

LR elemzések (SLR(1) és LR(1) elemzések)

Fordítóprogramok előadás (A,C,T szakirány)

Emlékeztető: LR(0) elemzés

- A lexikális elemző által előállított szimbólumsorozatot balról jobbra olvassuk, a szimbólumokat az elemző vermébe tesszük.

Emlékeztető: LR(0) elemzés

- A lexikális elemző által előállított szimbólumsorozatot balról jobbra olvassuk, a szimbólumokat az elemző vermébe tesszük.
- Léptetés: egy új szimbólumot teszünk a bemenetről a verem tetejére.
- Redukálás: a verem tetején lévő szabály-jobboldalt helyettesítjük a szabály bal oldalán álló nemterminálissal.

Emlékeztető: LR(0) elemzés

- A lexikális elemző által előállított szimbólumsorozatot balról jobbra olvassuk, a szimbólumokat az elemző vermébe tesszük.
- Léptetés: egy új szimbólumot teszünk a bemenetről a verem tetejére.
- Redukálás: a verem tetején lévő szabály-jobboldalt helyettesítjük a szabály bal oldalán álló nemterminálissal.
- LR(0): az alkalmazandó műveletről *előreolvasás nélkül* döntünk.
- A háttérben egy véges determinisztikus automata működik:
 - az automata átmeneteit a verem tetejére kerülő szimbólumok határozzák meg
 - ha az automata végállapotba jut, redukálni kell
 - egyéb állapotban pedig léptetni

Emlékeztető: LR(0) elemzés

- Az automata állapotai a *kanonikus halmazok*.
 - „Melyik szabály építésében hol tartunk éppen?”
 - elemei az LR(0)-elemek

Kanonikus halmaz és jelentése

A $\{[S \rightarrow a.Ad], [A \rightarrow .bA], [A \rightarrow .c]\}$ kanonikus halmaz jelentése:

„Az adott állapotban az $S \rightarrow a.Ad$, $A \rightarrow bA$ és $A \rightarrow c$ szabályok jobboldalait építhetjük. A $S \rightarrow a.Ad$ szabályból az a szimbólumot már elemeztük, az Ad rész még hátra van. A másik két szabály építése most kezdődhet.”

Emlékeztető: LR(0) elemzés

- *Lezárás (closure)* művelet: segítségével adhatók meg az egy kanonikus halmazba tartozó LR(0)-elemek.

Lezárás

$$\text{closure}([S \rightarrow a.Ad]) = \{[S \rightarrow a.Ad], [A \rightarrow .bA], [A \rightarrow .c]\}$$

Emlékeztető: LR(0) elemzés

- Lezárás (*closure*) művelet: segítségével adhatók meg az egy kanonikus halmazba tartozó LR(0)-elemek.

Lezárás

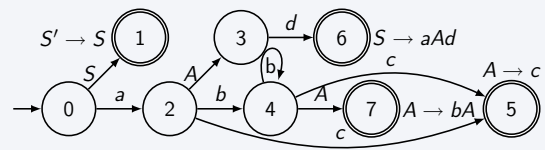
$$\text{closure}([S \rightarrow a.Ad]) = \{[S \rightarrow a.Ad], [A \rightarrow .bA], [A \rightarrow .c]\}$$

- Olvásás (*read*) művelet: megadja, hogy egy kanonikus halmazból egy adott szimbólum olvasásával melyik kanonikus halmazba jutunk. Ezek lesznek az automata átmenetei.

Olvásás

$$\begin{aligned} \text{read}(\{[S \rightarrow a.Ad], [A \rightarrow .bA], [A \rightarrow .c]\}, b) &= \\ &= \text{closure}([A \rightarrow b.A]) = \\ &= \{[A \rightarrow b.A], [A \rightarrow .bA], [A \rightarrow .c]\} \end{aligned}$$

Emlékeztető: LR(0) elemzés



$$\dots$$

$$\mathcal{I}_2 = \{[S \rightarrow a.Ad], [A \rightarrow .bA], [A \rightarrow .c]\}$$

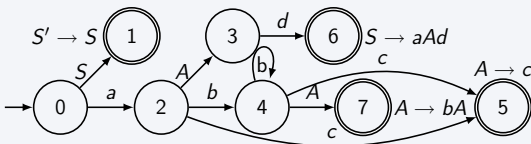
$$\dots$$

$$\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_2, b) = \{[A \rightarrow b.A], [A \rightarrow .bA], [A \rightarrow .c]\}$$

$$\mathcal{I}_5 = \text{read}(\mathcal{I}_2, c) = \text{read}(\mathcal{I}_4, c) = \{[A \rightarrow c.]\}$$

Elfogadó állapot: „a hozzá tartozó elemeknek a végén van a pont”

Emlékeztető: LR(0) elemzés



állapot	akció	S	A	a	b	c	d
0	léptetés	1		2			
1	OK						
2	léptetés		3		4	5	
3	léptetés						6
4	léptetés		7		4	5	
5	redukálás ($A \rightarrow c$)						
6	redukálás ($S \rightarrow aAd$)						
7	redukálás ($A \rightarrow bA$)						

Konfliktusok

- Az LR(0) tulajdonság biztosította, hogy a táblázat egy cellájába sem kerül két különböző műveletet, azaz a táblázat *konfliktusmentes*.
- Mi történik, ha nem LR(0) a grammatika?

