

Context-Free Grammars

Context-Free Grammars

Definition

A context-free grammar G is defined by the 4-tuple

$G = (V, \Sigma, R, S)$ where

1. V is a finite set, each element $v \in V$ is called a nonterminal character or a **variable**. Each variable defines a sub-language of the language defined by G
2. Σ is a finite set of **terminals**, disjoint from V . The set of terminals is the alphabet of the language defined by the grammar G
3. R is a finite relation from V to $(V \cup \Sigma)^*$, where the asterisk represents the Kleene star operation. The members of R are called the *(rewrite) rules* or **productions** of the grammar.
4. S is the start variable (or start symbol), used to present the whole sentence. It must be an element of V

A production has the form: variable (head) \rightarrow strings of variables and terminals (body)

Derivation

有两种应用 CFG 的产生式来推断某个特定 string 是否在某个特定 variable 定义的语言之中的方法

- Body to head: 选择 body 中各个 variable 的 language 中的串，将其与 body 中的 terminals 以正确的顺序连接，其结果在 head 中的 variable 定义的语言中。称为 **recursive inference**
- Head to body: 将开始符号用某个产生式展开，再将结果中的 variable 用其产生式展开，重复上述过程直至得到一个全部由 terminal 组成的串，所有这样的串组成了 CFG 定义的语言。这样的过程称为 **derivation**

为了定义 derivation，定义一个新的符号 \Rightarrow 。设 $G = (V, T, P, S)$ 是 CFG，令 $\alpha A \beta$ 为一个由 terminal 与 variable 组成的串，其中 A 为 variable， $\alpha, \beta \in (V \cup T)^*$ 。令 $A \rightarrow \gamma$ 为一个产生式，则

$$\alpha A \beta \Rightarrow \alpha \gamma \beta$$

可以递归定义零次或多次 derivation \Rightarrow^*

Basis. $\alpha \xRightarrow{*} \alpha$ for any string $\alpha \in (V \cup T)^*$

Induction. If $\alpha \xRightarrow{*} \beta$ and $\beta \Rightarrow \gamma$, then $\alpha \xRightarrow{*} \gamma$

为了限制 derivation 时的选择, 引入 leftmost derivation 与 rightmost derivation

- leftmost derivation: at each step we replace the **leftmost variable** by one of its production bodies, $\xRightarrow{\text{lm}}$
- rightmost derivation: at each step we replace the **rightmost variable** by one of its production bodies, $\xRightarrow{\text{rm}}$

The Language of a Grammar

If $G = (V, T, P, S)$, the language of G , denoted $L(G)$ is

$$L(G) = \{w \in T^* : S \xRightarrow{*} w\}$$

$L(G)$ is a context-free language (CFL)

For a CFG $G = (V, T, P, S)$

sentential form: $\alpha \in (V \cup T)^*$, $S \xRightarrow{*} \alpha$

left-sentential form: $\alpha \in (V \cup T)^*$, $S \xRightarrow[\text{lm}]{*} \alpha$

CFG 定义的语言集合比 RE 定义的语言集合要广

BNF Notation

BNF (Backus-Naur Form) is a notation technique for CFG

- Variables are words in $\langle \rangle$
- Terminals are multicharacter strings indicated by boldface or underline
- $::=$ is used for \rightarrow
- $|$ is used for "or"
- \dots is used for one or more. e. g. BNF: $\alpha \dots$ CFG: $A \rightarrow A\alpha \mid \alpha$
- Symbols surrounded by $[]$ is optional. e. g. BNF: $[\alpha]$ CFG: $A \rightarrow \alpha \mid \epsilon$
- Grouping: $\{\}$

Parse Trees

Definition

Given a grammar $G = (V, T, P, S)$, the parse trees for G are trees with the following conditions

- Each interior node is labeled by a **variable** in V
- Each leaf is labeled by either a **variable**, a **terminal**, or ϵ . However, if the leaf is labeled ϵ , then it must be the **only child** of its parent
- If an interior node is labeled A , and its children are labeled X_1, X_2, \dots, X_k , then $A \rightarrow X_1 X_2 \dots X_k$ is a production in P

