Automi e Linguaggi Formali
Università degli Studi di Padova
Marzo 2024

Homework 3 - Linguaggi non regolari, Pumping Lemma, Chiusura linguaggi regolari

Gabriel Rovesti

1. Dimostrate che i seguenti linguaggi non sono regolari:

    - $\{0^n 1^m 0^n \mid m, n \geq 0\}$

      Per dimostrare che il linguaggio non è regolare, possiamo utilizzare il pumping lemma per i linguaggi regolari.

      Il pumping lemma afferma che per ogni linguaggio regolare L, esiste un numero intero positivo p (chiamato "pumping length") tale che per ogni stringa w appartenente a L con lunghezza maggiore o uguale a p, w può essere suddivisa in tre parti x, y e $z (w = xyz)$ che soddisfano le seguenti condizioni:

      (a) y non è una stringa vuota
      (b) $|xy| \leq p$ (la lunghezza di xy è minore o uguale a p)
      (c) per ogni $i \geq 0$, la stringa $xy^i z$ appartiene a L.

      Supponiamo per assurdo che questo linguaggio sia regolare. Allora, per il pumping lemma, esiste una pumping length p tale che ogni stringa w appartenente al linguaggio, con lunghezza maggiore o uguale a p, può essere suddivisa in x, y e z $(w = xyz)$ soddisfacendo le condizioni.

      Consideriamo la stringa $w = 0^p 1^p 0^p$, che appartiene al linguaggio. Poiché la lunghezza di w è $3p$, possiamo suddividere w\$*in*x, yez(w = xyz)*inmodochesoddisfilecondizionidelpumpinglemma.*

Poiché $|xy| \leq p$ (condizione 2), y può contenere al massimo p caratteri. Di conseguenza, y non può contenere contemporaneamente uno 0 e uno 1, altrimenti $|xy| > p$.

(a) Caso 1: y contiene solo 0. In questo caso, la stringa $xy^2z = 0^{p+|y|} 1^p 0^p$ non appartiene al linguaggio, violando la condizione 3 del pumping lemma.

(b) Caso 2: y contiene solo 1. In questo caso, la stringa $xy^2z = 0^p1^{p+|y|}0^p$ non appartiene al linguaggio, violando la condizione 3 del pumping lemma.

In entrambi i casi, abbiamo una violazione delle condizioni del pumping lemma, il che contraddice l'ipotesi che il linguaggio sia regolare.

Pertanto, il linguaggio non è regolare.

- $\{0^m1^n \mid m \neq n\}$

  La parte introduttiva e dimostrativa di questo tipo di esercizi prevede sempre i primi tre paragrafi utilizzati al punto precedente. Per semplicità, li salterò, evitando di riscriverli di volta in volta.

  Consideriamo la stringa $w = 0^{p+1}1^p$, che appartiene a L poiché $(p+1) \neq p$. Poiché la lunghezza di w è $2p+1$, che è maggiore di p, possiamo suddividere w in x, y e z ($w = xyz$) in modo che soddisfi le condizioni del pumping lemma.

  Poiché $|xy| \leq p$ (condizione 2), y può contenere al massimo p caratteri. Di conseguenza, y deve contenere solo 0 oppure solo 1, ma non entrambi.

  (a) Caso 1: y contiene solo 0. In questo caso, possiamo scrivere $x = 0^q$ e $y = 0^r$, dove $q \geq 0, r > 0$ e $q + r \leq p$. Quindi, $z = 0^{p+1-q-r}1^p$. Consideriamo la stringa $xy^2z = 0^{q+2r}1^p$. Poiché $q + 2r = (p+1) + r$, abbiamo che $(q + 2r) \neq p$, violando la condizione 3 del pumping lemma.

  (b) Caso 2: y contiene solo 1. In questo caso, possiamo scrivere $x = 0^q, y = 1^r$, e $z = 0^{p+1-q-r}1^{p-r}$, dove $q \geq 0, r > 0$, e $q + r \leq p$.
  Consideriamo la stringa $xy^2z = 0^q1^{2r}0^{p+1-q-r}1^{p-r}$.
  Poiché $2r \neq p - r$ (a meno che $r = p$, che viola la condizione $|y| \geq 1$), abbiamo una violazione della condizione 3 del pumping lemma.

