Compiladores

Linguagens Regulares, Expressões Regulares e Gramáticas Regulares

Artur Pereira <artur@ua.pt>,
Miguel Oliveira e Silva <mos@ua.pt

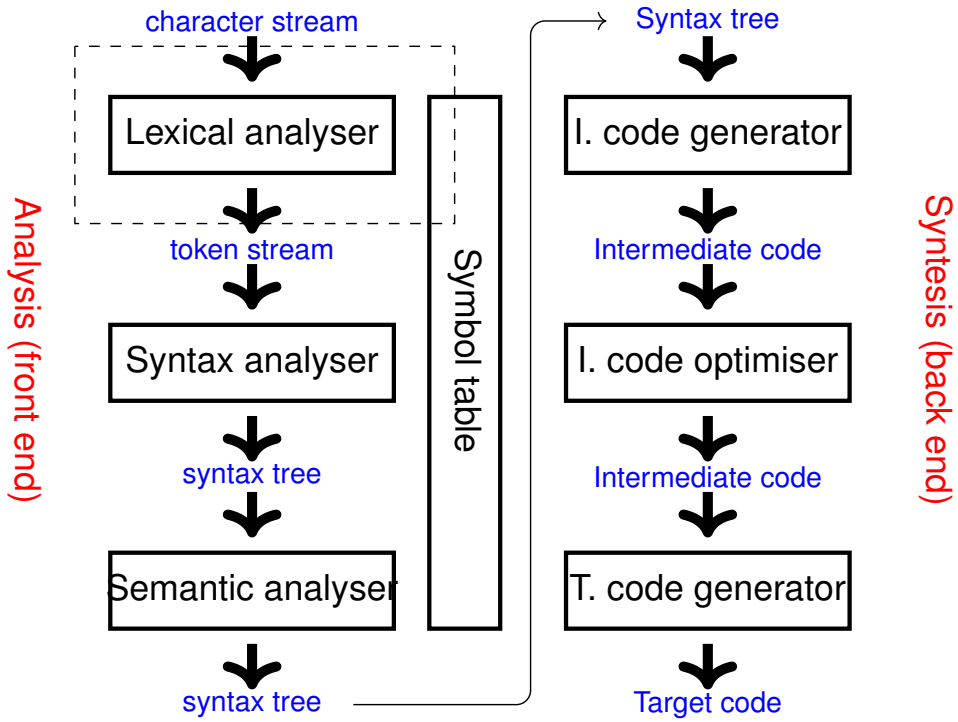
DETI, Universidade de Aveiro

Ano letivo de 2023-2024

Sumário

1. Análise lexical revisitada
2. Linguagens regulares
3. Expressões regulares
4. Gramáticas regulares
5. Equivalência entre expressões regulares e gramáticas regulares

Papel da análise lexical



Papel da análise lexical

- Converte a sequência de caracteres numa sequência de *tokens*
- Um *token* é um tuplo `<token-name, attribute-value>`
  - `token-name` é um símbolo (abstrato) representando um tipo de entrada
  - `attribute-value` representa o valor corrente desse símbolo
- Exemplo:

```
pos = pos + vel * 5;
```

  é convertido em

```
<ID,"pos"> <=> <ID,"pos"> <+> <ID,"vel">
  <*> <INT,5>
```

- Tipicamente, alguns símbolos são descartados pelo analisador lexical
- O conjunto dos *tokens* corresponde a uma linguagem regular
  - os *tokens* são descritos usando expressões regulares e/ou gramáticas regulares
  - são reconhecidos usando autómatos finitos

Linguagem regular
Definição

A classe das **linguagens regulares** sobre o alfabeto A define-se indutivamente da seguinte forma:

1. O conjunto vazio, $\emptyset$, é uma linguagem regular (LR).
2. Qualquer que seja o $\texttt{a} \in A$, o conjunto $\{\texttt{a}\}$ é uma LR.

Note que:

- em $\texttt{a} \in A$, `a` é uma letra do alfabeto
- em $\{\texttt{a}\}$, `a` é uma palavra com apenas uma letra
- Numa analogia Java, o primeiro é um `'a'` e o segundo um `"a"`

Linguagem regular
Definição

A classe das **linguagens regulares** sobre o alfabeto A define-se indutivamente da seguinte forma:

1. O conjunto vazio, $\emptyset$, é uma linguagem regular (LR).
2. Qualquer que seja o $\texttt{a} \in A$, o conjunto $\{\texttt{a}\}$ é uma LR.
3. Se L_1 e L_2 são LR, então a sua reunião $(L_1 \cup L_2)$ é uma LR.

Exemplo:

- Seja $L_1 = \{\texttt{ab}, \texttt{c}\}$, uma LR sobre o alfabeto $A = \{\texttt{a}, \texttt{b}, \texttt{c}\}$
- e $L_2 = \{\texttt{bb}, \texttt{c}\}$, outra LR sobre o mesmo alfabeto A
- então, $L_3 = L_1 \cup L_2 = \{\texttt{ab}, \texttt{bb}, \texttt{c}\}$ é uma LR sobre o mesmo alfabeto A

Linguagem regular
Definição

A classe das **linguagens regulares** sobre o alfabeto A define-se indutivamente da seguinte forma:

1. O conjunto vazio, $\emptyset$, é uma linguagem regular (LR).
2. Qualquer que seja o $\texttt{a} \in A$, o conjunto $\{\texttt{a}\}$ é uma LR.
3. Se L_1 e L_2 são LR, então a sua reunião $(L_1 \cup L_2)$ é uma LR.
4. Se L_1 e L_2 são LR, então a sua concatenação $(L_1 \cdot L_2)$ é uma LR.