将 parse tree 叶节点的 labels 从左向右连接起来，得到的串称为这颗树的 yield

yield 是从 root variable 推导得到的。有一种特殊的 parse tree

- The yield is a terminal string
- The root is labeled by start symbol

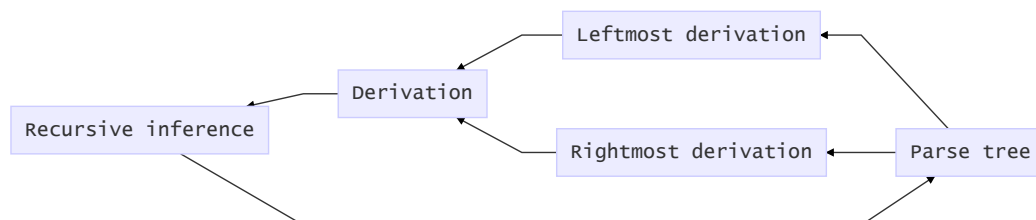
这样的 parse tree，其 yield 是属于该文法的串

Inference, Derivations, and Parse trees

Given a grammar $G = (V, T, P, S)$, the following are equivalent

- The recursive inference procedure determines that terminal string w is in the language of A
- $A \xRightarrow{*} w$
- $A \xRightarrow[\text{lm}]{*} w$
- $A \xRightarrow[\text{rm}]{*} w$
- There is a parse tree with root A and yield w

等价性的证明将按照下图的箭头



From Inferences to Trees

Let $G = (V, T, P, S)$ be a CFG. If the recursive inference procedure tells us that terminal string w is in the language of variable A , then there is a parse tree with root A and yield w

Proof. Induction on the number of step used to infer that w is in the language of A

Basis. 只用一步推断, 故有生成式 $A \rightarrow w$, 则必有一颗 parse tree 以 A 为根且所有 A 的子节点都为叶节点且组成 w 。特殊情况下 $w = \epsilon$, 则 A 的唯一子节点为 ϵ , 仍为合法 parse tree

Induction. 假设经过 $n + 1$ 步推断得出 w 属于 A 的语言。考虑推断最后一步, 使用的产生式为 $A \rightarrow X_1 X_2 \dots X_k$, 其中每个 X_i 或是 variable 或是 terminal

令 $w = w_1 w_2 \dots w_k$ 满足

1. 如果 X_i 是 terminal, $w_i = X_i$
2. 如果 X_i 是 variable, 则 w_i 是经过推断得出在 X_i 的语言中的一个 string。在 $n + 1$ 步推断出 w 在 A 的过程中这次推断最多有 n 步。故根据 I. H., 存在一颗 parse tree 根为 X_i , yield 为 w_i

故可以构造出一颗 parse tree 根为 A 且子节点为 X_1, X_2, \dots, X_k , 对于每个子树 X_i , 若为 terminal, 则只有其本身一个节点, 若为 variable, 则其为一颗 parse tree, 根为 X_i , yield 为 w_i

如此构造出的 parse tree 根为 A , 其 yield 为子树的 yields 从左到右连接, 即 $w_1 w_2 \dots w_k = w$

From Trees to Derivations

Let $G = (V, T, P, S)$ be a CFG, and suppose there is a parse tree with root labeled by variable A and with yield w , where w is in T^* . Then there is a leftmost derivation $A \xRightarrow[\text{lm}]{*} w$ in grammar G

Proof. perform an induction on the height of tree.

