

## Autómatas y Lenguajes Formales 2016-1

Maestría en Ciencia e Ingeniería de la Computación UNAM  
Tema 12: Homomorfismos, lenguajes de Dyck y el Teorema de  
Chomsky-Schuetzenberger

Dr. Favio Ezequiel Miranda Perea  
favio@ciencias.unam.mx

Facultad de Ciencias UNAM<sup>1</sup>

3 de febrero de 2020



<sup>1</sup> Con el apoyo del proyecto PAPIME PE102117

# Homomorfismos de lenguajes

- Sean  $\Sigma, \Delta$  dos alfabetos. Una función  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$  es un homomorfismo si y sólo si



# Homomorfismos de lenguajes

- Sean  $\Sigma, \Delta$  dos alfabetos. Una función  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$  es un homomorfismo si y sólo si
  - ▶  $h(\varepsilon) = \varepsilon$



# Homomorfismos de lenguajes

- Sean  $\Sigma, \Delta$  dos alfabetos. Una función  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$  es un homomorfismo si y sólo si
  - ▶  $h(\varepsilon) = \varepsilon$
  - ▶  $h(xy) = h(x)h(y)$



# Homomorfismos de lenguajes

- Sean  $\Sigma, \Delta$  dos alfabetos. Una función  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$  es un homomorfismo si y sólo si
  - ▶  $h(\varepsilon) = \varepsilon$
  - ▶  $h(xy) = h(x)h(y)$
- Un homomorfismo  $h$  queda determinado de manera única por sus valores en  $\Sigma$ .



# Homomorfismos de lenguajes

- Sean  $\Sigma, \Delta$  dos alfabetos. Una función  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$  es un homomorfismo si y sólo si
  - ▶  $h(\varepsilon) = \varepsilon$
  - ▶  $h(xy) = h(x)h(y)$
- Un homomorfismo  $h$  queda determinado de manera única por sus valores en  $\Sigma$ .
- Más aún, cualquier función  $f : \Sigma \rightarrow \Delta^*$  puede extenderse de manera única a un homomorfismo  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$  tal que si  $x \in \Sigma$  entonces  $h(x) = f(x)$ . Este homomorfismo se define como:

$$h(s_1 s_2 \dots s_n) =_{\text{def}} f(s_1) f(s_2) \dots f(s_n)$$

para cada  $s_i \in \Sigma$



# Imágen e imagen inversa de una función

Dados una función  $f : A \rightarrow B$ ,  $X \subseteq A$  y  $Y \subseteq B$ , definimos:

- La imagen de  $X$  bajo  $f$ , denotada  $f[X]$ , como

$$f[X] = \{f(x) \mid x \in X\}$$



# Imágen e imagen inversa de una función

Dados una función  $f : A \rightarrow B$ ,  $X \subseteq A$  y  $Y \subseteq B$ , definimos:

- La imagen de  $X$  bajo  $f$ , denotada  $f[X]$ , como

$$f[X] = \{f(x) \mid x \in A\}$$

- La imagen inversa de  $Y$  bajo  $f$ , denotada  $f^{-1}[Y]$ , como

$$f^{-1}[Y] = \{x \mid f(x) \in Y\}$$





# Imágen e imagen inversa de una función

Dados una función  $f : A \rightarrow B$ ,  $X \subseteq A$  y  $Y \subseteq B$ , definimos:

- La imagen de  $X$  bajo  $f$ , denotada  $f[X]$ , como

$$f[X] = \{f(x) \mid x \in A\}$$

- La imagen inversa de  $Y$  bajo  $f$ , denotada  $f^{-1}[Y]$ , como

$$f^{-1}[Y] = \{x \mid f(x) \in Y\}$$

- Obsérvese que  $f[X] \subseteq B$  y  $f^{-1}[Y] \subseteq A$



# Imágen e imagen inversa de una función

Dados una función  $f : A \rightarrow B$ ,  $X \subseteq A$  y  $Y \subseteq B$ , definimos:

- La imagen de  $X$  bajo  $f$ , denotada  $f[X]$ , como

$$f[X] = \{f(x) \mid x \in A\}$$

- La imagen inversa de  $Y$  bajo  $f$ , denotada  $f^{-1}[Y]$ , como

$$f^{-1}[Y] = \{x \mid f(x) \in Y\}$$

- Obsérvese que  $f[X] \subseteq B$  y  $f^{-1}[Y] \subseteq A$
- Propiedad relevante:  $f[X \cup Z] = f[X] \cup f[Z]$



# Propiedades de cerradura

## Homomorfismos de lenguajes

Sean  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$ ,  $L \subseteq \Sigma^*$ ,  $S \subseteq \Delta^*$ .

