Tema 23

Parseo Top-down

Dr. Luis A. Pineda
ISBN: 970-32-2972-7

Proceso de parseo

- Del Latin: Partes del habla o categorías gramáticales
- Si G en una CFG sober Σ & $x \in \Sigma^*$, parsear x consiste en encontrar una derivación para x en G o determinar que ésta no existe (i.e. por lo que x no está en el lenguaje de G).

Proceso de parseo

- Antecedentes: simulación de derivaciones en G por un a PDA:
  - Top-down (derivaciones más izquierdas)
  - Bottom-up (derivaciones más derechas)
- Pero, estos procesos son no determinísticos y no proveén de un algoritmo directamente!

Algoritmos de parseo

- Algoritmo trivial: explorar todas las trayectorias (en el espacion no determinístico) en cierto orden (i.e. depth first o breath first) & ver si alguna trayectoria termina exitosamente
  - Muy costoso: búsqueda exponencial!

Algoritmos de parseo

- Enfrentar el no-determinismo directamente:
  - Utilizar toda la información disponible en cada paso de la computación (local) y seleccionar la mejor alternativa (en algunos casos determinísticamente)
  - Capitalizar la forma de la gramática: Para seleccionar la siguiente movida considerar no sólo el símbolo hasta arriba del stack, sino también uno o más de los símbolos que siguen en la cinta!

Top-down *Lookahead* Parser

- Movida 1:
  - Si el símbolo hasta arriba del stack es una variable en el lado izquierdo de una producción, reemplazar dicha variable por el lado derecho de la producción
  - Inspeccionar el símbolo actual (i.e. consumir) y escoger sólo producciones que tengan a dicho símbolo como el más izquierdo del lado derecho!
  - Usar no-determinismo sólo si no hay opción!

Top-down *Lookahead* Parser

- Movida 2:
  - Si el símbolo de entrada corresponde con el símbolo hasta arriba del stack, consumir el símbolo y pop.

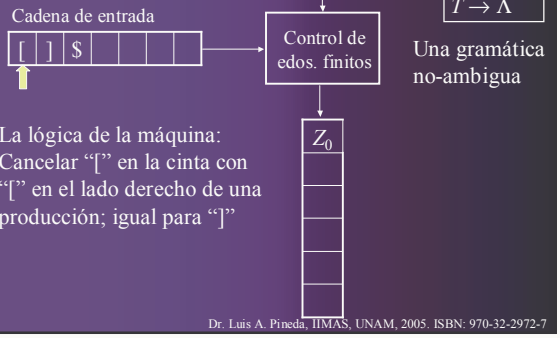
Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación top-down

L = El lenguaje de los paréntesis balanceados

$S \rightarrow T\$$
$T \rightarrow [T]T$
$T \rightarrow \Lambda$

Una gramática no-ambigua



La lógica de la máquina: Cancelar "[" en la cinta con "[" en el lado derecho de una producción; igual para "]"

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

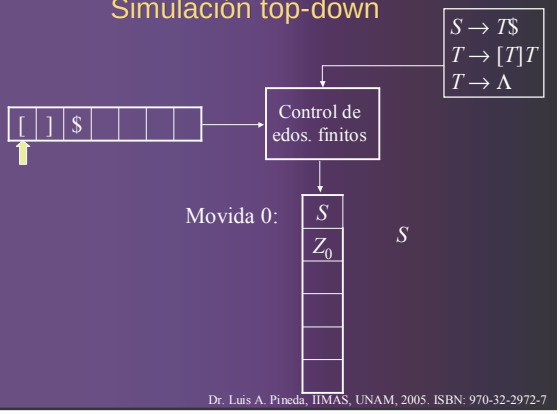
AP no determinístico

Id	estado	entrad	top del stack	Movida(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	(q_1, TZ_0)
3	q_1	Λ	T	$(q_1, [T]T)$, (q_1, Λ)
4	q_1	[	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	]	(q_1, Λ)
6	q_1	$	$	(q_1, Λ)
7	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
Otras combinaciones				ninguna

