Definizione della sintassi dei linguaggi di programmazione.

- automi a stati finiti
- grammatiche formali

Automa a stati finiti

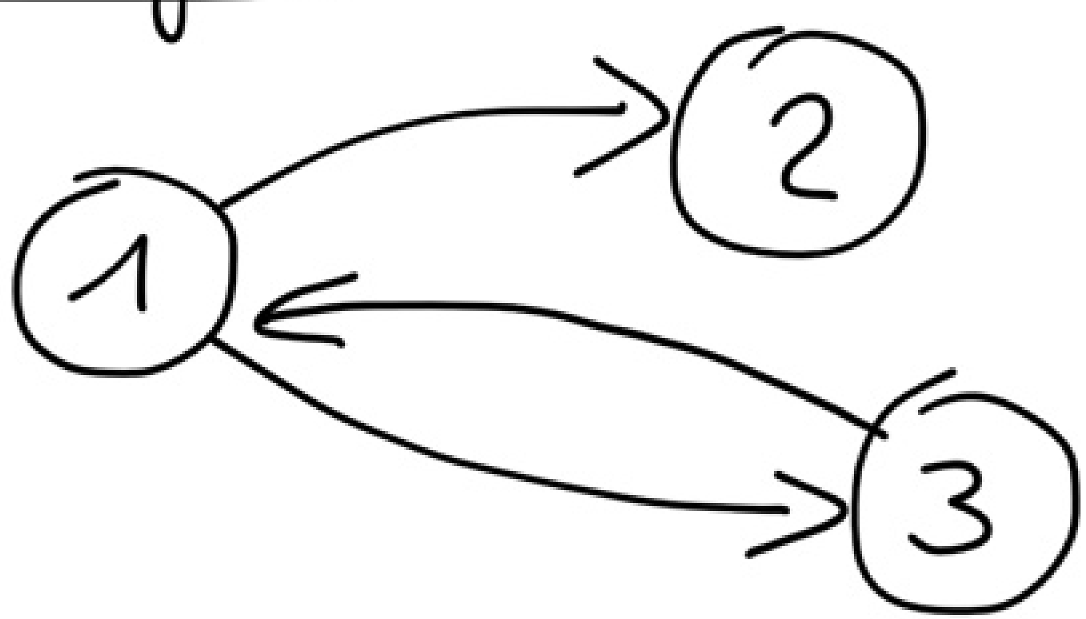
- Insieme finito di stati (nodi)

- Insieme finito di transizioni tra stati (archi)