Konfliktusok

- Az LR(0) tulajdonság biztosította, hogy a táblázat egy cellájába sem kerül két különböző műveletet, azaz a táblázat *konfliktusmentes*.
- Mi történik, ha nem LR(0) a grammatika?

A helyes zárójelzés

$$\begin{aligned} S' &\rightarrow S \\ S &\rightarrow \epsilon \mid (S)S \end{aligned}$$

Konfliktusok

- Az LR(0) tulajdonság biztosította, hogy a táblázat egy cellájába sem kerül két különböző műveletet, azaz a táblázat *konfliktusmentes*.
- Mi történik, ha nem LR(0) a grammatika?

A helyes zárójelzés

$$\begin{aligned} S' &\rightarrow S \\ S &\rightarrow \epsilon \mid (S)S \\ S' &\Rightarrow S \Rightarrow (S)S \Rightarrow (S) \Rightarrow () \\ S' &\Rightarrow S \Rightarrow (S)S \Rightarrow (S) \Rightarrow ((S)S) \Rightarrow ((S)) \Rightarrow (()) \end{aligned}$$

Konfliktusok

- Az LR(0) tulajdonság biztosította, hogy a táblázat egy cellájába sem kerül két különböző műveletet, azaz a táblázat *konfliktusmentes*.
- Mi történik, ha nem LR(0) a grammatika?

A helyes zárójelzés

$S' \rightarrow S$
 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$

$S' \Rightarrow S \Rightarrow (S)S \Rightarrow (S) \Rightarrow ()$
 $S' \Rightarrow S \Rightarrow (S)S \Rightarrow (S) \Rightarrow ((S)S) \Rightarrow ((S)) \Rightarrow (())$

Az piros részek elolvasása után:

- az első esetben $S \rightarrow \epsilon$ szerinti redukciót kell végrehajtani,
- a második esetben léptetni kell.

Előreolvasás nélkül nem tudunk dönteni, nem LR(0) grammatika.

Példa: helyes zárójelzés

Példa grammatika

- 1 $S' \rightarrow S$
- 2 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$

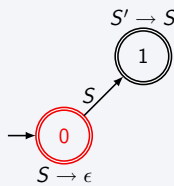


$I_0 = closure([S' \rightarrow .S]) = \{[S' \rightarrow .S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\}$

Példa: helyes zárójelzés

Példa grammatika

- 1 $S' \rightarrow S$
- 2 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$

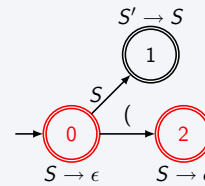


$I_0 = closure([S' \rightarrow .S]) = \{[S' \rightarrow .S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\}$
 $I_1 = read(I_0, S) = \{[S' \rightarrow S.]\}$

Példa: helyes zárójelzés

Példa grammatika

- 1 $S' \rightarrow S$
- 2 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$

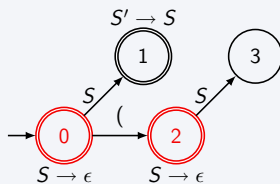


$I_0 = closure([S' \rightarrow .S]) = \{[S' \rightarrow .S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\}$
 $I_1 = read(I_0, S) = \{[S' \rightarrow S.]\}$
 $I_2 = read(I_0, ()) = \{[S \rightarrow (.S)S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\}$

Példa: helyes zárójelzés

Példa grammatika

- 1 $S' \rightarrow S$
- 2 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$

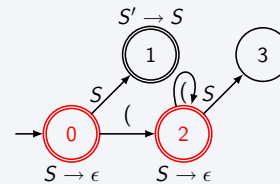


$I_0 = closure([S' \rightarrow .S]) = \{[S' \rightarrow .S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\}$
 $I_1 = read(I_0, S) = \{[S' \rightarrow S.]\}$
 $I_2 = read(I_0, ()) = \{[S \rightarrow (.S)S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\}$
 $I_3 = read(I_2, S) = \{[S \rightarrow (S.)S]\}$

Példa: helyes zárójelzés

Példa grammatika

- 1 $S' \rightarrow S$
- 2 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$

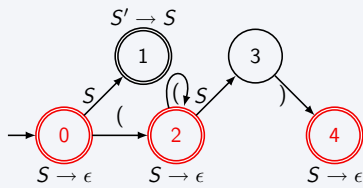


$I_0 = closure([S' \rightarrow .S]) = \{[S' \rightarrow .S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\}$
 $I_1 = read(I_0, S) = \{[S' \rightarrow S.]\}$
 $I_2 = read(I_0, ()) = \{[S \rightarrow (.S)S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\}$
 $I_3 = read(I_2, S) = \{[S \rightarrow (S.)S]\}$
 $read(I_2, ()) = \{[S \rightarrow (.S)S], [S \rightarrow .], [S \rightarrow .(S)S]\} = I_2$

Példa: helyes zárójelzés

Példa grammatika

- 1 $S' \rightarrow S$
- 2 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$

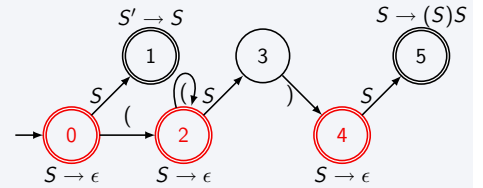


$\mathcal{I}_0 = \text{closure}([S' \rightarrow \cdot S]) = \{[S' \rightarrow \cdot S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$
 $\mathcal{I}_1 = \text{read}(\mathcal{I}_0, S) = \{[S' \rightarrow S \cdot]\}$
 $\mathcal{I}_2 = \text{read}(\mathcal{I}_0, () = \{[S \rightarrow (\cdot S)S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$
 $\mathcal{I}_3 = \text{read}(\mathcal{I}_2, S) = \{[S \rightarrow (S \cdot)S]\}$
 $\text{read}(\mathcal{I}_2, () = \{[S \rightarrow (\cdot S)S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\} = \mathcal{I}_2$
 $\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_3,)) = \{[S \rightarrow (S) \cdot S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$