  In entrambi i casi, abbiamo una violazione delle condizioni del pumping lemma, il che contraddice l'ipotesi che il linguaggio L sia regolare.

- $\{w \in \{0,1\}^* \mid \exists u \mid www = uu\}$

  Consideriamo la stringa $w = 0^p1^p0^p$, che appartiene a L poiché esiste $u = 0^p1^p$ tale che $www = uu$. Poiché la lunghezza di w è $3p$, che è maggiore di p, possiamo suddividere w in x, y e z ($w = xyz$) in modo che soddisfi le condizioni del pumping lemma.

  Poiché $|xy| \leq p$ (condizione 2), y può contenere al massimo p caratteri. Di conseguenza, y non può contenere contemporaneamente uno 0 e uno 1, altrimenti $|xy| > p$.

(a) Caso 1: y contiene solo 0. In questo caso, possiamo scrivere$x = 0^q, y = 0^r$ e $z = 0^{p-q-r}1^p0^p$, $dove q0, r > 0$ e $q + rp$. Consideriamo la stringa $xy^2z = 0^{q+2r}1^p0^p$. Poiché $q + 2r > p$, non esiste alcuna stringa u tale che $xy^2z = uu$, violando la condizione di appartenenza al linguaggio L.

(b) Caso 2: y contiene solo 1. In questo caso, possiamo scrivere x = 0^p1^s,y = 1^t e $z = 1^{p-s-t}0^p$, dove $s0, t > 0$ e $s + tp$. Consideriamo la stringa $xy^2z = 0^p1^{s+2t}0^p$. Poiché $s + 2t > p$, non esiste alcuna stringa u tale che $xy^2z = uu$, violando la condizione di appartenenza al linguaggio L.

In entrambi i casi, abbiamo una violazione delle condizioni del pumping lemma, il che contraddice l'ipotesi che L sia regolare.

- $\{w \mid w \in \{0, 1\}^*$ non è una stringa palindroma$\}$

Consideriamo la stringa $w = 0^p1^p0^p$, che appartiene a L poiché non è una stringa palindroma. Poiché la lunghezza di w è $3p$, che è maggiore di p, possiamo suddividere w in x, y e z in modo che soddisfi il pumping lemma.

Poiché $|xy| \leq p$ (condizione 2), y può contenere al massimo p caratteri. Di conseguenza, y non può contenere contemporaneamente uno 0 e uno 1, altrimenti $|xy| > p$.

(a) Caso 1: y contiene solo 0. In questo caso, possiamo scrivere $x = 0^q, y = 0^r$ e $z = 0^{p-q-r}1^p0^p$, dove $q0, r > 0$ e $q + rp$. Consideriamo la stringa $xy^0z = xz = 0^p1^p0^p$, che è una stringa palindroma e quindi non appartiene al linguaggio L, violando la condizione 3 del pumping lemma.

(b) Caso 2: y contiene solo 1. In questo caso, possiamo scrivere $x = 0^p1^s, y = 1^t$ e $z = 1^{p-s-t}0^p$, $doves \geq 0, t > 0$ e $s + t \leq p$. Consideriamo la stringa $xy^0z = xz = 0^p1^p0^p$, che è una stringa palindroma e quindi non appartiene al linguaggio L, violando la condizione 3 del pumping lemma.

In entrambi i casi, abbiamo una violazione delle condizioni del pumping lemma, il che contraddice l'ipotesi che il linguaggio L sia regolare.

- $\{0^n \mid n$ è un cubo perfetto$\}$

Supponiamo per assurdo che il linguaggio L sia regolare. Consideriamo la stringa $w = 0^{p^3}$, che appartiene a L poiché p^3 è un cubo perfetto. Poiché la lunghezza di w è p^3, che è maggiore di p, possiamo suddividere w in x, y e z in modo che soddisfi le condizioni del pumping lemma.

Poiché $|xy| \leq p$, y può contenere al massimo p caratteri. Di conseguenza, y contiene esattamente q zeri, dove $1 \leq q \leq p$.

Consideriamo la stringa $w' = xy^2z = 0^{p^3-q+2q} = 0^{p^3+q}$.

Vogliamo dimostrare che w' non appartiene a L. Per fare ciò, dobbiamo mostrare che $(p^3 + q)$ non è un cubo perfetto.

