

Objetivo: reconocer los problemas de los programas concurrentes y ver las posibles soluciones a ellos.

- Ver cómo se sincronizan los procesos
- Reconocer problemas que surgen de la sincronización
- Monitores, semáforos.(exclusión mutua)
- Buffers (sincronización entre el consumo y producción de los datos.
- Abstracción de acciones -> bisimulación y simulación.
- Pasaje de mensajes como forma de sincronización

# Ingeniería del Software II

## 3 - Sincronización de procesos concurrentes

La composición  $\parallel$  entre dos procesos, es el producto cartesiano de acciones de ambos procesos.

# Recursos compartidos

En ámbitos donde la concurrencia es útil, suele ocurrir que diferentes procesos necesitan interactuar mediante el uso de recursos comunes.

Luego de experimentar un poco con programas concurrentes (o modelos de éstos), resulta evidente que el uso de recursos comunes por diferentes procesos puede dar lugar a actualizaciones incorrectas en el estado de estos recursos. Este problema es conocido como **interferencia**.

Para manejar el problema, se debe asegurar que, mientras uno de los procesos utiliza un recurso compartido, el resto no puede acceder al mismo (**exclusion mutua**).

# Recursos compartidos

En ámbitos donde la concurrencia es útil, suele ocurrir que diferentes procesos necesitan interactuar con recursos comunes.



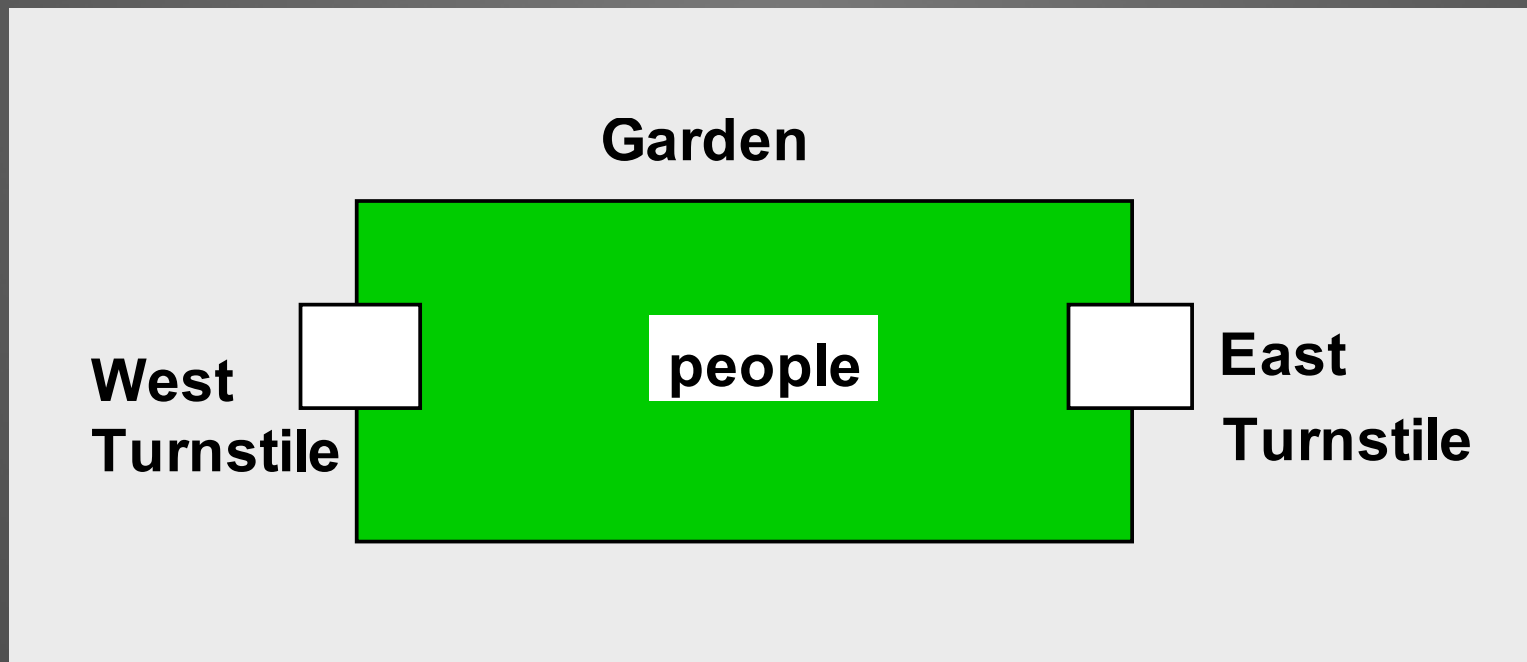
... o **Race Condition**

Luego de experimentar un poco con programas concurrentes (o modelos de éstos), resulta evidente que el uso de recursos comunes por diferentes procesos puede dar lugar a actualizaciones incorrectas en el estado de estos recursos. Este problema es conocido como **interferencia**.

Para manejar el problema, se debe asegurar que, mientras uno de los procesos utiliza un recurso compartido, el resto no puede acceder al mismo (**exclusion mutua**).

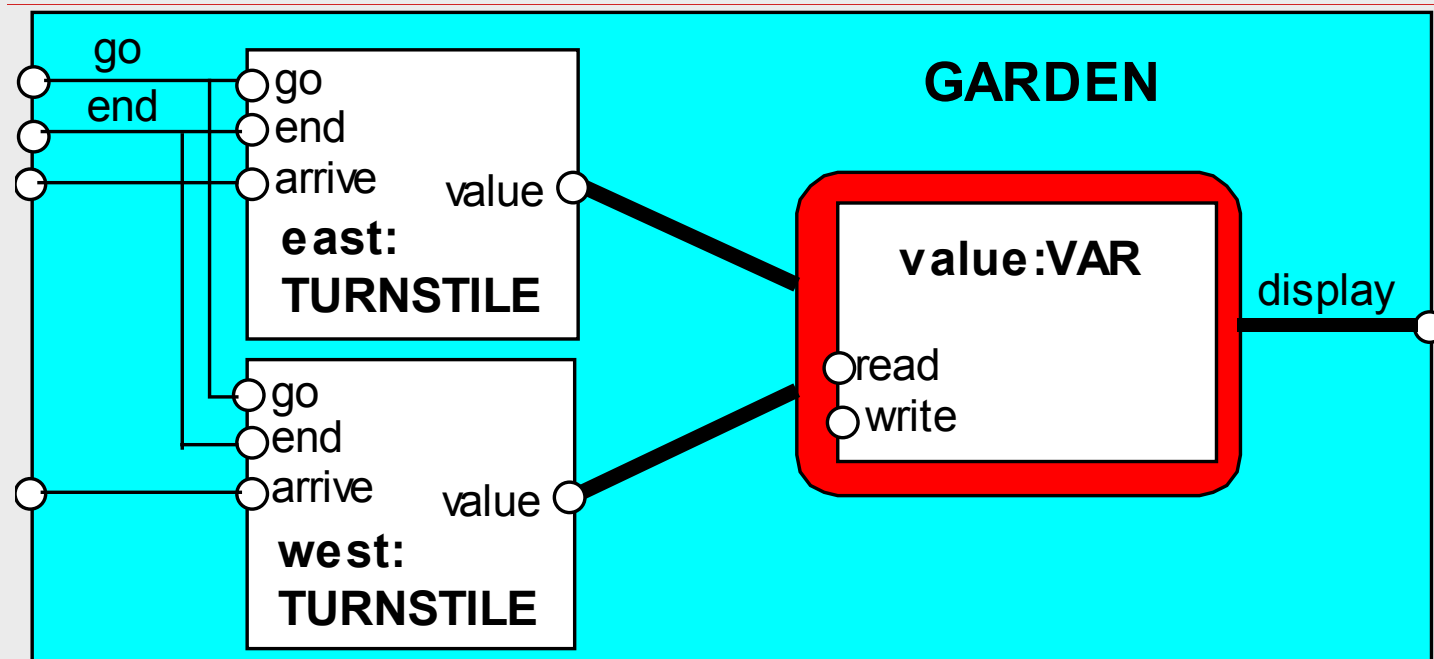
# Un ejemplo de interferencia

Consideremos el problema del jardín ornamental. Tenemos un jardín ornamental con dos entradas (este y oeste), con sendas puertas giratorias. Se desea contar el número de personas que visitaron el jardín.



# Un ejemplo de interferencia

Un modelo simple del problema consiste de tres procesos: dos para controlar (independientemente) las puertas y un contador para el número de personas (recurso compartido).



The alphabet of a process is the set of actions in which it can engage.

```
const N = 4
range T = 0..N
set VarAlpha = {value.{read[T],write[T]}}

VAR          = VAR[0],
VAR[u:T]     = (read[u]    ->VAR[u]
                |write[v:T]->VAR[v]).

TURNSTILE = (go          -> RUN),
RUN        = (arrive -> INCREMENT
              |end     -> TURNSTILE),
INCREMENT  = (value.read[x:T]
              -> value.write[x+1] -> RUN)
              +VarAlpha.

||GARDEN = (east:TURNSTILE || west:TURNSTILE
           || {east,west,display}::value:VAR)
           /{go /{east,west}.go,
             end/{east,west}.end}.
```

```
const N = 4
range T = 0..N
set VarAlpha = {value.{read[T],write[T]}}
```

El alfabeto de la variable compartida se declara explícitamente ...

```
VAR      = VAR[0],
VAR[u:T] = (read[u]    ->VAR[u]
            |write[v:T]->VAR[v]).
```

```
TURNSTILE = (go      -> RUN),
RUN        = (arrive -> INCREMENT
            |end      -> TURNSTILE),
INCREMENT  = (value.read[x:T]
            -> value.write[x+1] -> RUN)
            +VarAlpha.
```

```
||GARDEN = (east:TURNSTILE || west:TURNSTILE
|| {east,west,display}::value:VAR)
/{go /{east,west}.go,
  end/{east,west}.end}.
```

... para extender el alfabeto del proc. TURNSTILE y así asegurar que VAR no realiza acciones autonomamente (ej. `value.write[0]`). Todas las acciones de la var. compartida deben ser controladas

# Detección de errores

Para poder comprobar si el modelo anterior funciona de la manera esperada o no, podemos combinarlo con un proceso que detecte la actualización incorrecta del recurso compartido:

```
TEST          = TEST[0] ,
TEST[v:T]     = (when (v<N){east.arrive,west.arrive}->TEST[v+1]
                 | end->CHECK[v]
                 ) ,
CHECK[v:T]    = (display.value.read[u:T] ->
                 (when (u==v) right -> TEST[v]
                  |when (u!=v) wrong -> ERROR)
                 )+{display.VarAlpha}.
```



# Detección de errores

Para poder comprobar si el modelo anterior funciona de la manera esperada o no, podemos combinarlo con un proceso que detecte la actualización incorrecta del recurso compartido:

```
TEST          = TEST[0],
TEST[v:T]    = (when (v<N){east.arrive,west.arrive}->TEST[v+1]
                | end->CHECK[v]
                ),
CHECK[v:T]    = (display.value.read[u:T] ->
                (when (u==v) right -> TEST[v]
                  |when (u!=v) wrong -> ERROR)
                )+{display.VarAlpha}.
```

# Detección de errores

```
Trace to property violation in TEST
go
east.arrive
east.value.read.0
west.arrive
west.value.read.0
east.value.write.1
west.value.write.1
end
display.value.read.1
wrong
```

# Modelado de la exclusión mutua

Una forma simple de manejar exclusion mutua es mediante una "traba":

```
LOCK = (acquire -> release -> LOCK).
```

Para el caso de nuestro ejemplo, esta llave puede usarse para garantizar el acceso exclusivo al recurso compartido VAR:

```
...  
LOCK = (acquire->release->LOCK).  
||LOCKVAR = (LOCK || VAR).  
  
TURNSTILE = (go      -> RUN),  
RUN        = (arrive-> INCREMENT  
              |end    -> TURNSTILE),  
INCREMENT  = (value.acquire  
              -> value.read[x:T] -> value.write[x+1]  
              -> value.release -> RUN  
              )+VarAlpha.  
...
```

# Modelado de la exclusión mutua

Una forma simple de manejar exclusion mutua es mediante una "traba":

```
LOCK = (acquire -> release -> LOCK).
```

Para el caso de nuestro ejemplo, esta llave puede usarse para garantizar el acceso exclusivo al recurso compartido VAR:

```
...  
LOCK = (acquire->release->LOCK).  
||LOCKVAR = (LOCK || VAR).  
  
TURNSTILE = (go      -> RUN),  
RUN        = (arrive-> INCREMENT  
              |end    -> TURNSTILE),  
INCREMENT  = (value.acquire  
              -> value.read[x:T] -> value.write[x+1]  
              -> value.release -> RUN  
              )+VarAlpha.  
  
...
```

# Monitores y otros TAD de sincronización

Los **monitores** [Brinch Hansen 72, Hoare 74] encapsulan datos que solo pueden modificarse y observarse a través de procedimientos.

Además, garantizan que sólo uno de tales procedimientos a la vez accede a los datos ocultos en estas estructuras.

Otros TADs para sincronizar procesos son:

- los **semáforos** y
- los **buffers**.

Estos podrán verse como monitores particulares (pero no necesariamente lo son).

# Monitores y otros TAD de sincronización

[https://es.wikipedia.org/wiki/Monitor\\_\(concurrency\)](https://es.wikipedia.org/wiki/Monitor_(concurrency))

Los **monitores** [Brinch Hansen 72, Hoare 74] encapsulan datos que solo pueden modificarse y observarse a través de procedimientos.

Además, garantizan que sólo uno de tales procedimientos a la vez accede a los datos ocultos en estas estructuras.

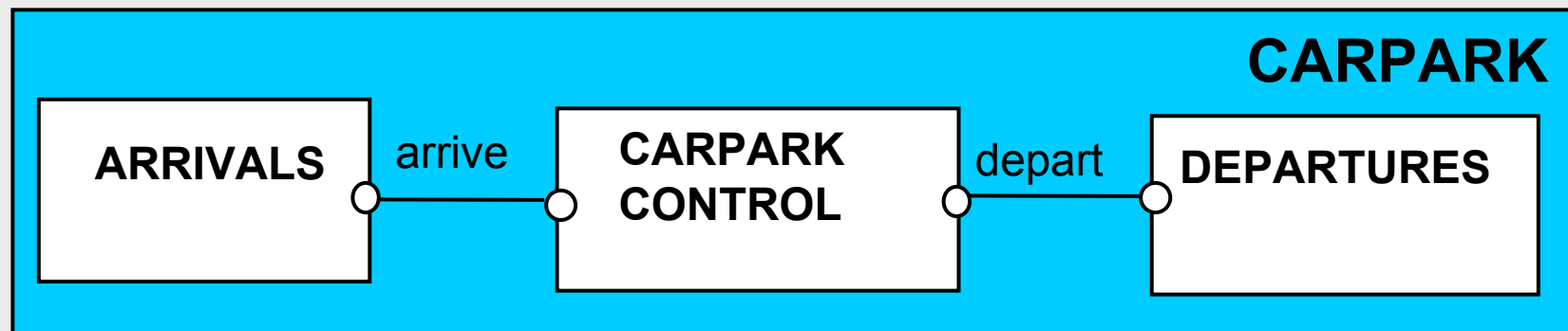
Otros TADs para sincronizar procesos son:

- los **semáforos** y
- los **buffers**.

Estos podrán verse como monitores particulares (pero no necesariamente lo son).

# Sincronización condicional

Ejemplo: Se requiere un controlador para un estacionamiento de automóviles que sólo permita entrar un auto si el estacionamiento no está lleno y (obviamente) no permita salir autos si no hay ninguno estacionado.



# Invariante de un monitor

En monitores sirve identificar cuál es la variable que quiero cuidar y luego plantear el invariante para luego poder tener las condiciones al modelar el proceso.

Un **invariante para un monitor** es una aserción sobre las variables que éste encapsula.

Esta aserción **debe** valer siempre que ningún hilo esté ejecutando algún procedimiento del monitor.

- 👁 ¿Cuál es el invariante del controlador?
- 👁 ¿Para qué sirve este invariante?



# Invariante de un monitor

!!!

El invariante del monitor nos permite derivar las condiciones de sincronización.

Invariante:  $0 \leq \text{espacio\_libre} \leq \text{capacidad}$

En el modelo, **N** es la capacidad del estacionamiento.

Invariante del monitor En el modelo son **i** y **N** respectivamente.

El invariante del monitor nos permite derivar las condiciones de sincronización.

Invariante:  $0 \leq \text{espacio\_libre} \leq \text{capacidad}$

```
CARPARKCONTROL(N=4) = SPACES[N] ,  
SPACES[i:0..N] = (when(i>0) arrive->SPACES[i-1]  
                  |when(i<N) depart->SPACES[i+1]  
                  ).
```

```
ARRIVALS = (arrive->ARRIVALS) .
```

```
DEPARTURES = (depart->DEPARTURES) .
```

```
||CARPARK = (ARRIVALS || CARPARKCONTROL(4) || DEPARTURES) .
```

En el modelo, **N** es la capacidad del estacionamiento.

# Relación con los verdaderos monitores

```
monitor carparkcontrol {  
    const N=4  
    int i  
    condition free_space  
    condition car_parked  
  
    procedure arrive() {                                // when(i>0) arrive->SPACES[i-1]  
        if not(i>0) then wait(free_space)  
        i := i-1  
        notify(car_parked)  
    }  
  
    procedure depart() {                                // when(i<N) depart->SPACES[i+1]  
        if not(i<N) then wait(car_parked)  
        i := i+1  
        notify(free_space)  
    }  
}
```

# Semáforos [Dijkstra 68]

- Es uno de los primeros mecanismos propuestos para sincronización de procesos.
- Un semáforo es un TAD que consta de una variable protegida que toma valores enteros no negativos y que sólo se puede acceder a través de dos operaciones: down y up (o P y V):

- $down(s)$ :     **when**  $s > 0$  **do**  $s--$
- $up(s)$ :          $s++$

(Importante: la operación **when . . . do . . .** es bloqueante.)

¿Cuál es el invariante de un semáforo?

# Modelo del semáforo

```
const Max = 3
range Int = 0..Max

SEMAPHORE(N=0) = SEMA[N] ,
SEMA[v: Int]   = (up->SEMA[v+1]
                  |when(v>0) down->SEMA[v-1]
                  ) .
```

Invariante:  $0 \leq s$

Es conveniente considerar un invariante mas fuerte dado que usualmente los semáforos están asociados a un tipo de recurso y cuentan cuantos de estos quedan disponibles.

# Modelo del semáforo (cont.)

```
const Max = 3  
range Int = 0..Max
```

```
SEMAPHORE(N=0) = SEMA[N] ,  
SEMA[v:Int]    = (up->SEMA[v+1]  
                  |when(v>0) down->SEMA[v-1]  
                  ) ,  
SEMA[Max+1]    = ERROR.
```

Invariante:  $0 \leq s \leq \text{Max}$

# Modelo del semáforo (cont.)

```
const Max = 3
range Int = 0..Max

SEMAPHORE(N=0) = SEMA[N] ,
SEMA[v:Int]    = (up->SEMA[v+1]
                  |when(v>0) down->SEMA[v-1]
                  ) ,
SEMA[Max+1]    = ERROR.
```

Produce un estado  
erróneo y LTSA avisa de ello.

Invariante:  $0 \leq s \leq \text{Max}$

Notar que la especificación explícita del estado **ERROR** en FSP no es necesaria dado que éste (y en consecuencia, el compilador a través de la herramienta LTSA) mapea todo estado indefinido al estado **ERROR**. Por consiguiente, la especificación previa bastará.

# Buffers acotados

sincronizar entre los 2

Es una estructura de datos utilizada para regular la velocidad de transferencia entre el productor de la información y el consumidor de esta.

- Ejemplos de uso?
- Invariante?

**Ejemplo:** Productor/Consumidor (ya lo conocen)

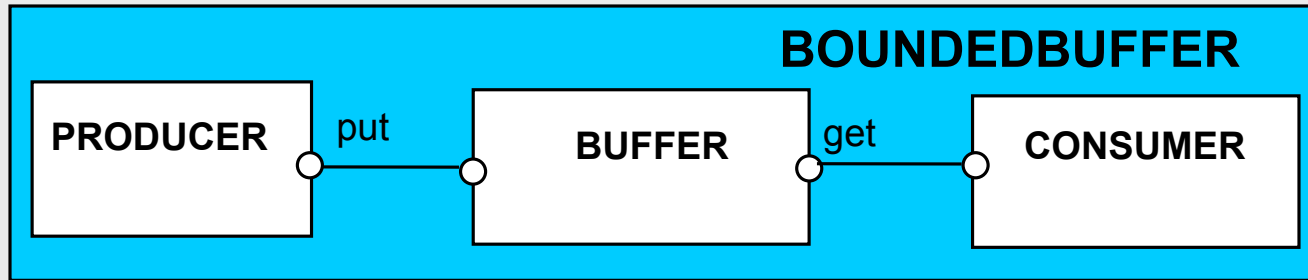
**Observación para un modelado apropiado:** El comportamiento del productor, del consumidor y del buffer mismo no es afectado por el valor de los datos manipulados; es decir, ninguna de las componentes testea o controla estos datos para su funcionamiento correcto.

Este comportamiento se dice **independiente de los datos**

=> abstraer los datos



# Buffers acotados



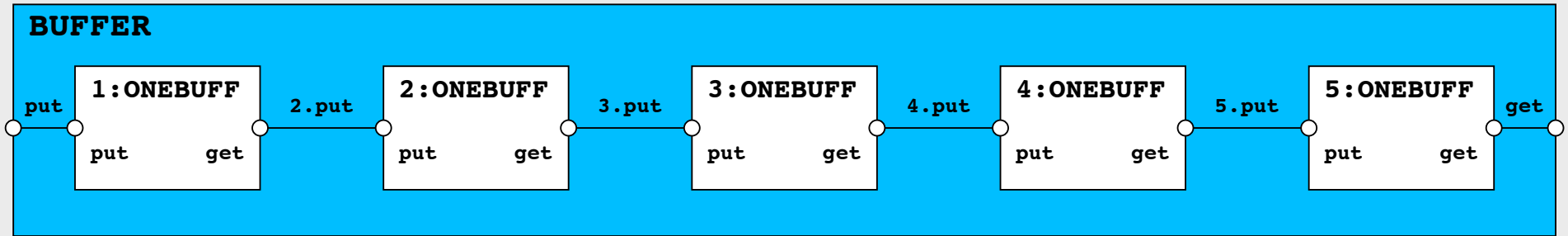
```
BUFFER(N=5) = COUNT[0],  
COUNT[i:0..N]  
    = (when (i<N) put->COUNT[i+1]  
       |when (i>0) get->COUNT[i-1]  
       ).
```

```
PRODUCER = (put->PRODUCER).  
CONSUMER = (get->CONSUMER).
```

```
||BOUNDED BUFFER = (PRODUCER||BUFFER(5)||CONSUMER).
```

Notar las condiciones respecto del invariante.

# Buffers acotados



`ONEBUFF = (put -> get -> ONEBUFF).`

```
|| BUFFER(N=5) = ([1..N]:ONEBUFF
                  )/{put/[1].put,
                    [i:2..N].put/[i-1].get,
                    get/[N].get
                  }@{put,get}.
```

`PRODUCER = (put->PRODUCER).`

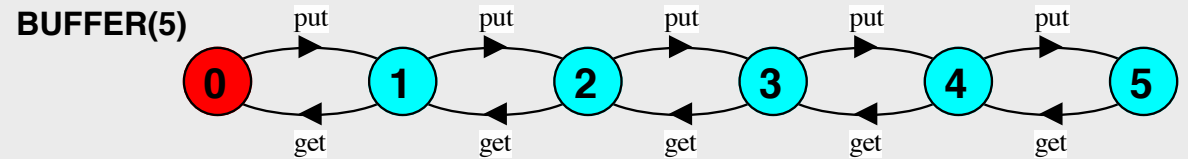
`CONSUMER = (get->CONSUMER).`

```
|| BOUNDEDBUFFER = (PRODUCER || BUFFER(5) || CONSUMER).
```

```

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

```



```

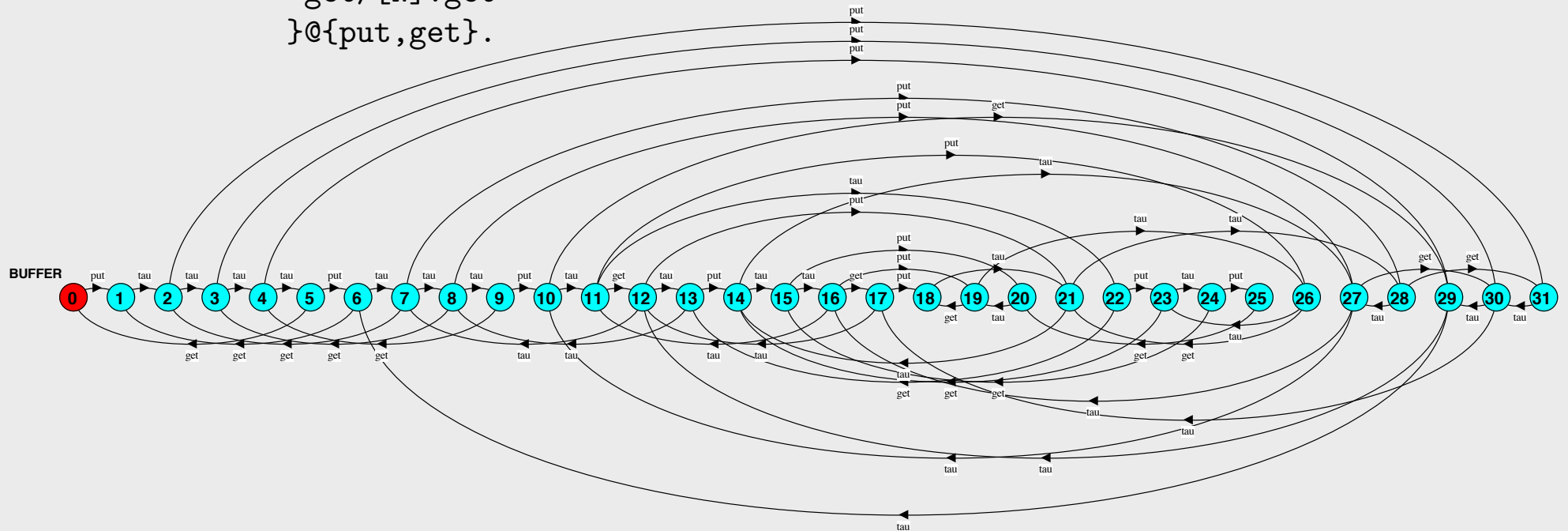
ONEBUFF = (put -> get -> ONEBUFF).

```

```

|| BUFFER(N=5) = ([1..N]:ONEBUFF
  )/{put/[1].put,
    [i:2..N].put/[i-1].get,
    get/[N].get
  }@{put,get}.

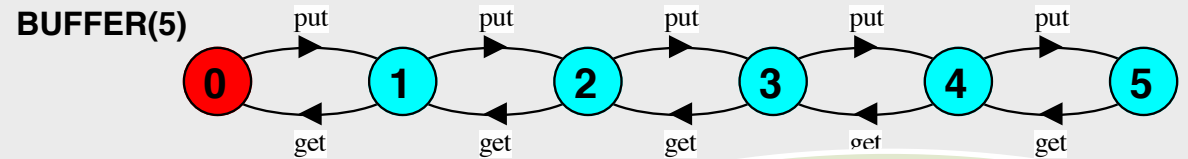
```



```

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

```



```

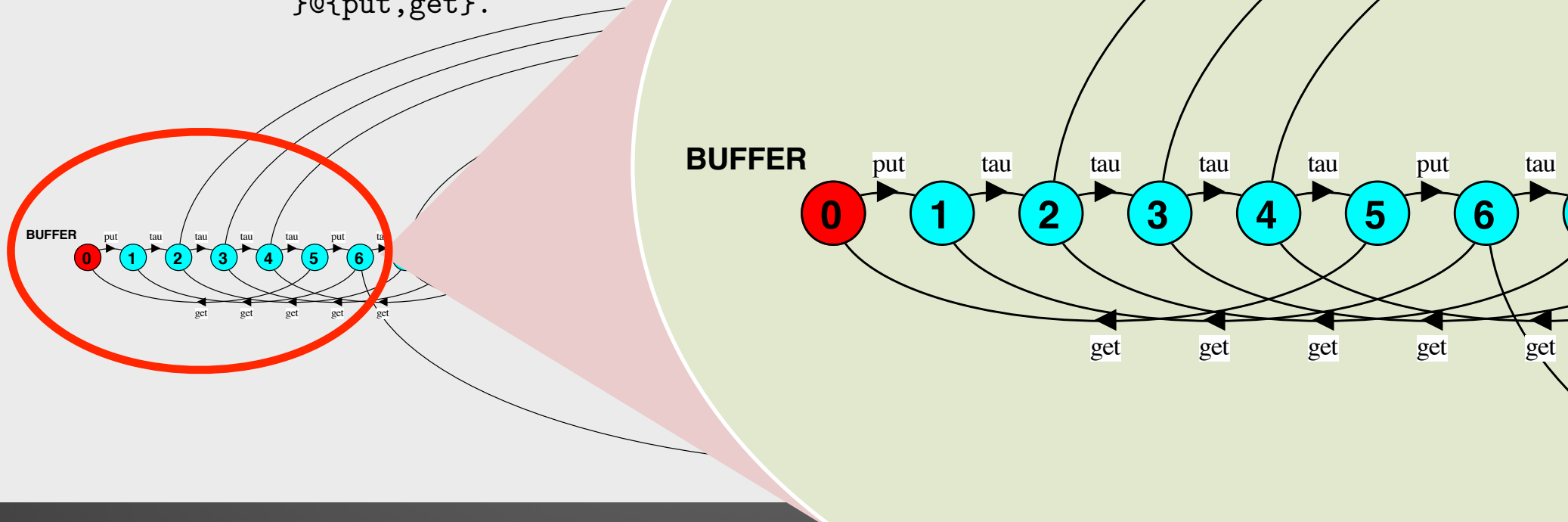
ONEBUFF = (put -> get -> ONEBUFF).

```

```

|| BUFFER(N=5) = ([1..N]:ONEBUFF
  )/{put/[1].put,
    [i:2..N].put/[i-1].get,
    get/[N].get
  }@{put,get}.

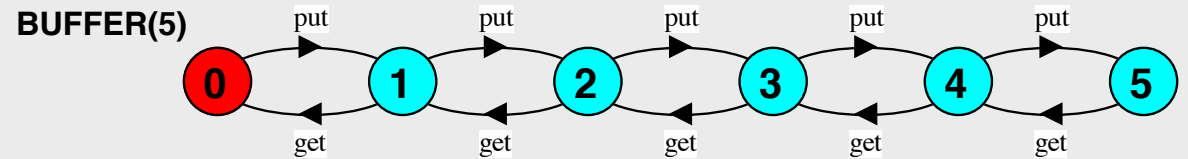
```



```

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

```



```

ONEBUFF = (put -> get -> ONEBUFF).

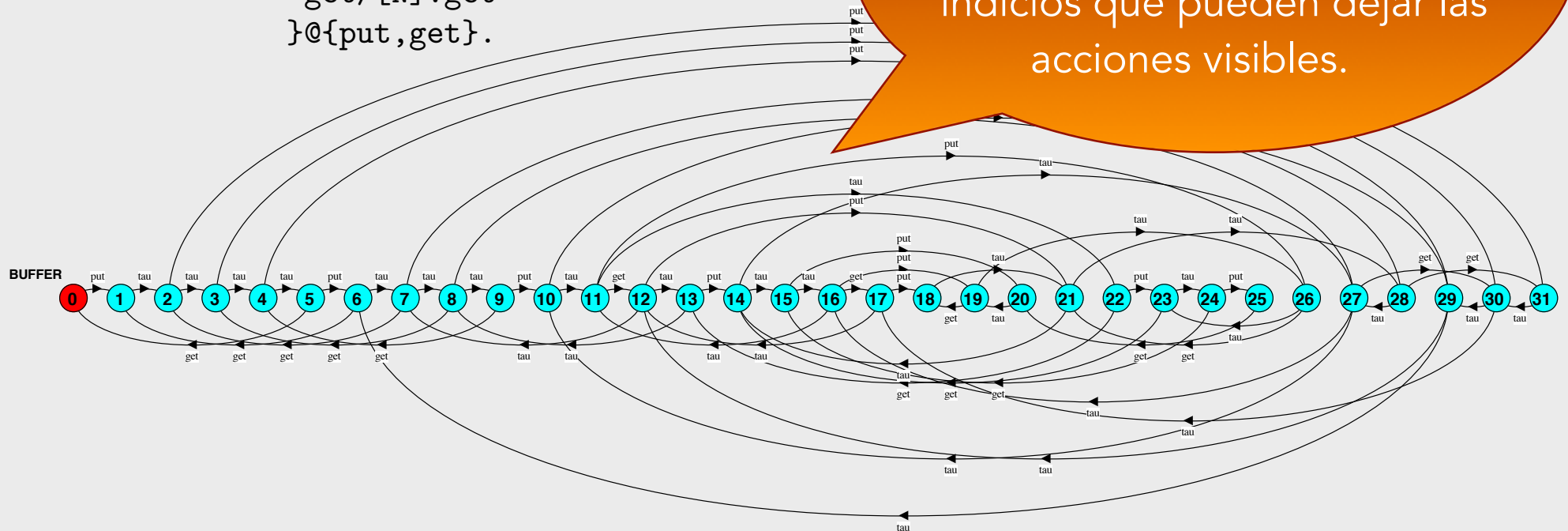
```

```

|| BUFFER(N=5) = ([1..N]:ONEBUFF
    )/{put/[1].put,
       [i:2..N].put/[i-1].get,
       get/[N].get
       }@{put,get}.

```

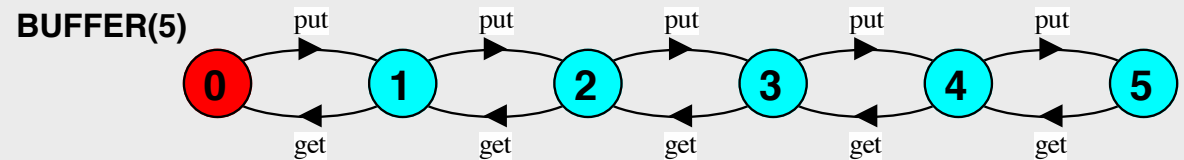
Recordar que las acciones tau son eventos internos que no pueden observarse sino a través de indicios que pueden dejar las acciones visibles.



```

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

```



```

ONEBUFF = (put -> get -> ONEBUFF).

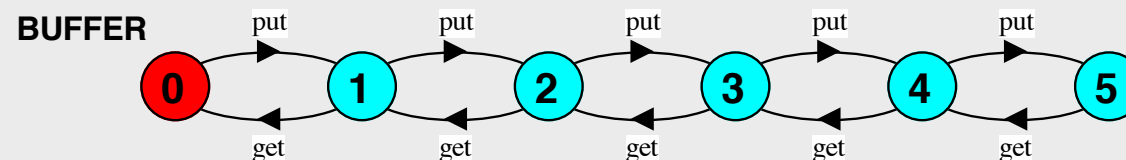
```

```

|| BUFFER(N=5) = ([1..N]:ONEBUFF
  )/{put/[1].put,
    [i:2..N].put/[i-1].get,
    get/[N].get
  }@{put,get}.

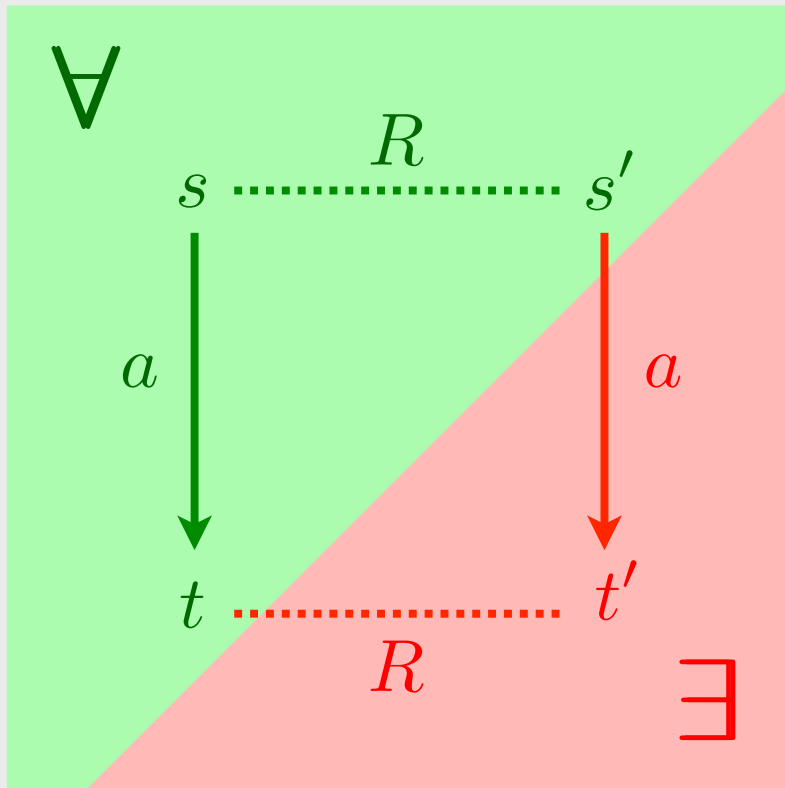
```

Luego de **abstraer** estos eventos internos, el LTS resulta isomorfo a la especificación anterior!!!



En LTSA, tal abstracción es una **minimización** que preserva la relación de equivalencia denominada **bisimulación débil**.