$S = \{1, 2, 3\}$ stati

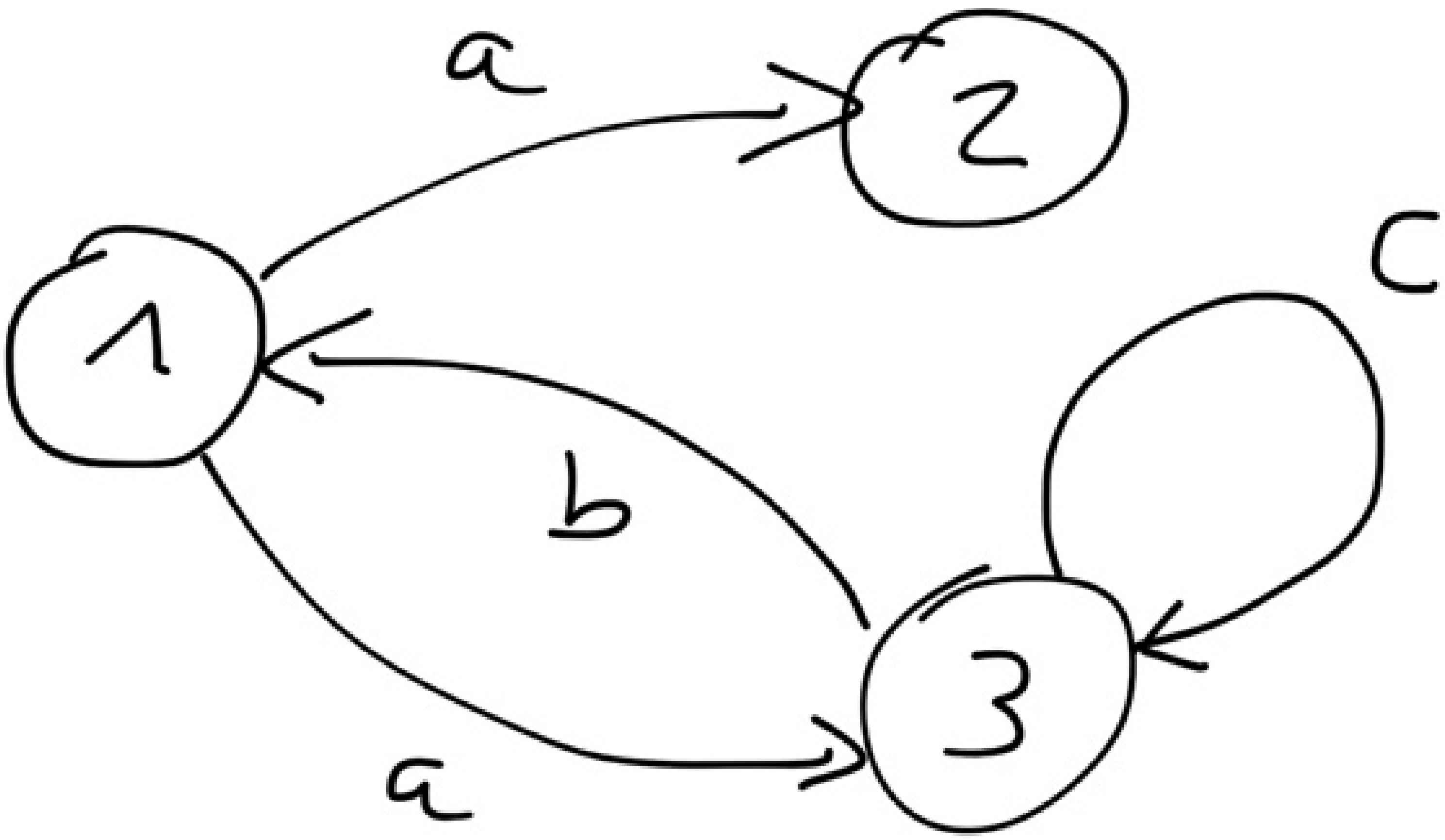
$A = \{\langle 1,3\rangle, \langle 1,2\rangle, \langle 3,1\rangle\}$