Exemplo:

- Seja $L_1 = \{\texttt{ab}, \texttt{c}\}$, uma LR sobre o alfabeto $A = \{\texttt{a}, \texttt{b}, \texttt{c}\}$
- e $L_2 = \{\texttt{bb}, \texttt{c}\}$, outra LR sobre o mesmo alfabeto A
- então, $L_3 = L_1 \cdot L_2 = \{\texttt{abbb}, \texttt{abc}, \texttt{cbb}, \texttt{cc}\}$ é uma LR sobre o mesmo alfabeto A

Linguagem regular
Definição

A classe das **linguagens regulares** sobre o alfabeto A define-se indutivamente da seguinte forma:

1. O conjunto vazio, $\emptyset$, é uma linguagem regular (LR).
2. Qualquer que seja o $\texttt{a} \in A$, o conjunto $\{\texttt{a}\}$ é uma LR.
3. Se L_1 e L_2 são LR, então a sua reunião $(L_1 \cup L_2)$ é uma LR.
4. Se L_1 e L_2 são LR, então a sua concatenação $(L_1 \cdot L_2)$ é uma LR.
5. Se L_1 é uma LR, então o seu fecho de Kleene $(L_1)^*$ é uma LR.

Exemplo:

- Seja $L_1 = \{\texttt{ab}, \texttt{c}\}$, uma LR sobre o alfabeto $A = \{\texttt{a}, \texttt{b}, \texttt{c}\}$
- então, $L_2 = {L_1}^* = \{\varepsilon, \texttt{ab}, \texttt{c}, \texttt{abab}, \texttt{abc}, \texttt{cab}, \texttt{cc}, \cdots\}$ é uma LR sobre o mesmo alfabeto

Linguagem regular
Definição

A classe das **linguagens regulares** sobre o alfabeto A define-se indutivamente da seguinte forma:

1. O conjunto vazio, $\emptyset$, é uma linguagem regular (LR).
2. Qualquer que seja o $\texttt{a} \in A$, o conjunto $\{\texttt{a}\}$ é uma LR.
3. Se L_1 e L_2 são LR, então a sua reunião ($L_1 \cup L_2$) é uma LR.
4. Se L_1 e L_2 são LR, então a sua concatenação ($L_1 \cdot L_2$) é uma LR.
5. Se L_1 é uma LR, então o seu fecho de Kleene $(L_1)^*$ é uma LR.
6. Nada mais é LR.

Note que

- $\{\varepsilon\}$ é uma LR, uma vez que $\{\varepsilon\} = \emptyset^*$.

Definição de linguagem regular
exemplo #1

$\mathcal{Q}$ Mostre que a linguagem L, constituída pelo conjunto dos números binários começados em $\texttt{1}$ e terminados em $\texttt{0}$ é uma LR sobre o alfabeto $A = \{\texttt{0}, \texttt{1}\}$

$\mathcal{R}$

- pela regra 2 (elementos primitivos), $\{\texttt{0}\}$ e $\{\texttt{1}\}$ são LR
- pela regra 3 (união), $\{\texttt{0}, \texttt{1}\} = \{\texttt{0}\} \cup \{\texttt{1}\}$ é uma LR
- pela regra 5 (fecho), $\{\texttt{0}, \texttt{1}\}^*$ é uma LR
- pela regra 4 (concatenação), $\{\texttt{1}\} \cdot \{\texttt{0}, \texttt{1}\}^*$ é uma LR
- pela regra 4, $(\{\texttt{1}\} \cdot \{\texttt{0}, \texttt{1}\}^*) \cdot \{\texttt{0}\}$ é uma LR
- logo, $L = \{\texttt{1}\} \cdot \{\texttt{0}, \texttt{1}\}^* \cdot \{\texttt{0}\}$ é uma LR

Expressões regulares
Definição

O conjunto das **expressões regulares** sobre o alfabeto A define-se indutivamente da seguinte forma:

1. $\emptyset$ é uma expressão regular (ER) que representa a LR $\{\}$.
2. Qualquer que seja o $a \in A$, a é uma ER que representa a LR $\{a\}$.
3. Se e_1 e e_2 são ER representando respetivamente as LR L_1 e L_2, então $(e_1|e_2)$ é uma ER representando a LR $L_1 \cup L_2$.
4. Se e_1 e e_2 são ER representando respetivamente as LR L_1 e L_2, então $(e_1 e_2)$ é uma ER representando a LR $L_1.L_2$.
5. Se e_1 é uma ER representando a LR L_1, então $(e_1)^*$ é uma ER representando a LR $(L_1)^*$.
6. Nada mais é expressão regular.

- É habitual representar-se por ε a ER $\emptyset^*$. Representa a linguagem $\{\varepsilon\}$.

Expressões regulares
Precedência dos operadores regulares

- Na escrita de expressões regulares assume-se a seguinte precedência dos operadores:
  - fecho (*)
  - concatenação
  - escolha (|).
- O uso destas precedências permite a queda de alguns parêntesis e consequentemente uma notação simplificada.

- Exemplo: a expressão regular

  $e_1|e_2\ e_3*$

  recorre a esta precedência para representar a expressão regular

  $(e_1)|(e_2\ ((e_3)*))$

Expressões regulares
Exemplos

$\mathcal{Q}$ Determine uma ER que represente o conjunto dos números binários começados em `1` e terminados em `0`.

$\mathcal{R}$ `1(0|1)*0`

$\mathcal{Q}$ Determine uma ER que represente as sequências definidas sobre o alfabeto $A = \{\texttt{a}, \texttt{b}, \texttt{c}\}$ que satisfazem o requisito de qualquer `b` ter um `a` imediatamente à sua esquerda e um `c` imediatamente à sua direita.

$\mathcal{R}$ O `a` pode aparecer sozinho; o `c` também; o `b`, se aparecer, tem de ter um `a` à sua esquerda e um `c` à sua direita. Ou seja, pode considerar-se que as palavras da linguagem são sequências de 0 ou mais `a`, `c` ou `abc`.

`(a|abc|c)*`

$\mathcal{Q}$ Determine uma ER que represente as sequências binárias com um número par de zeros.

