

Automatic System Verification

Exercices

Cominato Enrico 137396
Department of Computer Science
Univeristy of Udine

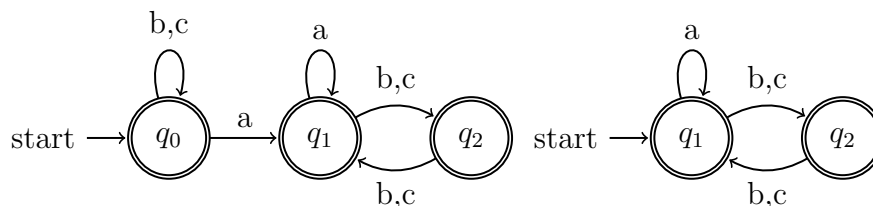
November 24, 2020

1 Exercices on the automata's notes

Esercizio 2.3

Sia \mathcal{A} l'automa dell'Esempio 2.2. Si consideri l'automa \mathcal{A}' ottenuto da \mathcal{A} rimuovendo lo stato q_0 , e le transizioni in esso entranti e da esso uscenti, e facendo diventare q_1 il nuovo stato iniziale. Si stabilisca se \mathcal{A} e \mathcal{A}' riconoscono o meno lo stesso linguaggio

Riporto di seguito i due grafi.



I due linguaggi non sono uguali. Per esempio la ω – parola *babcabca...* appartiene al primo dei due automi, ma non al secondo (da q_1 andiamo in q_2 ma da lì possiamo leggere solo una *b* oppure una *c*)

Esercizio 2.4

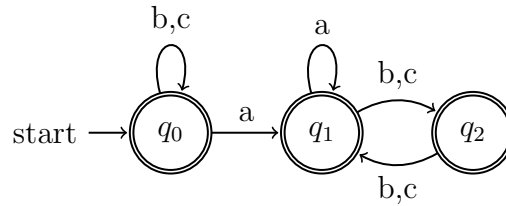
Si costruisca l'automa \mathcal{A}' che riconosce la variante finita (linguaggio di parole finite) dell'Esempio 2.2

Il linguaggio richiesto è il seguente:

L'insieme delle parole finite su $A = \{a, b, c\}$ tali che tra ogni coppia di occorrenze consecutive di a esiste un numero pari di occorrenze di simboli diversi da a .

Osservazione: una parola con una sola occorrenza di a deve essere sempre accettata.

L'automa risultante quindi è lo stesso dell'esempio 2.2, solo che le run su questo automa sono finite.



Esercizio 2.5

Sia W il linguaggio riconosciuto dall'automa \mathcal{A}' dell'Esercizio 2.4. Si caratterizzi il linguaggio \vec{W} .

Riprendo la definizione di \vec{W} :

$$\vec{W} = \{\alpha \in A^\omega \text{ t.c. } \exists^\omega n \alpha(0, n) \in W\}$$

Sono quindi tutte quelle ω -parole di cui ogni prefisso finito appartiene a W . Analizziamo per casi:

- la parola non ha neppure una a : in questo caso ogni suo prefisso appartiene a W perchè le parole $(b|c), (b|c)^2, (b|c)^3, \dots, (b|c)^n, \dots \in W$
- la parola ha una sola occorrenza di a : anche in questo caso ogni suo prefisso appartiene a W perchè:
 - come visto nel punto precedente, fino a che non si incontra la lettera a le parole appartengono a W
 - dopo l'occorrenza di a , ancora tutti i prefissi appartengono a W , dato che tutte le parole finite con una sola occorrenza di a appartengono a W

- infine tutti gli altri casi sono parole con un più di una occorrenza di a : dove abbiamo che ogni prefisso, o ricade in uno dei precedenti casi, oppure è una parola che tra ogni coppia di occorrenze consecutive di a esiste un numero pari di occorrenze di simboli diversi da a e che quindi appartiene a W .

In questo caso abbiamo che $W^\omega = \overrightarrow{W}$.