Basis. 考虑高度为 1 的情况, 则这棵树以 A 为根且所有 A 的子节点都为叶节点且组成 w 。根据 parse tree 的定义, 存在产生式 $A \rightarrow w$, 则最左推导为 $A \xRightarrow[\text{lm}]{*} w$

Induction. 考虑高度为 n 时, 则 A 必有子节点 X_1, X_2, \dots, X_k , 其中每个 X_i 或是 variable 或是 terminal

1. X_i 为 terminal, 定义 w_i 为只有 X_i 的 string
2. X_i 为 variable, 则其一定为某颗子树的根, 且有 yield w_i 。显然子树的高度小于 n , 根据 I. H. 有 $X_i \xRightarrow[\text{lm}]{*} w_i$

显然有 $w = w_1 w_2 \dots w_k$

则可以构造出一个最左推导，第一步是 $A \Rightarrow_{lm} X_1 X_2 \dots X_k$

对 $i = 1, 2, \dots, k$ 有

$$A \xRightarrow{*}_{lm} w_1 w_2 \dots w_i X_{i+1} \dots X_k$$

Proof. Induction on i

Basis. $i = 0, A \Rightarrow_{lm} X_1 X_2 \dots X_k$

I. H. $A \xRightarrow{*}_{lm} w_1 w_2 \dots w_{i-1} X_i \dots X_k$

Induction.

1. 如果 X_i 是 terminal, 则 $w_i = X_i$, 显然有 $A \xRightarrow{*}_{lm} w_1 w_2 \dots w_i X_{i+1} \dots X_k$

2. 如果 X_i 是 variable, 根据之前的 I. H. 有 $X_i \xRightarrow{*}_{lm} w_i$, 令其为

$X_i \Rightarrow_{lm} \alpha_1 \Rightarrow_{lm} \alpha_2 \dots \Rightarrow_{lm} w_i$, 则有

$$w_1 w_2 \dots w_{i-1} X_i X_{i+1} \dots X_k \Rightarrow_{lm}$$

$$w_1 w_2 \dots w_{i-1} \alpha_1 X_{i+1} \dots X_k \Rightarrow_{lm}$$

$$w_1 w_2 \dots w_{i-1} \alpha_2 X_{i+1} \dots X_k \Rightarrow_{lm}$$

...

$$w_1 w_2 \dots w_i X_{i+1} X_{i+2} \dots X_k$$

可得 $A \xRightarrow{*}_{lm} w_1 w_2 \dots w_i X_{i+1} \dots X_k$

根据上述证明, 在 $i = k$ 时有 $A \xRightarrow{*}_{lm} w$

Let $G = (V, T, P, S)$ be a CFG, and suppose there is a parse tree with root labeled by variable A and with yield w , where w is in T^* . Then there is a rightmost derivation $A \xRightarrow{*}_{rm} w$ in grammar G

证明同 leftmost derivation, 事实上对于一般的 derivation 也有上述结论

From Derivations to Recursive Inference

Let $G = (V, T, P, S)$ be a CFG, and suppose there is a derivation $A \xRightarrow{*} w$, where w is in T^* . Then the recursive inference procedure applied to G determines that w is in the language of variable A

Proof. Induction on the length of the derivation $A \xRightarrow{*} w$

Basis. 推导仅有一步时必有产生式 $A \rightarrow w$, 则根据 recursive inference 的 basis 即可得出 w 在 A 的语言中

Induction. 假设推导有 $n + 1$ 步, 则 $A \Rightarrow X_1 X_2 \cdots X_k \xRightarrow{*} w$, 可令 $w = w_1 w_2 \dots w_k$, 其中 $X_i \xRightarrow{*} w_i$

1. 如果 X_i 是 terminal, $X_i = w_i$
2. 如果 X_i 是 variable, 则 $X_i \xRightarrow{*} w_i$ 的推导肯定小于 $n + 1$ 步, 则根据 I. H. , recursive inference 得出 w_i 在 X_i 的语言中

根据以上结论, 易得根据 recursive inference 有 $w_1 w_2 \dots w_k = w$ 在 A 的语言中

Ambiguity in Grammars and Languages

Ambiguous Grammars

对于同一个串可以得到一颗以上 parse tree 的文法就是 ambiguous 的, 显然根据不同的 parse tree 可以得到不同的最左/最右推导

ambiguous 是 **grammar** 而非 **language** 的属性。有些 ambiguous 的文法在修改后可以得到定义同样语言但 unambiguous 的文法

