1| Eliminar símbolos y producciones inútiles

b) $S \to aB \quad A \to bcCCC \mid dA \quad B \to e$

$C \to fA \quad D \to Dgh$

*Si no se dice nada, V = todas las mayúsculas que aparezcan: $V = \{S, A, B, C, D\}$
y T = todas las minúsculas que aparezcan: $T = \{a, b, c, d, e, f, g, h\}$

• Paso 1: Elimino todas las variables que no pueden alcanzar símbolos terminales.

- V_t = variables que alcanzan terminales.

• 1º) Busco producciones $X \to u$ $(u \in T^*)$, y añado X a V_t.

$B \to e \quad : V_t = \{B\}$

• 2º) Si $X \to \alpha$ y TODAS las variables de α están en V_t, añado X a V_t.

$S \to aB$ ✓ → Añado S a V_t: $V_t = \{B, S\}$

Como V_t ha cambiado, vuelvo a mirar todas las reglas de variables que no estén añadidas a V_t.

$A \to bcCCC$ → No añado A (de momento)
$\notin V_t \notin V_t \notin V_t$

$A \to dA \notin V_t$
$C \to fA \notin V_t$ → No añado C (de momento)
$D \to Dgh$ → No añado D (de momento)
$\notin V_t$

No me quedan reglas que recorrer. V_t no se ha modificado. Termina el algoritmo.

→ VARIABLES QUE NO ALCANZAN TERMINALES:

$V - V_t = \{A, C, D\}$ → Elimino estos símbolos y las reglas donde aparecen.

$S \to aB \quad \cancel{A \to bcCCC \mid dA} \quad B \to e$

$\cancel{C \to fA} \quad \cancel{D \to Dgh}$

* Nuevas reglas:

$S \to aB \qquad B \to e$

• Paso 2: Elimino símbolos que no se pueden alcanzar desde S.
Obtengo los alcanzables mediante algoritmo de búsqueda (IA)

J: Variables por analizar obtenidas (= abiertos)

V_S: Variables obtenidas y analizadas (= cerrados)

T_S: Terminales obtenidos

Cálculo	J (abiertos)	V_S (cerrados)	T_S
–	S	$\emptyset$	$\emptyset$
S: S → aB (Pasa a V_S; Pasa a T_S; Pasa a J)	B	S	a
B: B → e	$\emptyset$	S, B	a, e

No me quedan variables por analizar. Termina el algoritmo.

$V_S = \{S, B\}$

$T_S = \{a, e\}$

⇒ Variables no alcanzables desde S: $V_t - V_S = \emptyset$

Terminales no alcanzables desde S: $T - T_S = \{b, c, d, f, g, h\}$

Eliminamos todas las producciones en las que aparezcan.

- En este caso no salen variables a eliminar, por lo que no se quitan más reglas.
- Sí salen terminales a eliminar, pero no aparecen en ninguna regla de las que quedaban. Por tanto, no se refleja en las producciones, pero la nueva gramática generada (V', T', P', S) tendrá los conjuntos $V' = \{S, B\}$, $T' = \{a, e\}$ (desaparecen el resto de variables y terminales).

→ Gramática resultante: $S \to aB \qquad B \to e$

c) $S \to a \mid aA \mid B \mid C \quad A \to aB \mid \varepsilon \quad B \to Aa$

$C \to bCD \quad D \to ccc$

• 1- Elimino variables que no alcanzan terminales.

$S \to a \quad A \to \varepsilon \quad D \to ccc \to V_t = \{S, A, D\}$

*OJO! Alcanzar terminales se refiere a cualquier nº de terminales, incluido 0. Tanto $a, \varepsilon, ccc \in T^* = \{a,b,c,d\}^*$.

$B \to Aa \to V_t = \{S, A, D, B\}$

V_t ya no cambia. Ya no quedan más reglas que se puedan añadir.

*OJO! $C \to bCD$ no se añade, aunque $D \in V_t$, C no! (TODAS tienen que estar en V_t)

$\notin V_t \quad \in V_t$

$\to V_t = \{S, A, B, D\}$, $V - V_t = \{C\}$. Elimino.

$S \to a \mid aA \mid B \quad A \to aB \mid \varepsilon \quad B \to Aa$

$D \to ccc$

• 2- Elimino símbolos inalcanzables desde S

Evalúo	J (abiertos)	V_s (cerrados)	T_s

–	S	$\emptyset$	$\emptyset$
$S: S \to a \mid aA \mid b$	A	S	a, b
$A: A \to aB \mid \varepsilon$	B	S, A	a, b
$B: B \to aA$	$\emptyset$	S, A, B	a, b

* A ya está en Vs (cerrados) No lo añado de nuevo.