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación top-down

$S \rightarrow T\$$
$T \rightarrow [T]T$
$T \rightarrow \Lambda$

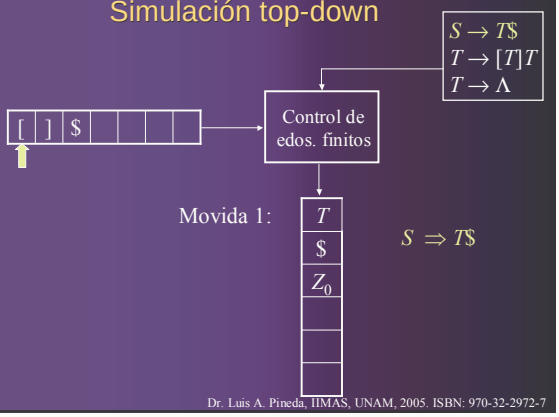


S

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación top-down

$S \rightarrow T\$$
$T \rightarrow [T]T$
$T \rightarrow \Lambda$

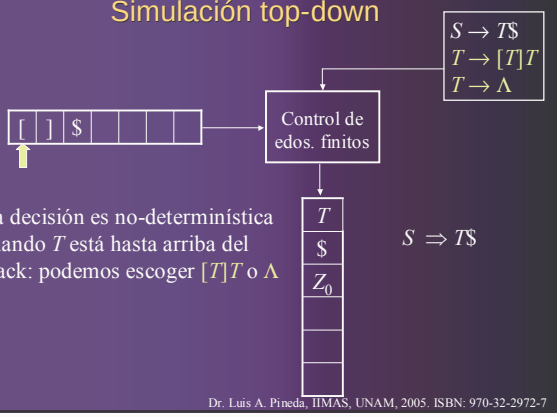


$S \Rightarrow T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación top-down

$S \rightarrow T\$$
$T \rightarrow [T]T$
$T \rightarrow \Lambda$



La decisión es no-determinística cuando T está hasta arriba del stack: podemos escoger $[T]T$ o Λ

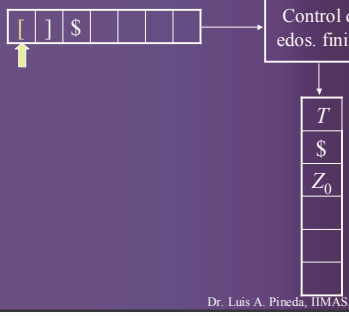
$S \Rightarrow T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación top-down

Claramente, escoger Λ no es una idea muy buena!

$S \to T\$$
$T \to [T]T$
$T \to \Lambda$

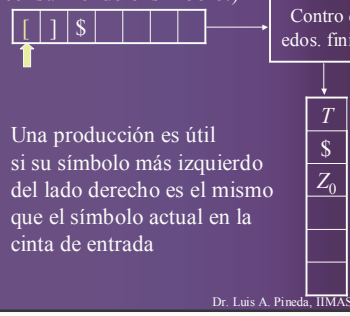


Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Ver hacia adelande: *Lookahead*

Podemos ver el símbolo actual en la cinta (i.e. consumiendo el símbolo!)

$S \to T\$$
$T \to [T]T$
$T \to \Lambda$



Una producción es útil si su símbolo más izquierdo del lado derecho es el mismo que el símbolo actual en la cinta de entrada

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

¡Ver hacia delante!

- Remover el no-determinismo inspeccionando un símbolo hacia adelante
- Sólo considerar producciones que tengan a dicho símbolo como el más izquierdo del lado derecho de la producción
- Diseñar una AP determinístico que corresponda con el AP no-determinístico original

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

AP lookahhead determinístico

Id	estado	entrada	Top del stack	Movida(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	$(q_1, T\$Z_0)$
3	q_1	[	T	$(q_1, [T]T)$
4	q_1	Λ	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	T	(q_1, Λ)
6	q_1	Λ	]	(q_1, Λ)
7	q_1	$	T	(q_s, Λ)
8	q_s	Λ	$	(q_1, Λ)
9	q_1	[	[	(q_1, Λ)
10	q_1	]	]	(q_1, Λ)
11	q_1	$	$	(q_1, Λ)
12	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
otras combinaciones				ninguna

