

Modelos de Computación



Los Del DGIIM, losdeldgiim.github.io

Doble Grado en Ingeniería Informática y Matemáticas
Universidad de Granada



Esta obra está bajo una Licencia Creative Commons Atribución-NoComercial-SinDerivadas 4.0 Internacional (CC BY-NC-ND 4.0).

Eres libre de compartir y redistribuir el contenido de esta obra en cualquier medio o formato, siempre y cuando des el crédito adecuado a los autores originales y no persigas fines comerciales.

Modelos de Computación

Los Del DGIIM, losdeldgiim.github.io

Arturo Olivares Martos

Granada, 2024-2025

Índice general

1. Relaciones de Problemas	5
1.1. Gramáticas Independientes del Contexto	6
1.1.1. Preguntas Tipo Test	27

1. Relaciones de Problemas

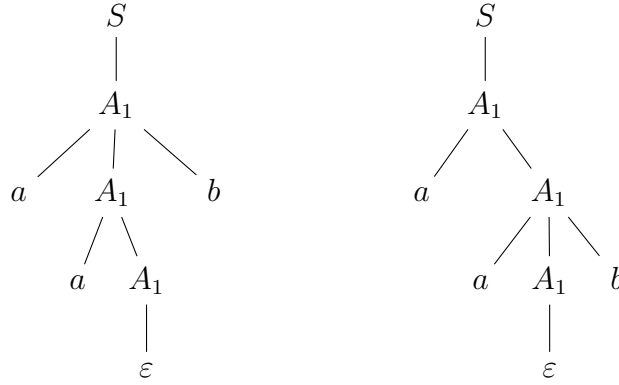


Figura 1.1: Árboles de derivación para aab usando la Gramática del Ejercicio 1.1.1.

1.1. Gramáticas Independientes del Contexto

Observación. Salvo que se indique lo contrario, las letras en mayúsculas representan variables, las letras en minúsculas representan terminales y la S representa el símbolo inicial.

Ejercicio 1.1.1. Determinar si la siguiente gramática es ambigua y si el lenguaje generado es inherentemente ambiguo:

$$\begin{cases} S \rightarrow A_1 \mid A_2 \\ A_1 \rightarrow aA_1b \mid aA_1 \mid \varepsilon \\ A_2 \rightarrow aA_2b \mid A_2b \mid \varepsilon \end{cases}$$

La gramática dada es ambigua puesto que hay palabras con más de un árbol de derivación. Por ejemplo, la palabra aab tiene los dos posibles árboles de derivación que se muestran en la Figura 1.1.

Veamos ahora que no es inherentemente ambiguo. La producción de A_1 produce las palabras de la forma a^ib^j , con $i \geq j$. La producción de A_2 produce las palabras de la forma a^ib^j , con $i \leq j$. Por tanto, la gramática genera el lenguaje:

$$\begin{aligned} L &= \{a^ib^j \mid i, j \in \mathbb{N} \cup \{0\}, i \geq j\} \cup \{a^ib^j \mid i, j \in \mathbb{N} \cup \{0\}, i \leq j\} = \\ &= \{a^ib^j \mid i, j \in \mathbb{N} \cup \{0\}\} \end{aligned}$$

Este lenguaje es regular con expresión regular asociada:

$$a^*b^*$$

Por tanto, como es regular, tenemos que no es inherentemente ambiguo.

Ejercicio 1.1.2. Sea la gramática

$$\begin{cases} S \rightarrow aSA \mid \varepsilon \\ A \rightarrow bA \mid \varepsilon \end{cases}$$

1. Demostrar que es ambigua.

Tomemos como palabra $aabb$. Esta palabra tiene dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.2.

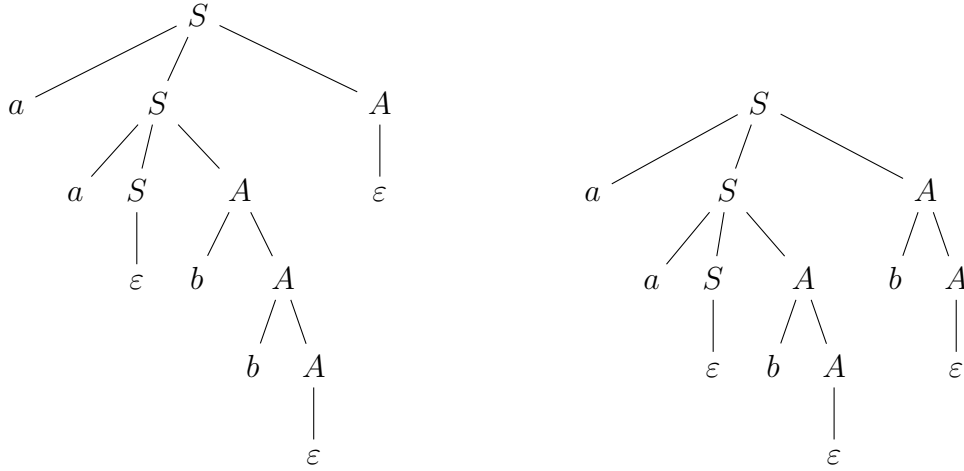


Figura 1.2: Árboles de derivación para $aabb$ usando la Gramática del Ejercicio 1.1.2.

2. Dar una expresión regular para el lenguaje generado.

En primer lugar, hemos de considerar que $\varepsilon \in L$. Además, todas las palabras de longitud positiva empiezan por a . por tanto, la expresión regular para el lenguaje generado por la gramática es:

$$a^+b^* + \varepsilon$$

3. Construir una gramática no ambigua que genere el mismo lenguaje.

Una primera opción sería obtener el autómata y pasar este a gramática. No obstante, consideramos directamente la gramática $G = (V, \{a, b\}, P, S)$, con:

$$V = \{S, A, B\}$$

$$P = \begin{cases} S \rightarrow aA \mid \varepsilon \\ A \rightarrow aA \mid B \\ B \rightarrow bB \mid \varepsilon \end{cases}$$

Veamos ahora que esta gramática no es ambigua. Sea $z \in L$.

- Si $z = \varepsilon$, entonces la única derivación posible es $S \Rightarrow \varepsilon$.
- Si $z \neq \varepsilon$, entonces $z = a^ib^j$, con $i, j \in \mathbb{N} \cup \{0\}$, $i \geq 1$. Para obtener la primera i (ya que $i \geq 1$) hemos de usar la producción $S \rightarrow aA$. A partir de aquí, hemos de usar la producción $A \rightarrow aA$ $i - 1$ veces. Por último, hemos de usar la producción $A \rightarrow B$ para producir las b 's y la producción $B \rightarrow bB$ j veces. Por último, hemos de usar la producción $B \rightarrow \varepsilon$ para terminar. Por tanto, la única derivación posible es:

$$S \Rightarrow aA \Rightarrow aaA \Rightarrow \dots \Rightarrow a^iA \Rightarrow a^iB \Rightarrow a^ibB \Rightarrow \dots \Rightarrow a^ib^jB \Rightarrow a^ib^j$$

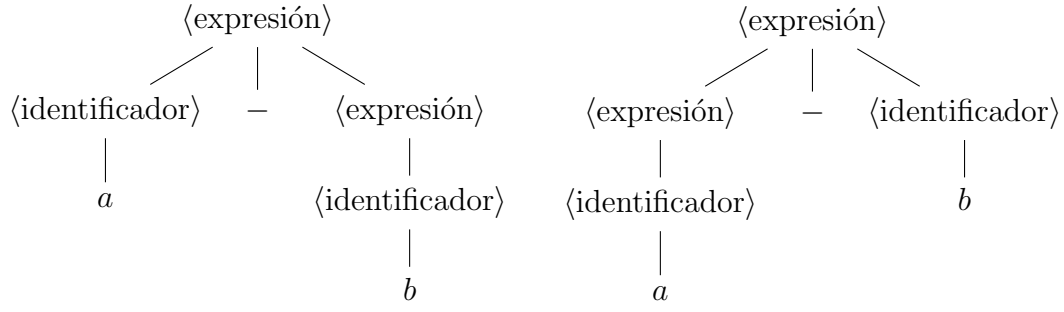


Figura 1.3: Árboles de derivación para $a - b$ usando la Gramática del Ejercicio 1.1.3.

Ejercicio 1.1.3. Considera la gramática $G = (V, T, S, P)$ donde

$$V = \{\langle \text{expresión} \rangle, \langle \text{identificador} \rangle\}$$

$$T = \{a, b, c, d, -\}$$

$$S = \langle \text{expresión} \rangle$$

$$P = \begin{cases} \langle \text{expresión} \rangle \rightarrow \langle \text{identificador} \rangle \\ \langle \text{expresión} \rangle \rightarrow \langle \text{identificador} \rangle - \langle \text{expresión} \rangle \\ \langle \text{expresión} \rangle \rightarrow \langle \text{expresión} \rangle - \langle \text{identificador} \rangle \\ \langle \text{identificador} \rangle \rightarrow a \mid b \mid c \mid d \end{cases}$$

1. Demuestra que esta gramática no puede ser empleada para describir un posible lenguaje de programación, teniendo en cuenta que la sustracción no es una operación conmutativa, y que $(a - b) - d \neq a - (b - d)$.

