

# Construção de um analisador léxico em Python

Acácia dos Campos da Terra<sup>1</sup>, Gabriel Batista Galli<sup>1</sup>,  
João Pedro Winckler Bernardi<sup>1</sup>, Vladimir Belinski<sup>1</sup>

<sup>1</sup>Ciência da Computação – Universidade Federal da Fronteira Sul (UFFS)  
Caixa Postal 181 – 89.802-112 – Chapecó – SC – Brasil

{terra.acacia, g7.galli96, winckler.joao, vlbelinski}@gmail.com

**Resumo.** *O presente trabalho descreve a implementação de um analisador léxico em Python para reconhecimento dos tokens de uma linguagem hipotética. Inicialmente será apresentada uma contextualização a respeito de reconhecedores léxicos, seguida de uma breve explanação sobre os conceitos, técnicas e teoremas fundamentais para o desenvolvimento do trabalho. Em sequência, serão expostos os detalhes de especificação do analisador léxico, sua implementação e validação. Por fim, as conclusões acerca do trabalho serão exibidas.*

## 1. Introdução

Segundo [Price and Toscani 2001] o processo de análise léxica consiste na primeira fase de um compilador, quando são identificadas as sequências de caracteres que constituem unidades léxicas. Nessa etapa, o analisador léxico realiza a leitura do programa fonte (visto como uma sequência de palavras de uma linguagem regular), caractere a caractere, verifica se os caracteres lidos pertencem ao alfabeto da linguagem, descarta aqueles não significativos (como comentários e espaços em branco) e realiza a tradução dessa entrada para uma sequência de símbolos léxicos denominados tokens.

Ademais, o analisador léxico geralmente inicia a construção da Tabela de Símbolos (descrita na próxima seção), assim como envia mensagens de erro caso identifique unidades léxicas não aceitas pela linguagem em questão. Por sua vez, a saída do analisador léxico consiste em uma cadeia de tokens utilizada como entrada do próximo módulo, o analisador sintático.

Além disso, cabe destacar que o analisador léxico muitas vezes corresponde a uma subrotina chamada pelo analisador sintático sempre que esse necessita de mais um token. Todavia, existe ao menos uma divisão conceitual entre os analisadores léxico e sintático, pois isso permite a simplificação e modularização do projeto do compilador e possibilita que os tokens possam ser descritos utilizando-se notações simples, além do fato dos reconhecedores construídos a partir da descrição dos tokens serem mais eficientes e compactos do que aqueles construídos a partir das gramáticas livres de contexto (GLCs).

Por fim, a implementação de analisadores léxicos é feita geralmente através de uma tabela de transição, a qual indica a passagem de um estado a outro pela leitura de um determinado caractere. Outra alternativa consiste na construção de um programa que simula o funcionamento do autômato finito que especifica o analisador léxico para a linguagem considerada.

Nesse contexto, o presente trabalho objetiva descrever a construção de um analisador léxico para reconhecimento dos tokens de uma linguagem hipotética, a qual se

encontra definida no arquivo `glc.txt`. Nele serão identificadas as sequências de caracteres que constituem tokens, construída a Tabela de Símbolos e produzida uma fita de saída que poderá ser utilizada como entrada de um analisador sintático.

## 2. Referencial teórico

A seguir serão apresentados alguns conceitos e técnicas fundamentais para a compreensão da implementação de analisadores léxicos. Para outras definições ou exemplificações acerca de compiladores e linguagens formais e autômatos que fogem do escopo do presente trabalho podem ser consultados [Price and Toscani 2001], [Menezes 2000] e [Furtado 2016].

De acordo com [Price and Toscani 2001], **tokens** constituem classes de símbolos tais como palavras reservadas, identificadores, constantes, operadores da linguagem, entre outros, podendo ser representados internamente por três informações:

- classe do token: representa o tipo do token reconhecido (e.g., identificadores, operadores, separadores, etc.); usualmente compiladores os representam por números inteiros;
- valor do token: depende da classe; em função do valor tokens podem ser divididos em:
  - simples: não possuem um valor associado, pois sua classe descreve-o completamente (e.g., palavras reservadas, operadores e delimitadores);
  - com argumento: têm um valor associado (e.g. identificadores e constantes) e correspondem aos elementos da linguagem definidos pelo programador;
- posição do token: indica o local do texto fonte onde ocorreu o token, informação geralmente usada para indicar o local de erros.