$\mathcal{R}$ `(1*01*01*)*|1* = 1*(01*01*)*`

Expressões regulares
Propriedades da operação de escolha

- A operação de escolha goza das propriedades:
  - comutativa: $e_1 \mid e_2 = e_2 \mid e_1$
  - associativa: $e_1 \mid (e_2 \mid e_3) = (e_1 \mid e_2) \mid e_3 = e_1 \mid e_2 \mid e_3$
  - idempotência: $e_1 \mid e_1 = e_1$
  - existência de elemento neutro: $e_1 \mid \emptyset = \emptyset \mid e_1 = e_1$

- Exemplo:
  - comutativa: `a | ab = ab | a`
  - associativa: `a | (b | ca) = (a | b) | ca = a | b | ca`
  - idempotência: `ab | ab = ab`
  - não há interesse prático em fazer uma união com o conjunto vazio

Expressões regulares
Propriedades da operação de concatenação

- A operação de concatenação goza das propriedades:
  - associativa: $e_1(e_2e_3) = (e_1e_2)e_3 = e_1e_2e_3$
  - existência de elemento neutro: $e_1\varepsilon = \varepsilon e_1 = e_1$
  - existência de elemento absorvente: $e_1\,\emptyset = \emptyset\,e_1 = \emptyset$
  - **não goza da propriedade comutativa**

- Exemplo: seja $e_1 = \mathtt{a}$, $e_2 = \mathtt{bc}$, e $e_3 = \mathtt{c}$
  - associativa: $\mathtt{a}(\mathtt{bc}\,\mathtt{c}) = (\mathtt{a}\,\mathtt{bc})\mathtt{c} = \mathtt{a}\,\mathtt{bc}\,\mathtt{c}$

Expressões regulares
Propriedades distributivas

- A combinação das operações de concatenação e escolha gozam das propriedades:
  - distributiva à esquerda da concatenação em relação à escolha:

    $e_1(e_2 \mid e_3) = e_1e_2 \mid e_1e_3$
  - distributiva à direita da concatenação em relação à escolha:

    $(e_1 \mid e_2)e_3 = e_1e_3 \mid e_2e_3$

- Exemplo:
  - distributiva à esquerda da concatenação em relação à escolha:

    $\mathtt{ab}\,(\mathtt{a} \mid \mathtt{cc}) = \mathtt{aba} \mid \mathtt{abcc}$
  - distributiva à direita da concatenação em relação à escolha:

    $(\mathtt{ab} \mid \mathtt{a})\,\mathtt{cc} = \mathtt{abcc} \mid \mathtt{acc}$

Expressões regulares
Propriedades da operação de fecho de Kleene

- A operação de fecho goza das propriedades:
  - $(e^*)^* = e^*$
  - $({e_1}^* \mid {e_2}^*)^* = (e_1 \mid e_2)^*$
  - $(e_1 \mid {e_2}^*)^* = (e_1 \mid e_2)^*$
  - $({e_1}^* \mid e_2)^* = (e_1 \mid e_2)^*$
- Mas atenção:
  - $(e_1 \mid e_2)^* \neq {e_1}^* \mid {e_2}^*$
  - $(e_1\, e_2)^* \neq {e_1}^*\, {e_2}^*$

- Exemplo:
  - $\mathtt{b}\,(\mathtt{a}^*)^* = \mathtt{b}\,\mathtt{a}^*$
  - $(\mathtt{a}^* \mid \mathtt{b}^*)^* = (\mathtt{a} \mid \mathtt{b})^*$
  - $(\mathtt{a} \mid \mathtt{b}^*)^* = (\mathtt{a} \mid \mathtt{b})^*$
  - $(\mathtt{a}^* \mid \mathtt{b})^* = (\mathtt{a} \mid \mathtt{b})^*$
  - $(\mathtt{a} \mid \mathtt{b})^* \neq \mathtt{a}^* \mid \mathtt{b}^*$
  - $(\mathtt{a}\,\mathtt{b})^* \neq \mathtt{a}^*\,\mathtt{b}^*$

Expressões regulares
Exemplos

$\mathcal{Q}$ Sobre o alfabeto $A = \{\mathtt{0}, \mathtt{1}\}$ construa uma expressão regular que represente a linguagem

$$L = \{\omega \in A^* \,:\, \#(\mathtt{0}, \omega) = 2\}$$

$\mathcal{R}$ $\mathtt{1}^*\mathtt{0}\mathtt{1}^*\mathtt{0}\mathtt{1}^*$

$\mathcal{Q}$ Sobre o alfabeto $A = \{\mathtt{a}, \mathtt{b}, \cdots, \mathtt{z}\}$ construa uma expressão regular que represente a linguagem

$$L = \{\omega \in A^* \,:\, \#(\mathtt{a}, \omega) = 3\}$$

$\mathcal{R}$ $(\mathtt{b}|\mathtt{c}|\cdots|\mathtt{z})^*\mathtt{a}(\mathtt{b}|\mathtt{c}|\cdots|\mathtt{z})^*\mathtt{a}(\mathtt{b}|\mathtt{c}|\cdots|\mathtt{z})^*\mathtt{a}(\mathtt{b}|\mathtt{c}|\cdots|\mathtt{z})^*$

- Na última resposta, onde estão as reticências (...) deveriam estar todas as letras entre $\mathtt{d}$ e $\mathtt{y}$. Parece claro que faz falta uma forma de simplificar este tipo de expressões

Expressões regulares
Extensões notacionais comuns

- uma ou mais ocorrências:
  $e^+ = e.e^*$
- uma ou nenhuma ocorrência:
  $e? = (e|\varepsilon)$
- um símbolo do sub-alfabeto dado:
  $[a_1 a_2 a_3 \cdots a_n] = (a_1 \mid a_2 \mid a_3 \mid \cdots \mid a_n)$
- um símbolo do sub-alfabeto dado:
  $[a_1\text{-}a_n] = (a_1 \mid \cdots \mid a_n)$
- um símbolo do alfabeto fora do conjunto dado:
  $[\hat{}a_1 a_2 a_3 \cdots a_n]\,, \quad [\hat{}a_1\text{-}a_n]$

Em ANTLR:

- `x..y` é equivalente a `[x-y]`
- `~[abc]` é equivalente a `[^abc]`

Expressões regulares
Outras extensões notacionais

- n ocorrências de:
  $e\{n\} = \underbrace{e.e.\cdots.e}_{n}$
- de n_1 a n_2 ocorrências:
  $e\{n_1, n_2\} = \underbrace{e.e.\cdots.e}_{n_1, n_2}$
- n ou mais ocorrências:
  $e\{n\,,\} = \underbrace{e.e.\cdots.e}_{n,}$

- . representa um símbolo qualquer
- ^ representa palavra vazia no início de linha
- $ representa palavra vazia no fim de linha
- $\backslash <$ representa palavra vazia no início de palavra
- $\backslash >$ representa palavra vazia no fim de palavra