Példa: helyes zárójelzés

Példa grammatika

- 1 $S' \rightarrow S$
- 2 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$

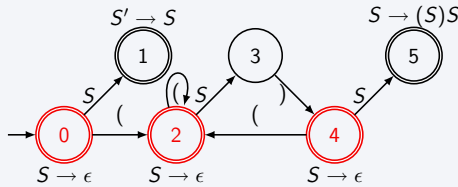


$\mathcal{I}_0 = \text{closure}([S' \rightarrow \cdot S]) = \{[S' \rightarrow \cdot S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$
 $\mathcal{I}_1 = \text{read}(\mathcal{I}_0, S) = \{[S' \rightarrow S \cdot]\}$
 $\mathcal{I}_2 = \text{read}(\mathcal{I}_0, () = \{[S \rightarrow (\cdot S)S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$
 $\mathcal{I}_3 = \text{read}(\mathcal{I}_2, S) = \{[S \rightarrow (S \cdot)S]\}$
 $\text{read}(\mathcal{I}_2, () = \{[S \rightarrow (\cdot S)S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\} = \mathcal{I}_2$
 $\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_3,)) = \{[S \rightarrow (S) \cdot S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$
 $\mathcal{I}_5 = \text{read}(\mathcal{I}_4, S) = \{[S \rightarrow (S)S \cdot]\}$

Példa: helyes zárójelzés

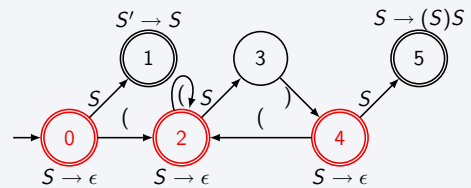
Példa grammatika

- 1 $S' \rightarrow S$
- 2 $S \rightarrow \epsilon \mid (S)S$



$\mathcal{I}_0 = \text{closure}([S' \rightarrow \cdot S]) = \{[S' \rightarrow \cdot S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$
 $\mathcal{I}_1 = \text{read}(\mathcal{I}_0, S) = \{[S' \rightarrow S \cdot]\}$
 $\mathcal{I}_2 = \text{read}(\mathcal{I}_0, () = \{[S \rightarrow (\cdot S)S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$
 $\mathcal{I}_3 = \text{read}(\mathcal{I}_2, S) = \{[S \rightarrow (S \cdot)S]\}$
 $\text{read}(\mathcal{I}_2, () = \{[S \rightarrow (\cdot S)S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\} = \mathcal{I}_2$
 $\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_3,)) = \{[S \rightarrow (S) \cdot S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$
 $\mathcal{I}_5 = \text{read}(\mathcal{I}_4, S) = \{[S \rightarrow (S)S \cdot]\}$
 $\text{read}(\mathcal{I}_4, () = \{[S \rightarrow (\cdot S)S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\} = \mathcal{I}_2$

Konfliktusok az LR(0) elemző táblázatban



	akció	S	()
0	léptetés / redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	1	2	
1	OK			
2	léptetés / redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	3	2	
3	léptetés		4	
4	léptetés / redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	5	(
5	redukálás ($S \rightarrow (S)S$)			

Az SLR(1) elemzés alapötlete

- Olvassunk előre egy szimbólumot!
 - léptessünk, ha az automata tud lépni az előreolvasott szimbólummal
 - redukáljunk, ha az előreolvasott szimbólum benne van a szabályhoz tartozó nemterminális FOLLOW₁ halmazában

Az SLR(1) elemzés alapötlete

- Olvassunk előre egy szimbólumot!
 - léptessünk, ha az automata tud lépni az előreolvasott szimbólummal
 - redukáljunk, ha az előreolvasott szimbólum benne van a szabályhoz tartozó nemterminális FOLLOW₁ halmazában

A helyes zárójelzés

$S' \Rightarrow S \Rightarrow (S)S \Rightarrow (S) \Rightarrow ()$
 $S' \Rightarrow S \Rightarrow (S)S \Rightarrow (S) \Rightarrow ((S)S) \Rightarrow ((S)) \Rightarrow ((()))$

$\mathcal{I}_2 = \{[S \rightarrow (\cdot S)S], [S \rightarrow \cdot], [S \rightarrow \cdot(S)S]\}$

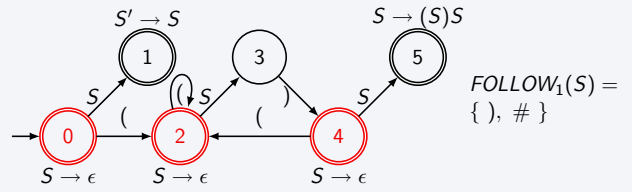
Az piros részek elolvasása után \mathcal{I}_2 állapotban van az automata:

- az első esetben $S \rightarrow \epsilon$ szerinti redukciót kell végrehajtani, mert $\epsilon \in \text{FOLLOW}_1(S)$.
- a második esetben léptetni kell, mert $[S \rightarrow \cdot(S)S] \in \mathcal{I}_2$.