El lenguaje generado tiene como expresión regular:

$$(a + b + c + d) (-(a + b + c + d))^*$$

Por tanto, debido a que no tenemos paréntesis, en el lenguaje de programación no podríamos obtener el resultado de $a - (b - d)$.

2. ¿Es ambigua la gramática G ? ¿Es la ambigüedad inherente al lenguaje generado por G ? Justifica adecuadamente la respuesta.

Para ver que la gramática es ambigua, consideramos la palabra $a - b$. Esta palabra tiene dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.3.

La ambigüedad no es adherente al lenguaje generado por la gramática, ya que este lenguaje es regular. Por tanto, el lenguaje no es inherentemente ambiguo.

3. ¿Es posible modificar G de manera que la nueva gramática pueda ser usada para generar el lenguaje de las expresiones aritméticas correctas con el operador de resta?

Sí, podemos añadir paréntesis a la gramática para que sea capaz de generar el lenguaje de las expresiones aritméticas correctas con el operador de resta. La gramática modificada sería $G = (V, \{a, b, c, d, -, (,)\}, P, S)$, con:

$$V = \{S, I\}$$

$$P = \begin{cases} I \rightarrow a \mid b \mid c \mid d \\ S \rightarrow I \mid (I - S) \mid (S - I) \end{cases}$$

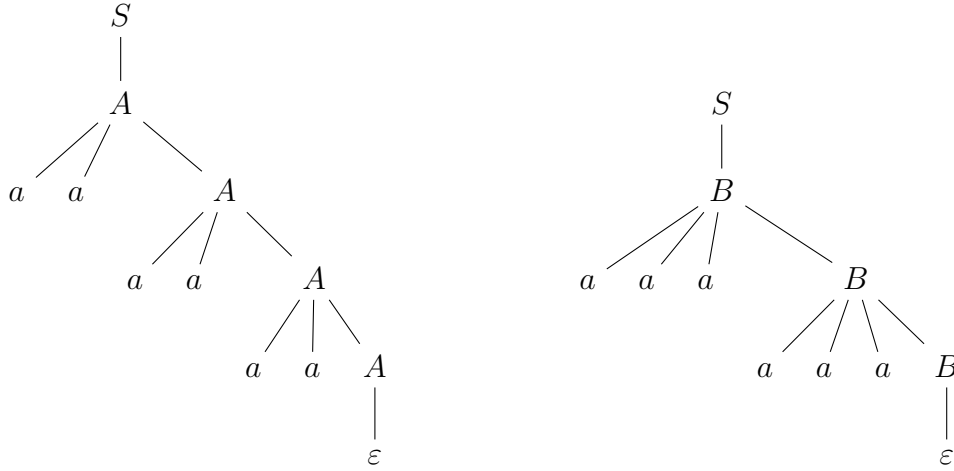


Figura 1.4: Árboles de derivación para a^6 usando la Gramática del Ejercicio 1.1.4.

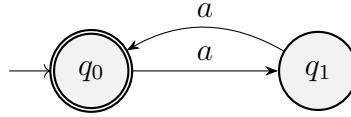


Figura 1.5: AFD que acepta el lenguaje de la variable A de la Gramática del Ejercicio 1.1.4.

Ejercicio 1.1.4. Dada la gramática

$$\begin{cases} S \rightarrow A \mid B \\ A \rightarrow aaA \mid \varepsilon \\ B \rightarrow aaaB \mid \varepsilon \end{cases}$$

1. Demostrar que es ambigua.

La variable A genera palabras de la forma a^{2i} y la variable B genera palabras de la forma a^{3i} . Por tanto, las palabras de la forma a^{6i} tienen dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.4.

2. Construir un autómata finito determinístico que acepte el mismo lenguaje.

El autómata que genera las palabras de la forma a^{2i} es el que se muestra en la Figura 1.5, mientras que el autómata que genera las palabras de la forma a^{3i} es el que se muestra en la Figura 1.6. El autómata producto es el que se muestra en la Figura 1.7.

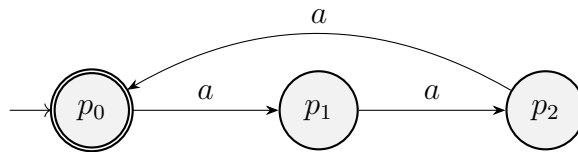


Figura 1.6: AFD que acepta el lenguaje de la variable B de la Gramática del Ejercicio 1.1.4.

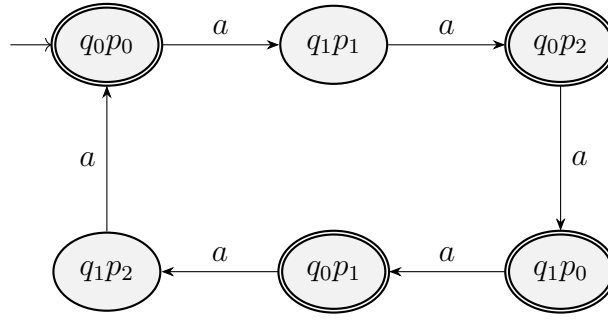


Figura 1.7: AFD que acepta el lenguaje de la Gramática del Ejercicio 1.1.4.

3. Construir una gramática lineal por la derecha, a partir del autómata determinístico, que genere el mismo lenguaje.

La gramática lineal por la derecha que genera el lenguaje del autómata de la Figura 1.7 es $G = (V, \{a\}, P, S)$, con:

$$V = \{q_0p_0, q_1p_1, q_0p_2, q_1p_0, q_0p_1, q_1p_2\}$$

$$P = \begin{cases} q_0p_0 \rightarrow aq_1p_1 \mid \varepsilon \\ q_1p_1 \rightarrow aq_0p_2 \\ q_0p_2 \rightarrow aq_1p_0 \mid \varepsilon \\ q_1p_0 \rightarrow aq_0p_1 \mid \varepsilon \\ q_0p_1 \rightarrow aq_1p_2 \mid \varepsilon \\ q_1p_2 \rightarrow aq_0p_0 \end{cases}$$

4. Demostrar que la gramática resultante no es ambigua.

Como el autómata del que proviene es determinista, la gramática obtenida no es ambigua; ya que para cada estado y símbolo solo hay un posible estado al que ir.

Ejercicio 1.1.5. Dar una gramática libre de contexto no ambigua que genere el lenguaje

$$L = \{a^ib^ja^kb^l \mid (i = j) \vee (k = l)\}$$

Este ejercicio no es tan directo y requiere explicación. La idea es expresar L como unión de tres lenguajes disjuntos:

1. $L_1 = \{a^ib^ja^kb^l \mid i, j \in \mathbb{N} \cup \{0\}, k, l \in \mathbb{N} \setminus \{0\}, i = j \wedge k \neq l\}$
2. $L_2 = \{a^ib^ja^kb^l \mid i, j, k, l \in \mathbb{N} \setminus \{0\}, i \neq j \wedge k = l\}$
3. $L_3 = \{a^ib^ja^kb^l \mid i, j, k, l \in \mathbb{N} \setminus \{0\}, i = j \wedge k = l\} \cup \{\varepsilon\}.$

Vemos de forma directa que $L_1 = \bigcup_{i=1}^3 L_i$. Veamos ahora que $\bigcap_{i=1}^3 L_i = \emptyset$. Sea $z = a^ib^ja^kb^l \in L$. Si todos los exponentes son distintos de 0, entonces vemos de forma directa que tan solo puede pertenecer a uno de los L_i . Si $z = \varepsilon$, tan solo puede pertenecer a L_3 . Por último, tan solo queda contemplar que la palabra sea de

la forma $a^p b^q$. En este caso, tan solo puede pertenecer a L_1 .

Por tanto, tenemos que:

$$\bigcup_{i=1}^3 L_i = L \quad \bigcap_{i=1}^3 L_i = \emptyset$$

Damos ahora una gramática para cada uno de los lenguajes.

1. Sea $G_1 = (V_1, \{a, b\}, P_1, S_1)$, con:

$$V_1 = \{S_1, A_1, B_1, B_1^a, B_2^b\}$$

$$P_1 = \begin{cases} S_1 \rightarrow A_1 B_1 \\ A_1 \rightarrow a A_1 b \mid \varepsilon \\ B_1 \rightarrow a B_1 b \mid B_1^a \mid B_2^b \\ B_1^a \rightarrow a B_1^a \mid a \\ B_2^b \rightarrow b B_2^b \mid b \end{cases}$$

Notemos que A_1 genera la parte de la forma $a^i b^j$ con $i, j \in \mathbb{N} \cup \{0\}$, $i = j$. B_1 inicialmente genera la parte de la palabra de la forma $a^{k'} b^{l'}$ con $k', l' \in \mathbb{N} \cup \{0\}$, $k' = l'$, pero necesariamente se emplea B_1^a o B_2^b para terminar la palabra, y estas añaden respectivamente a 's o b 's (al menos una), de forma que se fuerza a que $k, l \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$, $k \neq l$.

