

## 5 - Grammatiche e macchine

(Forniti gentilmente dal pasticcino alla crema di Pice)

### Gerarchia di Chomsky

Sia  $G = (X, V, S, P)$  una grammatica, dalla sua definizione si ha:

$$P = \{v \rightarrow w \mid v \in (X \cup V)^+ \text{ e } v \text{ contiene almeno un NT}, w \in (X \cup V)^*\}$$

### Classificazione

A seconda delle restrizioni imposte sulle regole di produzione, si distinguono le varie classi di grammatiche:

- **Tipo 0:** quando le stringhe che appaiono nella produzione non sono soggette ad alcuna limitazione
- **Tipo 1 - Dipendenti da contesto:** quando le produzioni sono limitate alla forma
  1.  $yAz \rightarrow ywz$  con  $A \in V$ ,  $y, z \in (X \cup V)^*$ ,  $w \in (X \cup V)^*$
  2.  $S \rightarrow \lambda$ , purché  $S$  non compaia nella parte destra di alcuna produzione
- **Tipo 2 - Libera da contesto:** quando le produzioni sono limitate alla forma
 
$$v \rightarrow w \text{ con } v \in V$$
- **Tipo 3 - Lineare destra:** quando le produzioni sono limitate alla forma
  1.  $A \rightarrow bC$  con  $A, C \in V$  e  $b \in X$
  2.  $A \rightarrow b$  con  $A \in V$  e  $b \in X \cup \{\lambda\}$

Una grammatica di tipo '3' è detta **lineare destra** perché il simbolo  $NT$ , se c'è, compare nella parte destra della produzione.

**Un linguaggio generato da una tale grammatica è detto di tipo '3' o lineare a destro**

### Teorema della gerarchia

Il **Teorema della Gerarchia di Chomsky** dimostra che le quattro classi di linguaggi formali (classificate come tipo 0, 1, 2 e 3) formano una gerarchia strettamente inclusiva, dove ogni classe è un sottoinsieme proprio della precedente.

Denotiamo con  $\mathcal{L}_i$  (insieme dei linguaggi di tipo  $i$ ) il seguente insieme:

$$\mathcal{L}_i = \{L \subset X^* \mid L = L(G), G \text{ di tipo } i\}$$

La gerarchia di Chomsky è una gerarchia in senso stretto di classi di linguaggi:

$$\mathcal{L}_3 \subsetneq \mathcal{L}_2 \subsetneq \mathcal{L}_1 \subsetneq \mathcal{L}_0$$

### Dimostrazione

$$\mathcal{L}_3 \subsetneq \mathcal{L}_2$$

- **Inclusione:** Ogni grammatica di tipo 3 (lineare destra) è anche di tipo 2 (libera da contesto), poiché le produzioni  $A \rightarrow bC$  o  $A \rightarrow b$  soddisfano la definizione di grammatica libera da contesto.
- **Inclusione stretta:** Esiste almeno un linguaggio di tipo 2 che non è di tipo 3.

**Esempio:**

$$L = a^n b^n \mid n > 0$$

Questo linguaggio è generato da una grammatica libera da contesto ma non può essere generato da una grammatica lineare destra.

- $\mathcal{L}_3 \subseteq \mathcal{L}_2$  discende dalle definizioni di linguaggio di tipo 3 e di grammatica di tipo 2. Infatti, si osserva facilmente che ogni grammatica di tipo 3 è anche una grammatica di tipo 2

$$\mathcal{L}_2 \subsetneq \mathcal{L}_1$$

- **Inclusione:** Ogni grammatica libera da contesto è anche dipendente da contesto, con l'eccezione delle produzioni  $A \rightarrow \lambda$  (dove  $A \neq S$ ).  
Lo definiamo come:

$$\forall L : L \in \mathcal{L}_2 \Leftrightarrow \exists G, G \text{ è C.F.} : L = L(G)$$

Tuttavia, il **Lemma della stringa vuota** permette di eliminare queste produzioni senza alterare il linguaggio generato, rendendo la grammatica di tipo 1

- **Inclusione stretta:** Esiste almeno un linguaggio di tipo 1 che non è di tipo 2.