Az SLR(1) elemzés szabályai

- Ha az aktuális állapot i , és az előreolvasás eredménye az a szimbólum:
 - ha $[A \rightarrow \alpha.a\beta] \in \mathcal{I}_i$ és $read(\mathcal{I}_i, a) = \mathcal{I}_j$, akkor léptetni kell, és átlépni a j állapotba,
 - ha $[A \rightarrow \alpha.] \in \mathcal{I}_i$ ($A \neq S'$) és $a \in FOLLOW_1(A)$, akkor redukálni kell $A \rightarrow \alpha$ szabály szerint,
 - ha $[S' \rightarrow S] \in \mathcal{I}_i$ és $a = \#$, akkor el kell fogadni a szöveget,
 - minden más esetben hibát kell jelezni.
- Ha az i állapotban A kerül a verem tetejére:
 - ha $read(\mathcal{I}_i, A) = \mathcal{I}_j$, akkor át kell lépni a j állapotba,
 - egyébként hibát kell jelezni.

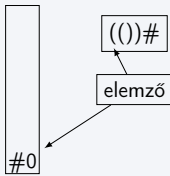
A helyes zárójelzés SLR(1) elemző táblázata



	()	#	S
0	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	1
1			OK	
2	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	3
3		léptetés, 4		
4	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	5
5		redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	

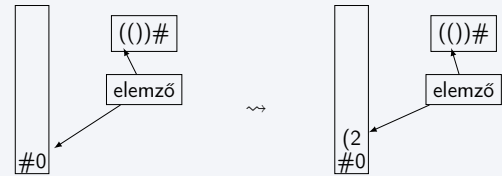
Példa

	()	#	S
0	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	1
1			OK	
2	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	3
3		léptetés, 4		
4	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	5
5		redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	



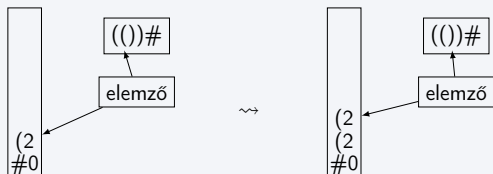
Példa

	()	#	S
0	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	1
1			OK	
2	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	3
3		léptetés, 4		
4	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	5
5		redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	



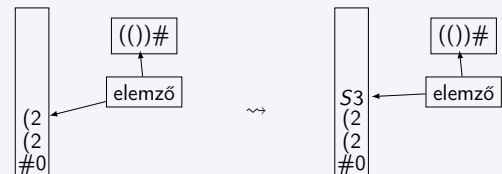
Példa

	()	#	S
0	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	1
1			OK	
2	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	3
3		léptetés, 4		
4	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	5
5		redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	



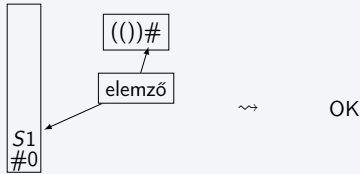
Példa

	()	#	S
0	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	1
1			OK	
2	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	3
3		léptetés, 4		
4	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	5
5		redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	



Példa

	()	#	S
0	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	1
1			OK	
2	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	3
3		léptetés, 4		
4	léptetés, 2	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	redukálás ($S \rightarrow \epsilon$)	5
5		redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	redukálás ($S \rightarrow (S)S$)	



SLR(1) grammatika

Definíció: SLR(1) grammatika

Egy kiegészített grammatika SLR(1) grammatika, ha az SLR(1) elemző táblázata konfliktusmentes.

- elnevezés: „Simple LR”
- jobb, mint az LR(0)
- a valódi programnyelvek nyelvtanai általában nem SLR(1) nyelvtanok

Probléma az SLR(1) elemzéssel

Példa grammatika

$S' \rightarrow S$ Egy program
 $S \rightarrow U \mid E$ az egy utasítás vagy egy értékadás.
 $U \rightarrow a$ Egy utasítás az egy azonosító szimbólum.
 $E \rightarrow V = V$ Egy értékadás változó legyen egyenlő változó alakú.
 $V \rightarrow a$ Egy változó az egy azonosító szimbólum.

Probléma az SLR(1) elemzéssel

Példa grammatika

$S' \rightarrow S$ Egy program
 $S \rightarrow U \mid E$ az egy utasítás vagy egy értékadás.
 $U \rightarrow a$ Egy utasítás az egy azonosító szimbólum.
 $E \rightarrow V = V$ Egy értékadás változó legyen egyenlő változó alakú.
 $V \rightarrow a$ Egy változó az egy azonosító szimbólum.

$\mathcal{I}_0 = \{[S' \rightarrow \cdot S], [S \rightarrow \cdot U], [S \rightarrow \cdot E], [U \rightarrow \cdot a], [E \rightarrow \cdot V = V], [V \rightarrow \cdot a]\}$

...

$\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_0, a) = \{[U \rightarrow a \cdot], [V \rightarrow a \cdot]\}$

Probléma az SLR(1) elemzéssel

Példa grammatika

$S' \rightarrow S$ Egy program
 $S \rightarrow U \mid E$ az egy utasítás vagy egy értékadás.
 $U \rightarrow a$ Egy utasítás az egy azonosító szimbólum.
 $E \rightarrow V = V$ Egy értékadás változó legyen egyenlő változó alakú.
 $V \rightarrow a$ Egy változó az egy azonosító szimbólum.