Además, es no ambigua puesto que la la forma de la palabra fija qué producciones hemos de emplear.

De esta forma, $\mathcal{L}(G_1) = L_1$.

2. Sea $G_2 = (V_2, \{a, b\}, P_2, S_2)$, con:

$$V_2 = \{S_2, A_2, B_2, A_2^a, A_2^b\}$$

$$P_2 = \begin{cases} S_2 \rightarrow A_2 B_2 \\ A_2 \rightarrow a A_2 b \mid A_2^a \mid A_2^b \\ B_2 \rightarrow a B_2 b \mid ab \\ A_2^a \rightarrow a A_2^a \mid a \\ A_2^b \rightarrow b A_2^b \mid b \end{cases}$$

La demostración de que $\mathcal{L}(G_2) = L_2$ es análoga a la de G_1 . Notemos que en este caso, como la regla $B_2 \rightarrow \varepsilon$ no está presente, se fuerza a que $k, l \neq 0$.

Además, de igual forma, se trata de una gramática no ambigua.

Por tanto, $\mathcal{L}(G_2) = L_2$.

3. Sea $G_3 = (V_3, \{a, b\}, P_3, S_3)$, con:

$$V_3 = \{S_3, C_3\}$$

$$P_3 = \begin{cases} S_3 \rightarrow C_3 C_3 \mid \varepsilon \\ C_3 \rightarrow a C_3 b \mid ab \end{cases}$$

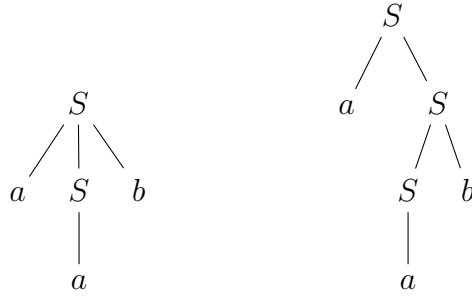


Figura 1.8: Árboles de derivación para aab usando la Gramática del Ejercicio 1.1.6.1.

Notemos que la regla $S \rightarrow \varepsilon$ se añade para que $\varepsilon \in L_3$. C_3 genera la parte de la palabra de la forma $a^i b^i$ con $i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$, por lo que se tiene.

Además, es no ambigua puesto que la la forma de la palabra fija qué producciones hemos de emplear.

Por tanto, $\mathcal{L}(G_3) = L_3$.

Como son tres lenguajes disjuntos cuya unión es L , y como cada una de las gramáticas es no ambigua, tenemos que la gramática $G = (V, \{a, b\}, P, S)$ es no ambigua, con:

$$V = V_1 \cup V_2 \cup V_3 \cup \{S\}$$

$$P = P_1 \cup P_2 \cup P_3 \cup \{S \rightarrow S_1 \mid S_2 \mid S_3\}$$

Ejercicio 1.1.6. Determinar cuales de las siguientes gramáticas son ambiguas y, en su caso, comprobar si los lenguajes generados son inherentemente ambiguos:

1. $S \rightarrow aSb \mid Sb \mid aS \mid a$

La gramática dada es ambigua. Por ejemplo, la palabra aab tiene dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.8. No obstante, este es un lenguaje regular con expresión regular asociada:

$$aa^*b^*$$

Por tanto, el lenguaje generado no es inherentemente ambiguo.

2. $S \rightarrow aaS \mid aaaS \mid a$

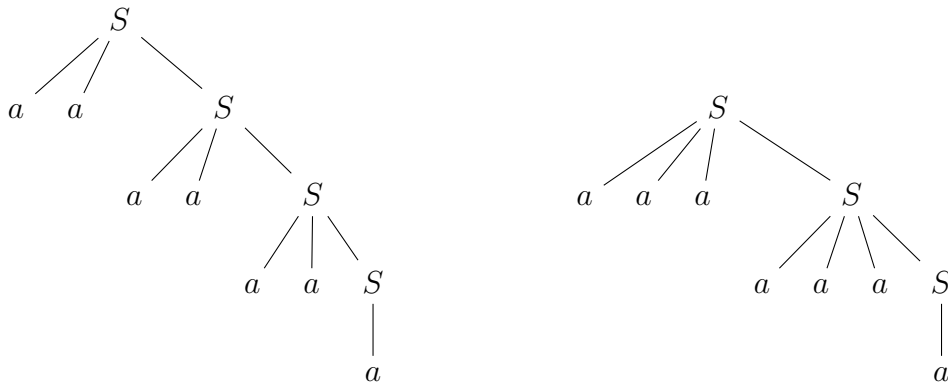
La gramática dada es ambigua. Por ejemplo, la palabra a^7 tiene dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.9. No obstante, este es un lenguaje regular con expresión regular asociada:

$$(aa + aaa)^*a$$

Por tanto, el lenguaje generado no es inherentemente ambiguo.

3. $S \rightarrow aS \mid aSb \mid X$,
 $X \rightarrow Xa \mid a$

La gramática dada es ambigua. Por ejemplo, la palabra a^2 tiene dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.10.



The image displays two parse trees for the sentence "the cat sat on the mat".

The left tree has a root node S which branches into a noun phrase a and a verb phrase S . This second S node branches into a verb X and a prepositional phrase a . The X node further branches into the word "sat" and the prepositional phrase a . The prepositional phrase a branches into the word "on" and the noun phrase a . The noun phrase a branches into the word "the" and the noun a . The noun a branches into the word "mat".

The right tree has a root node S which branches into a noun phrase a and a verb phrase X . The X node branches into a verb X and a prepositional phrase a . The X node further branches into the word "sat" and the prepositional phrase a . The prepositional phrase a branches into the word "on" and the noun phrase a . The noun phrase a branches into the word "the" and the noun a . The noun a branches into the word "mat".

El lenguaje generado por esta gramática es:

Consideramos ahora la gramática $G = (V, \{a, b\}, P, S)$, con:

Esta gramática no es ambigua. Sea $z \in L$, por lo que será de la forma $z = aa^{n+m}b^n$. Para obtener la primera a hemos de usar la producción $S \rightarrow aA$. A partir de aquí, hemos de usar la producción $A \rightarrow aA$ m veces. Por último, hemos de usar la producción $A \rightarrow B$ para producir las a 's y b 's y la producción $B \rightarrow aBb$ n veces. Por último, hemos de usar la producción $B \rightarrow \varepsilon$ para terminar. Por tanto, la única derivación posible es:

Ejercicio 1.1.7. Dar gramáticas libres de contexto no ambiguas (cuando sea posible) para los siguientes lenguajes sobre el alfabeto $A = \{a, b, c\}$:

- 13

$$2. L_2 = \{(ab)^i(bc)^j \mid i, j \geq 0\}$$

La gramática que genera el lenguaje L_2 es $G = (V, \{a, b, c\}, P, S)$, con:

$$V = \{S, X\}$$

$$P = \begin{cases} S \rightarrow abS \mid X \\ X \rightarrow bcX \mid \varepsilon \end{cases}$$

Esta no es ambigua. Sea $z \in L$, por lo que será de la forma $z = (ab)^i(bc)^j$. Para obtener la parte de $(ab)^i$ hemos de usar la producción $S \rightarrow abS$ i veces. A partir de aquí, hemos de usar la producción $S \rightarrow X$ para producir las b 's y c 's y la producción $X \rightarrow bcX$ j veces. Por último, hemos de usar la producción $X \rightarrow \varepsilon$ para terminar. Por tanto, la única derivación posible es:

$$S \Rightarrow abS \Rightarrow ababS \Rightarrow \dots \Rightarrow (ab)^i X \Rightarrow (ab)^i(bc)X \Rightarrow (ab)^i(bc)^j X \Rightarrow (ab)^i(bc)^j$$

$$3. L_3 = \{a^i b^{i+j} c^j \mid i, j \geq 0\}$$

La gramática que genera el lenguaje L_3 es $G = (V, \{a, b, c\}, P, S)$, con:

$$V = \{S, A, C\}$$

$$P = \begin{cases} S \rightarrow AC \\ A \rightarrow aAb \mid \varepsilon \\ C \rightarrow bCc \mid \varepsilon \end{cases}$$

Esta no es ambigua. Sea $z \in L$, por lo que será de la forma $z = a^i b^{i+j} c^j$. Para obtener la parte de $a^i b^i$ hemos de usar la producción $A \rightarrow aAb$ i veces. A partir de aquí, hemos de usar la producción $A \rightarrow \varepsilon$. Por otro lado, para obtener la parte de $b^j c^j$ hemos de usar la producción $C \rightarrow bCc$ j veces. Por último, hemos de usar la producción $C \rightarrow \varepsilon$ para terminar.