* ε no se añade, la palabra vacía no es símbolo de T
No confundir T (ahora) con T* (antes)

$\rightarrow V_S = \{S, A, B\}$ $V_t - V_S = \{D\}$

$T_S = \{a, b\}$ $T - T_S = \{c\}$. Elimino.

Gramática final: $S \to a \mid aA \mid B$

$A \to aB \mid \varepsilon$

$B \to Aa$

d) $S \to aAb \quad A \to ccC \quad B \to dd \mid D$
$C \to ae \quad D \to f \quad U \to gW \quad W \to h$

→ 1- Símbolos que no alcanzan terminales.

•) $B \to dd \quad C \to ae \quad D \to f \quad W \to h \quad \to V_t = \{B, C, D, W\}$

•) $A \to ccC \quad U \to gW \qquad V_t = \{B, C, D, W, A, U\}$

•) $S \to aAb \qquad V_t = \{B, C, D, W, A, U, S\}$

No quedan más variables que añadir

→ $V_t = \{A, B, C, D, U, W\}$ y $V - V_t = \emptyset$ ⇒ No se elimina nada.

→ 2- Símbolos inalcanzables desde S

Evalúo	J (abiertos)	V_s (cerrados)	T_s
–	S	$\emptyset$	$\emptyset$
S: $S \to aAb$	A	S	a, b
A: $A \to ccC$	C	S, A	a, b, c
C: $C \to ae$	$\emptyset$ FIN	S, A, C	a, b, c, e

→ $V_s = \{S, A, C\} \qquad V_t - V_s = \{B, D, U, W\}$

$T_s = \{a, b, c, e\} \qquad T - T_s = \{d, f, g, h\}$

→ Gramática final: $S \to aAb \quad A \to ccC \quad C \to ae$

e) $S \to a \mid aA \mid B \quad A \to aB \mid \varepsilon \quad B \to Aa \quad D \to ddd$

1 – Símbolos que no alcanzan terminales.

$S \to a \quad A \to \varepsilon \quad D \to ddd \qquad V_t = \{S, A, D\}$

$B \to Aa \qquad V_t = \{S, A, D, B\}$

No hay más que añadir

$\to V_t = \{S, A, B, D\}$ y $V - V_t = \emptyset \Rightarrow$ No elimino nada.

2 - Símbolos inalcanzables desde S.

Evalúo	J (abiertos)	V_s (cerrados)	T_s
–	S	$\emptyset$	$\emptyset$
$S: S \to a$	$\emptyset$ FIN	S	a

$\to V_s = \{S\}$, $T_s = \{a\}$

$V_T - V_s = \{A, B, D\}$ y $T - T_s = \{d\}$. Elimino.

Gramática final: $S \to a$

f) $S \to A \mid AA \mid AAA$ $\quad A \to ABa \mid ACa \mid a$

$B \to ABa \mid Ab \mid \varepsilon$ $\quad C \to Cab \mid CC$

$D \to CD \mid Cd \mid CEa$ $\quad E \to b$

1- Variables que no alcanzan terminales.

$A \to a \quad B \to \varepsilon \quad E \to b$ $\qquad V_t = \{A, B, E\}$

$S \to A$ $\qquad V_t = \{A, B, E, S\}$

Ya no puedo añadir más.

*OJO! De nuevo $D \to CEa$ no vale porque $C \notin V_t$ y tienen que estar TODAS.

$E \notin V_t$ $\in V_t$

$V_t = \{A, B, E, S\}$, $V - V_t = \{C, D\}$. Las elimino:

$S \to A \mid AA \mid AAA$ $\quad A \to ABa \mid a$

$B \to ABa \mid Ab \mid \varepsilon$ $\quad E \to b$

2- Elimino símbolos inalcanzables desde S.

Evalúo	J (abiertos)	V_S (cerrados)	T_S
–	S	$\emptyset$	$\emptyset$
$S\ (S \to A \mid AA \mid AAA)$	A	S	$\emptyset$
$A\ (A \to ABa \mid a)$	B *A no se añade (ya está en V_S)	S, A	a
$B\ (B \to ABa \mid Ab \mid \varepsilon)$	$\emptyset$	S, A, B	a, b

$\rightarrow V_S = \{A, B\}$, $T_S = \{a, b\}$

$V_T - V_S = \{E\}$, $T - T_S = \emptyset$. Elimino.