$\mathcal{I}_0 = \{[S' \rightarrow \cdot S], [S \rightarrow \cdot U], [S \rightarrow \cdot E], [U \rightarrow \cdot a], [E \rightarrow \cdot V = V], [V \rightarrow \cdot a]\}$

...

$\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_0, a) = \{[U \rightarrow a \cdot], [V \rightarrow a \cdot]\}$

$\text{FOLLOW}_1(U) = \{\#\}$ és $\text{FOLLOW}_1(V) = \{=, \#\}$

Redukálás / redukálás konfliktus!

Probléma az SLR(1) elemzéssel

$\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_0, a) = \{[U \rightarrow a \cdot], [V \rightarrow a \cdot]\}$

$\text{FOLLOW}_1(U) = \{\#\}$ és $\text{FOLLOW}_1(V) = \{=, \#\}$

Redukálás / redukálás konfliktus!

Probléma az $SLR(1)$ elemzéssel

$$\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_0, a) = \{[U \rightarrow a.], [V \rightarrow a.]\}$$

$$FOLLOW_1(U) = \{\#\} \text{ és } FOLLOW_1(V) = \{=, \#\}$$

Redukálás / redukálás konfliktus!

Az $a\#$ szövegből az a elolvasása után az $SLR(1)$ elemző nem tud dönteni a $U \rightarrow a$ és $V \rightarrow a$ szerinti redukciók között, mert a következő szimbólum ($\#$) benne van az U és a V $FOLLOW_1$ halmazában is.

Probléma az $SLR(1)$ elemzéssel

$$\mathcal{I}_4 = \text{read}(\mathcal{I}_0, a) = \{[U \rightarrow a.], [V \rightarrow a.]\}$$

$$FOLLOW_1(U) = \{\#\} \text{ és } FOLLOW_1(V) = \{=, \#\}$$

Redukálás / redukálás konfliktus!

Az $a\#$ szövegből az a elolvasása után az $SLR(1)$ elemző nem tud dönteni a $U \rightarrow a$ és $V \rightarrow a$ szerinti redukciók között, mert a következő szimbólum ($\#$) benne van az U és a V $FOLLOW_1$ halmazában is.

Pedig a szöveg elején a V -t csak az $=$ szimbólum követheti...

Az $LR(1)$ elemzés alapötlete

- a $FOLLOW_1$ halmaz globális az egész grammatikára
- előfordulhat, hogy egy adott állapotban a $FOLLOW_1$ halmaznak nem minden eleme követheti a szabályt

Az $LR(1)$ elemzés alapötlete

- a $FOLLOW_1$ halmaz globális az egész grammatikára
- előfordulhat, hogy egy adott állapotban a $FOLLOW_1$ halmaznak nem minden eleme követheti a szabályt
- Vegyük hozzá az $LR(0)$ elemekhez azokat a szimbólumokat, amik követhetik a szabályt az adott állapotban!

 $LR(1)$ elemekDefiníció: $LR(1)$ elem

Ha $A \rightarrow \alpha$ a grammatika egy helyettesítési szabálya, akkor az $\alpha = \alpha_1\alpha_2$ tetszőleges felbontás és a terminális szimbólum (vagy $a = \#$) esetén $[A \rightarrow \alpha_1.\alpha_2, a]$ a grammatika egy $LR(1)$ -elem.

$A \rightarrow \alpha_1.\alpha_2$ az $LR(1)$ elem *magja*, a pedig az *előreolvasási szimbóluma*.

 $LR(1)$ elemekDefiníció: $LR(1)$ elem

Ha $A \rightarrow \alpha$ a grammatika egy helyettesítési szabálya, akkor az $\alpha = \alpha_1\alpha_2$ tetszőleges felbontás és a terminális szimbólum (vagy $a = \#$) esetén $[A \rightarrow \alpha_1.\alpha_2, a]$ a grammatika egy $LR(1)$ -elem.

$A \rightarrow \alpha_1.\alpha_2$ az $LR(1)$ elem *magja*, a pedig az *előreolvasási szimbóluma*.

- $[V \rightarrow a. , =]$ jelentése: a $V \rightarrow a$ szabály építését befejeztük és a szabályt az $=$ szimbólum követheti.

A lezárás művelet

- Ha $[V \rightarrow \cdot V = V, \#]$ állapotban vagyunk, akkor a $V \rightarrow a$ szabályt kezdhetjük építeni, amit az $=$ szimbólum követhet.
- Tehát az adott kanonikus halmazhoz $[V \rightarrow \cdot a, =]$ is hozzátartozik.

36

Fordítóprogramok előadás (A,C,T szakirány) LR elemzések (SLR(1) és LR(1) elemzések)

A lezárás művelet

- Ha $[V \rightarrow \cdot V = V, \#]$ állapotban vagyunk, akkor a $V \rightarrow a$ szabályt kezdhetjük építeni, amit az $=$ szimbólum követhet.
- Tehát az adott kanonikus halmazhoz $[V \rightarrow \cdot a, =]$ is hozzátartozik.

Definíció: lezárás (closure)

Ha \mathcal{I} a grammatika egy LR(1) elemhalmaza, akkor $\text{closure}(\mathcal{I})$ a legszűkebb olyan halmaz, amely az alábbi tulajdonságokkal rendelkezik:

- $\mathcal{I} \subseteq \text{closure}(\mathcal{I})$
- ha $[A \rightarrow \alpha \cdot B \gamma, a] \in \text{closure}(\mathcal{I})$, és $B \rightarrow \beta$ a grammatika egy szabálya, akkor $\forall b \in \text{FIRST}_1(\gamma a)$ esetén $[B \rightarrow \cdot \beta, b] \in \text{closure}(\mathcal{I})$

36

Fordítóprogramok előadás (A,C,T szakirány) LR elemzések (SLR(1) és LR(1) elemzések)

Az olvasás művelet

- Ha $[V \rightarrow \cdot V = V, \#]$ állapotban vagyunk, és V kerül a verem tetejére, akkor $[V \rightarrow V \cdot = V, \#]$ állapotba jutunk.