4. L_4 definido como el conjunto de palabras que comienzan por aab y terminan por bbc y tales que estas dos subcadenas no aparecen nunca en el interior de la palabra (sólo están al principio y al final).

Notemos que, como el enunciado no es totalmente preciso, consideramos $aabbc \notin L_4$. El AFD que acepta el lenguaje L_4 es el de la Figura 1.11.

La gramática que genera el lenguaje L_4 es $G = (V, \{a, b, c\}, P, q_0)$, con:

$$V = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4, q_5, q_6, q_7, q_8\}$$

$$P = \begin{cases} q_0 \rightarrow aq_1 \\ q_1 \rightarrow aq_2 \\ q_2 \rightarrow bq_3 \\ q_3 \rightarrow aq_7 \mid bq_4 \mid cq_3 \\ q_4 \rightarrow aq_7 \mid bq_5 \mid cq_3 \\ q_5 \rightarrow bq_5 \mid cq_6 \mid aq_7 \\ q_6 \rightarrow \varepsilon \\ q_7 \rightarrow aq_8 \mid bq_4 \mid cq_3 \\ q_8 \rightarrow aq_8 \mid cq_3 \end{cases}$$

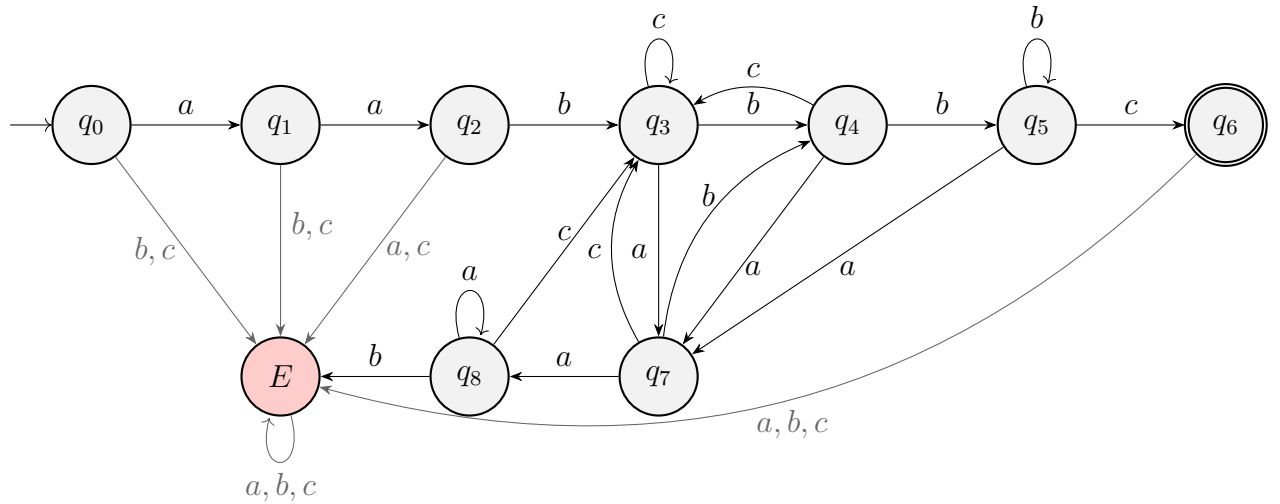
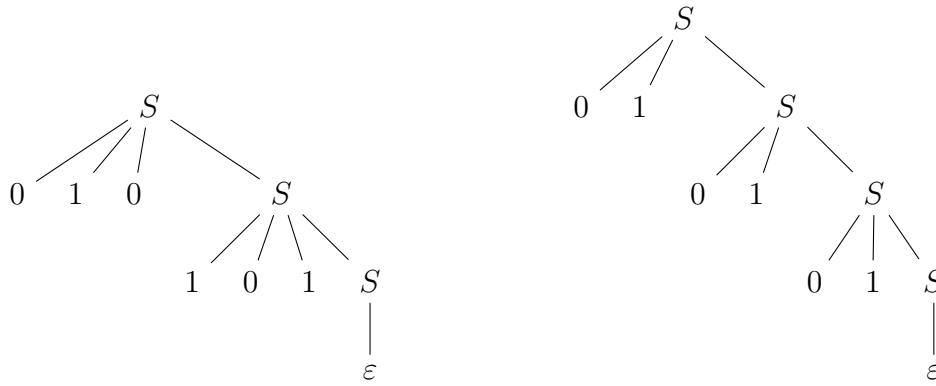
Figura 1.11: AFD que acepta el lenguaje L_4 .

Figura 1.12: Árboles de derivación para 010101 usando la Gramática del Ejercicio 1.1.8.

donde no hemos introducido la variable E ni las producciones asociadas con ella debido a que esta variable es inútil. Esta gramática es no ambigua puesto que proviene de un AFD.

Ejercicio 1.1.8. Dada la gramática

$$\{S \rightarrow 01S \mid 010S \mid 101S \mid \varepsilon\}$$

1. Determinar si es ambigua.

La gramática dada es ambigua. Por ejemplo, la palabra 010101 tiene dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.12.

2. Construir un autómata finito determinista asociado.

La expresión regular asociada al lenguaje generado por la gramática es:

$$(01 + 010 + 101)^*$$

El AFND asociado es el de la Figura 1.13.

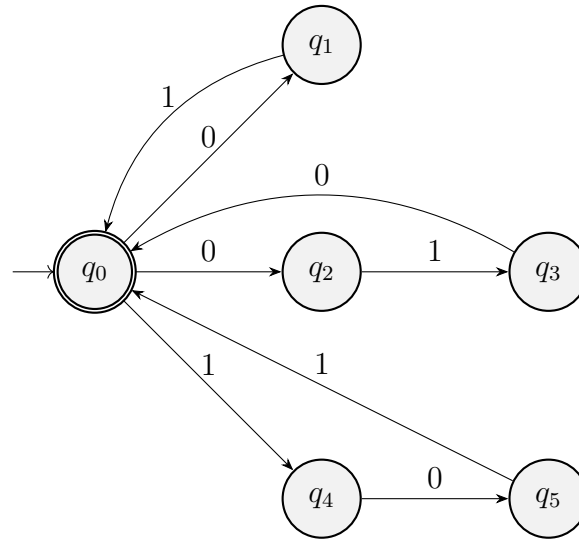


Figura 1.13: AFND que acepta el lenguaje de la Gramática del Ejercicio 1.1.8.

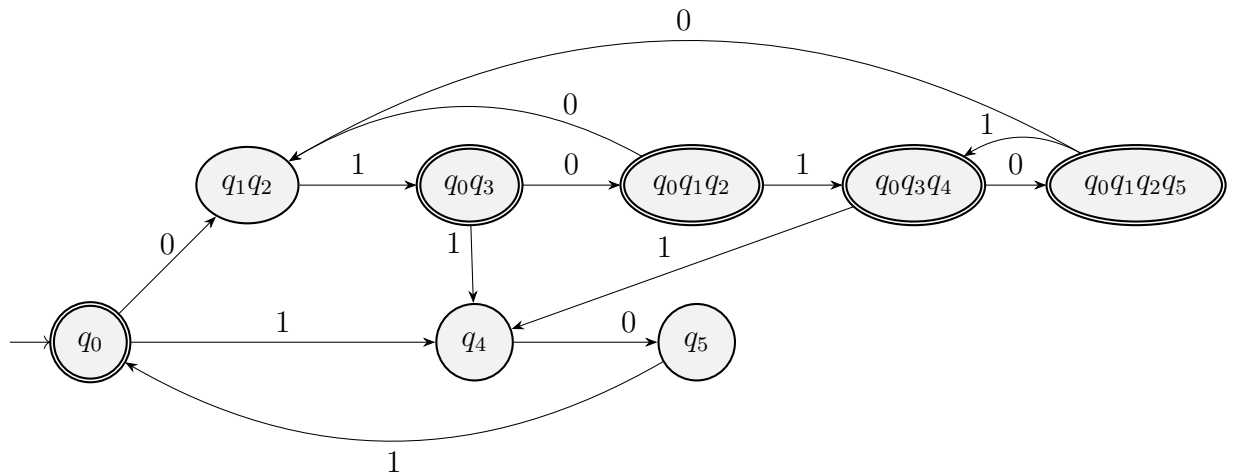


Figura 1.14: AFD que acepta el lenguaje de la Gramática del Ejercicio 1.1.8.

El AFD asociado es el de la Figura 1.14, donde las transiciones que faltan son transiciones a un estado de error. Este no se añade para evitar confusión, y no afectará al siguiente apartado.