Il cubo perfetto successivo a p^3 è $(p + 1)^3$, che è dato da:

$(p + 1)^3 = p^3 + 3p^2 + 3p + 1$

Quindi, per ottenere un cubo perfetto a partire da p^3, sarebbe necessario incrementare il numero di zeri di $3p^2 + 3p + 1$.

Tuttavia, in w' abbiamo incrementato il numero di zeri solo di q, dove $1 \leq q \leq p$. Poiché q è strettamente minore di $3p^2+3p+1$, ne consegue che (p^3+q) non può essere un cubo perfetto.

Pertanto, la stringa $w' = 0^{p^3+q}$ non appartiene al linguaggio L, violando la condizione 3 del pumping lemma.

Questa violazione contraddice l'ipotesi che L sia regolare.

- $\{0^p q \mid p, q \in \mathbb{N}, p > 1, q > 1\}$

  Consideriamo la stringa $w = 0^{r^2 \cdot (r+1)}$, che appartiene a L poiché possiamo scrivere $w = 0^{pq}$con $p = r^2$ e $q = r + 1$, che soddisfano le condizioni $p > 1$ e $q > 1$. Poiché la lunghezza di w è $r^2 \cdot (r + 1)$, che è maggiore di r, possiamo suddividere w in x, y e z in modo che soddisfi le condizioni del pumping lemma.

  Poiché $|xy| \leq r$ (condizione 2), y può contenere al massimo r zeri. Di conseguenza, y contiene esattamente t zeri, dove $1 \leq t \leq r$.

  Consideriamo la stringa $w' = xy^2z = 0^{r^2 \cdot (r+1)-t+2t} = 0^{r^2 \cdot (r+1)+t}$.

  Vogliamo dimostrare che w' non appartiene a L. Per fare ciò, dobbiamo mostrare che $(r^2 \cdot (r + 1) + t)$ non può essere scritto come prodotto di due numeri naturali maggiori di 1.

  Supponiamo per assurdo che $(r^2 \cdot (r+1)+t)$ possa essere scritto come prodotto di due numeri naturali maggiori di 1, diciamo p' e q'. Allora:

  $r^2 \cdot (r + 1) + t = p' \cdot q'$

  Poiché $r^2 \cdot (r + 1)$ è divisibile per $r + 1$, dobbiamo avere che $q' = r + 1$ e $p' = r^2 + (t/(r + 1))$.

  Tuttavia, poiché $1 \leq t \leq r$, abbiamo che $(t/(r + 1)) < 1$, il che implica che $p' < r^2 + 1$. Quindi, $p' r^2$, ma p' deve essere maggiore di 1, il che contraddice l'assunzione che p' e q' siano entrambi maggiori di 1.

  Pertanto, la stringa $w' = 0^{r^2 \cdot (r+1)+t}$non appartiene al linguaggio L, violando la condizione 3 del pumping lemma.

  Questa violazione contraddice l'ipotesi che L sia regolare.

- $\{0^n 0^{2^n} \mid n, m \in \mathbb{N}\}$

Consideriamo la stringa $w = 0^p 0^{2^p}$, che appartiene a L. Poiché la lunghezza di w è $p + 2^p$, che è maggiore di p, possiamo suddividere w in x, y e z in modo che soddisfi le condizioni del pumping lemma.

Poiché $|xy| \leq p$, y può contenere al massimo p zeri. Di conseguenza, y deve contenere zeri appartenenti solo alla prima parte della stringa (0^p) o solo alla seconda parte della stringa (0^{2^p}), ma non entrambe.

(a) Caso 1: y contiene zeri appartenenti solo alla prima parte della stringa (0^p). In questo caso, possiamo scrivere $x = 0^q, y = 0^r$ e $z = 0^{p-q-r}0^{2^p}$, dove $q \geq 0, r > 0$e $q+r \leq p$. Consideriamo la stringa $xy^2z = 0^{q+2r}0^{2^p}$. Poiché $q+2r \neq p$, la stringa xy^2z non appartiene a L, violando la condizione 3 del pumping lemma.

(b) Caso 2: y contiene zeri appartenenti solo alla seconda parte della stringa (0^{2^p}). In questo caso, possiamo scrivere $x = 0^p 0^s, y = 0^t$ e $z = 0^{2^p-s-t}$, dove $s \geq 0, t > 0 es + t \leq 2^p$. Consideriamo la stringa $xy^2z = 0^p 0^{s+2t}$. Poiché $s + 2t2^p$, la stringa xy^2z non appartiene a L, violando la condizione 3 del pumping lemma.