Em ANTLR:

- Pode ser feito através de predicados semânticos

Expressões regulares
Exemplos de extensões notacionais

$\mathcal{Q}$ Sobre o alfabeto $A = \{0, 1\}$ construa uma expressão regular que reconheça a linguagem

$$L = \{\omega \in A^* \ : \ \#(0, \omega) = 2\}$$

$\mathcal{R}$ $1^*01^*01^* = (1^*0)\,(1^*0)\,1^* = (1^*0)\{2\}\,1^*$

$\mathcal{Q}$ Sobre o alfabeto $A = \{a, b, \cdots, z\}$ construa uma expressão regular que reconheça a linguagem

$$L = \{\omega \in A^* \ : \ \#(a, \omega) = 3\}$$

$\mathcal{R}$ $(b|c|\cdots|z)^*a(b|c|\cdots|z)^*a(b|c|\cdots|z)^*a(b|c|\cdots|z)^*$

$= ([b\text{-}z]^*a)\,([b\text{-}z]^*a)\,([b\text{-}z]^*a)\,[b\text{-}z]^*$

$= ([b\text{-}z]^*a)\{3\}[b\text{-}z]^*$

Gramáticas regulares
Introdução

- Exemplo de gramática regular

$$\begin{aligned} S &\rightarrow a\ X \\ X &\rightarrow a\ X \\ &\ \ |\ b\ X \\ &\ \ |\ \varepsilon \end{aligned}$$

- Exemplo de gramática não regular

$$\begin{aligned} S &\rightarrow a\ S\ a \\ &\ \ |\ b\ S\ b \\ &\ \ |\ a \end{aligned}$$

- Letras minúsculas representam símbolos terminais e letras maísculas representam símbolos não terminais (o contrário do ANTLR)
- Nas gramáticas regulares os símbolos não terminais apenas podem aparecer no fim

Gramáticas regulares
Definição

Uma **gramática regular** é um quádruplo $G = (T, N, P, S)$, onde

- T é um conjunto finito não vazio de símbolos terminais;
- N, sendo $N \cap T = \emptyset$, é um conjunto finito não vazio de símbolos não terminais;
- P é um conjunto de produções (ou regras de rescrita), cada uma da forma $\alpha \to \beta$, onde
  - $\alpha \in N$
  - $\beta \in T^* \cup T^* N$
- $S \in N$ é o símbolo inicial.

- A linguagem gerada por uma gramática regular é regular
  - Logo, é possível converter-se uma gramática regular numa expressão regular que represente a mesma linguagem e vice-versa

Gramáticas regulares
Operações sobre gramáticas regulares

- As gramáticas regulares são fechadas sob as operações de
  - reunião
  - concatenação
  - fecho
  - intersecção
  - complementação
- As operações de intersecção e complementação serão abordadas mais adiante através de autómatos finitos

Reunião de gramáticas regulares
Exemplo

$\mathcal{Q}$ Sobre o conjunto de terminais $T = \{\mathtt{a}, \mathtt{b}, \mathtt{c}\}$, determine uma gramática regular que represente a linguagem

$$L = L_1 \cup L_2$$

sabendo que

$$L_1 = \{\omega\mathtt{a} \ : \ \omega \in T^*\} \qquad L_2 = \{\mathtt{a}\omega \ : \ \omega \in T^*\}$$

$\mathcal{R}$

$$\begin{array}{rcl} S_1 & \to & \mathtt{a}\ S_1 \\ & | & \mathtt{b}\ S_1 \\ & | & \mathtt{c}\ S_1 \\ & | & \mathtt{a} \end{array} \qquad \begin{array}{rcl} S_2 & \to & \mathtt{a}\ X_2 \\ X_2 & \to & \mathtt{a}\ X_2 \\ & | & \mathtt{b}\ X_2 \\ & | & \mathtt{c}\ X_2 \\ & | & \varepsilon \end{array}$$

- Começa-se por obter as gramáticas regulares que representam L_1 e L_2.

Reunião de gramáticas regulares
Exemplo

$\mathcal{Q}$ Sobre o conjunto de terminais $T = \{\mathtt{a}, \mathtt{b}, \mathtt{c}\}$, determine uma gramática regular que represente a linguagem

$$L = L_1 \cup L_2$$

sabendo que

$$L_1 = \{\omega\mathtt{a} \ : \ \omega \in T^*\} \qquad L_2 = \{\mathtt{a}\omega \ : \ \omega \in T^*\}$$

$\mathcal{R}$

$$\begin{array}{rcl} S_1 & \to & \mathtt{a}\ S_1 \\ & | & \mathtt{b}\ S_1 \\ & | & \mathtt{c}\ S_1 \\ & | & \mathtt{a} \end{array} \qquad \begin{array}{rcl} S_2 & \to & \mathtt{a}\ X_2 \\ X_2 & \to & \mathtt{a}\ X_2 \\ & | & \mathtt{b}\ X_2 \\ & | & \mathtt{c}\ X_2 \\ & | & \varepsilon \end{array}$$

$$\begin{array}{rcl} S & \to & S_1 \ | \ S_2 \\ S_1 & \to & \mathtt{a}\ S_1 \ | \ \mathtt{b}\ S_1 \ | \ \mathtt{c}\ S_1 \\ & | & \mathtt{a} \\ S_2 & \to & \mathtt{a}\ X_2 \\ X_2 & \to & \mathtt{a}\ X_2 \ | \ \mathtt{b}\ X_2 \ | \ \mathtt{c}\ X_2 \\ & | & \varepsilon \end{array}$$

- E acrescentam-se as transições $S \to S_1$ e $S \to S_2$ que permitem escolher as palavras de L_1 e de L_2, sendo S o novo símbolo inicial.

Reunião de gramáticas regulares
Algoritmo

$\mathcal{D}$ Sejam $G_1 = (T_1, N_1, P_1, S_1)$ e $G_2 = (T_2, N_2, P_2, S_2)$ duas gramáticas regulares quaisquer, com $N_1 \cap N_2 = \emptyset$. A gramática $G = (T, N, P, S)$ onde

$$\begin{aligned} T &= T_1 \cup T_2 \\ N &= N_1 \cup N_2 \cup \{S\} \quad \text{com} \quad S \notin (N_1 \cup N_2) \\ P &= \{S \to S_1, S \to S_2\} \cup P_1 \cup P_2 \end{aligned}$$

é regular e gera a linguagem $L = L(G_1) \cup L(G_2)$.

