Gastón Tomas Bonfils

hoja 1

1) a) si, existe una simulación $R = \{(s_0, t_0), (s_1, t_1), (s_2, t_2)\}$

(s_0, t_0) $s_0 \xrightarrow{a} s_1$ $(s_1, t_1) \in R$
$t_0 \xrightarrow{a} t_1$

Explicación de notación
(s_0, t_0) $s_0 \xrightarrow{a} s_1$ ← propone (s_1, t_1)
par $t_0 \xrightarrow{a} t_1$ ← imita ← par resultante

(s_1, t_1) $s_1 \xrightarrow{c} s_0$ $(s_0, t_0) \in R$
$t_1 \xrightarrow{c} t_0$
$s_1 \xrightarrow{b} s_2$ $(s_2, t_2) \in R$
$t_1 \xrightarrow{b} t_2$

ve cada evento del par

(s_2, t_2) $s_2 \xrightarrow{c} s_0$ $(s_0, t_0) \in R$
$t_2 \xrightarrow{c} t_0$

b) Empieza proponiendo t_0
1. $t_0 \xrightarrow{a} t_3$ responde $s_0 \xrightarrow{a} s_1$
2. $s_1 \xrightarrow{c} s_0$ no puede responder t_3

Por lo tanto no existe bisimulación fuerte

c) $R = \{(s_0', t_0'), (s_1', t_0'), (s_1', t_1'), (s_2', t_2'), (s_2', t_3), (t_3', s_2')\}$

La obtención de R se encuentra en la hoja 1.1.

Algunos ejemplos

$(s_2', t_2') \xRightarrow{c} (s_2', t_2')$
$s_2' \xrightarrow{c} t_3' \xrightarrow{c} s_2'$
$t_2' \xrightarrow{c} t_2'$?!

$(s_1', t_0') \xRightarrow{a} (s_2', t_2')$
$s_1' \xrightarrow{a} s_2'$
$t_0' \xrightarrow{a} t_3' \xrightarrow{\tau} t_2'$?!

~~Ilustración~~ Sigue hoja 1.1

Ej 2)

a) Sea $P = ((ab+ab)^* ab)^\omega = (ab)^\omega$

Notar que no acepta palabras que empiezan con b, tienen aa o bb

Veamos por casos para $\sigma \notin P$. Sobre la definición de safety
$\forall \sigma : \sigma \notin P \Rightarrow \exists i \geq 0 : \forall \beta : \sigma[..i]\beta \notin P$.

- Si σ empieza con a luego el prefijo $[0..1] = a$ es prefijo malo por lo que $\nexists \beta$ tq $\sigma[..1]\beta \in P$.
- Si σ tiene aa o bb. Luego existe un i donde tenemos esa traza. Luego si tomamos el prefijo $\sigma[..i]$, no existe β tq $\sigma[..i]\beta \in P$ por lo que es prefijo malo.

Por lo tanto P es safety

Veamos que no es liveness viendo la definición
$\forall \alpha \in \Sigma^* : \exists \beta \in \Sigma^\omega$ tq $\alpha\beta \in P$.
Si tomo $\alpha = bb$ luego no existe $\beta \in \Sigma^\omega$ tq $\alpha\beta \in P$.
$\therefore$ no es liveness

b) Notar que si yo tengo $\alpha \in \Sigma^*$ de la forma $\alpha = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n$
Luego yo puedo concatenar $\beta \in \Sigma^\omega$ de la forma $\beta = \alpha_n \dots \alpha_2 \alpha_1 a^\omega$
tq $\alpha\beta \in P$, pues con $i = 2 \times n$ tengo un palíndromo.
Por lo tanto P es liveness

Notar que la palabra $ba^\omega \notin P$ pues ningún prefijo es palíndromo. Luego $P \neq \Sigma^\omega$. Como P es liveness y $P \neq \Sigma^*$ entonces P no es safety

c) En hoja siguiente

Gastón Tomás Bonfils

Ej 7 c) Obtención de R

Empezamos viendo R de s_0' a t_0'

(s_0', t_0')