- Si  $L$  es regular entonces  $h[L]$  es regular. Es decir, la imagen de un lenguaje regular bajo un homomorfismo es regular.



# Propiedades de cerradura

## Homomorfismos de lenguajes

Sean  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$ ,  $L \subseteq \Sigma^*$ ,  $S \subseteq \Delta^*$ .

- Si  $L$  es regular entonces  $h[L]$  es regular. Es decir, la imagen de un lenguaje regular bajo un homomorfismo es regular.
- Si  $S$  es regular entonces  $h^{-1}[S]$  es regular. Es decir, la imagen inversa de un lenguaje regular bajo un homomorfismo es regular.



# Propiedades de cerradura

## Homomorfismos de lenguajes

Sean  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$ ,  $L \subseteq \Sigma^*$ ,  $S \subseteq \Delta^*$ .

- Si  $L$  es regular entonces  $h[L]$  es regular. Es decir, la imagen de un lenguaje regular bajo un homomorfismo es regular.
- Si  $S$  es regular entonces  $h^{-1}[S]$  es regular. Es decir, la imagen inversa de un lenguaje regular bajo un homomorfismo es regular.
- Si  $L$  es libre de contexto entonces  $h[L]$  es libre de contexto. Es decir, la imagen de un lenguaje libre de contexto bajo un homomorfismo es libre de contexto.



# Propiedades de cerradura

## Homomorfismos de lenguajes

Sean  $h : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$ ,  $L \subseteq \Sigma^*$ ,  $S \subseteq \Delta^*$ .

- Si  $L$  es regular entonces  $h[L]$  es regular. Es decir, la imagen de un lenguaje regular bajo un homomorfismo es regular.
- Si  $S$  es regular entonces  $h^{-1}[S]$  es regular. Es decir, la imagen inversa de un lenguaje regular bajo un homomorfismo es regular.
- Si  $L$  es libre de contexto entonces  $h[L]$  es libre de contexto. Es decir, la imagen de un lenguaje libre de contexto bajo un homomorfismo es libre de contexto.
- Propiedad de cerradura importante: Si  $R$  es regular y  $L$  es libre de contexto entonces  $R \cap L$  es libre de contexto.



# Homomorfismos de borrado

- Sean  $\Sigma, B$  dos alfabetos ajenos, es decir,  $\Sigma \cap B = \emptyset$ .



# Homomorfismos de borrado

- Sean  $\Sigma, B$  dos alfabetos ajenos, es decir,  $\Sigma \cap B = \emptyset$ .
- Definimos  $f : \Sigma \cup B \rightarrow \Sigma^*$  como

$$f(s) = \sigma \quad \text{si } s \in \Sigma$$

$$f(s) = \varepsilon \quad \text{si } s \in B$$





# Homomorfismos de borrado

- Sean  $\Sigma, B$  dos alfabetos ajenos, es decir,  $\Sigma \cap B = \emptyset$ .
- Definimos  $f : \Sigma \cup B \rightarrow \Sigma^*$  como

$$f(s) = \sigma \quad \text{si } s \in \Sigma$$

$$f(s) = \varepsilon \quad \text{si } s \in B$$

- $f$  induce un único homomorfismo  $h : (\Sigma \cup B)^* \rightarrow \Sigma^*$  de tal forma que  $h(x) = y$  si y sólo si  $y$  se obtiene a partir de  $x$  al borrar todos los símbolos de  $B$ .



# Homomorfismos de borrado

- Sean  $\Sigma, B$  dos alfabetos ajenos, es decir,  $\Sigma \cap B = \emptyset$ .
- Definimos  $f : \Sigma \cup B \rightarrow \Sigma^*$  como

$$f(s) = \sigma \quad \text{si } s \in \Sigma$$

$$f(s) = \varepsilon \quad \text{si } s \in B$$

- $f$  induce un único homomorfismo  $h : (\Sigma \cup B)^* \rightarrow \Sigma^*$  de tal forma que  $h(x) = y$  si y sólo si  $y$  se obtiene a partir de  $x$  al borrar todos los símbolos de  $B$ .
- A este homomorfismo lo denotamos con  $erase_B$