- Para $i = 1, 2$, a nova produção $S \to S_i$ permite que G gere a linguagem $L(G_i)$

Concatenação de gramáticas regulares
Exemplo

$\mathcal{Q}$ Sobre o conjunto de terminais $T = \{\mathtt{a}, \mathtt{b}, \mathtt{c}\}$, determine uma gramática regular que represente a linguagem

$$L = L_1 \cdot L_2$$

sabendo que

$$L_1 = \{\omega\mathtt{a} \ : \ \omega \in T^*\} \qquad L_2 = \{\mathtt{a}\omega \ : \ \omega \in T^*\}$$

$\mathcal{R}$

$$\begin{aligned} S_1 &\to \mathtt{a}\ S_1 \\ &\mid \mathtt{b}\ S_1 \\ &\mid \mathtt{c}\ S_1 \\ &\mid \mathtt{a} \end{aligned} \qquad \begin{aligned} S_2 &\to \mathtt{a}\ X_2 \\ X_2 &\to \mathtt{a}\ X_2 \\ &\mid \mathtt{b}\ X_2 \\ &\mid \mathtt{c}\ X_2 \\ &\mid \varepsilon \end{aligned}$$

- Começa-se por obter as gramáticas regulares que representam L_1 e L_2.

Concatenação de gramáticas regulares
Exemplo

$\mathcal{Q}$ Sobre o conjunto de terminais $T = \{\mathtt{a}, \mathtt{b}, \mathtt{c}\}$, determine uma gramática regular que represente a linguagem

$$L = L_1 \cdot L_2$$

sabendo que

$$L_1 = \{\omega\mathtt{a} \ : \ \omega \in T^*\} \qquad L_2 = \{\mathtt{a}\omega \ : \ \omega \in T^*\}$$

$\mathcal{R}$

$$\begin{array}{l} S_1 \rightarrow \mathtt{a}\ S_1 \\ \quad \mid \mathtt{b}\ S_1 \\ \quad \mid \mathtt{c}\ S_1 \\ \quad \mid \mathtt{a} \end{array} \qquad \begin{array}{l} S_2 \rightarrow \mathtt{a}\ X_2 \\ X_2 \rightarrow \mathtt{a}\ X_2 \\ \quad \mid \mathtt{b}\ X_2 \\ \quad \mid \mathtt{c}\ X_2 \\ \quad \mid \varepsilon \end{array} \qquad \begin{array}{l} S_1 \rightarrow \mathtt{a}\ S_1 \mid \mathtt{b}\ S_1 \mid \mathtt{c}\ S_1 \\ \quad \mid \mathtt{a}\ S_2 \\ S_2 \rightarrow \mathtt{a}\ X_2 \\ X_2 \rightarrow \mathtt{a}\ X_2 \mid \mathtt{b}\ X_2 \mid \mathtt{c}\ X_2 \end{array}$$

- A solução é substituir $S_1 \rightarrow \mathtt{a}$ por $S_1 \rightarrow \mathtt{a}\ S_2$, de modo a impor que a segunda parte das palavras têm de pertencer a L_2

Concatenação de gramáticas regulares
Algoritmo

$\mathcal{D}$ Sejam $G_1 = (T_1, N_1, P_1, S_1)$ e $G_2 = (T_2, N_2, P_2, S_2)$ duas gramáticas regulares quaisquer, com $N_1 \cap N_2 = \emptyset$. A gramática $G = (T, N, P, S)$ onde

$$\begin{array}{rcl} T & = & T_1 \cup T_2 \\ N & = & N_1 \cup N_2 \\ P & = & \{A \rightarrow \omega S_2 \ : \ (A \rightarrow \omega) \in P_1 \ \wedge \ \omega \in {T_1}^*\} \\ & & \cup \{A \rightarrow \omega \ : \ (A \rightarrow \omega) \in P_1 \ \wedge \ \omega \in {T_1}^* N_1\} \\ & & \cup P_2 \\ S & = & S_1 \end{array}$$

é regular e gera a linguagem $L = L(G_1) \cdot L(G_2)$.

- As produções da primeira gramática do tipo $\beta \in T^*$ ganham o símbolo inicial da segunda gramática no fim
- As produções da primeira gramática do tipo $\beta \in T^* N$ mantêm-se inalteradas
- As produções da segunda gramática mantêm-se inalteradas

Fecho de gramáticas regulares
Exemplo

$\mathcal{Q}$ Sobre o conjunto de terminais $T = \{\mathtt{a}, \mathtt{b}, \mathtt{c}\}$, determine uma gramática regular que represente a linguagem

$$L = {L_1}^*$$

sabendo que

$$L_1 = \{\omega \mathtt{a} \ : \ \omega \in T^*\}$$

$\mathcal{R}$

$$\begin{aligned} S_1 \rightarrow & \ \mathtt{a} \ S_1 \\ | & \ \mathtt{b} \ S_1 \\ | & \ \mathtt{c} \ S_1 \\ | & \ \mathtt{a} \end{aligned}$$

- Começa-se pela obtenção da gramática regular que representa L_1.

Fecho de gramáticas regulares
Exemplo

$\mathcal{Q}$ Sobre o conjunto de terminais $T = \{\mathtt{a}, \mathtt{b}, \mathtt{c}\}$, determine uma gramática regular que represente a linguagem

$$L = {L_1}^*$$

sabendo que

$$L_1 = \{\omega \mathtt{a} \ : \ \omega \in T^*\}$$

$\mathcal{R}$

$$\begin{aligned} S_1 \rightarrow & \ \mathtt{a} \ S_1 \\ | & \ \mathtt{b} \ S_1 \\ | & \ \mathtt{c} \ S_1 \\ | & \ \mathtt{a} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} S \rightarrow & \ \varepsilon \ | \ S_1 \\ S_1 \rightarrow & \ \mathtt{a} \ S_1 \ | \ \mathtt{b} \ S_1 \ | \ \mathtt{c} \ S_1 \\ | & \ \mathtt{a} \ S \end{aligned}$$

