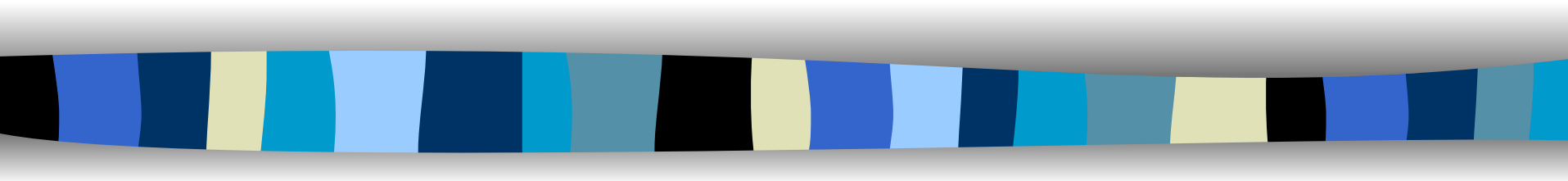
Tabelle SLR



Costruzione di tabelle di Parsing SLR

Metodo simple LR

- Metodo di costruzione di una tabella di parsing LR
- Abbreviazione: SLR
- Parser SLR: parser LR che usa una tabella di parsing SLR
- Grammatica SLR: grammatica per cui esiste un parser SLR

Potenza del metodo

- È il metodo di costruzione di tabelle LR più semplice
- È il metodo meno potente: ha successo per meno grammatiche rispetto agli altri due che vedremo
- È Il metodo più semplice da implementare

Item LR(0)

- Un item LR(0) per una grammatica G è una produzione di G con un **punto** in qualche posizione della parte destra della produzione
- Es: la produzione A $\rightarrow$XYZ può dar luogo a quattro item LR(0):
  1. $A \rightarrow \bullet XYZ$
  2. $A \rightarrow X \bullet YZ$
  3. $A \rightarrow XY \bullet Z$
  4. $A \rightarrow XYZ \bullet$

Item LR(0)

- La produzione $A \rightarrow \varepsilon$ dà luogo ad un solo item LR(0), cioè $A \rightarrow \bullet$
- Un item può essere rappresentato efficacemente con due numeri interi: il numero della produzione e la posizione del punto
- Un item indica quanto di una produzione è stato visto ad un certo punto del parsing
- Es: $A \rightarrow X \bullet YZ$ indica che X è stato visto e ci si aspetta di vedere YZ

Idea Centrale del metodo SLR

- Gli item sono gli stati di un NFA che riconosce i viable prefixes
- Insiemi di item sono gli stati del DFA che si ottiene da questo NFA con la costruzione dei sottoinsiemi
- Una collezione di insiemi di item LR(0) costituisce la base per costruire un parser SLR

Collezione canonica LR(0)

- G grammatica con simbolo iniziale S
- G' grammatica G aumentata con un nuovo simbolo iniziale S' e la produzione S' $\rightarrow$ S
- Questo accorgimento serve ad indicare al parser la fine del parsing: il parsing ha successo se e solo se l'input è terminato e c'è una riduzione con la produzione S' $\rightarrow$ S

Operazione di *closure*

- I insieme di item
- *closure*(I) è un insieme di item costruito da I come segue:
  1. Inizialmente poni *closure*(I) uguale a I
  2. Se $A \rightarrow \alpha \bullet B\beta$ è in *closure*(I) e $B \rightarrow \gamma$ è una produzione, allora aggiungi $B \rightarrow \bullet \gamma$ a *closure*(I), se non è già presente. Applica questa regola fino a quando nessun altro item può essere aggiunto a *closure*(I)

Operazione di *closure*

- Intuizione: la presenza di $A \rightarrow \alpha \bullet B\beta$ in *closure*(I) indica che, ad un certo punto del processo di parsing, ci aspettiamo di vedere nell'input una stringa derivabile da $B\beta$
- Se $B \rightarrow \beta$ è una produzione, allora è possibile che ci sia una stringa derivabile da γ, a questo punto dell'input
- Per questa ragione aggiungiamo anche l'item $B \rightarrow \bullet \gamma$ a *closure*(I)

Esempio *closure*

- $E' \rightarrow E$
- $E \rightarrow E + T \mid T$
- $T \rightarrow T * F \mid F$
- $F \rightarrow (E) \mid \mathbf{id}$
- $I = \{E' \rightarrow \bullet E\}$
- *closure*$(I) = \{E' \rightarrow \bullet E\} \cup \{E \rightarrow \bullet E + T,$
  $E \rightarrow \bullet T\} \cup \{T \rightarrow \bullet T * F, T \rightarrow \bullet F\} \cup$
  $\{F \rightarrow \bullet (E), F \rightarrow \bullet \mathbf{id}\}$