$s_0' \xrightarrow{\tau} s_1'$ $\quad (s_1', t_0')$
$t_0' \xRightarrow{\tau} t_0'$

$s_0' \xrightarrow{a} s_3'$ $\quad (s_3', t_3')$
$t_0' \xRightarrow{a} t_3'$

(s_1', t_1')

$s_1' \xrightarrow{b} s_1'$ $\quad (s_1', t_1')$
$t_1' \xRightarrow{b} t_1'$
$t_1' \xrightarrow{\tau} t_0 \xrightarrow{b} t_1$

$s_1' \xrightarrow{\tau} s_0'$ $\quad (s_0', t_0')$
$t_0' \xRightarrow{\tau} t_0'$

$s_1' \xrightarrow{a} s_2'$ $\quad (s_2', t_2)$
$t_1' \xRightarrow{a} t_2$

(s_1', t_0')

$s_1' \xrightarrow{b} s_1'$ $\quad (s_1', t_1')$
$t_0' \xrightarrow{b} t_1'$

$s_1' \xrightarrow{\tau} s_0'$ $\quad (s_0', t_0')$
$t_0' \xrightarrow{\tau} t_0'$

$s_1' \xrightarrow{a} s_2'$ $\quad (s_2', t_2)$
$t_0' \xRightarrow{a} t_2'$
$t_0 \xrightarrow{a} t_3' \xrightarrow{\tau} t_2'$

(s_2', t_2')

$s_2' \xrightarrow{d} s_0'$ $\quad (s_0', t_0')$
$t_2' \xRightarrow{d} t_0'$
$t_2 \xrightarrow{\tau} t_3' \xrightarrow{d} t_0$

$s_2' \xrightarrow{\tau} s_3'$ $\quad (s_3', t_3')$
$t_2' \xRightarrow{\tau} t_3'$
$t_2' \xrightarrow{\tau} t_2' \xrightarrow{\tau} t_3'$

(s_3', t_3')

$s_3' \xrightarrow{\tau} s_2'$ $\quad (s_2', t_2')$
$t_3' \xRightarrow{\tau} t_2'$

(t_3', s_2')

$$R = \{ (s_0', t_0'), (s_1', t_0'), (s_1', t_1'), (s_2', t_2'), (s_3', t_3') \}$$

Ahora veamos R^{-1} y si sale un par distinto lo agrego a R y verifico

(t_0', s_0') $t_0' \xrightarrow{b} t_1'$ (t_1', s_1') | (t_1', s_1') $t_1' \xrightarrow{3} t_2'$ (t_2', s_2')

$s_0' \Rightarrow s_1'$ | $s_1' \xrightarrow{3} s_2'$

$s_0' \xrightarrow{\tau} s_1' \xrightarrow{b} s_1'$ | $t_1' \xrightarrow{\tau} t_0'$ (t_0', s_0')

$t_0' \xrightarrow{3} t_3'$ (t_3', s_3) | $s_1' \xrightarrow{\tau} s_0'$

$s_0' \xrightarrow{3} s_3'$

(t_2', s_2') $t_2' \xrightarrow{\tau} t_3'$ (t_2', s_2') | (t_3', s_2') $t_3' \xrightarrow{d} t_0'$ (t_0', s_0')

$s_2' \xRightarrow{\tau} s_2'$ | $s_2' \xrightarrow{d} t_0'$

$s_2' \xrightarrow{\tau} s_3' \xrightarrow{\tau} s_2'$ | $t_3' \xrightarrow{\tau} t_2'$ (t_2', s_2')

$t_2' \xrightarrow{\tau} t_3'$ (t_3', s_2') | $s_2' \xrightarrow{\tau} s_2$

$s_2' \xrightarrow{\tau} s_2'$

(t_3', s_3) $t_3' \xrightarrow{d} t_0'$ (t_0', s_0') | (t_0, s_1) $t_0' \xrightarrow{b} t_1'$ (t_1', s_1')