- Acrescentando-se a produção $S \rightarrow S_1$ e substituindo-se $S_1 \rightarrow \mathtt{a}$ por $S_1 \rightarrow \mathtt{a} \ S$, permite-se iterações sobre S_1
- Acrescentando-se $S \rightarrow \varepsilon$, permite-se 0 ou mais iterações

Fecho de gramáticas regulares
Algoritmo

$\mathcal{D}$ Seja $G_1 = (T_1, N_1, P_1, S_1)$ uma gramática regular qualquer. A gramática $G = (T, N, P, S)$ onde

$$\begin{aligned} T &= T_1 \\ N &= N_1 \cup \{S\} \quad \text{com} \quad S \notin N_1 \\ P &= \{S \to \varepsilon, S \to S_1\} \\ &\quad \cup \{A \to \omega S \ : \ (A \to \omega) \in P_1 \ \wedge \ \omega \in {T_1}^*\} \\ &\quad \cup \{A \to \omega \ : \ (A \to \omega) \in P_1 \ \wedge \ \omega \in {T_1}^* N_1\} \end{aligned}$$

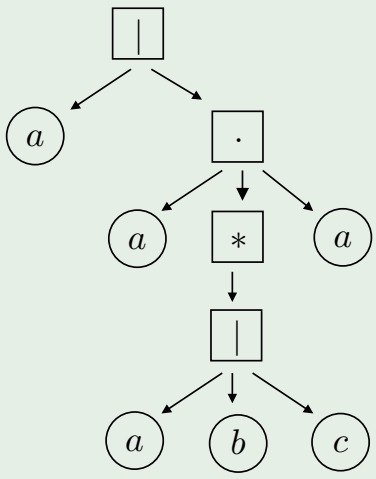
é regular e gera a linguagem $L = (L(G_1))^*$.

- As novas produções $S \to \varepsilon$ e $S \to S_1$ garantem que $(L(G_1))^n \subseteq L(G)$, para qualquer $n \geq 0$
- As produções que só têm terminais ganham o novo símbolo inicial no fim
- As produções que terminam num não terminal mantêm-se inalteradas

Conversão de uma ER em uma GR
exemplo

$\mathcal{Q}$ Construa uma GR equivalente à ER $e = \texttt{a|a(a|b|c)*a}$.

$\mathcal{R}$

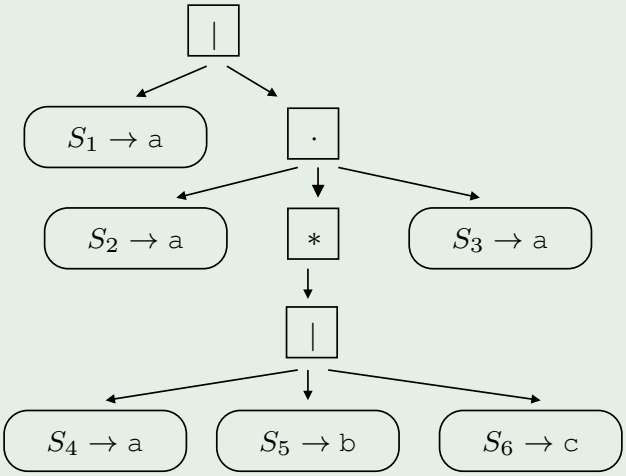


- Coloca-se de forma arbórea

Conversão de uma ER em uma GR
exemplo

$\mathcal{Q}$ Construa uma GR equivalente à ER $e = \mathtt{a}|\mathtt{a}(\mathtt{a}|\mathtt{b}|\mathtt{c})^*\mathtt{a}$.

$\mathcal{R}$

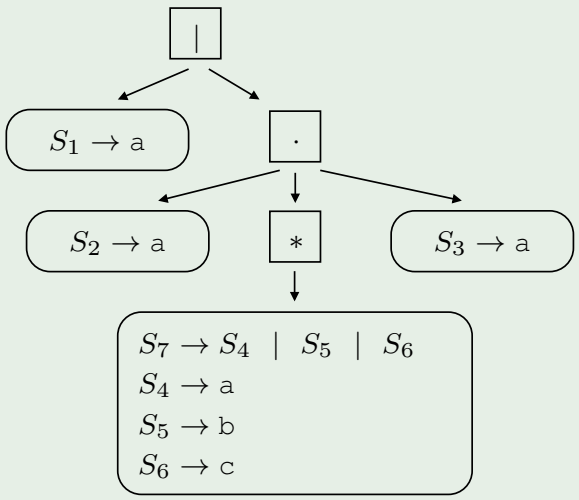


- Convertem-se as folhas (elementos primitivos) em GR

Conversão de uma ER em uma GR
exemplo

$\mathcal{Q}$ Construa uma GR equivalente à ER $e = \mathtt{a}|\mathtt{a}(\mathtt{a}|\mathtt{b}|\mathtt{c})^*\mathtt{a}$.

$\mathcal{R}$

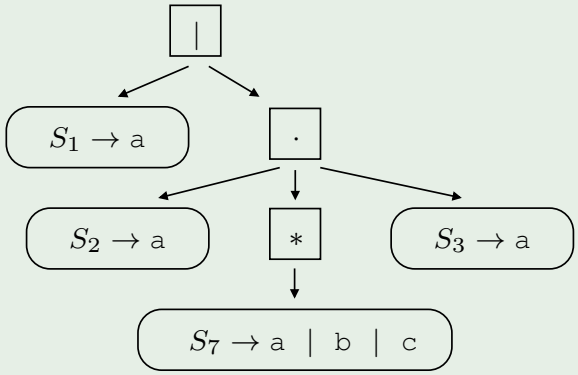


- Aplica-se a escolha (reunião) de baixo

Conversão de uma ER em uma GR
exemplo

$\mathcal{Q}$ Construa uma GR equivalente à ER $e = \mathtt{a}|\mathtt{a}(\mathtt{a}|\mathtt{b}|\mathtt{c})^*\mathtt{a}$.