A cadeia de tokens produzida como saída do analisador léxico, também denominada **fita de saída**, pode ser representada segundo os itens a seguir:

- identificadores e constantes numéricas são representados por um par [classe-token, índice-tabela-de-símbolos];
- as classes para palavras reservadas constituem-se em abreviações dessas, não sendo necessário passar seus valores para o analisador sintático;
- para delimitadores e operadores a classe é o próprio valor do token.

No que lhe diz respeito, a **Tabela de Símbolos** é uma estrutura de dados montada pelo compilador e que objetiva armazenar informações sobre os nomes (e.g., identificadores de variáveis) definidos no programa fonte. Logo, associa atributos (como tipo) aos nomes definidos pelo programador. Usualmente começa a ser gerada durante a análise léxica, sendo que na primeira vez que um identificador é encontrado esse é então armazenado na tabela, nem sempre sendo possível associar atributos a ele nessa fase. Ademais, conforme [Price and Toscani 2001, p. 27], “toda vez que um identificador é reconhecido no programa fonte, a Tabela de Símbolos é consultada a fim de verificar se o nome já está registrado; caso não esteja, é feita sua inserção na tabela”.

Segundo [Price and Toscani 2001, p.17], “uma **linguagem** é um conjunto de palavras formadas por símbolos de um determinado alfabeto”, sendo que um **alfabeto**, segundo [Furtado 2016, p. 4], “é um conjunto finito, não vazio, de símbolos (elementos)”.

Por sua vez, “uma **sentença** sobre um alfabeto é uma sequência (ou cadeia) finita de símbolos do alfabeto”[Furtado 2016, p. 4].

Tokens de uma linguagem de programação constituem uma linguagem regular, as mais simples segundo a classificação de Chomsky. Uma **linguagem regular** é uma linguagem gerada por uma gramática regular.

Para [Furtado 2016, p. 8], uma **gramática**  $G$  é formalmente definida como sendo um quádrupla  $G = (V_n, V_t, P, S)$  onde:

- $V_n$ : é um conjunto finito de símbolos denominados não-terminais (símbolos utilizados na descrição da linguagem);
- $V_t$ : é um conjunto finito de símbolos denominados terminais (símbolos da linguagem propriamente ditos, que podem ser usados na formação das sentenças da linguagem);
- $P$ : é um conjunto finito de pares  $(\alpha, \beta)$  denominado produções (ou regras gramaticais ou regras de sintaxe). Uma produção é representada por  $\alpha ::= \beta$ , onde  $\alpha \in V^*V_nV^* \wedge \beta \in V^*$ , e significa que  $\alpha$  é definido por  $\beta$ , ou ainda que  $\alpha$  produz  $\beta$  ou equivalentemente que  $\beta$  é produzido (gerado) a partir de  $\alpha$ ;
- $S$ : é o símbolo inicial da gramática; deve pertencer a  $V_n$ . O símbolo inicial de uma gramática é o não-terminal a partir do qual as sentenças de uma linguagem serão geradas.

Ainda segundo [Furtado 2016, p. 10], uma **Gramática Regular (GR)**  $G$  é uma gramática definida por  $G = (V_n, V_t, P, S)$ , onde  $P = A \rightarrow aX | A \in V_n, a \in V_t \wedge X \in V_n \cup \varepsilon$ .

**Autômatos Finitos** são reconhecedores de linguagens regulares. Para [Furtado 2016, p. 13] “Entende-se por reconhecedor de uma linguagem “ $L$ ”, um dispositivo que tomando uma sequência  $w$  como entrada, respondem “SIM” se  $w \in L$  e “NÃO” caso contrário”. Autômatos Finitos podem ser Determinísticos (AFD) ou não determinísticos (AFND).