LL(1) grammars are unambiguous

消歧: 结合性/优先级/修改文法

Inherent Ambiguity

Certain CFLs are **inherently ambiguous**, meaning that every grammar for the language is ambiguous

e. g. $L = \{0^i 1^j 2^k : i = j \text{ or } j = k\}$

Normal Forms for CFGs

Eliminating Useless Symbols

A symbol X is **useful** for a grammar $G = (V, T, P, S)$ if there is some derivation of the form $S \xRightarrow{*} \alpha X \beta \xRightarrow{*} w$, where w is in T^*

从文法中删去 useless 的 symbol 并不会改变 CFG 定义的语言。一个 useful 的 symbol 具有以下两种属性

- generating: $X \xRightarrow{*} w$ for some terminal string w . Every terminal is generating

- reachable: $S \xRightarrow{*} \alpha X \beta$ for some α and β

先删去所有非 generating 的 symbol, 再删去所有 unreachable 的 symbol 即可使其余的 symbol 均为 useful

Let $G = (V, T, P, S)$ be a CFG, and assume that $L(G) \neq \emptyset$. Let $G_1 = (V_1, T_1, P_1, S)$ be the grammar we obtain by the following steps:

1. First eliminate nongenerating symbols and all productions involving one or more of those symbols. Let $G_2 = (V_2, T_2, P_2, S)$ be this new grammar. S must be generating, since $L(G) \neq \emptyset$
2. Second, eliminate all symbols that are not reachable in the grammar G_2

Then G_1 has no useless symbols, and $L(G_1) = L(G)$

Proof. 考虑 X 是未被消除的 symbol, 即 $X \in V_1 \cup T_1$, 显然 $X \xRightarrow{*}_G w$, 且在此推导过程中的所有 symbol 都是 generating 的, 即 $X \xRightarrow{*}_{G_2} w$

同样的, 可以知道 $S \xRightarrow{*}_{G_2} \alpha X \beta$, 且在此推导过程中每个 symbol 都是 reachable 的, 即 $S \xRightarrow{*}_{G_1} \alpha X \beta$ 。易得 $\alpha X \beta$ 中的符号都是 reachable, 且在 G_2 中都是 generating。故 $\alpha X \beta \xRightarrow{*}_{G_2} xwy$, 显然这个过程的所有 symbol 都是 reachable, 因此

$$S \xRightarrow{*}_{G_1} \alpha X \beta \xRightarrow{*}_{G_1} xwy$$

即任意取 G_1 中的 symbol X , X 是 useful

只需证明 $L(G_1) = L(G)$

- $L(G_1) \subseteq L(G)$: trivial, 我们通过消除产生式和符号得到 G_1
- $L(G) \subseteq L(G_1)$: 若 $w \in L(G)$, 存在一个推导 $S \xRightarrow{*}_G w$, 显然这个推导路径上所有符号都是 generating 且 reachable。故 $S \xRightarrow{*}_{G_1} w, w \in L(G_1)$

Computing the Generating and Reachable Symbols

Let $G = (V, T, P, S)$ be a grammar

Generating

找出所有的 generating symbol 是一个递归的过程

Basis. 所有 T 中的 symbol 都是 generating

Induction. 考虑 $A \rightarrow \alpha$, 若 α 中所有符号都是 generating, 则 A 也是 generating

上述算法可以找出 G 中所有的 generating symbol, i. e. 没被找出的都是 nongenerating

Proof. 显然可以得出所有算法找出的 symbol 都是 generating。只需证明所有 generating symbol 都会被算法找出。考虑 $X \xRightarrow[G]{*} w$, 根据推导长度归纳

Basis. 0 步的推导, 则 X 是 terminal, 根据 basis, 其是 generating

Induction. 考虑推导 n 步的情况, 则 X 是 variable, 有 $X \Rightarrow \alpha \xRightarrow{*} w$, 其中 α 的每个 symbol 都经过少于 n 步推导出 w 的一部分, 根据 I. H. , α 中所有的 symbol 都是 generating, 则根据算法的 induction 部分, X 也是 generating