$s_3' \xRightarrow{\tau} s_0'$ | $s_1' \xrightarrow{b} s_1'$

$s_3' \xrightarrow{\tau} s_2' \xrightarrow{d} s_0'$ | $t_0' \xrightarrow{3} t_3'$ (t_3', s_3')

$t_3' \xrightarrow{\tau} t_2'$ (t_2', s_2') | $s_1' \xRightarrow{3} s_3'$

$s_3 \xrightarrow{\tau} s_2'$ | $s_1' \xrightarrow{\tau} s_1 \xrightarrow{3} s_3'$

$R^{-1} = \{(t_0', s_0'), (t_0', s_1'), (t_1', s_1'), (t_2', s_2'), (t_3', s_2'), (t_3', s_3')\}$

Falta ver que $(s_2', t_3') \in R$

(s_2', t_3') $s_2' \xrightarrow{d} s_0'$ (s_0', t_0')

$t_3' \xrightarrow{d} t_0'$

$s_2' \xrightarrow{\tau} s_3'$ (s_3', t_3)

$t_3' \xRightarrow{\tau} t_3'$

$t_3' \xrightarrow{\tau} t_2' \xrightarrow{\tau} t_2' \xrightarrow{\tau} t_3$

Bastante enredado pero ok.

Luego ~~[illegible]~~ R nos queda

$R = \{(s_0', t_0'), (s_1', t_0'), (s_1', t_1'), (t_2', s_2'), (s_2', t_3'), (t_3', s_3')\}$

$\therefore$ R es bisimulación débil

Gastón Tomás Borfils

Ej 2 c) $P = (a(b+bb))^{\omega}$

Notar que P no acepta palabras que empiezan con b o palabras con aa o bbb

Veamos que es safety
- si σ empieza con a luego a y a es prefijo malo
- si σ tiene aa o bbb entonces existe un i tq. $\sigma[..i]$ es prefijo malo.

Por lo tanto P es safety.

No es liveness pues si tomamos $\alpha = b$ luego $\nexists \beta \in \Sigma^{\omega}$ tq $\alpha\beta \in P$.

E 3) a) $\square(\text{falla} \to \Diamond \text{alarma})$

b) $\square(\text{alarma} \to \overbrace{(\Diamond \text{peligro} \vee \Diamond \neg \text{Peligro})}^{\equiv \text{true}})$ $\equiv$ true.

Ej 4) La proposición $\square\Diamond p \to \square\Diamond q$ nos dice que siempre que ocurra p entonces tiene que ocurrir q (en algún momento). Para que M satisfaga la propiedad M tiene que validar que sucede infinitas veces. Es decir que siempre que ocurre p, ocurre q. Si entramos en un bucle donde siempre ocurre p pero no ocurre q entonces no se satisface nunca la propiedad.

Por lo tanto la afirmación es cierta.