**Esempio:**

$$L = a^n b^n c^n \mid n > 0$$

Questo linguaggio è dipendente da contesto ma non libero da contesto.

## Lemma della stringa vuota

Sia  $G = (X, V, S, P)$  una grammatica C.F. con almeno una  $\lambda$ -produzione, allora esiste una grammatica C.F.  $G'$  tale che:

1.  $L(G) = L(G')$  (con le due grammatiche che si equivalgono)
2. Se  $\lambda \notin L(G)$  allora in  $G'$  non esistono produzioni del tipo  $A \rightarrow \lambda$
3. Se  $\lambda \in L(G)$  allora in  $G'$  esiste un'unica produzione  $S' \rightarrow \lambda$ , ove  $S'$  è il simbolo iniziale di  $G'$  ed  $S'$  non compare nella parte destra di alcuna produzione di  $G'$

Se  $G$  ha almeno una  $\lambda$ -produzione, utilizziamo il Lemma della stringa vuota per determinare una grammatica C.F.  $G'$  equivalente a  $G$ , ma priva di  $\lambda$ -produzioni (al più, in  $G'$  compare la produzione  $S' \rightarrow \lambda$ , ed  $S'$  non compare nella parte destra di alcuna produzione di  $G'$ ).  $G'$  è di tipo 1, dimostrando che  $\mathcal{L}_2 \subseteq \mathcal{L}_1$

$$\mathcal{L}_1 \subsetneq \mathcal{L}_0$$

- **Inclusione:** Ogni grammatica di tipo 1 è anche di tipo 0, poiché le produzioni dipendenti da contesto sono un caso particolare delle produzioni non ristrette (tipo 0).
- **Inclusione stretta:** Esistono linguaggi ricorsivamente enumerabili (tipo 0) che non sono dipendenti da contesto. La dimostrazione formale richiede nozioni avanzate come le macchine di Turing.

## Operazioni sui linguaggi

Siano  $L_1$  ed  $L_2$  due linguaggi definiti su uno stesso alfabeto  $X$  ( $L_1, L_2, \subseteq X^*$ ), le operazioni attuabili su essi sono:

### Unione insiemistica

L'unione di due linguaggi è l'insieme di tutte le stringhe che appartengono **almeno a uno** dei due linguaggi, anche se definiti su alfabeti diversi.

$$L_1 \cup L_2 = \{w | w \in L_1 \vee w \in L_2\}$$

### Concatenazione

La concatenazione genera tutte le possibili combinazioni prima una stringa di  $L_1$ , poi una di  $L_2$

$$L_1 \cdot L_2 = \{w | w = w_1 w_2, w \in L_1 \vee w \in L_2\}$$

### Iterazione

L'iterazione è un'operazione unaria, si parte da un linguaggio e si fa una generalizzazione dalle parole di uno stesso linguaggio. Si ottiene un linguaggio infinito, definito con la formula:

$$L_1^* = \{w | w = w_1 w_2 \dots w_n, n \geq 0 \text{ e } \forall i : w_i \in L_1\}$$

$L^*$  = potenza all'ennesimo di tutti i linguaggi

### Complemento

Il complemento è l'insieme di tutte le parole meno l'insieme di partenza, definito con la formula

$$\overline{L_1} = X^* - L_1$$

### Intersezione

L'intersezione tra due linguaggi è l'operazione di prendere due elementi in comune tra due linguaggi, quindi stringhe presenti in entrambi.

$$L_1 \cap L_2 = \{w | w \in L_1 \wedge w \in L_2\}$$

L'intersezione, la concatenazione e l'unione sono dette operazioni binarie, in quanto prevedono l'uso di due insiemi. Complemento e iterazione sono invece operazioni unarie.