In entrambi i casi, abbiamo una violazione delle condizioni del pumping lemma, il che contraddice l'ipotesi che L sia regolare.

2. Per ognuno dei seguenti linguaggi, fornire la lunghezza minima di pumping e giustificare opportunamente la risposta:

   - 1*01*01*
   - 10(11*0)*0
   - 1011
   - (01)*

   La lunghezza minima di pumping p è il più piccolo numero intero positivo che soddisfa le condizioni del pumping lemma per un dato linguaggio regolare L. Di fatto, è la più piccola lunghezza per la quale vale il pumping lemma per quel linguaggio.

   Per ciascun linguaggio, possiamo quindi determinare:

   (a) La lunghezza minima di pumping per questo linguaggio è 3.

   Supponiamo che la lunghezza di pumping sia 2. Consideriamo la stringa $w = 101$ appartenente al linguaggio. Poiché $|w| = 3$, possiamo suddividere w inx, y e z ($w = xyz$) in modo che soddisfi le condizioni del pumping lemma. Tuttavia, qualunque sia la suddivisione, la condizione 3 del pumping lemma verrà violata per alcuni valori di i. Pertanto, la lunghezza di pumping non può essere 2.

D'altra parte, se scegliamo la lunghezza di pumping come 3, possiamo suddividere qualsiasi stringa w appartenente al linguaggio in x, ye z in modo che le condizioni del pumping lemma siano soddisfatte. Quindi, la lunghezza minima di pumping per questo linguaggio è 3.

(b) La lunghezza minima di pumping per questo linguaggio è 5.

Supponiamo che la lunghezza di pumping sia 4. Consideriamo la stringa $w = 10110$ appartenente al linguaggio. Poiché $|w| = 5$, possiamo suddividere w in x, ye z ($w = xyz$) in modo che soddisfi le condizioni del pumping lemma. Tuttavia, qualunque sia la suddivisione, la condizione 3 del pumping lemma verrà violata per alcuni valori di i. Pertanto, la lunghezza di pumping non può essere 4.

(c) La lunghezza minima di pumping per questo linguaggio è 5.

Poiché il linguaggio contiene solo una stringa di lunghezza 4, non possiamo scegliere una lunghezza di pumping inferiore a 5 (per il pumping lemma, la lunghezza di pumping deve essere minore o uguale alla lunghezza della stringa più lunga del linguaggio).

Quindi, la lunghezza minima di pumping per questo linguaggio è 5.

(d) La lunghezza minima di pumping per questo linguaggio è 2.

Consideriamo la stringa $w = 0101$ appartenente al linguaggio. Poiché $|w| = 4$, possiamo suddividere w in x, y e z ($w = xyz$) in modo che soddisfi le condizioni del pumping lemma con una lunghezza di pumping di 2.

Inoltre, per qualsiasi stringa w appartenente al linguaggio, possiamo suddividere w in x, y e z in modo che le condizioni del pumping lemma siano soddisfatte con una lunghezza di pumping di 2.

Quindi, la lunghezza minima di pumping per questo linguaggio è 2.

3. Sia $A/B = \{w \mid wx \in A \text{ per qualche } x \in B\}$. Si mostri che se A è regolare, allora A/B è regolare.

Per dimostrare che se A è regolare, allora A/B è regolare, possiamo costruire un automa a stati finiti non deterministico (NFA) che riconosce il linguaggio A/B a partire dall'NFA che riconosce il linguaggio regolare A.

Supponiamo di avere un NFA $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ che riconosce il linguaggio regolare A. Costruiremo un nuovo NFA $M' = (Q', \Sigma, \delta', q'_0, F')$ che riconosce il linguaggio A/B.

La costruzione di M' è la seguente:

- $Q' = Q \cup \{q'_0\}$, dove q'_0 è un nuovo stato iniziale
- Σ è l'alfabeto di M (e di conseguenza anche di M')
- $F' = F$, gli stati finali di M' sono gli stessi di M
- δ' è definita come segue:
  - $\delta'(q'_0, \epsilon) = q_0 \cup \{q \in Q| \exists x \in B, (\delta_0, x) = q\}$
  - $\delta'(q, a) = \delta(q, a)$ per ogni $q \in Q$ e $a \in \Sigma$

Essenzialmente, il nuovo NFA M' ha un nuovo stato iniziale q'_0 e le transizioni da q'_0 sono definite in modo tale da coprire tutte le stringhe x appartenenti a B che possono essere "saltate" per raggiungere uno degli stati di M a partire dallo stato iniziale q_0.