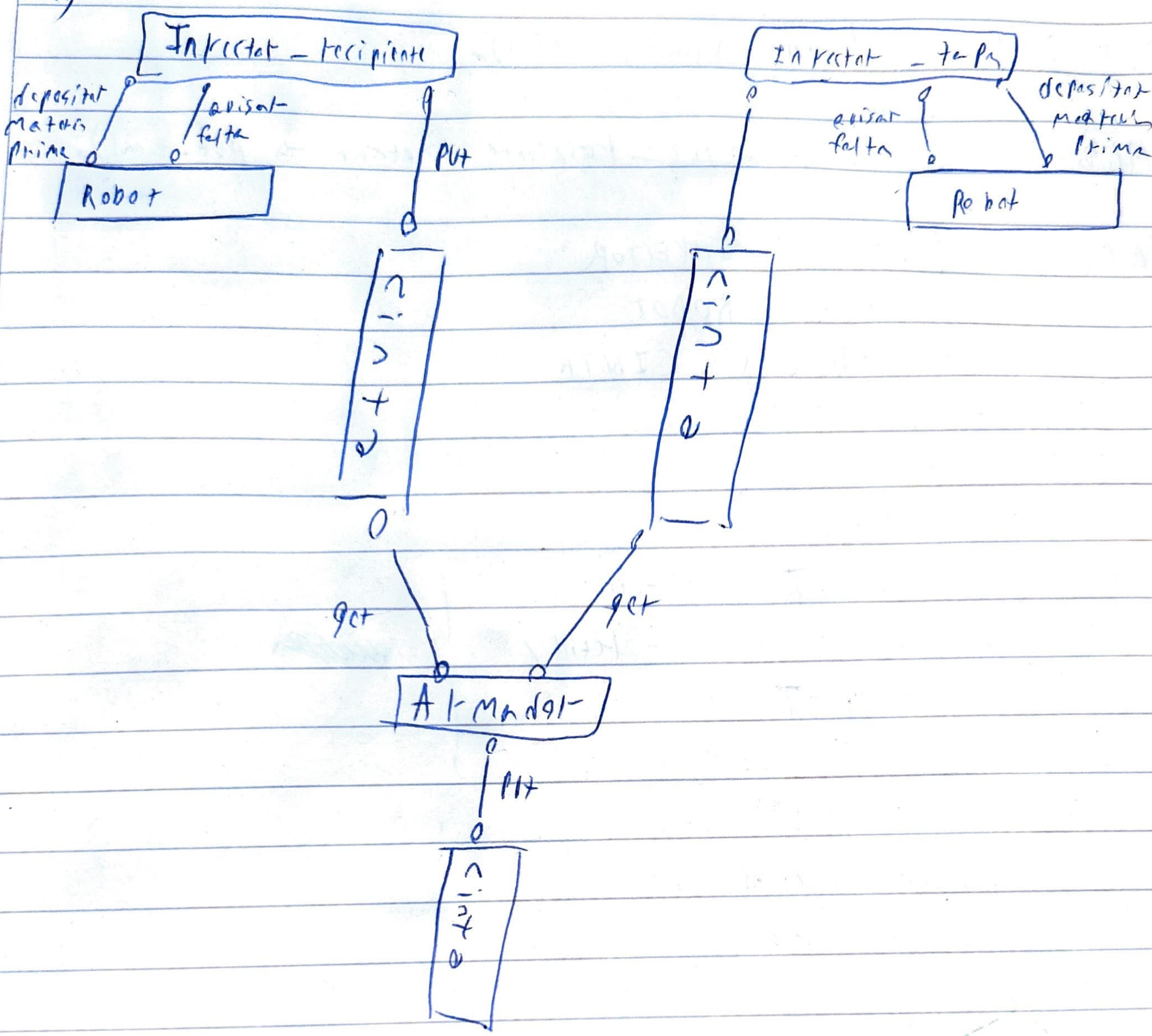
Sólo muestra una implicación.

hojas 5

Gastón Tomas Borfils

Ej 5)

a)



b) INYECTOR = ((producir → put → INYECTOR)
| (aviso_refill → refill → INYECTOR)).

ROBOT = (aviso_refill → volcar → refill).

ARMADOR = (get_tapa → get_recipiente → armar → put_final).

|| FABRICA = ({iT, iR} : INYECTOR
|| {rT, rR} : ROBOT
|| {cT, cR, cF} : CINTA
|| at : ARMADOR) / {
iT.put / cT.put,
iR.put / cR.put,
iT.aviso_refill / rT.aviso_refill,
iR.aviso_refill / rR.aviso_refill,
iT.refill / rT.refill,
iR.refill / rR.refill,
at.get_tapa / cT.get,
at.get_recipiente / cR.get,
at.put_final / cF.put
}.

c) PROGRESS TAPA = {iT.producir}
PROGRESS RECIPIENTE = {iR.producir}

□(◇ iT.producir ∧ ◇ iR.producir)