37

Fordítóprogramok előadás (A,C,T szakirány) LR elemzések (SLR(1) és LR(1) elemzések)

Az olvasás művelet

- Ha $[V \rightarrow \cdot V = V, \#]$ állapotban vagyunk, és V kerül a verem tetejére, akkor $[V \rightarrow V \cdot = V, \#]$ állapotba jutunk.

Definíció: olvasás (read)

Ha \mathcal{I} a grammatika egy LR(1) elemhalmaza, X pedig terminális vagy nemterminális szimbóluma, akkor $\text{read}(\mathcal{I}, X)$ a legszűkebb olyan halmaz, amely az alábbi tulajdonsággal rendelkezik:

- ha $[A \rightarrow \alpha \cdot X \beta, a] \in \mathcal{I}$, akkor $\text{closure}([A \rightarrow \alpha X \cdot \beta, a]) \subseteq \text{read}(\mathcal{I}, X)$.

37

Fordítóprogramok előadás (A,C,T szakirány) LR elemzések (SLR(1) és LR(1) elemzések)

LR(1) kanonikus halmazok

Definíció: LR(1) kanonikus halmazok

- 1 $\text{closure}([S' \rightarrow \cdot S, \#])$ a grammatika egy kanonikus halmaza.
- 2 Ha \mathcal{I} a grammatika egy kanonikus elemhalmaza, X egy terminális vagy nemterminális szimbóluma, és $\text{read}(\mathcal{I}, X)$ nem üres, akkor $\text{read}(\mathcal{I}, X)$ is a grammatika egy kanonikus halmaza.
- 3 Az első két szabállyal az összes kanonikus halmaz előáll.

38

Fordítóprogramok előadás (A,C,T szakirány) LR elemzések (SLR(1) és LR(1) elemzések)

Az LR(1) elemzés szabályai

- Ha az aktuális állapot i , és az előolvasás eredménye az a szimbólum:
 - ha $[A \rightarrow \alpha \cdot a \beta, b] \in \mathcal{I}_i$ és $\text{read}(\mathcal{I}_i, a) = \mathcal{I}_j$, akkor léptetni kell, és átlépni a j állapotba,
 - ha $[A \rightarrow \alpha \cdot, a] \in \mathcal{I}_i$ ($A \neq S'$), akkor redukálni kell $A \rightarrow \alpha$ szabály szerint,
 - ha $[S' \rightarrow S \cdot, \#] \in \mathcal{I}_i$ és $a = \#$, akkor el kell fogadni a szöveget,
 - minden más esetben hibát jelezni.
- Ha az i állapotban A kerül a verem tetejére:
 - ha $\text{read}(\mathcal{I}_i, A) = \mathcal{I}_j$, akkor át kell lépni a j állapotba,
 - egyébként hibát kell jelezni.

39

Fordítóprogramok előadás (A,C,T szakirány) LR elemzések (SLR(1) és LR(1) elemzések)

Példa

Példa grammatika

$$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$$

Példa

Példa grammatika

$$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$$

$$\begin{aligned} \mathcal{I}_0 &= \text{closure}([S' \rightarrow .S, \#]) = \\ &= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#], \\ &\quad [E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\} \end{aligned}$$

Példa

Példa grammatika

$$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$$

$$\begin{aligned} \mathcal{I}_0 &= \text{closure}([S' \rightarrow .S, \#]) = \\ &= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#], \\ &\quad [E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\} \\ \mathcal{I}_1 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, S) = \{[S' \rightarrow S., \#]\} \end{aligned}$$

Példa

Példa grammatika

$$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$$

$$\begin{aligned} \mathcal{I}_0 &= \text{closure}([S' \rightarrow .S, \#]) = \\ &= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#], \\ &\quad [E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\} \\ \mathcal{I}_1 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, S) = \{[S' \rightarrow S., \#]\} \\ \mathcal{I}_2 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, U) = \{[S \rightarrow U., \#]\} \end{aligned}$$

Példa

Példa grammatika

$$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$$

$$\begin{aligned} \mathcal{I}_0 &= \text{closure}([S' \rightarrow .S, \#]) = \\ &= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#], \\ &\quad [E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\} \\ \mathcal{I}_1 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, S) = \{[S' \rightarrow S., \#]\} \\ \mathcal{I}_2 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, U) = \{[S \rightarrow U., \#]\} \\ \mathcal{I}_3 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, E) = \{[S \rightarrow E., \#]\} \end{aligned}$$

Példa

Példa grammatika

$$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$$

$$\begin{aligned} \mathcal{I}_0 &= \text{closure}([S' \rightarrow .S, \#]) = \\ &= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#], \\ &\quad [E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\} \\ \mathcal{I}_1 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, S) = \{[S' \rightarrow S., \#]\} \\ \mathcal{I}_2 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, U) = \{[S \rightarrow U., \#]\} \\ \mathcal{I}_3 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, E) = \{[S \rightarrow E., \#]\} \\ \mathcal{I}_4 &= \text{read}(\mathcal{I}_0, a) = \{[U \rightarrow a., \#], [V \rightarrow a., =]\} \text{ Nincs konfliktus!} \end{aligned}$$