# Homomorfismos de borrado

- Sean  $\Sigma, B$  dos alfabetos ajenos, es decir,  $\Sigma \cap B = \emptyset$ .
- Definimos  $f : \Sigma \cup B \rightarrow \Sigma^*$  como

$$f(s) = \sigma \quad \text{si } s \in \Sigma$$

$$f(s) = \varepsilon \quad \text{si } s \in B$$

- $f$  induce un único homomorfismo  $h : (\Sigma \cup B)^* \rightarrow \Sigma^*$  de tal forma que  $h(x) = y$  si y sólo si  $y$  se obtiene a partir de  $x$  al borrar todos los símbolos de  $B$ .
- A este homomorfismo lo denotamos con  $erase_B$
- Ejemplo: Si  $\Sigma = \{0, 1\}$  y  $B = \{(\, , \, )\}$  entonces  $erase_B$  es el homomorfismo que borra paréntesis, por ejemplo:

$$erase_B(00(11)(0)(01)) = 0011001$$



# Gramática de borrado a partir de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto y  $R \subseteq T$



# Gramática de borrado a partir de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto y  $R \subseteq T$
- Definimos la gramática que borra a (símbolos de)  $R$  en  $G$ , denotada  $Er_R(G)$ , como

$$Er_R(G) = \langle V, T - R, S, \mathcal{P}' \rangle$$



# Gramática de borrado a partir de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto y  $R \subseteq T$
- Definimos la gramática que borra a (símbolos de)  $R$  en  $G$ , denotada  $Er_R(G)$ , como

$$Er_R(G) = \langle V, T - R, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- Donde  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:



# Gramática de borrado a partir de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto y  $R \subseteq T$
- Definimos la gramática que borra a (símbolos de)  $R$  en  $G$ , denotada  $Er_R(G)$ , como

$$Er_R(G) = \langle V, T - R, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- Donde  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:
  - ▶ Si  $X \rightarrow v$  es una producción en  $\mathcal{P}$ , entonces  $X \rightarrow \text{erase}_R(v)$  es una producción de  $\mathcal{P}'$ .



# Gramática de borrado a partir de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto y  $R \subseteq T$
- Definimos la gramática que borra a (símbolos de)  $R$  en  $G$ , denotada  $Er_R(G)$ , como

$$Er_R(G) = \langle V, T - R, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- Donde  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:
  - ▶ Si  $X \rightarrow v$  es una producción en  $\mathcal{P}$ , entonces  $X \rightarrow \text{erase}_R(v)$  es una producción de  $\mathcal{P}'$ .
- Si  $G$  es una gramática libre de contexto y  $R \subseteq T$ , entonces

$$L(Er_R(G)) = \text{erase}_R[L(G)]$$





# Gramática de borrado a partir de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto y  $R \subseteq T$
- Definimos la gramática que borra a (símbolos de)  $R$  en  $G$ , denotada  $Er_R(G)$ , como

$$Er_R(G) = \langle V, T - R, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- Donde  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:
  - ▶ Si  $X \rightarrow v$  es una producción en  $\mathcal{P}$ , entonces  $X \rightarrow erase_R(v)$  es una producción de  $\mathcal{P}'$ .
- Si  $G$  es una gramática libre de contexto y  $R \subseteq T$ , entonces

$$L(Er_R(G)) = erase_R[L(G)]$$

- Corolario: Si  $L \subseteq \Sigma^*$  es libre de contexto y  $R \subseteq \Sigma$  entonces  $erase_R[L]$  es libre de contexto.



# Gramática separadora de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto en forma normal de Chomsky.



# Gramática separadora de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto en forma normal de Chomsky.
- Definimos la gramática separadora de  $G$ , denotada  $G_{sep}$  como

$$G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$$



# Gramática separadora de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto en forma normal de Chomsky.
- Definimos la gramática separadora de  $G$ , denotada  $G_{sep}$  como

$$G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- El conjunto de producciones  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:



# Gramática separadora de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto en forma normal de Chomsky.
- Definimos la gramática separadora de  $G$ , denotada  $G_{sep}$  como

$$G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- El conjunto de producciones  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:
  - ▶ Las producciones de  $\mathcal{P}$  de la forma  $A \rightarrow a$ , están en  $\mathcal{P}'$