Gramática final: $S \rightarrow A \mid AA \mid AAA$

$A \rightarrow ABa \mid a$

$B \rightarrow ABa \mid Ab \mid \varepsilon$

2] Eliminar producciones nulas

a) $S \to aA \mid bA \mid a \quad A \to aA \mid bAb \mid \varepsilon$

* Una producción es nula si es de la forma $X \to \varepsilon$
No se puede eliminar directamente porque el lenguaje cambiaría. Además de eliminar, hay que crear nuevas reglas donde se anula X.

1- Calculamos variables anulables. X es anulable si
$X \to \cdots \to \varepsilon$
H = conjunto de variables anulables.
•) Si $X \to \varepsilon$, añado X a H
•) Si $X \to X_1 \cdots X_N$ y todas las $X_i \in H$, añado X a H

- $A \to \varepsilon \quad \Rightarrow H = \{A\}$
- Como no hay reglas $X \to X_1 \cdots X_N$, no se añade nada más

$\Rightarrow H = \{A\}$

2- Eliminamos todas las producciones nulas
(en este caso, solo $A \to \varepsilon$)

3- Compenso variables anulables:

- Si tengo $A \to \alpha_1 \dots \alpha_i X \alpha_j \dots \alpha_N$ y X es anulable, añado una nueva regla $A \to \alpha_1 \dots \alpha_i \alpha_j \alpha_N$ (sin la X)

$\Rightarrow$ GRAMÁTICA FINAL:

$S \to aA \mid bA \mid a \qquad A \to aA \mid bAb \mid \cancel{\varepsilon}$

AÑADO:

$S \to a \qquad S \to b \qquad A \to a \qquad A \to bb$

REPETIDO

$\to$ RESULTADO FINAL:

$S \to aA \mid bA \mid a \mid b$

$A \to aA \mid bAb \mid a \mid bb$

d) $S \to AB \quad A \to aA \mid abB \mid aCa$

$B \to bA \mid BB \mid \varepsilon \quad C \to \varepsilon \quad D \to dB \mid BCB$

1- Variables anulables

·) $B \to \varepsilon \quad C \to \varepsilon \qquad H = \{B, C\}$

·) $D \to BCB \qquad H = \{B, C, D\}$

No queda ninguna $X \to X_1 \dots X_n$ con todas las $X_i \in H$.

$\Rightarrow H = \{B, C, D\}$

2- Eliminamos producciones nulas y compensamos variables anulables:

$S \to AB \quad A \to aA \mid abB \mid aCa$

$B \to bA \mid BB^{*} \mid \cancel{\varepsilon} \quad C \to \cancel{\varepsilon}$

$D \to dB \mid BCB$

Añado:

$S \to A$ $A \to ab$ $A \to aa$

* $B \to B$ (esta se puede omitir, es redundante y provoca ambigüedad)

$D \to d$ * $D \to BC \mid CB \mid BB \mid B \mid C$

(todas las posibles combinaciones de omitir símbolos anulables, salvo $D \to \varepsilon$)

Resultado final:

$S \to AB \mid A$

$A \to aA \mid abB \mid aCa \mid ab \mid aa$

$B \to bA \mid BB$

$D \to dB \mid BCB \mid d \mid BC \mid CB \mid BB \mid B \mid C$

3/ Eliminar producciones unitarias

a) $S \to CBa \mid D \qquad A \to bbC$

$B \to Sc \mid ddd \qquad C \to eA \mid f \mid C$

$D \to E \mid SABC \qquad E \to gh$

1- Si hubiera producciones nulas, las eliminamos primero usando el algoritmo anterior. En este caso no hay.

2- Queremos eliminar producciones de la forma $A \to B$.

·) Si tenemos $B \to \alpha$, tendremos que añadir $A \to \alpha$.

·) Si $A \to B$ y $B \to C$ y tenemos $C \to \alpha$, tendremos que añadir $A \to \alpha$ y $B \to \alpha$ (como si tuviéramos una $A \to C$ también)

Para ello: $H = \{(X,Y)$ tales que $X \to \cdots \to Y$ solo mediante producciones unitarias$\}$

·) Si tengo $A \to B$, añado (A,B) a H.

·) Si (A,B) y $(B,C) \in H$, añado (A,C) a H.