## Proprietà

L'operazione di concatenazione gode delle seguenti proprietà:

Dati  $L_1, L_2, L_3 \subseteq X^*$  ( $\equiv L_1, L_2, L_3 \in 2^{X^*}$ ), si possono avere:

- **Associatività**, l'ordine in cui concateni tre linguaggi non cambia il risultato:  
 $(L_1 \cdot L_2) \cdot L_3 = L_1 \cdot (L_2 \cdot L_3)$
- **Non commutativa**, l'ordine dei linguaggi **influenza** il risultato:  $L_1 \cdot L_2 \neq L_2 \cdot L_1$
- **Elemento neutro**:  $L_1 \cdot \{\lambda\} = \{\lambda_1\} \cdot L_1 = L_1$

$(2^{X^*}, \cdot)$  è anch'esso un **monoide**, in quanto presenta:

- $L_1 \cdot \emptyset = \emptyset \cdot L_1 = \emptyset$  ,  $(\emptyset)$  è l'**elemento assorbente**
- Se un linguaggio contiene la stringa vuota ( $\lambda \in L_1$  oppure  $\lambda \in L_2$ ), valgono queste inclusioni:
  - $L_2 \subseteq L_1 \cdot L_2$
  - $L_2 \subseteq L_2 \cdot L_1$
  - $L_1 \subseteq L_1 \cdot L_2$
  - $L_1 \subseteq L_2 \cdot L_1$

## Potenza di un linguaggio

Sia  $L$  un linguaggio definito su un alfabeto  $X$ , dicesi **potenza n-esima** di  $L$ , e si denota con  $L^n$ ,  $n \geq 0$ , il seguente linguaggio:

$$L^n = \begin{cases} \{\lambda\} & \text{se } n=0 \\ L^{n-1} \cdot L & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Si ha dunque che:

$L^+ = \bigcup_{i \geq 1} L^i$ , (unione di tutte le potenze maggiori di 1, quindi deve avere almeno una concatenazione)

Si può definire l'unione di tutte le potenze anche con la stringa vuota:

$$L^* = \{\lambda\} \cup L^+ = \bigcup_{i \geq 0} L^i$$

## Proprietà di chiusura delle classi di linguaggi

Un linguaggio definito su un alfabeto è un insieme di parole, una classe di linguaggi è un insieme di linguaggi.

## Definizione di chiusura

Si suppone di avere un operazione binaria, definita su una coppia di linguaggi

## Teorema di chiusura

La classe dei linguaggi di tipo  $i, i = 0, 1, 2, 3$  è chiusa rispetto alle operazioni di unione, concatenazione ed iterazione.

Dati quindi due linguaggi quindi, dopo aver effettuato una di queste operazioni tra i due linguaggi, si ottiene sempre un linguaggio della stessa classe.

### Dimostrazione del teorema

Lo schema generale della dimostrazione è il seguente:

- consideriamo una certa operazione, denotata con  $\alpha$ ;
- date  $G_1$  e  $G_2$ , costruiamo una nuova grammatica  $G$ :

$$G = (X, V, S, P)$$

Per la quale si dimostra che:

- se  $G_1$  e  $G_2$  sono di tipo  $i$ , allora  $G$  è di tipo  $i$ ;
- $L(G) = \alpha(L_1, L_2)$

Assumendo che non abbiano non terminali in comune.

Poniamo che:  $V = V_1 \cup V_2 \cup \{S\}$

Lo schema generale della dimostrazione è il seguente:

- consideriamo una certa operazione, denotata con  $\alpha$
- costruiamo una nuova grammatica  $G$  per cui dimostriamo che
  - se  $G_1$  e  $G_2$  sono di tipo  $i$ , allora  $G$  è di tipo  $i$ ;
  - $L(G) = \alpha(L_1, L_2)$

### Unione (per $\mathcal{L}_2$ ):

Costruiamo la grammatica  $G_3 = (X, V, S, P_3)$  ove:

$$P_3 = \{S \rightarrow S_1, S \rightarrow S_2\} \cup P_1 \cup P_2$$

Osserviamo che, se  $G_1$  e  $G_2$  sono entrambe di tipo 2, lo è anche  $G_3$  in quanto abbiamo aggiunto due produzioni libere da contesto:

- $S \rightarrow S_1$
- $S \rightarrow S_2$

Nel primo caso si avrà la derivazione:  $S \Rightarrow S_1 \xRightarrow{*} w_1 \in L_1$

Nel secondo caso si avrà la derivazione:  $S \Rightarrow S_2 \xRightarrow{*} w_2 \in L_2$

E' pertanto dimostrato che  $\mathcal{L}_2$  è chiusa rispetto all'unione.