Dimostriamo ora che il linguaggio riconosciuto da M' è effettivamente A/B.

(Questa parte fatta per completezza ed eventuale chiarezza sul fatto che sono equivalenti - equivale a dimostrare un "se e solo se").

- Dimostriamo che $L(M') \supseteq A/B$: Sia $wL(M')$. Allora esiste un cammino di accettazione in M' che riconosce w. Questo cammino inizia nello stato q'_0 e, per raggiungere uno stato $q \in Q$, deve "saltare" una stringa $x \in B$. Dopo aver raggiunto q, il cammino continua a leggere w e raggiunge uno stato finale $f \in F$. Questo significa che wx è riconosciuto da M, quindi $wx \in A$. Di conseguenza, $w \in A/B$.
- Dimostriamo che $A/B \subseteq L(M')$: Sia $w \in A/B$. Allora esiste una stringa xB tale che wxA. Poiché M riconosce A, esiste un cammino di accettazione in M che riconosce wx. Questo cammino inizia nello stato q_0, legge x e raggiunge uno stato $q \in Q$, quindi continua a leggere w e raggiunge uno stato finale $f \in F$. Per costruzione di M', esiste una transizione da $q0'$ a q che "salta" x, e il resto del cammino in M è valido anche in M'. Quindi,w è riconosciuto da M'. Poiché $L(M') = A/BeM'$ è un NFA, abbiamo dimostrato che se A è regolare, allora A/B è regolare.

4. Si consideri x, prefisso di una stringa y se esiste una stringa z tale che $xz = y$ e che x sia un prefisso proprio di y se in aggiunta $x \neq y$.
Si mostri che il linguaggio definito come
$NOPREFIX(A) = \{w \in A \mid$ nessun prefisso proprio di w è un membro di A. $\}$

   (Eventuale altro riferimento per questo esercizio: Appello 26/06/2023, disponibile nel Moodle dell'anno scorso 2022-2023)

   Per dimostrare che il linguaggio $NOPREFIX(A)$ è regolare, possiamo costruire un automa a stati finiti deterministico (DFA) che riconosce $NOPREFIX(A)$ a partire dal DFA che riconosce A.

   Supponiamo di avere un DFA $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ che riconosce il linguaggio regolare A. Costruiremo un nuovo DFA $M' = (Q', \Sigma, \delta', q_0', F')$ che riconosce il linguaggio NOPREFIX(A).

   La costruzione di M' è la seguente:

   - $Q' = Q \times \{0, 1\}$, dove gli stati in $Q1$ rappresentano gli stati "marcati" che indicano che è stato incontrato un prefisso di una stringa accettata da M.
   - Σ è l'alfabeto di M (e di conseguenza anche di M').
   - $q_0' = (q_0, 0)$, lo stato iniziale di M' è la coppia formata dallo stato iniziale di M e dal flag 0 (non marcato).
   - $F' = \{(q, 0) | q \in F\}$, gli stati finali di M' sono le coppie $(q, 0)$ dove q è uno stato finale di M.
   - La funzione di transizione δ' è definita come segue:
     - $\delta'((q, 0), a) = (\delta(q, a), 0)$ se $\delta(q, a) \notin F$
     - $\delta'((q, 0), a) = (\delta(q, a), 1)$ se $\delta(q, a) \in F$
     - $\delta'((q, 1), a) = (\delta(q, a), 1)$ per ogni $q \in Q$ e $a \in \Sigma$

   Essenzialmente, il nuovo DFA M' mantiene una copia dello stato corrente di M e un flag che indica se è stato incontrato un prefisso di una stringa accettata da M. Se il flag è impostato a 1, significa che è stato incontrato un prefisso e quindi M' non può accettare la stringa corrente.

   Poiché $L(M') = NOPREFIX(A)$ e M' è un DFA, abbiamo dimostrato che se A è regolare, allora $NOPREFIX(A)$ è regolare.