# Simulación en LTS



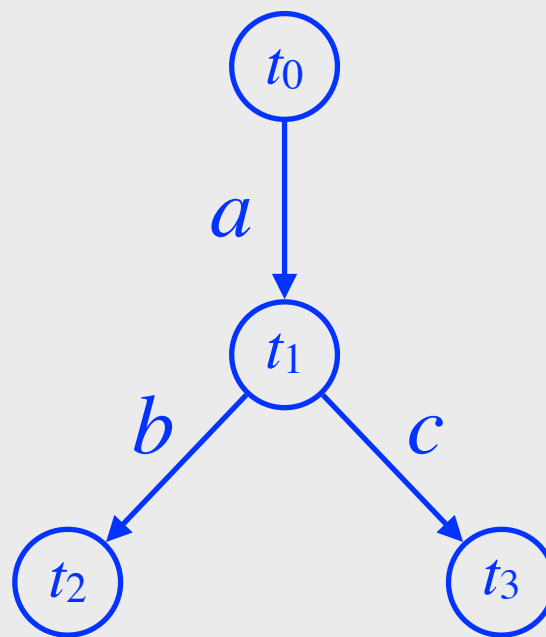
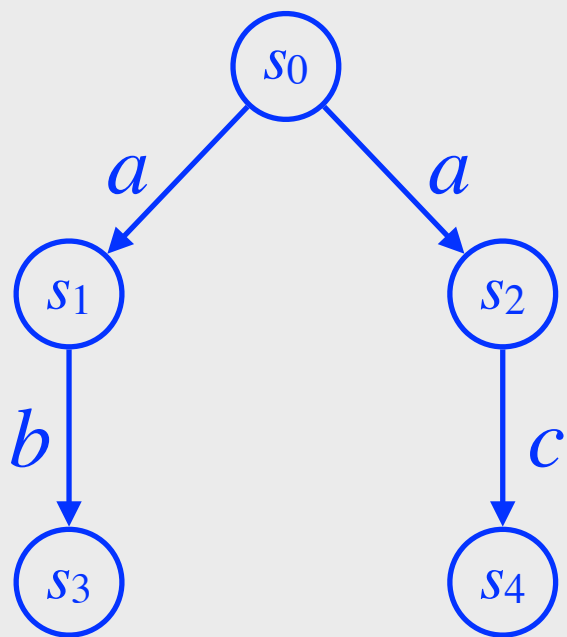
# Simulación en LTS

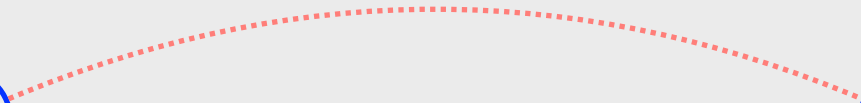
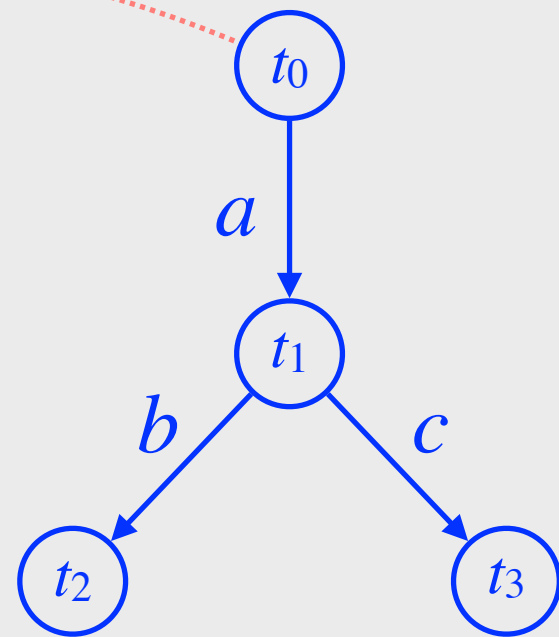
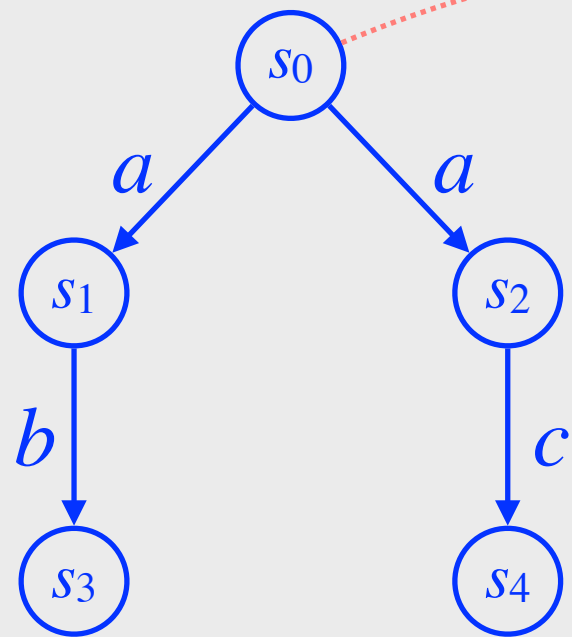
Sea  $\mathcal{S} = (S, s_0, E, \rightarrow)$  un *sistema de transiciones etiquetadas*, i.e.,  $\rightarrow \subseteq S \times E \times S$ .

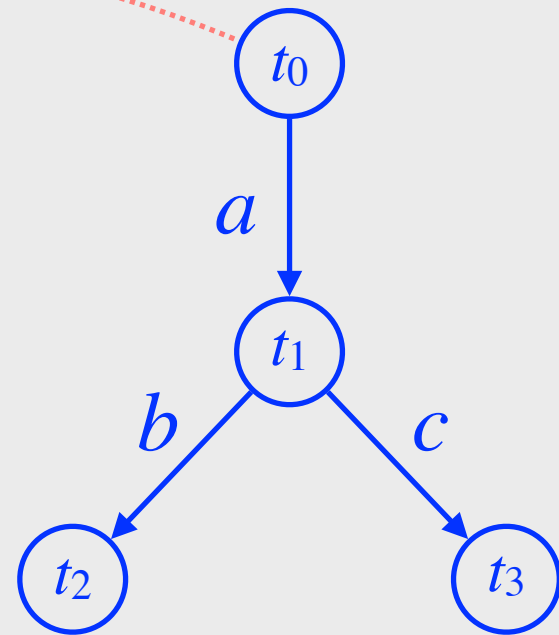
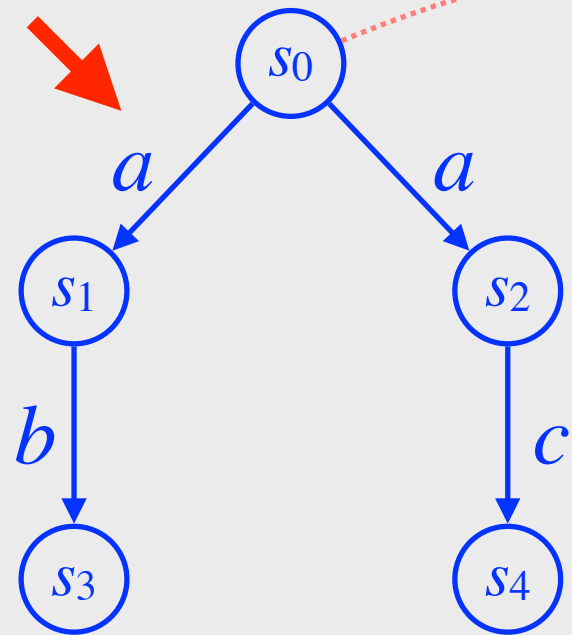
Una relación  $R \subseteq S \times S$  es una *simulación* si para todo par  $(s, t) \in R$  y evento  $a \in E$ ,

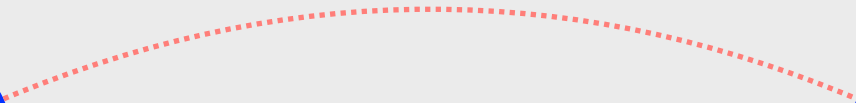
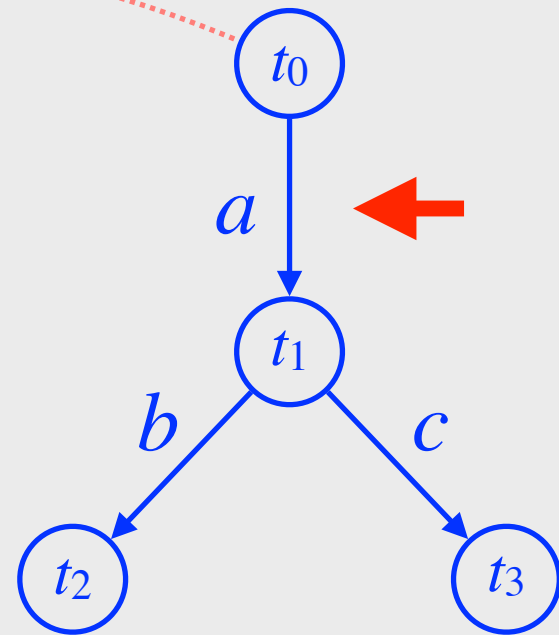
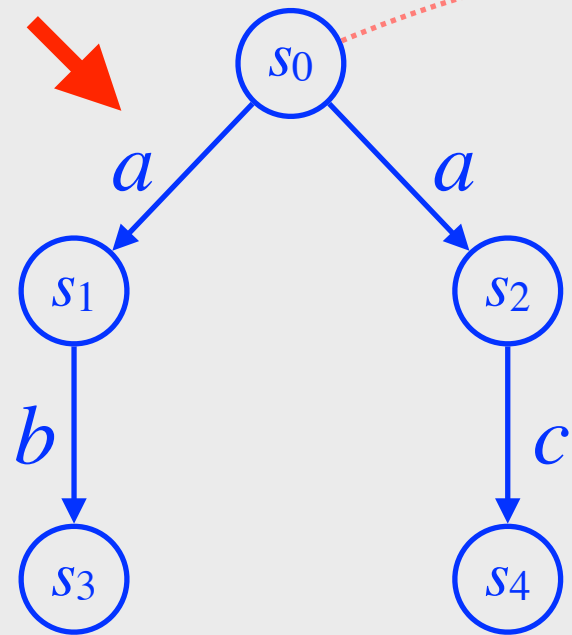
$$\forall s' : s \xrightarrow{a} s' \text{ implica } \exists t' : t \xrightarrow{a} t' \text{ y } (s', t') \in R$$

