1 Esercizio 1

1.1 Creazione dell'automa caratteristico

Creiamo l'automa caratteristico $\mathcal{A}$ per il parsing bottom-up SLR(1). Iniziamo aggiungendo una nuova produzione con un nuovo non terminale che produce lo start symbol:

$$S' \to \cdot S$$

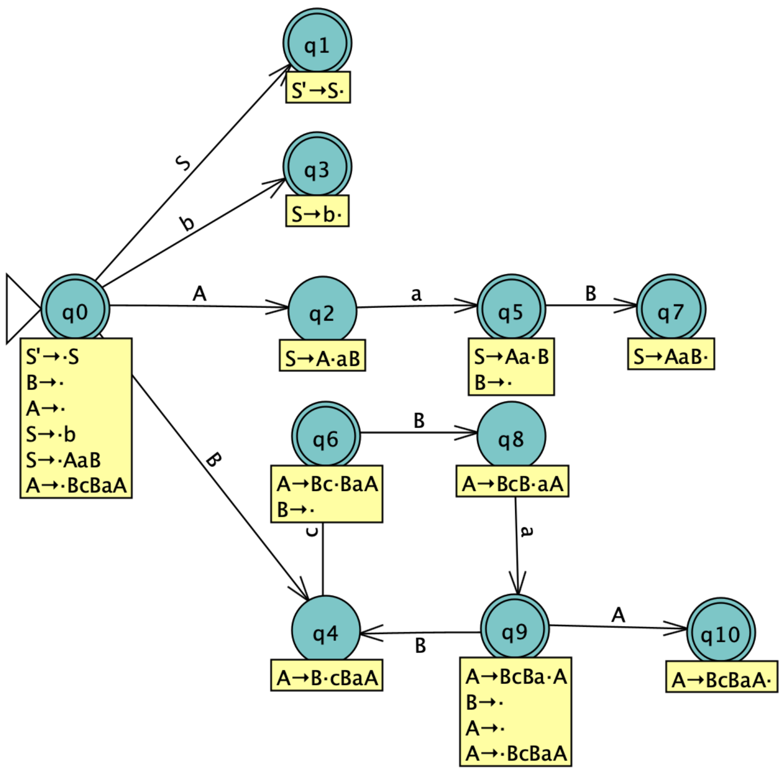
Procediamo con il calcolo della chiusura LR(0), che consiste nell'includere tutte le produzioni in cui il non terminale preceduto dal marker funge da driver, e ripetiamo questo processo in modo ricorsivo, ottenendo così il risultato finale:

$$S \to \cdot AaB \mid \cdot b$$
$$A \to \cdot BcBaA \mid \cdot$$
$$B \to \cdot$$

Questo sarà lo stato iniziale 0 dell'automa. Analizzando le transizioni da questo stato, otteniamo i seguenti kernel degli stati di arrivo:

- Transizione con S: il kernel è $\{S' \to S\cdot\}$, corrispondente allo stato 1. La chiusura di questo stato è vuota poiché il marker $(\cdot)$ si trova alla fine della produzione, rendendo questo stato reducing (stato finale). Inoltre, questo stato è anche lo stato di accettazione.
- Transizione con A: il kernel è $\{S \to A \cdot aB\}$, corrispondente allo stato 2. Anche in questo caso, la chiusura è vuota perché il marker non precede alcun non terminale.
- Transizione con b: il kernel è $\{S \to b\cdot\}$, corrispondente allo stato 3. La chiusura è vuota e, essendo uno stato reducing, è anche uno stato finale.
- Transizione con B: il kernel è $\{A \to B \cdot cBaA\}$, corrispondente allo stato 4. La chiusura di questo stato è vuota.