Esercizio 2.7

Teorema 2.6

1. Se $V \subseteq A^*$ è regolare, allora V^ω è ω -regolare
2. Se $V \subseteq A^*$ è regolare e $L \subseteq A^\omega$ è ω -irregolare, allora $V \cdot L$ è ω -irregolare
3. Se $L_1, L_2 \subseteq A^*$ sono ω -regolari, allora $L_1 \cup L_2$ e $L_1 \cap L_2$ sono ω -regolari

Dimostrare le proprietà (2) e (3) del teorema

Dimostro (2). Siano \mathcal{A}, \mathcal{B} automi tali che \mathcal{A} accetta V e \mathcal{B} accetta L , allora possiamo costruire \mathcal{C} unendo tutti gli stati finali di \mathcal{A} con lo stato iniziale di \mathcal{B} . Otteniamo così un'automata che legge il linguaggio $V \cdot L$, quindi $V \cdot L$ è ω -regolare.

Dimostro (3). Per quanto riguarda l'unione, prendiamo \mathcal{A}, \mathcal{B} automi tali che \mathcal{A} accetta L_1 e \mathcal{B} accetta L_2 . Costruiamo \mathcal{C} unendo gli stati iniziali di \mathcal{A} e \mathcal{B} . Abbiamo quindi che \mathcal{C} accetta tutte le parole di $L_1 \cup L_2$. Sappiamo inoltre che i linguaggi ω -regolari sono chiusi per complementazione, quindi possiamo riscrivere $L_1 \cap L_2 = \neg(\neg L_1 \cup \neg L_2)$ ed ottenere la chiusura per intersezione.

Esercizio 2.13

Fornire un esempio di parola non definitivamente periodica

Un esempio è:

$$ababbab^3ab^4ab^5\dots$$

Esercizio 2.16

Dimostrare che una congruenza è una relazione di equivalenza invariante destra

Invariante a destra significa che $\forall x, y, z \in A$, se $x \sim y$ allora $xz \sim yz$. Questo è sempre vero perchè, concatenando la stessa parola ad x, y finiremo in un'unica classe di equivalenza.

Esercizio 2.19

Dato un automa di Büchi $\mathcal{A} = (\mathcal{Q}, A, \Delta, q_0, F)$, dimostrare che, per ogni $s, s' \in \mathcal{Q}$, $W_{ss'}^F$ è regolare

Un linguaggio è regolare se esiste un'automa in grado di accettarlo. Per poterlo accettare deve avere almeno uno stato finale. Quindi se eliminiamo dall'automa \mathcal{A} , tutti gli stati e le relazioni non interessate dai possibili cammini tra s e s' otteniamo un automa in grado di leggere solo $W_{ss'}^F$, e questo fa di lui un linguaggio regolare.

Esercizio 2.23

Dimostrare che la relazione \approx_A è una congruenza di indice finito

Perchè \approx_A sia una congruenza deve valere che $\forall u, u', v, v' \in A^*$ se $u \approx_A v$ e $u' \approx_A v'$ allora $uu' \approx_A vv'$. Questo è vero perchè avendo $u \approx_A v$ e $u' \approx_A v'$, allora $\exists t$ tale che:

- $s \rightarrow_u t \Leftrightarrow s \rightarrow_v t$
- $s \xrightarrow{F}_u t \Leftrightarrow s \xrightarrow{F}_v t$
- $t \rightarrow_{u'} s' \Leftrightarrow t \rightarrow_{v'} s'$
- $t \xrightarrow{F}_{u'} s' \Leftrightarrow t \xrightarrow{F}_{v'} s'$

Quindi abbiamo che $\forall s, s' \in Q$:

- $s \rightarrow_{uu'} s' \Leftrightarrow s \rightarrow_{vv'} s'$
- $s \xrightarrow{F}_{uu'} s' \Leftrightarrow s \xrightarrow{F}_{vv'} s'$

e quindi $uu' \approx_A vv'$. Il resto della dimostrazione è già stata svolta negli appunti.