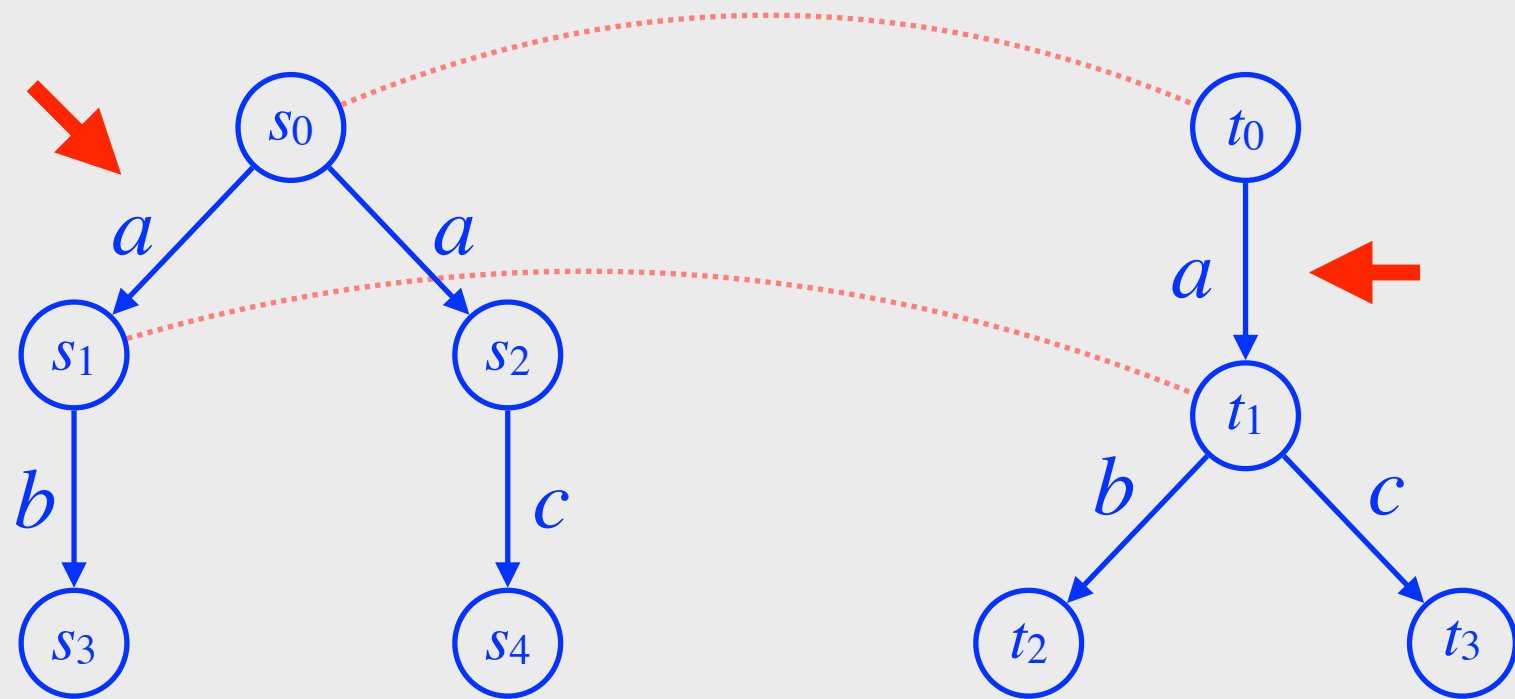


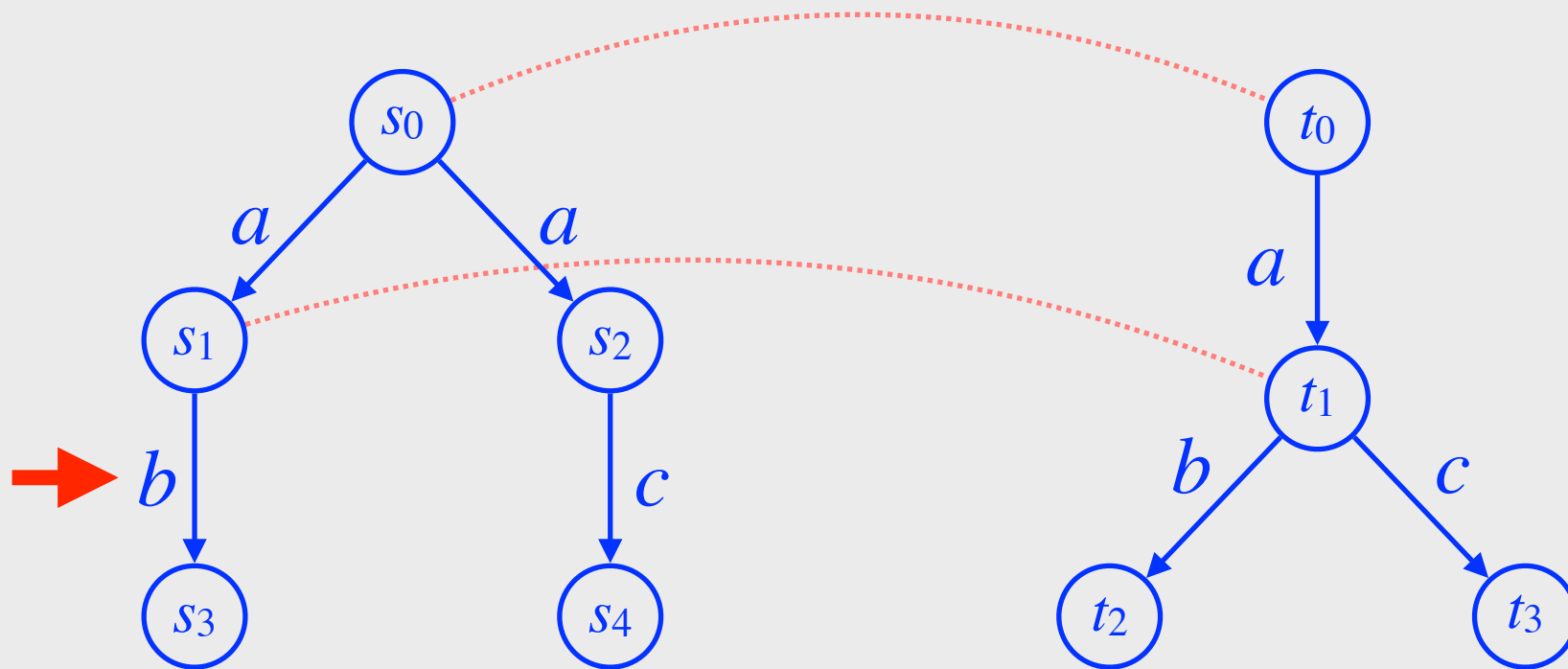


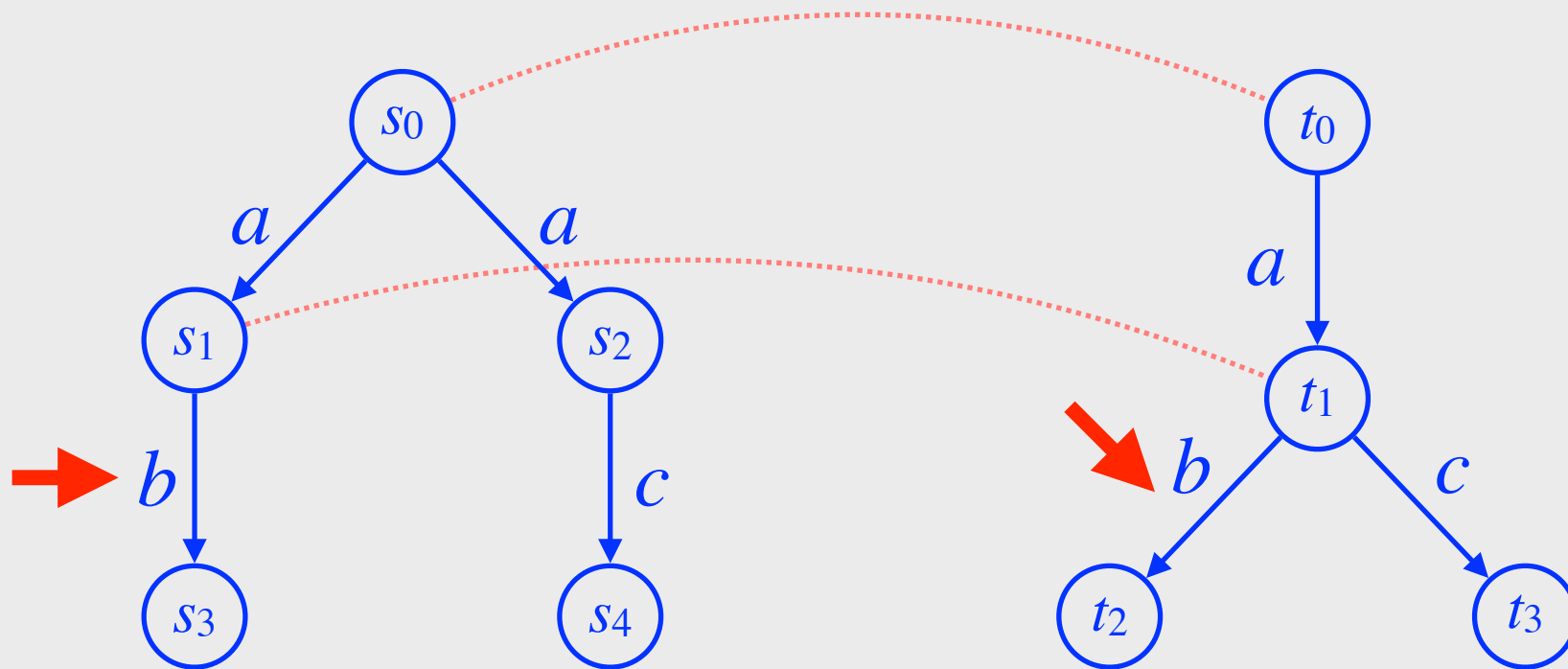


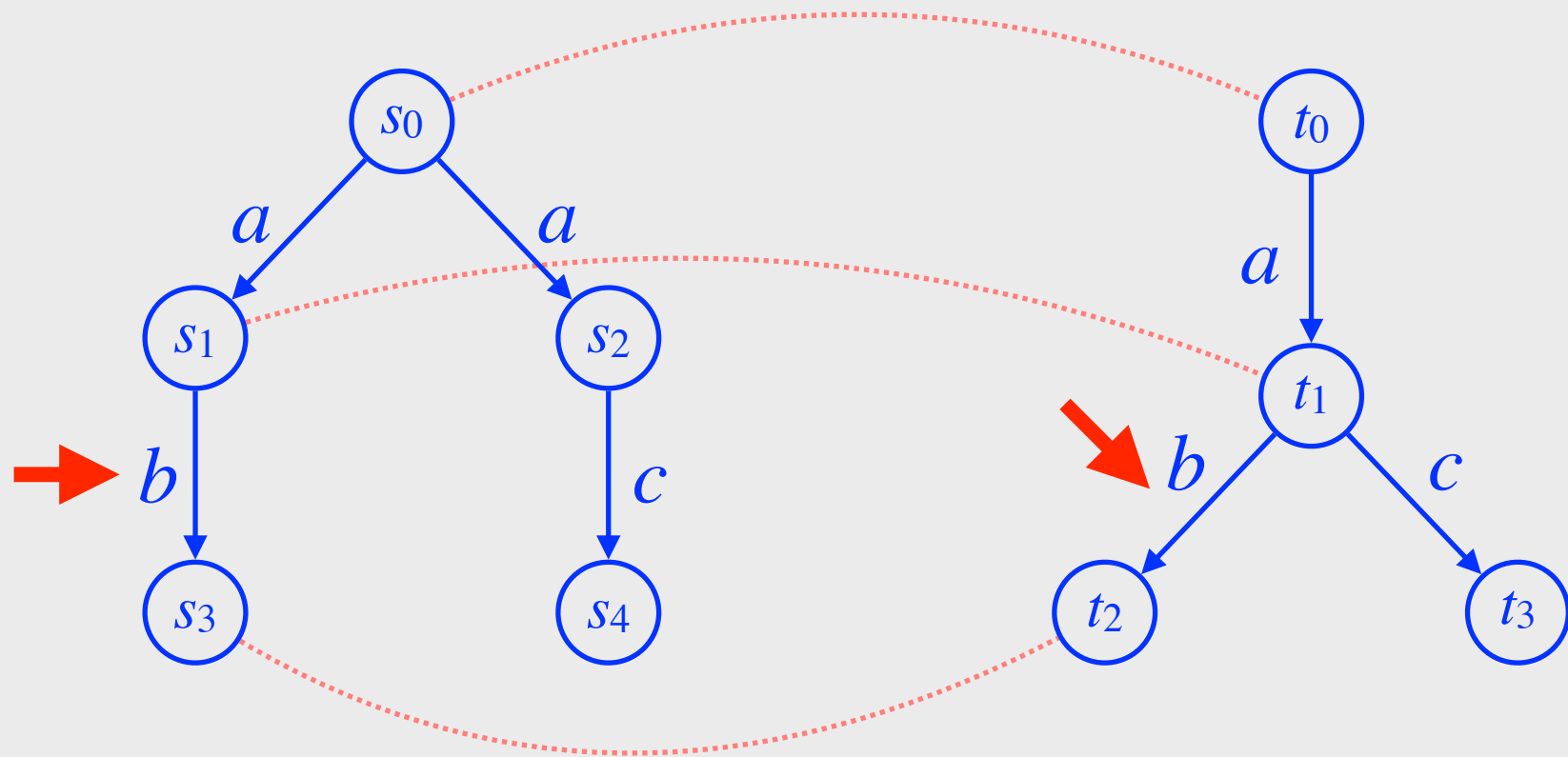




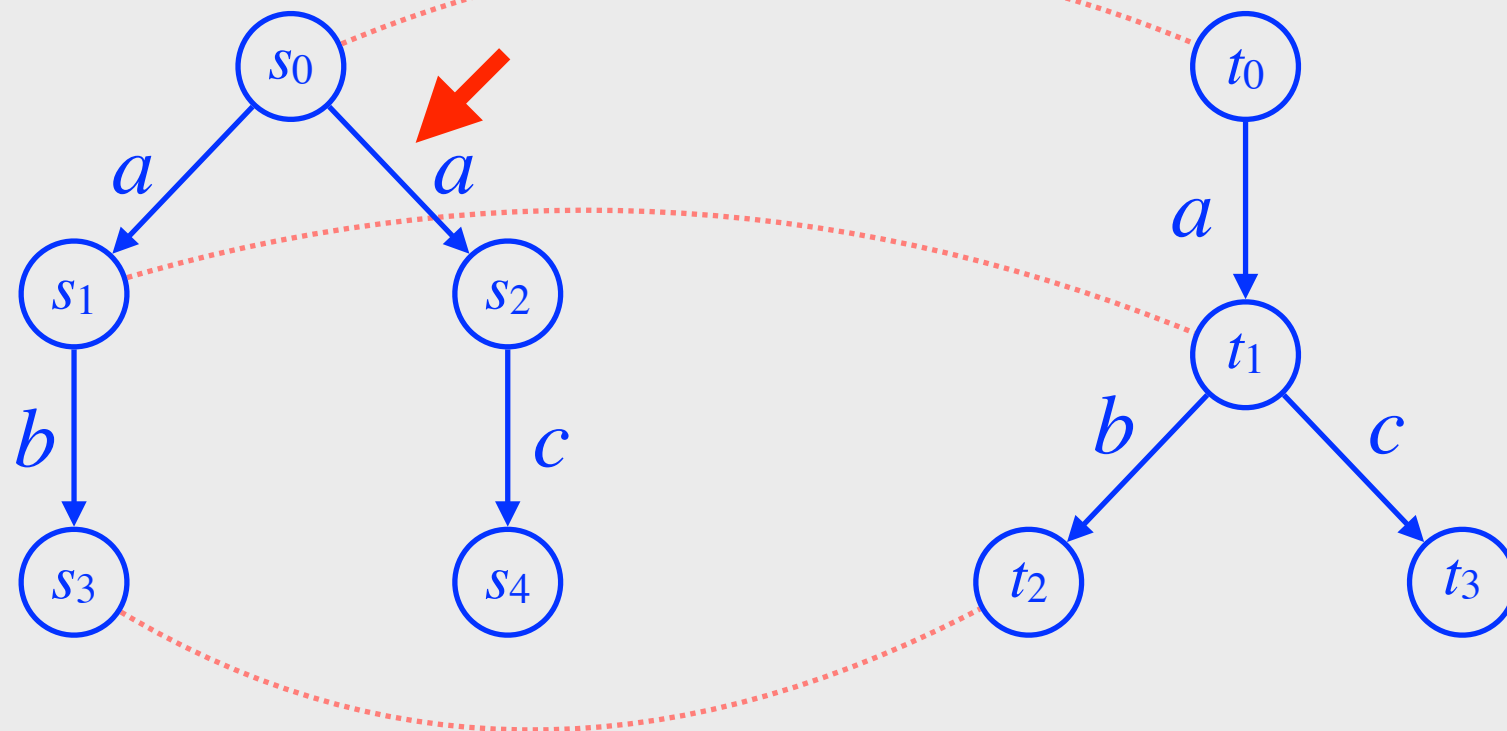


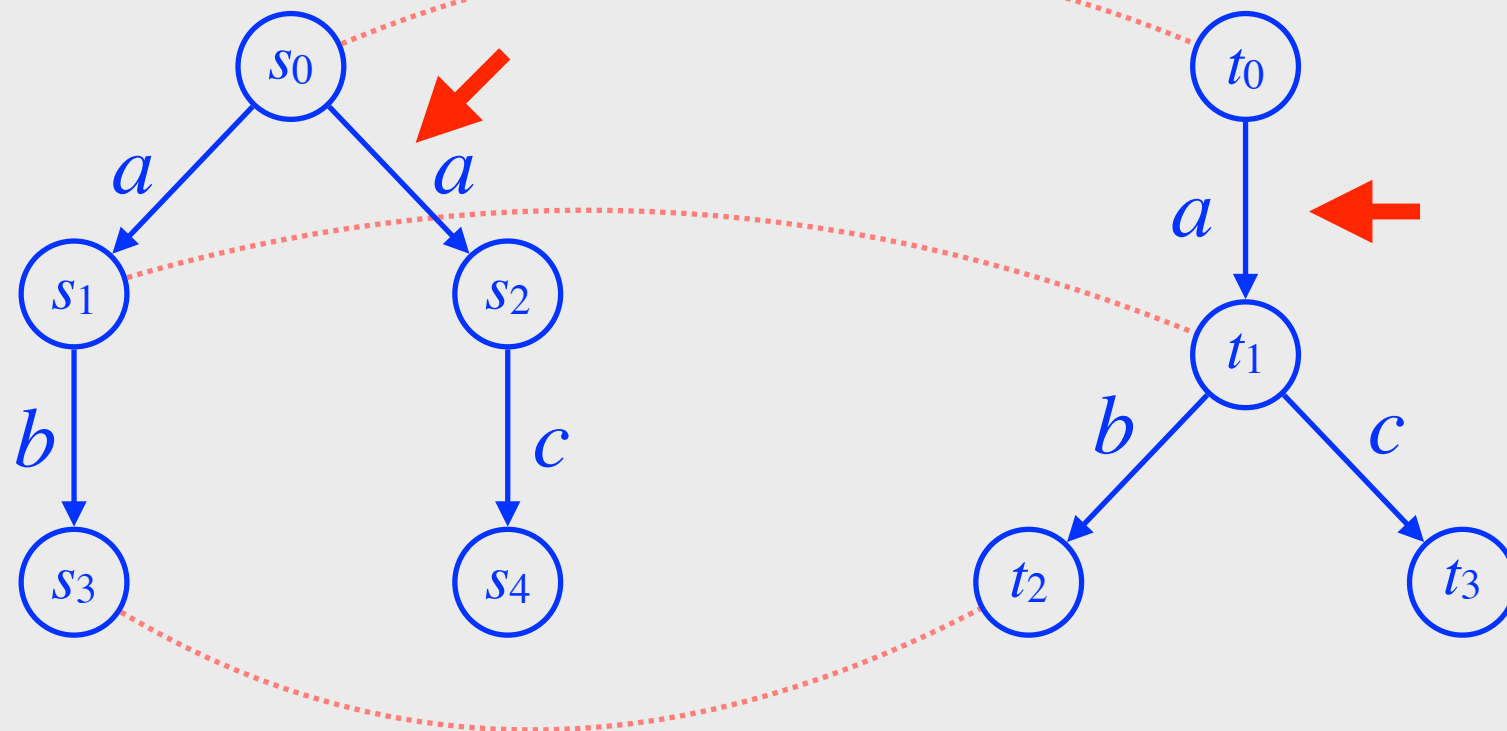


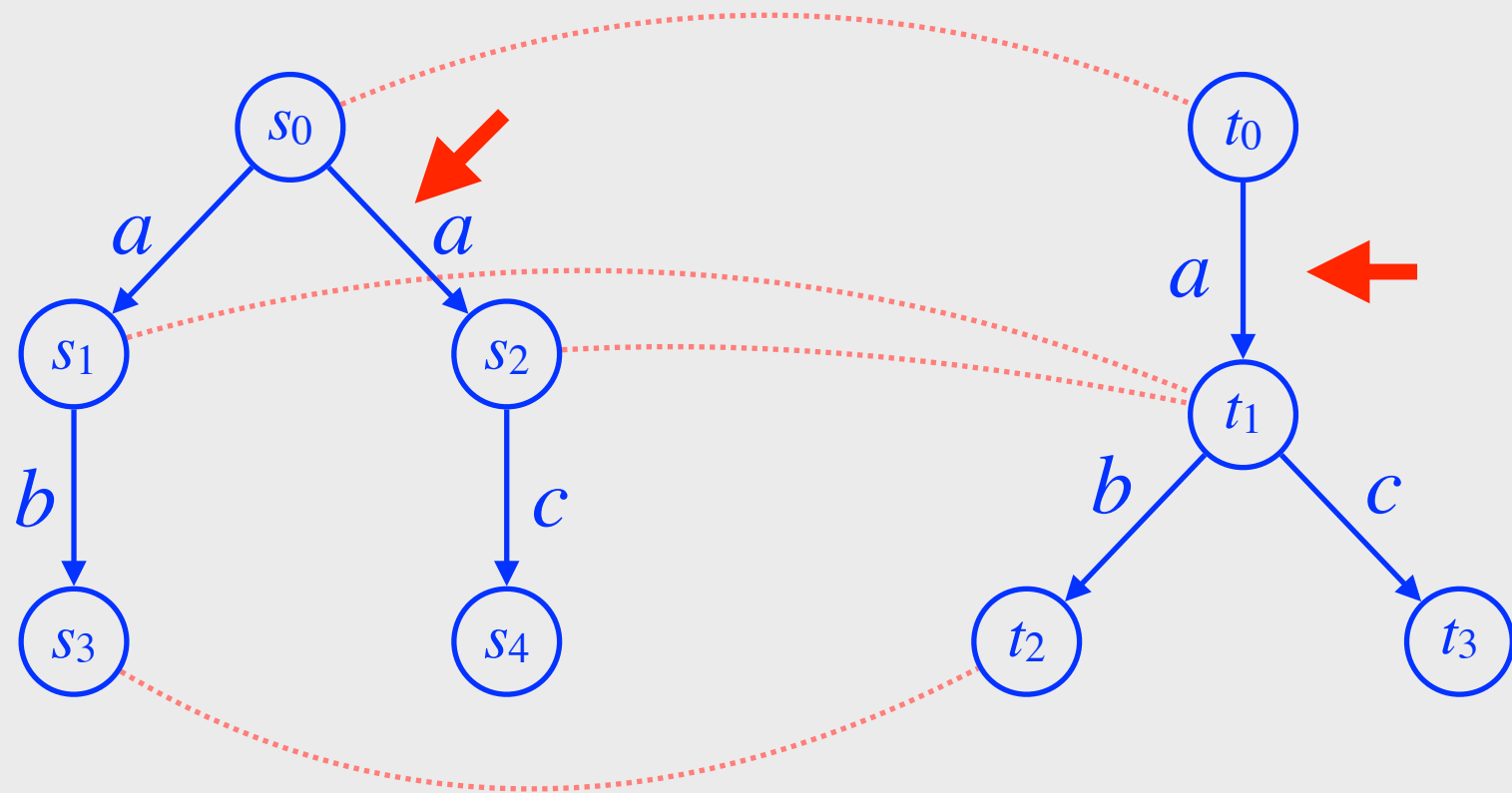


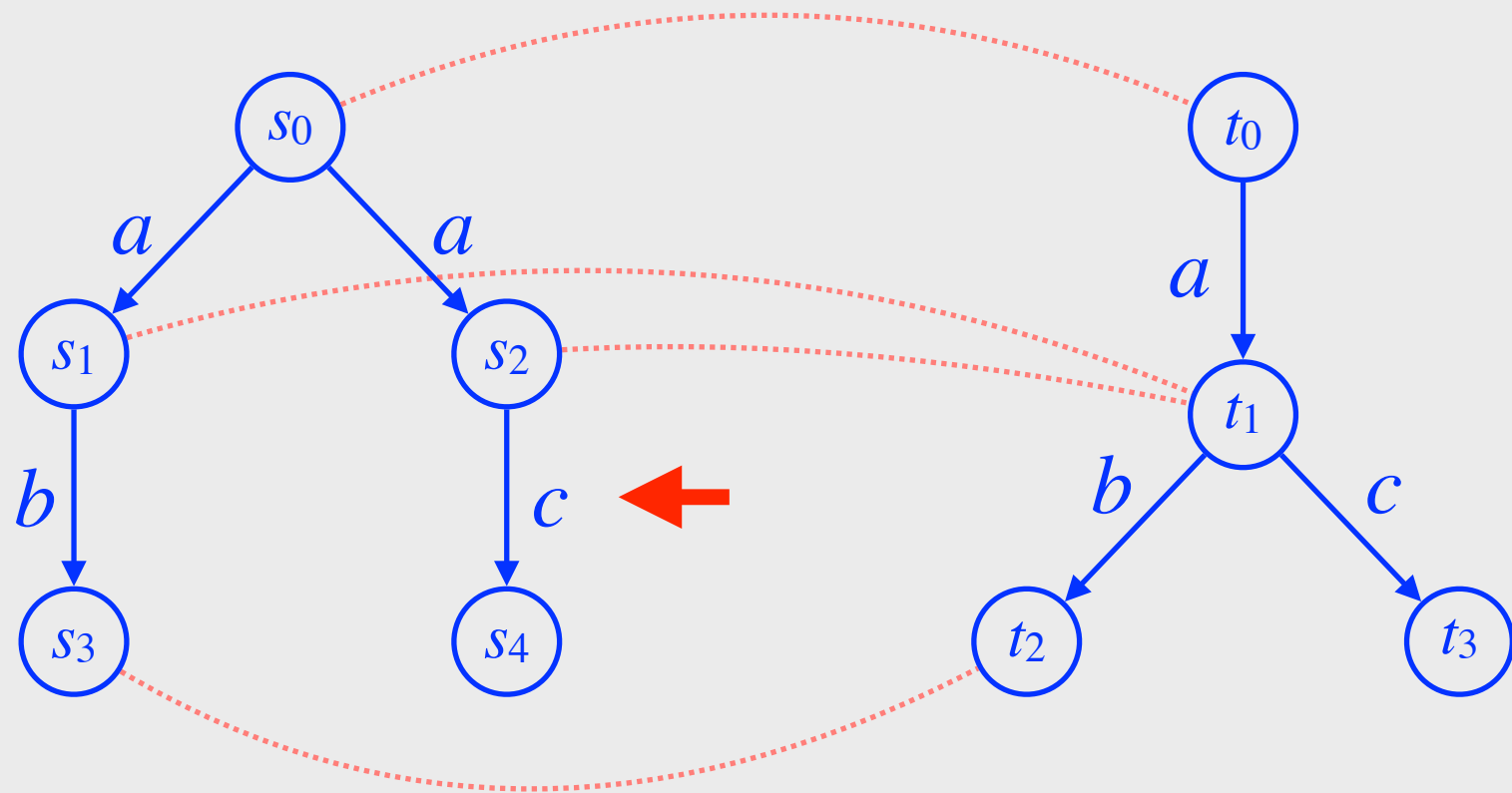


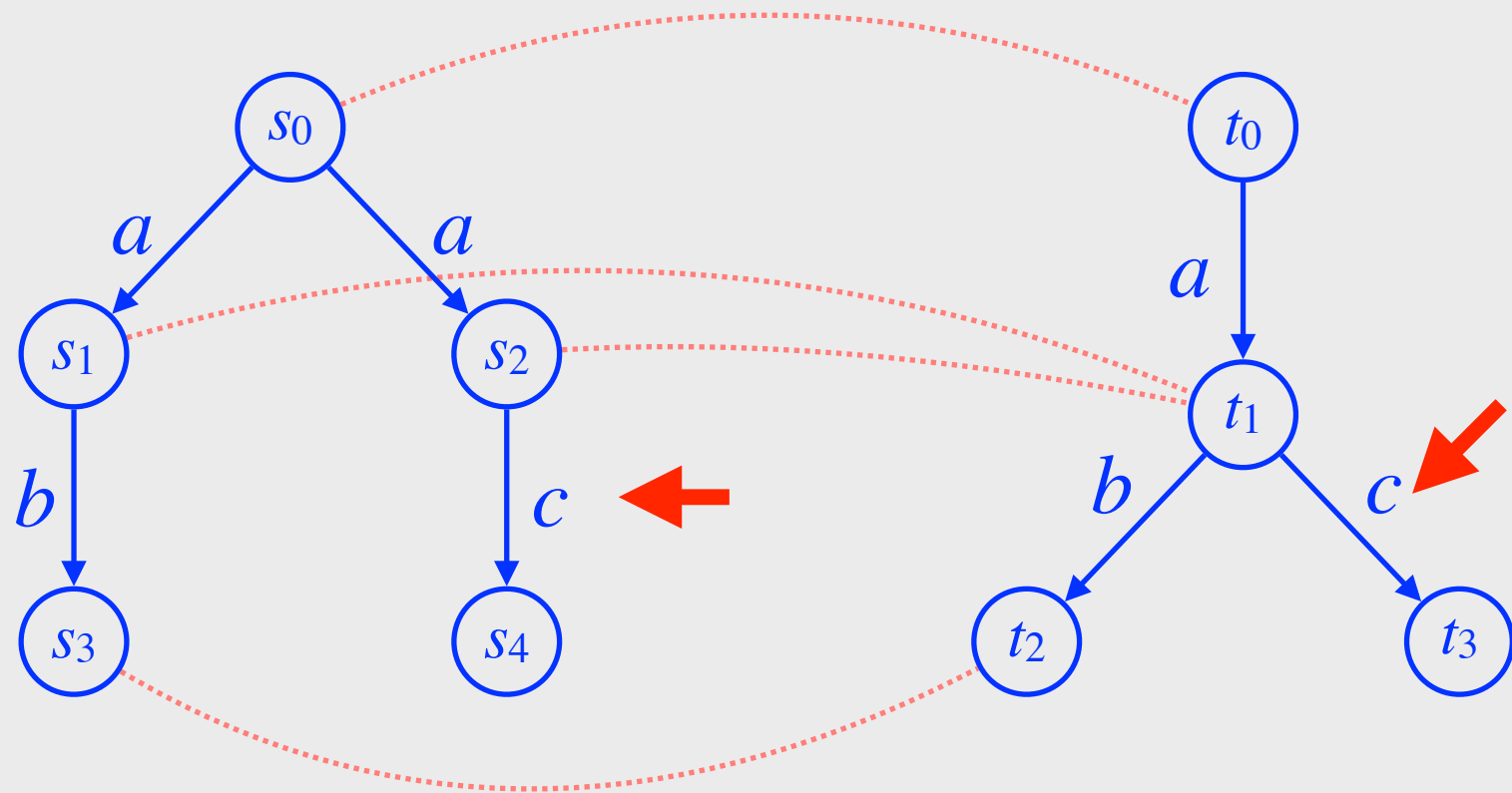


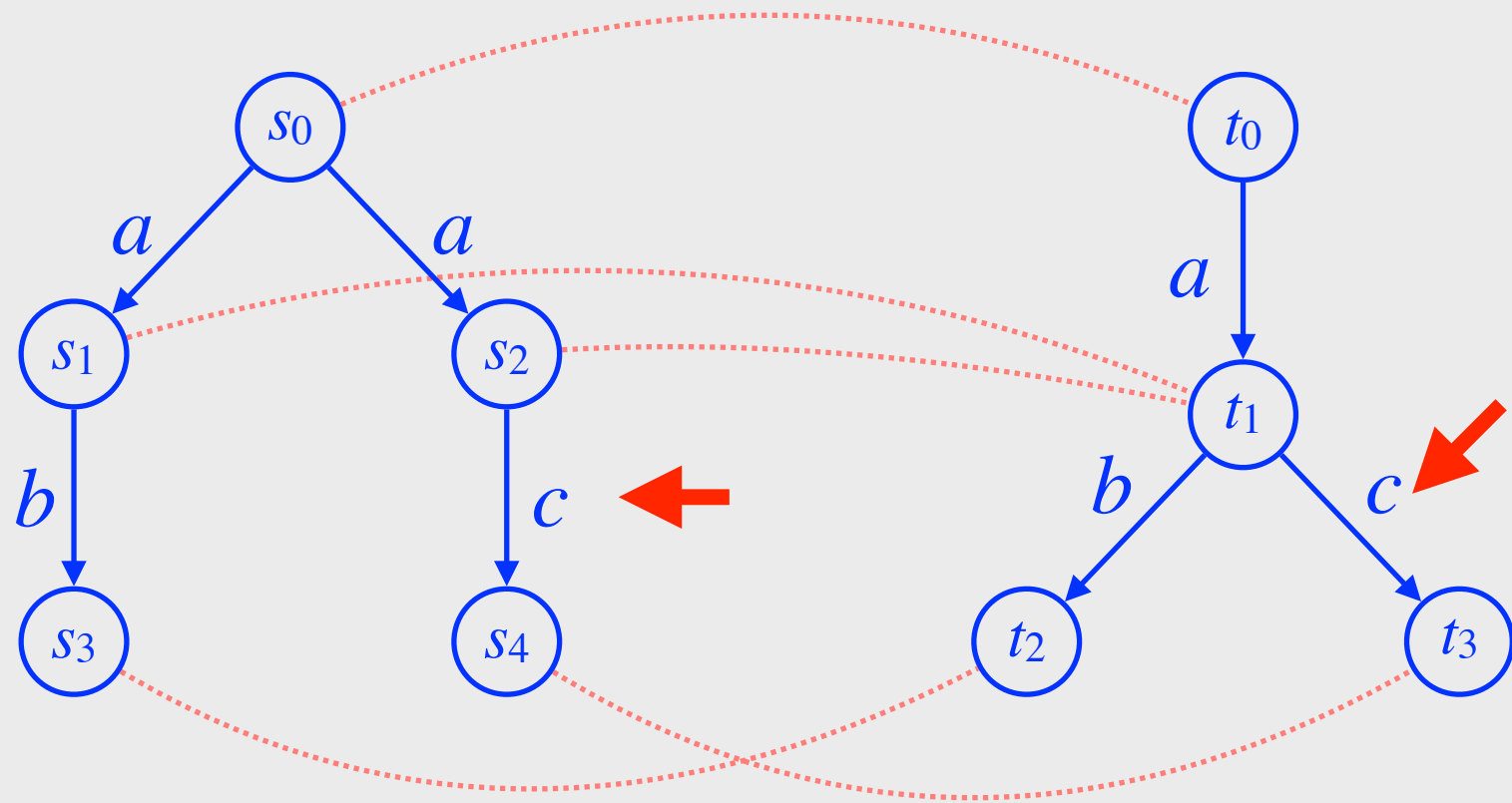


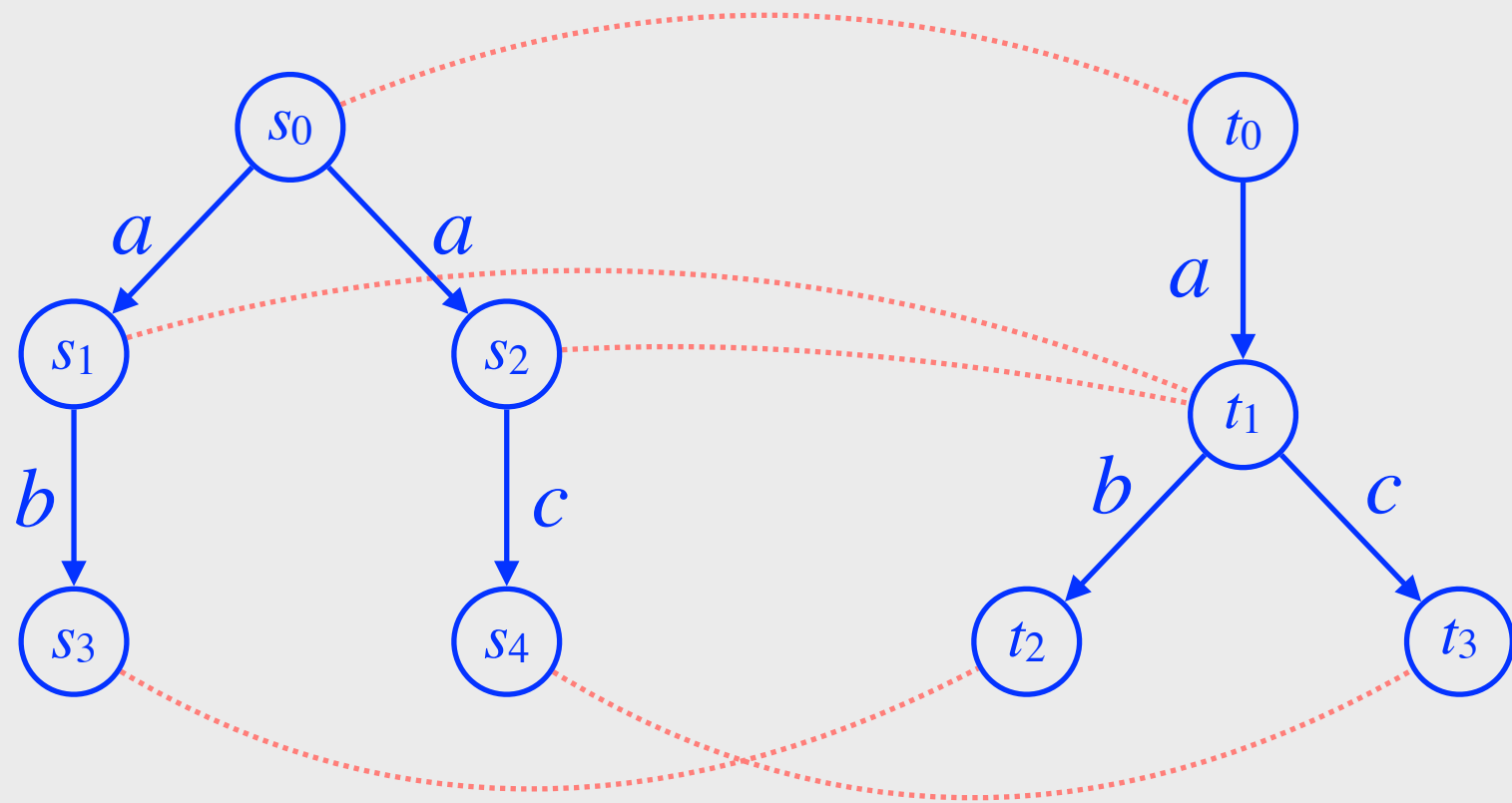








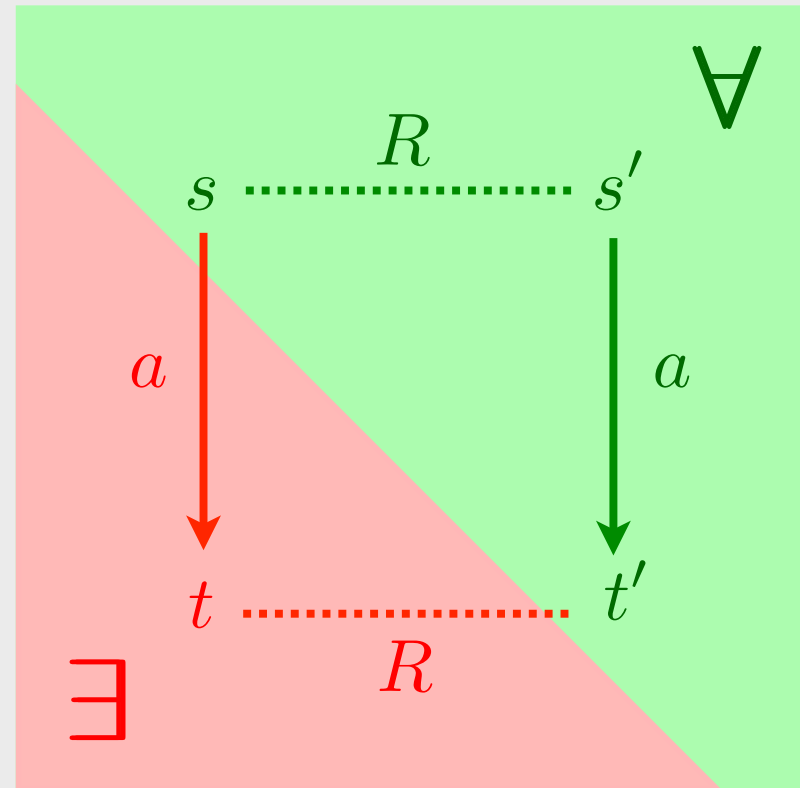
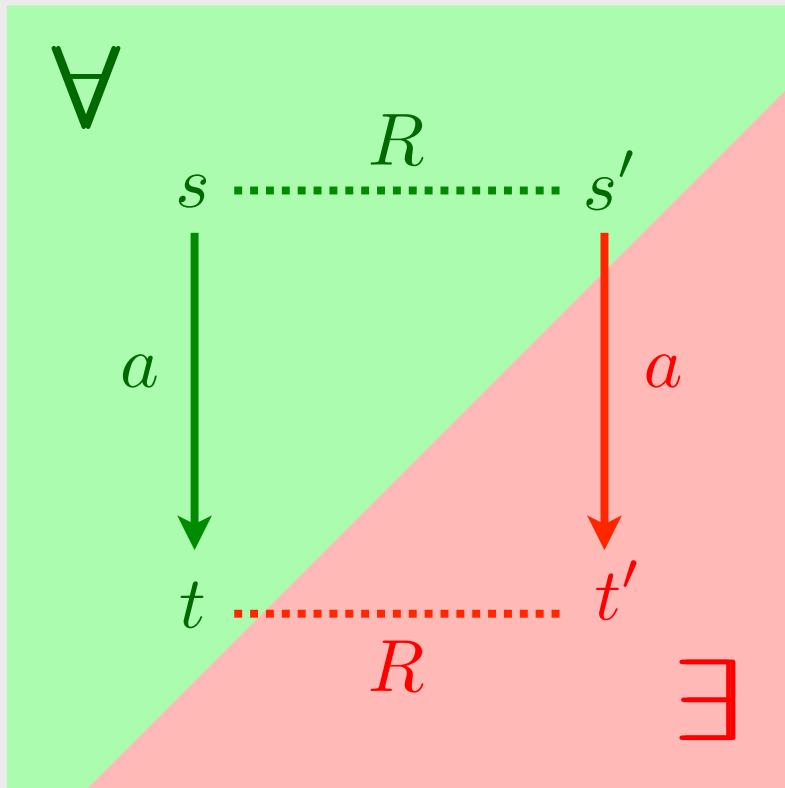




$t_0$  simula a  $s_0$



# Simulación en LTS



$R^{-1}$  también debe  
satisfacer esta propiedad





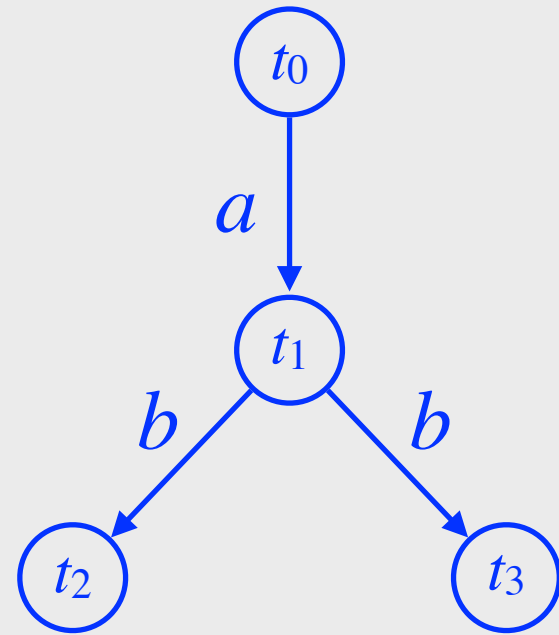
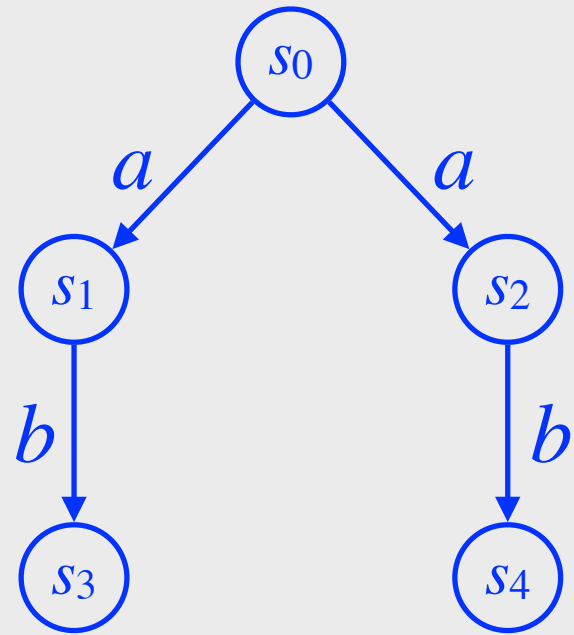
# Simulación en LTS

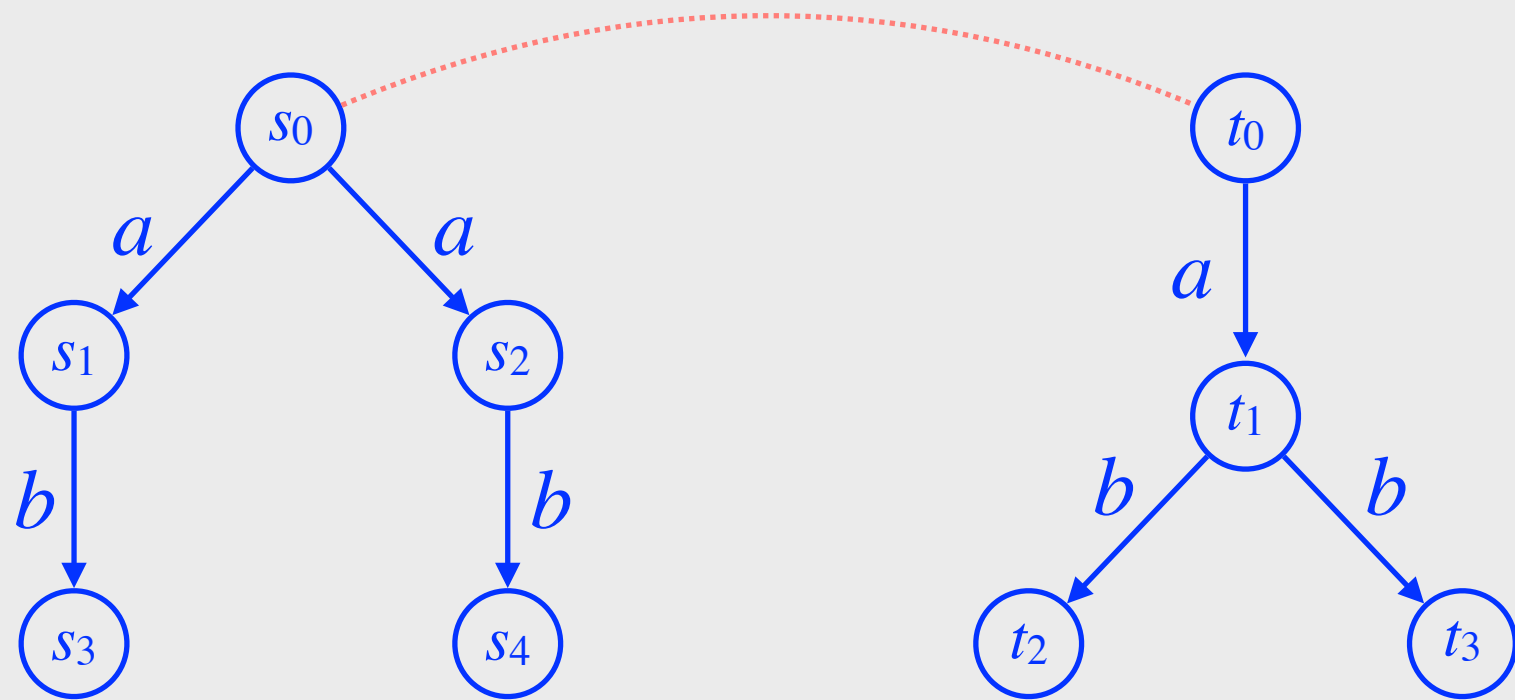
Sea  $\mathcal{S} = (S, s_0, E, \rightarrow)$  un *sistema de transiciones etiquetadas*, i.e.,  $\rightarrow \subseteq S \times E \times S$ .

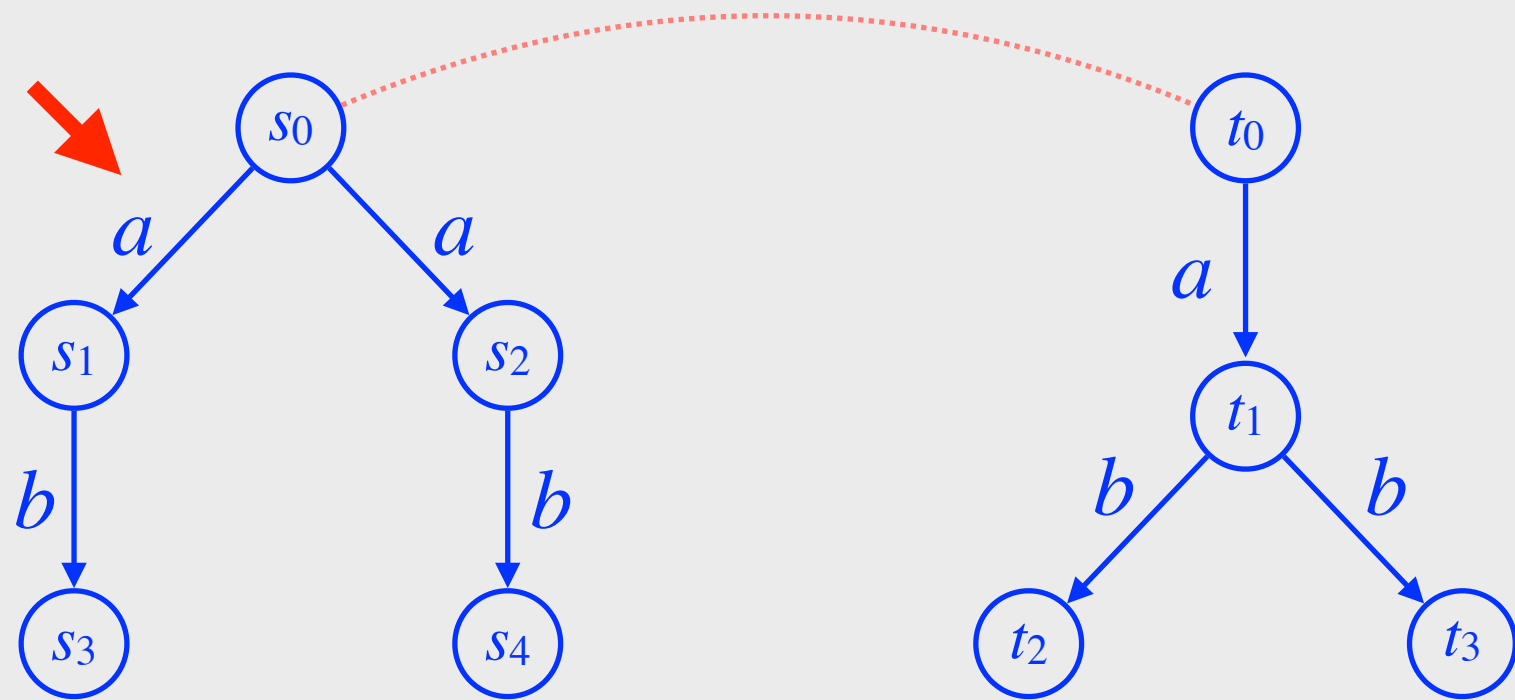
Una relación  $R \subseteq S \times S$  es una *simulación* si para todo par  $(s, t) \in R$  y evento  $a \in E$ ,

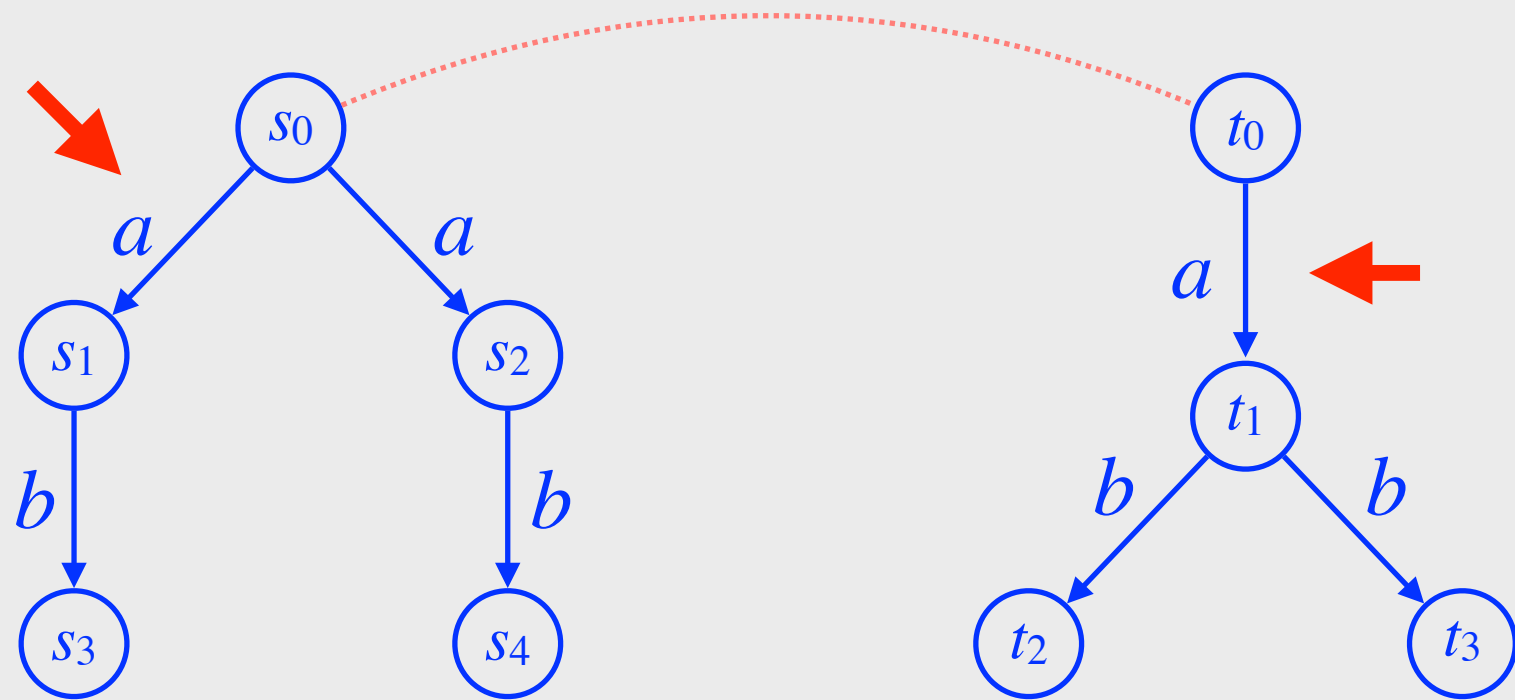
$$\forall s' : s \xrightarrow{a} s' \text{ implica } \exists t' : t \xrightarrow{a} t' \text{ y } (s', t') \in R$$

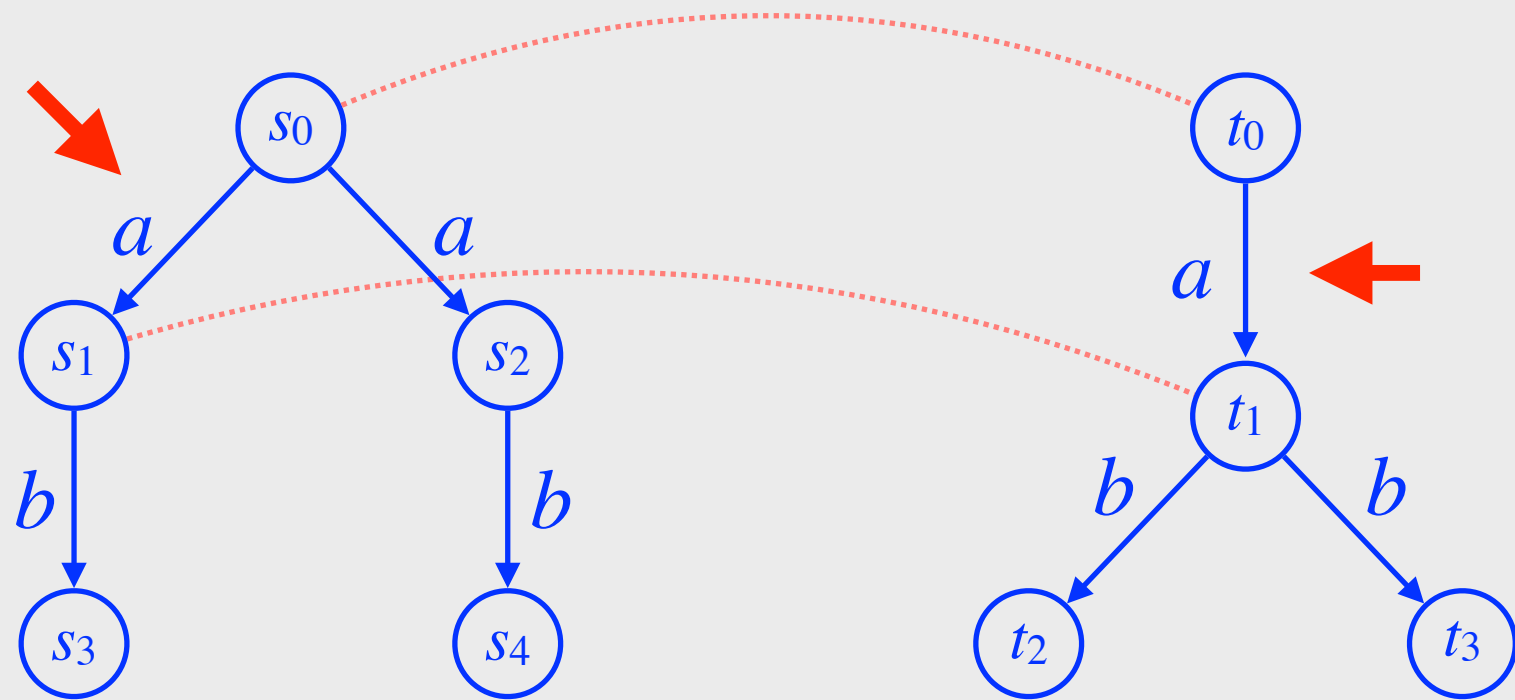
$R \subseteq S \times S$  es una *bisimulación* si  $R$  y  $R^{-1}$  son ambas simulaciones.