<u>Grafo</u>



Automa etichettato S.F

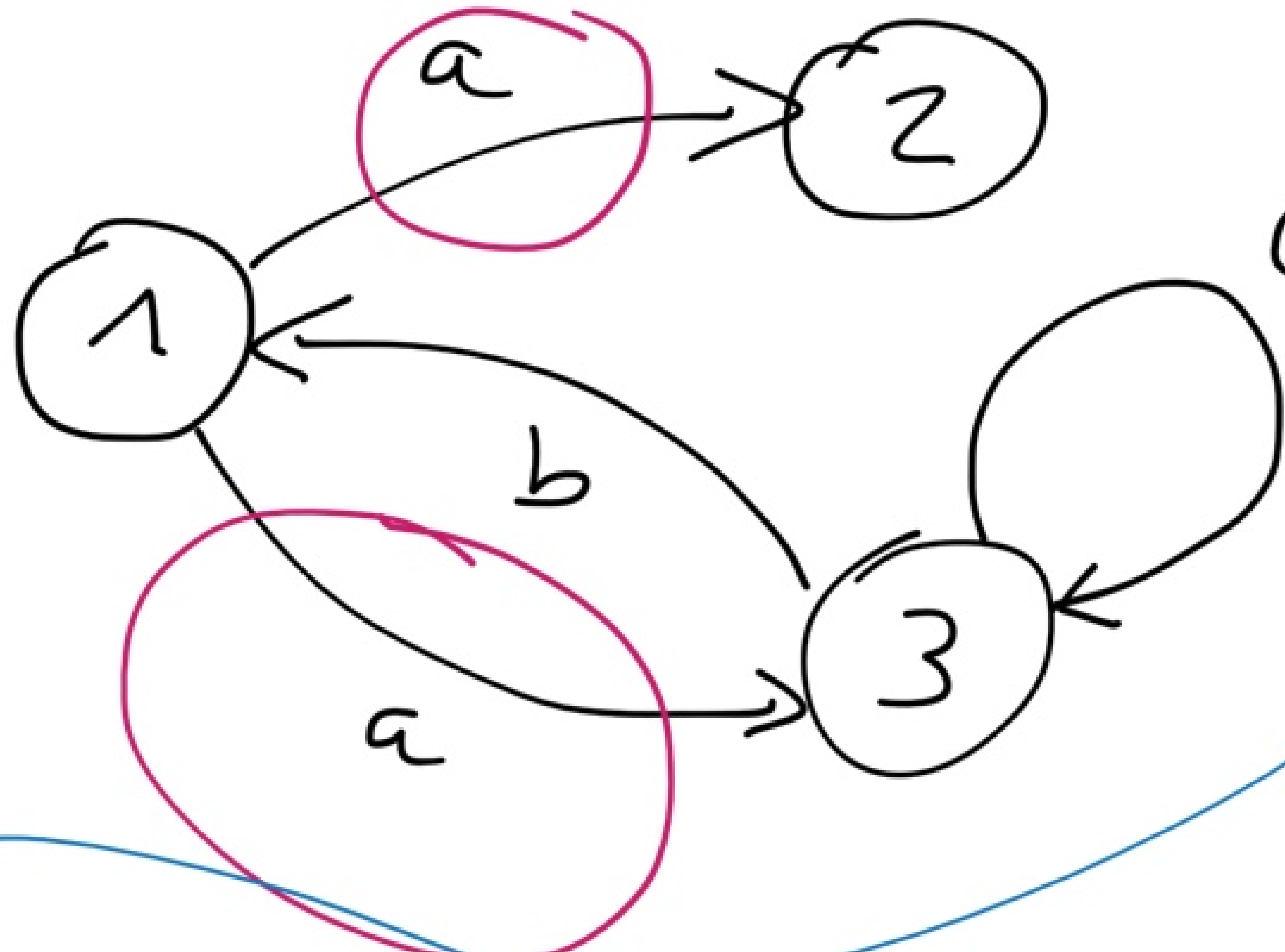
$\Sigma = \{a, b, c\}$



Σ insieme finito di simboli

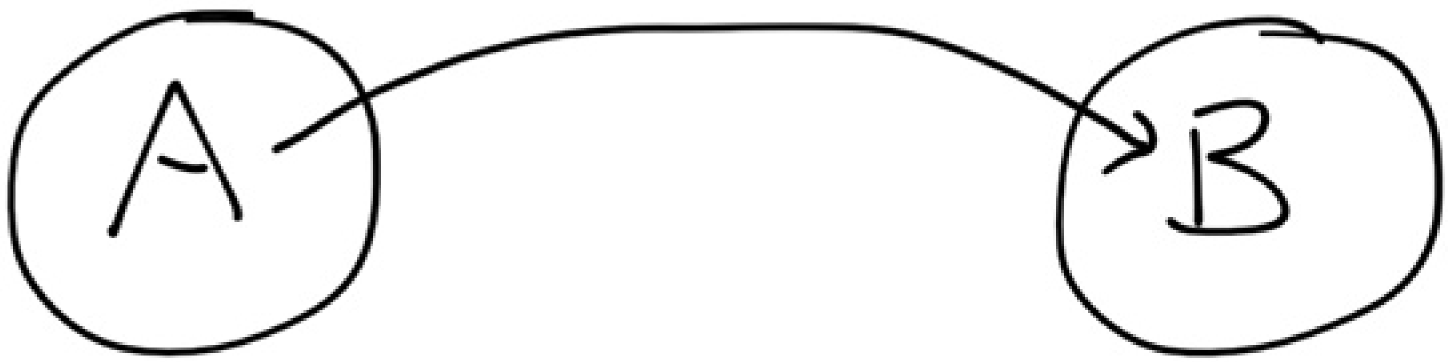
$S = \{1, 2, 3\}$ $\Sigma = \{a, b, c\}$

$A = \{ \langle \underline{\langle 1, a \rangle, 3} \rangle, \langle \underline{\langle 1, a \rangle, 2} \rangle,$



$\langle \langle 3, b \rangle, 1 \rangle, \langle \langle 3, c \rangle, 3 \rangle \}$

Funzioni e Relazioni



Relazioni tra A e B
possono essere rappresentate
come insiemi di
coppie

$$\{\langle a, b\rangle \mid a \in A,\ b \in B\}$$

R su A e B

$$R \subseteq \{\langle a, b\rangle \mid a \in A,\ b \in B\}$$

$$R \subseteq A \times B$$

$$\underline{\underline{A \times B}} = \{\langle a, b\rangle \mid a \in A,\ b \in B\}$$

$$A = \{a, b\} \qquad B = \{0, 1\}$$

$$A \times B = \{\langle a, 0\rangle, \langle a, 1\rangle, \langle b, 0\rangle, \langle b, 1\rangle\}$$