Conforme [Furtado 2016, p. 13], formalmente um **AFD** é definido como sendo um sistema formal  $M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F)$ , onde:

- $K$ : é um conjunto finito não vazio de **estados**;
- $\Sigma$ : é um alfabeto, finito, de entrada;
- $\delta$ : é a função de mapeamento (ou função de transição) definida em:  $Kx\Sigma \rightarrow K$ ; a interpretação de uma transição  $\delta(q, a) = p$ , onde  $q \wedge p \in K \wedge a \in \Sigma$ , é a seguinte: se o “controle de  $M$ ” está no estado “ $q$ ” e o próximo símbolo de entrada é “ $a$ ”, então “ $a$ ” deve ser reconhecido e o controle passar para o estado “ $p$ ”.
- $q_0 \in K$ , é o estado inicial
- $F \subseteq K$ , é o conjunto de estados finais

Por sua vez, [Furtado 2016, p. 14] aponta que um **AFND** é um sistema formal  $M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F)$ , onde:

- $K, \Sigma, q_0$  e  $F$ : possuem a mesma definição dos AFD;
- $\delta$ : é uma função de mapeamento, definida em  $Kx\Sigma = \rho(K)$ ; sendo que  $\rho(K)$  é um subconjunto de  $K$ ; isto equivale a dizer que  $\delta(q, a) = p_1, p_2, \dots, p_n$ . A interpretação de  $\delta$  é que  $M$  no estado “ $q$ ”, com o símbolo “ $a$ ” na entrada pode ir tanto para o estado  $p_1$  como para o estado  $p_2, \dots$ , como para o estado  $p_n$ .

Finalmente, por **determinização** entende-se o processo pelo qual um autômato, caso for um AFND, será transformado em um AFD equivalente e por **minimização** o processo onde são eliminados **estados mortos** (um estado é dito morto quando a partir dele não é possível alcançar um estado final) e **inalcançáveis** (um estado é dito inalcançável quando a partir do estado inicial não consigo alcançá-lo) de um autômato finito.

### 3. Implementação e resultados

Em relação à implementação do analisador léxico cabe destacar que inicialmente foram definidos os tokens da linguagem e construída a GLC para avaliar e validar o conjunto de tokens para a sintaxe pretendida. A GLC construída pode ser encontrada no arquivo `glc.txt`, sendo que palavras como “if”, “else”, “for”, “while”, “let”, “plus”, “minus”, “and” e “or” foram tomadas como reservadas e “\*”, “/”, “<=”, “<”, “==”, “!=”, “>” e “>=”, por exemplo, como símbolos. O caractere especial  $\varepsilon$  é representado por “” (string vazia). Além disso, é utilizada a notação do Formalismo de Backus-Naur (BNF) para fins de representação, sendo que regras precedidas por “\*” correspondem a partes de GR na GLC e aquelas precedidas por “+” a regras alcançadas a partir delas.

Acerca da codificação, tem-se que o arquivo principal do trabalho é `main.py`. Inicialmente, é realizada a leitura da GLC construída através de uma chamada de `readgr()`, definida em `Grammar.py`. Cabe destacar que a leitura se dá caractere por caractere, tendo sido criada uma máquina de estados para verificar se a GLC tomada como entrada se encontra dentro da sintaxe esperada. Caso não esteja, lançamos um erro do tipo `GrammarError`.

Sequencialmente, é realizada uma chamada à `builtWith()`, presente em `Ndfa.py`. Essa função utiliza outras funções definidas no mesmo arquivo, que juntas são responsáveis pela construção de um AFND único para todos os tokens. A tabela do AFND é uma lista. Cada linha dessa tabela é composta por uma estrutura chamada `OrderedDict`, um dicionário ordenado que mapeia cada estado da gramática às suas produções. Cada produção também é um `OrderedDict`, o qual armazena as possíveis transições pelos caracteres do alfabeto da linguagem. Pelo fato do autômato ser não-determinístico, cada mapeamento de um estado por um caractere da linguagem é uma lista de estados. Vale mencionar que os estados da gramática são traduzidos e representados internamente por números, bem como todos os caracteres do alfabeto da linguagem.