Kernel item

- Si noti che se un item $B \rightarrow \bullet \gamma$ viene inserito in *closure*(I), allora anche tutte le produzioni di B vengono inserite con il punto nella posizione più a sinistra
- In effetti basterebbe indicare solo B convenendo che rappresenta tutte le sue produzioni con il punto nella posizione più a sinistra

Kernel item

- Kernel item: S' $\rightarrow$ • S oppure un item con il punto non nella posizione più a sinistra
- Non-kernel item: tutti gli altri (quelli che hanno il punto nella posizione più a sinistra)
- Ogni insieme di item può essere generato con una *closure* a partire da un certo insieme di kernel item
- Questa proprietà è utile per minimizzare lo spazio necessario per memorizzare gli insiemi di item

Operazione *goto*

- I insieme di item
- X simbolo della grammatica
- *goto*(I,X) = *closure*({ $A \rightarrow \alpha X \bullet \beta$ | $A \rightarrow \alpha \bullet X\beta \in I$})
- Se I è un insieme di item validi per un qualche viable prefix γ, allora *goto*(I,X) è il set di item validi per il viable prefix γX

Esempio *goto*

- I = {E' $\rightarrow$ •E, E $\rightarrow$ E • + T}
- *goto*(I,+) = *closure*({E $\rightarrow$ E + • T}) = {

  E$\rightarrow$ E + • T,

  T $\rightarrow$ • T * F,

  T $\rightarrow$ • F,

  F$\rightarrow$•(E),

  F$\rightarrow$ •**id** }

Collezione canonica LR(0)

procedure items(G');
begin
C := { *closure*({S' → •S}) }
repeat
for each insieme di item I in C e simbolo X tale che *goto*(I,X) non è vuoto **do**
aggiungi goto(I,X) a C
until non possono essere aggiunti nuovi insiemi di item a C
end;

Esempio

- Costruiamo la collezione canonica LR(0) per la solita grammatica
- $E' \rightarrow E$
- $E \rightarrow E + T \mid T$
- $T \rightarrow T * F \mid F$
- $F \rightarrow (E) \mid \mathbf{id}$

Esempio

- Il primo insieme di item che inseriamo in C è I_0 = *closure*({E' $\rightarrow$•E})= {E' $\rightarrow$ •E,
  E $\rightarrow$ • E + T,
  E $\rightarrow$ • T,
  T $\rightarrow$ • T * F,
  T $\rightarrow$ • F,
  F $\rightarrow$ • (E),
  F $\rightarrow$ • **id** }
- Iniziamo il ciclo. Vediamo subito che *goto*(I_0,E) non è vuoto perché in I_0 ci sono i due item E' $\rightarrow$ •E e E $\rightarrow$ • E + T

Esempio

- *goto*(I_0,E)=

  closure({E' $\rightarrow$ E•, E $\rightarrow$ E • + T}) =

  {E' $\rightarrow$ E•,

  E $\rightarrow$ E • + T}

- Chiamiamo I_1 questo nuovo insieme ed aggiungiamolo a C

Esempio

- Continuiamo con *goto*(I_0,T)=

  closure({E$\rightarrow$ T•, T $\rightarrow$ T• * F}) =

  {E$\rightarrow$ T•,

  T $\rightarrow$ T• * F}

- Anche questo insieme non è presente in C e quindi lo inseriamo con il nome I_2
- *goto*(I_0,F) = *closure*({T $\rightarrow$ F • }) =

  {T $\rightarrow$ F • } = I_3

Esempio (continuando)

- *goto*(I_0, '('$)$=*closure*({F$\rightarrow$ (• E)}) =
  {F $\rightarrow$ (• E),
  E $\rightarrow$ • E + T,
  E $\rightarrow$ • T,
  T $\rightarrow$ • T * F,
  T $\rightarrow$ • F,
  F $\rightarrow$ • (E),
  F $\rightarrow$ • **id** }) = I_4
- Questa volta l'operazione di chiusura ha rigenerato tutti gli item di I_0 dall'item F$\rightarrow$ (• E)