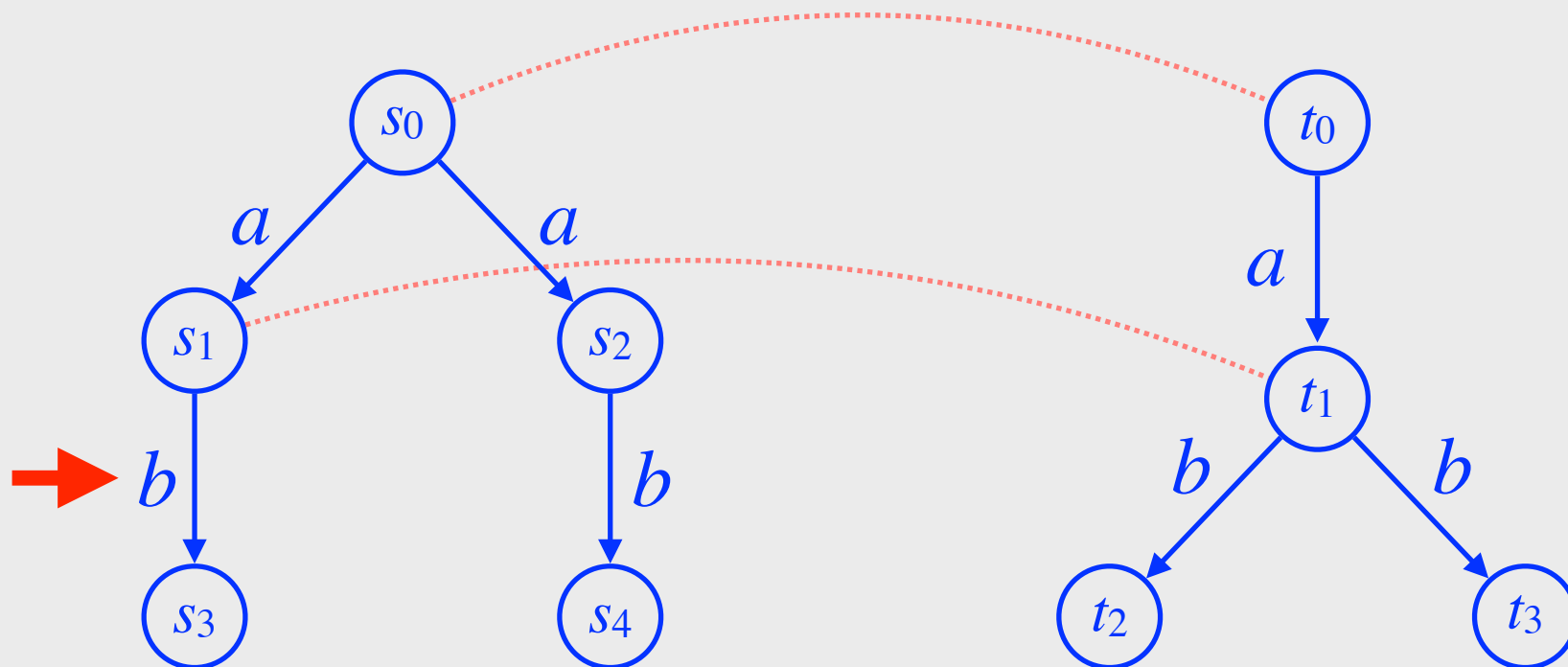


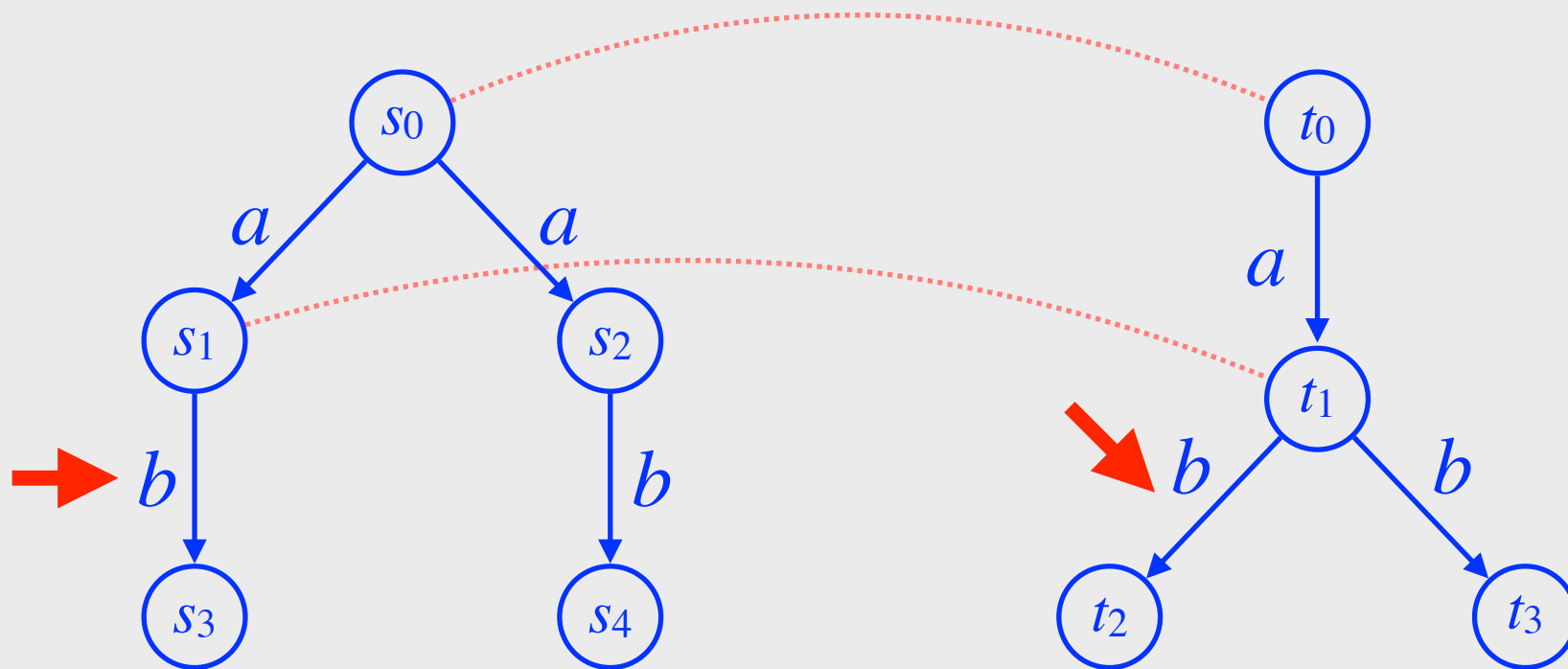




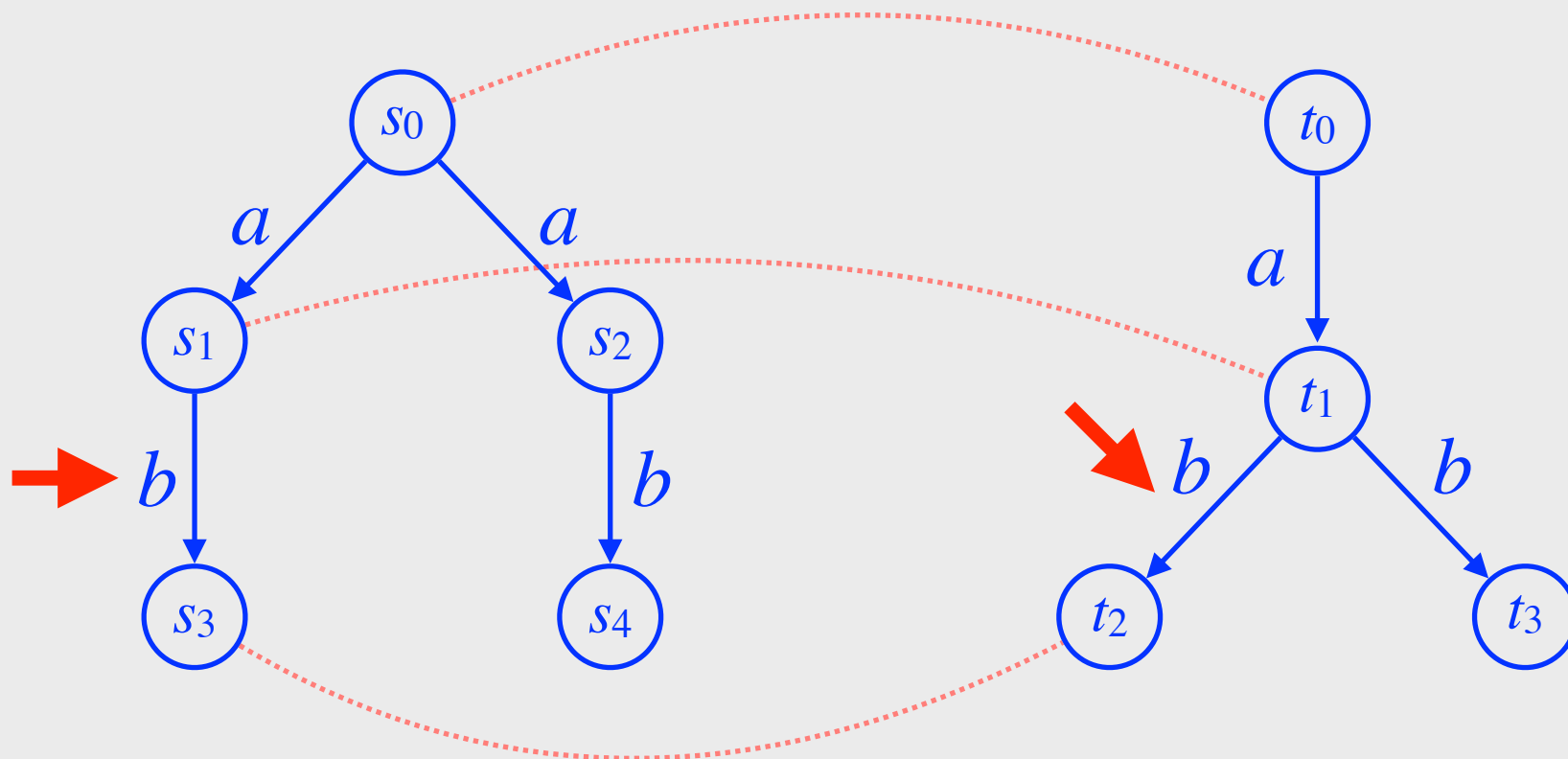


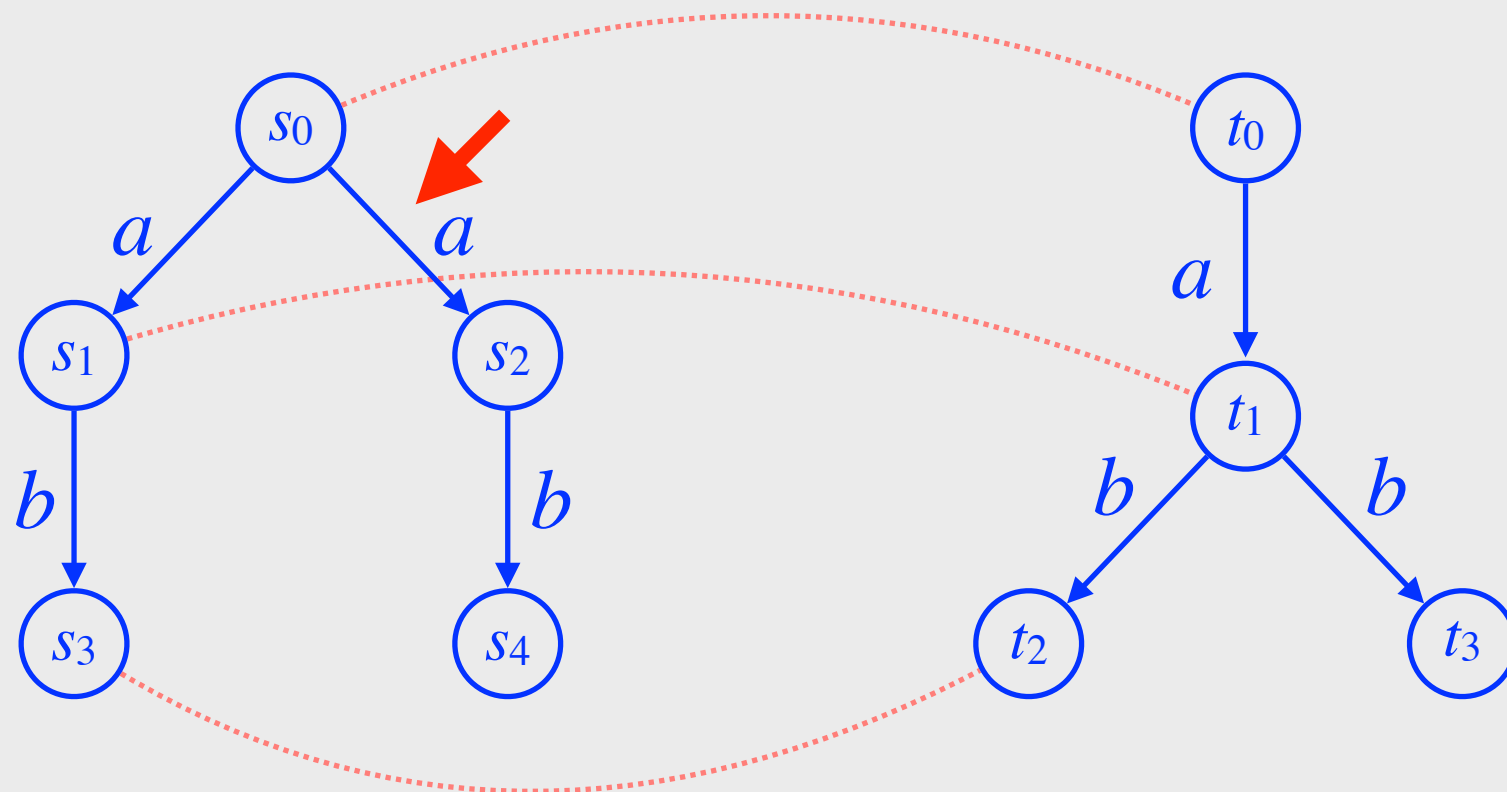


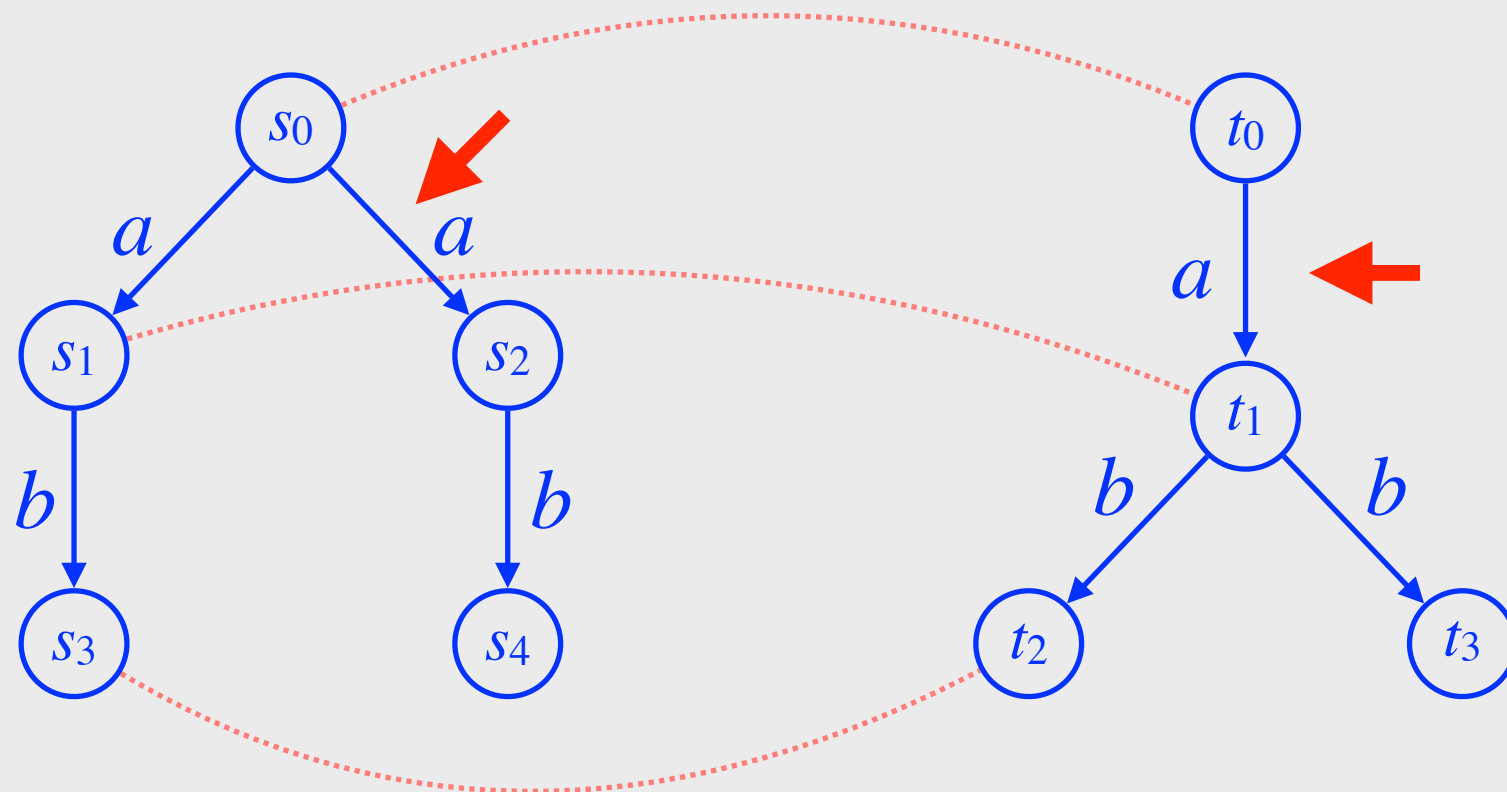


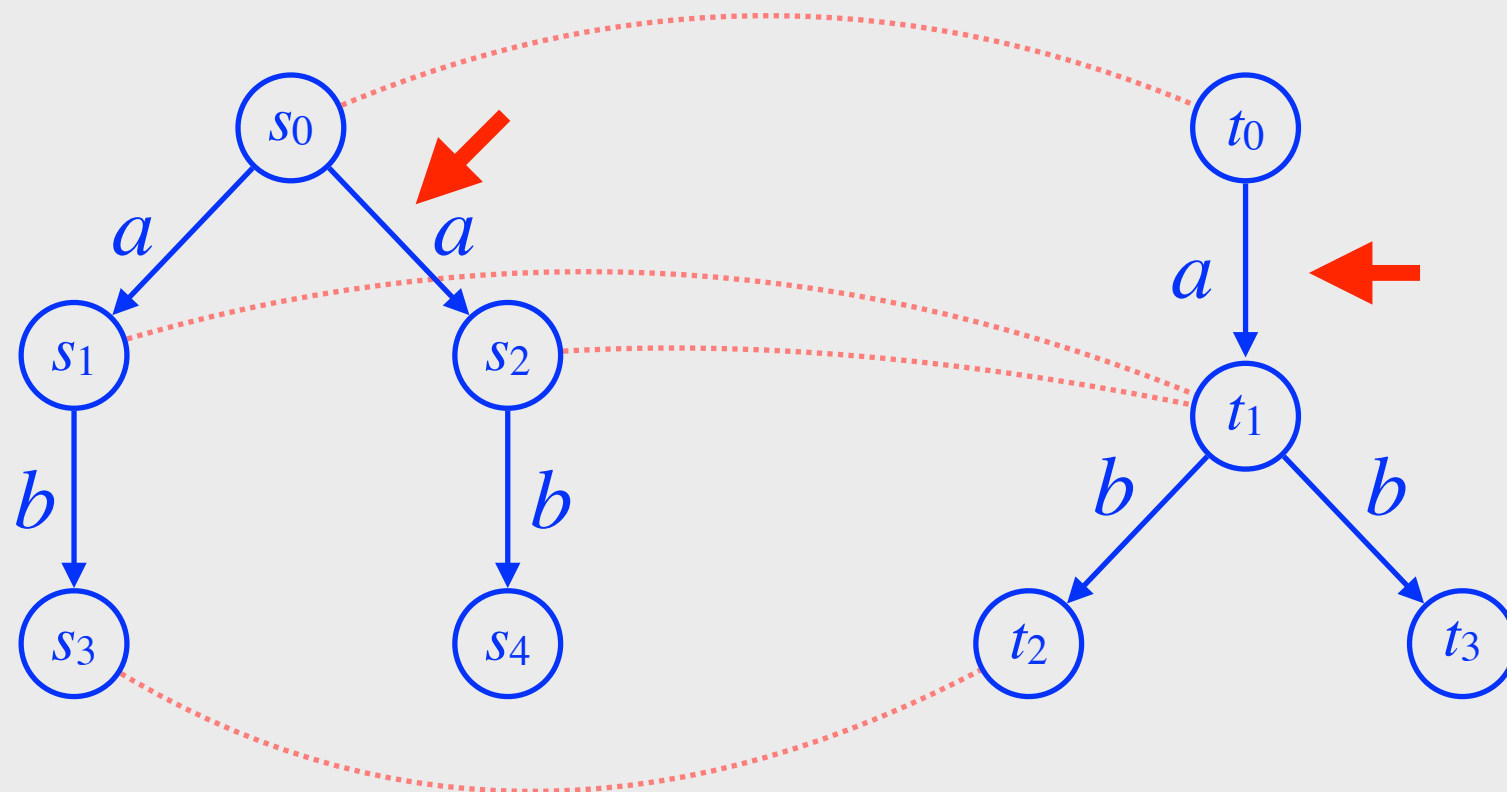


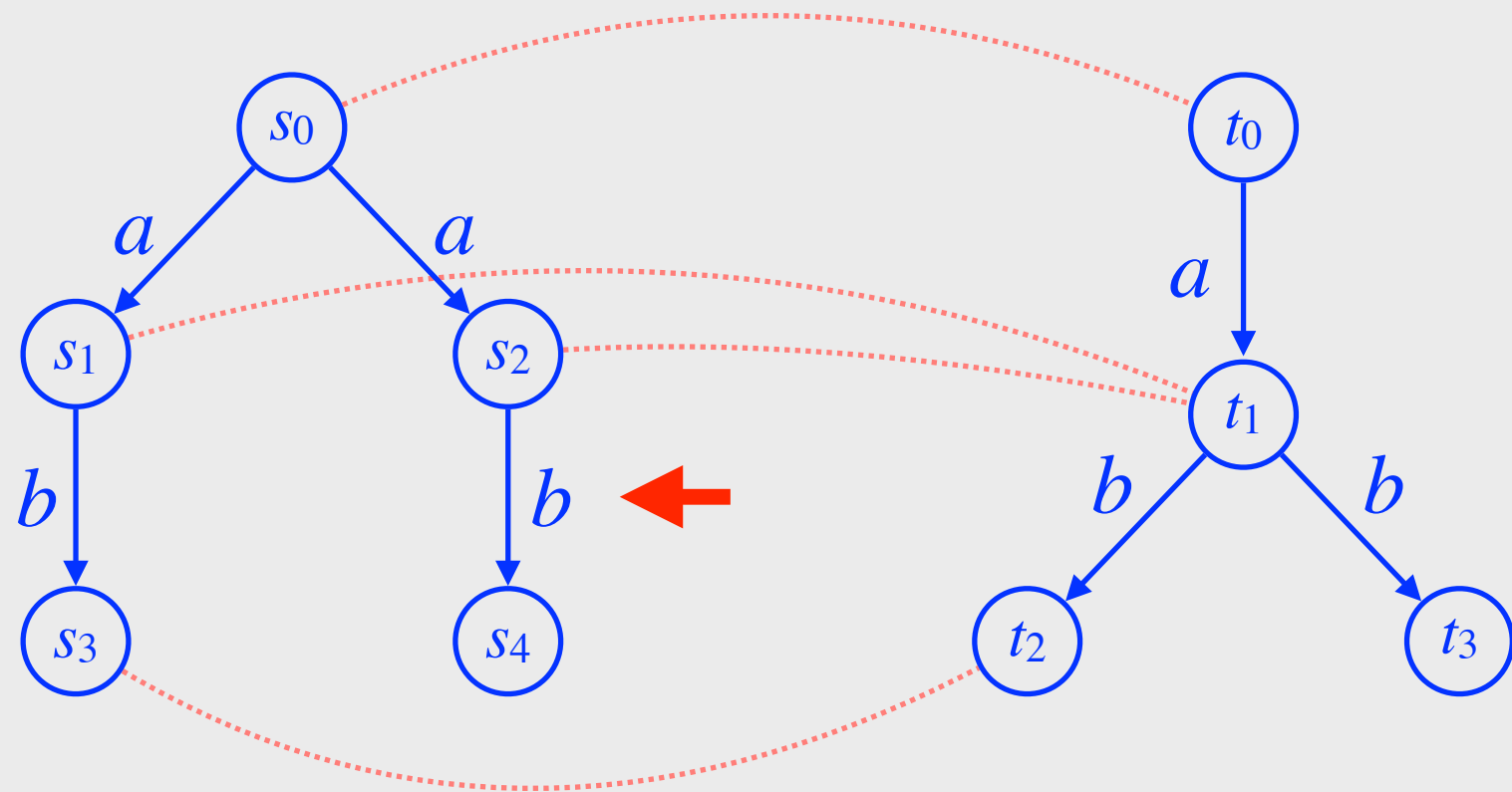


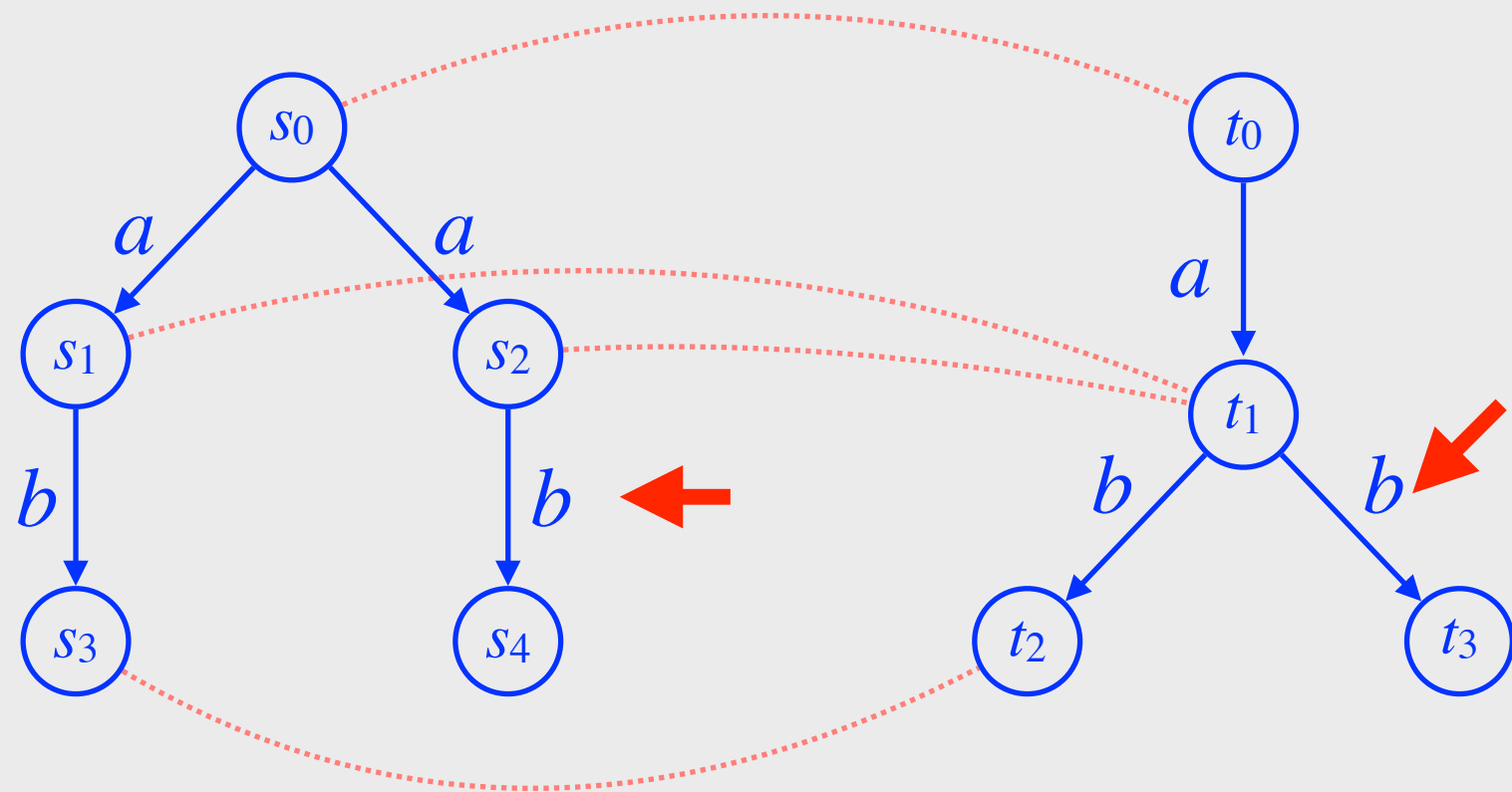


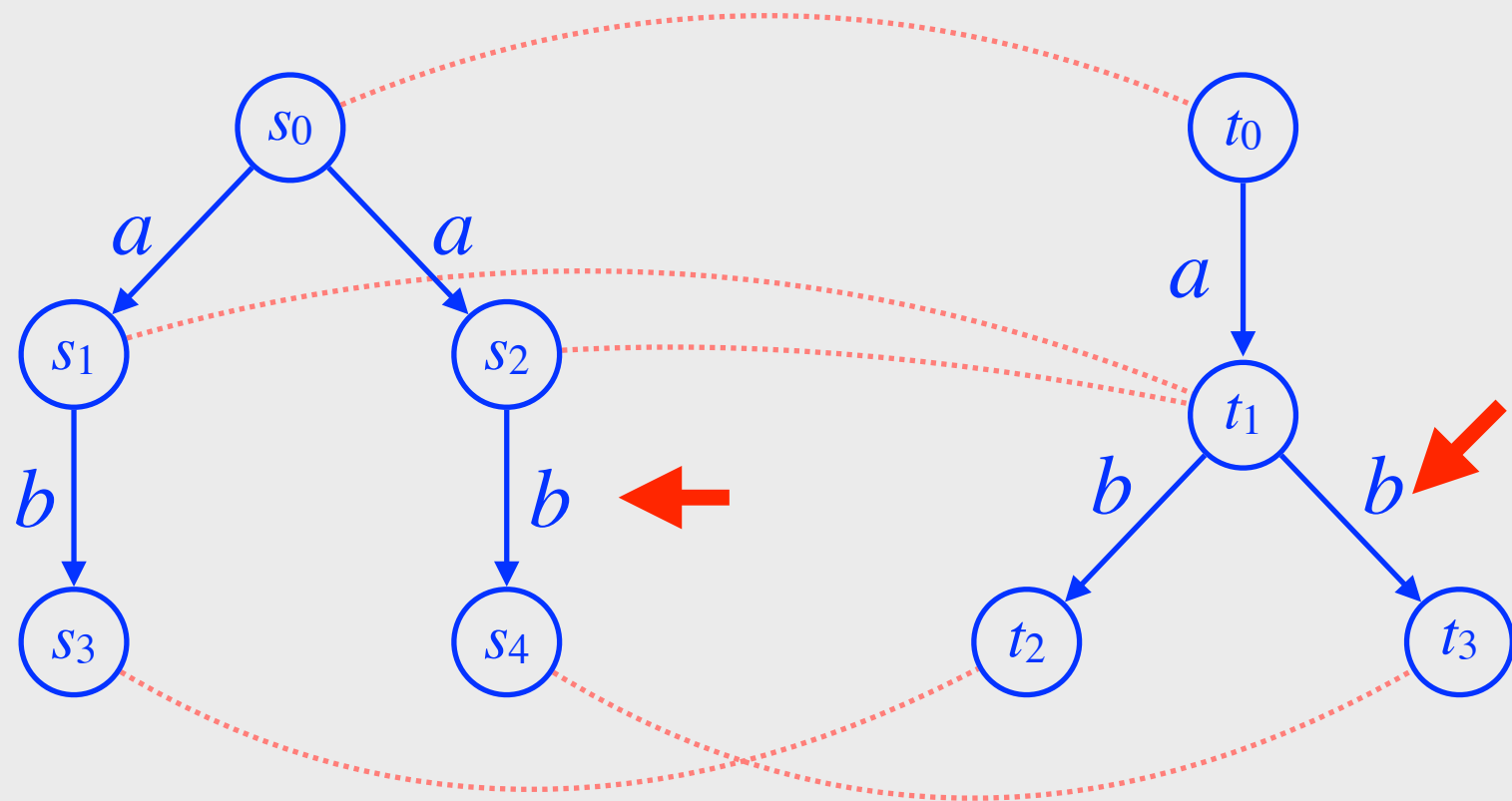


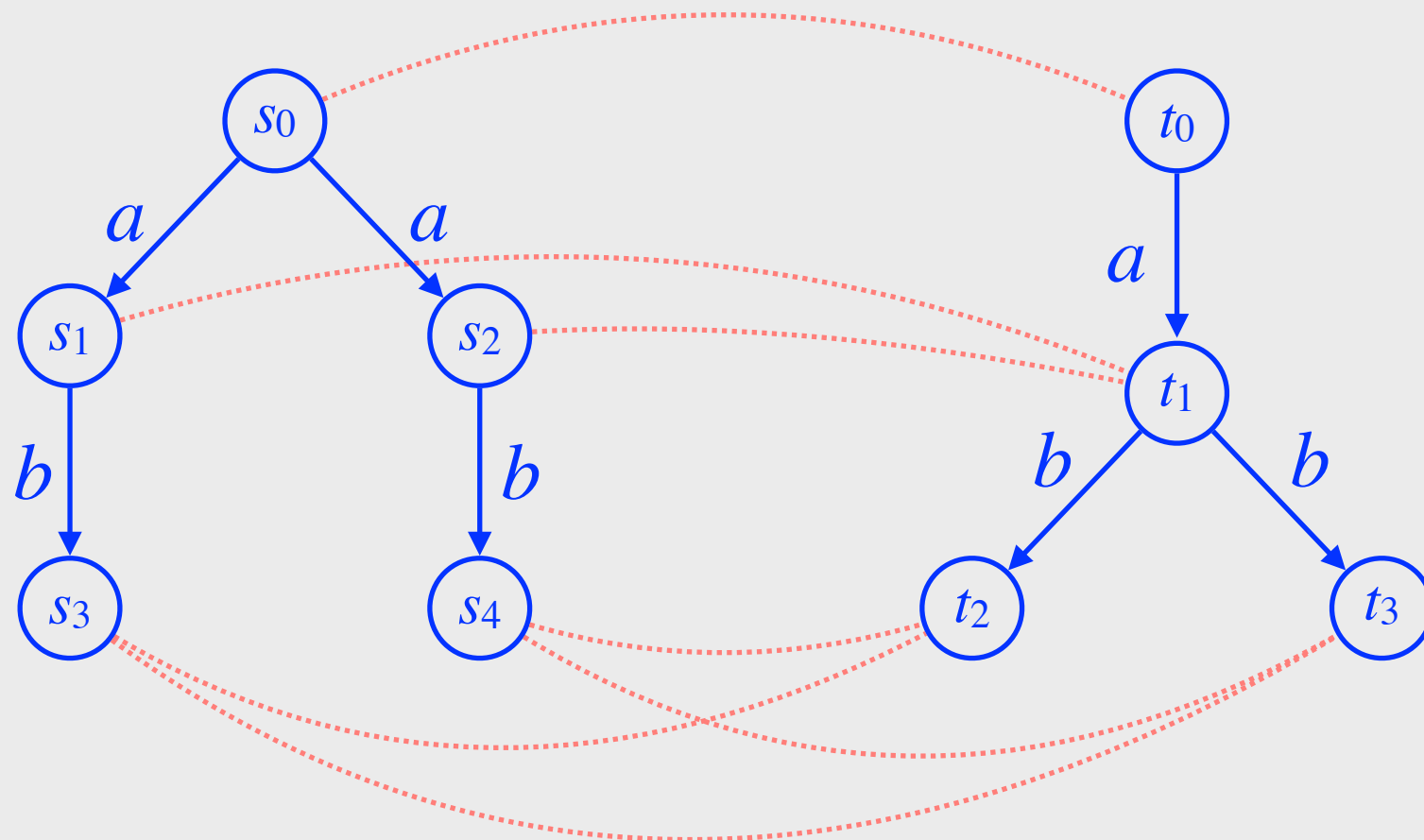






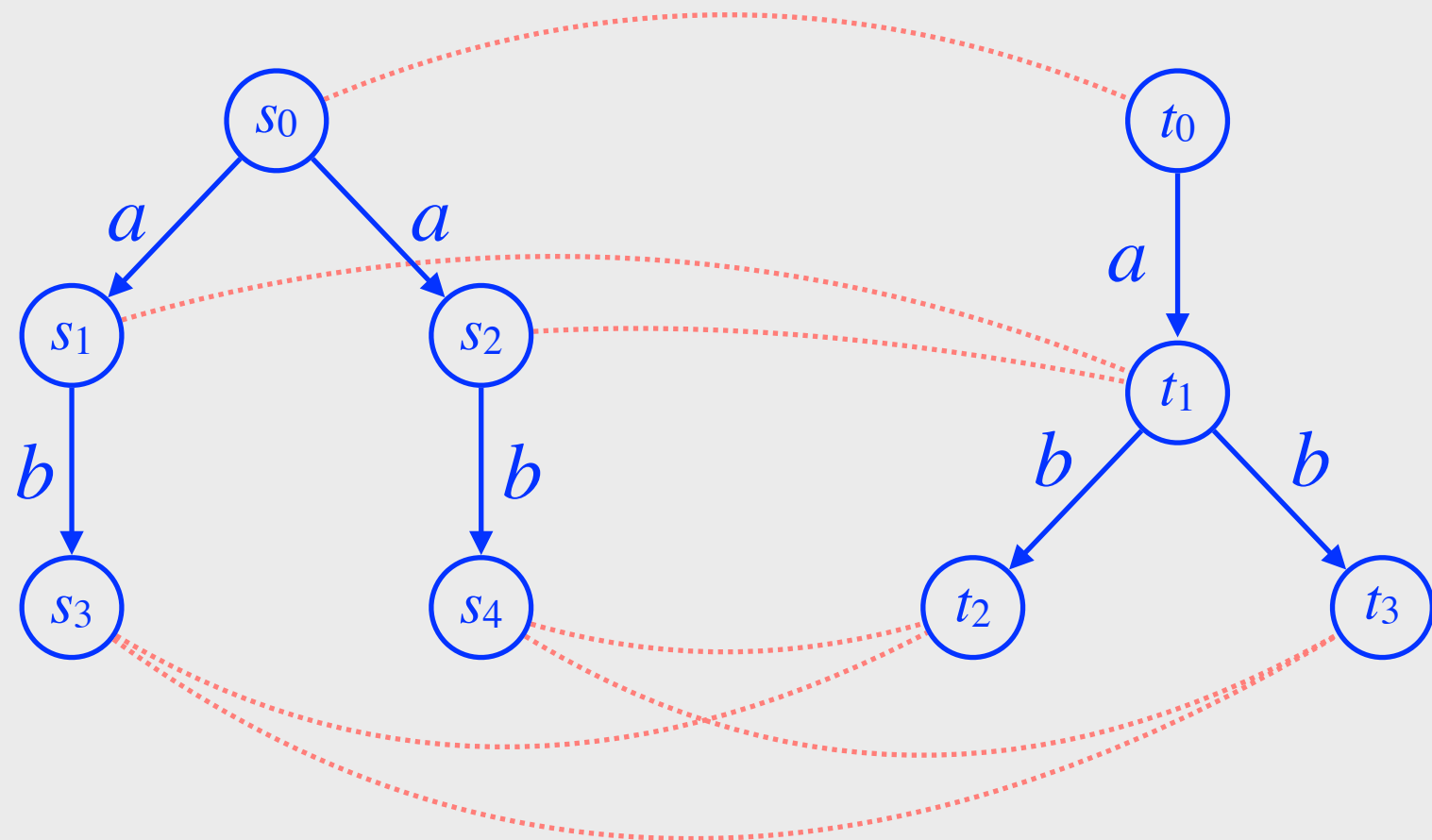




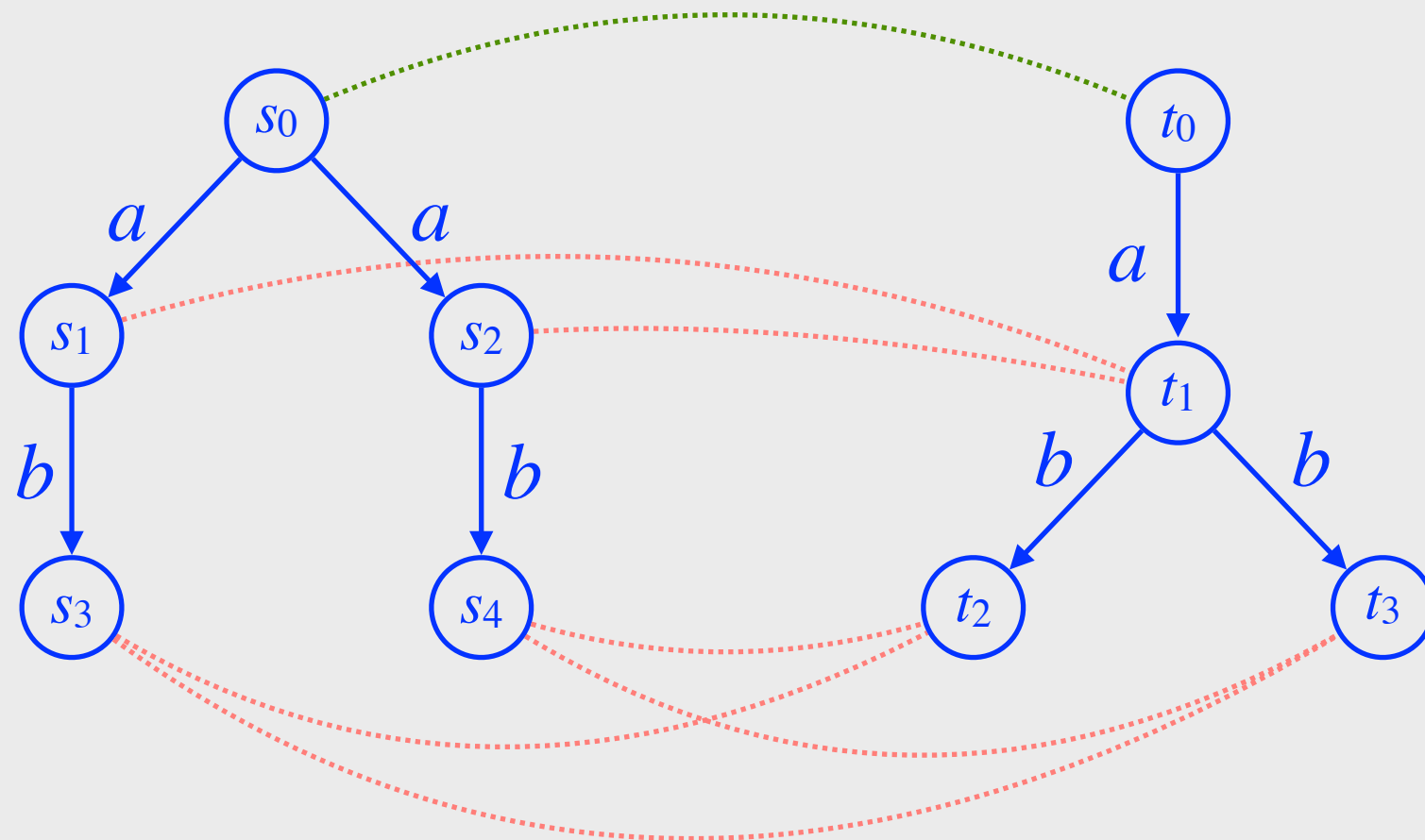


Por qué agregaba los cruces ? Para considerar que es lo mismo en este caso?