Reachable

找出 reachable symbol 的过程同样是一个递归的过程

Basis. S is reachable

Induction. 若 A 是 reachable, 则 A 的所有产生式体中的 symbol 都是 reachable

上述算法可以找出 G 中所有 reachable symbol, 证明类似。

Eliminating ϵ -Productions

ϵ -production: $A \rightarrow \epsilon$

If language L has a CFG, then $L - \{\epsilon\}$ has a CFG without ϵ -production

Nullable: A variable A is nullable if $A \xRightarrow{*} \epsilon$

寻找 nullable symbol 的算法是一个递归的过程

Basis. If $A \rightarrow \epsilon$ is a production of G , A is nullable

Induction. 考虑 $A \rightarrow \alpha$, 若 α 中所有符号都是 nullable, 则 A 是 nullable, α 中所有 symbol 都是 variable, 因为 nullable 是针对 variable 而言的

上述算法可以找到 G 中所有 nullable symbol

Proof. 根据算法的归纳过程易得所有算法找出的 variable 都是 nullable, 只需证明所有 nullable variable 都会被算法找出。证明的过程是对 $A \xRightarrow{*} \epsilon$ 的最短推导长度的归纳

Basis. 仅有一步推导, 则 $A \rightarrow \epsilon$, 从算法的 basis 即可发现 A 是 nullable

Induction. 考虑推导 n 步的情况, 即 $A \Rightarrow C_1 C_2 \dots C_k \xRightarrow{*} \epsilon$, 其中每个 C_i 都经过少于 n 步推导得出 ϵ , 则根据 I. H., 它们均为 nullable, 则根据算法的 induction 部分, A 也是 nullable

找出所有 nullable variable 后即可构造没有 ϵ -production 的 CFG。考虑产生式 $A \rightarrow X_1 X_2 \dots X_k$, 考虑其中有 m 个 nullable symbol, 则在新 CFG 中加入 2^m 个产生式 (每个 nullable symbol 都有可能出现/不出现), 例外是当 $m = k$ 时, 不加入所有 X_i 都不出现的产生式 (即不加入 $A \rightarrow \epsilon$)。若有产生式 $A \rightarrow \epsilon$, 则新 CFG 不加入该产生式

设经过上述过程后生成的新文法为 G_1 , 则 $L(G_1) = L(G) - \{\epsilon\}$

Proof. 只需证明对于任意 G 中的 variable A 有

$$A \xRightarrow{G_1}^* w \iff A \xRightarrow{G}^* w \text{ and } w \neq \epsilon$$

(\Rightarrow): 考虑 $A \xRightarrow{G_1}^* w$, 显然 $w \neq \epsilon$, 因为 G_1 中没有 ϵ -production。对推导长度归纳以证明 $A \xRightarrow{G}^* w$

Basis. 一步推导, 则 $A \rightarrow w$ 是 G_1 中的产生式。根据 G_1 的构造过程, G 中存在产生式 $A \rightarrow \alpha$ 满足 α 为 w 其中加上 0 个或多个 nullable variable, 则 $A \Rightarrow \alpha \xRightarrow{G}^* w$, 其中 nullable 的产生式都推导出了 ϵ

Induction. 考虑 n 步推导, 则 $A \xRightarrow{G_1} X_1 X_2 \dots X_k \xRightarrow{G_1}^* w$ 。显然在 G 中有产生式 $A \rightarrow \alpha$, 满足 α 为 $X_1 X_2 \dots X_k$ 其中加上 0 个或多个 nullable variable。同样, 可以将 w 分为 $w_1 w_2 \dots w_k$ 其中 $X_i \xRightarrow{G_1}^* w_i$, 由于推导步数小于 n , 根据 I. H. 可以得到 $X_i \xRightarrow{G}^* w_i$, 则存在推导

$$A \xRightarrow{G} \alpha \xRightarrow{G}^* X_1 X_2 \dots X_k \xRightarrow{G}^* w$$

(\Leftarrow): 同样是根据推导长度归纳

一般情况的 variable 可证, 令 $S = A$ 即可证明上述结论

Eliminating Unit Productions

Unit production: $A \rightarrow B$, both A, B are variables

Unit pair: (A, B) such that $A \xRightarrow{*} B$ using only unit productions

可以递归地构造 unit pair

Basis. (A, A) is a unit pair

Induction. 若 (A, B) 是 unit pair, $B \rightarrow C$ 是产生式且 C 是 variable, 则 (A, C) 是 unit pair

