

Equivalenza tra ASF, RG e RE

a.a. 2021-2022

Corso di Fondamenti di Informatica - 1 modulo

Corso di Laurea in Informatica

Università di Roma "Tor Vergata"

Prof. Giorgio Gambosi



Grammatiche regolari

ASF e grammatiche di tipo 3

Per ogni grammatica regolare $\mathcal{G} = \langle V_T, V_N, P, S \rangle$, esiste un ASFND $\mathcal{A}_N = \langle \Sigma, Q, \delta_N, q_0, F \rangle$ che riconosce il linguaggio che essa genera.

Viceversa, per ogni ASFND \mathcal{A}_N esiste una grammatica regolare che genera il linguaggio che esso riconosce.

ASF e grammatiche di tipo 3

Sia $\mathcal{G} = \langle V_T, V_N, P, S \rangle$ una grammatica di tipo 3, con al più la sola ε -produzione $S \rightarrow \varepsilon$.

Definiamo una procedura che partire da \mathcal{G} produca un ASFND $\mathcal{A}_N = \langle \Sigma, Q, \delta_N, q_0, F \rangle$ equivalente (che accetta tutte e sole stringhe prodotte da \mathcal{G}).

$$\Sigma = V_T$$

$$Q = \{q_I \mid I \in V_N\} \cup \{q_F\}$$

$$q_o = q_S$$

$$F = \begin{cases} \{q_o, q_F\} & \text{se } S \longrightarrow \varepsilon \in P \\ \{q_F\} & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Per ogni coppia $a \in V_T$ e $B \in V_N$,

$$\delta_N(q_B, a) = \begin{cases} \{q_C \mid B \longrightarrow aC \in P\} \cup \{q_F\} & \text{se } B \longrightarrow a \in P \\ \{q_C \mid B \longrightarrow aC \in P\} & \text{altrimenti.} \end{cases}$$

L'automa è, in generale, non deterministico.

Da \mathcal{G} a \mathcal{A}_N . Equivalenza di \mathcal{G} e \mathcal{A}_N

Per dimostrare l'equivalenza tra \mathcal{G} e \mathcal{A}_N , dobbiamo mostrare che per ogni $x \in \Sigma^*$ si ha che

$$S \xrightarrow[\mathcal{G}]{}^* x \quad \text{se e solo se} \quad \bar{\delta}_N(q_S, x) \cap F \neq \emptyset$$

Questo è chiaramente vero se $x = \varepsilon$, in quanto $\bar{\delta}_N(q_0, \varepsilon) = q_0 \in F$, se e solo se $S \rightarrow \varepsilon \in P$, per costruzione.

Nel caso $x \in \Sigma^+$ mostriamo, per induzione sulla lunghezza di x , la proprietà più generale

$$S \xrightarrow{}^* xZ \quad \text{se e solo se} \quad q_Z \in \bar{\delta}_N(q_S, x)$$

Da \mathcal{G} a \mathcal{A}_N . Equivalenza di \mathcal{G} e \mathcal{A}_N

Iniziamo da

$$S \xRightarrow{*} xZ \quad \text{implica} \quad q_Z \in \overline{\delta}_N(q_S, x)$$

Passo base: $|x| = 1$, per cui $x = a$, con $a \in \Sigma$. Allora abbiamo che $S \xRightarrow{*} aZ$ se e solo se $S \rightarrow aZ \in P$ e quindi se e solo se, per costruzione dell'automa, $q_Z \in \delta_N(q_S, a)$.

Da \mathcal{G} a \mathcal{A}_N . Equivalenza di \mathcal{G} e \mathcal{A}_N

Passo induttivo: $|x| > 1$, per cui $x = ya$, con $|y| = n \geq 1$ e $a \in \Sigma$.

Per l'ipotesi induttiva il risultato si assume valido per y , quindi

$$S \xRightarrow{*} yZ \quad \text{se e solo se} \quad q_Z \in \bar{\delta}_N(q_S, y)$$

Osserviamo che $S \xRightarrow{*} xZ'$ se e solo se esiste $Z \in V_N$ tale che

$S \xRightarrow{*} yZ \implies yaZ' = xZ'$. Ne deriva che

- $q_Z \in \bar{\delta}_N(q_S, y)$ per induzione
- $Z \xrightarrow{a} aZ' \in P$, e quindi $q_{Z'} \in \delta_N(a, Z)$ per costruzione

Quindi, $q_{Z'} \in \bar{\delta}_N(q_S, ya) = \bar{\delta}_N(q_S, x)$

Da \mathcal{G} a \mathcal{A}_N . Equivalenza di \mathcal{G} e \mathcal{A}_N

Abbiamo verificato che $S \xRightarrow{*} xZ$ se e solo se $q_Z \in \bar{\delta}_N(q_S, x)$.