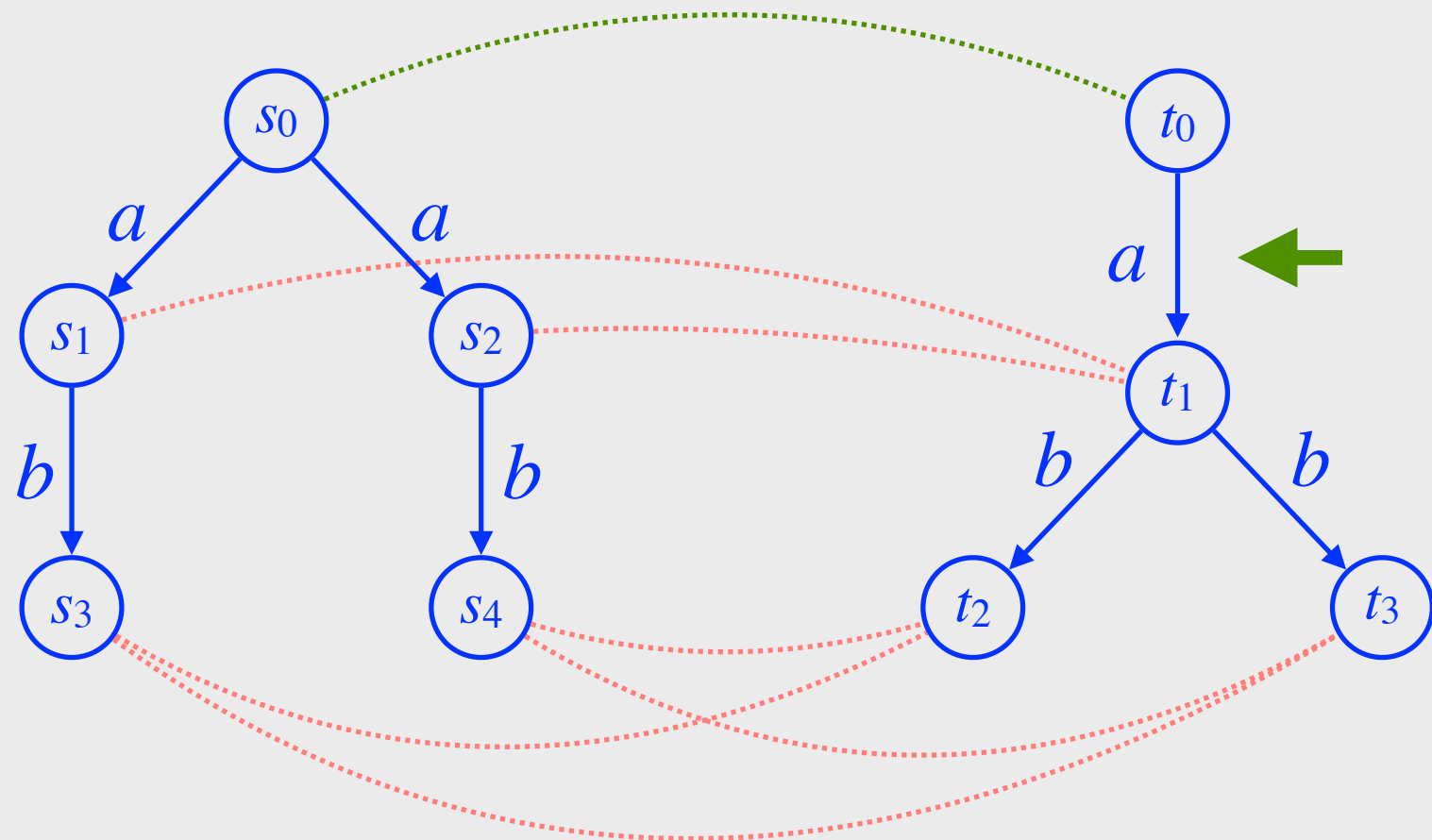




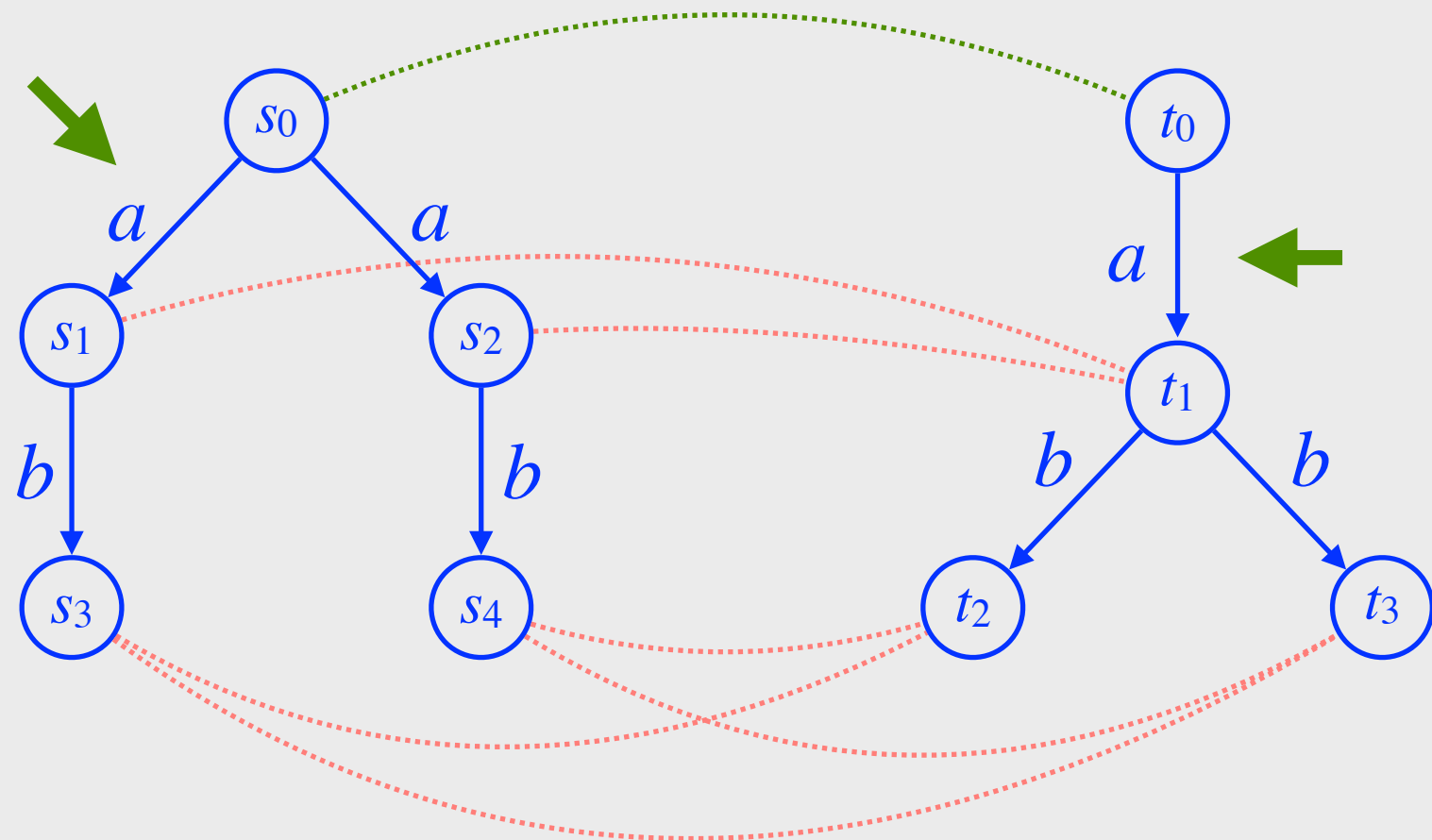
$R$  es una simulación



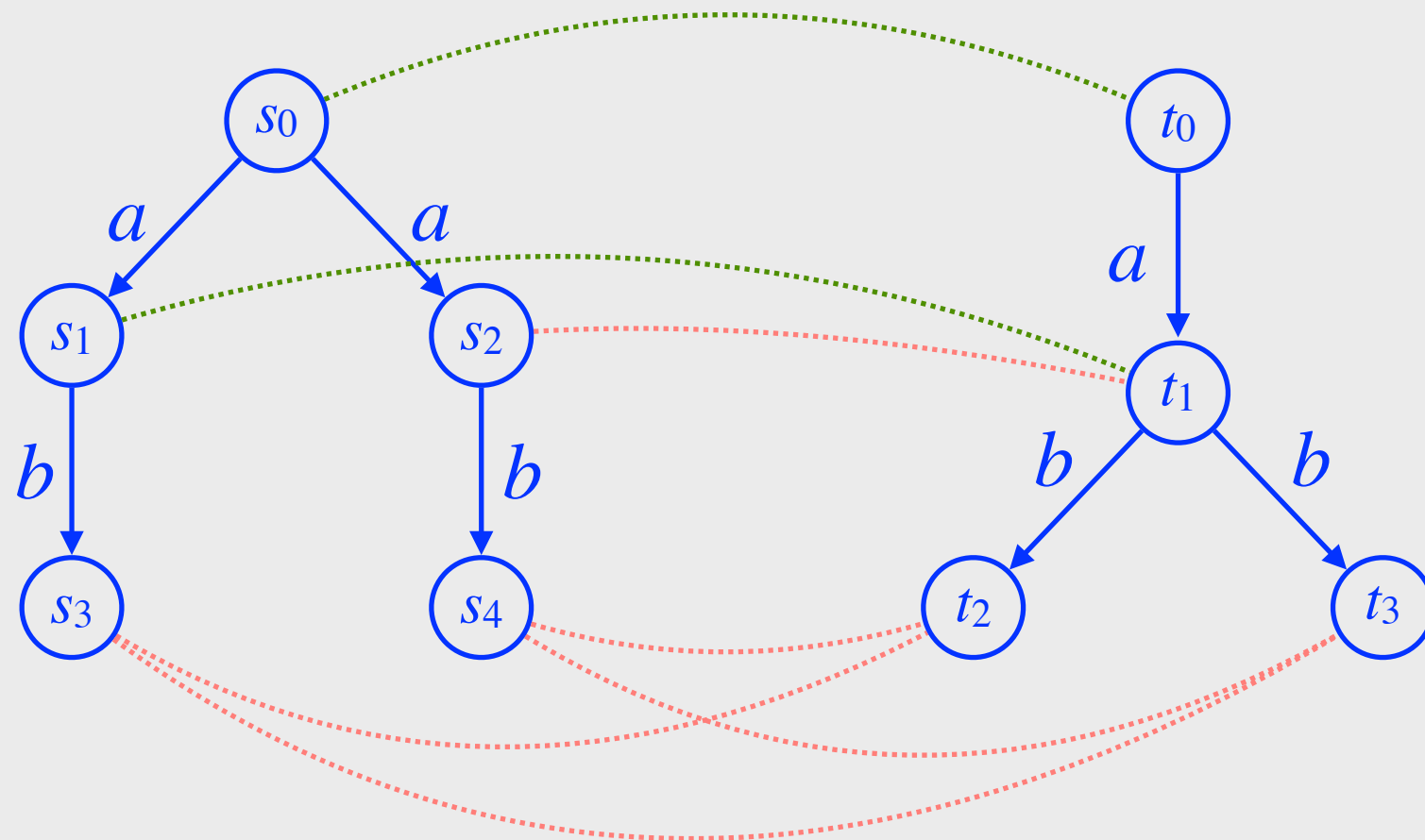
$R$  es una simulación



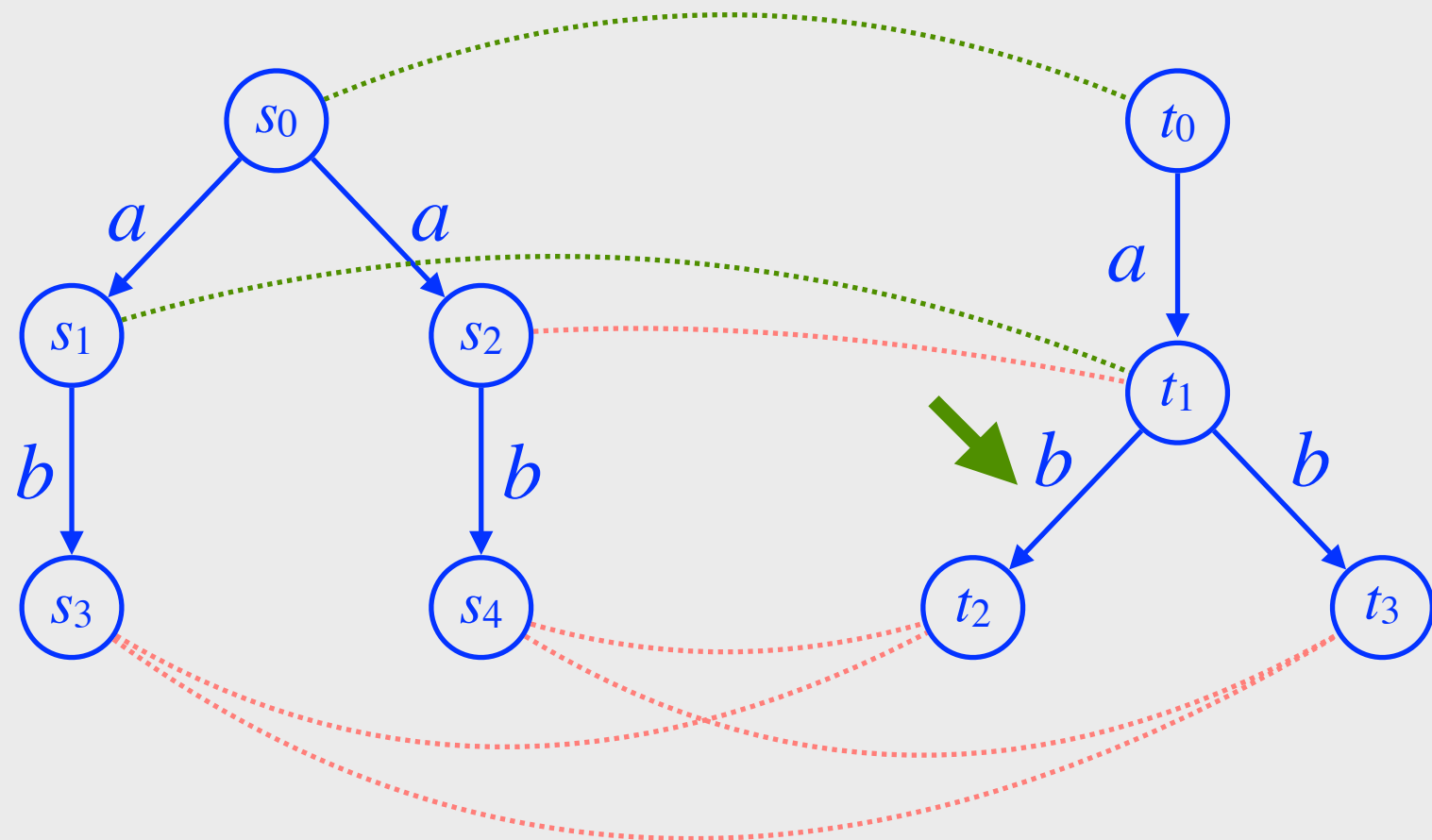
$R$  es una simulación



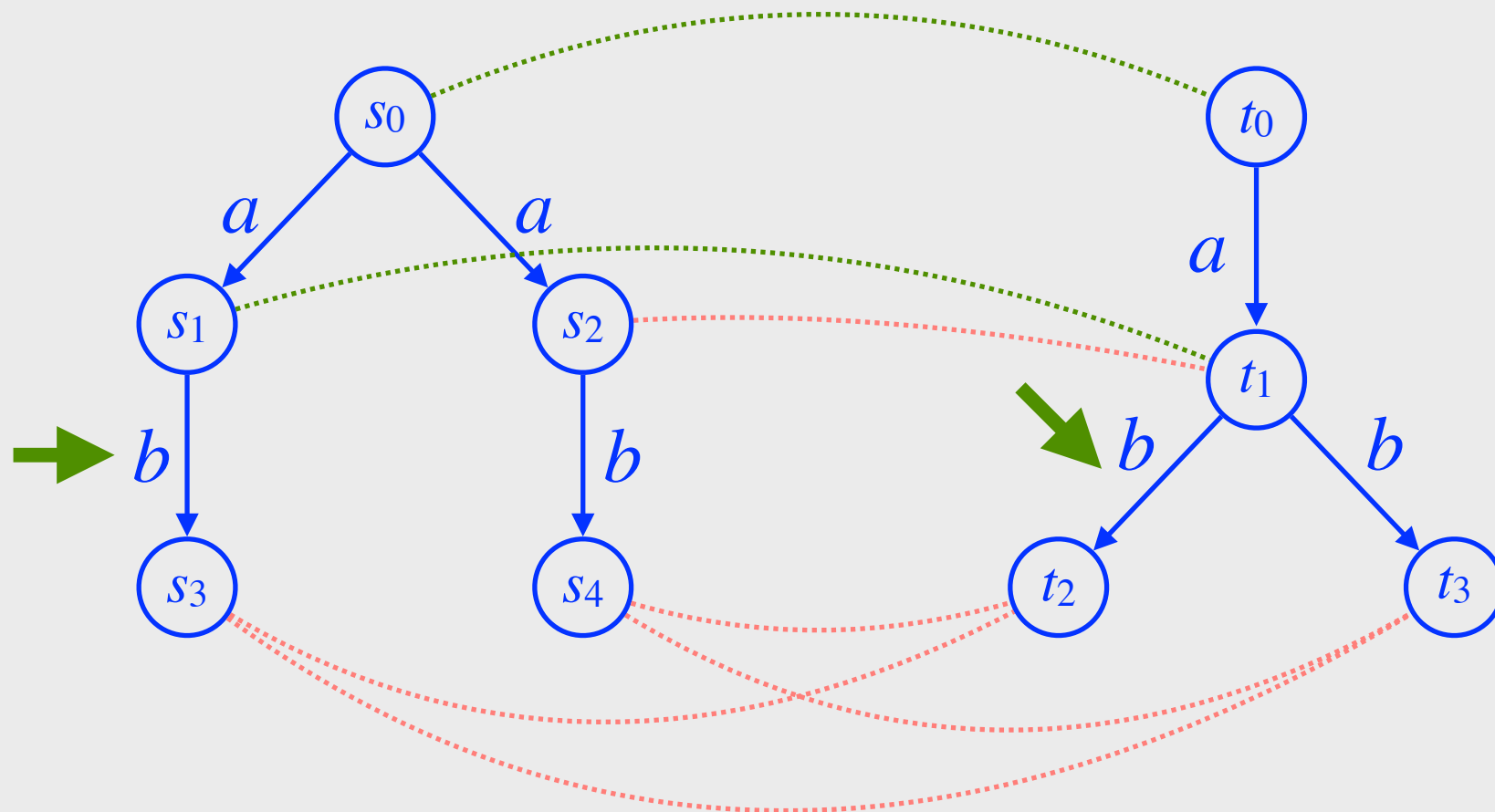
$R$  es una simulación



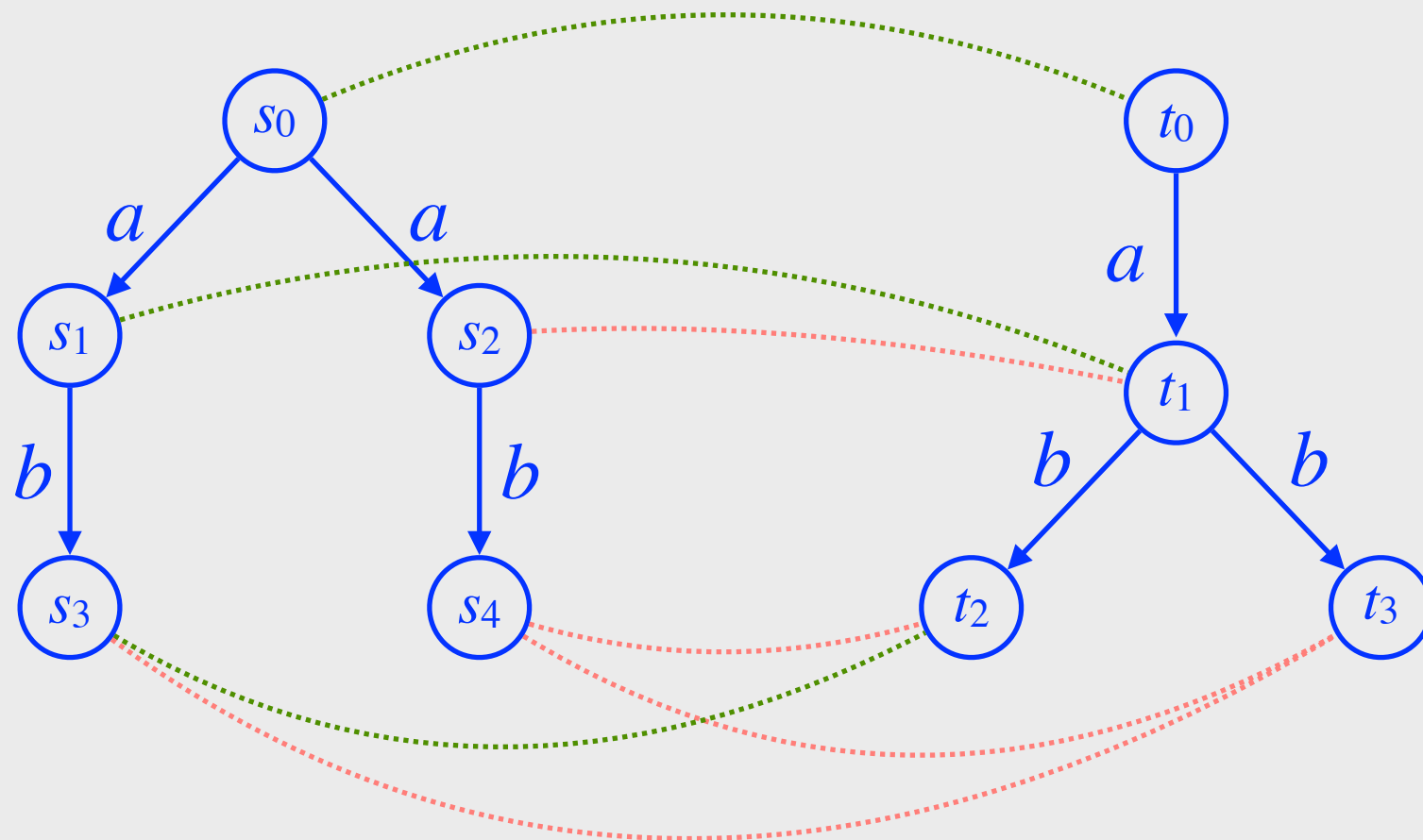
$R$  es una simulación



$R$  es una simulación

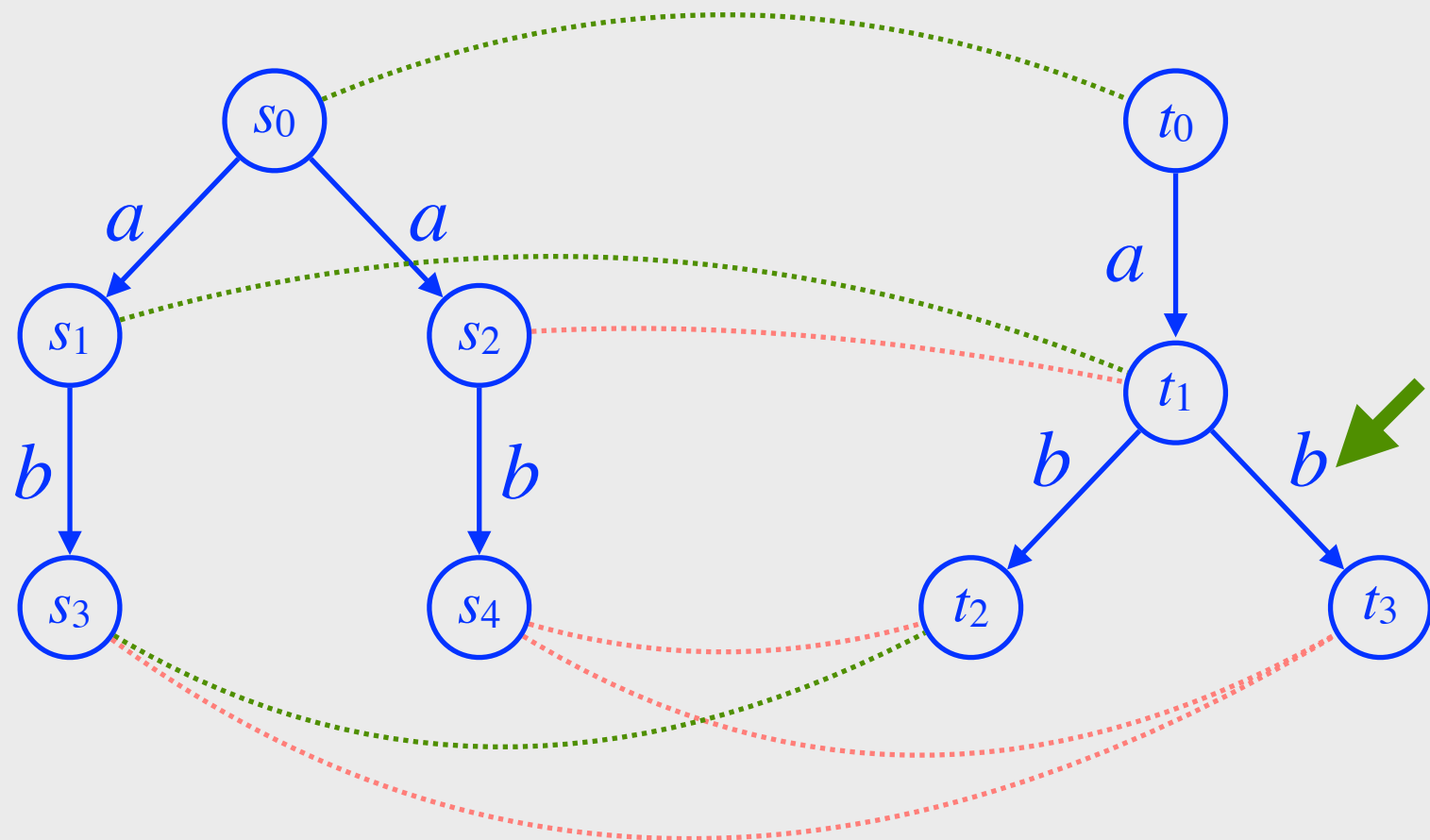


$R$  es una simulación

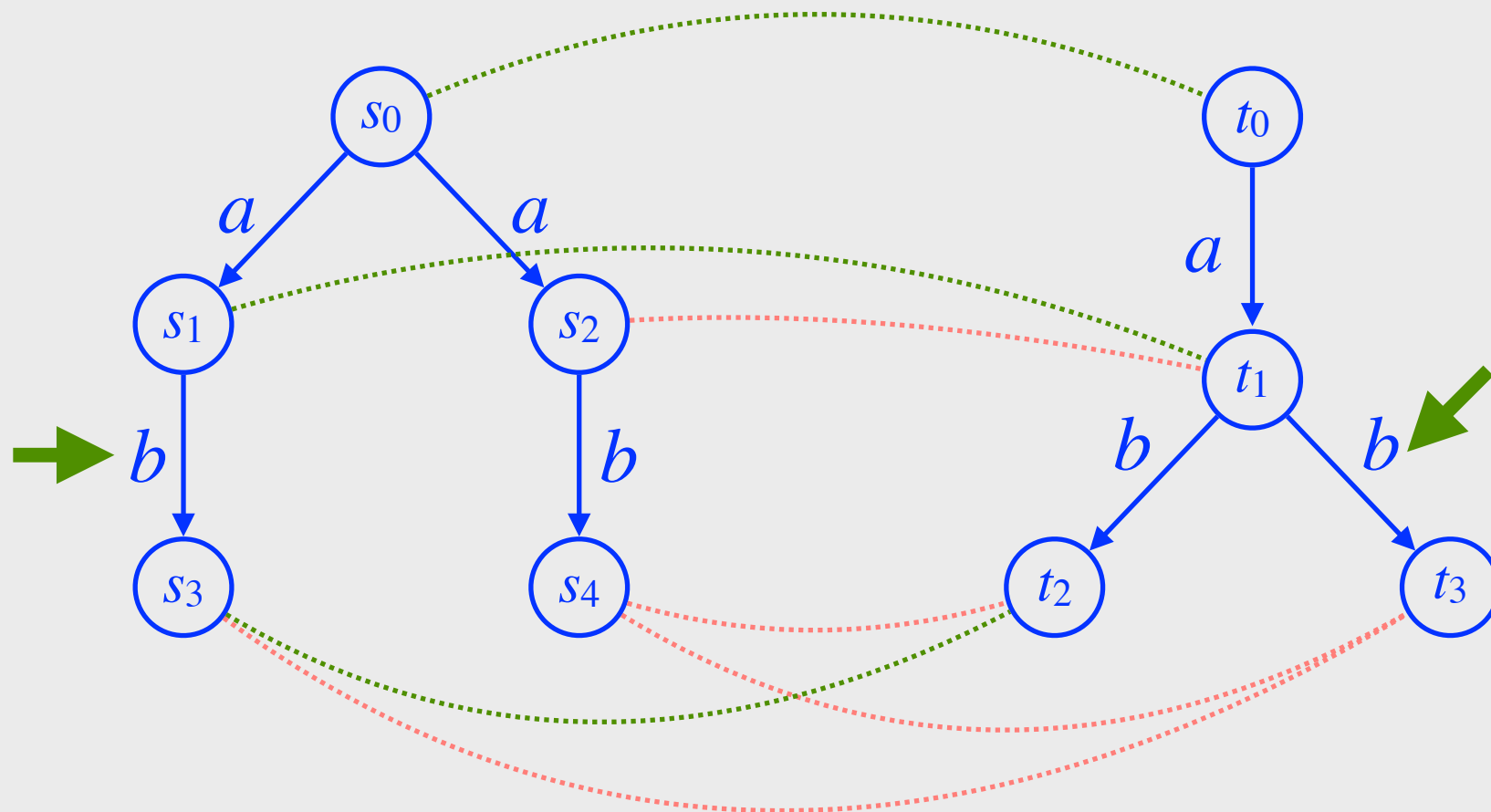


$R$  es una simulación

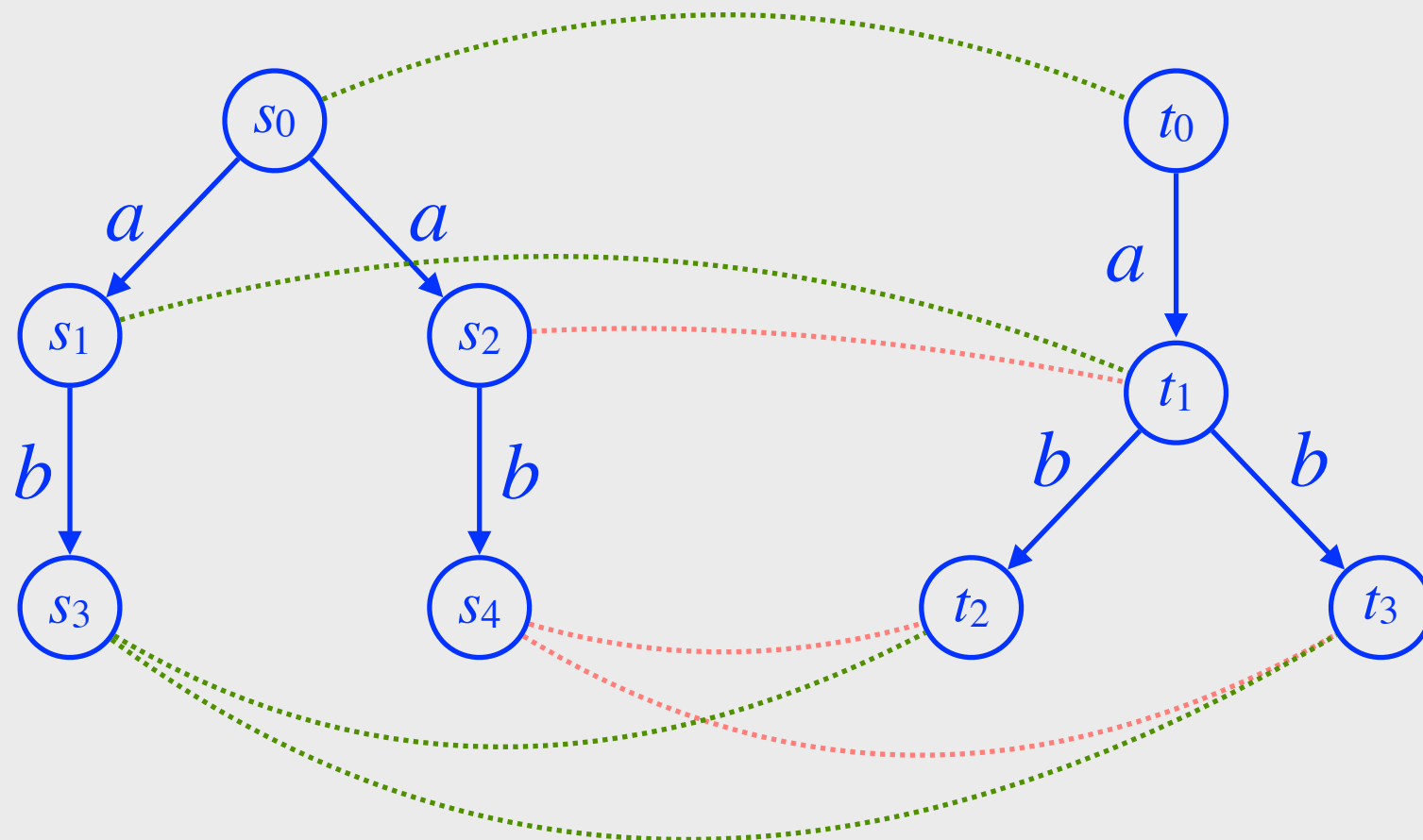




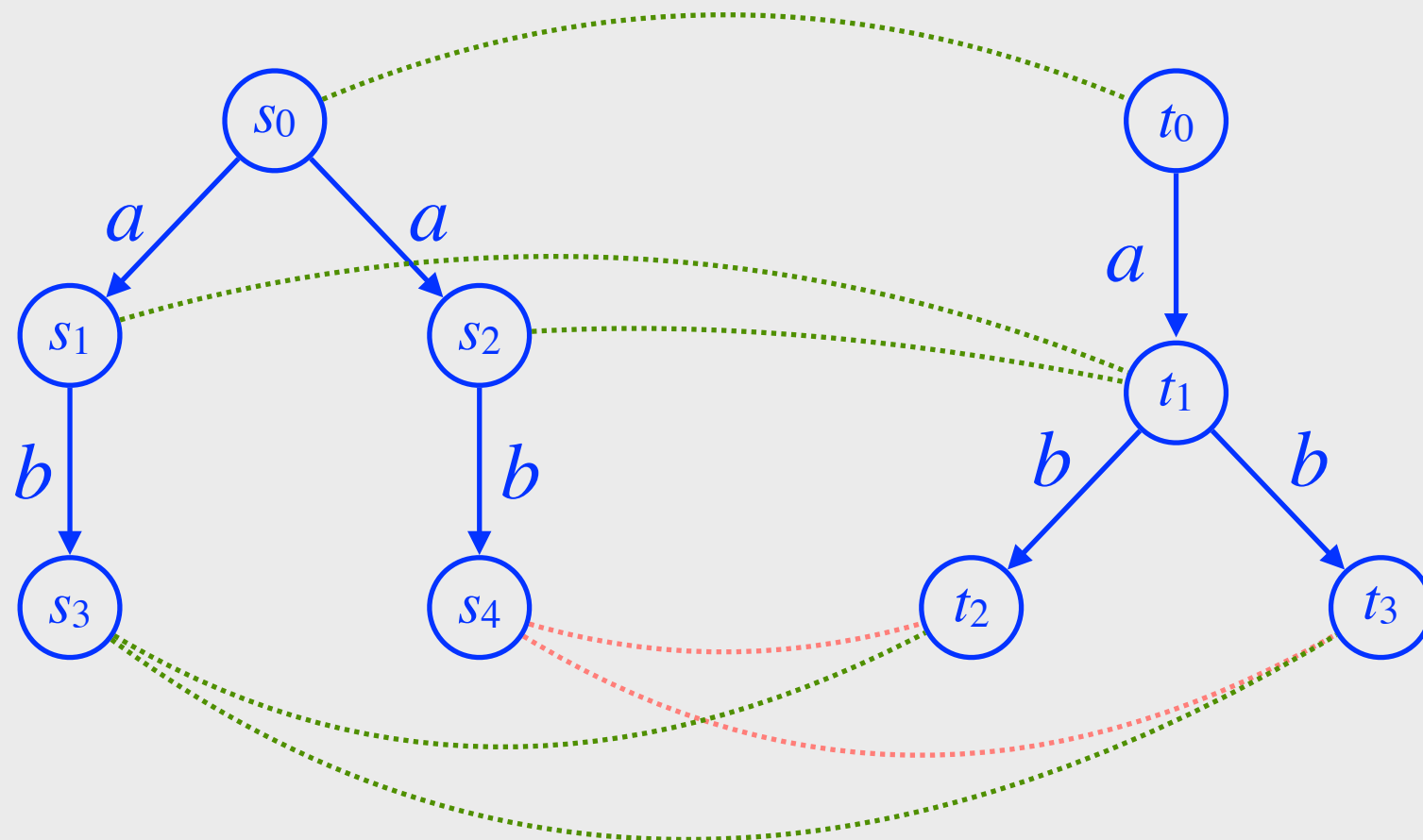
$R$  es una simulación



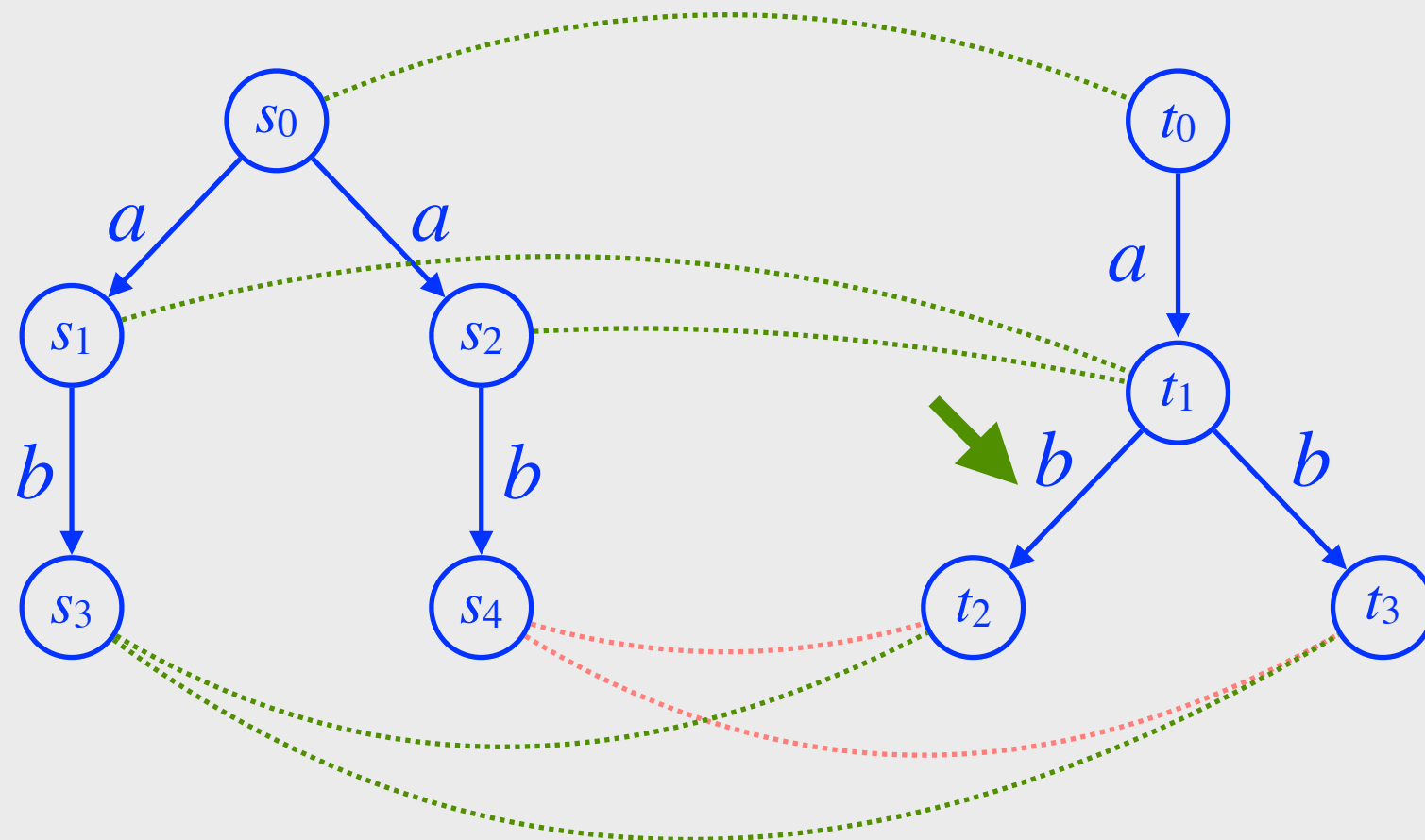
$R$  es una simulación



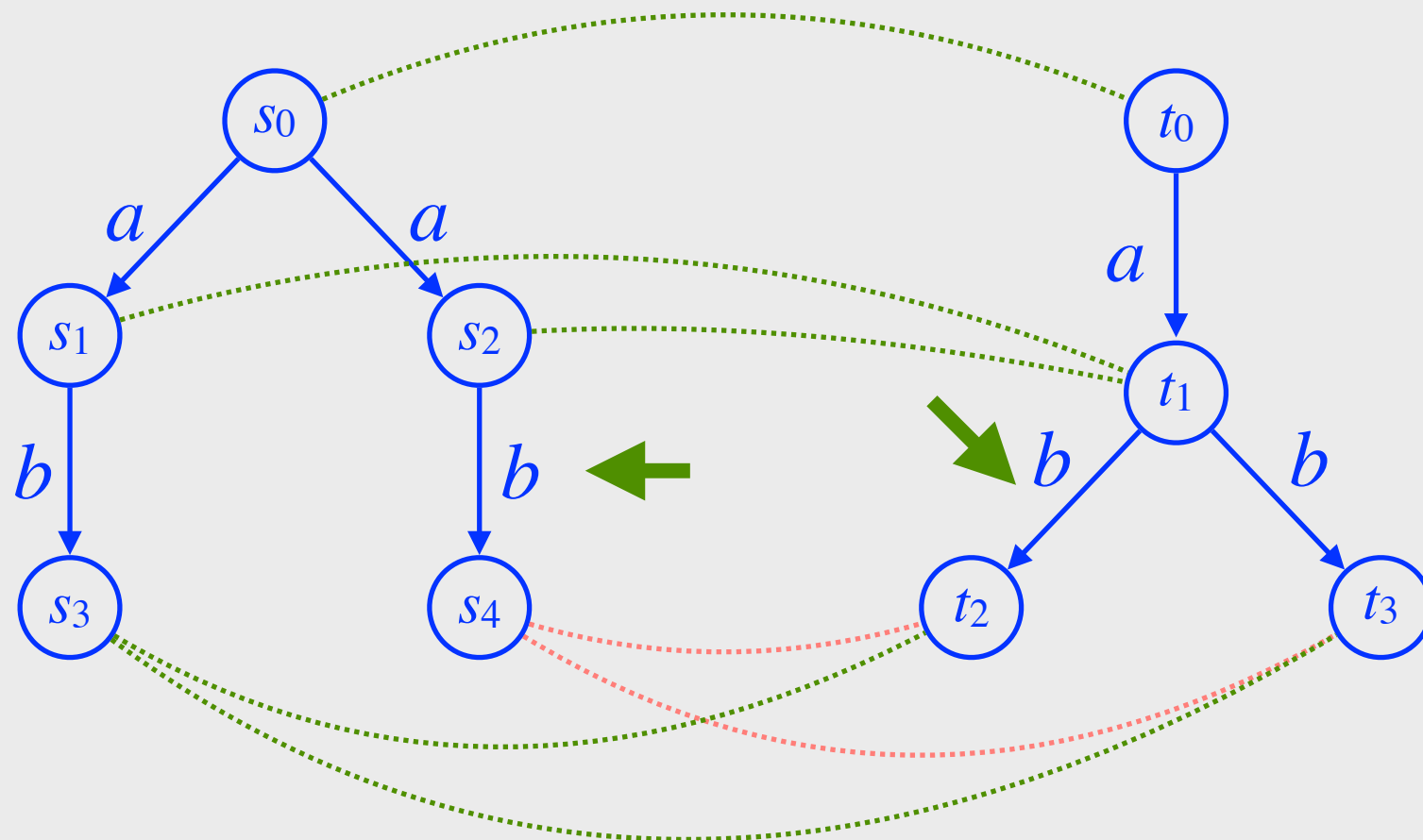
$R$  es una simulación



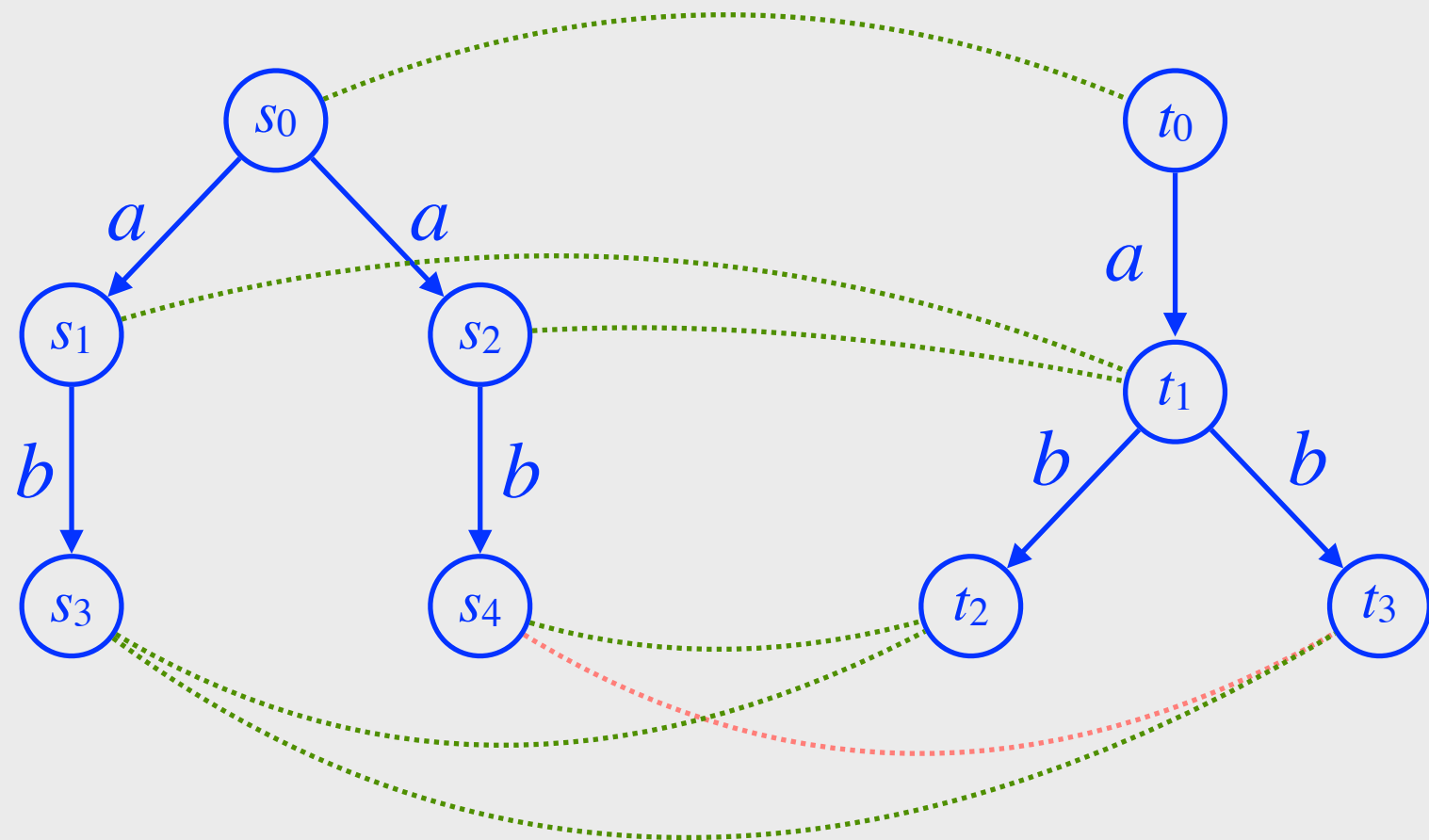
$R$  es una simulación



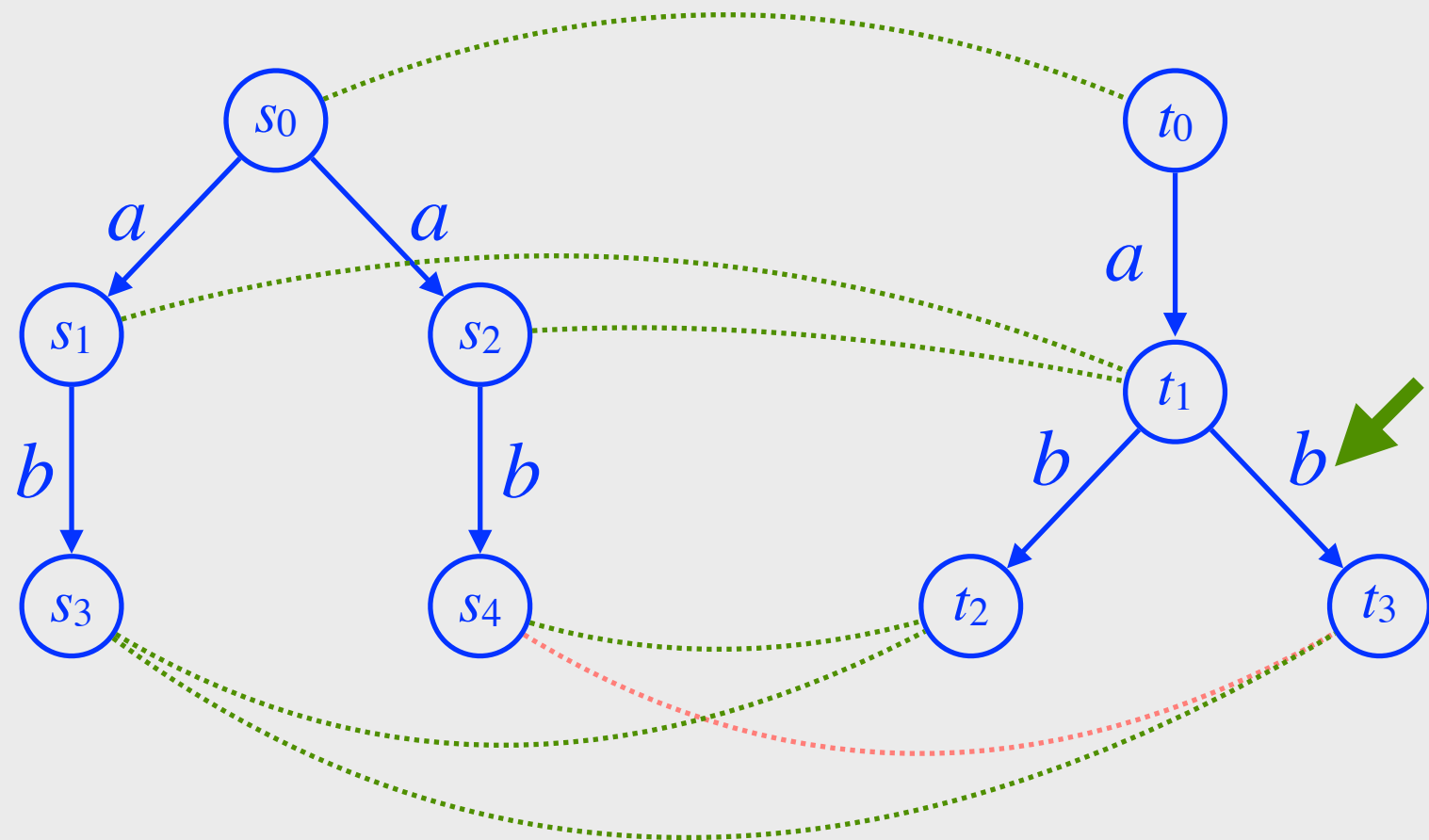
$R$  es una simulación



$R$  es una simulación

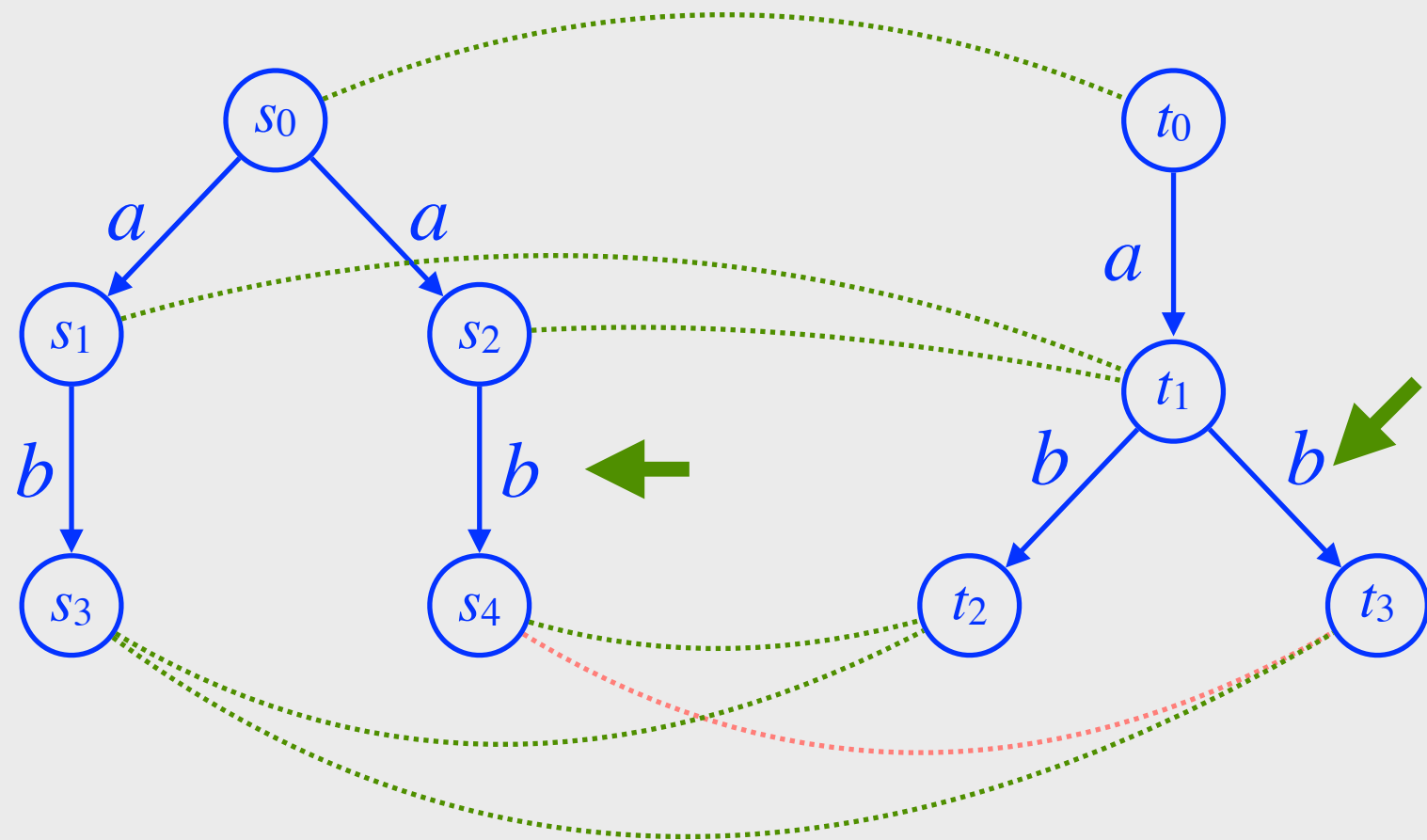


$R$  es una simulación

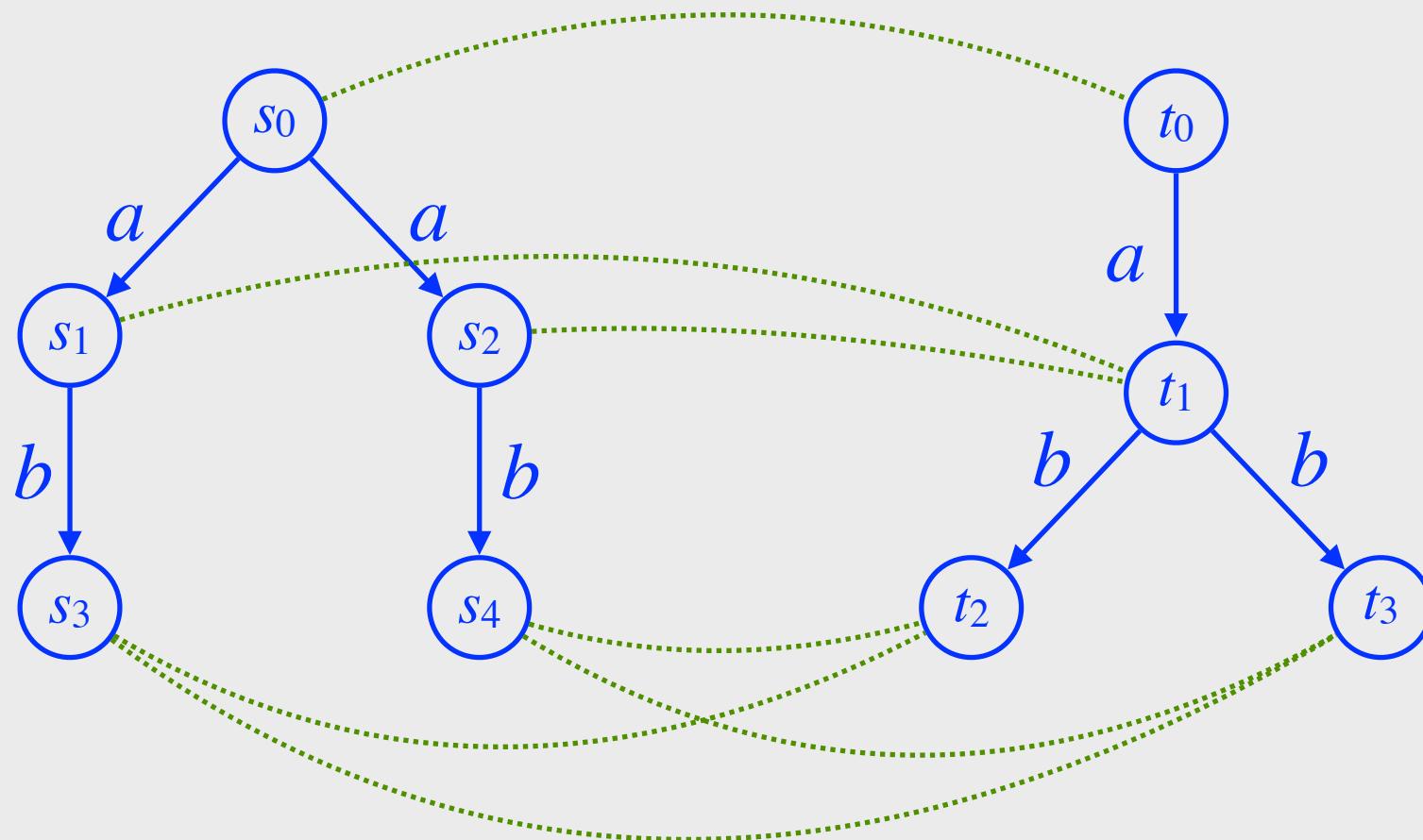


$R$  es una simulación





$R$  es una simulación