$$\neq$$

$$B \times A$$

$$R \subseteq A \times B$$

$$\underline{R = \{\langle a, 0\rangle, \langle b, 1\rangle\}}$$

$$R_\emptyset = \{\langle a, \emptyset \rangle, \langle b, 1 \rangle\}$$

$$R_1 = \{\langle a, 0 \rangle, \langle a, 1 \rangle, \langle b, 1 \rangle\}$$

$R_\emptyset$ è una funzione

R_1 non è una funzione

$$R \subseteq A \times B$$

$$(a,b) \in R \wedge (a_1,b_1) \in R$$

se $a = a_1$ allora

$$b = b_1$$

Se vale questa proprietà la relazione R è una funzione

Come utilizzare gli ASF per definire la sintassi di un linguaggio

io mangio una mela

la mela mi mangia

io mangio ~~mangio~~ una mela

~~Dizionario~~

è un insieme finito di simboli

Alfabeto

$$\Lambda_0 = \{a, b, c\}$$

$$\Lambda_1 = \{0, 1, 2, \ldots, 9, +, *\}$$

$$A = \{a, b, c\}$$

$$A^* = \{\varepsilon, a, b, c, aa, ab, ac, \dots, cc, aaa, aab, \dots, \underline{\underline{ccc}}, \dots\}$$

A^* è l'insieme di tutte le sequenze finite di simboli di A (finito)

(stringhe)

$$A^+ = A^* \setminus \{\varepsilon\}$$

$$A \setminus B = \{a \mid a \in A \text{ e } a \notin B\}$$

$A = \{0,1,2\}$ $\quad$ $B = \{0,3\}$

$$A \setminus B = \{1,2\}$$

$$\underline{\underline{A^* \setminus \{\varepsilon\}}}$$

$$\cancel{A^* \setminus \varepsilon}$$

$$\Sigma = \{a, b\}$$

$$\Sigma^* = \{\varepsilon, aa, ab, ba, bb, aaa, aab, \ldots, bbb, \ldots\}$$

$L_{\emptyset}$ il linguaggio delle stringhe $(\neq \varepsilon)$ in cui il simbolo a compare sempre prima di ogni b

$$\Lambda = \{a, b\}$$

$$L_\emptyset = \{a,\ b,\ ab,\ \cancel{ba},\ \dots,\ aabbb,\ \cancel{abab} \dots\}$$