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Consume lookahhead symbol

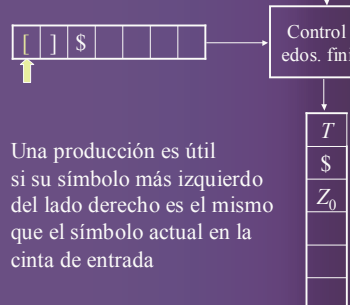
$T \to [T]T$

Id	estado	entrada	Top del stack	Movida(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	$(q_1, T\$Z_0)$
3	q_1	[	T	$(q_1, [T]T)$
4	q_1	Λ	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	T	(q_1, Λ)
6	q_1	Λ	]	(q_1, Λ)
7	q_1	$	T	(q_s, Λ)
8	q_s	Λ	$	(q_1, Λ)
9	q_1	[	[	(q_1, Λ)
10	q_1	]	]	(q_1, Λ)
11	q_1	$	$	(q_1, Λ)
12	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
otras combinaciones				ninguna

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Ver hacia adelande: *Lookahead*

$S \to T\$$
$T \to [T]T$
$T \to \Lambda$



Una producción es útil si su símbolo más izquierdo del lado derecho es el mismo que el símbolo actual en la cinta de entrada

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

A *lookahead* simulation

$S \to T\$$
$T \to [T]T$
$T \to \Lambda$

Ver hacia adelante!

Control de edos. finitos

Consumir el símbolo y push el lado derecho de la producción!

$S \Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

A *lookahead* simulation

$S \to T\$$
$T \to [T]T$
$T \to \Lambda$

Control de edos. finitos

... pero como ya consumimos al símbolo que vimos hacia adelante (i.e. "["), tenemos que eliminar el símbolo más izquierdo que está hasta arriba del stack (fue sólo un préstamo... no un regalo); para esto hay que ir al estado de mantenimiento $q_[$

S
$\Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Consume lookahhead symbol

$T \to [T]T$

Id	State	Input	Stack symbol	Move(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	$(q_1, T\$Z_0)$
3	q_1	[	T	$(q_1, [T]T)$
4	q_1	Λ	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	T	(q_1, Λ)
6	q_1	Λ	]	(q_1, Λ)
7	q_1	$	T	(q_s, Λ)
8	q_s	Λ	$	(q_1, Λ)
9	q_1	[	[	(q_1, Λ)
10	q_1	]	]	(q_1, Λ)
11	q_1	$	$	(q_1, Λ)
12	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
Other combinations				non

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*

$S \to T\$$
$T \to [T]T$
$T \to \Lambda$

Contro de edos. finitos

Pop:

$S \Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*

$S \to T\$$
$T \to [T]T$
$T \to \Lambda$

Control de edos. finitos

después del pop:

$S \Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*

$S \to T\$$
$T \to [T]T$
$T \to \Lambda$

Control de edos. finitos

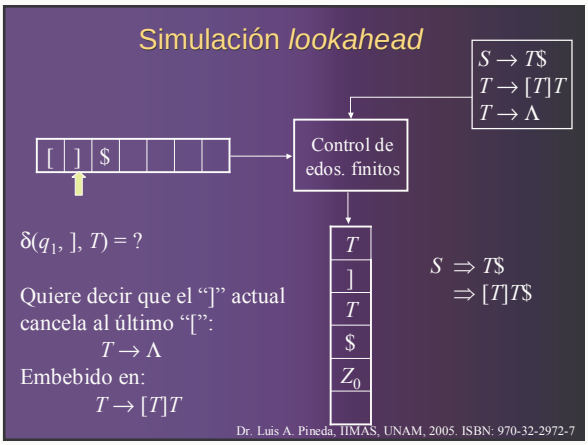
$\delta(q_1,], T) = ?$

En este caso no hay producción con T en el lado izquierdo y "]" como símbolo más izquierdo del lado derecho!

$S \Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



$\delta(q_1,], T) = ?$

Quiere decir que el "]" actual cancela al último "[":

$T \rightarrow \Lambda$

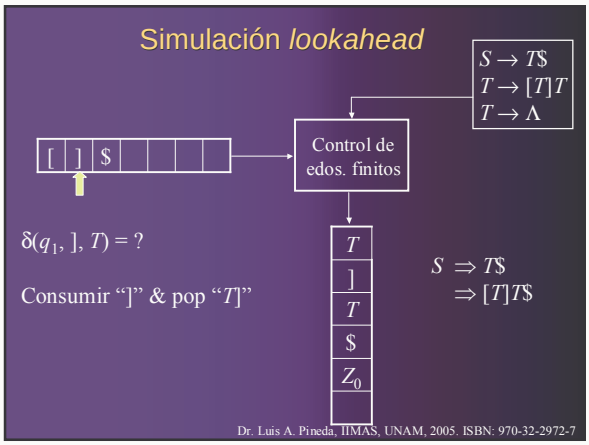
Embebido en:

$T \rightarrow [T]T$

$S \Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



$\delta(q_1,], T) = ?$

Consumir "]" & pop "T]"

$S \Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

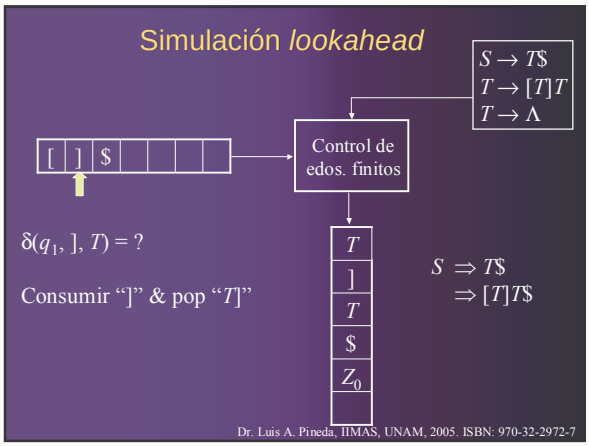
Pop "T]"

$T \rightarrow \Lambda$

Id	estado	entrada	Top del stack	Movida(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	$(q_1, T\$Z_0)$
3	q_1	[	T	$(q_1, [T]T)$
4	q_1	Λ	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	T	(q_1, Λ)
6	q_1	Λ	]	(q_1, Λ)
7	q_1	$	T	(q_s, Λ)
8	q_s	Λ	$	(q_1, Λ)
9	q_1	[	[	(q_1, Λ)
10	q_1	]	]	(q_1, Λ)
11	q_1	$	$	(q_1, Λ)
12	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
otras combinaciones				ninguna

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



$\delta(q_1,], T) = ?$

Consumir "]" & pop "T]"

$S \Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

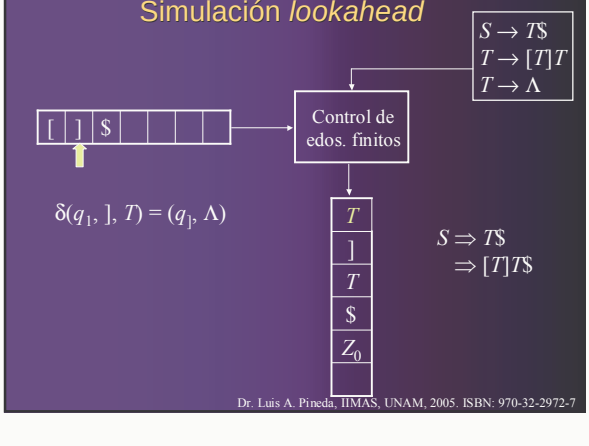
No hay entrada para $T \rightarrow \Lambda$

Id	estado	entrada	Top del stack	Movida(s)
3	q_1	[	T	$(q_1, [T]T)$
X	q_1	Λ	T	(q_1, Λ)

No hay entrada en la tabla para la regla: $T \rightarrow \Lambda$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*