$\mathcal{R}$

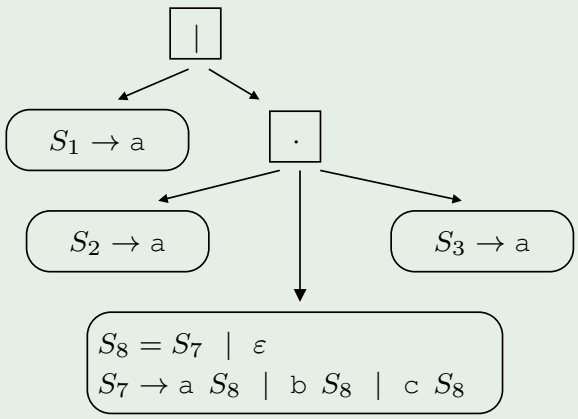


- Simplificando

Conversão de uma ER em uma GR
exemplo

$\mathcal{Q}$ Construa uma GR equivalente à ER $e = \mathtt{a}|\mathtt{a}(\mathtt{a}|\mathtt{b}|\mathtt{c})^*\mathtt{a}$.

$\mathcal{R}$

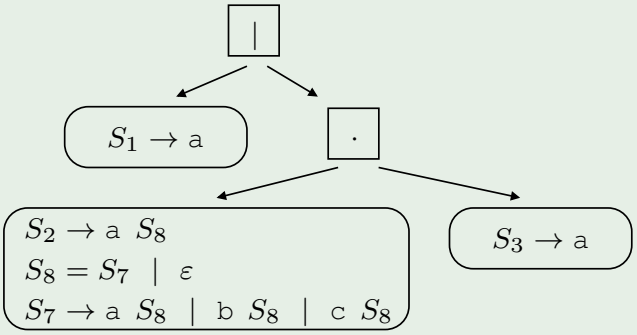


- Aplica-se o fecho

Conversão de uma ER em uma GR
exemplo

$\mathcal{Q}$ Construa uma GR equivalente à ER $e = \mathtt{a}|\mathtt{a}(\mathtt{a}|\mathtt{b}|\mathtt{c})^*\mathtt{a}$.

$\mathcal{R}$

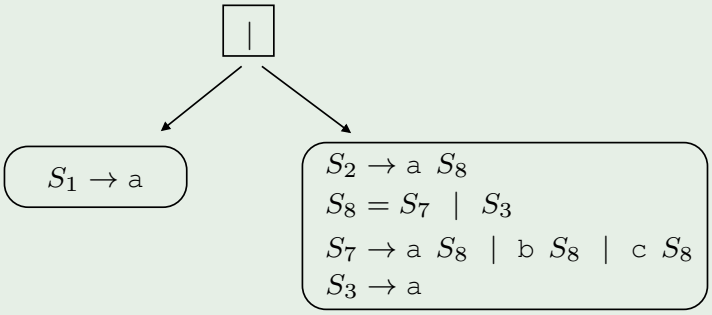


- Aplica-se a concatenação na esquerda

Conversão de uma ER em uma GR
exemplo

$\mathcal{Q}$ Construa uma GR equivalente à ER $e = \mathtt{a}|\mathtt{a}(\mathtt{a}|\mathtt{b}|\mathtt{c})^*\mathtt{a}$.

$\mathcal{R}$



- Aplica-se a concatenação na direita

Conversão de uma ER em uma GR
exemplo

$\mathcal{Q}$ Construa uma GR equivalente à ER $e = \texttt{a|a(a|b|c)*a}$.

$\mathcal{R}$

$$
\begin{aligned}
S &\rightarrow S_1 \mid S_2 \\
S_1 &\rightarrow \texttt{a} \\
S_2 &\rightarrow \texttt{a}\ S_8 \\
S_8 &\rightarrow S_7 \mid S_3 \\
S_7 &\rightarrow \texttt{a}\ S_8 \mid \texttt{b}\ S_8 \mid \texttt{c}\ S_8 \\
S_3 &\rightarrow \texttt{a}
\end{aligned}
$$

e simplificando

$$
\begin{aligned}
S &\rightarrow \texttt{a} \mid \texttt{a}\ S_8 \\
S_8 &\rightarrow \texttt{a}\ S_8 \mid \texttt{b}\ S_8 \mid \texttt{c}\ S_8 \mid \texttt{a}
\end{aligned}
$$

- Finalmente após aplicar escolha (reunião) de cima

Conversão de uma ER em uma GR
Abordagem

- Dada uma expressão regular qualquer ela é:
  - ou um elemento primitivo;
  - ou uma expressão do tipo e^*, sendo e uma expressão regular qualquer;
  - ou uma expressão do tipo $e_1.e_2$, sendo e_1 e e_2 duas expressões regulares quaisquer;
  - ou uma expressão do tipo $e_1|e_2$, sendo e_1 e e_2 duas expressões regulares quaisquer;
- Identificando-se as GR equivalentes às ER primitivas, tem-se o problema resolvido, visto que se sabe como fazer a reunião, a concatenação e o fecho de GR.

expressão regular	gramática regular
ε	$S \rightarrow \varepsilon$
a	$S \rightarrow \texttt{a}$

Conversão de uma ER em uma GR
Algoritmo de conversão

1. Se a ER é do tipo primitivo, a GR correspondente pode ser obtido da tabela anterior.
2. Se é do tipo e^*, aplica-se este mesmo algoritmo na obtenção de uma GR equivalente à expressão regular e e, de seguida, aplica-se o fecho de GR.
3. Se é do tipo $e_1.e_2$, aplica-se este mesmo algoritmo na obtenção de GR para as expressões e_1 e e_2 e, de seguida, aplica-se a concatenação de GR.
4. Finalmente, se é do tipo $e_1|e_2$, aplica-se este mesmo algoritmo na obtenção de GR para as expressões e_1 e e_2 e, de seguida, aplica-se a reunião de GR.

- Na realidade, o algoritmo corresponde a um processo de decomposição arbórea a partir da raiz seguido de um processo de construção arbórea a partir das folhas.