Osserviamo ora che $S \xRightarrow{*} x$ se e solo se esistono $Z \in V_N, y \in \Sigma^*$ e $Z \rightarrow a \in P$ tali che $x = ya$ e $S \xRightarrow{*} yZ \xRightarrow{*} ya = x$.

Da quanto visto sopra, ciò è vero se e solo se $q_Z \in \bar{\delta}_N(q_S, y)$ e $q_F \in \delta_N(q_Z, a)$, e quindi se e solo se $q_F \in \bar{\delta}_N(q_S, ya) = \bar{\delta}_N(q_S, x)$.

In conclusione, per ogni linguaggio regolare (generato da una grammatica di tipo 3) esiste un ASFND che lo accetta (e quindi anche un ASFD che lo decide).

ASF e grammatiche di tipo 3

Sia $\mathcal{A} = \langle \Sigma, Q, \delta, q_0, F \rangle$ un ASFD.

Definiamo una procedura che partire da \mathcal{A} produca una grammatica di tipo 3 $\mathcal{G} = \langle V_T, V_N, P, S \rangle$ equivalente (che genera tutte e sole stringhe accettate da \mathcal{A}).

Se $q_0 \notin F$:

$$V_T = \Sigma$$

$$V_N = \{A_i \mid \text{per ogni } q_i \in Q\}$$

$$S = A_0$$

per ogni regola di transizione $\delta(q_i, a) = q_j$ esiste $A_i \longrightarrow aA_j \in P$, e se $q_j \in F$ esiste anche $A_i \longrightarrow a \in P$

Se $q_0 \in F$:

$$V_T = \Sigma$$

$$V_N = \{A_i \mid \text{per ogni } q_i \in Q\} \cup \{A'_0\}$$

$$S = A'_0$$

per ogni regola di transizione $\delta(q_i, a) = q_j$ esiste $A_i \longrightarrow aA_j \in P$, e se $q_j \in F$ esiste anche $A_i \longrightarrow a \in P$ (tutte le precedenti). Inoltre, per ogni $\delta(q_0, a) = q_j$ esiste $A'_0 \longrightarrow aA_j \in P$, e se $q_j \in F$ esiste anche $A'_0 \longrightarrow a \in P$ (A'_0 ha tutte le produzioni di A_0), infine, esiste $A'_0 \longrightarrow \varepsilon \in P$.

Da \mathcal{A} a \mathcal{G} . Equivalenza di \mathcal{G} e \mathcal{A}

Come prima, per dimostrare l'equivalenza tra \mathcal{G} e \mathcal{A}_N , dobbiamo mostrare che per ogni $x \in \Sigma^*$ si ha che

$$\overline{\delta}(q_0, x) \in F \quad \text{se e solo se} \quad S \xrightarrow[\mathcal{G}]{*} x$$

Questo è chiaramente vero se $x = \varepsilon$, in quanto in tal caso necessariamente $q_0 \in F$ e, per costruzione, l'assioma di \mathcal{G} è A'_0 e $A'_0 \longrightarrow \varepsilon \in P$.

Nel caso $x \in \Sigma^+$ mostriamo, per induzione sulla lunghezza di x , entrambe le proprietà

$$A_i \xrightarrow{*} xA_j \quad \text{se e solo se} \quad \overline{\delta}(q_i, x) = q_j$$

$$A_i \xrightarrow{*} x \quad \text{se e solo se} \quad \overline{\delta}(q_i, x) \in F$$

Da \mathcal{A} a \mathcal{G} . Equivalenza di \mathcal{G} e \mathcal{A}

Passo base: $|x| = 1$, ad esempio $x = a$. Abbiamo allora che

Per costruzione, $A_i \longrightarrow aA_j \in P$ (e quindi $A_i \Longrightarrow aA_j$) se e solo se $\delta(q_i, a) = q_j$ (e quindi $\bar{\delta}(q_i, a) = q_j$)

e inoltre che, per costruzione,

$A_i \longrightarrow a \in P$ (e quindi $A_i \Longrightarrow a$) se e solo se $q_j \in F$

Da \mathcal{A} a \mathcal{G} . Equivalenza di \mathcal{G} e \mathcal{A}

Passo induttivo: $|x| = n > 1$.