Esercizio 2.25

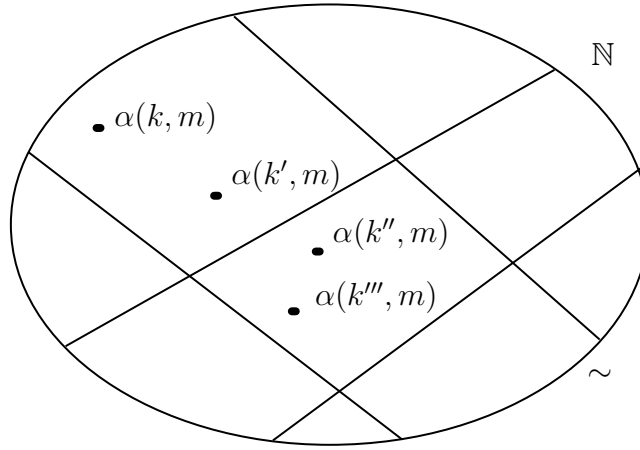
Si dimostri che la relazione \cong_α è una relazione di equivalenza sui naturali di indice finito

Riprendo la definizione di \cong_α . Sia \sim una congruenza su A^* di indice finito. Sia $\alpha \in A^\omega$ e siano k, k' posizioni. Diciamo che $k \cong_\alpha^m k'$ (k, k' si riuniscono in $m > k, k'$) se $\alpha(k, m) \sim \alpha(k', m)$. Diciamo che $k \cong_\alpha k'$ se esiste m per cui $k \cong_\alpha^m k'$.

Dimostro che è una relazione di equivalenza:

- **Riflessività:** $\forall k \in \mathbb{N}$ è sempre vero che $k \cong_\alpha k$ perchè $k \cong_\alpha k \Leftrightarrow \exists m \text{ t.c. } \alpha(k, m) \sim \alpha(k, m)$ e questo è vero $\forall k$ perchè \sim è una relazione di equivalenza
- **Simmetria:** $\forall k, k' \in \mathbb{N}$ è sempre vero che $k \cong_\alpha k' \Rightarrow k' \cong_\alpha k$ perchè $k \cong_\alpha k' \Leftrightarrow \exists m \text{ t.c. } \alpha(k, m) \sim \alpha(k', m)$. Dato che \sim è una relazione di equivalenza allora vale che $\exists m \text{ t.c. } \alpha(k', m) \sim \alpha(k, m)$, il che significa che $k' \cong_\alpha k$.
- **Transitività:** $\forall i, j, k \in \mathbb{N}$ è sempre vero che $i \cong_\alpha j$ e $j \cong_\alpha k \Rightarrow i \cong_\alpha k$, perchè $i \cong_\alpha j \Leftrightarrow \exists m \text{ t.c. } \alpha(i, m) \sim \alpha(j, m)$ e $j \cong_\alpha k \Leftrightarrow \exists n \text{ t.c. } \alpha(j, n) \sim \alpha(k, n)$. Senza perdere di generalità pongo $n > m$, quindi abbiamo che $\exists m \text{ t.c. } \alpha(i, m) \sim \alpha(j, m)$ e $\alpha(j, m) \sim \alpha(k, m)$. Dato che \sim è una relazione di equivalenza allora vale che $\exists m$ tale che $\alpha(i, m) \sim \alpha(j, m)$ e $\alpha(j, m) \sim \alpha(k, m) \Rightarrow \alpha(i, m) \sim \alpha(k, m)$, il che significa che $i \cong_\alpha k$.

Dimostro che \cong_α ha indice finito. Dato che \sim ha indice finito, per un m fisso, ci troviamo in una situazione del genere:



Dove il numero di classi di equivalenza è limitato dal numero di classi di equivalenza di \sim , e sappiamo che \sim ha un numero finito di classi di equivalenza, quindi anche \cong_α avrà un numero finito di classi di equivalenza.

Esercizio 2.44

Dimostrare la chiusura della classe dei linguaggi riconosciuti dagli automi di Büchi deterministici rispetto alle operazioni di unione e intersezione

Siano $\mathcal{A} = (\mathcal{Q}_A, A, \Delta_A, q_{0A}, F_A)$ e $\mathcal{B} = (\mathcal{Q}_B, A, \Delta_B, q_{0B}, F_B)$

Unione: Se assumiamo che $\mathcal{Q}_A \cap \mathcal{Q}_B = \emptyset$ allora possiamo costruire l'automa unione \mathcal{C} come segue:

- $\mathcal{Q}_C = \mathcal{Q}_A \cup \mathcal{Q}_B \cup \{q_{0C}\}$
- A rimane invariato
- $\Delta_C = \Delta_A \cup \Delta_B$
- q_{0C} come nuovo stato iniziale, con le stesse relazioni di q_{0A} e q_{0B} , finale nel caso che almeno uno tra q_{0A} e q_{0B} sia uno stato finale
- $F_C = F_A \cup F_B$