*) $S \to D \quad D \to E \quad \to H = \{(S,D), (D,E)\}$

*$C \to C$ (se puede eliminar directamente, no aporta nada y provoca ambigüedad)

*) Completamos H:

$H = \{(S,D), (D,E), (S,E)\}$

3- Eliminamos las producciones unitarias y compensamos:

$S \to CBa \mid \cancel{D}$ $\quad A \to bbG$ $\quad B \to Sc \mid ddd$

$G \to eA \mid f \mid \cancel{\lambda}$ $\quad D \to \cancel{E} \mid SABC$ $\quad E \to gh$

- Añadimos de $(S,D) \in H$:

  $S \to SABC$

- Añadimos de $(D,E) \in H$:

  $D \to gh$

- Añadimos de $(S,E) \in H$:

  $S \to gh$

Gramática final:

$S \to CBa \mid SABC \mid gh$ $\quad A \to bbG$ $\quad B \to Sc \mid ddd$

$G \to eA \mid f$ $\quad D \to SABC \mid gh$ $\quad E \to gh$

b) $S \to Aa \mid Ba \mid B \quad A \to Aa \mid \varepsilon$

$B \to aA \mid BB \mid \varepsilon$

Tiene producciones nulas. Las eliminamos primero (como en el Ej. 2)

- Anulables: $H = \{A, B, S\}$ $(A \to \varepsilon, B \to \varepsilon$ y $S \to B)$

- Eliminamos producciones nulas y compensamos.

(*) $S \to Aa \mid Ba \mid B \mid a \quad A \to Aa \mid a$

$B \to aA \mid BB \mid a \mid B$

*OJO!! $S \in H$, luego S es anulable. Esto quiere decir que $S \to \dots \to \varepsilon$, pero en (*) se ha perdido al eliminar las producciones nulas. Para recuperarla se añade un nuevo símbolo inicial S_0 con $S_0 \to \varepsilon$ y $S_0 \to S$.

$$\Rightarrow \begin{array}{l} S_0 \to S \mid \varepsilon \\ S \to Aa \mid Ba \mid B \mid a \\ A \to Aa \mid a \\ B \to aA \mid BB \mid a \mid B \end{array}$$

Ahora eliminamos las unitarias.

1- Construimos H con las reglas unitarias

$S_0 \rightarrow S \quad S \rightarrow B \qquad \Rightarrow H = \{(S_0, S), (S, B)\}$

$B \rightarrow B$ (la eliminamos directamente)

2- Completamos H :

$H = \{(S_0, S), (S, B), (S_0, B)\}$

3- Eliminamos producciones unitarias y compensamos :

$S_0 \rightarrow \cancel{S} \mid \varepsilon$

$S \rightarrow Aa \mid Ba \mid \cancel{B} \mid a$

$A \rightarrow Aa \mid a$

$B \rightarrow aA \mid BB \mid a \mid \cancel{B}$

• Añadimos de $(S_0, S) \in H$

$S_0 \rightarrow Aa \mid Ba \mid a$

• Añadimos de $(S_0, B) \in H$

$S_0 \rightarrow aA \mid BB \mid a$

• Añadimos de $(S, B) \in H$:

$S \rightarrow aA \mid BB \mid a$

⇒ GRAMÁTICA FINAL:

$S_0 \rightarrow \varepsilon \mid Aa \mid Ba \mid a \mid aA \mid BB$

$S \rightarrow Aa \mid Ba \mid a \mid aA \mid BB$

$A \rightarrow Aa \mid a$

$B \rightarrow aA \mid BB \mid a$

4] Pasar a Forma Normal de Chomsky (FNC) y Forma Normal de Greibach (FNG).

a) $S \rightarrow AB \mid CA \quad A \rightarrow a \quad B \rightarrow BC \mid AB$
$C \rightarrow aB \mid b$

* FORMA NORMAL DE CHOMSKY

Todos las producciones tienen la forma
$A \rightarrow BC$ o $A \rightarrow a$.

- Algoritmo para FNC:

1- Se aplica a gramáticas sin producciones nulas ni unitarias. Si las hubiera, se aplican los algoritmos anteriores para eliminarlos. En este caso no hay.

*OJO! No se dice nada de los inútiles. No hace falta eliminarlos para este algoritmo, aunque siempre es recomendable hacerlo, porque se simplifica. En este caso, eliminando inútiles (la B) sale FNC directamente. Lo hago sin eliminar para que se vea el algoritmo.