Notiamo che lo stato 0 ha due item di riduzione $A \to \cdot$ e $B \to \cdot$, quindi è anche uno stato finale. Proseguendo analogamente alla creazione degli altri stati seguendo le transizioni da quelli appena calcolati otteniamo l'automa seguente:



1.2 Creazione della tabella di parsing SLR(1)

Calcoliamo i set di *first* e *follow*:

Non Terminale	First	Follow
S	$\{a, b, c\}$	$\{\$\}$
A	$\{c, \epsilon\}$	$\{a\}$
B	$\{\epsilon\}$	$\{c, a, \$\}$

Costruiamo ora la tabella di parsing. Le transizioni dei terminali sono *shift*, quelle dei non terminali sono *GOTO*, mentre le riduzioni avvengono nei *Follow* dei reducing items.
Reducing items:

- R_1: $S \to AaB\cdot$
- R_2: $S \to b\cdot$
- R_3: $A \to BcBaA\cdot$
- R_4: $A \to \cdot$
- R_5: $B \to \cdot$

Stato	a	b	c	$	A	B	S
0	R4 / R5	S3	R5	R5	2	4	1
1				acc			
2	S5						
3				R4			
4			S6				
5	R5		R5	R5		7	
6	R5		R5	R5		8	
7				R1			
8	S9						
9	R4 / R5		R5	R5	10	4	
10	R3						

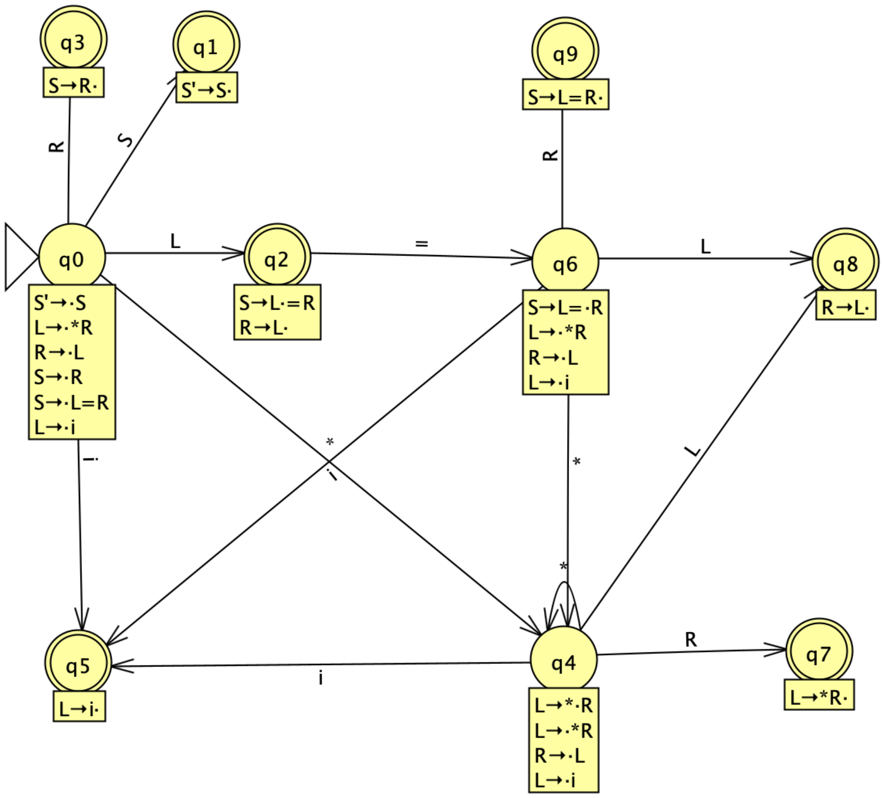
1.3 Risposte alle domande

1. Gli stati dell'automa $\mathcal{A}$ sono 11.
2. Le mosse di shift sono 4.
3. Le mosse di reduce sono 17.
4. Sono presenti due conflitti evidenziati in giallo nella tabella.
5. I conflitti sono:
   - $T[I, a]$: conflitto *reduce/reduce*, produzioni coinvolte: $A \to \epsilon$ e $B \to \epsilon$.
   - $T[I[BcBa], a]$: conflitto *reduce/reduce*, produzioni coinvolte: $A \to \epsilon$ e $B \to \epsilon$.