Intersezione: Costruiamo l'automa intersezione \mathcal{C} , partendo dal prodotto cartesiano degli stati:

- $\mathcal{Q}_C = \mathcal{Q}_A \times \mathcal{Q}_B \times \{1, 2\}$

- A rimane invariato
- $\Delta_C = \Delta_1 \cup \Delta_2$ dove
 - $\Delta_1 = \{((q_A, q_B, 1), a, (q'_A, q'_B, i)) \mid (q_A, a, q'_A) \in \Delta_A \text{ e } (q_B, a, q'_B) \in \Delta_B \text{ e se } q_A \in F_A \text{ allora } i = 2 \text{ altrimenti } i = 1\}$
 - $\Delta_2 = \{((q_A, q_B, 2), a, (q'_A, q'_B, i)) \mid (q_A, a, q'_A) \in \Delta_A \text{ e } (q_B, a, q'_B) \in \Delta_B \text{ e se } q_B \in F_B \text{ allora } i = 1 \text{ altrimenti } i = 2\}$
- $q_{0C} = (q_{0A}, q_{0B}, 1)$
- $F_C = \{(q_a, q_b, 2) \mid q_B \in F_B\}$

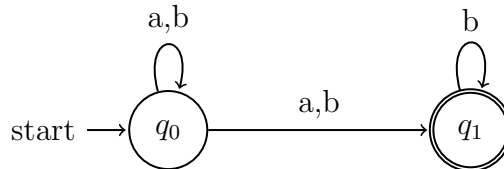
Per costruzione, $r_C = (q_A^0, q_B^0, i^0), (q_A^1, q_B^1, i^1), \dots$ è un'esecuzione su \mathcal{C} per la parola w se:

- $r_A = q_A^0, q_A^1, \dots$ è un'esecuzione su \mathcal{A} per w
- $r_B = q_B^0, q_B^1, \dots$ è un'esecuzione su \mathcal{B} per w

r_A e r_B sono accettate se r_C è la concatenazione di una serie infinita di segmenti finiti di stati 1 (stati con terza componente 1) e stati 2 (stati con terza componente 2) alternativamente. Questa sequenza esiste se r_C è accettato da \mathcal{A}

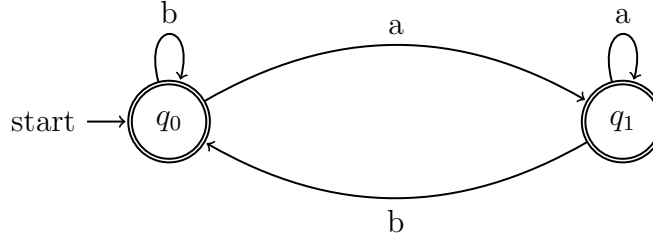
Esercizio 2.46

Sia $A = \{a, b\}$ e $L = \{\alpha \in A^\omega. \exists^{<\omega} n \alpha(n) = a\}$. Si costruisca un automa di Büchi non deterministico che riconosca il linguaggio L



Esercizio 2.48

Sia $A = \{a, b\}$ e $L = \overrightarrow{\{b^*a^*\}}$. Si costruisca un automa di Büchi deterministico che riconosca il linguaggio L



Esercizio 2.50

Dimostrare che la classe degli ω -linguaggi ω -regolari coincide con la classe degli ω -linguaggi riconosciuti dagli automi di Muller non deterministici

Dato che un ω -linguaggio per essere ω -regolare deve essere accettato da un automa di Büchi, mi basta dimostrare l'equivalenza tra gli automi di Büchi non deterministici e quelli di Muller non deterministici.