### Unione (per $\mathcal{L}_3$ ):

Se  $G_1$  e  $G_2$  sono di tipo '3',  $G_3$  non è lineare destra, perché le produzioni che abbiamo introdotto non sono lineari destre:  $S \rightarrow S_1 \quad S \rightarrow S_2$

Per risolvere il problema dobbiamo introdurre produzioni lineari destre che simulino i passi iniziali delle derivazioni in  $G_1$  ed in  $G_2$ .

Costruiamo la grammatica  $G_4 = (X, V, S, P_4)$  ove  $P_4$ :

- per ogni regola  $S_1 \rightarrow w \in P_1$  aggiungiamo a  $P_4$  la regola:  $S \rightarrow w$
- per ogni regola  $S_2 \rightarrow w \in P_2$  aggiungiamo a  $P_4$  la regola:  $S \rightarrow w$

$$P_4 = \{S \rightarrow w \mid S_1 \rightarrow w \in P_1\} \cup \{S \rightarrow w \mid S_2 \rightarrow w \in P_2\} \cup P_1 \cup P_2.$$

Tutte le regole di  $P_4$  sono lineari destre in quanto abbiamo aggiunto regole la cui parte destra rispetta il vincolo delle grammatiche di tipo '3':  $G_4$  è di tipo '3'.

### Concatenazione (per $\mathcal{L}_2$ ):

Costruiamo la grammatica  $G_5 = (X, V, S, P_5)$ , nella quale  $P_5 = \{S \rightarrow S_1 S_2\} \cup P_1 \cup P_2$ .

Osservazione:

- se  $G_1$  e  $G_2$  sono di tipo '2', anche  $G_5$  è di tipo '2'
- $L(G_5) = L_1 \cdot L_2$ , poiché tutte le derivazioni sono del tipo:

$$S \Rightarrow S_1 S_2 \xRightarrow{*} w_1 S_2 \xRightarrow{*} w_1 w_2 \in L_1 \cdot L_2$$

È pertanto dimostrato che  $\ell_2$  è chiusa rispetto alla concatenazione.

### Concatenazione (per $\mathcal{L}_3$ ):

Osservazione:

Data una grammatica di tipo '3', ogni forma di frase derivata dal suo simbolo iniziale ha due peculiarità:

1. in essa compare al più un NT
2. se in essa compare un NT, questo è il simbolo più a destra

Quindi, se  $G_1$  e  $G_2$  sono di tipo '3',  $G_5$  non è di tipo '3', per la presenza della produzione:  $S \rightarrow S_1 S_2$ . C'è pertanto bisogno di una nuova grammatica in grado di simulare l'effetto di tale produzione.

Osserviamo che per generare una parola del linguaggio  $L_1 \cdot L_2$  senza usare la produzione  $S \rightarrow S_1 S_2$ , dovremmo "chiudere" (ovvero sostituire l'ultimo non terminale della forma di frase, ottenendo dunque una stringa terminale) la derivazione di una parola di  $L_1$  (ovvero derivare  $S_1$  fino ad ottenere solo caratteri terminali) per poi generare l'assioma di  $L_1$ .