# Gramática separadora de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto en forma normal de Chomsky.
- Definimos la gramática separadora de  $G$ , denotada  $G_{sep}$  como

$$G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- El conjunto de producciones  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:
  - ▶ Las producciones de  $\mathcal{P}$  de la forma  $A \rightarrow a$ , están en  $\mathcal{P}'$
  - ▶ Para cada producción en  $\mathcal{P}$  de la forma  $A_i \rightarrow B_i C_i$ ,  $\mathcal{P}'$  tiene la siguiente producción

$$A_i \rightarrow p_i B_i \bar{p}_i C_i$$



# Gramática separadora de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto en forma normal de Chomsky.
- Definimos la gramática separadora de  $G$ , denotada  $G_{sep}$  como

$$G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- El conjunto de producciones  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:
  - ▶ Las producciones de  $\mathcal{P}$  de la forma  $A \rightarrow a$ , están en  $\mathcal{P}'$
  - ▶ Para cada producción en  $\mathcal{P}$  de la forma  $A_i \rightarrow B_i C_i$ ,  $\mathcal{P}'$  tiene la siguiente producción

$$A_i \rightarrow p_i B_i \bar{p}_i C_i$$

- Donde  $B = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  es un conjunto de símbolos nuevos, i.e.,  $B \cap T = \emptyset$



# Gramática separadora de $G$

- Sean  $G = \langle V, T, S, \mathcal{P} \rangle$  una gramática libre de contexto en forma normal de Chomsky.
- Definimos la gramática separadora de  $G$ , denotada  $G_{sep}$  como

$$G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$$

- El conjunto de producciones  $\mathcal{P}'$  se define como sigue:
  - ▶ Las producciones de  $\mathcal{P}$  de la forma  $A \rightarrow a$ , están en  $\mathcal{P}'$
  - ▶ Para cada producción en  $\mathcal{P}$  de la forma  $A_i \rightarrow B_i C_i$ ,  $\mathcal{P}'$  tiene la siguiente producción

$$A_i \rightarrow p_i B_i \bar{p}_i C_i$$

- Donde  $B = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  es un conjunto de símbolos nuevos, i.e.,  $B \cap T = \emptyset$
- $B$  es esencialmente un conjunto de  $n$  juegos distintos de paréntesis.





# Gramática separadora

## Ejemplo

- Sea  $G$  dada por

$$S \rightarrow XY \quad S \rightarrow YX \quad Y \rightarrow ZZ \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$



# Gramática separadora

## Ejemplo

- Sea  $G$  dada por

$$S \rightarrow XY \quad S \rightarrow YX \quad Y \rightarrow ZZ \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $G$  es ambigua:

$$S \rightarrow XY \rightarrow aY \rightarrow aZZ \rightarrow aaZ \rightarrow aaa$$

$$S \rightarrow YX \rightarrow ZZX \rightarrow aZX \rightarrow aaX \rightarrow aaa$$



# Gramática separadora

## Ejemplo

- Sea  $G$  dada por

$$S \rightarrow XY \quad S \rightarrow YX \quad Y \rightarrow ZZ \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $G$  es ambigua:

$$S \rightarrow XY \rightarrow aY \rightarrow aZZ \rightarrow aaZ \rightarrow aaa$$

$$S \rightarrow YX \rightarrow ZZX \rightarrow aZX \rightarrow aaX \rightarrow aaa$$

- $G_{sep}$  está dada por

$$S \rightarrow (X)Y \quad S \rightarrow [Y]X \quad Y \rightarrow \{Z\}Z \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$



# Gramática separadora

## Ejemplo

- Sea  $G$  dada por

$$S \rightarrow XY \quad S \rightarrow YX \quad Y \rightarrow ZZ \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $G$  es ambigua:

$$S \rightarrow XY \rightarrow aY \rightarrow aZZ \rightarrow aaZ \rightarrow aaa$$

$$S \rightarrow YX \rightarrow ZZX \rightarrow aZX \rightarrow aaX \rightarrow aaa$$

- $G_{sep}$  está dada por

$$S \rightarrow (X)Y \quad S \rightarrow [Y]X \quad Y \rightarrow \{Z\}Z \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $G_{sep}$  separa y codifica las dos derivaciones en  $G$ :

$$S \rightarrow (X)Y \rightarrow (a)Y \rightarrow a\{Z\}Z \rightarrow (a)\{a\}Z \rightarrow (a)\{a\}a$$

$$S \rightarrow [Y]X \rightarrow [\{Z\}Z]X \rightarrow [\{a\}Z]X \rightarrow [\{a\}a]X \rightarrow [\{a\}a]a$$