Sia $\mathcal{A} = (\mathcal{Q}, A, \Delta, q_0, F)$ un automa di Büchi, possiamo costruire un automa di Muller: $\mathcal{M} = (\mathcal{Q}, A, \Delta, q_0, \mathcal{F})$ dove $\mathcal{F} = \{X \mid X \in 2^{\mathcal{Q}} \wedge X \cap F \neq \emptyset\}$. Si può osservare che una ω -parola viene accettata da \mathcal{A} se e solo se passa infinite volte per uno stato finale. Quindi viene accettata anche da \mathcal{M} perchè, presa una sua computazione σ , abbiamo che $In(\sigma) \cap F \neq \emptyset$ e $In(\sigma) \in 2^{\mathcal{Q}} \Rightarrow In(\sigma) \in \mathcal{F}$ quindi la stessa ω -parola viene accettata da \mathcal{F} . Lo stesso ragionamento lo possiamo fare al contrario. Se una ω -parola viene accettata da \mathcal{M} allora $In(\sigma) \cap F \neq \emptyset$ quindi esiste una computazione che passa infinite volte per uno stato finale, quindi la stessa ω -parola viene accettata da \mathcal{A} .

Esercizio 2.57

Dimostrare che l'insieme $W_V \subseteq A^$ dei V -testimoni, con V classe di congruenza $\approx_{\mathcal{A}}$ è regolare*

2 Exercices of chapter 0 of Temporal Verification of Reactive Systems

Problem 0.1

```

out x: integer where x = 0

l0 : [ [l1 : while x ≥ 0 do l2 : x := x + 1]
      or
      [l3 : await x > 0] ]
l4 :

Program S8 (strange behavior).

```

a) Identify the locations of this program as equivalence classes of labels. List the post-location of each of the statements.

There are three classes:

$$l_0 = \{l_0, l_1, l_3\}$$

$$l_2 = \{l_2\}$$

$$l_4 = \{l_4\}$$

While the post-locations are:

$$post(l_0) = post(l_1) = post(l_3) = [l_4]$$

$$post(l_2) = [l_0]$$

b) Show that this program has a terminating computation.

The program can terminate because the post-location of the body of the while is the selection statement. So the await condition can be satisfied and this terminate the program.

c) Define transitions and transition relations for this version of a WHILE statement. Show that the version of program SB in which the while statement has been replaced by this WHILE statement has no terminating computation.

Recall of the new WHILE statement:

$$l_1 : [WHILE c DO [l_2 : S; \hat{l}_2]]; l_3 : \text{ where } \hat{l}_2 \approx l_1$$

We can define its transitions $\tau_{l_1}, \tau_{\hat{l}_2}$ and transition relations $\rho_{l_1}, \rho_{\hat{l}_2}$ as follow:

$\rho_{l_1} : \rho_{l_1}^T \vee \rho_{l_1}^F$ where

$$\rho_{l_1}^T : \text{move}(l_1, l_2) \wedge c \wedge \text{pres}(Y)$$

$$\rho_{l_1}^F : \text{move}(l_1, l_3) \wedge \neg c \wedge \text{pres}(Y)$$

$\rho_{\hat{l}_2} : \rho_{\hat{l}_2}^T \vee \rho_{\hat{l}_2}^F$ where

$$\rho_{\hat{l}_2}^T : \text{move}(\hat{l}_2, l_2) \wedge c \wedge \text{pres}(Y)$$

$$\rho_{\hat{l}_2}^F : \text{move}(\hat{l}_2, l_3) \wedge \neg c \wedge \text{pres}(Y)$$

As we can see, now the program cannot terminate anymore, because once in the WHILE loop, the transition $\rho_{\hat{l}_2}^F$ will be never satisfied.

Problem 0.2

out y: integer where y = 0
local x: boolean where x = T

$$P_1 :: \begin{bmatrix} l_0 : \text{while } x \text{ do} \\ l_1 : y := y + 1 \\ l_2 : \end{bmatrix} \quad \parallel \quad P_2 :: \begin{bmatrix} m_0 : x := F \\ m_1 : \end{bmatrix}$$

Program ANY-NAT (computing any natural number).

a) Consider program ANY-NAT. Argue (informally) that this program always terminates. Also show that, for every natural number $n \geq 0$, there exists a computation of ANY-NAT such that $y = n$ on termination.

