

Máquinas de Turing

Matemáticas Computacionales (TC2020)

M.C. Xavier Sánchez Díaz
sax@itesm.mx



Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Recordemos una GLC, por ejemplo, para generar palabras del lenguaje $\{a^n b^n\}$:

$$① \quad S \rightarrow aSb$$

$$② \quad S \rightarrow \varepsilon$$

¿Hacia dónde **crece** la palabra? Deriva usando $w = \langle 1, 1, 1, 2 \rangle$.

Sin usar una secuencia dada, al momento de derivar una palabra usando las reglas de la gramática, tenemos que **decidir** entre cuál de las reglas disponibles usar.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Recordemos una GLC, por ejemplo, para generar palabras del lenguaje $\{a^n b^n\}$:

① $S \rightarrow aSb$

② $S \rightarrow \varepsilon$

¿Hacia dónde **crece** la palabra? Deriva usando $w = \langle 1, 1, 1, 2 \rangle$.

Sin usar una secuencia dada, al momento de derivar una palabra usando las reglas de la gramática, tenemos que **decidir** entre cuál de las reglas disponibles usar.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Recordemos una GLC, por ejemplo, para generar palabras del lenguaje $\{a^n b^n\}$:

$$\textcircled{1} \quad S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} \quad S \rightarrow \varepsilon$$

¿Hacia dónde **crece** la palabra? Deriva usando $w = \langle 1, 1, 1, 2 \rangle$.

Sin usar una secuencia dada, al momento de derivar una palabra usando las reglas de la gramática, tenemos que **decidir** entre cuál de las reglas disponibles usar.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Recordemos una GLC, por ejemplo, para generar palabras del lenguaje $\{a^n b^n\}$:

$$\textcircled{1} \quad S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} \quad S \rightarrow \varepsilon$$

¿Hacia dónde **crece** la palabra? Deriva usando $w = \langle 1, 1, 1, 2 \rangle$.

Sin usar una secuencia dada, al momento de derivar una palabra usando las reglas de la gramática, tenemos que **decidir** entre cuál de las reglas disponibles usar.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Recordemos una GLC, por ejemplo, para generar palabras del lenguaje $\{a^n b^n\}$:

$$\textcircled{1} \quad S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} \quad S \rightarrow \varepsilon$$

¿Hacia dónde **crece** la palabra? Deriva usando $w = \langle 1, 1, 1, 2 \rangle$.

Sin usar una secuencia dada, al momento de derivar una palabra usando las reglas de la gramática, tenemos que **decidir** entre cuál de las reglas disponibles usar.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Recordemos una GLC, por ejemplo, para generar palabras del lenguaje $\{a^n b^n\}$:

$$\textcircled{1} \quad S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} \quad S \rightarrow \varepsilon$$

¿Hacia dónde **crece** la palabra? Deriva usando $w = \langle 1, 1, 1, 2 \rangle$.

Sin usar una secuencia dada, al momento de derivar una palabra usando las reglas de la gramática, tenemos que **decidir** entre cuál de las reglas disponibles usar.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

$$\textcircled{1} S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} S \rightarrow \varepsilon$$

¿Cómo sabemos qué regla utilizar?

Nosotros podemos decidir porque sabemos a la palabra a la que queremos llegar. Un compilador no puede hacer eso, por lo que necesita de algún otro mecanismo para **prever** qué regla utilizar.

Generar la función de transición completa para un autómata de pila para $\{a^n b^n\}$.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

$$\textcircled{1} \ S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} \ S \rightarrow \varepsilon$$

¿Cómo sabemos qué regla utilizar?

Nosotros podemos decidir porque sabemos a la palabra a la que queremos llegar. Un compilador no puede hacer eso, por lo que necesita de algún otro mecanismo para **prever** qué regla utilizar.

Generar la función de transición completa para un autómata de pila para $\{a^n b^n\}$.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

$$\textcircled{1} \ S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} \ S \rightarrow \varepsilon$$

¿Cómo sabemos qué regla utilizar?

Nosotros podemos decidir porque sabemos a la palabra a la que queremos llegar. Un compilador no puede hacer eso, por lo que necesita de algún otro mecanismo para **prever** qué regla utilizar.