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo
  - ▶  $B_1 = \{ (, ) \}$



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo
  - ▶  $B_1 = \{ (, ) \}$
  - ▶  $B_2 = \{ (, ), [, ] \}$





# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo
  - ▶  $B_1 = \{(, )\}$
  - ▶  $B_2 = \{(, ), [, ]\}$
  - ▶  $B_3 = \{(, ), [, ], \{, \}\}$



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo
  - ▶  $B_1 = \{(, )\}$
  - ▶  $B_2 = \{(, ), [, ]\}$
  - ▶  $B_3 = \{(, ), [, ], \{, \}\}$
- Con  $D_n(A)$  denotamos al lenguaje de cadenas de  $A \cup B_n$  generadas por la siguiente gramática libre de contexto



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo
  - ▶  $B_1 = \{ (, ) \}$
  - ▶  $B_2 = \{ (, ), [, ] \}$
  - ▶  $B_3 = \{ (, ), [, ], \{, \} \}$
- Con  $D_n(A)$  denotamos al lenguaje de cadenas de  $A \cup B_n$  generadas por la siguiente gramática libre de contexto
  - ▶ Para toda  $a \in A$ ,  $S \rightarrow a$



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo
  - ▶  $B_1 = \{(, )\}$
  - ▶  $B_2 = \{(, ), [, ]\}$
  - ▶  $B_3 = \{(, ), [, ], \{, \}\}$
- Con  $D_n(A)$  denotamos al lenguaje de cadenas de  $A \cup B_n$  generadas por la siguiente gramática libre de contexto
  - ▶ Para toda  $a \in A$ ,  $S \rightarrow a$
  - ▶ Para toda  $p_i \in P_n$ ,  $S \rightarrow p_i S \bar{p}_i$



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo
  - ▶  $B_1 = \{ (, ) \}$
  - ▶  $B_2 = \{ (, ), [, ] \}$
  - ▶  $B_3 = \{ (, ), [, ], \{, \} \}$
- Con  $D_n(A)$  denotamos al lenguaje de cadenas de  $A \cup B_n$  generadas por la siguiente gramática libre de contexto
  - ▶ Para toda  $a \in A$ ,  $S \rightarrow a$
  - ▶ Para toda  $p_i \in P_n$ ,  $S \rightarrow p_i S \bar{p}_i$
  - ▶  $S \rightarrow SS$



# Lenguajes de paréntesis o lenguajes de Dyck

- Sean  $A$  un conjunto finito y  $B_n = \{p_1, \bar{p}_1, \dots, p_n, \bar{p}_n\}$  tal que  $A \cap B_n = \emptyset$ .
- $B_n$  puede pensarse como un alfabeto con  $n$  juegos de paréntesis distintos. Por ejemplo
  - ▶  $B_1 = \{ (, ) \}$
  - ▶  $B_2 = \{ (, ), [, ] \}$
  - ▶  $B_3 = \{ (, ), [, ], \{, \} \}$
- Con  $D_n(A)$  denotamos al lenguaje de cadenas de  $A \cup B_n$  generadas por la siguiente gramática libre de contexto
  - ▶ Para toda  $a \in A$ ,  $S \rightarrow a$
  - ▶ Para toda  $p_i \in P_n$ ,  $S \rightarrow p_i S \bar{p}_i$
  - ▶  $S \rightarrow SS$
  - ▶  $S \rightarrow \varepsilon$



# Lenguajes de Dyck

## Propiedades

- $D_n(A)$  se llama el lenguaje (generalizado) de Dyck de orden  $n$ .



# Lenguajes de Dyck

## Propiedades

- $D_n(A)$  se llama el lenguaje (generalizado) de Dyck de orden  $n$ .
- $D_n(\emptyset)$  se llama el lenguaje (simple) de Dyck de orden  $n$ , denotado simplemente  $D_n$ .