$$L_\emptyset \subseteq \Lambda^*$$

L_1 il linguaggio su Λ in cui il numero delle a è pari

$$L_1 = \{\varepsilon,\ aa,\ bb,\ baabb,\ ba\cancel{baba},$$

$$L_1 \subseteq \Lambda^*$$

L è un linguaggio su Λ $\iff$ $L \subseteq \Lambda^*$

$\equiv$

se e solo se

sse

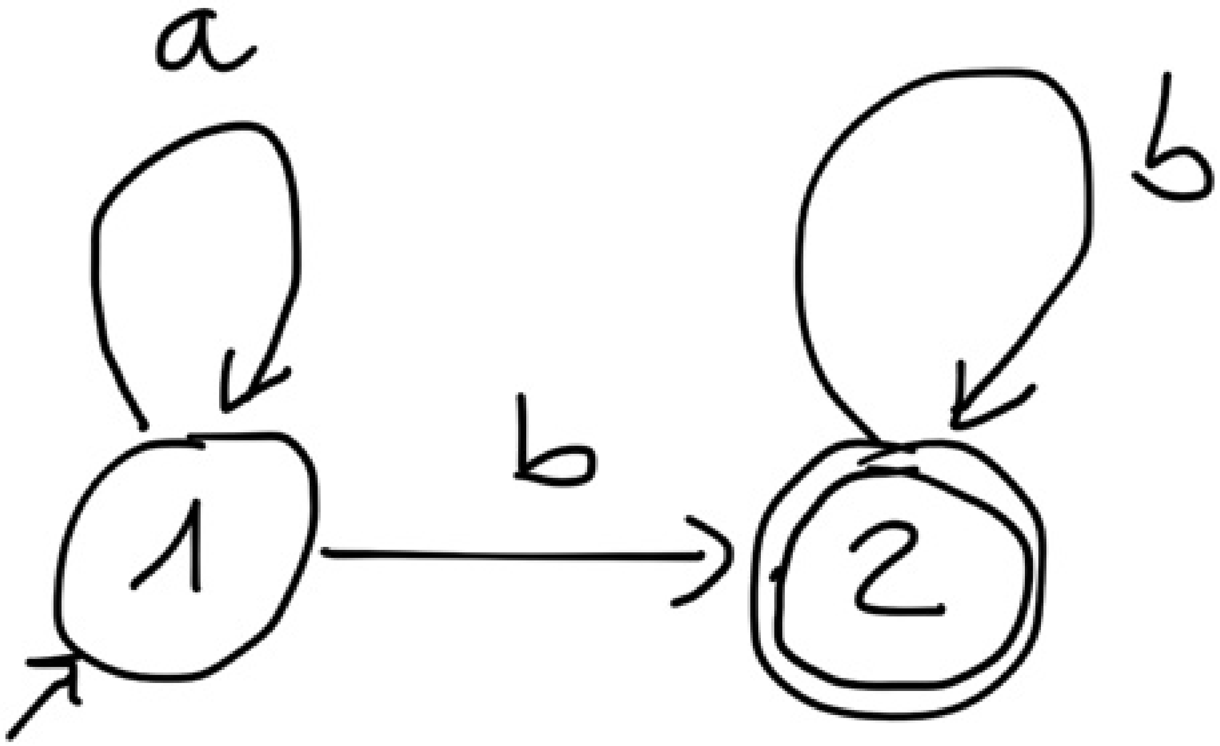
$$\Lambda = \{a, b\}$$

$$\underbrace{aaa\ldots a}_{n} \equiv \underline{\underline{a^n}}$$

$$L_\emptyset = \{ a^n b^m \mid n, m \in \mathbb{N} \text{ e } n+m > 0 \}$$

stringa s e una stringa t

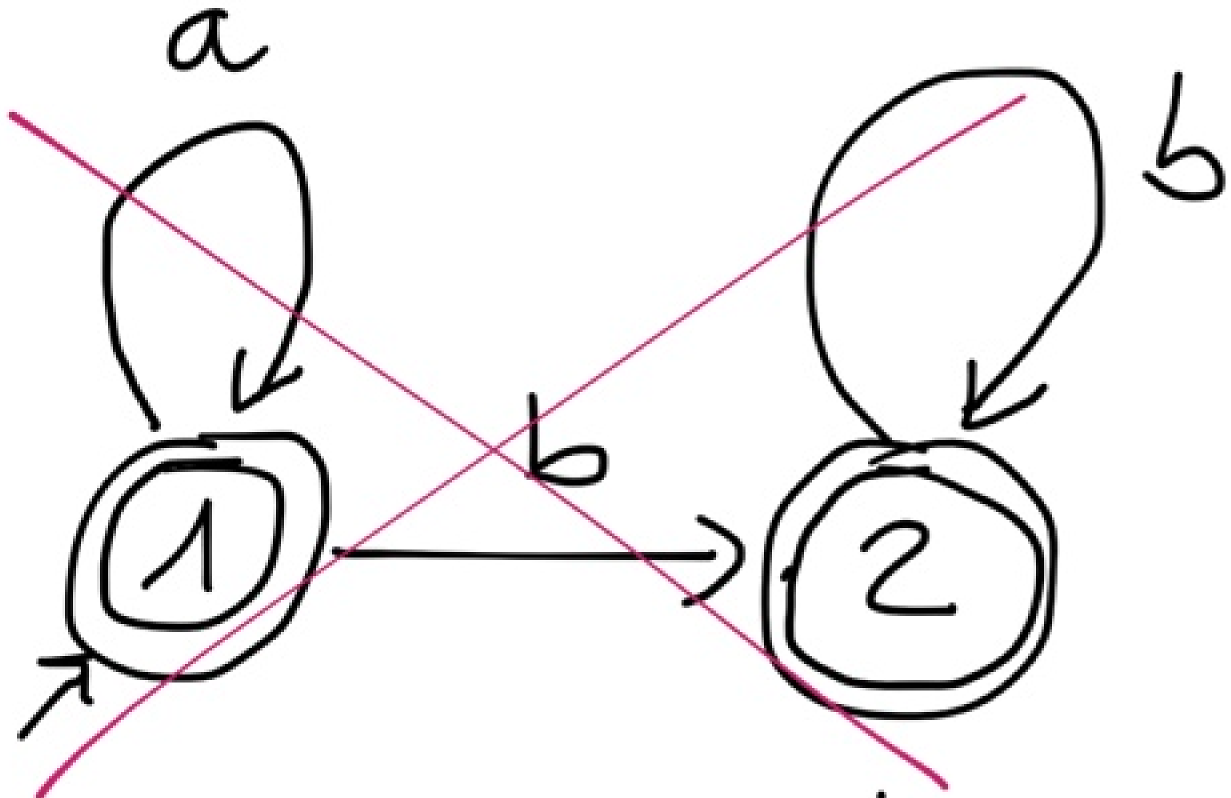
st vuol dire la concatenazione delle due stringhe



