# 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:

$$S' \to \cdot S$$

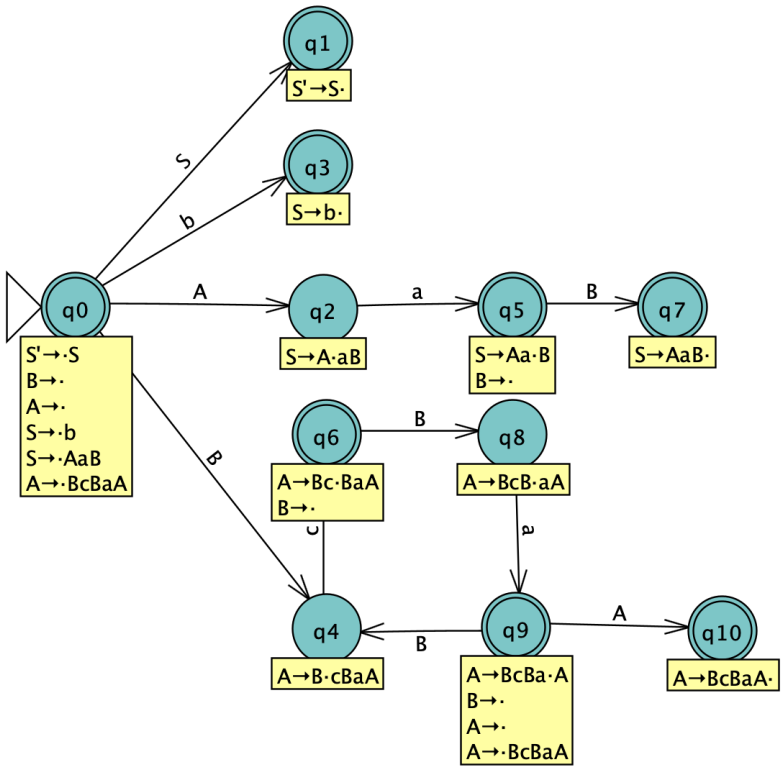
Procediamo con il calcolo della chiusura LR(0), che consiste nell'includere tutte le produzioni in cui il non terminale preceduto dal marker funge da driver, e ripetiamo questo processo in modo ricorsivo, ottenendo così il risultato finale:

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

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 | | | | | | |

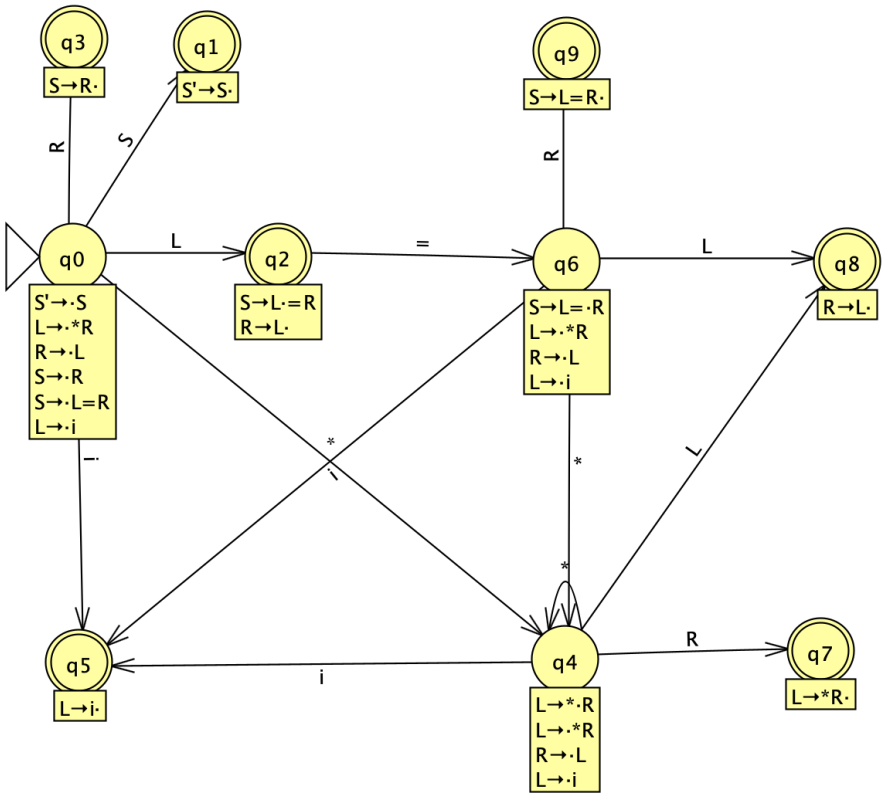
### 1.3 Risposte alle domande

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:
   - $T\big[I, a\big]$: conflitto *reduce/reduce*, produzioni coinvolte: $A \to \epsilon$ e $B \to \epsilon$.
   - $T\big[I[BcBa], a\big]$: 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 $R \to L$

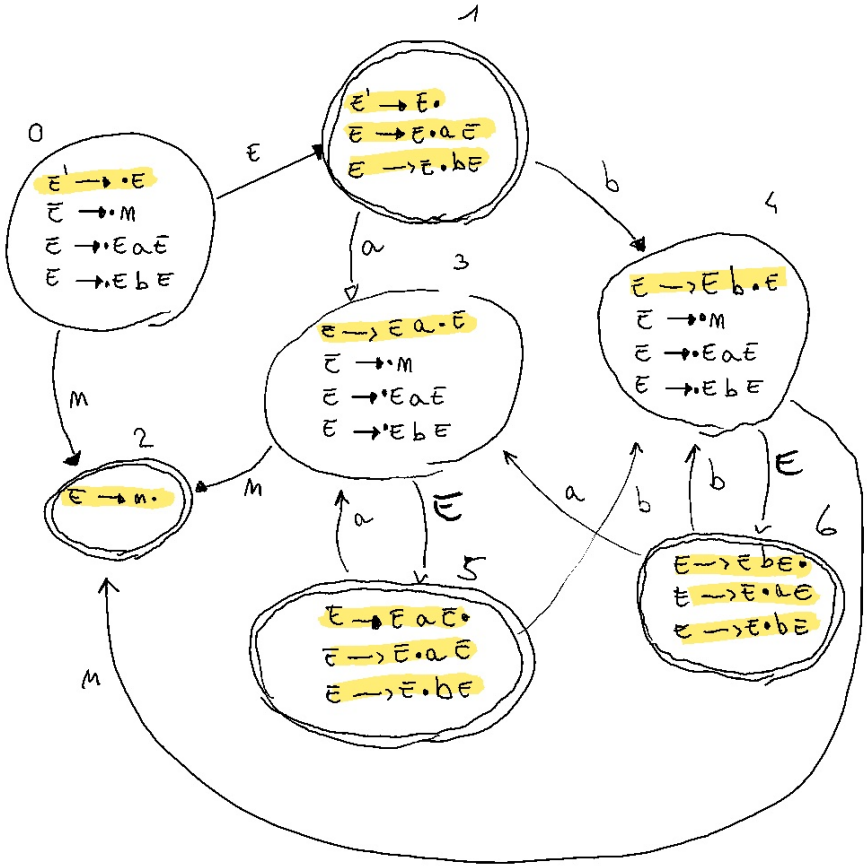
## 3 Esercizio 3

### 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:

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

$$\Downarrow$$

$$A \to \beta_1 A \mid \beta_2 A \mid \ldots$$

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

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).