Studiando una generica derivazione di una parola di  $L_1$  notiamo che:

$$S_1 \Rightarrow x_1 A \Rightarrow x_1 x_2 A \xRightarrow{*} x_1 x_2 \dots x_{n-1} N \Rightarrow x_1 x_2 \dots x_n$$

Avremmo quindi due possibili derivazioni del nonterminale N:

$$1. N \rightarrow \alpha$$

$$2. N \rightarrow \lambda$$

### Caso 1:

Le regole del tipo  $N \rightarrow \alpha$  vengono modificate in:  $N \rightarrow \alpha S_2$ , e quindi:

$$S_1 \Rightarrow x_1 A \Rightarrow x_1 x_2 A \xRightarrow{*} x_1 x_2 \dots x_{n-1} N \Rightarrow x_1 x_2 \dots x_{n-1} \alpha \text{ diventa:}$$

$$S_1 \Rightarrow x_1 A \Rightarrow x_1 x_2 A \xRightarrow{*} x_1 x_2 \dots x_{n-1} N \Rightarrow x_1 x_2 \dots x_{n-1} \alpha S_2$$

Dall'assioma di  $S_2$  si potrà successivamente generare una parola  $w_2 \in L_2$ , ottenendo una parola  $\in L_1 \cdot L_2$

### Caso 2:

Le regole del tipo  $N \rightarrow \lambda$  non possono essere trasformate in  $N \rightarrow S_2$  in quanto non sarebbe lineare destra.

Per tale regola dobbiamo risalire al non terminale che ha generato  $N$  ovvero alle regole del tipo:  $M \rightarrow \alpha N$ , con poi  $N \rightarrow \lambda$ , chiudendo quindi la derivazione di una parola di  $L_1$ .

In pratica si deve intervenire su ogni  $\lambda$ -produzione e relative regole che generano il non terminale presente nella parte sinistra della  $\lambda$ -produzione.

Costruiamo quindi la grammatica  $G_6 = (X, V - \{S\}, S_1, P_6)$ . Le sue produzioni sono del tipo:

$$P_6 = \{A \rightarrow bB \mid A \rightarrow bB \in P_1\} \cup \{A \rightarrow bS_2 \mid A \rightarrow b \in P_1, b \neq \lambda\} \cup \{A \rightarrow bS_2 \mid B \rightarrow \lambda \in P_1, A \rightarrow bB \in P_1\}$$

Questa grammatica tuttavia ha un problema, in quanto non è possibile derivare solo le parole di  $L_2$ . (Dovremmo dunque implementare una sorta di  $S_1 \rightarrow \lambda$ , non implementabile in quanto non sarebbe lineare destra.)

Per risolvere tale problema non dovremmo fare altro che innescare anche da  $S_1$  la derivazione di parole di  $S_2$ . Aggiungiamo quindi una nuova regola alle produzioni:

$$P_6 = \{A \rightarrow bB \mid A \rightarrow bB \in P_1\} \cup \{A \rightarrow bS_2 \mid A \rightarrow b \in P_1, b \neq \lambda\} \cup \{A \rightarrow bS_2 \mid B \rightarrow \lambda \in P_1, A \rightarrow bB \in P_1\} \cup \{S_1 \rightarrow S_2\}$$

Con l'ultima regola non andiamo a fare altro che a trascrivere  $S_1$  con i non terminali di  $L_2$  qualora ci sia una  $\lambda$ -produzione.

È pertanto dimostrato che  $L_3$  è chiusa rispetto alla concatenazione

### Iterazione (per $\mathcal{L}_2$ )

Costruiamo la grammatica  $G_7$  partendo da  $G_1$ :  $G_7 = (X, V_1 \cup \{S\}, S, P_7)$

dove  $P_7 = \{S \rightarrow \lambda, S \rightarrow S_1 S\} \cup P_1$ .

Osserviamo che se  $G_1$  è di tipo 2, lo è anche  $G_3$  in quanto abbiamo aggiunto due produzioni libere da contesto

### Iterazione (per $\mathcal{L}_3$ )

Anche qui nasce il problema che  $S \rightarrow S_1 S$  non è lineare destra.

Dobbiamo costruire una nuova grammatica  $G_8$  il cui assioma  $S$  produca  $\lambda$  e tutte le parti destre dell'assioma di  $G_1$ , in modo da garantire che ogni derivazione di  $G_8$  inizi esattamente come una di  $G$ .

**Osservazione preliminare:**

L'operatore  $\mathcal{L}_3$  produce stringhe costituite da **concatenazioni di zero o più stringhe di**  $L(G_1)$ , quindi serve una grammatica che permetta sia di generare una singola stringa di  $G_1$ , sia di ripeterla quante volte si vuole, sia di fermarsi (producendo  $\lambda$ ).