a	b	
1	1	2

$$L_{\cancel{b}} = \{ a^n b^m \mid n, m \in \mathbb{N}, \ n+m>0 \}$$

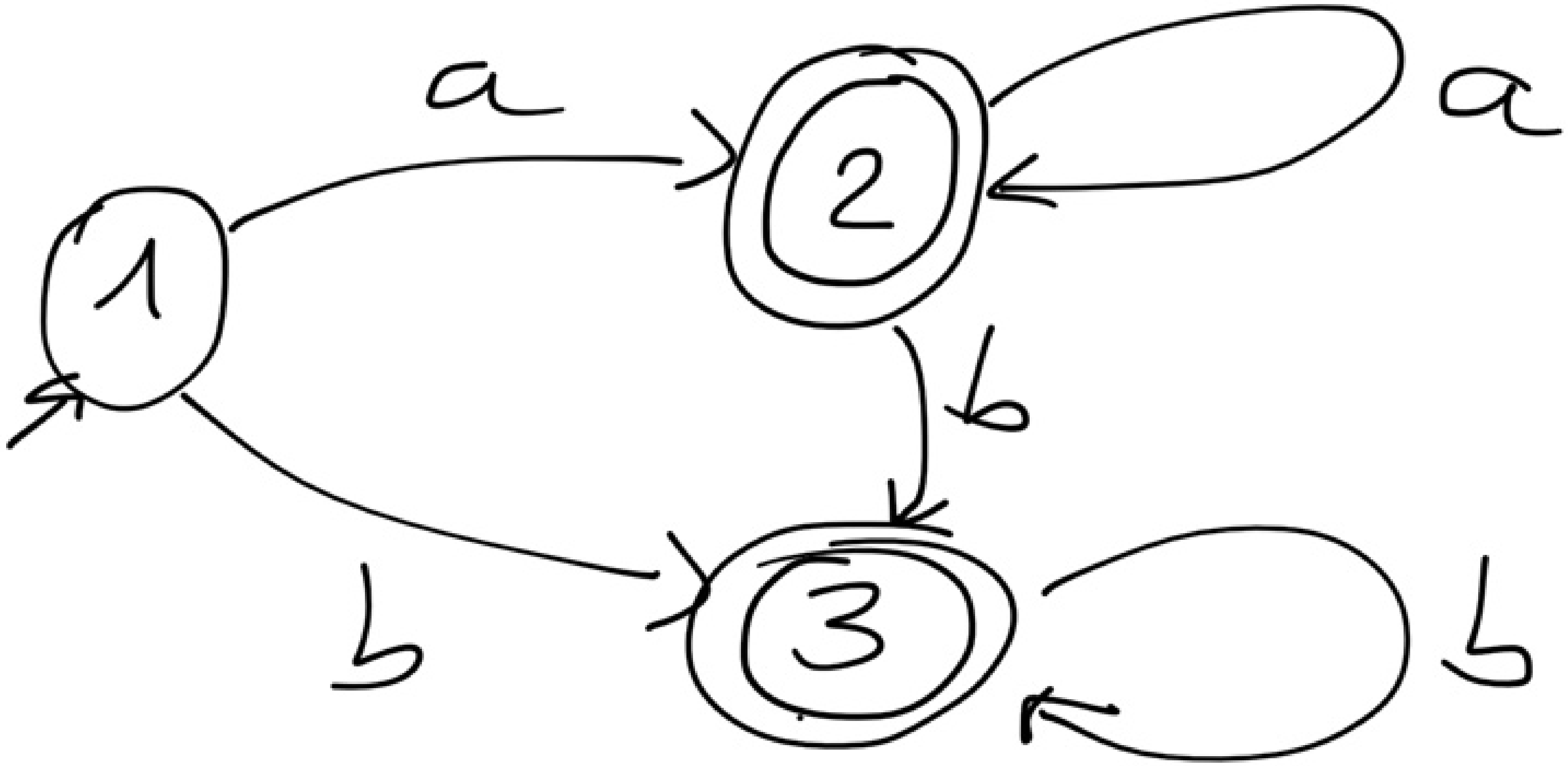
$$L_2 = \{ a^n b^m \mid n, m \in \mathbb{N}, \ m>0 \}$$