Generar la función de transición completa para un autómata de pila para $\{a^n b^n\}$.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

$$\textcircled{1} \quad S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} \quad S \rightarrow \varepsilon$$

¿Cómo sabemos qué regla utilizar?

Nosotros podemos decidir porque sabemos a la palabra a la que queremos llegar. Un compilador no puede hacer eso, por lo que necesita de algún otro mecanismo para **prever** qué regla utilizar.

Generar la función de transición completa para un autómata de pila para $\{a^n b^n\}$.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

$$\textcircled{1} \ S \rightarrow aSb$$

$$\textcircled{2} \ S \rightarrow \varepsilon$$

¿Cómo sabemos qué regla utilizar?

Nosotros podemos decidir porque sabemos a la palabra a la que queremos llegar. Un compilador no puede hacer eso, por lo que necesita de algún otro mecanismo para **prever** qué regla utilizar.

Generar la función de transición completa para un autómata de pila para $\{a^n b^n\}$.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Tape	Pop	Move	Push
<i>aabb</i>	\$	<i>R</i>	<i>A</i>
<i>abb</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	<i>AA</i>
<i>bb</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	ε
<i>b</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	ε
■	\$	<i>N</i>	ε

Hay muchas reglas que no estamos utilizando, y nos guiamos por el hecho de ver hacia *adelante*. Sabiendo que busco *aabb*, entonces lo más lógico es usar $S \rightarrow aSb$ dos veces, para poder *finalizar* con $S \rightarrow \varepsilon$.

Este tipo de compiladores, que leen de izquierda a derecha, y que tienen una ventana de “predicción” se conocen como *Left to right Leftmost derivation*, o **LL** por sus siglas en inglés.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Tape	Pop	Move	Push
<i>aabb</i>	\$	<i>R</i>	<i>A</i>
<i>abb</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	<i>AA</i>
<i>bb</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	ε
<i>b</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	ε
■	\$	<i>N</i>	ε

Hay muchas reglas que no estamos utilizando, y nos guiamos por el hecho de ver hacia *adelante*. Sabiendo que busco *aabb*, entonces lo más lógico es usar $S \rightarrow aSb$ dos veces, para poder *finalizar* con $S \rightarrow \varepsilon$.

Este tipo de compiladores, que leen de izquierda a derecha, y que tienen una ventana de “predicción” se conocen como *Left to right Leftmost derivation*, o **LL** por sus siglas en inglés.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Tape	Pop	Move	Push
<i>aabb</i>	\$	<i>R</i>	<i>A</i>
<i>abb</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	<i>AA</i>
<i>bb</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	ε
<i>b</i>	<i>A</i>	<i>R</i>	ε
■	\$	<i>N</i>	ε

Hay muchas reglas que no estamos utilizando, y nos guiamos por el hecho de ver hacia *adelante*. Sabiendo que busco *aabb*, entonces lo más lógico es usar $S \rightarrow aSb$ dos veces, para poder *finalizar* con $S \rightarrow \varepsilon$.

Este tipo de compiladores, que leen de izquierda a derecha, y que tienen una ventana de “predicción” se conocen como *Left to right Leftmost derivation*, o **LL** por sus siglas en inglés.

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Por el contrario, hay compiladores que leen *al revés*, de derecha a izquierda (con respecto a las reglas de la gramática, primero aSB y luego $S \rightarrow$). De este modo, el árbol de derivación se recorre hacia atrás.

Este tipo de compiladores se conoce como *Left to right Rightmost derivation*, o LR por sus siglas en inglés.

¿Pero cómo convertimos de una GLC a un AP y viceversa?

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Por el contrario, hay compiladores que leen *al revés*, de derecha a izquierda (con respecto a las reglas de la gramática, primero aSB y luego $S \rightarrow$). De este modo, el árbol de derivación se recorre hacia atrás.

Este tipo de compiladores se conoce como *Left to right Rightmost derivation*, o **LR** por sus siglas en inglés.

¿Pero cómo convertimos de una GLC a un AP y viceversa?

Crecimiento y no-determinismo en GLCs

Compiladores LL y LR

Por el contrario, hay compiladores que leen *al revés*, de derecha a izquierda (con respecto a las reglas de la gramática, primero aSB y luego $S \rightarrow$). De este modo, el árbol de derivación se recorre hacia atrás.

