

7.1 Chomsky Normal Form

(개요) Context-free 문법의 가장 간결한 형태(Normal Form),
Context-free 언어를 위한 Pumping Lemma 증명에 요긴하게 사용된다.

(정의 Chomsky Normal Form; CNF)

Context-free 문법 $G = (N, T, P, S)$ 의 문법 규칙 P 가

$S \rightarrow \epsilon$ 이외에는 모두

$A \rightarrow BC$ 또는 $A \rightarrow a$ 인 형태만을 가지면(단 $A, B, C \in N$ 이고 $a \in T$ 이다)

이 문법 G 를 Chomsky Normal Form(CNF)이라 부른다.

즉 Chomsky Normal Form의 형태에 문법은 파스나무의 가지(branch)가 둘인 이진나무(binary tree)이고 $S \rightarrow \epsilon$ 이외에는 ϵ 를 가지지 않는다¹⁾(ϵ -free) context-free 문법의 가장 간결한 형태(normal form)이다.

(정리 7. 15) 임의의 context-free 문법 $G = (N, T, P, S)$ 는 이와 같은 언어를 만드는, $L(G) = L(G')$, CNF 문법 $G' = (N', T, P', S')$ 가 있고 문법 G 를 CNF 문법 G' 로 바꾸는데 $O(|N|^2)$ 인 optimal 알고리즘이 있다.

(증명) 교과서나 TP 참조.

(정리 7. 17) 임의의 CNF 문법 $G = (N, T, P, S)$ 의 문장 $z \in L(G)$ 의 파스나무(parse tree)의 가장 긴 경로(path)의 길이²⁾가 $n \geq 1$ ³⁾ 이면 $|z| \geq 2^{n-1}$ 이다.

(증명) 경로의 길이, 자연수($n \geq 1$)에 관한 수학적 귀납법.

(기본) $n = 1$ 이면, $z \in T$, $|z| = 1 \geq 2^{1-1} = 2^0 = 1$.

(반복) $n > 1$ 이면,

$S \rightarrow AB$ 가 파스나무(뿌리깊은나무)의 뿌리이다. (1)

A 와 B 를 새로운 뿌리로 하는 두⁴⁾ 나뭇가지(sub-tree)를 생각해 보자.

$A \Rightarrow^* z_A$ 이고 $B \Rightarrow^* z_B$ 라면, (2)

귀납 가정에 의하여 $|z_A| \geq 2^{n-2}$ 이고 $|z_B| \geq 2^{n-2}$ 이다.

(1), (2)를 합하면,

$S \Rightarrow AB \Rightarrow^* z_A z_B = z$.

$\therefore |z| = |z_A| + |z_B| \geq 2^{n-2} + 2^{n-2} = 2^{n-1}$.

1) $S \rightarrow \epsilon$ 을 제외한 나머지 규칙들은 모두 ϵ 를 가지지 않으므로, $\epsilon \in L(G)$ 이기 위하여 예외적으로 $S \rightarrow \epsilon$ 을 허용하였다.

2) 경로(path)에 있는 간선(edge) 수, 경로에 있는 정점(vertex) 수는 간선 수 보다 하나(1) 더 많다.

3) 나무 뿌리(root) S 는 N 의 원소이고, 잎사귀(leaf)는 T 의 원소이므로 경로의 길이는 1 이상이다.

4) CNF이므로 가지가 2개 이다.

7.2 Pumping Lemma

(개요) 어떤 언어가 Context-Free 언어가 **아니라고** 증명하는데 쓰는 Lemma

(정리 7.18) Context-free 언어에 관한 Pumping Lemma

[가정] 언어 L 이 context-free라고 하자.

[결론] 언어 $L = L(G)$ 인 CNF 문법 $G = (N, T, P, S)$ 가 있다.

$n = 2^{|N|}$ 이라고 하고, 길이 $|z| \geq n$ 인 문장 $z \in L$ 의 파스나무를 생각해 보자.