The program terminates whenever m_0 is executed. The transition τ_{m_0} is always enabled and because of *justice* requirement we know that, soon or later, it will be taken. Once executed $\rho_{l_0}^F$ is satisfied and control goes to $\pi = \{l_2, m_1\}$. Furthermore, the justice requirement allow only a finite (but unbounded) number of transition τ_{l_0} . So, $\forall n \in \mathbb{N}$ there exists a run where τ_{l_0} is taken n times before τ_{m_0} , leading to have $y = n$ on termination.

b) Construct a program with a single process that exhibits a similar behavior; that is, all of its computations terminate and, for each natural number n , there exists a computation producing n .

out y : integer where $y = 0$ local x : boolean where $x = \text{T}$ $l_0 :$ $\left[\begin{array}{l} \textbf{while } x \textbf{ do } l_1 : \left[\begin{array}{l} [l_2 : y := y + 1] \\ \textbf{or} \\ [l_3 : x := F] \end{array} \right] \end{array} \right]$ $l_4 :$

This Program exhibits the same behavior of the previous one:

- All of its computation terminates, because τ_{l_3} is always enabled and thank to the justice requirement we know that soon or later it will be taken and change the value of x ending the cycle.
- As the previous program, the number of iteration before the execution of τ_{l_3} is finite but unbounded, so y could have any value in \mathcal{N} at the end of the computation.

c) Prove that no single-process program with only just transitions can have the same behavior as ANY-NAT. This kind of program need:

- an incremental statement
- a termination statement

Problem 0.3

a) Consider the two statements

$$S_1 :: [x := 1; l_1 : x := 2]$$

$$S_2 :: [x := 1; l_2 : x := x + 1]$$

and the context

$$P[S] :: l_0 : [\textbf{out } x : \textbf{integer where } x = 0; S] \hat{l}_0 :$$

Show that $P[S_1]$ and $P[S_2]$ are termination equivalent.

$P[S_1]$ and $P[S_2]$ have the initial state with the same interpretation of the variable x (equal to 0). They both have a single possible run, that is:

$$P[S_1] : \langle \pi : [l_0], x : 0 \rangle \xrightarrow{l_0} \langle \pi : [l_1], x : 1 \rangle \xrightarrow{l_1} \langle \pi : [\hat{l}_0], x : 2 \rangle$$

$$P[S_2] : \langle \pi : [l_0], x : 0 \rangle \xrightarrow{l_0} \langle \pi : [l_2], x : 1 \rangle \xrightarrow{l_2} \langle \pi : [\hat{l}_0], x : 2 \rangle$$

This lead to have ending states sharing the interpretation of variable x equal to 2. Thus $P[S_1]$ and $P[S_2]$ are termination equivalent.

b) Consider the preceding two statements and the context

$$Q[S] :: [\text{out } x : \text{integer where } x = 0; [[l_0 : S; \hat{l}_0 :] \parallel [m_0 : x := 0; \hat{m}_0 :]]].$$

Show that $Q[S_1]$ and $Q[S_2]$ are not termination equivalent. We may conclude that S_1 and S_2 are not congruent.

$Q[S_1]$ and $Q[S_2]$ are not termination equivalent, because there are some computation that lead to different ending states, like:

$$\begin{aligned} Q[S_1] : & \langle \pi : \{l_0, m_0\}, x : 0 \rangle \xrightarrow{l_0} \langle \pi : \{l_1, m_0\}, x : 1 \rangle \xrightarrow{m_0} \\ & \langle \pi : \{l_1, \hat{m}_0\}, x : 0 \rangle \xrightarrow{l_1} \langle \pi : \{\hat{l}_0, \hat{m}_0\}, x : 2 \rangle \\ Q[S_2] : & \langle \pi : \{l_0, m_0\}, x : 0 \rangle \xrightarrow{l_0} \langle \pi : \{l_2, m_0\}, x : 1 \rangle \xrightarrow{m_0} \\ & \langle \pi : \{l_2, \hat{m}_0\}, x : 0 \rangle \xrightarrow{l_2} \langle \pi : \{\hat{l}_0, \hat{m}_0\}, x : 1 \rangle \end{aligned}$$

c) Show the following congruence:

1. $P :: [S_1 \text{ or } S_2] \approx Q :: [S_2 \text{ or } S_1]$: If P selects S_1 (resp. S_2), also Q can select S_1 (resp. S_2) and vice versa.
2. $[S_1 \parallel S_2] \approx [S_2 \parallel S_1]$: As the previous case, since there is no precondition to the parallel composition of S_1 and S_2 , each transition on P can be chosen on Q .
3. $S \approx [S; \text{skip}]$: We know that **skip** always terminates, so $S; \text{skip}$ terminates if and only if S does. Moreover, **skip** does not alter the data (its data transformation is the identity).