a	b	
1	1	2

$$L_{\emptyset} = \{ a^n b^m \mid n, m \in \mathbb{N}, n+m>0 \}$$

a	a	
1	1	1

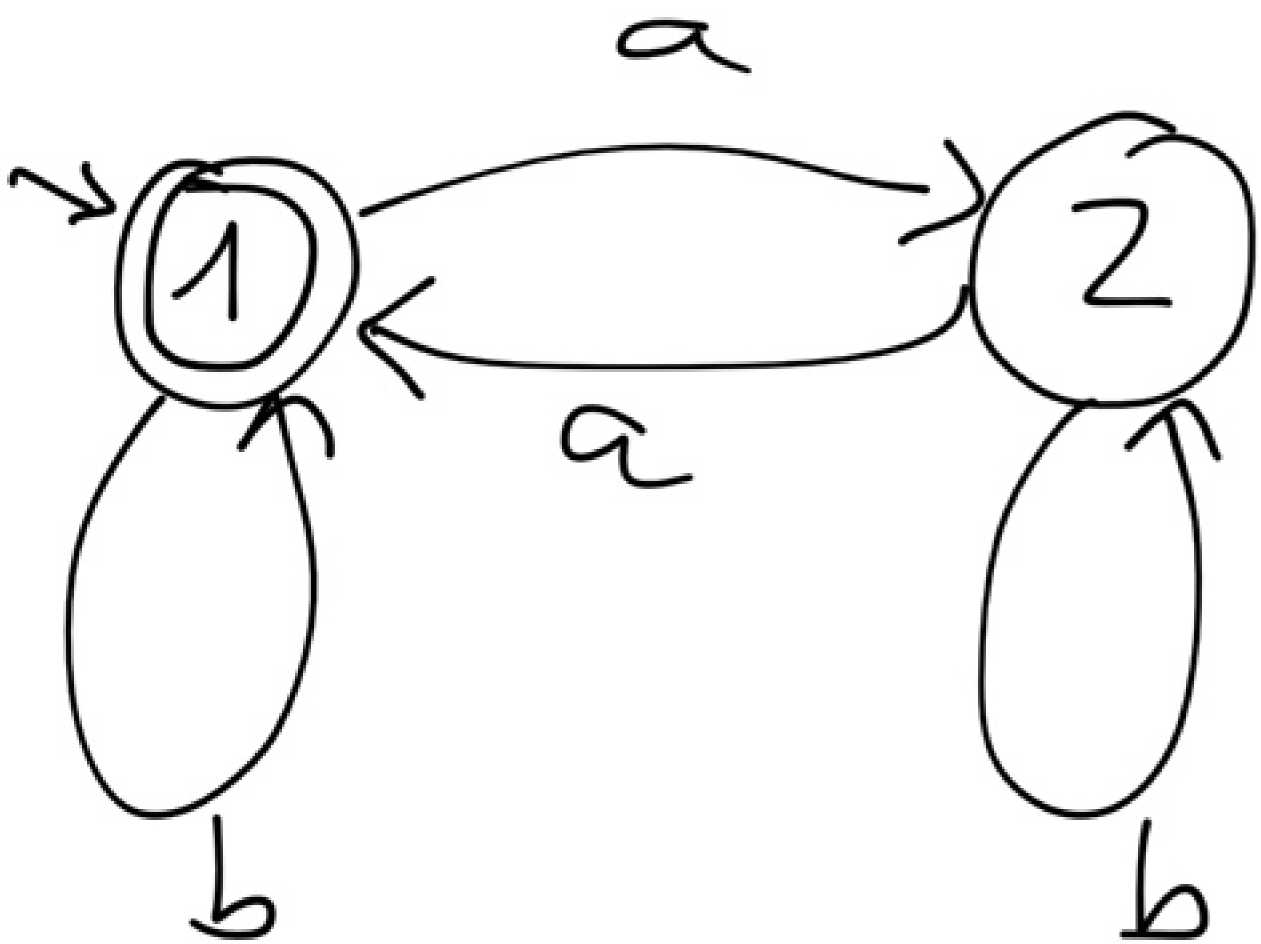


$$L_\emptyset = \{ a^n b^m \mid n, m \in \mathbb{N} \text{ e } n + m > 0 \}.$$

L_1 = il linguaggio su $\Sigma = \{a, b\}$ tale che il numero di occorrenze di a è pari nelle stringhe

abbabb   bb

abaa $\cancel{ab^n a b^k \dots}$



a	a	b	a	b	a	
1	2	1	1	2	2	1

ok

a	b	b	
1	2	2	2

Non è di accett.