Sia $x = ya$, con $|y| = n - 1$: per l'ipotesi induttiva, la proprietà è valida per y , e quindi

$$A_i \xRightarrow{*} yA_k \quad \text{se e solo se} \quad \bar{\delta}(q_i, y) = q_k$$

Supponiamo $A_i \xRightarrow{*} xA_j = yaA_j$: ciò è possibile se e solo se esiste A_k tale che $A_i \xRightarrow{*} yA_k$ e $A_k \longrightarrow aA_j \in P$

Da \mathcal{A} a \mathcal{G} . Equivalenza di \mathcal{G} e \mathcal{A}

Per l'ipotesi induttiva, $A_i \xRightarrow{*} yA_k$ se e solo se $\bar{\delta}(q_i, y) = q_k$.

Per costruzione, $A_k \longrightarrow aA_j \in P$ se e solo se $\delta(q_k, a) = q_j$.

Ne consegue che

$$A_i \xRightarrow{*} yA_k \implies yaA_j = xA_j$$

se e solo se

$$q_j = \delta(q_k, a) = \delta(\bar{\delta}(q_i, y), a) = \bar{\delta}(q_i, ya) = \bar{\delta}(q_i, x)$$

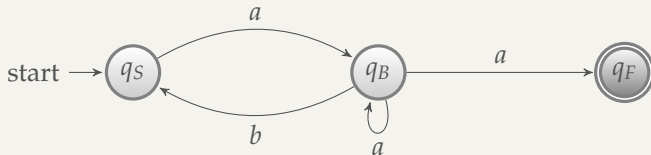
Esempio

Il linguaggio rappresentato da $a(a + ba)^*a$ è generato dalla grammatica

$$S \longrightarrow aB$$

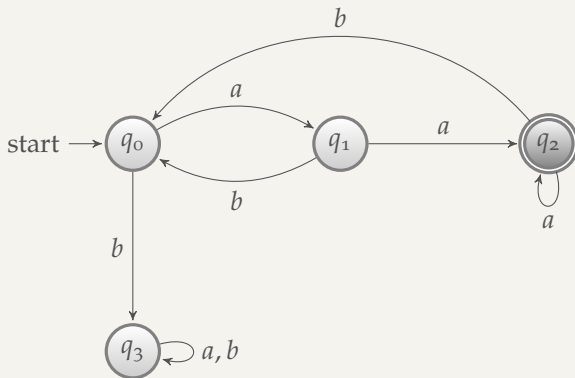
$$B \longrightarrow aB \mid bS \mid a.$$

ed è riconosciuto dall'ASFND



Esempio

A partire dall'ASFND è possibile derivare un ASFD equivalente



E da questo una grammatica di tipo 3 equivalente a quella iniziale, dove $S = A_0$

$$A_0 \longrightarrow aA_1$$

$$A_1 \longrightarrow bA_0 \mid aA_2 \mid a$$

$$A_2 \longrightarrow aA_2 \mid bA_0 \mid a$$

Per costruzione, questa grammatica ha, per ogni coppia $X \in V_N$ e $c \in V_T$, al più un $Y \in V_N$ tale che $X \longrightarrow cY \in P$.

Si consideri la grammatica regolare avente le seguenti produzioni:

$$S \longrightarrow 0A \mid 1B \mid 0S$$

$$A \longrightarrow aB \mid bA \mid a$$

$$B \longrightarrow bA \mid aB \mid b.$$

Si derivino un ASFND e un ASFD che riconoscono il linguaggio generato da tale grammatica. A partire dall'automa deterministico, derivare poi una grammatica di tipo 3 equivalente.

Espressioni regolari

Teorema

Tutti i linguaggi definiti da espressioni regolari sono regolari.

Teorema

Data una grammatica \mathcal{G} di tipo 3, esiste una espressione regolare r tale che $L(\mathcal{G}) = \mathcal{L}(r)$, che descrive cioè il linguaggio generato da \mathcal{G} .