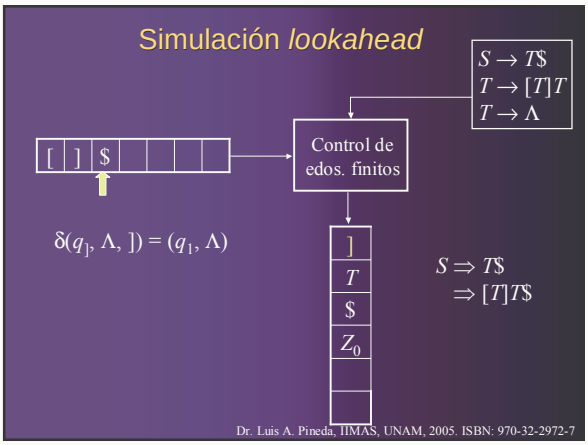


$\delta(q_1,], T) = (q_1, \Lambda)$

$S \Rightarrow T\$$
$\Rightarrow [T]T\$$

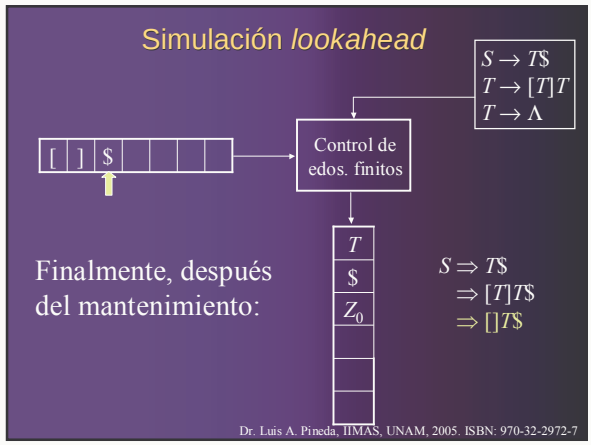
Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



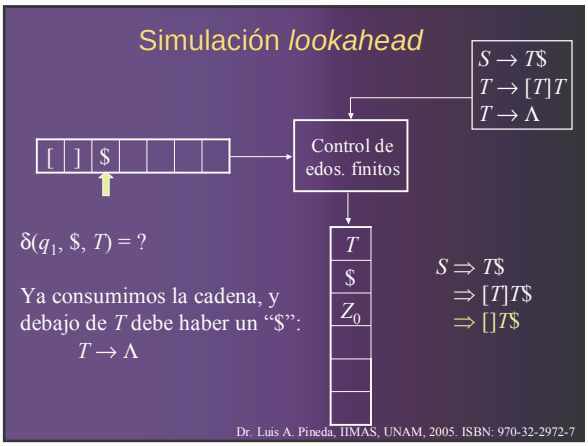
Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

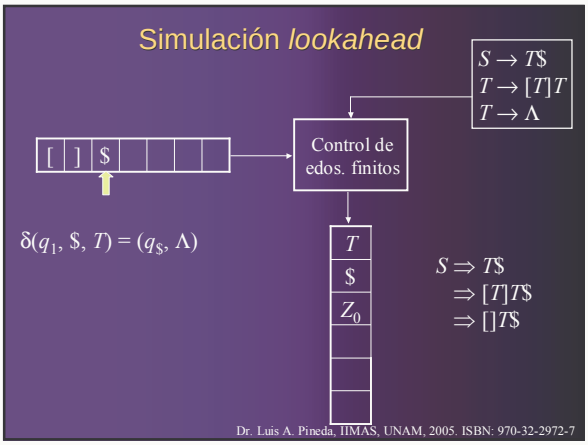
lookahhead el symbol $

$T \to \Lambda$

Id	estado	entrada	Top del stack	Movida(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	(q_1, TSZ_0)
3	q_1	[	T	$(q_1, [T]T)$
4	q_1	Λ	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	T	(q_1, Λ)
6	q_1	Λ	]	(q_1, Λ)
7	q_1	$	T	(q_5, Λ)
8	q_5	Λ	$	(q_1, Λ)
9	q_1	[	[	(q_1, Λ)
10	q_1	]	]	(q_1, Λ)
11	q_1	$	$	(q_1, Λ)
12	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
otras combinaciones				ninguna

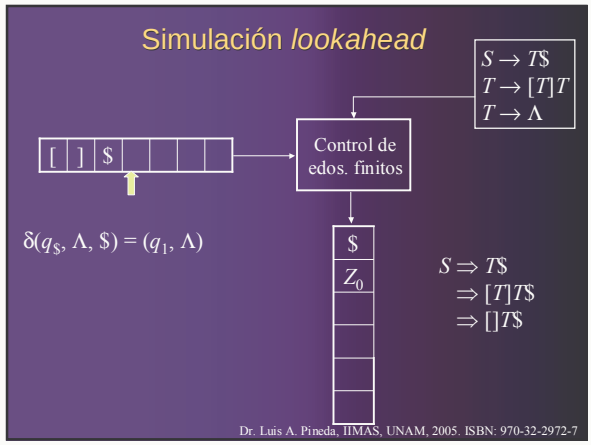
Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