1er Parcial – 29 de abril de 2025 Nombre: Gastón Tomas Bonfils

9.02

Ingeniería de Software II

1	0.9
2	1
3	0.5
4	0.7
5	1

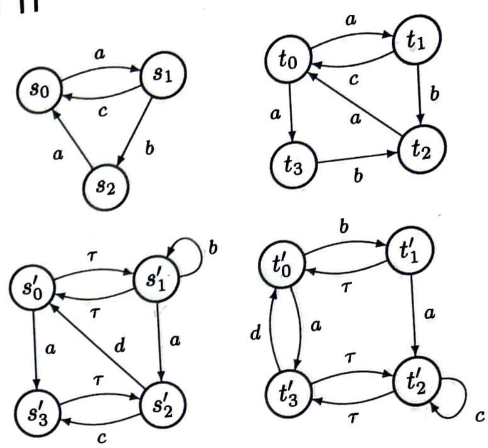


Figura 1:

Ejercicio 1. Considere los sistemas de transiciones etiquetadas de la Fig. 1 y responda las siguientes consignas:

(a) ¿Existe una simulación conteniendo al par (s_0, t_0)? Justifique su respuesta.

(b) ¿Existe una bisimulación fuerte entre s_0 y t_0? Justifique su respuesta.

(c) Dé una bisimulación débil entre s'_0 y t'_0. Elija un par de casos y muestre que las propiedades de transferencias[1] se cumplen.

Ejercicio 2. Sea $\Sigma = \{a, b\}$. En todos los casos determine si son propiedades de safety, liveness, ambas, o ninguna:

(a) El ω-lenguaje definido por la expresión $((ab + ab)^*ab)^\omega$.

(b) $P = \{\sigma \in \Sigma^\omega \mid \exists i \geq 2 \colon \sigma[..i] \text{ es palíndromo}\}$.

(c) El ω-lenguaje aceptado por el autómata de Büchi de la Fig. 2.

Recuerde que sólo la propiedad Σ^ω puede ser simultaneamente de safety y de liveness.

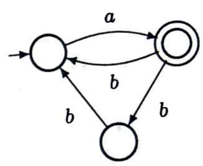


Figura 2:

Ejercicio 3. En un sistema de control de una caldera considere las proposiciones:

falla, que es verdadera si se produjo una falla en la caldera, esta sonando o hay

alarma, que es verdadera si el sistema de control hizo sonar una alarma, y

peligro, que es verdadera si el sistema entró en un situación con posible consecuencias catastróficas.

Para cada una de las siguientes propiedades dé una formula LTL que las especifique:

(a) Cada vez que ocurre una falla en algún momento en el futuro se levanta una alarma.

(b) Nunca se llega a una situación de peligro sin que antes se levante la alarma.

Ejercicio 4. Determine si la siguiente afirmación es cierta y dé una explicación que justifique su respuesta:

> Un modelo M satisface la propiedad de strong fairness $\Box\Diamond p \to \Box\Diamond q$ si y solo si se verifica que desde el estado inicial del grafo subyacente a M **no** se alcanza ningún ciclo tal que p valga en algún estado de dicho ciclo, pero q no valga en ninguno.

Ejercicio 5. Considere una planta de producción de tápers. Esta planta tiene dos inyectores de plástico, uno que produce el recipiente y el otro que produce la tapa. Cada uno de los inyectores tiene una tolva donde un robot deposita la materia prima del plástico a inyectar. Cada inyector tiene su propio robot y éste solo vuelca material en la tolva cuando el inyector le indique que se acabó. Además, cada inyector cuenta con una cinta transportadora donde depositará el producto elaborado (sea éste el recipiente o la tapa). Al final de ambas cintas, hay un robot armador que junta una tapa de una cinta, un recipiente de la otra, y los coloca armados en una tercera cinta que lleva el táper finalizado a ser embalado.

(a) Realice el el diagrama de estructura describiendo la arquitectura del modelo.

(b) Modele el sistema usando FSP. Tenga en cuenta la simetrías que se presenta en algunas componentes. En particular, una cinta transportadora de capacidad N se puede modelar como:

```
CINTA(N=5) = COUNT[0],
COUNT[i:0..N] = (when (i<N) put->COUNT[i+1]
                |when (i>0) get->COUNT[i-1]
                ).
```

(c) Dé las propiedades de progreso necesarias para asegurar que los inyectores de plástico están siempre produciendo su respectivo producto.

[1] Preguntarle al profe qué son las propiedades de transferencias.