Példa

Példa grammatika

$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$

$I_0 = \text{closure}(\{S' \rightarrow .S, \#\}) =$
 $= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#],$
 $[E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$
 $I_1 = \text{read}(I_0, S) = \{[S' \rightarrow S., \#]\}$
 $I_2 = \text{read}(I_0, U) = \{[S \rightarrow U., \#]\}$
 $I_3 = \text{read}(I_0, E) = \{[S \rightarrow E., \#]\}$
 $I_4 = \text{read}(I_0, a) = \{[U \rightarrow a., \#], [V \rightarrow a., =]\}$ **Nincs konfliktus!**
 $I_5 = \text{read}(I_0, V) = \{[E \rightarrow V. = V, \#]\}$

Példa

Példa grammatika

$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$

$I_0 = \text{closure}(\{S' \rightarrow .S, \#\}) =$
 $= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#],$
 $[E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$
 $I_1 = \text{read}(I_0, S) = \{[S' \rightarrow S., \#]\}$
 $I_2 = \text{read}(I_0, U) = \{[S \rightarrow U., \#]\}$
 $I_3 = \text{read}(I_0, E) = \{[S \rightarrow E., \#]\}$
 $I_4 = \text{read}(I_0, a) = \{[U \rightarrow a., \#], [V \rightarrow a., =]\}$ **Nincs konfliktus!**
 $I_5 = \text{read}(I_0, V) = \{[E \rightarrow V. = V, \#]\}$
 $I_6 = \text{read}(I_5, =) = \{[E \rightarrow V = .V, \#], [V \rightarrow .a, \#]\}$

Példa

Példa grammatika

$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$

$I_0 = \text{closure}(\{S' \rightarrow .S, \#\}) =$
 $= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#],$
 $[E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$
 $I_1 = \text{read}(I_0, S) = \{[S' \rightarrow S., \#]\}$
 $I_2 = \text{read}(I_0, U) = \{[S \rightarrow U., \#]\}$
 $I_3 = \text{read}(I_0, E) = \{[S \rightarrow E., \#]\}$
 $I_4 = \text{read}(I_0, a) = \{[U \rightarrow a., \#], [V \rightarrow a., =]\}$ **Nincs konfliktus!**
 $I_5 = \text{read}(I_0, V) = \{[E \rightarrow V. = V, \#]\}$
 $I_6 = \text{read}(I_5, =) = \{[E \rightarrow V = .V, \#], [V \rightarrow .a, \#]\}$
 $I_7 = \text{read}(I_6, V) = \{[E \rightarrow V = V., \#]\}$

Példa

Példa grammatika

$S' \rightarrow S \quad S \rightarrow U \mid E \quad U \rightarrow a \quad E \rightarrow V = V \quad V \rightarrow a$

$I_0 = \text{closure}(\{S' \rightarrow .S, \#\}) =$
 $= \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#],$
 $[E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$
 $I_1 = \text{read}(I_0, S) = \{[S' \rightarrow S., \#]\}$
 $I_2 = \text{read}(I_0, U) = \{[S \rightarrow U., \#]\}$
 $I_3 = \text{read}(I_0, E) = \{[S \rightarrow E., \#]\}$
 $I_4 = \text{read}(I_0, a) = \{[U \rightarrow a., \#], [V \rightarrow a., =]\}$ **Nincs konfliktus!**
 $I_5 = \text{read}(I_0, V) = \{[E \rightarrow V. = V, \#]\}$
 $I_6 = \text{read}(I_5, =) = \{[E \rightarrow V = .V, \#], [V \rightarrow .a, \#]\}$
 $I_7 = \text{read}(I_6, V) = \{[E \rightarrow V = V., \#]\}$
 $I_8 = \text{read}(I_6, a) = \{[V \rightarrow a., \#]\}$

Az elemző táblázat kitöltése

$I_0 = \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#],$
 $[E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$

$\text{read}(I_0, S) = I_1$

	x	=	#	S	U	E	V
0				1			
1							
2							
3							
4							
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitöltése

$I_0 = \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#],$
 $[E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$

$\text{read}(I_0, U) = I_2$

	x	=	#	S	U	E	V
0				1	2		
1							
2							
3							
4							
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_0 = \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#], [E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$$

$$read(I_0, E) = I_3$$

	x	=	#	S	U	E	V
0				1	2	3	
1							
2							
3							
4							
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_0 = \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#], [E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$$

$$read(I_0, a) = I_4$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	
1							
2							
3							
4							
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_0 = \{[S' \rightarrow .S, \#], [S \rightarrow .U, \#], [S \rightarrow .E, \#], [U \rightarrow .a, \#], [E \rightarrow .V = V, \#], [V \rightarrow .a, =]\}$$

$$read(I_0, V) = I_5$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1							
2							
3							
4							
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_1 = \{[S' \rightarrow S., \#]\}$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2							
3							
4							
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_2 = \{[S \rightarrow U., \#]\}$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3							
4							
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_3 = \{[S \rightarrow E., \#]\}$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4							
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_4 = \{[U \rightarrow a., \#], [V \rightarrow a., =]\}$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4			redukálás, $U \rightarrow a$				
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_4 = \{[U \rightarrow a., \#], [V \rightarrow a., =]\}$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5							
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_5 = \{[E \rightarrow V. = V, \#]\}$$