3. Calcular la gramática lineal por la derecha que se obtiene a partir del autómata. ¿Es ambigua la gramática resultante?

La gramática lineal por la derecha que se obtiene a partir del AFD es $G =$

$(V, \{0, 1\}, P, q_0)$, con:

$$V = \{q_0, q_1q_2, q_0q_3, q_0q_1q_2, q_0q_3q_4, q_0q_1q_2q_5, q_4, q_5\}$$

$$P = \left\{ \begin{array}{l} q_0 \rightarrow 0q_1q_2 \mid 1q_4 \mid \varepsilon \\ q_1q_2 \rightarrow 1q_0q_3 \\ q_0q_3 \rightarrow 1q_4 \mid 0q_0q_1q_2 \mid \varepsilon \\ q_0q_1q_2 \rightarrow 0q_1q_2 \mid 1q_0q_3q_4 \mid \varepsilon \\ q_0q_3q_4 \rightarrow 0q_0q_1q_2q_5 \mid 1q_4 \mid \varepsilon \\ q_0q_1q_2q_5 \rightarrow 0q_1q_2 \mid 1q_0q_3q_4 \mid \varepsilon \\ q_4 \rightarrow 0q_5 \\ q_5 \rightarrow 1q_0 \end{array} \right.$$

Esta es no ambigua, puesto que proviene de un AFD.

Ejercicio 1.1.9. Considerar la siguiente gramática:

$$\left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow A1B \\ A \rightarrow 0A \mid \varepsilon \\ B \rightarrow 0B \mid 1B \mid \varepsilon \end{array} \right.$$

1. Demostrar que la gramática dada no es ambigua.

La expresión regular asociada al lenguaje generado por la gramática es:

$$0^*1(0+1)^*$$

La gramática dada no es ambigua. Sea $z \in L$, por lo que será de la forma $z = 0^i1u$, con $i \geq 0$ y $u \in \{0, 1\}^*$. En primer lugar, para obtener el 1 central, hemos de usar la producción $S \rightarrow A1B$. A partir de aquí, hemos de usar la producción $A \rightarrow 0A$ i veces. Después, usamos las reglas de B para obtener la palabra u .

2. Encontrar una gramática para el mismo lenguaje que sea ambigua y demostrar su ambigüedad.

Consideramos la gramática $G = (V, \{0, 1\}, P, S)$, con:

$$V = \{S, A\}$$

$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow 0S \mid 1A \mid 1 \\ A \rightarrow 0A \mid 1A \mid \varepsilon \end{array} \right.$$

Notemos que esta es ambigua, puesto que si consideramos la palabra 1, esta tiene dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.15. Notemos que si quitamos la regla $S \rightarrow 1$, la gramática no sería ambigua y generaría el mismo lenguaje que la gramática original.

Ejercicio 1.1.10. Considerar la siguiente gramática $G = (\{S, A\}, \{a, b\}, P, S)$, con

$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAa \mid bAa \\ A \rightarrow aAa \mid bAa \mid \varepsilon \end{array} \right.$$

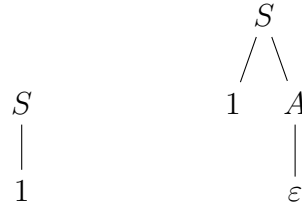


Figura 1.15: Árboles de derivación para 1 usando la Gramática del Ejercicio 1.1.9.

1. Describir el lenguaje generado por la gramática.

Tenemos que:

$$\mathcal{L}(G) = \{ua^n \mid n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}, u \in \{a, b\}^*, |u| = n\}$$

2. Demuestra que el lenguaje generado por la gramática no es regular, pero sí independiente del contexto.

Tenemos que es independiente del contexto, pero no sabemos si es regular o no. Para demostrar que no es regular, usamos el Lema de Bombeo. Para cada $n \in \mathbb{N}$, consideramos la palabra $z = b^n a^n$, con $|z| = 2n \geq n$. Entonces, para toda descomposición $z = uvw$ con $u, v, w \in \{a, b\}^*$, $|uv| \leq n$ y $|v| \geq 1$ se tiene que:

$$u = b^k, \quad v = b^l, \quad w = b^{n-k-l} a^n \quad \text{con } 0 \leq k + l \leq n, \quad l \geq 1$$

Entonces, para $i = 2$, tenemos que $uv^2w = b^{k+2l+n-k-l} a^n = b^{n+l} a^n \notin L$, ya que $n + l \neq n$. Por tanto, por el recíproco del Lema de Bombeo, el lenguaje no es regular.

3. Normaliza la gramática G en la Forma Normal de Greibach, y determina todas las derivaciones más a la izquierda para la cadena ab^2a^5 .

En primer lugar, vemos que todas las producciones son útiles. Buscamos ahora eliminar las producciones nulas. Para esto, vemos que la única producción variable anulable es A . Eliminando las producciones nulas, obtenemos las siguientes reglas de producción:

$$P = \begin{cases} S \rightarrow aAa \mid bAa \mid aa \mid ba \\ A \rightarrow aAa \mid bAa \mid aa \mid ba \end{cases}$$

Para que esté en forma normal de Greibach, necesitamos que todas las reglas sean de la forma $A \rightarrow a\alpha$, con $a \in T$, $\alpha \in V^*$. Por tanto, las producciones resultantes para que esté en forma normal de Greibach son:

$$P = \begin{cases} S \rightarrow aAC_a \mid bAC_a \mid aC_a \mid bC_a \\ A \rightarrow aAC_a \mid bAC_a \mid aC_a \mid bC_a \\ C_a \rightarrow a \end{cases}$$

Esta gramática, efectivamente, está en forma normal de Greibach. Para la cadena ab^2a^5 , las derivaciones más a la izquierda son:

$$S \Rightarrow aAC_a \Rightarrow abAC_aC_a \Rightarrow abbAC_aC_aC_a \Rightarrow abbaC_aC_aC_aC_a \Rightarrow abbaC_aC_aC_aC_a \Rightarrow ab^2a^5$$

Ejercicio 1.1.11. Obtener la forma normal de Greibach para la siguiente gramática:

$$G = \{\{S_1, S_2, S_3\}, \{a, b, c, d, e\}, S_1, P\}$$

donde:

$$P = \begin{cases} S_1 \rightarrow S_1 S_2 c \mid S_3 \mid S_3 b S_3 \\ S_2 \rightarrow S_1 S_1 \mid d \\ S_3 \rightarrow S_2 e \end{cases}$$

Vemos que esta gramática no tiene producciones nulas. Eliminamos las producciones unitarias. Para esto, vemos que las únicas producciones unitarias son $S_1 \rightarrow S_3$ y $S_3 \rightarrow S_2 e$. Por tanto, eliminamos estas producciones unitarias y obtenemos las siguientes reglas de producción:

$$P = \begin{cases} S_1 \rightarrow S_1 S_2 c \mid S_2 e \mid S_3 b S_3 \\ S_2 \rightarrow S_1 S_1 \mid d \\ S_3 \rightarrow S_2 e \end{cases}$$

Eliminamos ahora los símbolos terminales de las producciones que no son de la forma $A \rightarrow z$, $z \in T$. Para esto, introducimos variables auxiliares. Las producciones resultantes son:

$$P = \begin{cases} S_1 \rightarrow S_1 S_2 C_c \mid S_2 C_e \mid S_3 C_b S_3 \\ S_2 \rightarrow d \mid S_1 S_1 \\ S_3 \rightarrow S_2 C_e \\ C_b \rightarrow b \\ C_c \rightarrow c \\ C_e \rightarrow e \end{cases}$$

Eliminamos ahora las producciones de la forma $A \rightarrow B_1 B_2 \dots B_n$, con $n \geq 3$. Para esto, introducimos variables auxiliares. Las producciones resultantes son:

$$P = \begin{cases} S_1 \rightarrow S_1 D_1 \mid S_2 C_e \mid S_3 D_2 \\ S_2 \rightarrow d \mid S_1 S_1 \\ S_3 \rightarrow S_2 C_e \\ C_b \rightarrow b \\ C_c \rightarrow c \\ C_e \rightarrow e \\ D_1 \rightarrow S_2 C_c \\ D_2 \rightarrow C_b S_3 \end{cases}$$

Ejercicio 1.1.12. Pasar a forma normal de Greibach la gramática

$$\begin{cases} S \rightarrow AAA \mid B \\ A \rightarrow aA \mid B \\ B \rightarrow \varepsilon \end{cases}$$

Obtenemos en primer lugar las variables anulables, que son $H = \{S, B, A\}$. Como $S \in H$, tenemos que $\varepsilon \in \mathcal{L}(G)$. Tras eliminar las producciones nulas y añadir las producciones correspondientes, obtenemos las siguientes reglas de producción:

$$\begin{cases} S \rightarrow AAA \mid AA \mid A \mid B \\ A \rightarrow aA \mid a \mid B \end{cases}$$

Como B es una variable inútil, eliminamos las producciones que contienen a B y obtenemos las siguientes reglas de producción:

$$\begin{cases} S \rightarrow AAA \mid AA \mid A \\ A \rightarrow aA \mid a \end{cases}$$

Eliminamos ahora las producciones unitarias ($S \rightarrow A$), y obtenemos las siguientes reglas de producción:

$$\begin{cases} S \rightarrow AAA \mid AA \mid aA \mid a \\ A \rightarrow aA \mid a \end{cases}$$

Ejercicio 1.1.13. Determina si los siguientes lenguajes son regulares o independientes del contexto. Encuentra una gramática que los genere.