# Lenguajes de Dyck

## Propiedades

- $D_n(A)$  se llama el lenguaje (generalizado) de Dyck de orden  $n$ .
- $D_n(\emptyset)$  se llama el lenguaje (simple) de Dyck de orden  $n$ , denotado simplemente  $D_n$ .
- Los lenguajes de Dyck tienen las siguientes propiedades:



# Lenguajes de Dyck

## Propiedades

- $D_n(A)$  se llama el lenguaje (generalizado) de Dyck de orden  $n$ .
- $D_n(\emptyset)$  se llama el lenguaje (simple) de Dyck de orden  $n$ , denotado simplemente  $D_n$ .
- Los lenguajes de Dyck tienen las siguientes propiedades:
  - ▶  $A^* \subseteq D_n(A)$



# Lenguajes de Dyck

## Propiedades

- $D_n(A)$  se llama el lenguaje (generalizado) de Dyck de orden  $n$ .
- $D_n(\emptyset)$  se llama el lenguaje (simple) de Dyck de orden  $n$ , denotado simplemente  $D_n$ .
- Los lenguajes de Dyck tienen las siguientes propiedades:
  - ▶  $A^* \subseteq D_n(A)$
  - ▶ Si  $x, y \in D_n(A)$  entonces  $xy \in D_n(A)$



# Lenguajes de Dyck

## Propiedades

- $D_n(A)$  se llama el lenguaje (generalizado) de Dyck de orden  $n$ .
- $D_n(\emptyset)$  se llama el lenguaje (simple) de Dyck de orden  $n$ , denotado simplemente  $D_n$ .
- Los lenguajes de Dyck tienen las siguientes propiedades:
  - ▶  $A^* \subseteq D_n(A)$
  - ▶ Si  $x, y \in D_n(A)$  entonces  $xy \in D_n(A)$
  - ▶ Si  $x \in D_n(A)$  entonces  $p_i x \bar{p}_i \in D_n(A)$



# Lenguajes de Dyck

## Propiedades

- $D_n(A)$  se llama el lenguaje (generalizado) de Dyck de orden  $n$ .
- $D_n(\emptyset)$  se llama el lenguaje (simple) de Dyck de orden  $n$ , denotado simplemente  $D_n$ .
- Los lenguajes de Dyck tienen las siguientes propiedades:
  - ▶  $A^* \subseteq D_n(A)$
  - ▶ Si  $x, y \in D_n(A)$  entonces  $xy \in D_n(A)$
  - ▶ Si  $x \in D_n(A)$  entonces  $p_i x \bar{p}_i \in D_n(A)$
  - ▶ Si  $x \in D_n(A)$  y  $x \notin A^*$  entonces existen  $u \in A^*$ ,  $v, w \in D_n(A)$ ,  $i \leq n$  tales que  $x = up_i v \bar{p}_i w$



# La gramática $J$

- A partir de  $G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$  definimos ahora una gramática  $J$  como sigue:



# La gramática $J$

- A partir de  $G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$  definimos ahora una gramática  $J$  como sigue:
- $J = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}'' \rangle$  donde  $\mathcal{P}''$  consta de las siguientes producciones:



# La gramática $J$

- A partir de  $G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$  definimos ahora una gramática  $J$  como sigue:
- $J = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}'' \rangle$  donde  $\mathcal{P}''$  consta de las siguientes producciones:
  - ▶ Todas las producciones  $V \rightarrow a$  de  $\mathcal{P}'$





# La gramática $J$

- A partir de  $G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$  definimos ahora una gramática  $J$  como sigue:
- $J = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}'' \rangle$  donde  $\mathcal{P}''$  consta de las siguientes producciones:
  - ▶ Todas las producciones  $V \rightarrow a$  de  $\mathcal{P}'$
  - ▶ Si  $A_i \rightarrow p_i B_i \bar{p}_i C_i$  está en  $\mathcal{P}'$  entonces  $\mathcal{P}''$  tiene a:



# La gramática $J$

- A partir de  $G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$  definimos ahora una gramática  $J$  como sigue:
- $J = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}'' \rangle$  donde  $\mathcal{P}''$  consta de las siguientes producciones:
  - ▶ Todas las producciones  $V \rightarrow a$  de  $\mathcal{P}'$
  - ▶ Si  $A_i \rightarrow p_i B_i \bar{p}_i C_i$  está en  $\mathcal{P}'$  entonces  $\mathcal{P}''$  tiene a:
    - ★  $A_i \rightarrow p_i B_i$