4. **await** $c \approx$ **while** $\neg c$ **do skip** While c is false the programs loop forever. When c is true, both programs terminates without altering the values of output variables.

d) Are the two statements:

await x and **skip** $m : \mathbf{await} \ x$

congruent? Prove your answer.

The statements are not congruent since there exist a context $P[S]$ like:

$$P[S] :: \left[\begin{array}{l} \text{local } x : \text{boolean where } x = F \\ [S \text{ or } \mathbf{await} \ \neg x] \end{array} \right]$$

where $P[\mathbf{await} \ x]$ always terminates because **await** x is not enabled and **await** $\neg x$ is selected, terminating the computation. While $P[\mathbf{skip} \ m : \mathbf{await} \ x]$ is always enabled, due to the **skip**, and if it is chosen, it leads to a non terminating computation.

e) Let y be a boolean variable. Which of the three following statements are congruent?

1. $y := T$
2. **if** y **then** $y := T$ **else** $y := T$
3. $[[\mathbf{await} \ y; y := T] \text{ or } [\mathbf{await} \ \neg y; y := T]]$

While 1 and 2 are equivalently enabled, the selection 3 can be disregarded by a scheduler ensuring justice requirement, since the two **await** commands may be not continuously enabled. Consider the following context:

$$P[S] :: \left[\begin{array}{l} \text{local } x : \text{boolean where } x = T \\ \text{local } y : \text{boolean where } y = F \\ [S; x := F] \parallel [\text{while } x \text{ do } y := \neg y] \end{array} \right]$$

While 1 and 2 always terminates in computations that ensure justice, with 3 there exists a fair computation that stays forever in loop while x do $y := \neg y$, as the **await** commands are enabled in alternation.

3 Additional exercises

Esercizio1

Dato un linguaggio $L \subseteq A^$, dimostrare se che L è un linguaggio star-free, allora L è definibile nel frammento al prim'ordine di $S1S_A$, con la relazione di ordinamento $<$ e i predicati unari Q_a , con $a \in A$.*

Esercizio2

Dimostrare che l'insieme dei linguaggi riconosciuti da automi di Büchi su alberi infiniti con insieme degli stati finali singoletto è strettamente contenuto nell'insieme dei linguaggi riconosciuti da automi di Büchi su alberi infiniti

Esercizio3

Sia $A = \{a, b\}$ e $T_1 = \{t \in T_A^\omega : \text{tutti i cammini di } t \text{ contengono un numero finito di occorrenze di } a\}$. T_1 contiene l'insieme di tutti gli alberi t_i , con $i \geq 0$, tali che t_i ha un'occorrenza di a nelle posizioni $\epsilon, 1^{m_1}0, \dots, 1^{m_1}01^{m_2}0 \dots 1^{m_i}0$, con $m_1, m_2, \dots, m_i > 0$. Immaginiamo che esista un automa di Büchi $\mathcal{A} = (\mathcal{Q}, A, \Delta, q_0, F)$ con $n + 1$ stati, con $n \geq 1$, incluso lo stato iniziale q_0 che occorre solo in posizione ϵ tale che $L(\mathcal{A}) = T_1$ e sia r un run di successo di \mathcal{A} su t_n . Mostrare che deve esistere un cammino in t_n contenente 3 nodi u, v e w , con $u < v < w$, tali che $r(u) = r(w) = s \in F$ e $t_n(v) = a$.

Esercizio4

Siano $C = \{c_1, \dots, c_m\}$ e $\bar{c} = (c_1, \dots, c_m)$. Sia dato $T \subseteq T_A^\omega$ tale che $T = T_0 \cdot \bar{c}(T_1, \dots, T_m)^\omega$

Esercizio5

Dimostrare la (correttezza e completezza della) caratterizzazione di uno degli operatori di CTL (diverso da AF) quale minimo punto fisso di un'opportuna trasformazione di predicato.

Esercizio6

Dimostrare la (correttezza e completezza della) caratterizzazione di uno degli operatori di CTL (diverso da EG) quale massimo punto fisso di un'opportuna trasformazione di predicato.