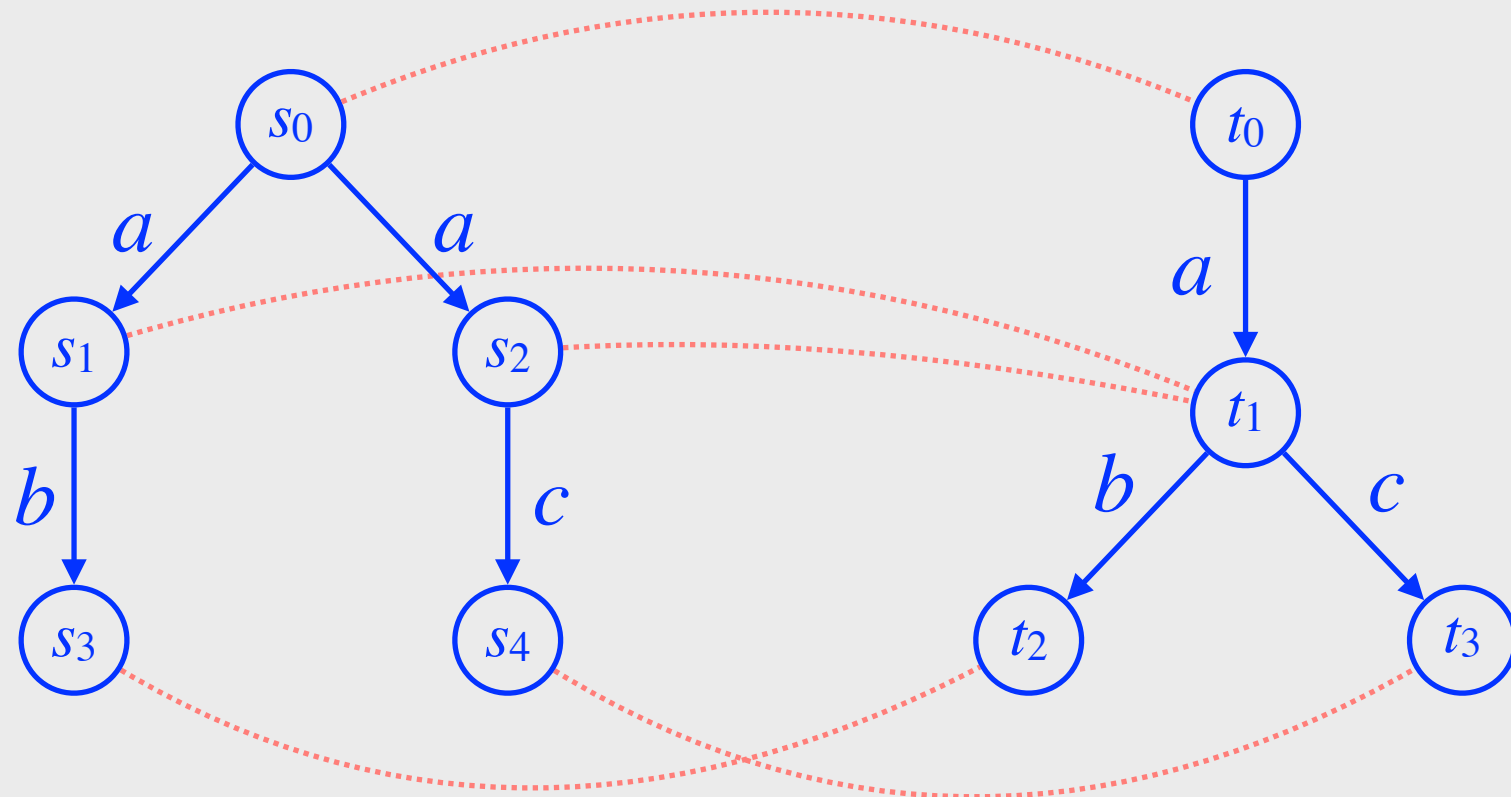


$R$  es una simulación y  $R^{-1}$  es una simulación

Entonces  $R$  es una bisimulación

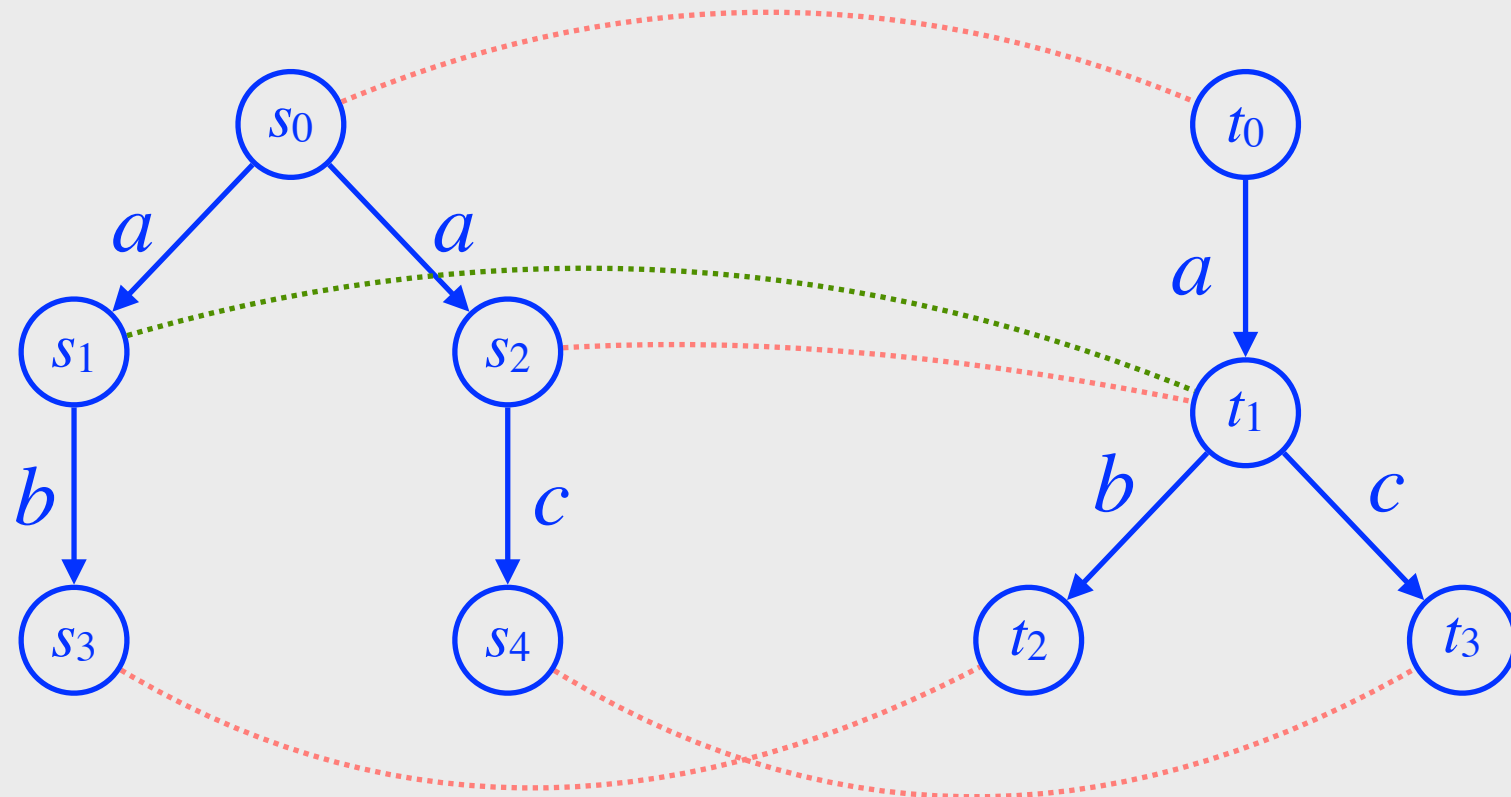
DISTINTO GRAFO DEL ANTERIOR!!

Sabemos que esta  $R$  es una simulación



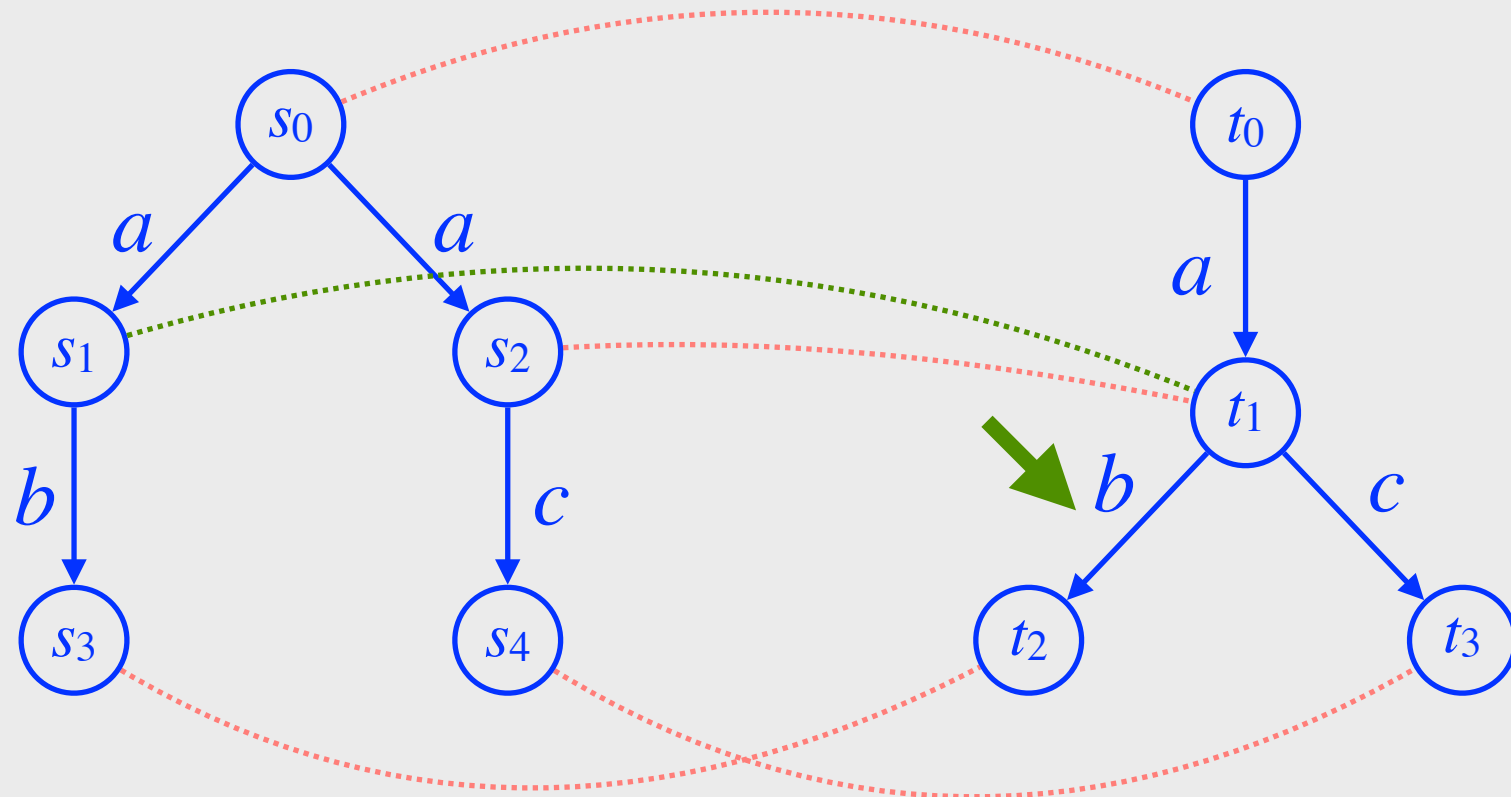
¿Es  $R^{-1}$  también una simulación?

Sabemos que esta  $R$  es una simulación



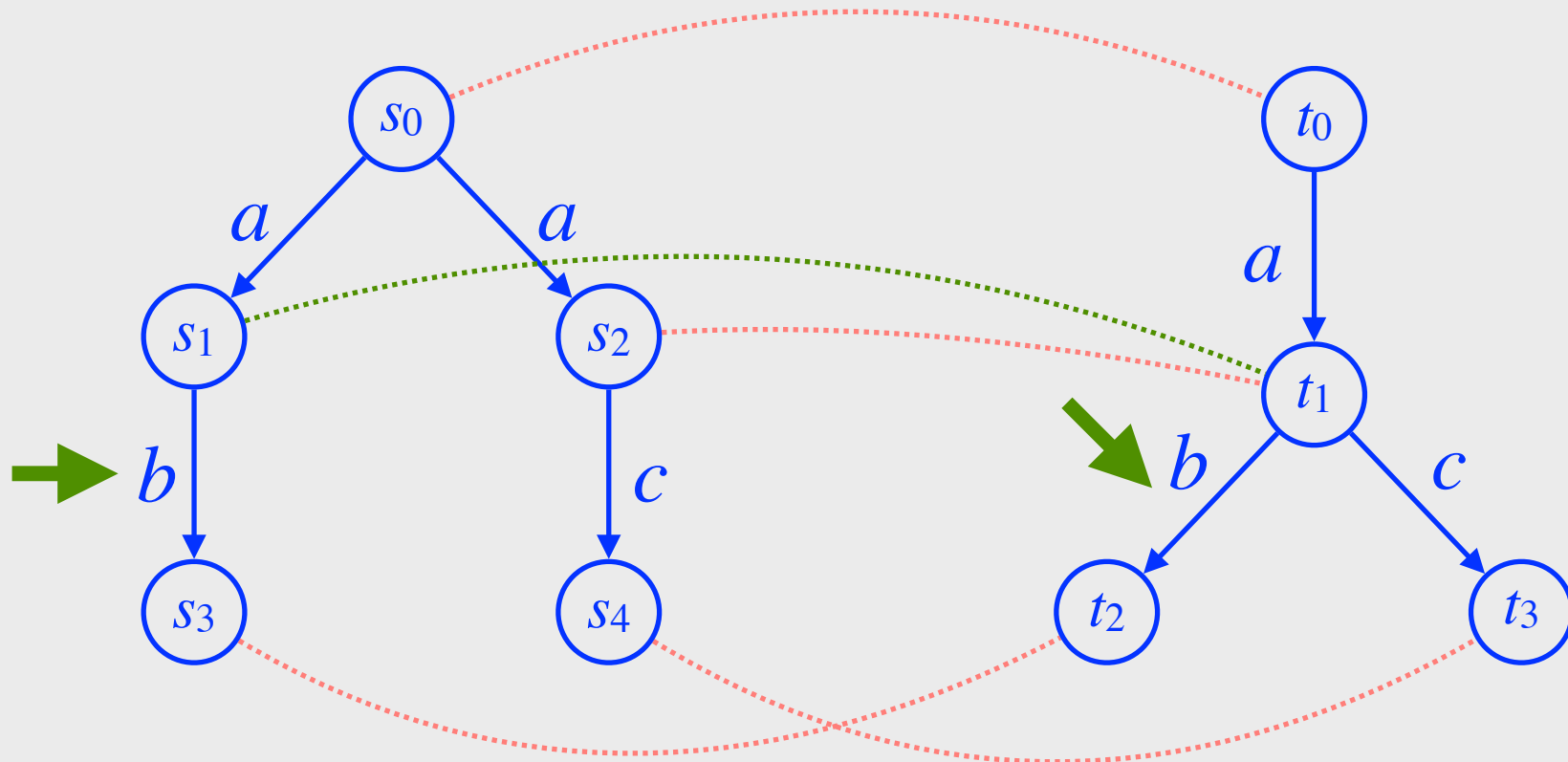
¿Es  $R^{-1}$  también una simulación?

Sabemos que esta  $R$  es una simulación



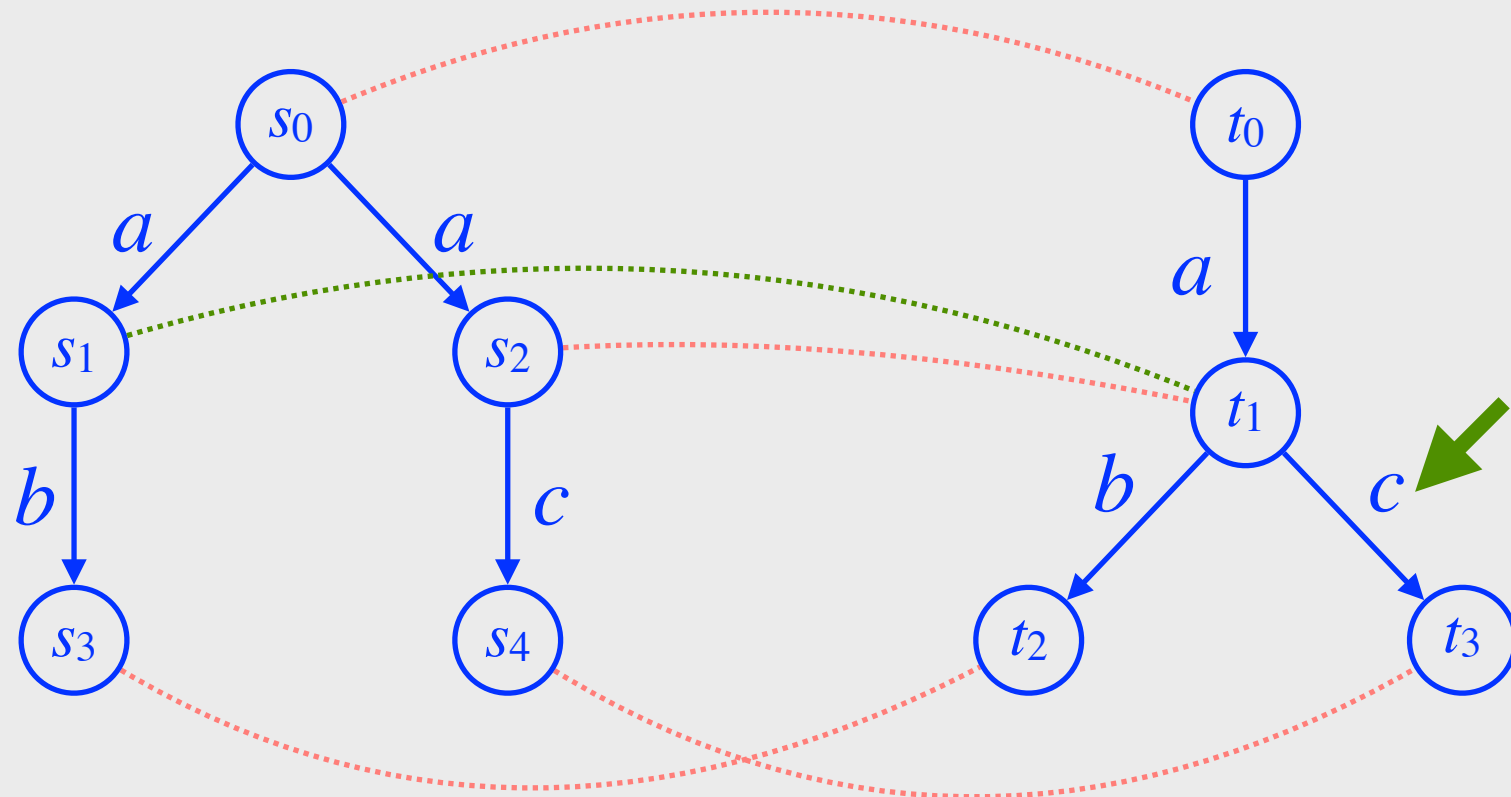
¿Es  $R^{-1}$  también una simulación?

Sabemos que esta  $R$  es una simulación



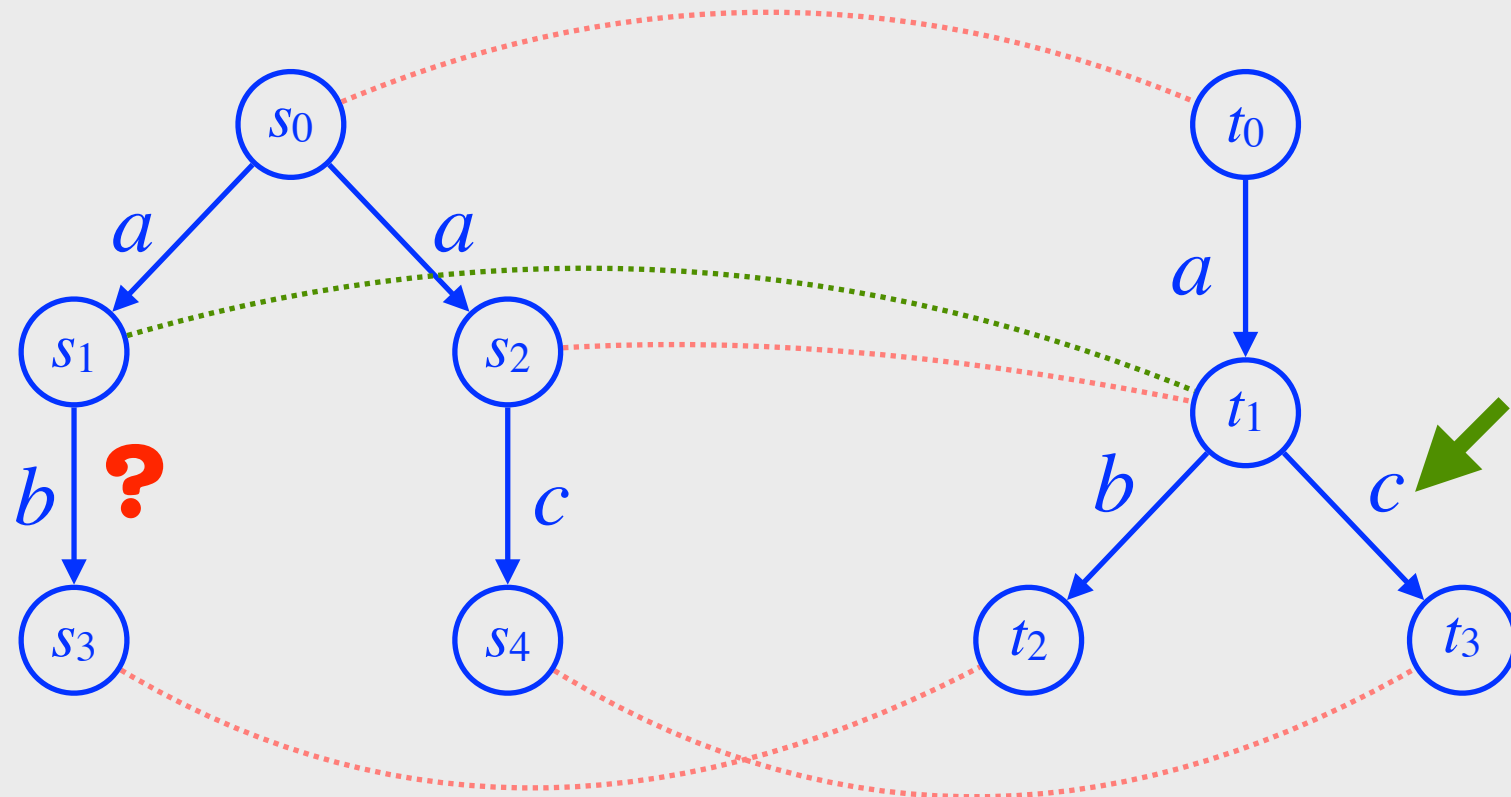
¿Es  $R^{-1}$  también una simulación?

Sabemos que esta  $R$  es una simulación



¿Es  $R^{-1}$  también una simulación?

Sabemos que esta  $R$  es una simulación

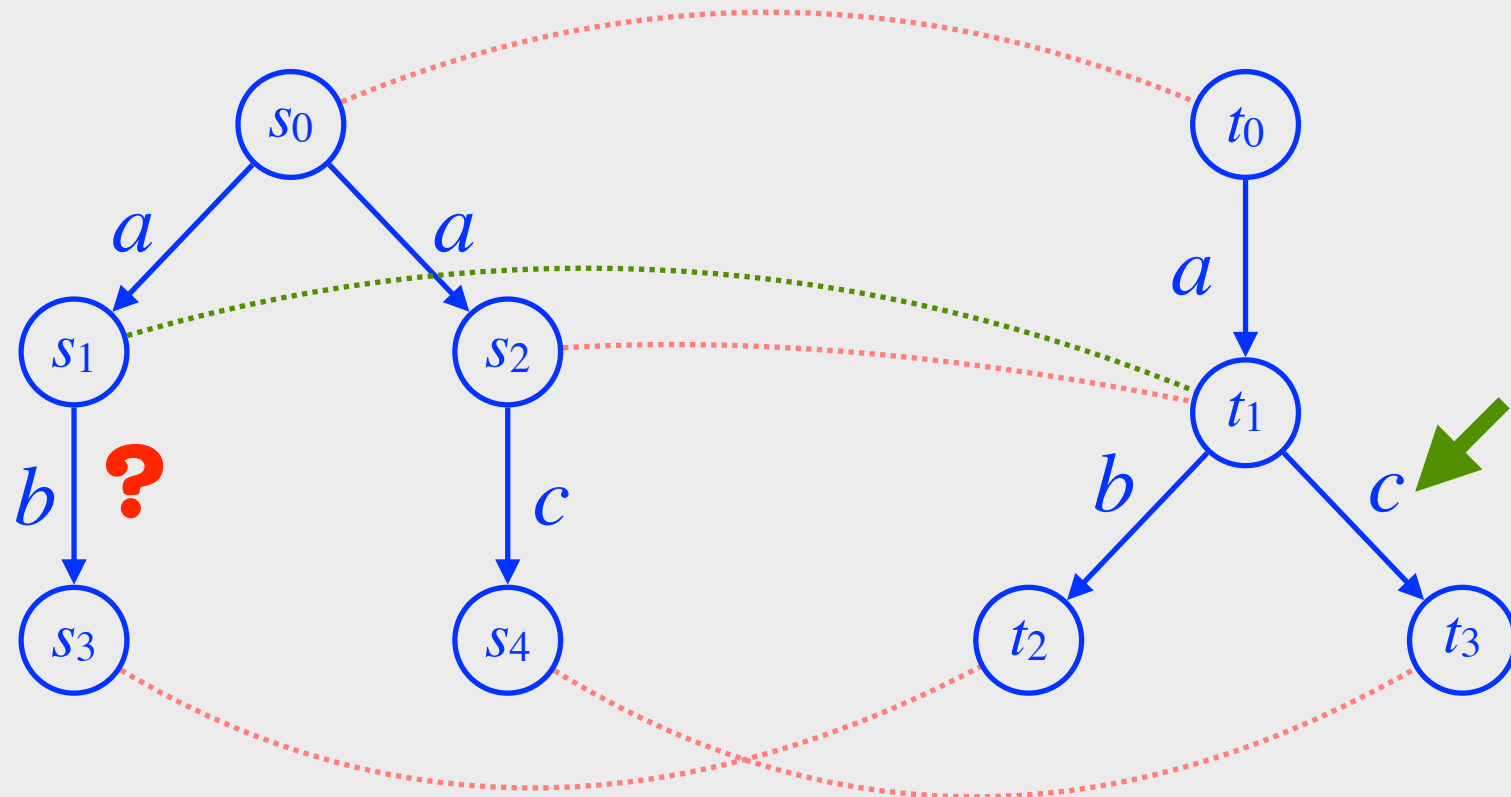


¿Es  $R^{-1}$  también una simulación? **NO**

Entonces  $R$  no es  
bisimulación



Sabemos que esta  $R$  es una simulación



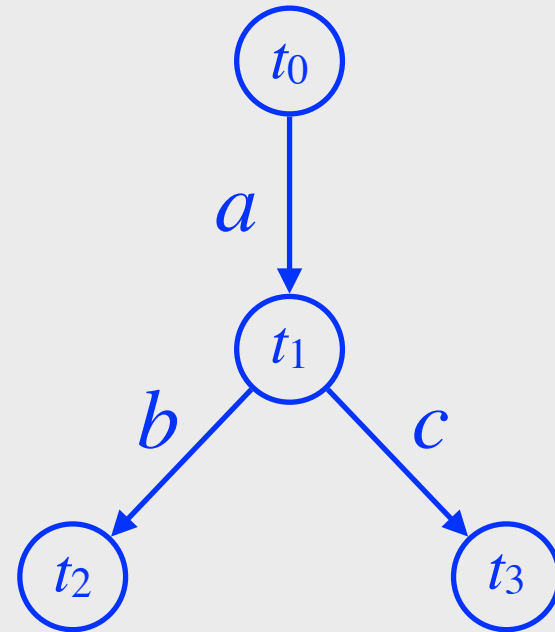
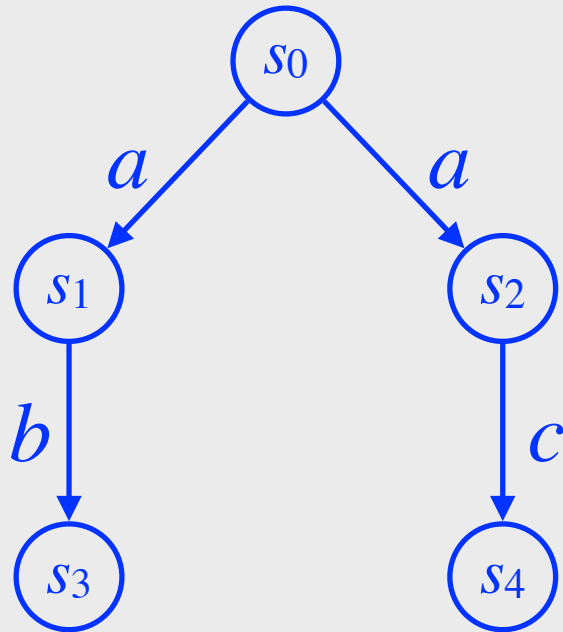
¿Es  $R^{-1}$  también una simulación?