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Consideriamo una grammatica \mathcal{G} di tipo 3 ed il linguaggio L da essa generato, che per semplicità assumiamo non contenga la stringa vuota ε .

Se così non fosse, applichiamo le considerazioni seguenti al linguaggio $L - \{\varepsilon\}$, anch'esso regolare: una volta derivata un'espressione regolare r che lo definisce, l'espressione regolare che definisce L sarà chiaramente $r + \varepsilon$.

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Alla grammatica \mathcal{G} possiamo far corrispondere un sistema di equazioni su espressioni regolari.

Estensione del linguaggio delle espressioni regolari con variabili A, \dots, Z , associando una variabile ad ogni non terminale in \mathcal{G} .

Tali variabili potranno assumere valori nell'insieme delle espressioni regolari.

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Raggruppamento di tutte le produzioni che presentano a sinistra lo stesso non terminale. Per ogni produzione del tipo

$$A \longrightarrow a_1 B_1 \mid a_2 B_2 \mid \dots \mid a_n B_n \mid b_1 \mid \dots \mid b_m$$

equazione del tipo

$$A = a_1 B_1 + a_2 B_2 + \dots + a_n B_n + b_1 + \dots + b_m.$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Da una grammatica regolare si ottiene un sistema di *equazioni lineari destre*, in cui ogni monomio contiene una variabile a destra di simboli terminali.

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Risoluzione del sistema di equazioni su espressioni regolari estese:

individuazione dei valori (espressioni regolari normali, prive delle variabili che definiscono a loro volta espressioni regolari) che, una volta sostituiti alle variabili, soddisfano il sistema di equazioni.

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

$$A \longrightarrow aA \mid bB$$

$$B \longrightarrow bB \mid c$$

corrisponde al sistema di equazioni

$$\begin{cases} A = aA + bB \\ B = bB + c. \end{cases}$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Per risolvere il sistema Ã possibile utilizzare, le trasformazioni algebriche applicabili sulle operazioni di unione e concatenazione (distributivit , fattorizzazione, ecc.), oltre alle seguenti due regole.

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Sostituzione di una variabile con un'espressione regolare estesa.

Con riferimento all'esempio precedente abbiamo

$$\begin{cases} A &= aA + b(bB + c) = aA + bbB + bc \\ B &= bB + c. \end{cases}$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Eliminazione della recursione.

L'equazione $B = bB + c$ si risolve in $B = b^*c$. Infatti, sostituendo a destra e sinistra abbiamo

$$b^*c = b(b^*c) + c = b^+c + c = (b^+ + \varepsilon)c = b^*c.$$

Più in generale abbiamo che un'equazione del tipo

$$A = \alpha_1 A + \alpha_2 A + \dots + \alpha_n A + \beta_1 + \beta_2 + \dots + \beta_m$$

si risolve in

$$A = (\alpha_1 + \alpha_2 + \dots + \alpha_n)^*(\beta_1 + \beta_2 + \dots + \beta_m),$$

dove $\alpha_1, \dots, \alpha_n, \beta_1, \dots, \beta_m$ sono espressioni regolari estese.

Grammatica regolare

$$A_0 \longrightarrow aA_1 \mid a$$

$$A_1 \longrightarrow bA_3 \mid bA_2$$

$$A_2 \longrightarrow aA_2 \mid bA_0 \mid b$$

$$A_3 \longrightarrow bA_3 \mid aA_2.$$

da cui si ottiene il seguente sistema lineare.

$$\begin{cases} A_0 &= aA_1 + a \\ A_1 &= bA_3 + bA_2 \\ A_2 &= aA_2 + bA_0 + b \\ A_3 &= bA_3 + aA_2 \end{cases}$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

per eliminazione della ricursione su A_3 :

$$\left\{ \begin{array}{lcl} A_0 & = & aA_1 + a \\ A_1 & = & bA_3 + bA_2 \\ A_2 & = & aA_2 + bA_0 + b \\ A_3 & = & b^*aA_2 \end{array} \right.$$

per eliminazione della ricursione su A_2 :

$$\left\{ \begin{array}{lcl} A_0 & = & aA_1 + a \\ A_1 & = & bA_3 + bA_2 \\ A_2 & = & a^*(bA_0 + b) \\ A_3 & = & b^*aA_2 \end{array} \right.$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