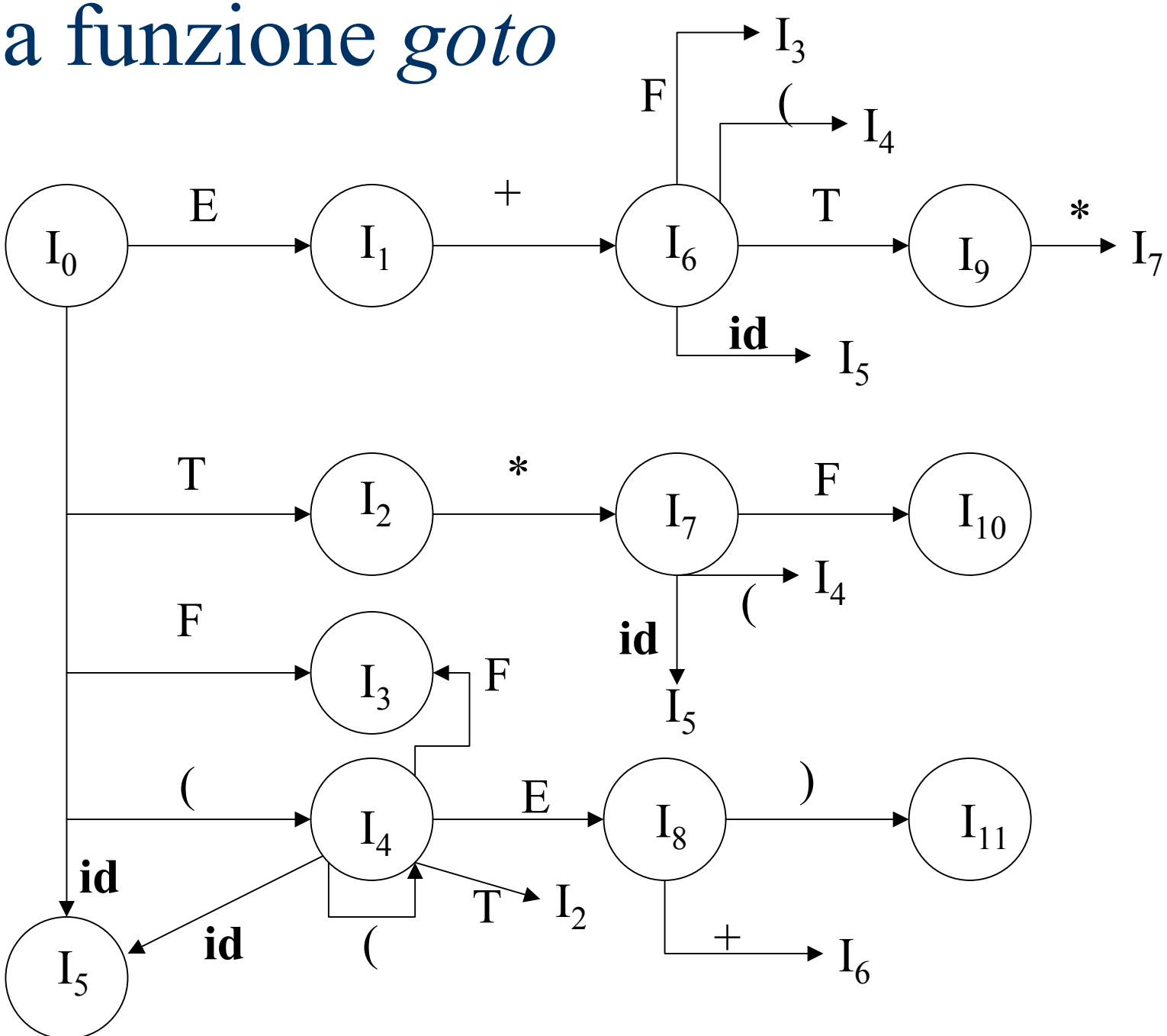
Esempio (continuando)

- $I_5 = \{F \rightarrow \mathbf{id} \bullet \}$
- $I_6 = \{E \rightarrow E + \bullet T,$
  $T \rightarrow \bullet T * F,$
  $T \rightarrow \bullet F,$
  $F \rightarrow \bullet (E),$
  $F \rightarrow \bullet \mathbf{id} \}$
- $I_7 = \{T \rightarrow T * \bullet F,$
  $F \rightarrow \bullet (E),$
  $F \rightarrow \bullet \mathbf{id} \}$
- $I_8 = \{E \rightarrow E \bullet + T,$
  $F \rightarrow (E \bullet) \}$

Esempio

- $I_9 = \{E \rightarrow E + T \bullet ,$
  $T \rightarrow T \bullet * F\}$
- $I_{10} = \{T \rightarrow T * F \bullet \}$
- $I_{11} = \{F \rightarrow (E) \bullet \}$