Este tipo de compiladores se conoce como *Left to right Rightmost derivation*, o **LR** por sus siglas en inglés.

¿Pero cómo convertimos de una GLC a un AP y viceversa?

Múltiples maneras en la literatura

Compiladores LL y LR

Como en el caso pasado, distintas personas lo manejan de distinta manera:

- ➊ Brena (2003) diferencia entre el tipo de compilador, y convierte una gramática de cierto tipo a un AP utilizando un algoritmo que depende del tipo de compilador.
- ➋ Ullman (1979), uno de los autores del libro más usado para este curso a nivel mundial, utiliza otra versión, sólo para compiladores LL y es la que utilizaremos.

Múltiples maneras en la literatura

Compiladores LL y LR

Como en el caso pasado, distintas personas lo manejan de distinta manera:

- ① Brena (2003) diferencia entre el tipo de compilador, y convierte una gramática de cierto tipo a un AP utilizando un algoritmo que depende del tipo de compilador.
- ② Ullman (1979), uno de los autores del libro más usado para este curso a nivel mundial, utiliza otra versión, sólo para compiladores LL y es la que utilizaremos.

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene un estado q
- El alfabeto de la cinta de M , Σ es igual a las terminales de G
- El alfabeto de la pila de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El símbolo inicial (de la pila) de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La función de transición puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las condiciones de aceptación son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene un estado q
- El alfabeto de la cinta de M , Σ es igual a las terminales de G
- El alfabeto de la pila de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El símbolo inicial (de la pila) de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La función de transición puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las condiciones de aceptación son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene **un estado** q
- El **alfabeto de la cinta** de M , Σ es igual a las terminales de G
- El **alfabeto de la pila** de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El **símbolo inicial (de la pila)** de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La **función de transición** puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las **condiciones de aceptación** son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene **un estado** q
- El **alfabeto de la cinta** de M , Σ es igual a las terminales de G
- El **alfabeto de la pila** de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El **símbolo inicial (de la pila)** de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La **función de transición** puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las **condiciones de aceptación** son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene **un estado** q
- El **alfabeto de la cinta** de M , Σ es igual a las terminales de G
- El **alfabeto de la pila** de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El **símbolo inicial (de la pila)** de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La **función de transición** puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las **condiciones de aceptación** son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene **un estado** q
- El **alfabeto de la cinta** de M , Σ es igual a las terminales de G
- El **alfabeto de la pila** de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El **símbolo inicial (de la pila)** de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La **función de transición** puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las **condiciones de aceptación** son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene **un estado** q
- El **alfabeto de la cinta** de M , Σ es igual a las terminales de G
- El **alfabeto de la pila** de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El **símbolo inicial (de la pila)** de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La **función de transición** puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las **condiciones de aceptación** son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene **un estado** q
- El **alfabeto de la cinta** de M , Σ es igual a las terminales de G
- El **alfabeto de la pila** de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El **símbolo inicial (de la pila)** de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La **función de transición** puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las **condiciones de aceptación** son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Conversión GLC a AP

Sea L un lenguaje de una GLC G .

Para construir un AP M que acepte L , hay que considerar lo siguiente:

- M tiene **un estado** q
- El **alfabeto de la cinta** de M , Σ es igual a las terminales de G
- El **alfabeto de la pila** de M , $\Gamma \subseteq V \cup \Sigma$
- El **símbolo inicial (de la pila)** de M sigue siendo $\$$ (como antes)

La **función de transición** puede calcularse con respecto a eso (como antes)

Las **condiciones de aceptación** son:

- La pila está vacía (como antes)
- La cinta llegó al final (como antes)

Ejemplo: $\{a^n b^n\}$

Formalización y diseño de APs

❶ $S \rightarrow aSb$

❷ $S \rightarrow ab$

• $Q = \{q\}$

• $\Sigma = \{a, b\}$

• $\Gamma = \{\$, S\}$

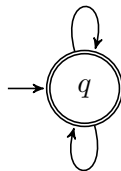
• $\delta =$

- ▶ $((q, a, \$)(q, \$S))$
- ▶ $((q, a, S)(q, SS))$
- ▶ $((q, b, S)(q, \varepsilon))$
- ▶ $((q, \square, \$)(q, \varepsilon))$

• $q = q$

• $F = \{q\}$

$(a, \$, \$S), (a, S, SS)$



$(b, S, \varepsilon), (\square, \$, \varepsilon)$

¿Es este enfoque correcto? ¿Qué pasa con $aabb$? ¿Y con $abab$?