per sostituzione di A_2 nell'equazione relativa ad A_3

$$\begin{cases} A_0 &= aA_1 + a \\ A_1 &= bA_3 + bA_2 \\ A_2 &= a^*(bA_0 + b) \\ A_3 &= b^*aa^*(bA_0 + b) \end{cases}$$

per sostituzione di A_2 e A_3 nell'equazione relativa ad A_1

$$\begin{cases} A_0 &= aA_1 + a \\ A_1 &= b(b^*aa^*(bA_0 + b)) + b(a^*(bA_0 + b)) \\ A_2 &= a^*(bA_0 + b) \\ A_3 &= b^*aa^*(bA_0 + b) \end{cases}$$

per sostituzione di A_1 e A_2 nell'equazione relativa ad A_0

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

per fattorizzazione nell'equazione relativa ad A_1 :

$$\begin{cases} A_0 &= aA_1 + a \\ A_1 &= b(b^*aa^* + a^*)(bA_0 + b) \\ A_2 &= a^*(bA_0 + b) \\ A_3 &= b^*aa^*(bA_0 + b) \end{cases}$$

per sostituzione di A_1 nell'equazione relativa ad A_0 :

$$\begin{cases} A_0 &= a(b(b^*aa^* + a^*)(bA_0 + b)) + a \\ A_1 &= b(b^*aa^* + a^*)(bA_0 + b) \\ A_2 &= a^*(bA_0 + b) \\ A_3 &= b^*aa^*(bA_0 + b) \end{cases}$$

per fattorizzazione nell'equazione relativa ad A_0 :

$$\begin{cases} A_0 &= ab(b^*aa^* + a^*)bA_0 + ab(b^*aa^* + a^*)b + a \\ A_1 &= b(b^*aa^* + a^*)(bA_0 + b) \\ A_2 &= a^*(bA_0 + b) \\ A_3 &= b^*aa^*(bA_0 + b) \end{cases}$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

$$S \longrightarrow aS \mid bA \mid \varepsilon$$

$$A \longrightarrow aA \mid bS \mid \varepsilon$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

Eliminazione della produzione $A \rightarrow \varepsilon$:

$$S \longrightarrow aS \mid bA \mid \varepsilon \mid b$$

$$A \longrightarrow aA \mid bS \mid a.$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

$$S = aS + bA + b + \varepsilon$$

$$A = aA + bS + a$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

$$S = aS + bA + b + \varepsilon$$

$$A = a^*(bS + a)$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

$$S = aS + ba^*(bS + a) + b + \varepsilon$$

$$A = a^*(bS + a)$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

$$S = (a + ba^*b)S + ba^*a + b + \varepsilon$$

$$A = a^*(bS + a)$$

Espressioni regolari e grammatiche di tipo 3

$$S = (a + ba^*b)^*(ba^*a + b + \varepsilon)$$

$$A = a^*(bS + a)$$

Esercizio

Si consideri la seguente grammatica:

$$A \longrightarrow aB \mid bC \mid a$$

$$B \longrightarrow aA \mid bD \mid b$$

$$C \longrightarrow ab \mid aD \mid a$$

$$D \longrightarrow aC \mid bB \mid b$$

che genera le stringhe contenenti un numero dispari di a o un numero dispari di b .

Si costruisca l'espressione regolare corrispondente.

Dato un ASFD \mathcal{A} , esiste una espressione regolare r tale che $L(\mathcal{A}) = \mathcal{L}(r)$, che descrive cioè il linguaggio riconosciuto da \mathcal{A} .

Sia $\mathcal{A} = \langle \Sigma, Q, \delta, q_0, F \rangle$ un ASFD e sia L il linguaggio da esso riconosciuto. Assumiamo $F = \{q_F\}$.

Sia $n = |Q|$ e sia $\langle q_0, \dots, q_{n-1} \rangle$ un qualunque ordinamento degli stati tale che $q_{n-1} = q_F$.

Definiamo ora come

$$R_{ij}^k \quad 0 \leq i, j \leq n-1; 0 \leq k \leq n$$

l'insieme delle stringhe tali da portare \mathcal{A} da q_i a q_j senza transitare per nessuno stato q_h con $h \geq k$.