Para a construção do AFND em si, iteramos pela gramática recém lida em busca de terminais nas produções da parte livre de contexto. Ao encontrar um terminal, construímos o mapeamento dele na tabela, caractere por caractere, criando os estados conforme necessário. Já na parte regular da gramática, lemos o terminal e seu respectivo não-terminal de transição e criamos o mapeamento na tabela.

Ao final da construção do AFND, fazemos um tratamento especial do  $\varepsilon$ . Iteramos sobre nosso autômato e marcamos como finais todos os estados que produzem  $\varepsilon$  e removemos a transição que foi inicialmente criada na etapa anterior. No entanto, isso não significa que suportamos  $\varepsilon$ -transição.

\*\*\*\*\* VERIFICAR VERACIDADE DISSO AQUI \*\*\*\*\*

Como próximo passo, é realizada a determinização do AFND. Para isso, é chamada outra função de `Ndfa.py`, a `to_dfa()`, que funciona como uma busca em pro-

fundidade. São inicializados uma pilha de estados com o estado inicial e um conjunto vazio de estados já visitados. Enquanto a pilha não estiver vazia, retiramos o estado atualmente no seu topo e o determinizamos. A determinização é feita da seguinte maneira: guardamos todos os estados das transições do estado atual por um mesmo caractere em um conjunto. Esse conjunto será o novo estado no autômato determinizado, pelo qual será mapeado o estado atual pelo caractere em questão. Além disso, se qualquer um dos estados desse conjunto for um estado final no AFND, o novo estado do AFD será marcado como final. Cada novo estado é então adicionado ao topo da pilha para ser processado posteriormente.

Em seguida, se há um arquivo de código de entrada como segundo parâmetro, é chamada a função `parse()` da `Parser.py`. Essa função itera pelo arquivo e transforma seu conteúdo em tokens da gramática. A leitura é feita caractere por caractere, transicionando pelos estados definidos pelo AFD. Ao ser encontrado um separador, é verificado se estamos em um estado final ou se há mapeamento do estado atual por este separador. Em caso negativo para as duas situações, tem-se que foi encontrado um token inválido. Caso contrário, é verificado se não existe mapeamento no estado por este separador: se não há, então adicionamos o estado corrente à fita de saída e voltamos ao estado inicial; se há e se estivermos no estado inicial ou foi lido um separador na transição anterior, então é realizada a transição existente no estado atual por este separador e marcado que foi lido um separador nesta transição (esta marcação será utilizada aqui novamente para satisfazer a condição recém descrita de caso não estivermos no estado inicial, mas lemos um separador). Se não estivermos sobre um separador, simplesmente é realizada a transição do estado atual por este caractere, caso exista. Senão, se lemos um separador na transição anterior e há transição deste caractere

[FUNCIONAMENTO DA FUNÇÃO, ESTRUTURA USADA, DECISÕES IMPORTANTES, RECONHECIMENTO DE ERROS...]

Por fim, é construída a tabela de símbolos, que armazena os rótulos dos identificadores... [O QUE MAIS ARMAZENA, COMO FOI IMPLEMENTADA, ABORDAR FITA DE SAÍDA E RELAÇÃO COM A TABELA].

#### 4. Conclusões

**O que foi feito, dificuldades, resultados finais e perspectivas para continuidade do trabalho (por exemplo, sugerir alterações futuras para utilizar a implementação no ensino de compiladores).**

#### Referências

- Furtado, O. J. V. (2016). Linguagens formais e compiladores. [https://www.ime.usp.br/~jef/tc\\_gramaticas.pdf](https://www.ime.usp.br/~jef/tc_gramaticas.pdf). Acesso em 04/11/2016.
- Menezes, P. F. B. (2000). *Linguagens formais e autômatos*. Editora Sagra Luzzatto, 3rd edition.
- Price, A. M. A. and Toscani, S. S. (2001). *Implementação de Linguagens de Programação: Compiladores*. Editora Sagra Luzzatto, 2nd edition.