1. $L_1 = \{a^i b^j c^k \mid i, j \geq 0, k < i + j\}$

Veamos que no es regular usando el Lema de Bombeo. Para cada $n \in \mathbb{N}$, consideramos la palabra $z = a^n b^n c^{2n-1}$, con $|z| = 4n - 1 \geq n$. Entonces, para toda descomposición $z = uvw$ con $u, v, w \in \{a, b, c\}^*$, $|uv| \leq n$ y $|v| \geq 1$ se tiene que:

$$u = a^k, \quad v = a^l, \quad w = a^{n-k-l} b^n c^{2n-1} \quad \text{con } 0 \leq k + l \leq n, \quad l \geq 1$$

Entonces, para $i = 0$, tenemos que $uv^0w = a^{k+n-k-l} b^n c^{2n-1} = a^{n-l} b^n c^{2n-1} \notin L$, ya que:

$$2n - 1 < 2n - l \iff -1 < -l \iff l < 1$$

Por tanto, llegamos a una contradicción, por lo que L_1 no es regular. Veamos que es independiente del contexto. Para esto, vemos en el lenguaje descrito que, por cada c , hay un a o un b . Además, como la desigualdad es estricta, hay al menos un a o un b (o ambos) que no está balanceado con un c . Consideramos por tanto los siguientes lenguajes, que nos serán de ayuda:

- a) L_{aux} . Se da la igualdad. Cada c está balanceada con un a o un b , y cada a y cada b están balanceados con un c .
- b) L_{1a} . $k < i + j$. Cada c está balanceada con un a o un b . Cada b está balanceada con un c , y al menos un a no está balanceado con un c .
- c) L_{1b} . $k < i + j$. Cada c está balanceada con un a o un b . Cada a está balanceada con un c , y al menos un b no está balanceado con un c .
- d) L_{1ab} . $k < i + j$. Cada c está balanceada con un a o un b . Al menos un a no está balanceado con un c , y al menos un b no está balanceado con un c .

Vemos que $L_{1a} \cap L_{1b} \cap L_{1ab} = \emptyset$, y que $L_1 = L_{1a} \cup L_{1b} \cup L_{1ab}$. Veamos en primer lugar las gramáticas que generan cada uno de estos lenguajes:

Lenguaje auxiliar L_{aux}) Este lenguaje es:

$$L_{aux} = \{a^i b^j c^k \mid i, j, k \geq 0, k = i + j\}$$

Notemos que este es una primera aproximación, donde cada c está balanceada con un a o un b y, además, cada a y cada b están balanceados con un c . La gramática que genera este lenguaje es:

$$\begin{aligned} G_{aux} &= (V_{aux}, \{a, b, c\}, P_{aux}, S_{aux}) \\ V_{aux} &= \{S_{aux}, X_{aux}\} \\ P &= \begin{cases} S_{aux} \rightarrow aS_{aux}c \mid X_{aux} \\ X_{aux} \rightarrow bX_{aux}c \mid \varepsilon \end{cases} \end{aligned}$$

Esta gramática no nos es estrictamente necesaria, pero nos será de ayuda para obtener las gramáticas que generan los lenguajes L_{1a} , L_{1b} y L_{1ab} . Notemos que $S \rightarrow aSc$ genera un a balanceada con un c , y $X \rightarrow bXc$ genera un b balanceado con un c . Estas dos reglas habrán de mantenerse para que cada c esté balanceada con un a o un b .

Lenguaje L_{1a}) En este lenguaje, se mantiene que cada c está balanceada con un a o un b y que cada b está balanceada con un c . Sin embargo, al menos un a no está balanceado con un c . La gramática que genera este lenguaje es:

$$\begin{aligned} G_{1a} &= (V_{1a}, \{a, b, c\}, P_{1a}, S_{1a}) \\ V_{1a} &= \{S_{1a}, X_{1a}, A_{1a}\} \\ P_{1a} &= \begin{cases} S_{1a} \rightarrow aS_{1a}c \mid A_{1a}X_{1a} \\ X_{1a} \rightarrow bX_{1a}c \mid \varepsilon \\ A_{1a} \rightarrow aA_{1a} \mid a \end{cases} \end{aligned}$$

Lenguaje L_{1b}) En este lenguaje, se mantiene que cada c está balanceada con un a o un b y que cada a está balanceada con un c . Sin embargo, al menos un b no está balanceado con un c . La gramática que genera este lenguaje es:

$$\begin{aligned} G_{1b} &= (V_{1b}, \{a, b, c\}, P_{1b}, S_{1b}) \\ V_{1b} &= \{S_{1b}, X_{1b}, B_{1b}\} \\ P_{1b} &= \begin{cases} S_{1b} \rightarrow aS_{1b}c \mid X_{1b} \\ X_{1b} \rightarrow bX_{1b}c \mid B_{1b} \\ B_{1b} \rightarrow bB_{1b} \mid b \end{cases} \end{aligned}$$

Lenguaje L_{1ab}) En este lenguaje, se mantiene que cada c está balanceada con un a o un b . Sin embargo, al menos un a no está balanceado con un c y al menos un b no está balanceado con un c . La gramática que genera

este lenguaje es:

$$\begin{aligned} G_{1ab} &= (V_{1ab}, \{a, b, c\}, P_{1ab}, S_{1ab}) \\ V_{1ab} &= \{S_{1ab}, X_{1ab}, A_{1ab}, B_{1ab}\} \\ P_{1ab} &= \begin{cases} S_{1ab} \rightarrow aS_{1ab}c \mid A_{1ab}X_{1ab} \\ X_{1ab} \rightarrow bX_{1ab}c \mid B_{1ab} \\ A_{1ab} \rightarrow aA_{1ab} \mid a \\ B_{1ab} \rightarrow bB_{1ab} \mid b \end{cases} \end{aligned}$$

Como $L_1 = L_{1a} \cup L_{1b} \cup L_{1ab}$ y son disjuntos, la gramática que genera L_1 es la “unión” de las gramáticas que generan L_{1a} , L_{1b} y L_{1ab} , que describimos a continuación:

$$\begin{aligned} G &= (V, \{a, b, c\}, P, S) \\ V &= V_{1a} \cup V_{1b} \cup V_{1ab} \cup \{S\} \\ P &= P_{1a} \cup P_{1b} \cup P_{1ab} \cup \{S \rightarrow S_{1a} \mid S_{1b} \mid S_{1ab} \} \end{aligned}$$

A modo de resumen, y reduciendo el número de variables, la gramática que genera L_1 es:

$$\begin{aligned} G &= (V, \{a, b, c\}, P, S) \\ V &= \{S, A, B, X_{1a}, X_{1b}, X_{1ab}\} \\ P &= \begin{cases} S \rightarrow aSc \mid AX_{1a} \mid AX_{1ab} \mid X_{1b} \\ A \rightarrow aA \mid a \\ B \rightarrow bB \mid b \\ X_{1a} \rightarrow bX_{1a}c \mid \varepsilon \\ X_{1b} \rightarrow bX_{1b}c \mid B \\ X_{1ab} \rightarrow bX_{1ab}c \mid B \end{cases} \end{aligned}$$

Notemos además que esta gramática es no ambigua, por lo que L_1 no es inherentemente ambiguo. Además, como $\mathcal{L}(G) = L_1$, L_1 es independiente del contexto.

$$2. L_2 = \{(ab)^i c^j d \mid j = i - 1, i \geq 1\}$$

Opción 1) Usando de forma directa el Lema de Bombeo.

Veamos que no es regular usando el Lema de Bombeo. Para cada $n \in \mathbb{N}$, consideramos la palabra $z = (ab)^n c^{n-1} d$, con $|z| = 2n + n - 1 + 1 = 3n \geq n$. Entonces, para toda descomposición $z = uvw$ con $u, v, w \in \{a, b, c\}^*$, $|uv| \leq n$ y $|v| \geq 1$, hay varias posibilidades:

- $u = (ab)^k$, $v = (ab)^l$ y $w = (ab)^{n-k-l} c^{n-1} d$ con $0 \leq 2k + 2l \leq n$, $l \geq 1$.
- $u = (ab)^k$, $v = (ab)^l a$ y $w = b(ab)^{n-k-l-1} c^{n-1} d$ con $0 \leq 1 + 2k + 2l \leq n$, $l \geq 0$.
- $u = (ab)^k a$, $v = b(ab)^l$ y $w = (ab)^{n-k-l-1} c^{n-1} d$ con $0 \leq 2 + 2k + 2l \leq n$, $l \geq 0$.