**Algoritmo per costruire  $G_8 = (V_8, \Sigma, P_8, S)$  a partire da  $G_1 = (V_1, \Sigma, P_1, S_1)$ :**

1. Aggiungiamo una nuova variabile  $S \notin V_1$  come nuovo assioma.
2. Poniamo  $V_8 = V_1 \cup \{S\}$
3. Inizializziamo  $P_8 = \{S \rightarrow \lambda\}$
4. Per ogni produzione  $S_1 \rightarrow w \in P_1$ , aggiungiamo **due produzioni** a  $P_8$ :
  - $S \rightarrow w$
  - $S \rightarrow wS$
 In simboli:
  - $P_8 = \{S \rightarrow \lambda\} \cup \{S \rightarrow w, S \rightarrow wS \mid S_1 \rightarrow w \in P_1\}$

**Verifica della correttezza: due casi****1. Caso 1:  $G_1$  non produce  $\lambda$** 

Allora  $L(G_8) = L(G_1)^*$

Ogni stringa generata da  $G_8$  è ottenuta concatenando zero o più stringhe generate da  $G_1$ .

**2. Caso 2:  $G_1$  produce  $\lambda$** 

Allora  $\lambda$  è già incluso in  $L(G_8)$  tramite la regola  $S \rightarrow \lambda$ ,  
ma attenzione: se  $S_1 \rightarrow \lambda$  è una regola in  $G_1$ , allora:

- $S \rightarrow \lambda$  (già presente)
- $S \rightarrow \lambda S$  (aggiunta come  $S_1 \rightarrow \lambda \Rightarrow S \rightarrow \lambda S$ )

Quindi bisogna notare che:

- $S \Rightarrow \lambda$
- $S \Rightarrow \lambda S \Rightarrow \lambda \lambda S \Rightarrow \dots$

Ovvero, si generano **infinite derivazioni** della parola vuota, ma l'insieme delle stringhe generate rimane  $L(G_1)^*$ , come desiderato.

**Altri teoremi di chiusura**

1. La classe dei linguaggi lineari destri (tipo '3') è chiusa rispetto al complemento ed all'intersezione
2. La classe dei linguaggi liberi da contesto (tipo '2') non è chiusa rispetto al complemento ed all'intersezione
3. La classe dei linguaggi dipendenti da contesto (tipo '1') è chiusa rispetto al complemento e all'intersezione
4. La classe dei linguaggi di tipo '0' non è chiusa rispetto al complemento



Per  $\ell_1$  e  $\ell_0$  non lo dimostriamo

## Dimostrazioni:

### 1. Per la classe di tipo 3 (lineari destri):

Assumiamo dimostrata la chiusura di  $\ell_3$  rispetto al complemento.

Secondo le Leggi di De Morgan:

$$L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}$$

Allora, poiché i linguaggi regolari (tipo 3) sono chiusi per:

- **complemento:**  $\mathcal{L}_3$  è chiuso rispetto al complemento
- **unione:**  $\mathcal{L}_3$  è chiuso rispetto all'unione

ne segue che anche l'intersezione è chiusa:

$$L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}} \in \ell_3$$

Poiché tutte le operazioni usate sono chiuse in  $\mathcal{L}_3$ , anche  $L_1 \cap L_2$  appartiene a  $\mathcal{L}_3$ .

### 2. Per la classe di tipo 2 (liberi da contesto):

Non vale la chiusura né per il **complemento** né per l'**intersezione**.

È possibile dimostrarlo con un controesempio:

- Sia  $L_1 = \{a^n b^n c^m \mid n, m \geq 0\}$   
(libero da contesto)
- Sia  $L_2 = \{a^m b^n c^n \mid m, n \geq 0\}$   
(libero da contesto)

Allora:

$$L_1 \cap L_2 = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$$

che **non è un linguaggio libero da contesto**.

Quindi la classe dei CFL (tipo 2) **non è chiusa** rispetto all'intersezione.