**NO**

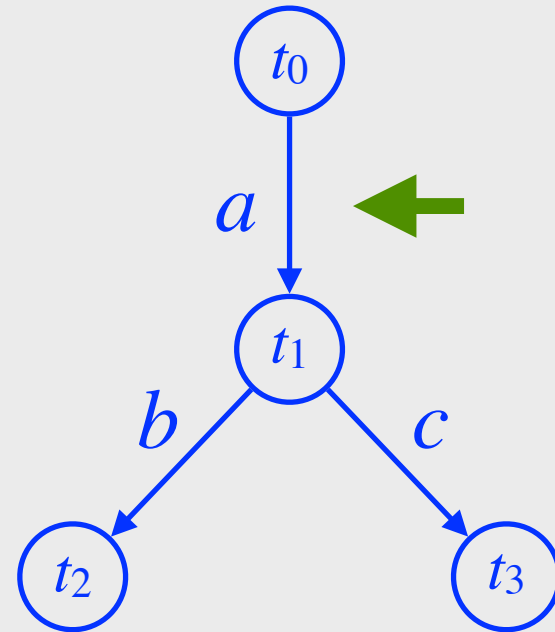
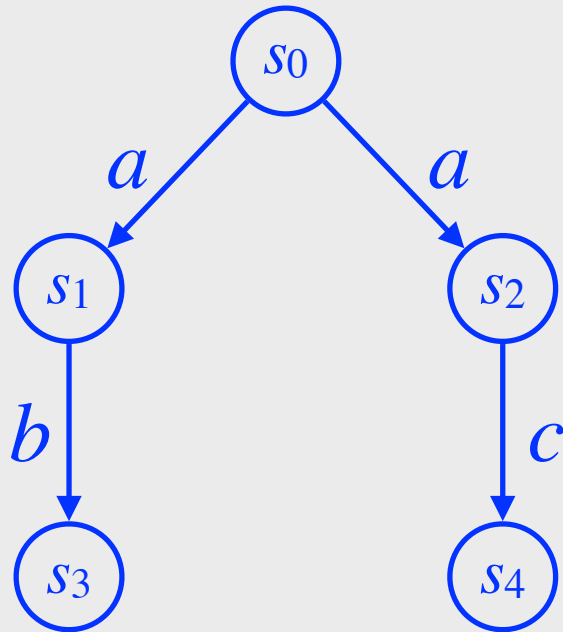
¿Hay otra relación que sea bisimulación?

Entonces  $R$  no es bisimulación

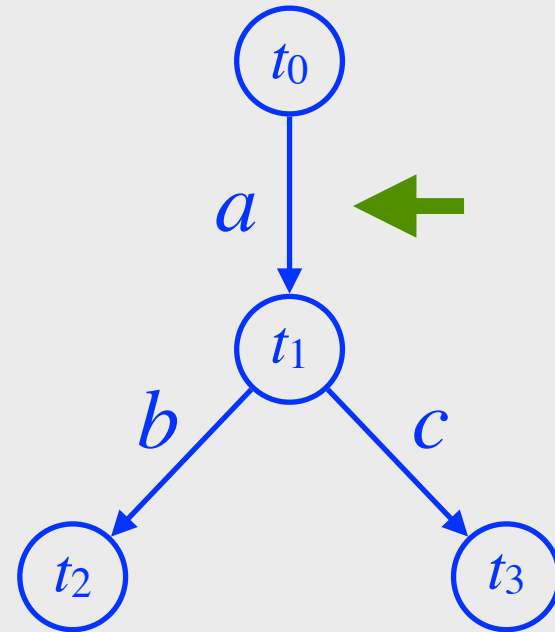
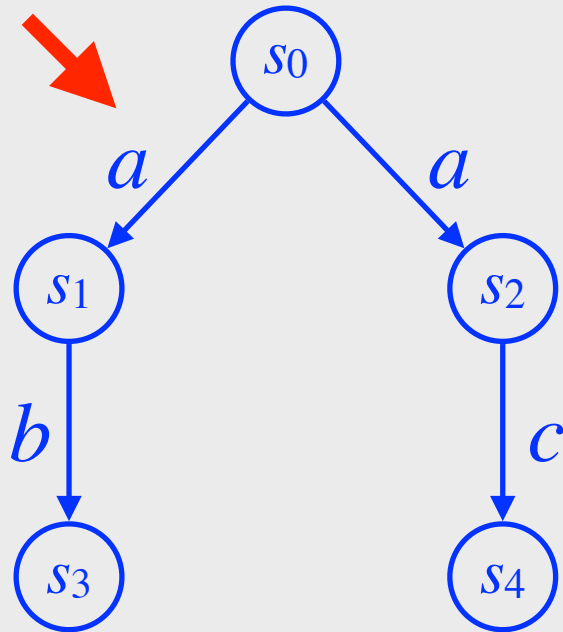
No hay una simulación al revés



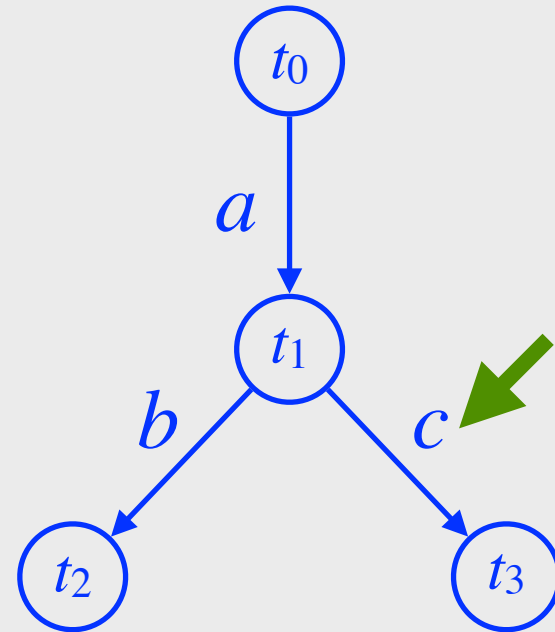
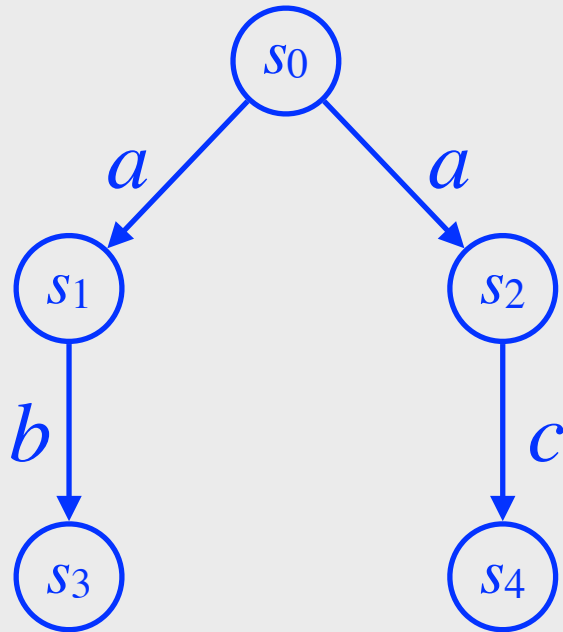
No hay una simulación al revés



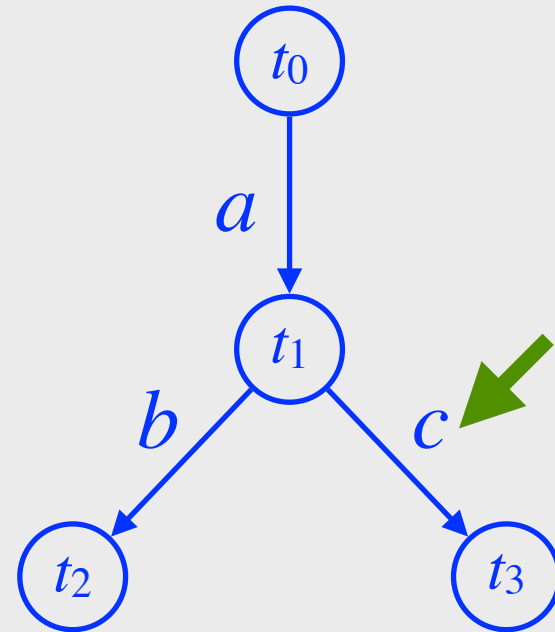
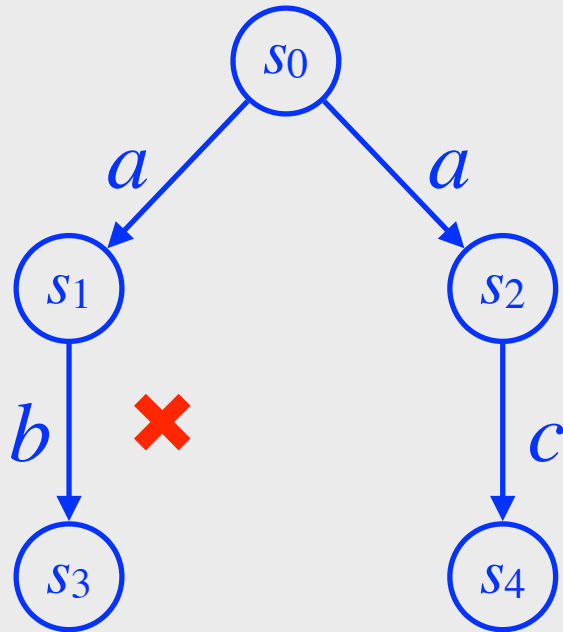
No hay una simulación al revés



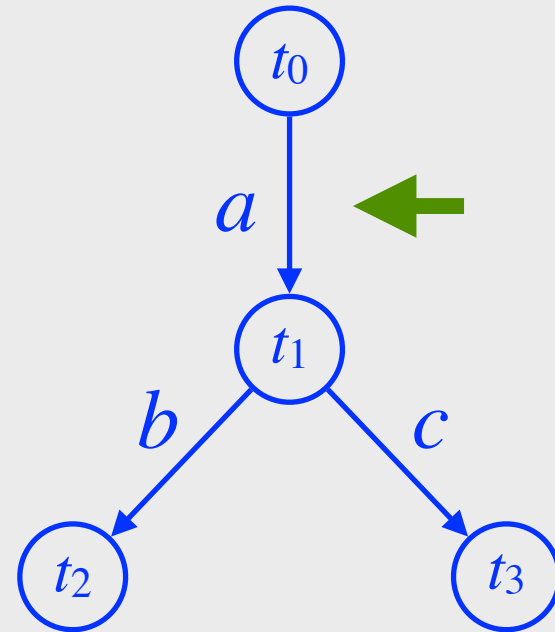
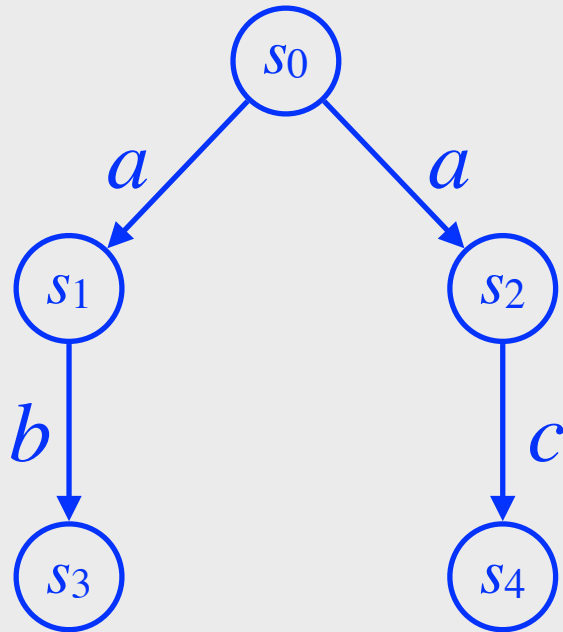
No hay una simulación al revés



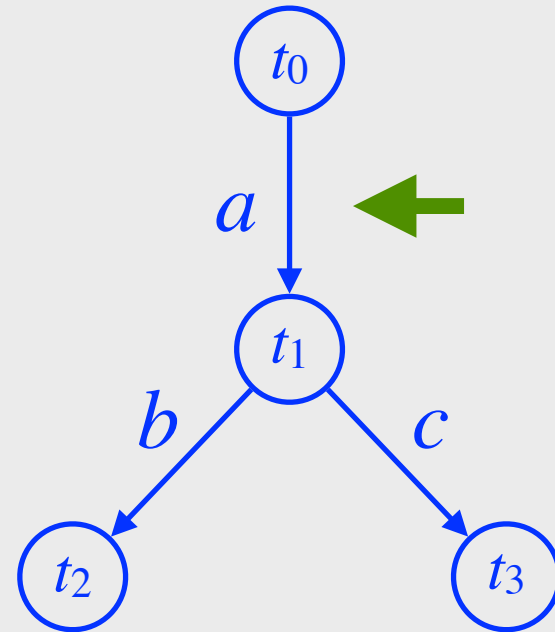
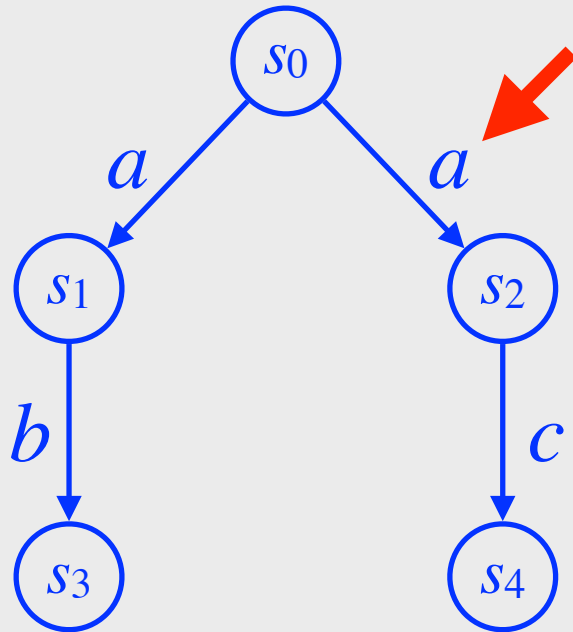
No hay una simulación al revés



No hay una simulación al revés

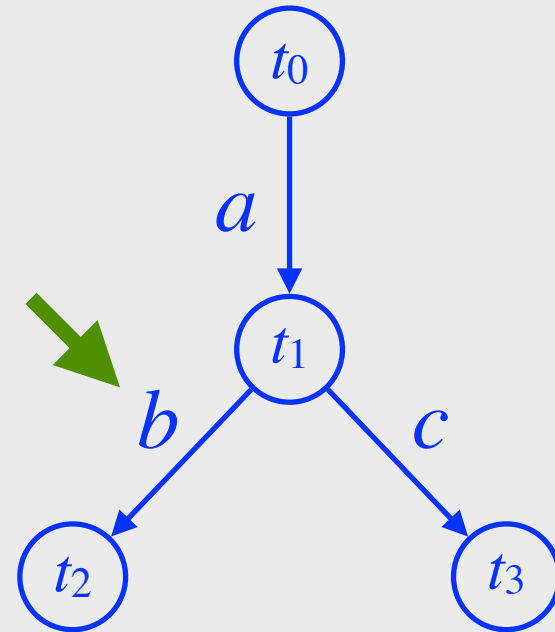
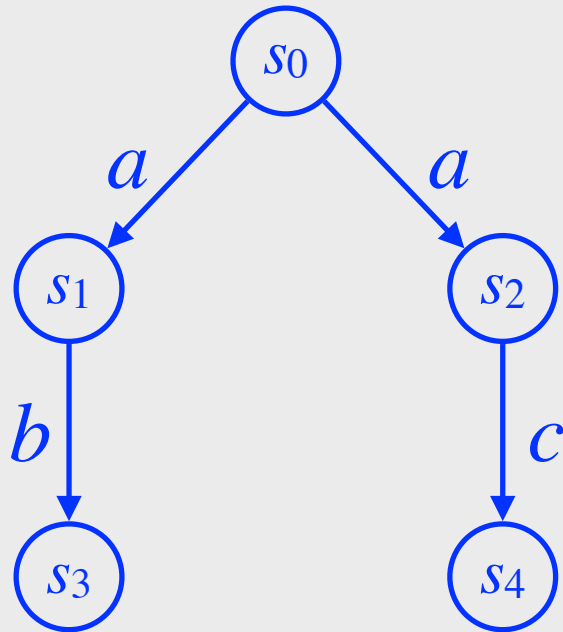


No hay una simulación al revés

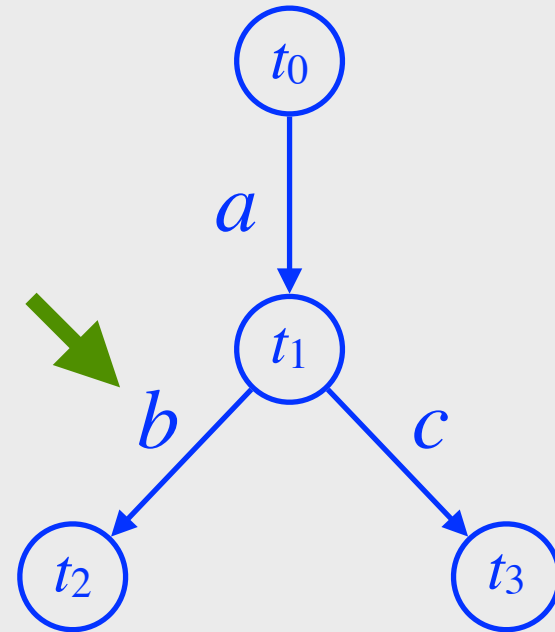
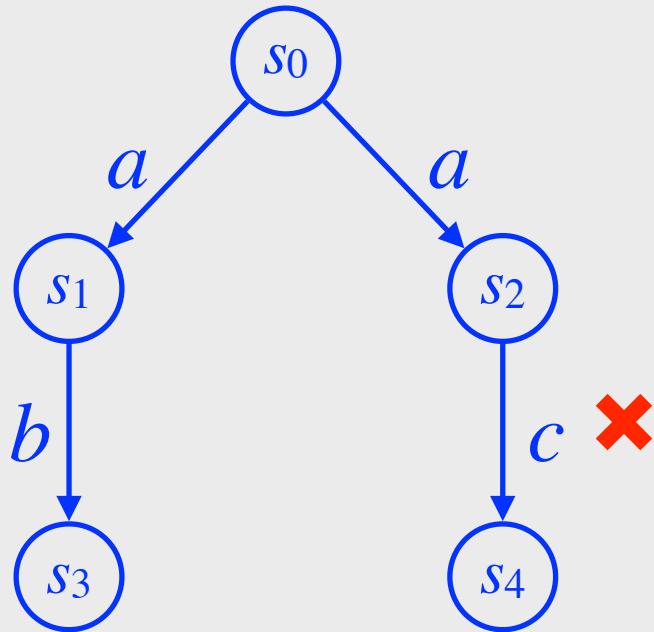




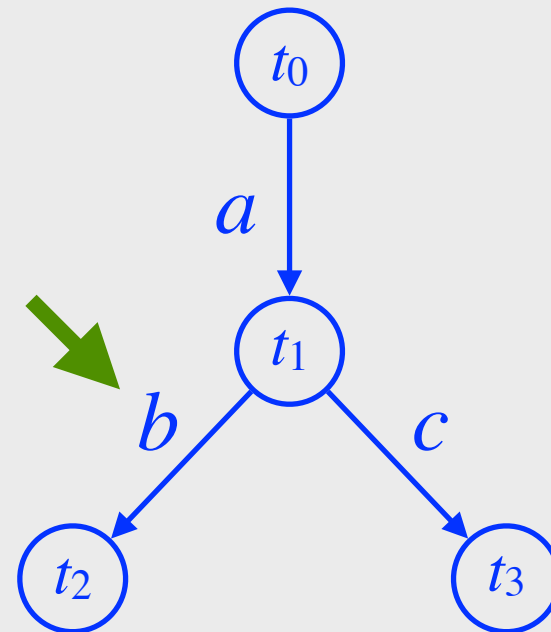
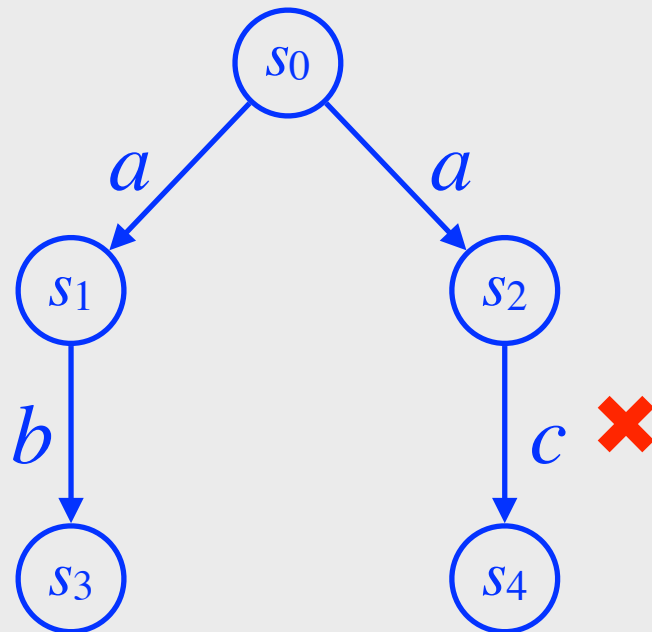
No hay una simulación al revés



No hay una simulación al revés

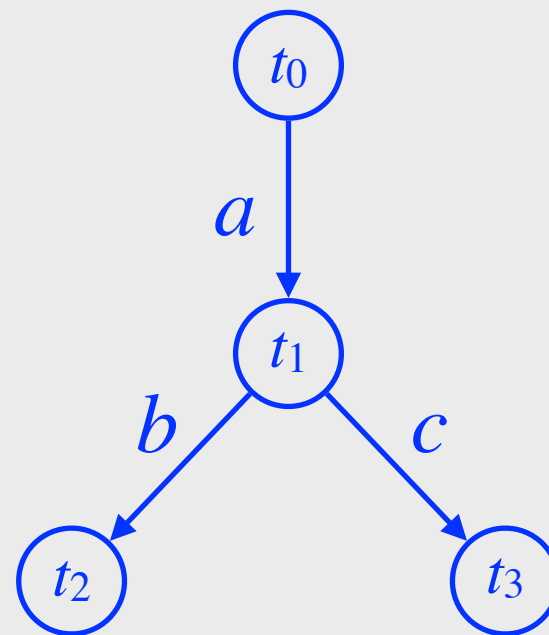
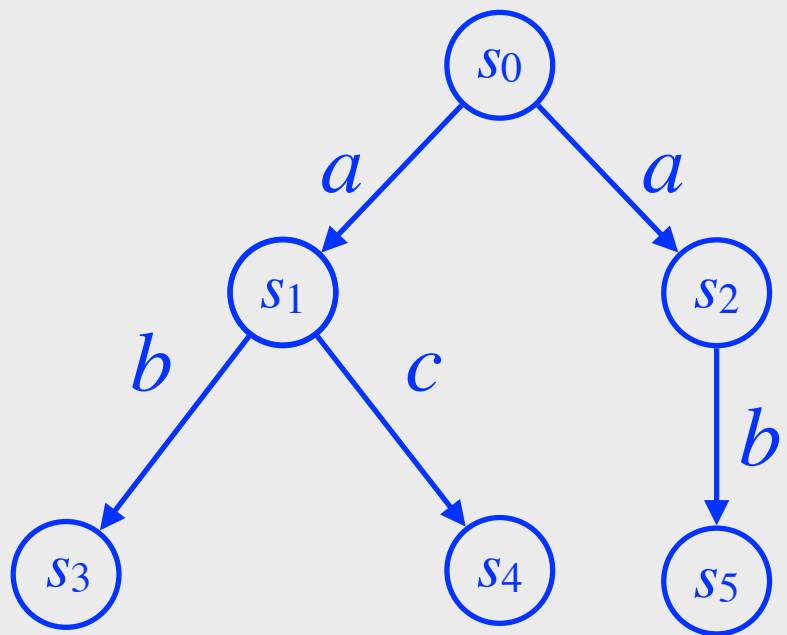


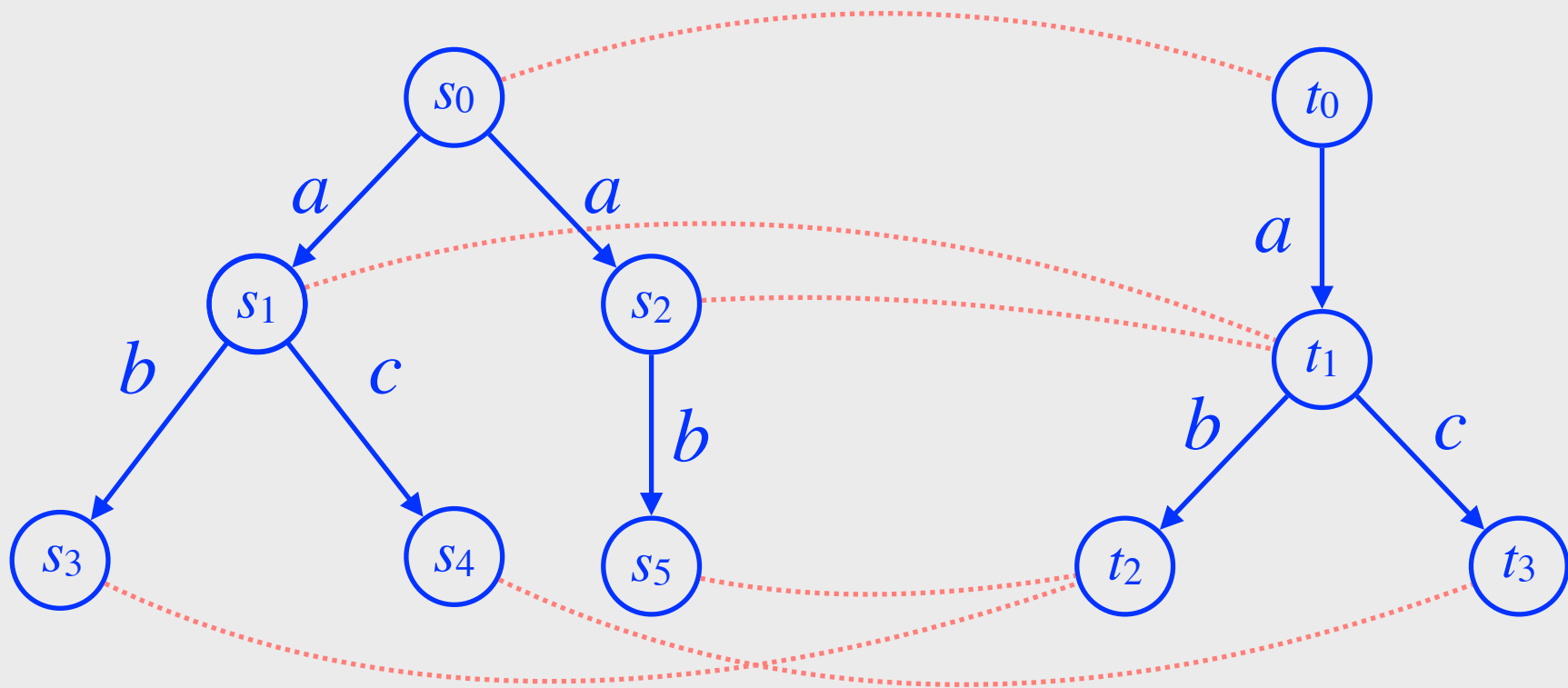
No hay una simulación al revés

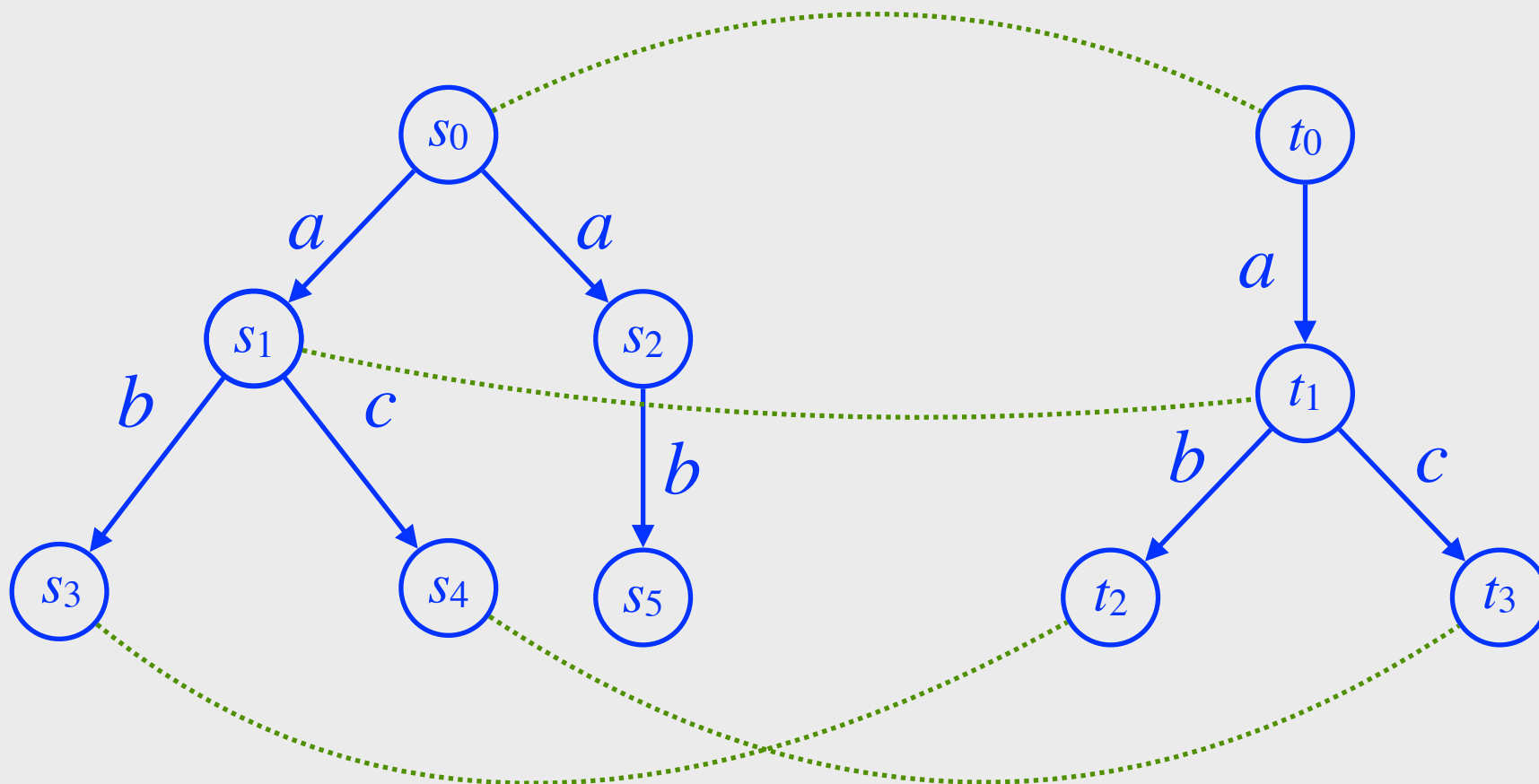


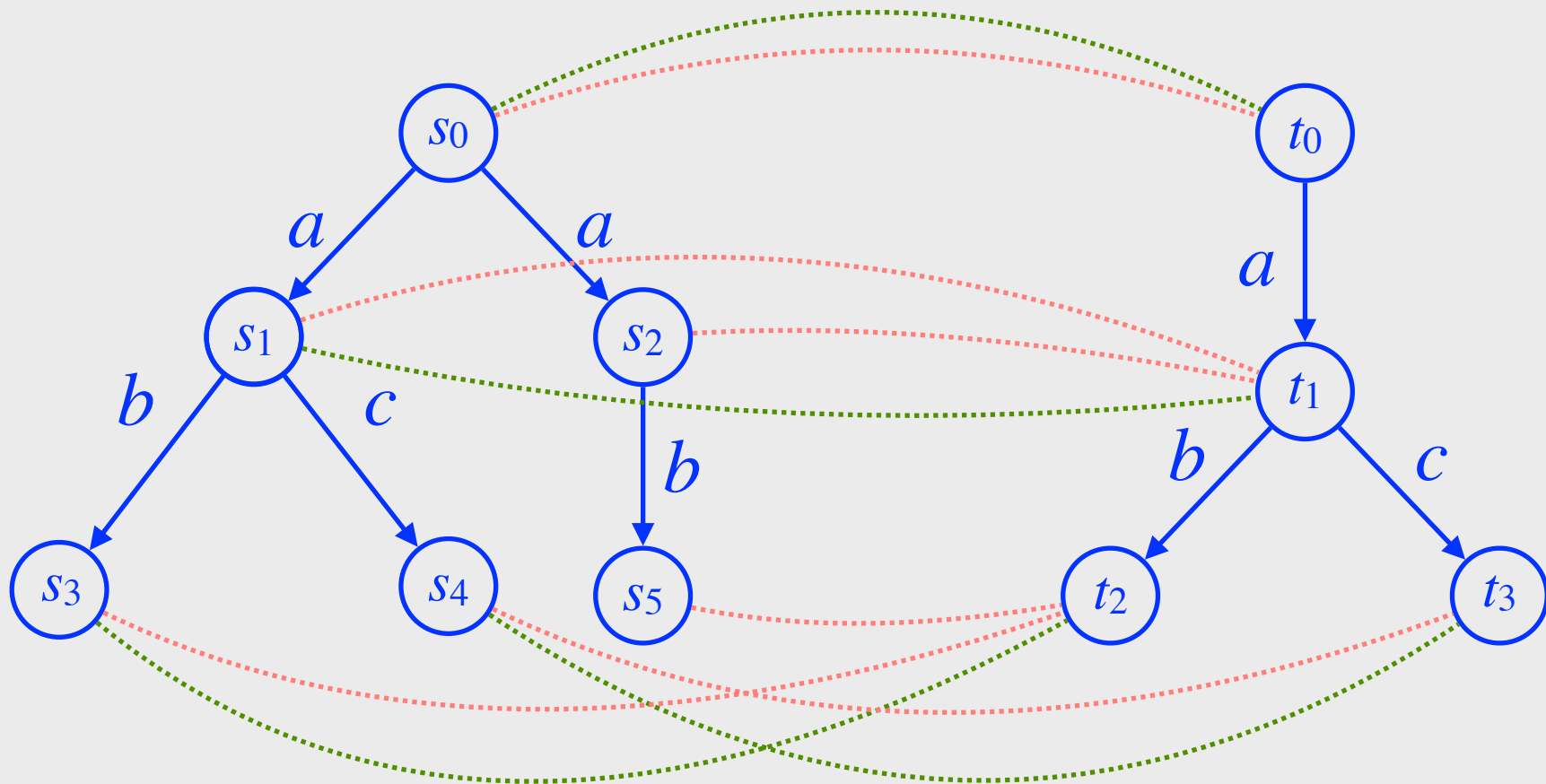
Por consiguiente no hay una bisimulación

¿Es posible que haya una simulación para cada lado pero no una bisimulación?



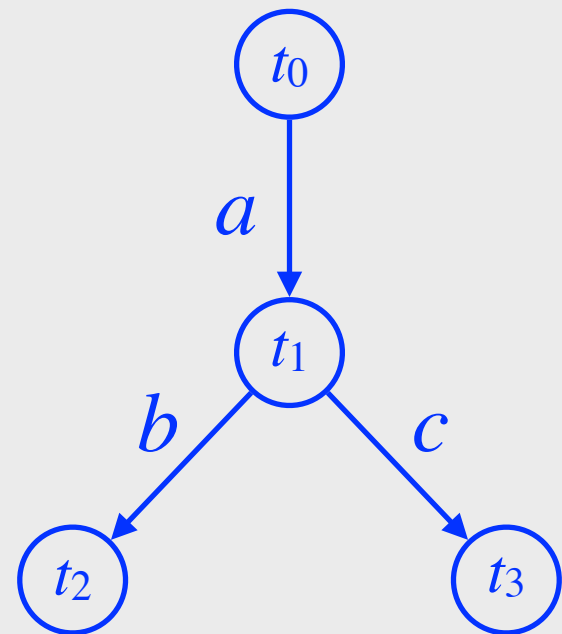
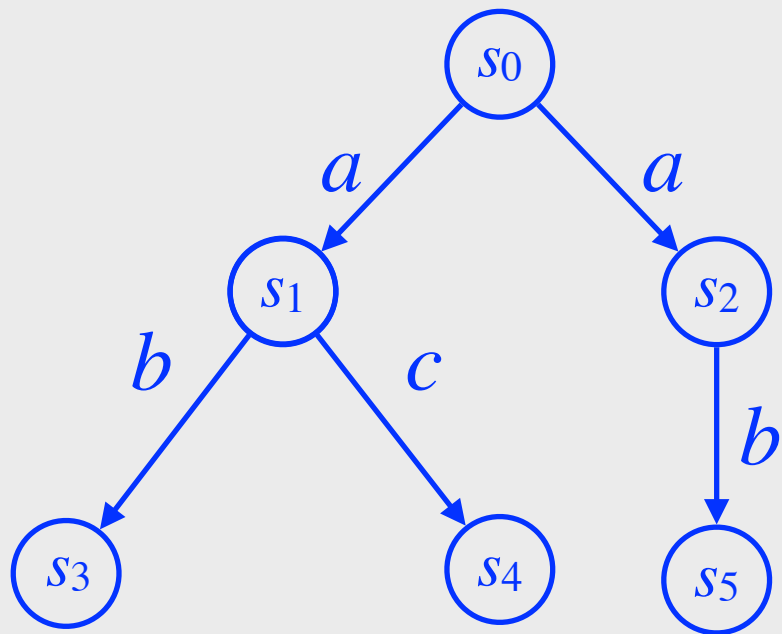






$S$  es una simulación y  $T^{-1}$  es una simulación

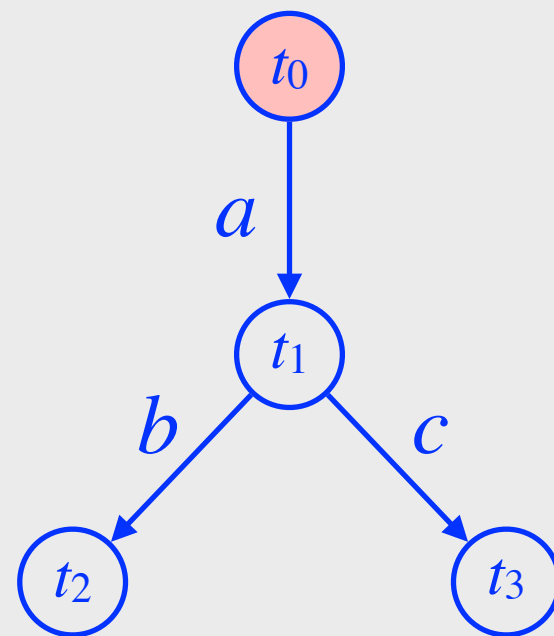
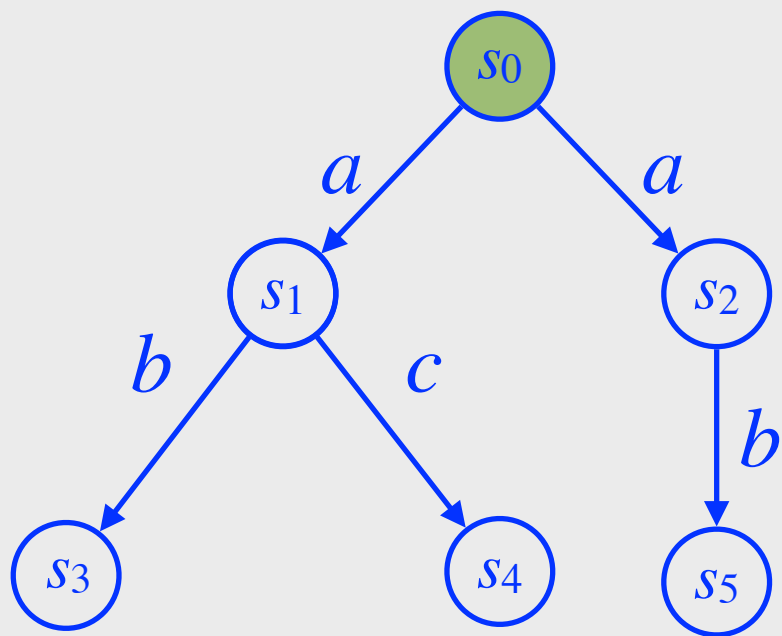
Sin embargo ...