La funzione *goto*



La funzione *goto*

- Si noti che il precedente è un DFA: non è un caso!
- Se ogni stato di questo automa è uno stato finale e I_0 è lo stato iniziale, allora l'automa riconosce tutti e soli i viable prefixes della grammatica aumentata
- L'algoritmo aveva intenzione di costruire proprio un automa di questo genere

Item validi

- Un item $A \rightarrow \beta_1 \bullet \beta_2$ si dice **valido** per un viable prefix $\alpha\beta_1$ se e solo se esiste una derivazione:

$$S \Rightarrow^*_{rm} \alpha A w \Rightarrow_{rm} \alpha\beta_1\beta_2 w$$

- In generale un item sarà valido per più viable prefixes
- L'informazione sul fatto che un certo $A \rightarrow \beta_1 \bullet \beta_2$ è **valido** per $\alpha\beta_1$ ci aiuta molto nella decisione fra lo shift e il reduce

Item validi

- Se durante il parsing troviamo sullo stack $\alpha\beta_1$ allora:
  - Se β_2 è diversa da ε allora la *è possibile* che la handle non è ancora stata messa interamente sullo stack. *Dovremmo* procedere quindi a fare uno shift
  - Se β_2 è ε allora *è possibile* che $A \rightarrow \beta_1$ sia la handle e quindi la mossa *dovrebbe* essere una riduzione con questa produzione

Item validi

- Tuttavia può succedere che due diversi item validi per lo stesso viable prefix indichino mosse diverse
- Alcuni di questi **conflitti** possono essere risolti guardando il simbolo di lookahead oppure applicando metodi più potenti
- Come sappiamo, in generale, non tutti i conflitti possono essere risolti se il metodo LR scelto viene usato su una grammatica arbitraria

Item validi

- Come trovare gli item validi per un certo viable prefix?
- **Teorema**: L'insieme degli item validi per un viable prefix γ è esattamente l'insieme di item raggiunto dallo stato iniziale lungo un cammino etichettato γ del DFA rappresentato dalla funzione *goto* fra gli stati della collezione canonica LR(0)

Item validi: esempio

- È facile convincersi che E + T * è un viable prefix per la nostra grammatica aumentata
- "Eseguendo" questa stringa nell'automa che rappresenta la funzione goto si arriva nello stato I_7
- $I_7 = \{T \rightarrow T * \bullet F,$
  $F \rightarrow \bullet (E),$
  $F \rightarrow \bullet \mathbf{id} \}$
- Questi tre item sono esattamente gli item validi per E + T *

Item validi: esempio

- Per convincerci che sono validi, consideriamo le seguenti derivazioni rightmost:

1. $E' \Rightarrow E \Rightarrow E+T \Rightarrow E+T*F$ ($T \rightarrow T * \bullet F$ valido)
2. $E' \Rightarrow E \Rightarrow E+T \Rightarrow E+T*F \Rightarrow E+T*(E)$ ($F \rightarrow \bullet (E)$ valido)
3. $E' \Rightarrow E \Rightarrow E+T \Rightarrow E+T*F \Rightarrow E+T*\mathbf{id}$ ($F \rightarrow \bullet \mathbf{id}$ valido)

- Non ci sono altri item validi per E + T *

Tabelle di parsing SLR

- Ingredienti:
  - Grammatica aumentata G'
  - DFA che riconosce i viable prefixes di G' (funzione *goto*)
  - FOLLOW(A) per ogni non terminale A di G'
- Output: tabella di parsing LR (se è multidefinita in almeno un'entrata la grammatica non è analizzabile SLR(1))

Algoritmo

1. Costruisci C = $\{I_0, I_1, \ldots, I_n\}$, la collezione canonica LR(0)
2. Lo stato *i* del parser LR è costruito a partire da I_i. Le azioni di parsing per lo stato *i* sono determinate come segue:
   a) Se $A \rightarrow \alpha \bullet a\beta \in I_i$ e *goto*(I_i,a) = I_j, allora poni *action*[*i*,a]:= "shift *j*" (a è terminale!)
   b) Se $A \rightarrow \alpha \bullet \in I_i$, allora poni *action*[*i*,a] := "reduce $A \rightarrow \alpha$" per tutte le $a \in$ FOLLOW(A) ($A \neq S'$)
   c) Se $S' \rightarrow S \bullet \in I_i$, allora poni *action*[*i*,$] := "accept"

Algoritmo

- La tabella *action*+*goto* del parser LR così ottenuto è data dalla tabella *action* così costruita e dalla funzione *goto* calcolata durante la costruzione della collezione canonica LR(0)
- Lo stato iniziale del parser LR così ottenuto è quello costruito dall'insieme di item che contiene S' $\rightarrow$ • S
- Tutte le entrate non definite sono entrate "error"

