pracovnú pozíciu porovnávania si môže značiť poschodovými symbolmi. Riadok 4 je triviálny. Riadok 3 je zložitý kvôli overeniu  $C_1 \vdash C_2$ . K tomu potrebuje nasledovné kontroly:

**ukazovateľ** – či je správne posunutý ukazovateľ (týka sa aj špeciálneho, ak je aktívny). To znamená, že buď má byť posunutý o konkrétny počet políčok alebo má byť vľavo/vpravo a ukazovať na konkrétny symbol.

**adresy** – všetky adresy (mimo ukazovateľov) musia byť rovnaké, okrem tých, ktorým je v tomto kroku nastavená nová hodnota. Tá musí byť korektne nastavená (t.j. rovnaká ako ukazovateľ v slove).

**zátvorky** – pre korektné skoky v regexe v krokoch II.(2) a VII.(2) musí byť medzi starou a novou pozíciou ukazovateľa počet otváracích a zatváracích zátvoriek rovnaký.

**alternovateľnosť** – pokiaľ sa jedná o skok v alternácii (IV., V.), treba skontrolovať prvý alebo posledný alternovateľný regex.

**indexovateľnosť** – ak zátvorka nie je indexovateľná, tak sme narazili na lookahead.

Indexovateľnosť a ukazovateľ sa skontrolujú bez použitia pomocnej pamäte. Adresy využívajú porovnávanie, ale to vieme spraviť pomocou poschodových symbolov. Alternovateľnosť využíva algoritmus na kontrolu zátvoriek – zistí, či je alternácia uzavretá zátvorkami (ak hej, ktorými) alebo nie. Počet zátvoriek je najviac  $\frac{r}{2}$ . Používame algoritmus, kde je (priradíme 1 a ) hodnotu  $-1^8$ . Pri každom výskyte sa hodnoty sčítavajú, 0 je dobre uzatvorený výraz. Kontrola sa vykoná a súčet po nej už nepotrebujeme, preto ho môžeme dočasne zapísať na koniec zásobníka a vzápätí vymazať. Zapísaná pamäť tak bude  $r + O(n \log^2 n) = O(n \log^2 n)$ .  $\square$

Tu už nasleduje sľubovaný dôkaz vety 12. Budeme čerpať z dôkazu predošlej vety.

**Dôkaz.** Nech  $\alpha \in nLRegex$  a  $r = |\alpha|$ . Zostrojíme Turingov stroj  $T$ , ktorý bude akceptovať  $L(\alpha)$  a na pracovných páskach nezapíše viac ako  $O(\log^2 n)$  políčok.

Pokiaľ  $\alpha$  neobsahuje negatívny lookahead, tvrdenie triviálne vyplýva z vety 11. Nech teda obsahuje aspoň jeden negatívny lookahead a nech  $k$  je najvyšší počet negatívnych lookarounds vnorených do seba (nezáleží na tom, či sú to lookaheady alebo lookbehindy).

$T$  bude skonštruovaný ako Turingov stroj vo vete 14, pričom musíme dedefinovať správanie v prípade negatívneho lookaroundsu. V definícii 1 v bodoch XV. a XIV. je napísané, že ak splníme istú podmienku, negatívny lookahead možno preskočiť a pokračovať

<sup>8</sup>Ak počítame sprava doľava, obe hodnoty prenášobíme  $(-1)$ , aby sme pri prvej zátvorke nemali súčet  $0 + (-1)$ .

d'alej vo výpočte. Podmienka začína „neexistuje výpočet“, čo naznačuje, že musíme vyskúšať všetky možnosti postupnosti konfigurácií – teda mať deterministický algoritmus, ktorý akceptuje práve vtedy, keď akceptačný výpočet existuje.

Vhodným algoritmom je procedúra *TESTUJ*. Za každým, keď  $T$  bude overovať podmienku  $C_1 \vdash^? C_2$  a jedná sa o prechod XV. alebo XIV. z definície 1, stane sa nasledovné.  $T$  spustí na novej páske novú procedúru *TESTUJ*( $C'_0, C'_a, c'$ ), kde  $C'_0$  je počiatočná a  $C'_a$  akceptačná konfigurácia z definície daného kroku a  $c' \leq c$  je hodnota z lemy 2 pre regex vo vnútri tohto negatívneho lookaroundu. Túto procedúru treba spustiť niekoľkokrát po sebe – pre každé  $p$ , čo prichádza do úvahy. Pokiaľ niektorý z behov procedúry *TESTUJ* skončí úspešne, znamená to, že existuje akceptačný výpočet tam, kde nechceme, aby existoval – podmienka negatívneho lookaroundu neplatí a výsledok je  $C_1 \not\vdash C_2$ . Ak všetky behy skončia s výsledkom *false*, výsledok je  $C_1 \vdash C_2$ .