2- Si tengo reglas del tipo
$A \rightarrow \underline{\text{lo que sea}}\ a \underline{\qquad}$ y $a \in T$:

·) Añado una Variable C_a y la regla $C_a \rightarrow a$.

•) Cambio la regla $A \to \_\_ a \_\_$ por $A \to \_\_ C_a \_\_$

$S \to AB | CA \quad A \to a \quad B \to BC | AB$

$C \to aB | b$

$C \to C_a B \quad C_a \to a$

→ Nueva gramática:

$S \to AB | CA \quad A \to a \quad B \to BC | AB$

$C \to C_a B | b \quad C_a \to a$

3 - Si tengo $X \to X_1 \dots X_n$ y $n \geq 3$, añadimos nuevas variables D_i para reescribir $X \to X_1 \dots X_n$ en función de dos variables:

$X \to X_1 D_1 \quad D_1 \to X_2 D_2 \quad \dots \quad D_{n-2} \to X_{n-1} X_n$

(si desarrollamos obtenemos la regla de antes $X \to X_1 \dots X_n$).

En este caso, la gramática no tiene producciones con más de dos variables, así que no hay nada que cambiar.

→ Gramática final (FNC): $\begin{cases} S \to AB | CA \quad A \to a \quad B \to BC | AB \\ C \to C_a B | b \quad C_a \to a. \end{cases}$

* FORMA NORMAL DE GREIBACH

Todas las producciones son de la forma

$A \rightarrow a\alpha$, con $a \in T$, $\alpha \in V^*$ (α = cualquier nº de variables, incluso 0)

- ALGORITMO PARA FNG

1- Hay que partir de una gramática en la que las producciones verifiquen:

•) $A \rightarrow a\alpha$, $a \in T$, $\alpha \in V^*$ o

•) $A \rightarrow \alpha$, $\alpha \in V^*$, $|\alpha| \geq 2$.

*La FNC verifica esto, así que basta con pasar la gramática a FNC usando el algoritmo anterior.

2- Renombramos las variables de la gramática para poder indexarlas:

$S \rightarrow AB \mid CA \quad A \rightarrow a \quad B \rightarrow BC \mid AB$

$C \rightarrow C_aB \mid b \quad C_a \rightarrow a$

$\Downarrow$

$A_1 \rightarrow A_2A_3 \mid A_4A_2 \quad A_2 \rightarrow a \quad A_3 \rightarrow A_3A_4 \mid A_2A_3$

$A_4 \rightarrow A_5A_3 \mid b \quad A_5 \rightarrow a$

$\begin{cases} S = A_1 \\ A = A_2 \\ B = A_3 \\ C = A_4 \\ C_a = A_5 \end{cases}$

2- Si tengo producciones de la forma $A_i \rightarrow A_j\alpha$ y $A_j \rightarrow \beta$, con $j < i$ ($B \in V$, $\alpha, \beta \in V^*$), elimino $A_i \rightarrow A_j\alpha$ y añado $A_i \rightarrow \beta\alpha$.

$A_1 \rightarrow A_2A_3 \mid A_4A_2 \quad A_2 \rightarrow a \quad A_3 \rightarrow A_3A_4 \mid A_2A_3$

$A_4 \to A_5 A_3 \mid b \quad A_5 \to a$

$\to$ Elimino $A_3 \to A_2 A_3$ y añado $A_3 \to a A_3$

$$\Rightarrow \begin{cases} A_1 \to A_2 A_3 \mid A_4 A_2 \quad A_2 \to a \quad A_3 \to A_3 A_4 \mid a A_3 \\ A_4 \to A_5 A_3 \mid b \quad A_5 \to a \end{cases}$$

3- Si tengo producciones de la forma

$A_K \to A_K \alpha$,

- Elimino $A_K \to A_K \alpha$
- Añado la variable B_K y las reglas $B_K \to \alpha$ y $B_K \to \alpha B_K$
- Para cualquier otra producción $A_K \to \beta$ tal que β no empieza por A_K, añado otra regla $A_K \to \beta B_K$

$A_1 \to A_2 A_3 \mid A_4 A_2 \quad A_2 \to a \quad A_3 \to A_3 A_4 \mid a A_3$

$A_4 \to A_5 A_3 \mid b \quad A_5 \to a$

- Elimino $A_3 \to A_3 A_4$

•) Añado B_3 y las reglas $B_3 \to A_4$ y $B_3 \to A_4 B_3$

•) Como tengo $A_3 \to a A_3$, añado $A_3 \to a A_3 B_3$.

$$\Rightarrow \begin{cases} A_1 \to A_2 A_3 \mid A_4 A_2 & A_2 \to a \\ A_3 \to a A_3 \mid a A_3 B_3 & B_3 \to A_4 \mid A_4 B_3 \\ A_4 \to A_5 A_3 \mid b & A_5 \to a \end{cases}$$

■ = Ya están en FNG

4- Se repiten los pasos 2 y 3 mientras haya cambios.