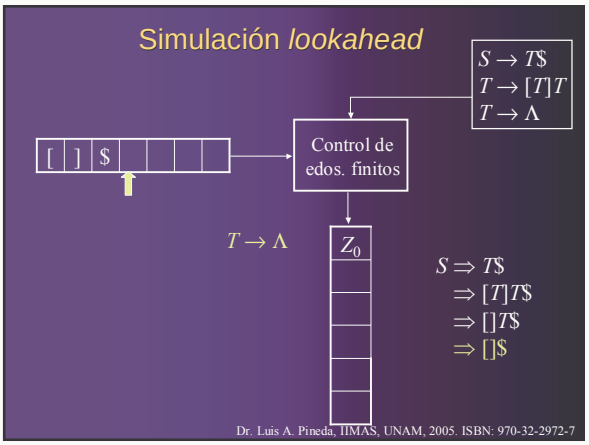
Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Operaciones de pop

Id	estado	entrada	Top del stack	Movida(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	$(q_1, T\$Z_0)$
3	q_1	[	T	$(q_1, [T]T)$
4	q_1	Λ	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	T	(q_1, Λ)
6	q_1	Λ	]	(q_1, Λ)
7	q_1	$	T	$(q_\$, \Lambda)$
8	$q_\$$	Λ	$	(q_1, Λ)
9	q_1	[	[	(q_1, Λ)
10	q_1	]	]	(q_1, Λ)
11	q_1	$	$	(q_1, Λ)
12	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
otras combinaciones				ninguna

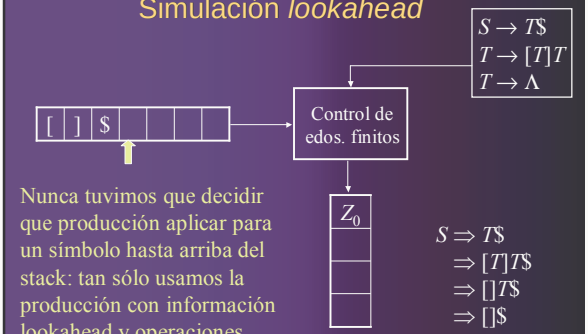
Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Estado final

Id	estado	entrada	Top del stack	Movida(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	$(q_1, T\$Z_0)$
3	q_1	[	T	$(q_1, [T]T)$
4	q_1	Λ	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	T	(q_1, Λ)
6	q_1	Λ	]	(q_1, Λ)
7	q_1	$	T	$(q_\$, \Lambda)$
8	$q_\$$	Λ	$	(q_1, Λ)
9	q_1	[	[	(q_1, Λ)
10	q_1	]	]	(q_1, Λ)
11	q_1	$	$	(q_1, Λ)
12	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
otras combinaciones				ninguna

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Simulación *lookahead*



Nunca tuvimos que decidir que producción aplicar para un símbolo hasta arriba del stack: tan sólo usamos la producción con información lookahead y operaciones de mantenimiento al stack!

Derivación más izquierda!

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

El problema de la recursión izquierda

- Recursión izquierda:
  - Un problema con la simulación top-down lookahed:
- Otra gramática no ambigua para L

  $S \to T\$$

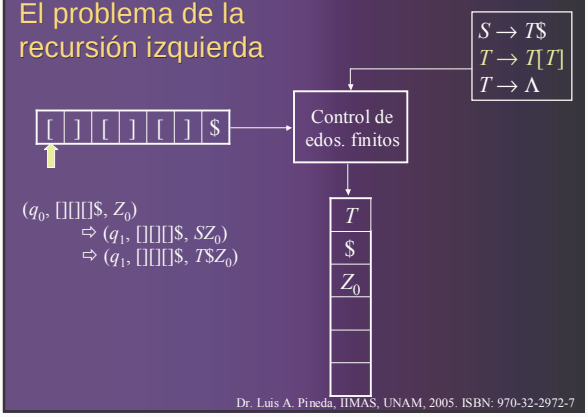
  $T \to T[T] \mid \Lambda$
- Una derivación más izquierda:

  $S \Rightarrow T\$ \Rightarrow T[T]\$ \Rightarrow T[T][T]\$ \Rightarrow T[T][T][T]\$\ldots$

  $\ldots \Rightarrow [][][]\$$
- Pero $T \to \Lambda$ realmente no existe en el AP determinístico!