Abbiamo cioè che $x = a_1, \dots, a_m \in R_{ij}^k$ se e solo se:

1. $\bar{\delta}(q_i, x) = q_j$;
2. se $\bar{\delta}(q_i, a_1 \dots a_l) = q_{i_l}$ allora $i_l < k$, per $1 \leq l \leq m-1$.

Per $k = 0$ si ha:

$$R_{ij}^0 = \begin{cases} \bigcup \{a\} & \text{tali che } \delta(q_i, a) = q_j, \text{ se ne esiste almeno uno;} \\ \emptyset & \text{altrimenti.} \end{cases}$$

Per $0 < k \leq n$, se $x \in R_{ij}^k$ è una stringa che conduce da q_i a q_j senza transitare per nessuno stato q_h con $h \geq k$, possono verificarsi due casi:

1. x conduce da q_i a q_j senza transitare per q_{k-1} , dal che deriva che $x \in R_{ij}^{k-1}$.
2. x conduce da q_i a q_j transitando per q_{k-1}

Espressioni regolari e ASF

Nel secondo caso la sequenza degli stati attraversati può essere divisa in varie sottosequenze:

1. una prima sequenza, da q_i a q_{k-1} senza transitare per nessuno stato q_h con $h \geq k-1$, la corrispondente sottostringa di x appartiene quindi a $R_{i(k-1)}^{k-1}$
2. $r \geq 0$ sequenze, ognuna delle quali inizia e termina in q_{k-1} senza transitare per nessuno stato q_h con $h \geq k-1$, le corrispondenti sottostringhe di x appartengono quindi ciascuna a $R_{(k-1)(k-1)}^{k-1}$
3. una sequenza finale, da q_{k-1} a q_j senza transitare per nessuno stato q_h con $h \geq k-1$, la corrispondente sottostringa di x appartiene quindi a $R_{(k-1)j}^{k-1}$.

In conseguenza, ne deriva la relazione

$$R_{ij}^k = R_{ij}^{k-1} \cup R_{i(k-1)}^{k-1} \circ (R_{(k-1)(k-1)}^{k-1})^* \circ R_{(k-1)j}^{k-1}$$

Dalle osservazioni precedenti deriva che è possibile costruire tutti gli insiemi R_{ij}^k a partire da $k = 0$ e derivando poi man mano i successivi.

Osserviamo anche che $L = R_{0(n-1)}^n$

Ogni insieme di stringhe R_{ij}^k può essere descritto per mezzo di una opportuna espressione regolare r_{ij}^k , infatti abbiamo che, per $k = 0$,

$$r_{ij}^0 = \begin{cases} a_{i_1} + \dots + a_{i_l} & \text{dove } \delta(q_i, a_{i_k}) = q_j, k = 1, \dots, l; \\ \emptyset & \text{se } l = 0. \end{cases}$$

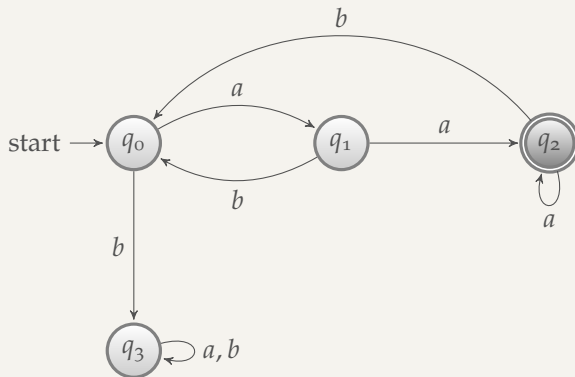
Per $k \geq 1$, abbiamo che, dalla relazione tra R_{ij}^k , $R_{i(k-1)}^{k-1}$, $R_{(k-1)(k-1)}^{k-1}$ e $R_{(k-1)j}^{k-1}$, deriva che

$$r_{ij}^k = r_{ij}^{k-1} + r_{i(k-1)}^{k-1} (r_{(k-1)(k-1)}^{k-1})^* r_{(k-1)j}^{k-1}$$