En este caso, ya no surgen nuevas reglas.

5- Para las reglas $A_i \to A_j \alpha$, con $j \geq i$ repetimos el proceso del paso 2.

$A_1 \to \cancel{A_2} A_3 \mid \cancel{A_4} A_2 \qquad A_2 \to a$

$A_3 \to a A_3 \mid a A_3 B_3 \qquad B_3 \to A_4 \mid A_4 B_3$

$A_4 \to \cancel{A_5} A_3 \mid b \qquad A_5 \to a$

$A_1 \to a A_3 \mid A_5 A_3 A_2 \mid b A_2$

$A_4 \to a A_3$

6 - Repetimos (5) si surgen nuevas reglas a las que se puede aplicar:

$A_1 \to A_5 A_3 A_2 \Rightarrow A_1 \to a A_3 A_2$

$$\Rightarrow \begin{cases} A_1 \to aA_3 \mid aA_3A_2 \mid bA_2 \\ A_2 \to a \qquad A_3 \to aA_3 \mid aA_3B_3 \\ B_3 \to A_4 \mid A_4B_3 \\ A_4 \to aA_3 \mid b \\ A_5 \to a \end{cases}$$

7 - Para las reglas $B_j \to A_i \alpha$ ($\forall i, j$) repetimos el proceso del paso 2

$B_3 \to A_4 \mid A_4 B_3 \qquad A_4 \to aA_3 \mid b$

·) Añado: $B_3 \to aA_3 \mid b \mid aA_3B_3 \mid bB_3$

⇒ GRAMÁTICA FINAL EN FNG:

$A_1 \to aA_3 \mid aA_3A_2 \mid bA_2$

$A_2 \to a \qquad A_3 \to aA_3 \mid aA_3B_3$

$B_3 \to aA_3 \mid b \mid aA_3B_3 \mid bB_3.$

$A_4 \to aA_3 \mid b$

$A_5 \to a$

b) $S \to aAb \mid cHB \mid CH \quad A \to dBH \mid eeC$

$B \to ff \mid D \quad C \to gFB \mid ah \quad D \to i$

$E \to jF \quad F \to dcGGG \quad G \to kF$

$H \to Hlm$

* FNC

1 - No hay producciones nulas ni unitarias.

Hay símbolos inútiles. Aplicando el algoritmo del ejercicio 1, se obtiene que $\{E, F, G, H\}$ no llegan a terminales y $\{B, D\}$ inalcanzables desde S. Podemos eliminarlos para simplificar:

$S \to aAb \quad A \to eeC \quad C \to ah$

2 - Quito terminales de reglas con varios elementos:

$S \to aAb \quad A \to eeC \quad C \to ah$

$\Downarrow$

$S \to C_aAC_b \quad A \to C_eC_eC \quad C \to C_aC_h.$

$C_a \to a \quad C_b \to b \quad C_e \to e \quad C_h \to h.$

3- En las reglas $X \to X_1 \dots X_n$ con $n \geq 3$, creo nuevas variables para dividirla en grupos de reglas con 2 variables:

$S \xrightarrow{\times} C_a A C_b$ $\quad A \xrightarrow{\times} C_e C_e G$ $\quad G \xrightarrow{\checkmark} C_a C_h$

$C_a \xrightarrow{\checkmark} a$ $\quad C_b \xrightarrow{\checkmark} b$ $\quad C_e \xrightarrow{\checkmark} e$ $\quad C_h \xrightarrow{\checkmark} h$

Añado:

$S \to C_a D_1$ $\quad D_1 \to A C_b$

$A \to C_e E_1$ $\quad E_1 \to C_e G$

*Una letra distinta para cada regla: D_i, E_i, ...

$\Rightarrow$ GRAMÁTICA FINAL (FNC):

$S \to C_a D_1$ $\quad D_1 \to A C_b$ $\quad A \to C_e E_1$

$E_1 \to C_e G$ $\quad G \to C_a C_h$ $\quad C_a \to a$

$C_b \to b$ $\quad C_e \to e$ $\quad C_h \to h$