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

El problema de la recursión izquierda



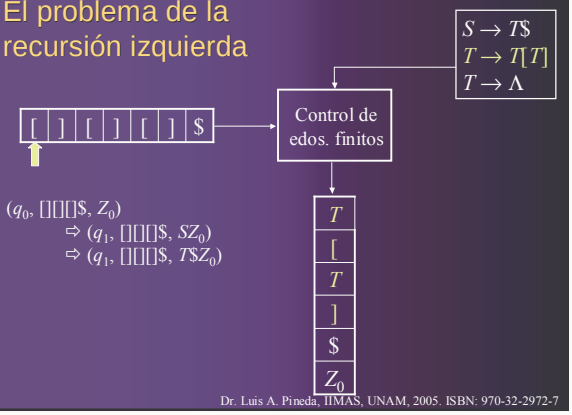
Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

AP no-determinístico

Id	estado	entrada	Top del stack	Movida(s)
1	q_0	Λ	Z_0	(q_1, SZ_0)
2	q_1	Λ	S	$(q_1, T\$Z_0)$
3	q_1	[	T	$(q_1, T[T])$
4	q_1	Λ	[	(q_1, Λ)
5	q_1	]	T	(q_1, Λ)
6	q_1	Λ	]	(q_1, Λ)
7	q_1	$	T	(q_s, Λ)
8	q_s	Λ	$	(q_1, Λ)
9	q_1	[	[	(q_1, Λ)
10	q_1	]	]	(q_1, Λ)
11	q_1	$	$	(q_1, Λ)
12	q_1	Λ	Z_0	(q_2, Z_0)
otras combinaciones				ninguna

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

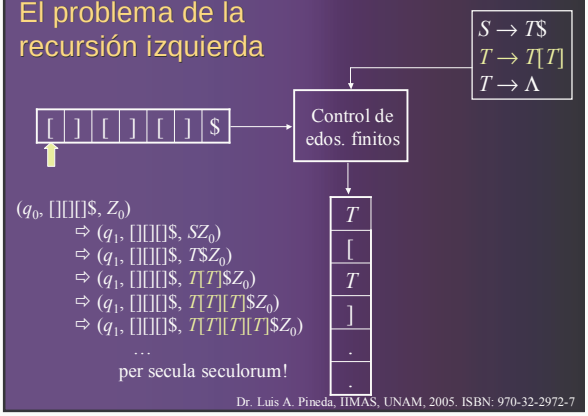
El problema de la recursión izquierda



$(q_0, []\,[]\,[]\$, Z_0)$
⇨ $(q_1, []\,[]\,[]\$, SZ_0)$
⇨ $(q_1, []\,[]\,[]\$, T\$Z_0)$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

El problema de la recursión izquierda



$(q_0, []\,[]\,[]\$, Z_0)$
⇨ $(q_1, []\,[]\,[]\$, SZ_0)$
⇨ $(q_1, []\,[]\,[]\$, T\$Z_0)$
⇨ $(q_1, []\,[]\,[]\$, T[T]\$Z_0)$
⇨ $(q_1, []\,[]\,[]\$, T[T][T]\$Z_0)$
⇨ $(q_1, []\,[]\,[]\$, T[T][T][T]\$Z_0)$
…
per secula seculorum!

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Eleminando la recursión izquierda

- La solución:
  - Encontra una gramática equivalente sin recursión izq.
- Considerar las producciones-T (β no empieza con *T)*

$$T \rightarrow T\alpha \mid \beta$$

- Es posible generar $\beta\alpha^n$:

$$T \rightarrow T\alpha,\ T \rightarrow T\alpha\alpha,\ \ldots,\ T \rightarrow T\alpha^n$$

pero $T \rightarrow \beta$ & $T \rightarrow \beta\alpha^n$

- *T* genera la concatenación de β con la cerradura de α:

$$T \rightarrow \beta U \ \ \& \ U \rightarrow \alpha^n$$

$$T \rightarrow \beta U \ \ \& \ U \rightarrow \alpha U \mid \Lambda$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Eleminando la recursión izquierda