# La gramática $J$

- A partir de  $G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$  definimos ahora una gramática  $J$  como sigue:
- $J = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}'' \rangle$  donde  $\mathcal{P}''$  consta de las siguientes producciones:
  - ▶ Todas las producciones  $V \rightarrow a$  de  $\mathcal{P}'$
  - ▶ Si  $A_i \rightarrow p_i B_i \bar{p}_i C_i$  está en  $\mathcal{P}'$  entonces  $\mathcal{P}''$  tiene a:
    - ★  $A_i \rightarrow p_i B_i$
    - ★  $V \rightarrow a \bar{p}_i C_i$ , para cada producción  $V \rightarrow a$  que esté en  $\mathcal{P}'$



# La gramática $J$

- A partir de  $G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$  definimos ahora una gramática  $J$  como sigue:
- $J = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}'' \rangle$  donde  $\mathcal{P}''$  consta de las siguientes producciones:
  - ▶ Todas las producciones  $V \rightarrow a$  de  $\mathcal{P}'$
  - ▶ Si  $A_i \rightarrow p_i B_i \bar{p}_i C_i$  está en  $\mathcal{P}'$  entonces  $\mathcal{P}''$  tiene a:
    - ★  $A_i \rightarrow p_i B_i$
    - ★  $V \rightarrow a \bar{p}_i C_i$ , para cada producción  $V \rightarrow a$  que esté en  $\mathcal{P}'$
- Es claro que  $J$  es equivalente a una gramática lineal derecha.



# La gramática $J$

- A partir de  $G_{sep} = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}' \rangle$  definimos ahora una gramática  $J$  como sigue:
- $J = \langle V, T \cup B, S, \mathcal{P}'' \rangle$  donde  $\mathcal{P}''$  consta de las siguientes producciones:
  - ▶ Todas las producciones  $V \rightarrow a$  de  $\mathcal{P}'$
  - ▶ Si  $A_i \rightarrow p_i B_i \bar{p}_i C_i$  está en  $\mathcal{P}'$  entonces  $\mathcal{P}''$  tiene a:
    - ★  $A_i \rightarrow p_i B_i$
    - ★  $V \rightarrow a \bar{p}_i C_i$ , para cada producción  $V \rightarrow a$  que esté en  $\mathcal{P}'$
- Es claro que  $J$  es equivalente a una gramática lineal derecha.
- Por lo tanto  $L(J)$  es un lenguaje regular.



# Gramática $J$

## Ejemplo

- $G_{sep}$  está dada por

$$S \rightarrow (X)Y \quad S \rightarrow [Y]X \quad Y \rightarrow \{Z\}Z \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$



# Gramática $J$

## Ejemplo

- $G_{sep}$  está dada por

$$S \rightarrow (X)Y \quad S \rightarrow [Y]X \quad Y \rightarrow \{Z\}Z \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $J$  se construye como sigue:



# Gramática $J$

## Ejemplo

- $G_{sep}$  está dada por

$$S \rightarrow (X)Y \quad S \rightarrow [Y]X \quad Y \rightarrow \{Z\}Z \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $J$  se construye como sigue:

- ▶  $S \rightarrow (X)Y$  genera  $a : S \rightarrow (X \quad X \rightarrow a)Y \quad Z \rightarrow a)Y$





# Gramática $J$

## Ejemplo

- $G_{sep}$  está dada por

$$S \rightarrow (X)Y \quad S \rightarrow [Y]X \quad Y \rightarrow \{Z\}Z \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $J$  se construye como sigue:

- ▶  $S \rightarrow (X)Y$  genera  $a : S \rightarrow (X \quad X \rightarrow a)Y \quad Z \rightarrow a)Y$
- ▶  $S \rightarrow [Y]X$  genera  $a : S \rightarrow [Y \quad X \rightarrow a]X \quad Z \rightarrow a]X$



# Gramática $J$

## Ejemplo

- $G_{sep}$  está dada por

$$S \rightarrow (X)Y \quad S \rightarrow [Y]X \quad Y \rightarrow \{Z\}Z \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $J$  se construye como sigue:

- ▶  $S \rightarrow (X)Y$  genera  $a : S \rightarrow (X \quad X \rightarrow a)Y \quad Z \rightarrow a)Y$
- ▶  $S \rightarrow [Y]X$  genera  $a : S \rightarrow [Y \quad X \rightarrow a]X \quad Z \rightarrow a]X$
- ▶  $Y \rightarrow \{Z\}Z$  genera  $a : Y \rightarrow \{Z \quad X \rightarrow a\}Z \quad Z \rightarrow a\}Z$