2 Esercizio 2

2.1 Creazione dell'automa caratteristico

Lo svolgimento è analogo all'esercizio precedente:



2.2 Creazione della tabella di parsing SLR(1)

Calcoliamo i set di *first* e *follow*:

Non Terminale	**First**	**Follow**
S	$\{*, id\}$	$\{\$\}$
L	$\{*, id\}$	$\{=, \$\}$
R	$\{*, id\}$	$\{=, \$\}$

Reducing items:

- R_1: $S \to L = R\cdot$
- R_2: $S \to R\cdot$
- R_3: $L \to *R\cdot$
- R_4: $L \to id\cdot$
- R_5: $R \to L\cdot$

Calcoliamo la tabella di parsing:

Stato	*	=	**id**	**$**	**L**	**R**	**S**
0	S4		S5		2	3	1
1				acc			
2		S6 / R5		R5			
3				R2			
4	S4		S5		8	7	
5		R4		R4			
6	S4		S5		8	9	
7		R3		R3			
8		R5		R5			
9				R1			

2.3 Risposte alle domande

1. Gli stati dell'automa $\mathcal{A}$ sono 10.
2. Le mosse di shift sono 7.
3. Le mosse di reduce sono 9.
4. E' presente un conflitto evidenziato in giallo nella tabella.
5. $T\big[I[L],=\big]$: conflitto *shift/reduce*, in particolare sono coinvolte l'azione di *shift 2* e la produzione $R \to L$

3 Esercizio 3

3.1 Soluzione

Analiziamo i conflitti della grammatica G_1 data:

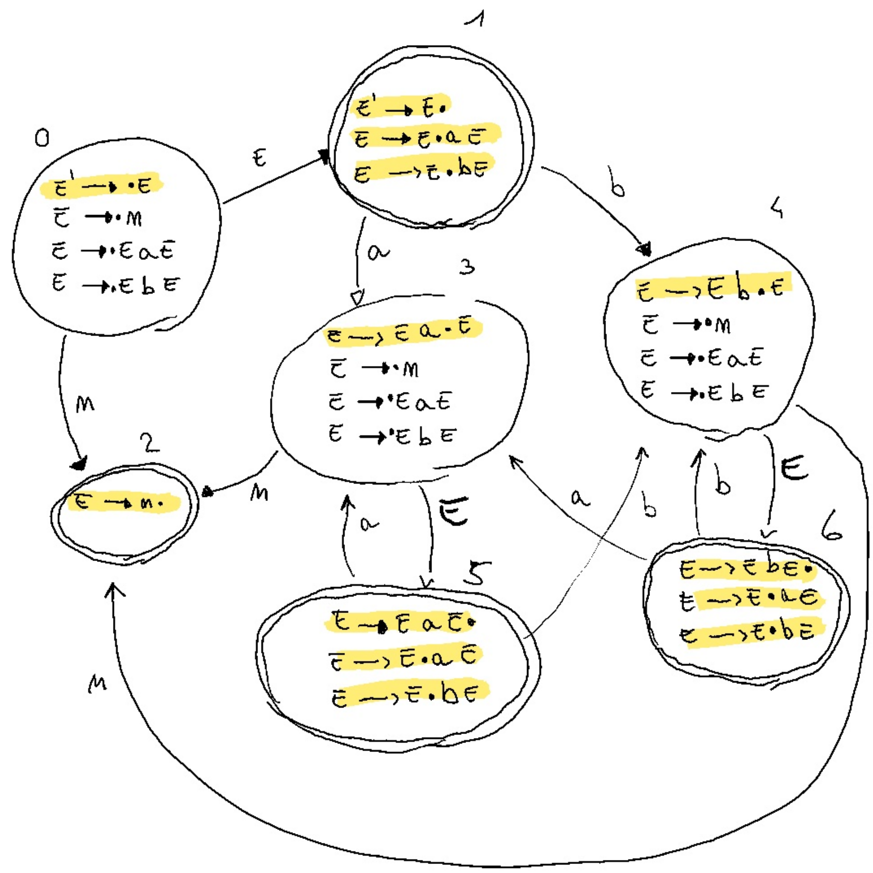
- $\big[P[EaE], a\big]$: in questo stato, leggendo il simbolo terminale a, il parser può effettuare una riduzione con la produzione $E \to EaE\cdot$ oppure eseguire un'operazione di *shift* del terminale a. La decisione determina l'associatività dell'operatore a. Per esempio se il parser eseguisse l'azione di *reduce* garantirebbe l'associatività a sinistra. Questo conflitto può essere ignorato poiché non influisce sulla precedenza tra a e b.