b	b	
1	1	1

ok

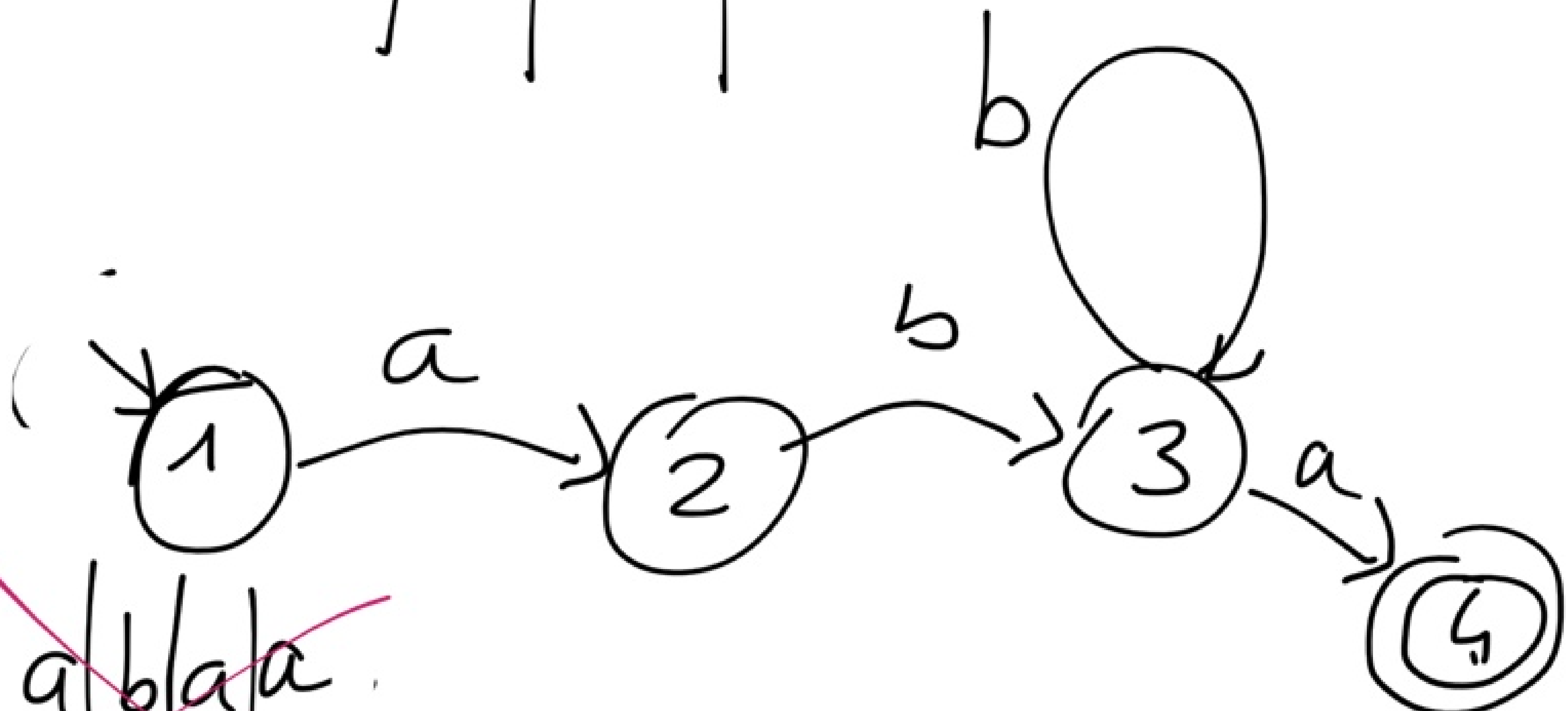
ε

1 ok

2013_09_26

$\Sigma = \{a, b\}$

$L = \{ a b^k a \mid k \in \mathbb{N}^+ , \cancel{k > 0} \}$



~~a~~	~~b~~	~~a~~	~~a~~
~~1~~	~~2~~	~~3~~	~~4~~

ASF

$$M = (\Lambda, \Sigma, S, F, \delta)$$

Λ insieme finito di simboli

Σ insieme finito degli stati

$S \in \Sigma$ stato iniziale

$F \subseteq \Sigma$ insieme degli stati di accett. (finali)

δ relazione di transizione

$$\delta \subseteq (\Sigma \times \Lambda) \times \Sigma$$

$$(\langle 1, a \rangle, 2)$$