$read(I_5, =) = I_6$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6							
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_6 = \{[E \rightarrow V = .V, \#], [V \rightarrow .a, \#]\}$$

$read(I_6, V) = I_7$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6							7
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_6 = \{[E \rightarrow V = .V, \#], [V \rightarrow .a, \#]\}$$

$read(I_6, a) = I_8$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6	léptetés, 8						7
7							
8							

Az elemző táblázat kitéltése

$$I_7 = \{[E \rightarrow V = V., \#]\}$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6	léptetés, 8						7
7			redukálás, $E \rightarrow V = V$				
8							

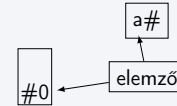
Az elemző táblázat kitöltése

$$I_7 = \{[V \rightarrow a., \#]\}$$

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6	léptetés, 8						7
7			redukálás, $E \rightarrow V = V$				
8			redukálás, $V \rightarrow a$				

Az a# szöveg elemzése

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6	léptetés, 8						7
7			redukálás, $E \rightarrow V = V$				
8			redukálás, $V \rightarrow a$				



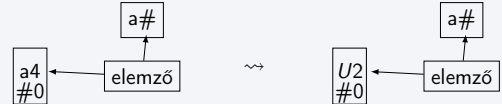
Az a# szöveg elemzése

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6	léptetés, 8						7
7			redukálás, $E \rightarrow V = V$				
8			redukálás, $V \rightarrow a$				



Az a# szöveg elemzése

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6	léptetés, 8						7
7			redukálás, $E \rightarrow V = V$				
8			redukálás, $V \rightarrow a$				



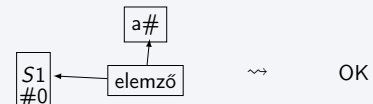
Az a# szöveg elemzése

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6	léptetés, 8						7
7			redukálás, $E \rightarrow V = V$				
8			redukálás, $V \rightarrow a$				



Az a# szöveg elemzése

	a	=	#	S	U	E	V
0	léptetés, 4			1	2	3	5
1			OK				
2			redukálás, $S \rightarrow U$				
3			redukálás, $S \rightarrow E$				
4		redukálás, $V \rightarrow a$	redukálás, $U \rightarrow a$				
5		léptetés, 6					
6	léptetés, 8						7
7			redukálás, $E \rightarrow V = V$				
8			redukálás, $V \rightarrow a$				



Az LR(1) elemző táblázat konfliktusmentessége

Tétel

Egy grammatika pontosan akkor LR(1) grammatika, ha az LR(1) elemző táblázatai konfliktusmentesek.

Az LR(1) elemző létrehozása véges

- az LR(1)-elemek száma véges
- a *closure* és *read* függvények kiszámítása véges
- a kanonikus halmazok száma véges
- a kanonikus halmazok kiszámítása véges

Az LR(1) elemző a megadott módon véges sok lépésben és teljesen automatikusan létrehozható.

Járható prefix, érvényes LR-elem

- járható prefix: a mondatformának olyan prefixei, amelyek legfeljebb a nyél végéig tartanak
 - ezeket járja be az elemző automata
 - a maximális járható prefixnek a végén ott a teljes nyél

Járható prefix, érvényes LR-elem

- járható prefix: a mondatformának olyan prefixei, amelyek legfeljebb a nyél végéig tartanak
 - ezeket járja be az elemző automata
 - a maximális járható prefixnek a végén ott a teljes nyél
- járható prefixre érvényes LR-elemek: a járható prefix „lehetséges folytatásai”
 - melyik szabályok építésében hol tarthatunk egy adott járható prefix elemzése után?

Járható prefix, érvényes LR-elem

- járható prefix: a mondatformának olyan prefixei, amelyek legfeljebb a nyél végéig tartanak
 - ezeket járja be az elemző automata
 - a maximális járható prefixnek a végén ott a teljes nyél
- járható prefixre érvényes LR-elemek: a járható prefix „lehetséges folytatásai”
 - melyik szabályok építésében hol tarthatunk egy adott járható prefix elemzése után?

Definíció: Járható prefixre érvényes LR(1)-elem

A grammatika egy $[A \rightarrow \alpha, \beta, a]$ LR(1)-eleme érvényes a $\gamma\alpha$ járható prefixre nézve, ha

$$S' \Rightarrow^* \gamma A x \Rightarrow \gamma \alpha \beta x,$$

és $x \neq \epsilon$ esetén a az x első szimbóluma, $x = \epsilon$ esetén pedig $a = \#$.

Az LR(1) elemzés helyessége

Az LR(1)-elemzés nagy tétele

Egy γ járható prefix hatására az elemző automatája a kezdőállapotból olyan állapotba kerül, amelyhez tartozó kanonikus halmaz éppen a γ járható prefixre érvényes LR(1) elemeket tartalmazza.

Az LR(1) elemzés helyessége

Az LR(1)-elemzés nagy tétele

Egy γ járható prefix hatására az elemző automatája a kezdőállapotból olyan állapotba kerül, amelyhez tartozó kanonikus halmaz éppen a γ járható prefixre érvényes LR(1) elemeket tartalmazza.

- Összefoglalva:
 - az LR(1) elemző automatikusan és véges lépésben generálható a nyelvtan szabályaiból
 - minden LR(1) grammatika elemezéséhez használható
 - az elemző mindig a helyes lépést írja elő a fenti tétel miatt
- Probléma:
 - túl sok állapota van...