- $\big[P[EbE], b\big]$: in modo analogo al caso precedente, ma relativo al terminale b, quindi possiamo ignorare anche questo conflitto.

- $\big[P[EaE], b\big]$: in questo stato, leggendo il terminale b, il parser può ridurre con $E \to EaE\cdot$ oppure eseguire uno *shift* del terminale b Per assegnare una precedenza più alta all'operatore a rispetto a b, il parser deve eseguire la riduzione. In questo modo, l'espressione EaE viene risolta prima che b venga processato.

- $\big[P[EbE], a\big]$: in modo analogo al precedente per dare priorità all'operatore a rispetto a b, il parser dovrebbe scegliere l'azione di *shift*. In questo modo, l'operatore a verrà letto e processato prima che venga effettuata la riduzione con b.

3.2 Automa caratteristico



3.3 Tabella di parsing

Stato	a	b	n	$	E
0			S2		1
1	S3	S4		acc	
2	R1	R1		R1	
3			S2		5
4			S2		6
5	S3 / R2	S4 / R2		R2	
6	S3 / R3	S4 / R3		R3	

4 Esercizio 4

Soluzione

Per prima cosa generiamo una nuova grammatica che tenga conto della precedenza dell'operatore a rispetto a b. In particolare creiamo dei nuovi *non terminali*:

- E rappresenterà un espressione intera
- T rappresenterà le operazioni con priorità maggiore
- F rappresenterà i fattori atomici o le espressioni tra parentesi

Inoltre per garantire l'associatività a sinistra costruiremo la grammatica con ricorsione a sinistra.

$$E \to EbT \mid T$$

$$T \to TaF \mid F$$

$$F \to (E) \mid id$$

Questa grammatica risolve l'ambiguità dando la precedenza all'operatore a su b ed è associativa a sinistra, ma non è LL(1), poiché presenta appunto ricorsione a sinistra.
Per eliminare la ricorsione a sinistra possiamo fattorizzare, ricordando la formula:

$$A \to A\alpha_1 \mid A\alpha_2 \mid \dots \mid \beta_1 \mid \beta_2 \mid \dots$$

$$\Downarrow$$

$$A \to \beta_1 A \mid \beta_2 A \mid \dots$$

$$A' \to \alpha_1 A' \mid \alpha_2 A' \mid \dots \mid \epsilon$$

Quindi applicando la formula otteniamo:

$$E \to EbT \mid T$$

$$\Downarrow$$

$$E \to TE'$$

$$E' \to bTE' \mid \epsilon$$

$$T \to TaF \mid F$$

$$\Downarrow$$

$$F \to FT'$$

$$T' \to aFT' \mid \epsilon$$

Mettendo tutto insieme otteniamo:

$$E \to TE'$$

$$E' \to bTE' \mid \epsilon$$

$$T \to FT'$$

$$T' \to aFT' \mid \epsilon$$

$$F \to (E) \mid id$$

Questa grammatica è stata vista a lezione con $b = +$ e $a = *$ e sappiamo sia LL(1).