Esempio

- Calcoliamo la tabella SLR per la nostra solita grammatica aumentata
- Abbiamo già calcolato la collezione canonica LR(0)
- Esaminiamo tutti gli stati e seguiamo le istruzioni
- Cominciamo con lo stato I_0 che è quello iniziale

Esempio

- I_0 = {E' $\rightarrow$ •E,
  E $\rightarrow$ • E + T,
  E $\rightarrow$ • T,
  T $\rightarrow$ • T * F,
  T $\rightarrow$ • F,
  F $\rightarrow$ • (E),
  F $\rightarrow$ • **id** }
- L'item F $\rightarrow$ • (E) indica di porre *action*[0,(]:= "shift 4" (poiché goto(I_0,()= I_4)
- L'item F $\rightarrow$ • **id** indica di porre *action*[0,**id**]:= "shift 5" (poiché goto(I_0,**id**)= I_5)
- Gli altri item di I_0 non suggeriscono azioni

Esempio

- I_1= {E' $\rightarrow$ E•,
  E $\rightarrow$ E • + T}
- L'item E' $\rightarrow$ E• suggerisce di porre *action*[1,$]= "accept"
- L'item E $\rightarrow$ E • + T suggerisce di porre *action*[1,+]= "shift 6" poiché *goto*(I_1,+) = I_6

Esempio

- I_2 ={E$\rightarrow$ T•,
  T $\rightarrow$ T• * F}
- L'item E$\rightarrow$ T• suggerisce di effettuare una reduce. Si ha che FOLLOW(E)={$,+,)} e quindi *action*[2,$] := *action*[2,+] := *action*[2,)] := "reduce E$\rightarrow$ T"
- L'item T $\rightarrow$ T• * F suggerisce *action*[2,*]="shift 7"

Esempio

- Continuando in questo modo otteniamo la tabella di parsing LR che avevamo già visto per questa grammatica quando illustravamo il funzionamento di un parser LR
- Siccome non ci sono entrate multidefinite concludiamo che la grammatica è SLR(1)

La tabella SLR(1)

	action						*goto*		
Stato	**id**	+	*	(	)	$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

Grammatiche non SLR(1)

- Sappiamo già che nessuna grammatica ambigua può essere LR, quindi tantomeno SLR
- Ci sono grammatiche non ambigue che però non sono SLR. Ad esempio:

  $S \rightarrow L = R \mid R$

  $L \rightarrow * R \mid \mathbf{id}$

  $R \rightarrow L$

Esempio

- Questa grammatica non è ambigua
- Genera gli assegnamenti fra identificatori e puntatori oppure espressioni di locazioni o valori
- Es: **id** = * **id**, * **id** = **id**, ***id**
- L sta per locazione, R è un valore che può essere memorizzato in una locazione, * sta per “il contenuto di”

Collezione canonica LR(0)

$I_0 = \{S' \rightarrow \bullet S,$
$S \rightarrow \bullet L=R,$
$S \rightarrow \bullet R,$
$L \rightarrow \bullet *R,$
$L \rightarrow \bullet \mathbf{id},$
$R \rightarrow \bullet L\}$

$I_1 = \{S' \rightarrow S\bullet\}$

$I_2 = \{S \rightarrow L\bullet=R,$
$R \rightarrow L\bullet\}$

$I_3 = \{S \rightarrow \bullet R\}$

$I_4 = \{L \rightarrow *\bullet R,$
$R \rightarrow \bullet L,$
$L \rightarrow \bullet *R,$
$L \rightarrow \bullet \mathbf{id}\}$

$I5 = \{ L \rightarrow \mathbf{id}\bullet\}$

Esempio

$I_6 = \{S \rightarrow L{=}\bullet R,$

$R \rightarrow \bullet L,$

$L \rightarrow \bullet{*}R,$

$L \rightarrow \bullet \mathbf{id}\}$

$I_7 = \{L \rightarrow {*}R\bullet\}$

$I_8 = \{ R \rightarrow L\bullet\}$

$I_9 = \{ S \rightarrow L{=}R\bullet\}$

Esempio

- Consideriamo lo stato 2.
- L'item S→ L•=R fa porre action[2,=] := "shift 6"
- L'item R → L• suggerisce una riduzione. Ma il simbolo = appartiene a FOLLOW(R) e quindi si ha anche che action[2,=] := "reduce R → L"
- Un conflitto shift/reduce sul simbolo di input = nello stato 2.
- Il metodo SLR non è abbastanza potente per decidere quale azione intraprendere avendo visto una stringa riducibile ad L e il segno =