Conversão de uma GR em uma ER
Exemplo

$\mathcal{Q}$ Obtenha uma ER equivalente à gramática regular seguinte

$S \rightarrow \mathtt{a}\ S \mid \mathtt{c}\ S \mid \mathtt{aba}\ X$
$X \rightarrow \mathtt{a}\ X \mid \mathtt{c}\ X \mid \varepsilon$

$\mathcal{R}$ Abordagem admitindo expressões regulares nas produções das gramáticas

$E \rightarrow \varepsilon\ S$
$S \rightarrow \mathtt{a}\ S \mid \mathtt{c}\ S \mid (\mathtt{aba})\ X$
$X \rightarrow \mathtt{a}\ X \mid \mathtt{c}\ X \mid \varepsilon\ \varepsilon$

- *acrescentou-se um novo símbolo inicial de forma a garantir que não aparece do lado direito*

$E \rightarrow \varepsilon\ S$
$S \rightarrow (\mathtt{a}|\mathtt{c})\ S \mid (\mathtt{aba})\ X$
$X \rightarrow (\mathtt{a}|\mathtt{c})\ X \mid \varepsilon\ \varepsilon$

- *transformou-se* $S \rightarrow \mathtt{a}\ S$ *e* $S \rightarrow \mathtt{c}\ S$ *em* $S \rightarrow (\mathtt{a}|\mathtt{c})\ S$
- *fez-se algo similar com o X*

$E \rightarrow \varepsilon\ (\mathtt{a}|\mathtt{c})^*\ (\mathtt{aba})\ X$
$X \rightarrow (\mathtt{a}|\mathtt{c})\ X \mid \varepsilon\ \varepsilon$

- *transformaram-se as produções* $E \rightarrow \varepsilon\ S$, $S \rightarrow (\mathtt{a}|\mathtt{c})\ S$ *e* $S \rightarrow \mathtt{aba}\ X$ *em* $E \rightarrow (\mathtt{a}|\mathtt{c})^*\mathtt{aba}\ X$
- *Note que o* $(\mathtt{a}|\mathtt{c})$ *passou a* $(\mathtt{a}|\mathtt{c})^*$

$E \rightarrow \varepsilon\ (\mathtt{a}|\mathtt{c})^*\ (\mathtt{aba})\ (\mathtt{a}|\mathtt{c})^*\ \varepsilon$

- *repetiu-se com o* X*, obtendo-se a ER desejada:* $(\mathtt{a}|\mathtt{c})^*\mathtt{aba}(\mathtt{a}|\mathtt{c})^*$

Conversão de uma GR em uma ER
Exemplo

$\mathcal{Q}$ Obtenha uma ER equivalente à gramática regular seguinte

$S \rightarrow \mathtt{a}\ S \mid \mathtt{c}\ S \mid \mathtt{aba}\ X$

$X \rightarrow \mathtt{a}\ X \mid \mathtt{c}\ X \mid \varepsilon$

$\mathcal{R}$ Abordagem transformando a gramática num conjunto e triplos

$\{(E, \varepsilon, S),$ $(S, \mathtt{a}, S), (S, \mathtt{c}, S), (S, \mathtt{aba}, X),$ $(X, \mathtt{a}, X), (X, \mathtt{c}, X), (X, \varepsilon, \varepsilon)\}$	• *converte-se a gramática num conjunto de triplos, acrescentando um inicial*
$\{(E, \varepsilon, S), (S, (\mathtt{a}\|\mathtt{c}), S), (S, \mathtt{aba}, X),$ $(X, (\mathtt{a}\|\mathtt{c}), X), (X, \varepsilon, \varepsilon)\}$	• *transformou-se* $(S, \mathtt{a}, S), (S, \mathtt{c}, S)$ *em* $(S, (\mathtt{a}\|\mathtt{c}), S)$ • *fez-se algo similar com o X*
$\{(E, (\mathtt{a}\|\mathtt{c})^*\mathtt{aba}, X),$ $(X, (\mathtt{a}\|\mathtt{c}), X), (X, \varepsilon, \varepsilon)\}$	• *transformou-se o triplo de triplos* $(E, \varepsilon, S), (S, (\mathtt{a}\|\mathtt{c}), S), (S, \mathtt{aba}, X)$ *em* $(E, (\mathtt{a}\|\mathtt{c})^*\mathtt{aba}, X)$ • *Note que o* $(\mathtt{a}\|\mathtt{c})$ *passou a* $(\mathtt{a}\|\mathtt{c})^*$
$\{(E, (\mathtt{a}\|\mathtt{c})^*\mathtt{aba}(\mathtt{a}\|\mathtt{c})^*, \varepsilon)\}$	• *repetiu-se com o* X*, obtendo-se a ER desejada:* $(\mathtt{a}\|\mathtt{c})^*\mathtt{aba}(\mathtt{a}\|\mathtt{c})^*$

Conversão de uma GR em uma ER
Algoritmo

- Uma expressão regular e que represente a mesma linguagem que a gramática regular G pode ser obtida por um processo de transformações de equivalência.
- Primeiro, converte-se a gramática $G = (T, N, P, S)$ no conjunto de triplos seguinte:

$$\begin{aligned} \mathcal{E} &= \{(E, \varepsilon, S)\} \\ &\cup \{(A, \omega, B) : (A \rightarrow \omega B) \in P \wedge B \in N\} \\ &\cup \{(A, \omega, \varepsilon) : (A \rightarrow \omega) \in P \wedge \omega \in T^*\} \end{aligned}$$

  com $E \notin N$.
- A seguir, removem-se, por transformações de equivalência, um a um, todos os símbolos de N, até se obter um único triplo da forma (E, e, ε).
- O valor de e é a expressão regular pretendida.

Conversão de uma GR em uma ER

Algoritmo de remoção dos símbolos de N

1. Substituir todos os triplos da forma (A, α_i, A), com $A \in N$, por um único (A, ω_2, A), onde $\omega_2 = \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \cdots \mid \alpha_m$
2. Substituir todos os triplos da forma (A, β_i, B), com $A, B \in N$, por um único (A, ω_1, B), onde $\omega_1 = \beta_1 \mid \beta_2 \mid \cdots \mid \beta_n$
3. Substituir cada triplo de triplos da forma $(A, \omega_1, B), (B, \omega_2, B), (B, \omega_3, C)$, com $A, B, C \in N$, pelo triplo $(A, \omega_1 {\omega_2}^* \omega_3, C)$
4. Repetir os passos anteriores enquanto houver símbolos intermédios

---

- Note que, se não existir qualquer triplo do tipo (A, α_i, A), ω_2 representa o conjunto vazio e consequentemente ${\omega_2}^* = \varepsilon$