Ejemplo: $\{a^n b^n\}$

Formalización y diseño de APs

❶ $S \rightarrow aSb$

❷ $S \rightarrow ab$

• $Q = \{q\}$

• $\Sigma = \{a, b\}$

• $\Gamma = \{\$, S\}$

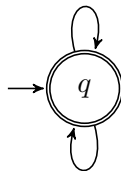
• $\delta =$

- ▶ $((q, a, \$)(q, \$S))$
- ▶ $((q, a, S)(q, SS))$
- ▶ $((q, b, S)(q, \varepsilon))$
- ▶ $((q, \square, \$)(q, \varepsilon))$

• $q = q$

• $F = \{q\}$

$(a, \$, \$S), (a, S, SS)$



$(b, S, \varepsilon), (\square, \$, \varepsilon)$

¿Es este enfoque correcto? ¿Qué pasa con $aabb$? ¿Y con $abab$?

Ejemplo: $\{a^n b^n\}$

Formalización y diseño de APs

❶ $S \rightarrow aSb$

❷ $S \rightarrow ab$

• $Q = \{q\}$

• $\Sigma = \{a, b\}$

• $\Gamma = \{\$, S\}$

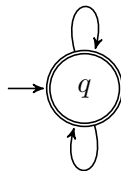
• $\delta =$

- ▶ $((q, a, \$)(q, \$S))$
- ▶ $((q, a, S)(q, SS))$
- ▶ $((q, b, S)(q, \varepsilon))$
- ▶ $((q, \square, \$)(q, \varepsilon))$

• $q = q$

• $F = \{q\}$

$(a, \$, \$S), (a, S, SS)$



$(b, S, \varepsilon), (\square, \$, \varepsilon)$

¿Es este enfoque correcto? ¿Qué pasa con $aabb$? ¿Y con $abab$?

Ejemplo: $\{a^n b^n\}$

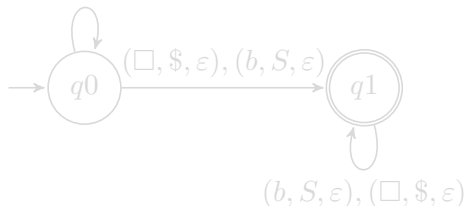
Formalización y diseño de APs

Claramente hemos agotado las combinaciones posibles entre $\Sigma \times \Gamma \dots$

¿Con cuál otro conjunto que tenga el AP podemos hacer producto cartesiano para obtener más posibilidades de cómputo?

Con el **conjunto de estados**.

$(a, \$, \$S), (a, S, SS)$



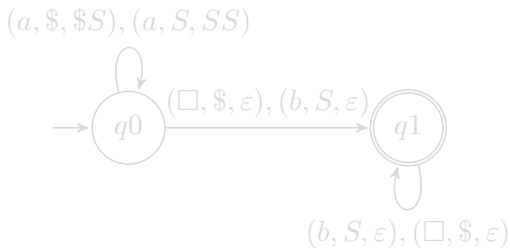
Ejemplo: $\{a^n b^n\}$

Formalización y diseño de APs

Claramente hemos agotado las combinaciones posibles entre $\Sigma \times \Gamma \dots$

¿Con cuál otro conjunto que tenga el AP podemos hacer producto cartesiano para obtener más posibilidades de cómputo?

Con el **conjunto de estados**.



Ejemplo: $\{a^n b^n\}$

Formalización y diseño de APs

Claramente hemos agotado las combinaciones posibles entre $\Sigma \times \Gamma \dots$

¿Con cuál otro conjunto que tenga el AP podemos hacer producto cartesiano para obtener más posibilidades de cómputo?

Con el **conjunto de estados**.