Vynechali sme detail „spustenie pre každé  $p$ , čo prichádza do úvahy“. Tu je treba zadať hranice podslova, na ktorom procedúra pracuje, a neprekročiť ich. Jednoducho zakomponujeme do procedúry kontrolu, či sú všetky adresy a ukazovateľ pre toto spustenie v povolenom intervale. Tieto hodnoty sú globálne a zapisujú sa pri prvom volaní na začiatok záznamníka. Pre hlavný beh procedúry to budú hodnoty 0 a  $n+1$  (t.j. interval  $\langle 0, n+1 \rangle$ ).

Popísali sme správanie  $T$ , pre prípady, keď operácie negatívneho lookaroundu nie sú vnorené. Zoberme si prípad, keď ich  $\alpha$  obsahuje niekoľko vnorených.  $T$  má na 1. páske rozpracovanú hlavnú vetvu *TESTUJ*, teraz pracuje na 2. páske na negatívnom lookarounde a naráži na ďalší. Uvedomme si, že pre  $T$  je to rovnaká situácia, ako keby pracoval stále na 1. páske. Zopakuje postup popísaný vyššie – niekoľkokrát spustí *TESTUJ* na 3. páske pre vhodné hranice slov a ak výsledkom každého behu bude *false*, vráti sa na 2. pásku. Nech regex  $\alpha$  má  $k$  vnorených negatívnych lookaroundov, potom  $T$  bude potrebovať  $k+1$  pracovných pásek.

Pre spočítanie zapísaných políčok na páskach si najprv popíšeme konfigurácie. Regex poznáme dopredu. To znamená, že pre každú polohu ukazovateľa v regexe vieme mať 1 znak v pracovnej abecede (t.j.  $r+1$  špeciálnych symbolov). Zároveň pre výpočty na negatívnych lookaroundoch nám stačí ich vnútorný regex s ukazovateľom. Takýchto podslov je konečne veľa, preto aj pre tie vieme mať samostatné špeciálne

symboly.

Adresy, ktoré v konfiguráciách potrebujeme sú: pracovná pozícia v slove, začiatok a koniec podslova pre  $k$ -te zátvorky pre  $\forall k$  ( $z$ ), začiatok každého look-aheadu  $l_a$  a lookbehindu ( $l_b$ ). Spolu  $1 + 2z + l_a + l_b \leq 2r + 1$  adries a to je konštanta. Konštantný počet adries vieme umiestniť nad seba do konštantného počtu stôp na páske (ako v dôkaze 10) a takto nimi zaberieme  $\log n$  políčok (symbol pre stav regexu bude v samostatnej najvrchnejšej stope).

Jedna inštancia procedúry *TESTUJ* potrebuje 3 konfigurácie a konštantný počet políčok. Hĺbka vnorenia rekurzie je na každej páske najviac  $\log c = O(\log r + \log w) = O(\log n)$ . Každé prvé volanie potrebuje navyše aktuálnu pozíciu hlavy na vstupe a hranice podslova, na ktorom pracuje. Dokopy bude na každej páske zapísaných najviac  $\log n \cdot O(\log n) + 3 \log n = O(\log^2 n)$  políčok.  $\square$

## Pod'akovanie

Ďakujem školiteľovi za cenné rady a pripomienky.

## Literatúra

- [Carle and Nadendran, 2009] Carle, B. and Nadendran, P. (2009). On extended regular expressions. In *Language and Automata Theory and Applications*, volume 3, pages 279–289. Springer.
- [Câmpeanu et al., 2003] Câmpeanu, C., Salomaa, K., and Yu, S. (2003). A formal study of practical regular expressions. *International Journal of Foundations of Computer Science*, 14(06):1007–1018.
- [Ehrenfeucht and Zeiger, 1975] Ehrenfeucht, A. and Zeiger, P. (1975). Complexity measures for regular expressions. *Computer Science Technical Reports*, 64.
- [Ellul et al., 2013] Ellul, K., Krawetz, B., Shallit, J., and Wei Wang, M. (2013). Regular expressions: New results and open problems. *Journal of Automata, Languages and Combinatorics*  $u(v)w, x-y$ .
- [Python documentation, 2012] Python documentation (2012). *Regular expression operations*. Python Software Foundation. <http://docs.python.org/2/library/re.html>.
- [Savitch, 1970] Savitch, W. J. (1970). Relationships between nondeterministic and deterministic tape complexities. *Journal of Computer and System Sciences*, 4(2):177–192.
- [Tóthová, 2013] Tóthová, T. (2013). Moderné regulárne výrazy. Bachelor's thesis, FMFI UK Bratislava. <https://github.com/Tatianka/bak>.

[Ďuriš, 2003] Ďuriš, P. (2003). Výpočtová zložitost  
(materiály k prednáške).  
[http://www.dcs.fmph.uniba.sk/zlozitost/  
data/zlozitost\\_duris.pdf](http://www.dcs.fmph.uniba.sk/zlozitost/data/zlozitost_duris.pdf).