# Gramática $J$

## Ejemplo

- $G_{sep}$  está dada por

$$S \rightarrow (X)Y \quad S \rightarrow [Y]X \quad Y \rightarrow \{Z\}Z \quad X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$

- $J$  se construye como sigue:

- ▶  $S \rightarrow (X)Y$  genera a :  $S \rightarrow (X \quad X \rightarrow a)Y \quad Z \rightarrow a)Y$
- ▶  $S \rightarrow [Y]X$  genera a :  $S \rightarrow [Y \quad X \rightarrow a]X \quad Z \rightarrow a]X$
- ▶  $Y \rightarrow \{Z\}Z$  genera a :  $Y \rightarrow \{Z \quad X \rightarrow a\}Z \quad Z \rightarrow a\}Z$

- Así  $J$  es:

$$S \rightarrow (X \quad X \rightarrow a)Y \quad Z \rightarrow a)Y$$

$$S \rightarrow [Y \quad X \rightarrow a]X \quad Z \rightarrow a]X$$

$$Y \rightarrow \{Z \quad X \rightarrow a\}Z \quad Z \rightarrow a\}Z$$

$$X \rightarrow a \quad Z \rightarrow a$$



# Propiedades de $G_{sep}$

$$\text{P1 } \textit{erase}_B[L(G_{sep})] = L(G)$$



# Propiedades de $G_{sep}$

P1  $erase_B[L(G_{sep})] = L(G)$

P2  $L(G_{sep}) \subseteq D_n(T)$



# Propiedades de $G_{sep}$

P1  $erase_B[L(G_{sep})] = L(G)$

P2  $L(G_{sep}) \subseteq D_n(T)$

P3  $L(G_{sep}) \subseteq L(J)$



# Propiedades de $G_{sep}$

P1  $erase_B[L(G_{sep})] = L(G)$

P2  $L(G_{sep}) \subseteq D_n(T)$

P3  $L(G_{sep}) \subseteq L(J)$

P4  $L(J) \cap D_n(T) \subseteq L(G_{sep})$



# Propiedades de $G_{sep}$

P1  $erase_B[L(G_{sep})] = L(G)$

P2  $L(G_{sep}) \subseteq D_n(T)$

P3  $L(G_{sep}) \subseteq L(J)$

P4  $L(J) \cap D_n(T) \subseteq L(G_{sep})$

P5 Si  $G$  está en FNC entonces existe  $R$  regular tal que

$$L(G_{sep}) = R \cap D_n(T)$$





# Teorema de Chomsky-Schuetzenberger

Sea  $L \subseteq T^*$ . Las siguientes condiciones son equivalentes:

- 1)  $L$  es un lenguaje libre de contexto

Es decir, todo lenguaje libre de contexto es imagen homomórfica de la intersección de un lenguaje regular y un lenguaje de Dyck.



# Teorema de Chomsky-Schuetzenberger

Sea  $L \subseteq T^*$ . Las siguientes condiciones son equivalentes:

- I)  $L$  es un lenguaje libre de contexto
- II) Existen un lenguaje regular  $R$ , un homomorfismo  $h$  y un número natural  $n \in \mathbb{N}$  tales que

$$L = h[R \cap D_n(T)]$$

Es decir, todo lenguaje libre de contexto es imagen homomórfica de la intersección de un lenguaje regular y un lenguaje de Dyck.



# Teorema de Chomsky-Schuetzenberger

Versión usual

- El teorema de Chomsky-Schuetzenberger suele enunciarse y demostrarse utilizando lenguajes de Dyck simples como sigue:



# Teorema de Chomsky-Schuetzenberger

## Versión usual

- El teorema de Chomsky-Schuetzenberger suele enunciarse y demostrarse utilizando lenguajes de Dyck simples como sigue:

*Si  $L$  es un lenguaje libre de contexto entonces existen un lenguaje regular  $R$ , un homomorfismo  $h$  y un número natural  $n > 0$  tales que:*

$$L = h[R \cap D_n]$$



# Teorema de Chomsky-Schuetzenberger

## Versión usual

- El teorema de Chomsky-Schuetzenberger suele enunciarse y demostrarse utilizando lenguajes de Dyck simples como sigue:

*Si  $L$  es un lenguaje libre de contexto entonces existen un lenguaje regular  $R$ , un homomorfismo  $h$  y un número natural  $n > 0$  tales que:*

$$L = h[R \cap D_n]$$

- Este teorema resulta equivalente a la versión aquí presentada.