Quindi, il linguaggio L sarà descritto dall'espressione regolare

$$r_{0(n-1)}^n$$

Espressioni regolari e ASF



Assumiamo l'ordinamento $q_1 = q_0, q_2 = q_1, q_3 = q_3, q_4 = q_2$ tra gli stati.
Allora:

$$r_{00}^0 = \emptyset; r_{01}^0 = a; r_{02}^0 = b; r_{03}^0 = \emptyset;$$

$$r_{10}^0 = b; r_{11}^0 = \emptyset; r_{12}^0 = \emptyset; r_{13}^0 = a;$$

$$r_{20}^0 = \emptyset; r_{21}^0 = \emptyset; r_{22}^0 = a + b; r_{23}^0 = \emptyset;$$

$$r_{30}^0 = b; r_{31}^0 = \emptyset; r_{32}^0 = \emptyset; r_{33}^0 = a;$$

Espressioni regolari e ASF

$$r_{00}^1 = r_{00}^0 + r_{00}^0 (r_{00}^0)^* r_{00}^0 = \emptyset + \emptyset(\emptyset)^* \emptyset = \emptyset$$

$$r_{01}^1 = r_{01}^0 + r_{00}^0 (r_{00}^0)^* r_{01}^0 = a + \emptyset(\emptyset)^* a = a$$

$$r_{02}^1 = r_{02}^0 + r_{00}^0 (r_{00}^0)^* r_{02}^0 = b + \emptyset(\emptyset)^* b = b$$

$$r_{03}^1 = r_{03}^0 + r_{00}^0 (r_{00}^0)^* r_{03}^0 = \emptyset + \emptyset(\emptyset)^* \emptyset = \emptyset$$

$$r_{10}^1 = r_{10}^0 + r_{10}^0 (r_{00}^0)^* r_{00}^0 = b + b(\emptyset)^* \emptyset = b$$

$$r_{11}^1 = r_{11}^0 + r_{10}^0 (r_{00}^0)^* r_{01}^0 = \emptyset + b(\emptyset)^* a = ba$$

$$r_{12}^1 = r_{12}^0 + r_{10}^0 (r_{00}^0)^* r_{02}^0 = \emptyset + b(\emptyset)^* b = bb$$

$$r_{13}^1 = r_{13}^0 + r_{10}^0 (r_{00}^0)^* r_{03}^0 = a + b(\emptyset)^* \emptyset = a$$

...

$$r_{00}^1 = \emptyset; r_{01}^1 = a; r_{02}^1 = b; r_{03}^1 = \emptyset;$$

$$r_{10}^1 = b; r_{11}^1 = ba; r_{12}^1 = bb; r_{13}^1 = a;$$

$$r_{20}^1 = \emptyset; r_{21}^1 = \emptyset; r_{22}^1 = a + b; r_{23}^1 = \emptyset;$$

$$r_{30}^1 = b; r_{31}^1 = ba; r_{32}^1 = bb; r_{33}^1 = a;$$

Espressioni regolari e ASF

$$r_{00}^2 = a(ba)^*b; r_{01}^2 = a + a(ba)^*ba; r_{02}^2 = b + a(ba)^*bb; r_{03}^2 = a(ba)^*a;$$

$$r_{10}^2 = b + ba(ba)^*b; r_{11}^2 = ba + ba(ba)^*ba; r_{12}^2 = bb + ba(ba)^*bb; r_{13}^2 = a + ba(ba)^*a;$$

$$r_{20}^2 = \emptyset; r_{21}^2 = \emptyset; r_{22}^2 = a + b; r_{23}^2 = \emptyset;$$

$$r_{30}^2 = b + ba(ba)^*b; r_{31}^2 = ba + ba(ba)^*ba; r_{32}^2 = bb + ba(ba)^*bb; r_{33}^2 = a + ba(ba)^*a;$$

Il linguaggio accettato dall'automa sarà descritto dall'espressione regolare

$$r_{03}^4$$

State elimination

Procedura iterativa di eliminazione degli stati su un automa non deterministico **generalizzato** equivalente, in cui:

1. la funzione di transizione è definita su $Q \times E$, dove E è l'insieme delle espressioni regolari su Σ , per cui gli archi sono etichettati con e.r.
2. lo stato iniziale non ha archi entranti, per cui
 $\nexists q \in Q, e \in E : q_0 \in \delta_N(q, e)$
3. esiste un solo stato finale q_F senza archi uscenti, per cui
 $\nexists e \in E : \delta_N(q_F, e) \neq \emptyset$

State elimination

Dato un qualunque automa \mathcal{A} non deterministico, un automa **generalizzato** \mathcal{A}' equivalente può essere immediatamente ottenuto:

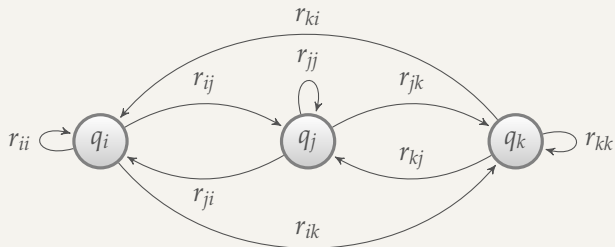
1. mantenendo gli stati di \mathcal{A}
2. introducendo, per ogni arco del grafo di transizione di \mathcal{A} etichettato con l'insieme a_1, \dots, a_k , un arco nel grafo di transizione di \mathcal{A}' etichettato $a_1 + \dots + a_k$
3. se lo stato iniziale q_0 di \mathcal{A} ha archi entranti, introducendo in \mathcal{A}' un nuovo stato iniziale \bar{q}_0 senza archi entranti, e la ε -transizione $\delta'_N(\bar{q}_0, \varepsilon) = \{q_0\}$
4. se esistono più stati finali in F , o se il solo stato finale ha archi uscenti, introducendo un ulteriore stato q_F , ponendo $F' = q_F$ e introducendo la ε -transizione $\delta'_N(q, \varepsilon) = \{q_F\}$ per ogni $q \in F$

State elimination

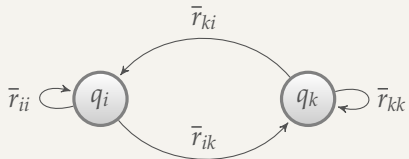
- Dato un automa nondeterministico (con ε -transizioni) \mathcal{A} con insieme di stati Q , e dato uno stato q non iniziale né finale, è possibile ottenere un automa generalizzato equivalente \mathcal{A}' con stati $Q - \{q\}$ effettuando una opportuna operazione di **eliminazione dello stato**
- L'eliminazione dello stato viene effettuata considerando tutti i possibili cammini di lunghezza 3 passanti per q (sequenze q_i, q, q_j per le quali esistono archi da q_i a q e da q a q_j)
- Per ogni cammino, le etichette degli archi interessati vengono modificate come mostrato di seguito
- Al termine, rimangono lo stato iniziale e quello finale, collegati da un arco, la cui etichetta fornisce l'espressione regolare cercata

State elimination

Da

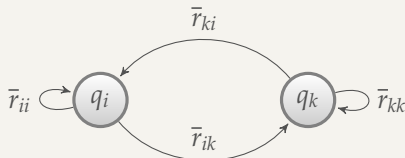


a



State elimination

Le espressioni regolari risultanti possono comunque essere complesse



$$\bar{r}_{ii} = r_{ij}(r_{jj} + r_{jk}r_{kk}^*r_{kj})^*r_{ji} + r_{ij}(r_{jj} + r_{jk}r_{kk}^*r_{kj})^*r_{jk}r_{kk}^*r_{ki} + r_{ik}(r_{kj}r_{jj}^*r_{jk} + r_{kk})^*r_{kj}r_{jj}^*r_{ji} + r_{ik}r_{ki}$$

$$\bar{r}_{kk} = r_{kj}(r_{jj} + r_{kj}r_{ii}^*r_{ij})^*r_{jk} + r_{kj}(r_{jj} + r_{ji}r_{ii}^*r_{ij})^*r_{ji}r_{ii}^*r_{ik} + r_{ki}(r_{ij}r_{jj}^*r_{ji} + r_{ii})^*r_{ij}r_{jj}^*r_{jk} + r_{ki}r_{ik}$$

$$\bar{r}_{ik} = r_{ik} + r_{ij}r_{jj}^*r_{jk}$$

$$\bar{r}_{ki} = r_{ki} + r_{kj}r_{jj}^*r_{jk}$$

In effetti, se esistono n cammini $q_i q_j q_h$ ($h = k_1, \dots, k_n$), allora si ha che

$$\bar{r}_{ik} = r_{ik_1} + r_{ij}r_{jj}^*r_{jk_1} + r_{ik_2} + r_{ij}r_{jj}^*r_{jk_2} + \dots + r_{ik_n} + r_{ij}r_{jj}^*r_{jk_n}$$

lo stesso, evidentemente, vale per \bar{r}_{ki}