가장 긴 경로(path)의 길이가 $k+1$ 이라 하자.

$$n = 2^{|N|} \leq |z| \leq 2^{(k+1)-1} = 2^k \quad (\text{정리 7.17}).$$

$$\therefore |N| \leq k.$$

길이가 $k+1$ 인 경로를 $(A_0, A_1, \dots, A_k, a)$ 라 하자.

$$\therefore 0 \leq \exists i < \exists j \leq k, A_i = A_j = A. \quad (\because |N| \leq k)$$

$S \Rightarrow^* uA_iy \Rightarrow^* uvA_jxy \Rightarrow^* uvwxy$ 라면,

$S \Rightarrow^* uAy$ 이고 $A_i = A_j = A$ 이어서, $A \Rightarrow^* w$ 나 $A \Rightarrow^* vAx$ 이므로,

$$S \Rightarrow^* uAy \Rightarrow^* uwy.$$

$$S \Rightarrow^* uAy \Rightarrow^* u vAx y \Rightarrow^* u v w x y.$$

$$S \Rightarrow^* uAy \Rightarrow^* u vAx y \Rightarrow^* u v vAx x y \Rightarrow^* u v^2 w x^2 y.$$

$$S \Rightarrow^* uAy \Rightarrow^* u vAx y \Rightarrow^* u v vAx x y \Rightarrow^* u v v vAx x x y \Rightarrow^* u v^3 w x^3 y.$$

...

$$\therefore \forall k \geq 0: S \Rightarrow^* u v^k w x^k y \in L.$$

위를 수식으로 정리하여 표현하면

[가정] 언어 L 은 context-free이다.

[결론] (a) $\exists n \geq 0$:

$$(b) \forall w \in L: |w| \geq n,$$

$$(c) \exists u, v, w, x, y \in \Sigma^*: z = uvwxy, vx \neq \epsilon, |vwx| \leq n,$$

$$(d) \forall k \geq 0: u v^k w x^k y \in L.$$

언어 L 이 context-free이면, (a) 길이가 어떤(\exists) 자연수 n ⁵⁾ 이상($|z| \geq n$)인 (b) 모든(\forall) 문장($z \in L$)에 (c) 어떤(\exists) substring v 와 x 가 어떤(\exists) substring u, w, y 의 사이 사이에서 (d) 항상(\forall) 같은 수(k) 만큼 반복(pumping)하여 문장이 된($u v^k w x^k y \in L$)다.

Pumping Lemma의 대우(contra-verse) 명제

[결론의 부정]

$$(a) \forall n \geq 0:$$

$$(b) \exists w \in L: |w| \geq n,$$

$$(c) \forall u, v, w, x, y \in \Sigma^*: z = uvwxy, vx \neq \epsilon, |vwx| \leq n,$$

$$(d) \exists k \geq 0: u v^k w x^k y \notin L.$$

5) 이때 n 은 언어 L 을 받아들이는 CNF 형태의 문법의 n 터미널의 개수 가 $|N|$ 이라면 $2^{|N|}$ 이다.

[가정의 부정] 언어 L 이 context-free가 아니다.

어떤 언어 L 이 context-free가 아니라는 증명을 하려면,

- (a) 길이가 **모든**(\forall) 자연수 n 이상, $|w| \geq n$, 인,
- (b) **어떤** (무한) 문장, $w \in L$ 은,
- (c) **모든**(\forall) substring **쌍** v 와 x 가 **쌍**으로 반복(pumping)하면서,
 - (a) **단** 반복할 substring v 와 x 는 **빈 문자열은 아니고**($vx \neq \epsilon$; **non-empty pumping**),
 - (b) 첫 번째 반복(v^1wx^1 ; **first pump**)는 CNF 문법의 모든 n 터미널을 유도 (derive)하기 **이전**($|vwx| \leq n$)을 **우선** 생각한다.
- (d) 문장이 되지 않는 경우가, **있**($\exists k$)**다**($uv^kwx^ky \notin L$)고 증명하면 된다.

(예 1) $L = \{0^n 1^n 2^n \mid n \geq 0\}$ 는 context-free가 아니다.

(증명) (a) $\forall n \geq 0$: (b) $\exists w = 0^n 1^n 2^n \in L$,

(c) $\forall u, v, w, x, y: z = uvwxy, vx \neq \epsilon, |uvw| \leq n$,

$$(c.1) 0 \leq \forall i \leq n: u = 0^{n-i}, vwx = 0^i 1^{n-i}, y = 1^i 2^n \wedge$$

$$(c.2) 0 \leq \forall i \leq n: u = 0^n 1^{n-i}, vwx = 1^i 2^{n-i}, y = 2^i.$$

(d) $\forall k \neq 1: uv^0wx^0y \notin L$.

$$(d.1) v = 0^j (j > 0), x = 1^m (m > 0) \text{ 이면 } uv^0wx^0y = uwy = 0^{n-kj} 1^{n-km} 2^n \notin L$$

\wedge

$$(d.2) v = 1^j (j > 0), x = 2^m (m > 0) \text{ 이면 } uv^0wx^0y = uwy = 0^n 1^{n-kj} 2^{n-km} \notin L.$$