- $u = (ab)^k a$, $v = b(ab)^l a$ y $w = b(ab)^{n-k-l-2} c^{n-1} d$ con $0 \leq 3+2k+2l \leq n$, $l \geq 0$.

Como vemos, hay muchas casuísticas a considerar, por lo que consideramos la siguiente opción.

Opción 2) Empleando que, si L_2 es regular, entonces L_2^{-1} es regular.

Supongamos por reducción al absurdo que L_2 es regular. Entonces, L_2^{-1} es regular, que es:

$$L_2^{-1} = \{dc^j(ab)^i \mid j = i - 1, i \geq 1\}$$

Veamos que L_2^{-1} no es regular usando el Lema de Bombeo. Para cada $n \in \mathbb{N}$, consideramos la palabra $z = dc^{n-1}(ab)^n$, con $|z| = 1 + n - 1 + 2n = 3n \geq n$. Entonces, para toda descomposición $z = uvw$ con $u, v, w \in \{a, b, c\}^*$, $|uv| \leq n$ y $|v| \geq 1$, hay varias posibilidades:

- a) $u = dc^k$, $v = c^l$ y $w = c^{n-1-k-l}(ab)^n$ con $0 \leq 1 + k + l \leq n$, $l \geq 1$.

En este caso, si $i = 2$, tenemos que:

$$uv^2w = dc^k c^{2l} c^{n-1-k-l}(ab)^n = dc^{k+2l+n-1-k-l}(ab)^n = dc^{n+l-1}(ab)^n \notin L_2^{-1}$$

ya que $n + l - 1 \neq n - 1$ puesto que $l \geq 1$.

- b) $u = \varepsilon$, $v = dc^{n-1}$ y $w = (ab)^n$.

En este caso, si $i = 0$, tenemos que:

$$uv^0w = (ab)^n \notin L_2^{-1}$$

puesto que no comienza por d .

Por tanto, por el recíproco del Lema de Bombeo, L_2^{-1} no es regular, llegando a una contradicción y por tanto L_2 no es regular.

La gramática que genera L_2 es:

$$\begin{aligned} G &= (V, \{a, b, c, d\}, P, S) \\ V &= \{S, A, B, C\} \\ P &= \begin{cases} S \rightarrow Xd \\ X \rightarrow abXc \mid ab \end{cases} \end{aligned}$$

Notemos que la producción $X \rightarrow ab$ provoca ese par ab que no está balanceado con un c . Por tanto, esta gramática genera L_2 , y como se trata de una gramática independiente del contexto, L_2 es independiente del contexto.

3. $L_3 = \{ab^i cd^j \mid j = 2 \cdot i, 1 \leq i \leq 10\}$

Dado $z \in L_3$, tenemos que:

$$|z| \leq |ab^{10} cd^{20}| = 1 + 10 + 1 + 2 \cdot 20 = 52$$

Por tanto, se trata de un lenguaje finito, y por tanto regular. Sea este lenguaje:

$$L_3 = \{ab^1 cd^2, ab^2 cd^4, ab^3 cd^6, ab^4 cd^8, ab^5 cd^{10}, ab^6 cd^{12}, ab^7 cd^{14}, ab^8 cd^{16}, ab^9 cd^{18}, ab^{10} cd^{20}\}$$

Por tanto, la gramática que genera L_3 es:

$$\begin{aligned} G &= (V, \{a, b, c, d\}, P, S) \\ V &= \{S\} \\ P &= \{S \rightarrow ab^i cd^{2i} \mid i = 1, 2, \dots, 10\} \end{aligned}$$

Elige una de ellas que sea independiente del contexto y pásala a forma normal de Chomsky.

Consideramos la gramática que genera L_2 :

$$\begin{aligned} G &= (V, \{a, b, c, d\}, P, S) \\ V &= \{S, A, B, C\} \\ P &= \begin{cases} S \rightarrow Xd \\ X \rightarrow abXc \mid ab \end{cases} \end{aligned}$$

Eliminamos en lugar los símbolos terminales de las producciones que no son de la forma $A \rightarrow z$, $z \in T$. Para esto, introducimos variables auxiliares. La gramática resultante es:

$$\begin{aligned} G &= (V, \{a, b, c, d\}, P, S) \\ V &= \{S, A, B, C, X_1, X_2\} \\ P &= \begin{cases} S \rightarrow XC_d \\ X \rightarrow C_a C_b X C_c \mid C_a C_b \\ C_a \rightarrow a \\ C_b \rightarrow b \\ C_c \rightarrow c \\ C_d \rightarrow d \end{cases} \end{aligned}$$

Para eliminar las producciones de la forma $A \rightarrow B_1 B_2 \dots B_n$, con $n \geq 3$, introducimos variables auxiliares. La gramática resultante es:

$$\begin{aligned} G &= (V, \{a, b, c, d\}, P, S) \\ V &= \{S, A, B, C, X_1, X_2\} \\ P &= \begin{cases} S \rightarrow XC_d \\ X \rightarrow C_a D_1 \mid C_a C_b \\ D_1 \rightarrow C_b D_2 \\ D_2 \rightarrow XC_c \\ C_a \rightarrow a \\ C_b \rightarrow b \\ C_c \rightarrow c \\ C_d \rightarrow d \end{cases} \end{aligned}$$

Ejercicio 1.1.14. Dadas las siguientes gramáticas determinar si son ambiguas y, en caso de que lo sean, determinar una gramática no ambigua que genere el mismo lenguaje.

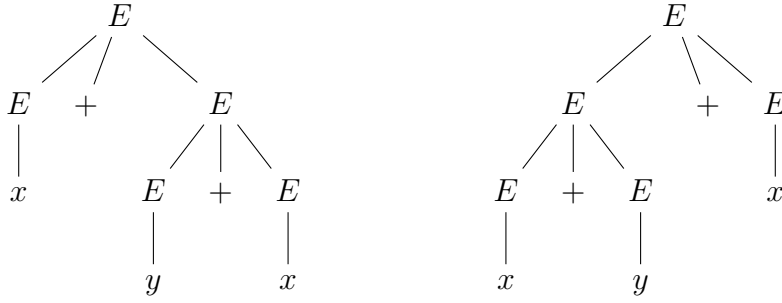


Figura 1.16: Árboles de derivación para $x + y + x$ usando la Gramática del Ejercicio 1.1.14.

1. $E \rightarrow E + E \mid E * E \mid (E) \mid x \mid y$ (alfabeto de símbolos terminales $\{x, y, +, *, (,)\}$ y símbolo inicial E).

Esta gramática es ambigua. Por ejemplo, la palabra $x + y + x$ tiene dos árboles de derivación, como se muestra en la Figura 1.16.

2. $S \rightarrow SS + \mid SS * \mid x \mid y$ (alfabeto de símbolos terminales $\{x, y, +, *\}$ y símbolo inicial S)

Ejercicio 1.1.15. Una gramática independiente del contexto generalizada es una gramática en el que las producciones son de la forma $A \rightarrow r$ donde r es una expresión regular de variables y símbolos terminales. Una gramática independiente del contexto generalizada representa una forma compacta de representar una gramática con todas las producciones $A \rightarrow \alpha$, donde α es una palabra del lenguaje asociado a la expresión regular r y $A \rightarrow r$ es una producción de la gramática generalizada. Observemos que esta gramática asociada puede tener infinitas producciones, ya que una expresión regular puede representar un lenguaje con infinitas palabras. El concepto de lenguaje generado por una gramática generalizada se define de forma análoga al de las gramáticas independientes del contexto, pero teniendo en cuenta que ahora puede haber infinitas producciones. Demostrar que un lenguaje es independiente del contexto si y solo si se puede generar por una gramática generalizada.

Demostraremos por doble implicación.

\Rightarrow) Supongamos que L es independiente del contexto. Entonces, existe una gramática independiente del contexto $G = (V, T, P, S)$ que genera L . Como es independiente del contexto, cada regla de producción será de la forma:

$$A \rightarrow \alpha, \quad \text{con } A \in V, \alpha \in (V \cup T)^*$$

Como α es una sucesión de variables y símbolos terminales, podemos considerar que α es una expresión regular. Por tanto, G es una gramática generalizada.