上述算法可以找出所有 unit pair

Proof. 只用证明文法中所有 unit pair 都被算法找到。根据 $A \xRightarrow{*} B$ 推导长度归纳

Basis. 0 步, 则 $A = B$, 显然在算法的 basis 阶段就找到

Induction. 考虑 n 步推导, 则有 $A \xRightarrow{*} C \Rightarrow B$, 考虑 $A \xRightarrow{*} C$, 这个推导只用了 $n - 1$ 步, 根据 I. H., (A, C) 被找到, 则根据算法的 induction 部分, (A, B) 被找到

找到所有 unit pair 之后, 可以构造没有 unit pair 的文法

对于每个 (A, B) , 若 $B \rightarrow \alpha$ 是个 nonunit production, 则将 $A \rightarrow \alpha$ 加入新文法。

可以证明通过上述过程得到的新文法 G_1 , 有 $L(G_1) = L(G)$

Proof. 只需证明

$$w \in L(G_1) \iff w \in L(G)$$

(\Rightarrow) : 考虑 $S \xRightarrow{G_1}^* w$, 由于 G_1 中每个产生式都等价于一个产生式序列, 包含 0 个或多个 unit production 和一个 nonunit production, 其中每个产生式都是 G 的产生式, 即 $\alpha \xRightarrow{G_1} \beta$ 可以得出 $\alpha \xRightarrow{G}^* \beta$, 则每一步 G_1 中的推导都可以替换为多步 G 中的推导, 即 $S \xRightarrow{G}^* w$

(\Leftarrow) : 考虑 $S \xRightarrow{G}^* w$, 则必有一个对应的最左推导, 在最左推导中, 每个 unit production 在被替换后其 body 成为最左的 variable, 然后被替换, 则推导的产生式应用的序列可以看作 0 个或多个 unit production 接着一个 nonunit production, 这其中每一步 (unit production* + nonunit production) 都是 G_1 中的一个 production, 则有 $S \xRightarrow{G_1}^* w$

Chomsky Normal Form

简化一个 CFG 只要按顺序

1. Eliminate ϵ -production
2. Eliminate unit production
3. Eliminate useless symbols

即可得到没有 ϵ -production, unit production, useless symbol 的等价的 CFG

可以证明任何没有 ϵ 的非空 CFL 都有一个文法 G , 其中任意产生式都是以下两种形式之一

1. $A \rightarrow BC$, 其中 A, B, C 都是 variable
2. $A \rightarrow a$, 其中 A 是 variable, a 是 terminal

且 G 中没有 useless symbols, 这样的文法称为 Chomsky Normal Form, CNF

将文法按照上述步骤简化后, 产生式只有两种可能

1. $A \rightarrow a$, 已经满足 CNF
2. $A \rightarrow \alpha$, 其中 $|\alpha| \geq 2$

对于第二种情况, 可以按照以下步骤处理

- 将 body 转变为只含 variable
- 将长度大于 2 的 body 拆成一个链

对于第一步, 考虑一个长度大于等于 2 的 body 其中的 terminal a_i , 为每个 a_i 引入一个 variable A_i 以及产生式 $A_i \rightarrow a_i$, 然后将 body 中所有 a_i 替换为 A_i 即可

对于第二步, 考虑产生式 $A \rightarrow B_1 B_2 \dots B_k$, 引入 $k - 2$ 个 variable C_1, C_2, \dots, C_{k-2} , 将产生式替换为

$$A \rightarrow B_1 C_1, C_1 \rightarrow B_2 C_2, \dots, C_{k-3} \rightarrow B_{k-2} C_{k-2}, C_{k-2} \rightarrow B_{k-1} B_k$$

若 G 是 CFG 且其中除 ϵ 外至少有一个 string, 则有一个 CNF 文法 G_1 满足 $L(G_1) = L(G) - \{\epsilon\}$

证明见课本 P.245