Inoltre, se fosse chiusa rispetto al **complemento**, allora anche l'intersezione lo sarebbe (per De Morgan), il che porterebbe a una contraddizione.

Quindi anche **la chiusura per complemento fallisce**.

## Riflessione

### Definizione di stringa riflessa

Sia  $w$  una parola su un alfabeto  $X = \{x_1, x_2, \dots, x_k\}$ , con  $w = x_{i_1} x_{i_2} \dots x_{i_{n-1}} x_{i_n}$ , si dice **stringa riflessa** o **riflessione** di  $w$  la stringa:

$$w^R = x_{i_n} x_{i_{n-1}} \dots x_{i_2} x_{i_1}$$

### Operazione di riflessione

Sia  $w$  una parola su un alfabeto  $X = \{x_1, x_2, \dots, x_k\}$  e sia  $w^R$  la stringa riflessa di  $w$ , l'operazione di trasformazione si chiama **operazione di riflessione**

## Definizione di parola palindromica

Un **palindromo** o **parola palindromica** è una parola la cui lettera a ritroso riproduce la parola di partenza:

$$w \text{ palindromo} \stackrel{def}{\iff} w = w^R$$

Un palindromo è dunque una parola che coincide con la sua riflessione

I palindromi possono essere di due tipi:

- **Lunghezza pari**, con asse di simmetria costituito dalla parola vuota
- **Lunghezza dispari**, con asse di simmetria costituito da uno dei simboli dell'alfabeto

Più precisamente si ha la seguente caratterizzazione:

## Teorema sulla parola palindroma

Sia  $w$  una parola su un alfabeto  $X$ ,  $w$  è un palindromo se e solo se:

$$w = axa^R, x \in X \cup \{\lambda\}$$

## Teorema sulla riflessione

La classe dei linguaggi non contestuali (tipo '2') è **chiusa** rispetto all'operazione di **riflessione**. In altre parole, se un linguaggio  $L$  è generato da una grammatica libera da contesto (CFG), allora anche il linguaggio riflesso  $L^R = \{w^R \mid w \in L\}$  è libero da contesto.

## Dimostrazione

Sia  $G_1 = (X, V_1, S_1, P_1)$  una grammatica CFG che genera  $L$ . Costruiamo una nuova grammatica  $G_9$  come segue:

$$G_9 = (X, V_1, S_1, P_9), \quad \text{dove:}$$

$$P_9 = \{A \rightarrow \alpha^R \mid A \rightarrow \alpha \in P_1\}.$$

### Passaggi:

#### 1. Inversione delle Produzioni:

Per ogni produzione  $A \rightarrow \alpha$  in  $P_1$ , aggiungiamo a  $P_9$  la produzione  $A \rightarrow \alpha^R$ .

- *Esempio:* Se  $P_1$  contiene  $A \rightarrow aBb$ , allora  $P_9$  conterrà  $A \rightarrow bBa$ .

#### 2. Preservazione del Tipo '2':

Poiché  $G_1$  è CFG, ogni produzione ha un singolo non terminale a sinistra (es.  $A \rightarrow \alpha$ ).

Invertire  $\alpha$  non cambia questo vincolo, dunque  $G_9$  rimane di tipo '2'.

#### 3. Correttezza:

- Ogni derivazione in  $G_1$  che genera  $w$  corrisponde a una derivazione in  $G_9$  che genera  $w^R$ , grazie all'inversione delle produzioni.
- *Struttura induttiva*: Se  $S_1 \Rightarrow^* w$  in  $G_1$ , allora  $S_1 \Rightarrow^* w^R$  in  $G_9$ , poiché ogni passo di derivazione riflette l'ordine dei simboli.

### Esempio

- **Grammatica Originale ( $G_1$ ):**  
 $S \rightarrow aSb \mid \lambda$  genera  $L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ .
- **Grammatica Riflessa ( $G_9$ ):**  
 $S \rightarrow bSa \mid \lambda$  genera  $L^R = \{b^n a^n \mid n \geq 0\}$ .