\Leftarrow) Supongamos que L es generado por una gramática generalizada $G = (V, T, P, S)$. Entonces, cada regla de producción será de la forma:

$$A \rightarrow r, \quad \text{con } A \in V, r \text{ expresión regular}$$

Para cada una de las reglas de producción, distinguimos casos:

- Si $r = \emptyset$, eliminamos esa regla de producción.
- Si $r = \varepsilon$, esta es una regla aceptada en una gramática independiente del contexto.
- Si $r = a$, con $a \in T$, esta es una regla aceptada en una gramática independiente del contexto.
- Si $r = s + t$, con s, t expresiones regulares, entonces la eliminamos y añadimos la regla $A \rightarrow s \mid t$.
- Si $r = st$, con s, t expresiones regulares, entonces la eliminamos y añadimos las variables auxiliares $\{A_1, A_2\}$ y las reglas $A \rightarrow A_1 A_2$, $A_1 \rightarrow s$, $A_2 \rightarrow t$.
- Si $r = s^*$, con s expresión regular, entonces la eliminamos y añadimos la variable auxiliar $\{B\}$ y las reglas $A \rightarrow B$, $B \rightarrow sB \mid \varepsilon$, donde la B ha sido necesaria para asegurarse de que se cumple la clausura de Kleene.

Tras aplicar el algoritmo por primera vez, llegamos a otra gramática generalizada, a la que le volvemos a aplicar el algoritmo. Repitiendo este proceso, llegamos a una gramática independiente del contexto que genera L , por lo que L es independiente del contexto.

Ejercicio 1.1.16. Demostrar que los siguientes lenguajes son independientes del contexto:

1. $L_1 = \{u\#w \mid u^{-1} \text{ es una subcadena de } w, u, w \in \{0, 1\}^*\}$.

Sea $z \in L_1$. Entonces, $z = u\#v_1u^{-1}v_2$, con $u, v_1, v_2 \in \{0, 1\}^*$. Consideramos ahora la gramática $G = (V, \{0, 1, \#\}, P, S)$, con:

$$V = \{S, A, B\}$$

$$P = \begin{cases} S \rightarrow S0 \mid S1 \mid A \\ A \rightarrow 0A0 \mid 1A1 \mid B \\ B \rightarrow B0 \mid B1 \mid \# \end{cases}$$

Notemos que:

- a) La variable S genera Av_2 .
 - b) La variable A genera $uBu^{-1}v_2$.
 - c) La variable B genera $u\#v_1u^{-1}v_2$.
2. $L_2 = \{u_1\#u_2\#\dots\#u_k \mid k \in \mathbb{N} \setminus \{0\}, \text{ cada } u_i \in \{0, 1\}^*, \text{ y para algún } i, j \text{ se tiene que } u_i = u_j^{-1}\}$

Ejercicio 1.1.17. Sobre el alfabeto $\{0, 1\}$ dar una gramática no ambigua que genere todas las palabras en las que el número de 0s es el doble que el de 1s.

Ejercicio 1.1.18. Sea el lenguaje $L = \{u\#vu, v \in \{0, 1\}^*, u \neq v\}$. Demostrar que L es independiente del contexto.

Ejercicio 1.1.19. Demostrar que si una gramática G está en forma normal de Chomsky, entonces si $w \in L(G)$ el número de pasos de derivación de toda generación de esta palabra es $2|w| - 1$.

Ejercicio 1.1.20. Dar gramáticas independientes del contexto no ambiguas para los siguientes lenguajes sobre el alfabeto $\{0, 1\}$:

1. El conjunto de palabras w tal que en todo prefijo de w el número de 0s es mayor o igual que el número de 1s.
2. El conjunto de palabras w en las que el número de 0s es mayor o igual que el número de 1s.

Ejercicio 1.1.21. Sea $L = \{0^i 1^j 0^k \mid i \neq j, 2i \neq j\}$. Demostrar que L es independiente del contexto.

Ejercicio 1.1.22. Supongamos el conjunto de símbolos terminales $T = \{\text{if, condicion, then, else, } a := 1\}$, el alfabeto de variables $V = \{\langle \text{SENT} \rangle, \langle \text{IF - THEN} \rangle, \langle \text{IF - THEN - ELSE} \rangle, \langle \text{ASIG} \rangle\}$, y las producciones:

$$\left\{ \begin{array}{l} \langle \text{SENT} \rangle \rightarrow \langle \text{ASIG} \rangle \mid \langle \text{IF - THEN} \rangle \mid \langle \text{IF - THEN - ELSE} \rangle \\ \langle \text{IF - THEN} \rangle \rightarrow \text{if condicion then} \langle \text{SENT} \rangle \\ \langle \text{IF - THEN - ELSE} \rangle \rightarrow \text{if condicion then} \langle \text{SENT} \rangle \text{else} \langle \text{SENT} \rangle \\ \langle \text{ASIG} \rangle \rightarrow a := 1 \end{array} \right.$$

Suponiendo que el símbolo inicial es $\langle \text{SENT} \rangle$, demostrar que la gramática es ambigua. Dar una gramática no ambigua que genere el mismo lenguaje.

1.1.1. Preguntas Tipo Test

Se pide discutir la veracidad o falsedad de las siguientes afirmaciones:

1. Si un lenguaje de tipo 2 viene generado por una gramática ambigua, siempre puedo encontrar una gramática no ambigua que genere el mismo lenguaje.
2. En una gramática de tipo 2 ambigua no puede existir una palabra generada con un único árbol de derivación.
3. Dada una gramática independiente del contexto, siempre se puede construir una gramática sin transiciones nulas ni unitarias que genere exactamente el mismo lenguaje que la gramática original.
4. Una gramática independiente del contexto es ambigua si existe una palabra que puede ser generada con dos cadenas de derivación distintas.
5. Un lenguaje inherentemente ambiguo puede ser generado por una gramática ambigua.
6. El lenguaje de las palabras sobre $\{0, 1\}$ con un número impar de ceros es independiente del contexto.
7. Si en una producción de una gramática independiente del contexto, uno de los símbolos que contiene es útil, entonces la producción es útil.
8. Todo árbol de derivación de una palabra en una gramática independiente del contexto está asociado a una única derivación por la izquierda.

9. Para poder aplicar el algoritmo que hemos visto para transformar una gramática a forma normal de Greibach, la gramática tiene que estar en forma normal de Chomsky necesariamente.
10. Sólo hay una derivación por la derecha asociada a un árbol de derivación.
11. Si una gramática independiente del contexto no tiene producciones nulas ni unitarias, entonces si u es una palabra de longitud n generada por la gramática, su derivación se obtiene en un número de pasos no superior a $2n - 1$.
12. Cada árbol de derivación de una palabra en una gramática de tipo 2, tiene asociada una única derivación por la izquierda de la misma.
13. Existe un lenguaje con un número finito de palabras que no puede ser generado por una gramática libre de contexto.
14. La gramática compuesta por las reglas de producción $S \rightarrow AA$, $A \rightarrow aSa$, $A \rightarrow a$ no es ambigua.
15. Para poder aplicar el algoritmo que transforma una gramática en forma normal de Greibach es necesario que la gramática esté en forma normal de Chomsky.
16. Un lenguaje libre de contexto es inherentemente ambiguo si existe una gramática ambigua que lo genera.
17. La gramática compuesta por las reglas de producción $S \rightarrow A$, $A \rightarrow aSa$, $A \rightarrow a$ es ambigua.
18. Para generar una palabra de longitud n en una gramática en forma normal de Chomsky hacen falta exactamente $2n - 1$ pasos de derivación.
19. Es imposible que una gramática esté en forma normal de Chomsky y Greibach al mismo tiempo.
20. En una gramática independiente del contexto, si una palabra de longitud n es generada, entonces el número de pasos de derivación que se emplean debe de ser menor o igual a $2n - 1$.
21. El algoritmo que pasa una gramática a forma normal de Greibach produce siempre el mismo resultado con independencia de cómo se numeren las variables.
22. La gramática compuesta por las siguientes reglas de producción $\{S \rightarrow A \mid BA \mid SS, B \rightarrow a \mid b, A \rightarrow a\}$ es ambigua.
23. Si una palabra de longitud n es generada por una gramática en forma normal de Greibach, entonces lo es con n pasos de derivación exactamente.
24. En una gramática independiente del contexto puede existir una palabra que es generada con dos derivaciones por la izquierda distintas que tienen el mismo árbol de derivación.

25. Una gramática independiente del contexto genera un lenguaje que puede ser representado por una expresión regular.
26. Para cada autómata finito no determinista M existe una gramática independiente de contexto G tal que $L(M) = L(G)$.
27. Para que un autómata con pila sea determinista es necesario que no tenga transiciones nulas.
28. El algoritmo que pasa una gramática a forma normal de Greibach produce siempre el mismo resultado con independencia de cómo se numeren las variables.
29. El conjunto de cadenas generado por una gramática independiente del contexto en forma normal de Greibach puede ser reconocido por un autómata finito no determinista con transiciones nulas.
30. La intersección de dos lenguajes regulares da lugar a un lenguaje independiente del contexto.
31. Si L_1 y L_2 son independientes del contexto, no podemos asegurar que $L_1 \cap L_2$ también lo sea.