- La solución:
  - Encontra una gramática equivalente sin recursión izq.
- Considerar las producciones-T (β no empieza con *T)*

$$T \rightarrow T\alpha \mid \beta$$

- Reemplazar por:

$$T \rightarrow \beta U \ \ \& \ U \rightarrow \alpha U \mid \Lambda$$

- Ejemplo:

$$T \rightarrow T[T] \mid \Lambda \qquad (\alpha = [T],\ \beta = \Lambda)$$

- Reemplazar por:

$$T \rightarrow U \ \ \& \ U \rightarrow [T]U \mid \Lambda$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Factorización

- Otra vez la gramática original:

$$S \rightarrow T\$\ ,\ \ T \rightarrow [T]T \mid \Lambda$$

- Eleminar las producciones-Λ

$$S \rightarrow T\$\ ,\ \ T \rightarrow [T]T \mid []T \mid [T] \mid []$$

- Considerar el parseo por un lookahead AP:

$$S \rightarrow T\$,\ \ T \rightarrow [T]T \mid []T \mid [T] \mid []$$

  - Cuando *T* está hasta arriba del stack hay 4 opciones
- Factorizar el primer símbolo del lado derecho:

$$S \rightarrow T\$,\ \ T \rightarrow [\mathrm{U},\ \mathrm{U} \rightarrow T]T \mid]T \mid T] \mid]$$

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Factorización

- Los lados derechos que empiezan con $T]$ se pueden factorizar:
  $S \rightarrow T\$,\ T \rightarrow [U,\quad U \rightarrow T]T\,|\,]T\,|\,T]\,|\,]$
- Factorizar otra vez los lados derechos que empiezan igual:
  Sea $W \rightarrow T \mid \Lambda$
  Entonces en $U \rightarrow T]W \mid]W$
  Consecuentemente:
  $S \rightarrow T\$,\ T \rightarrow [U,\quad U \rightarrow T]W \mid]W\ \&\ W \rightarrow T \mid \Lambda$
- Eliminando a T $(T \rightarrow [U\,)$:
  $S \rightarrow [U\$,\ U \rightarrow [U]W \mid]W\ \&\ W \rightarrow [U \mid \Lambda$
- El primer símbolo del lado derecho de todas las producciones con el mismo lado izquierdo es siempre diferente

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Gramáticas *LL*(1)

- Gramáticas *LL*(1):
  - Sin recursión izquierda
  - Factorizadas: Para todas las producciones $\alpha \rightarrow a_i\beta$, donde a_i es diferentes para todas las producciones con el mismo lado izquierdo α

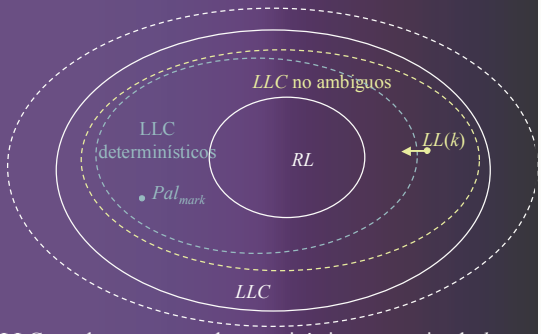
Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Gramáticas *LL*(1)

- Se pueden parsear determinísticamente con un AP top-down viendo un símbolo hacia delante en la cinta de entrada
- Gramáticas *LL*(*k*):
  - Parseo top-down determinístico
  - Viendo *k* símbolos hacia delante en la cinta de entrada

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

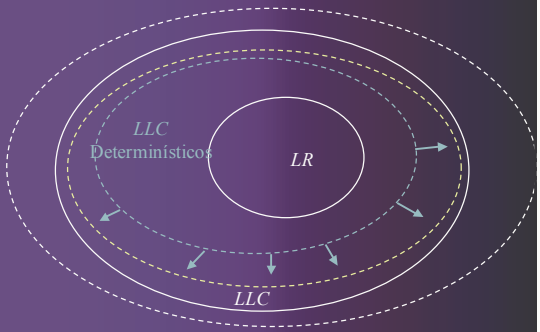
LLC no ambiguos



- LLC pueden parsearse deteterminísticamente viendo *k* hacia delante en la cinta de entrada

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7

Aumentando el espacio de las *LLC-D*



El parseo determinístico extiende la clase de los *LLC-D*

Dr. Luis A. Pineda, IIMAS, UNAM, 2005. ISBN: 970-32-2972-7