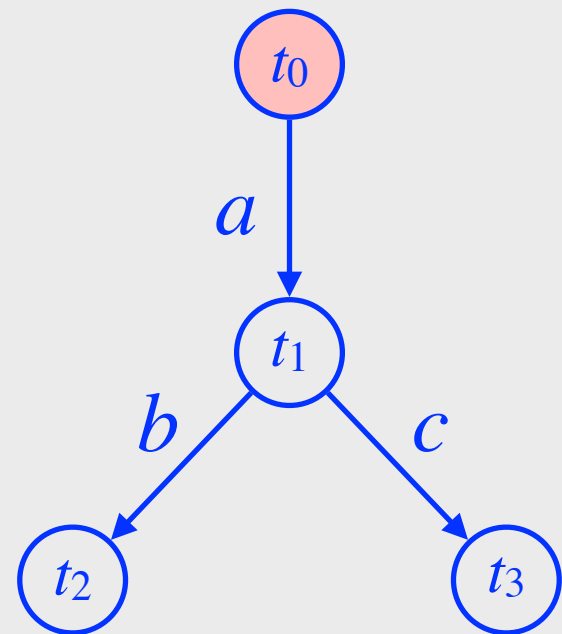
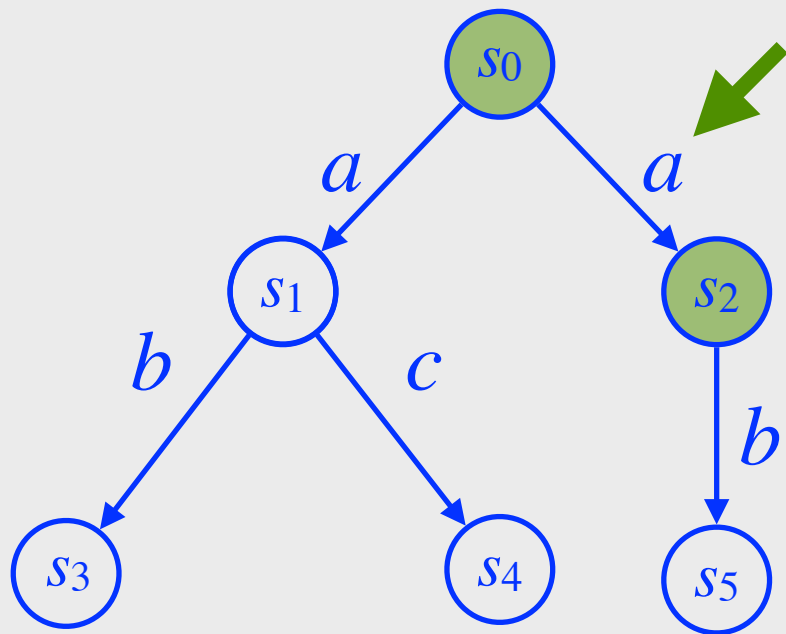


# Sin embargo ...

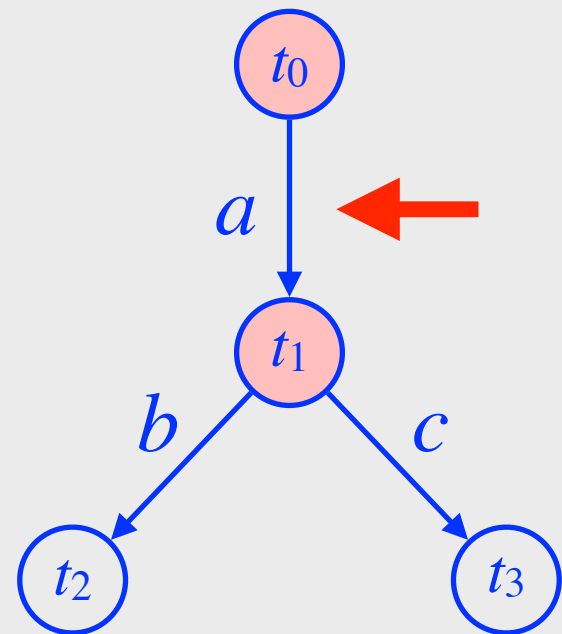
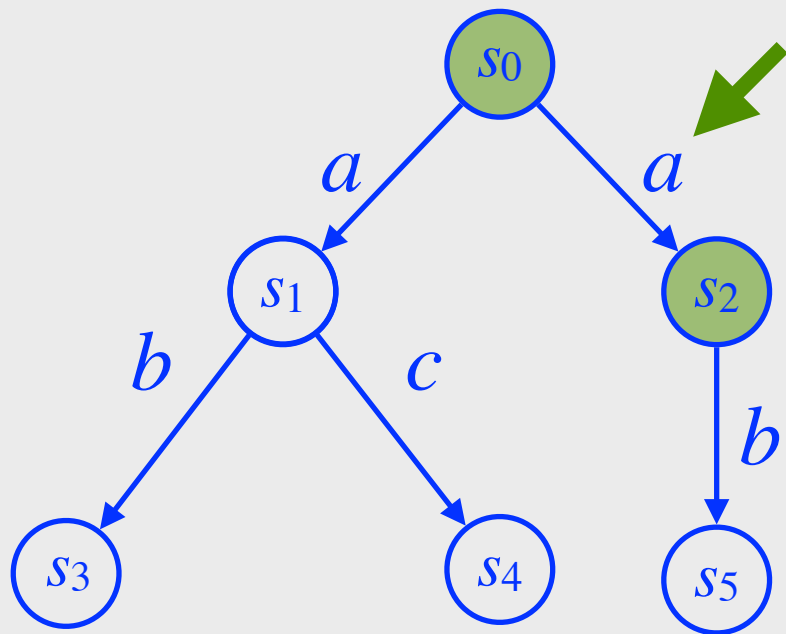
teoría de juegos



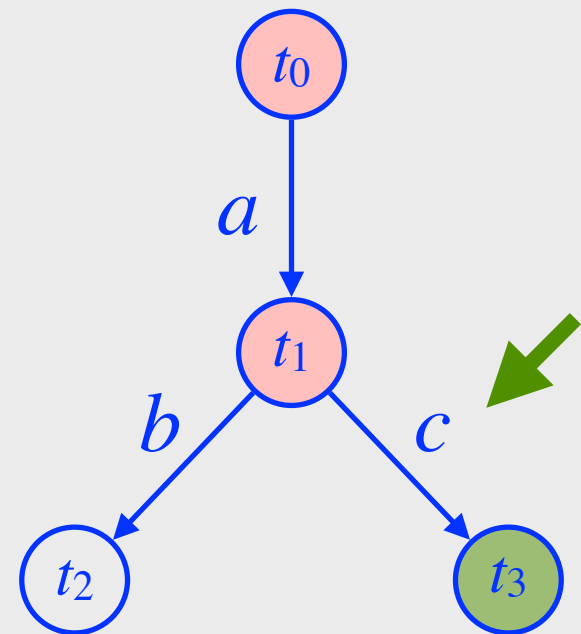
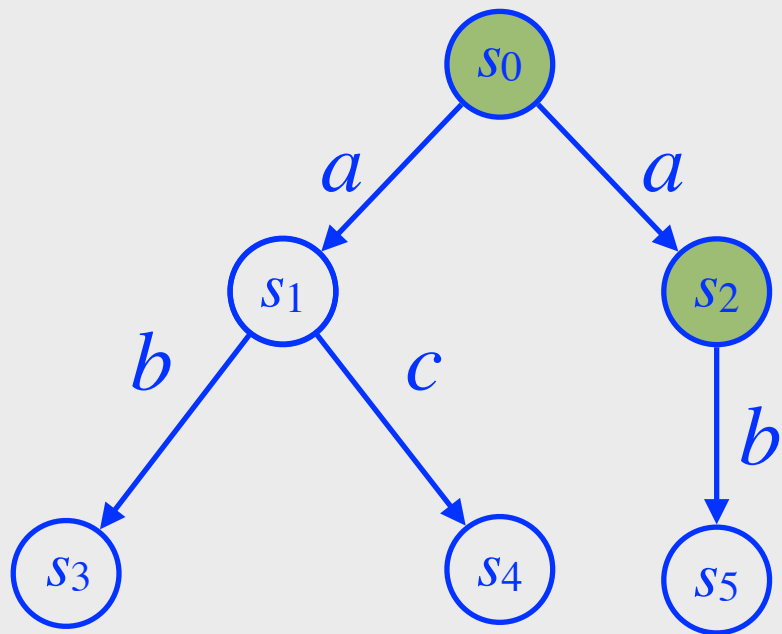
Sin embargo ...



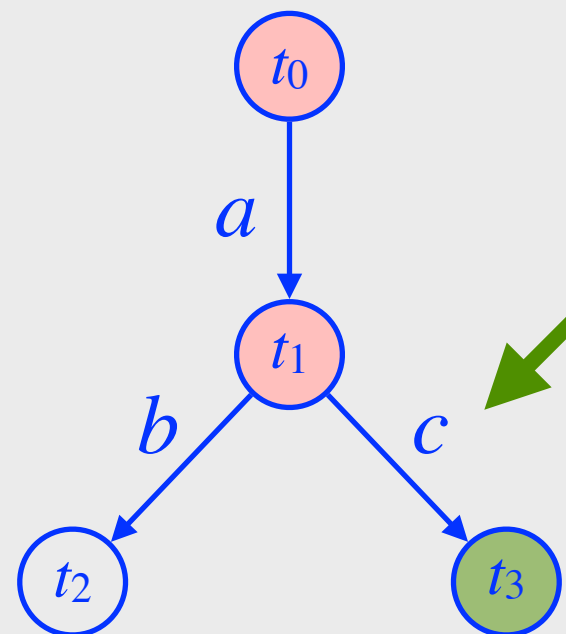
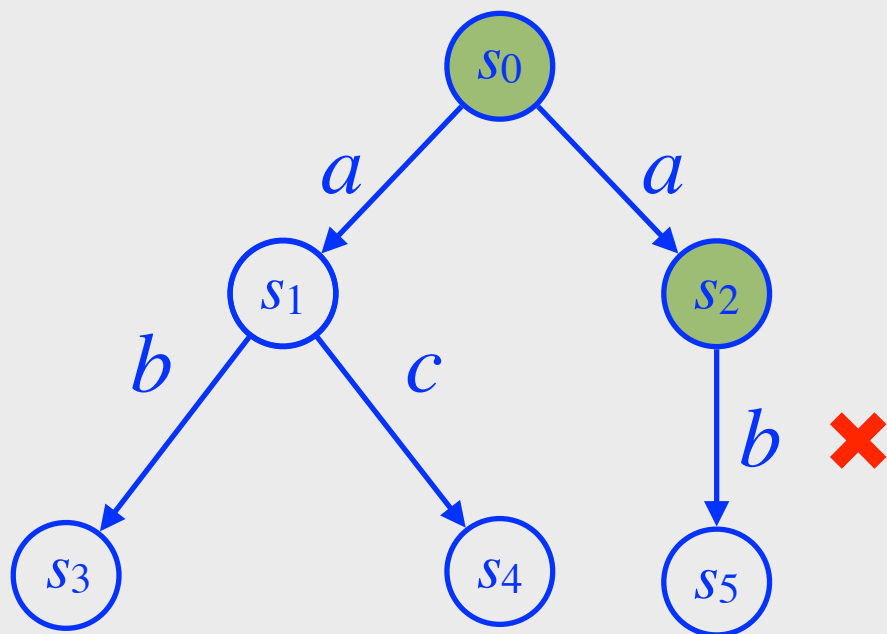
Sin embargo ...



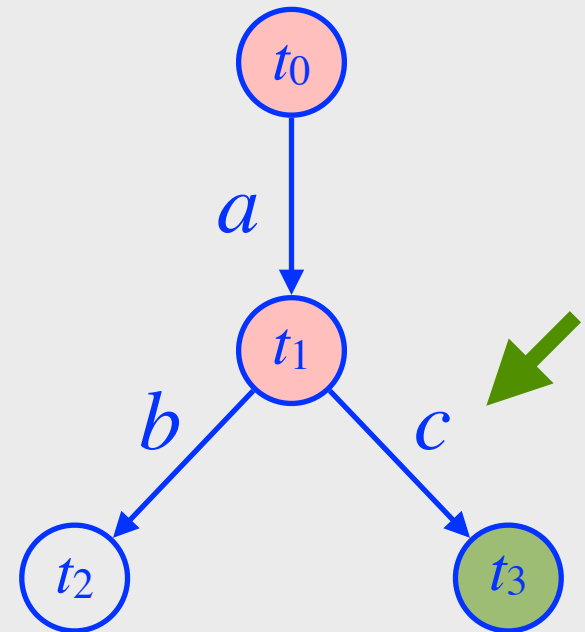
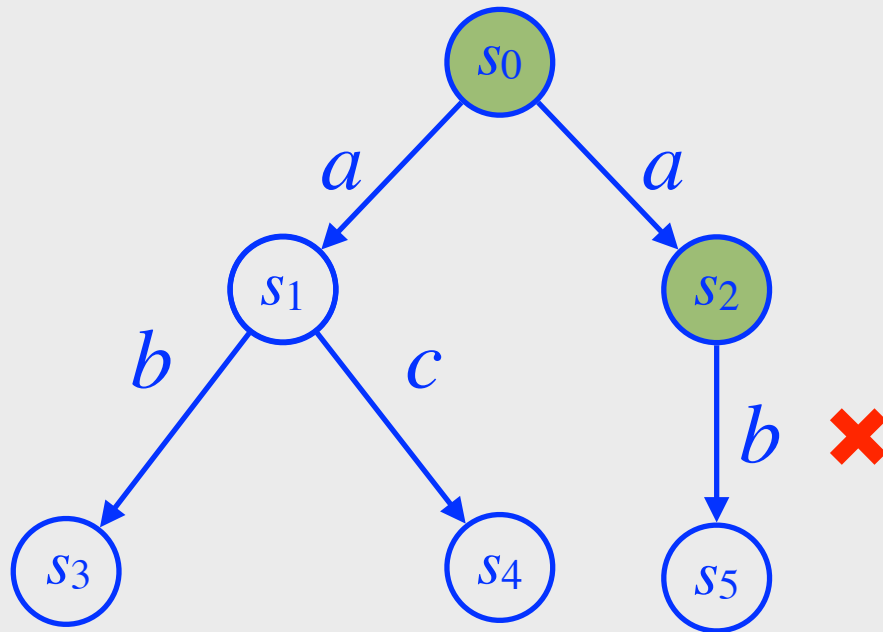
Sin embargo ...



Sin embargo ...



Sin embargo ...



Por consiguiente no son bisimilares

# Bisimulación en LTS

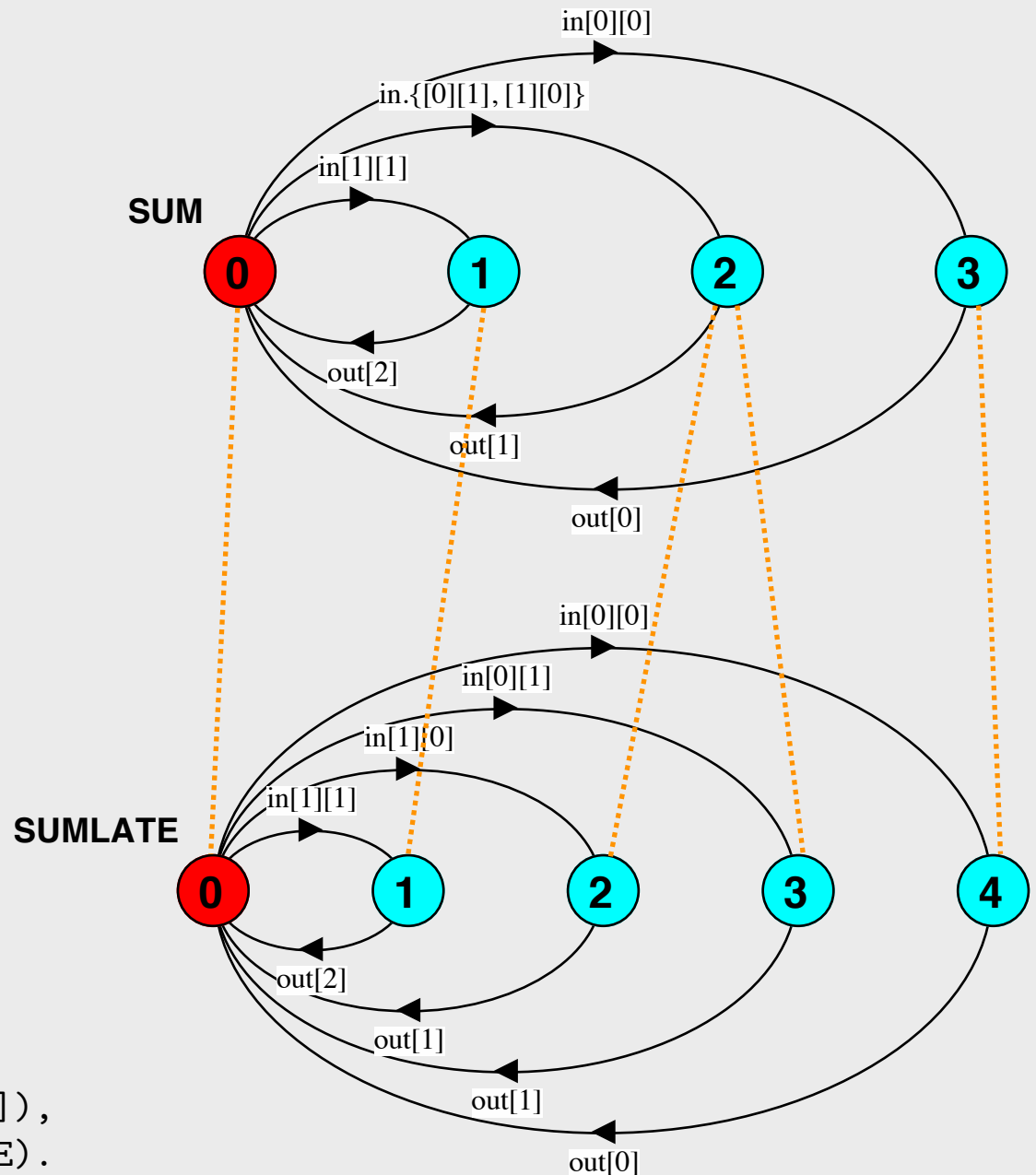
```
const N = 1
range T = 0..N
range R = 0..2*N
```

```
SUM = (in[a:T] [b:T] -> TOTAL[a+b]),
TOTAL[s:R] = (out[s] -> SUM).
```

..... indica la relación  
de bisimulación

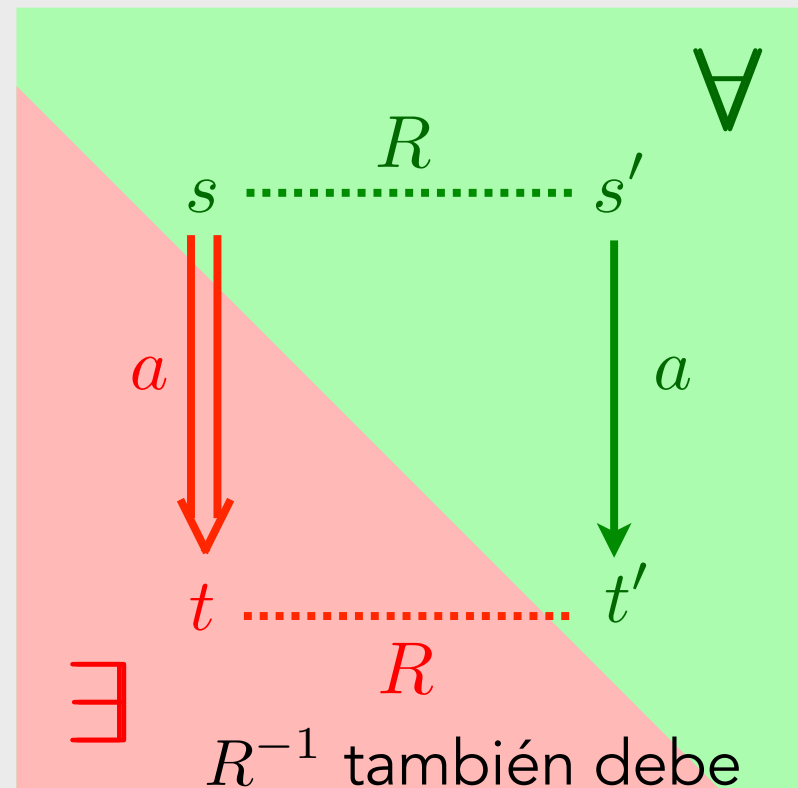
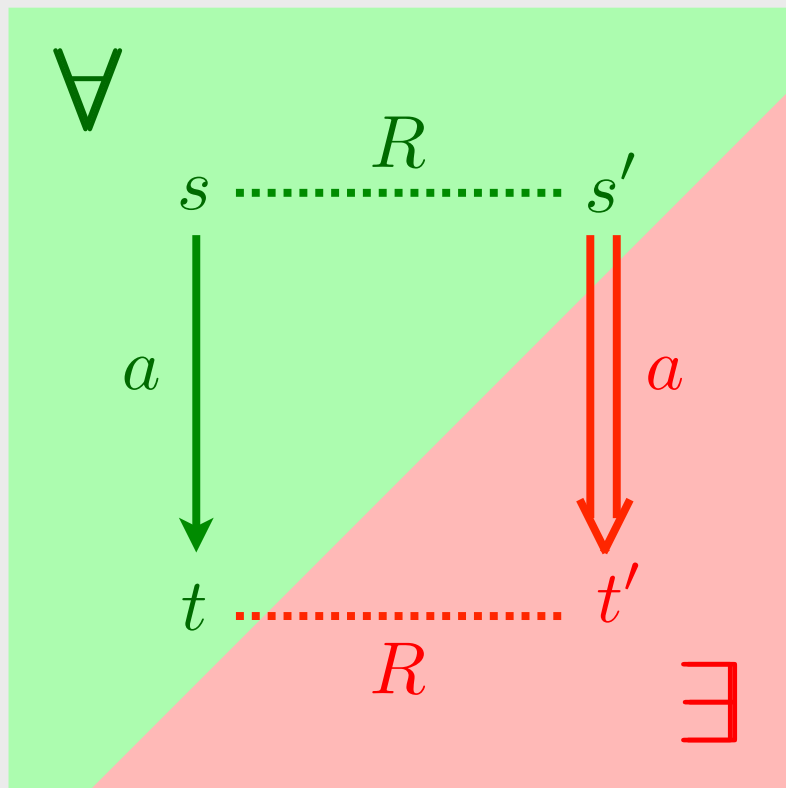
```
const N = 1
range T = 0..N
```

```
SUMLATE = (in[a:T] [b:T] -> CARRY[a] [b]),
CARRY[s:T] [t:T] = (out[s+t] -> SUMLATE).
```



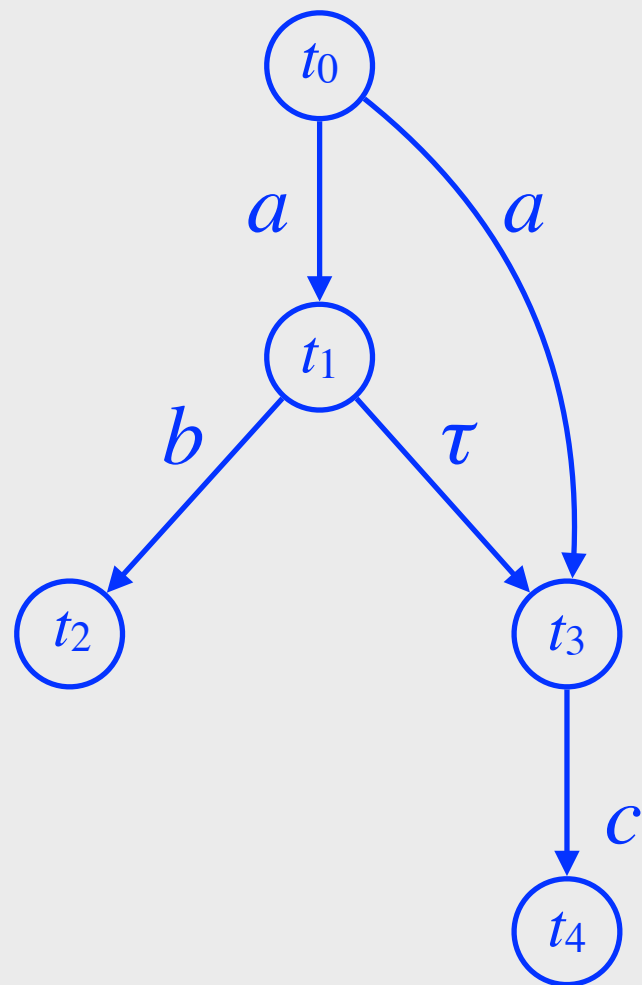
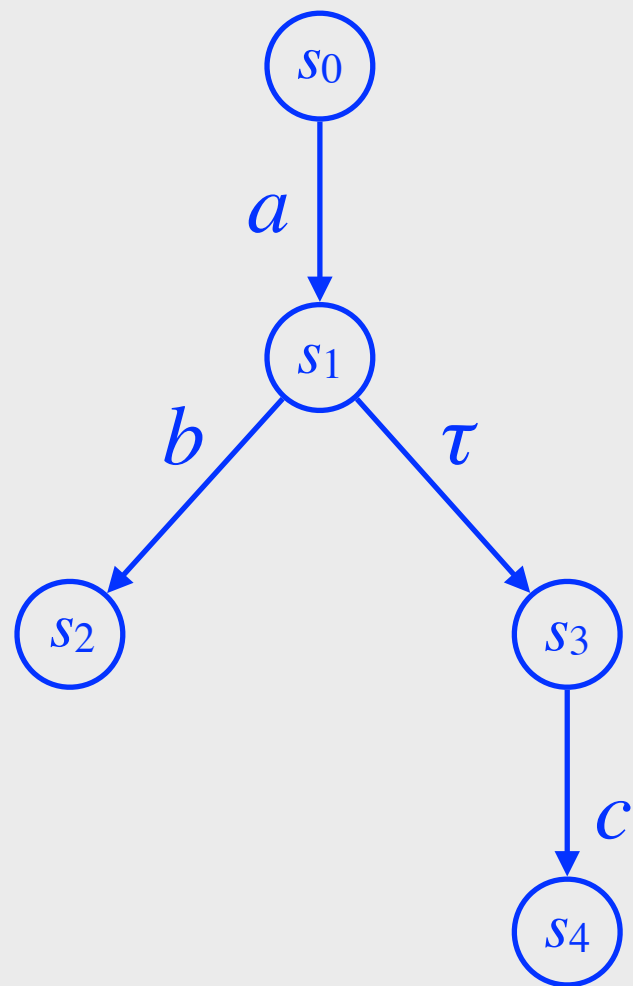
# Bisimulación débil en LTS

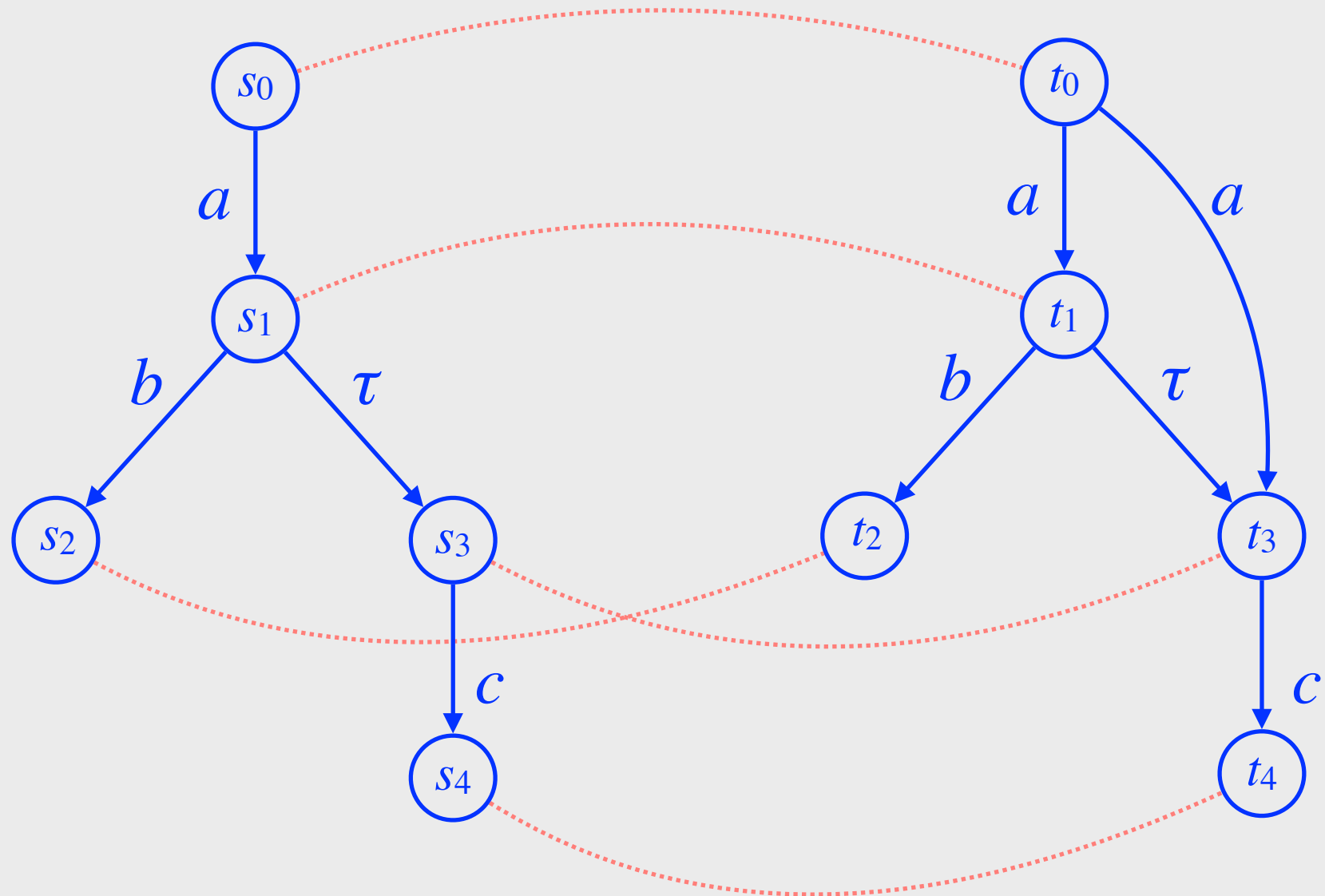
$$s \Longrightarrow t \text{ se define como } \begin{cases} s \xrightarrow{\tau}^* t & \text{si } a = \tau \\ s \xrightarrow{\tau}^* \xrightarrow{a} \xrightarrow{\tau}^* t & \text{si } a \neq \tau \end{cases}$$

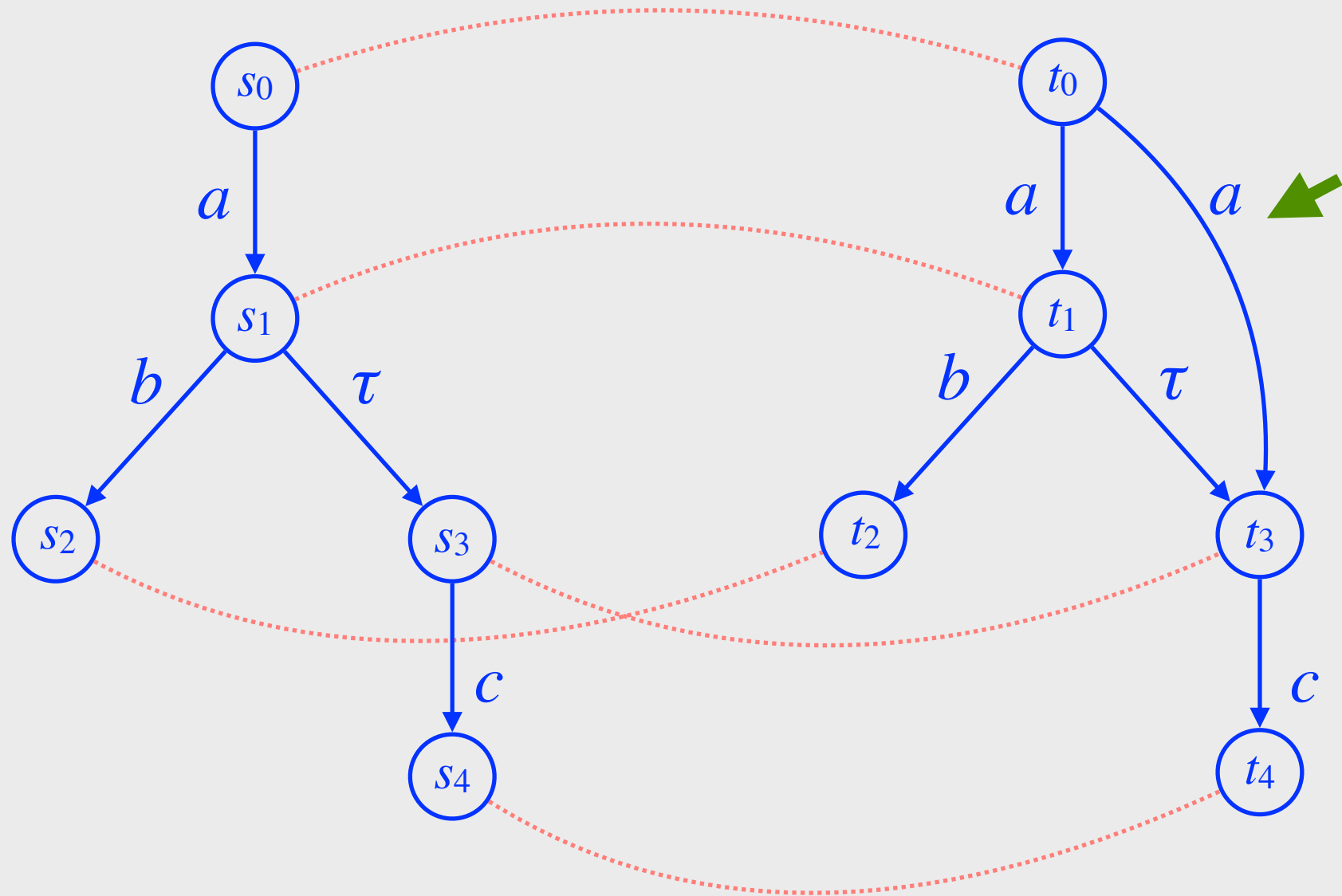


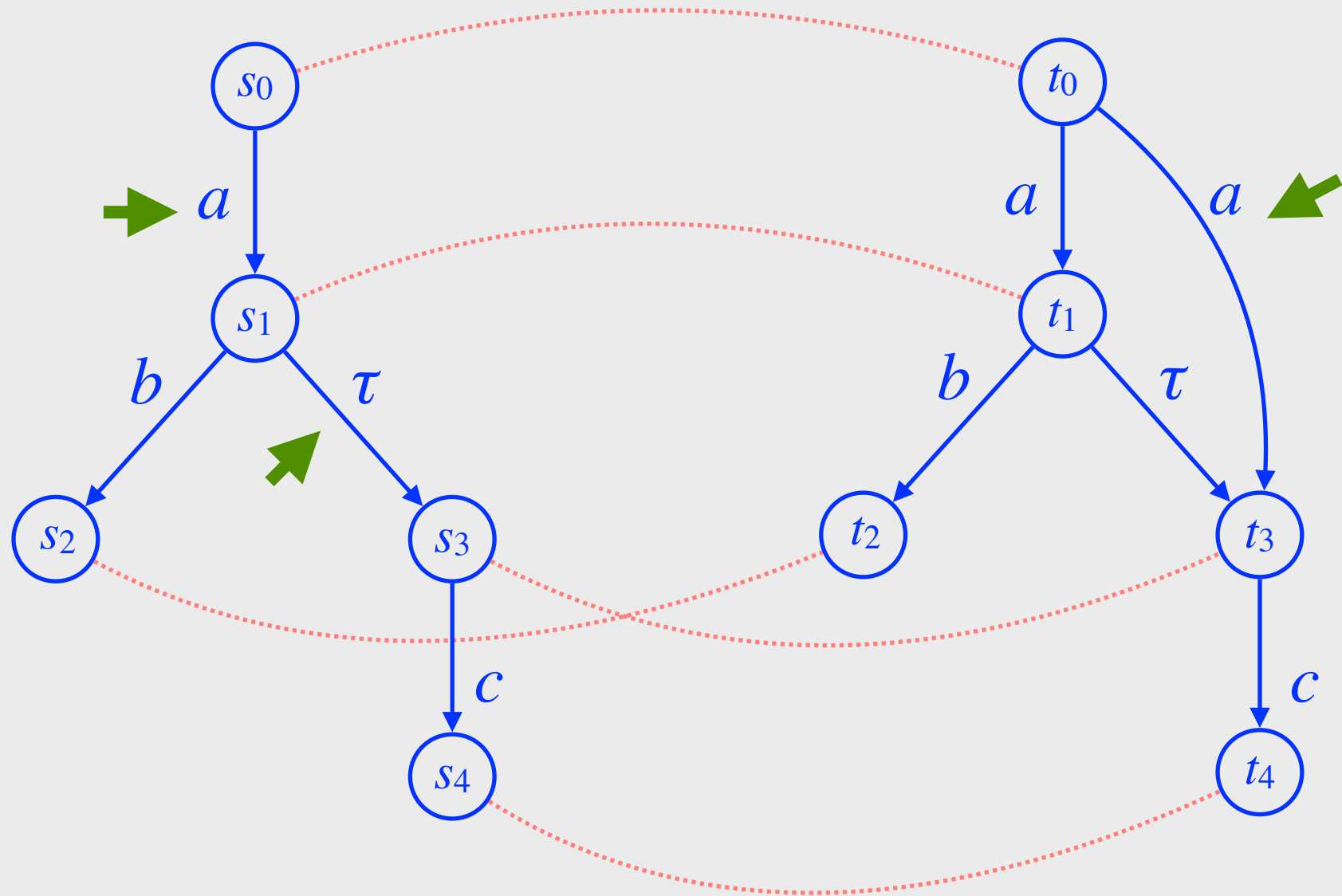
$R^{-1}$  también debe  
satisfacer esta propiedad

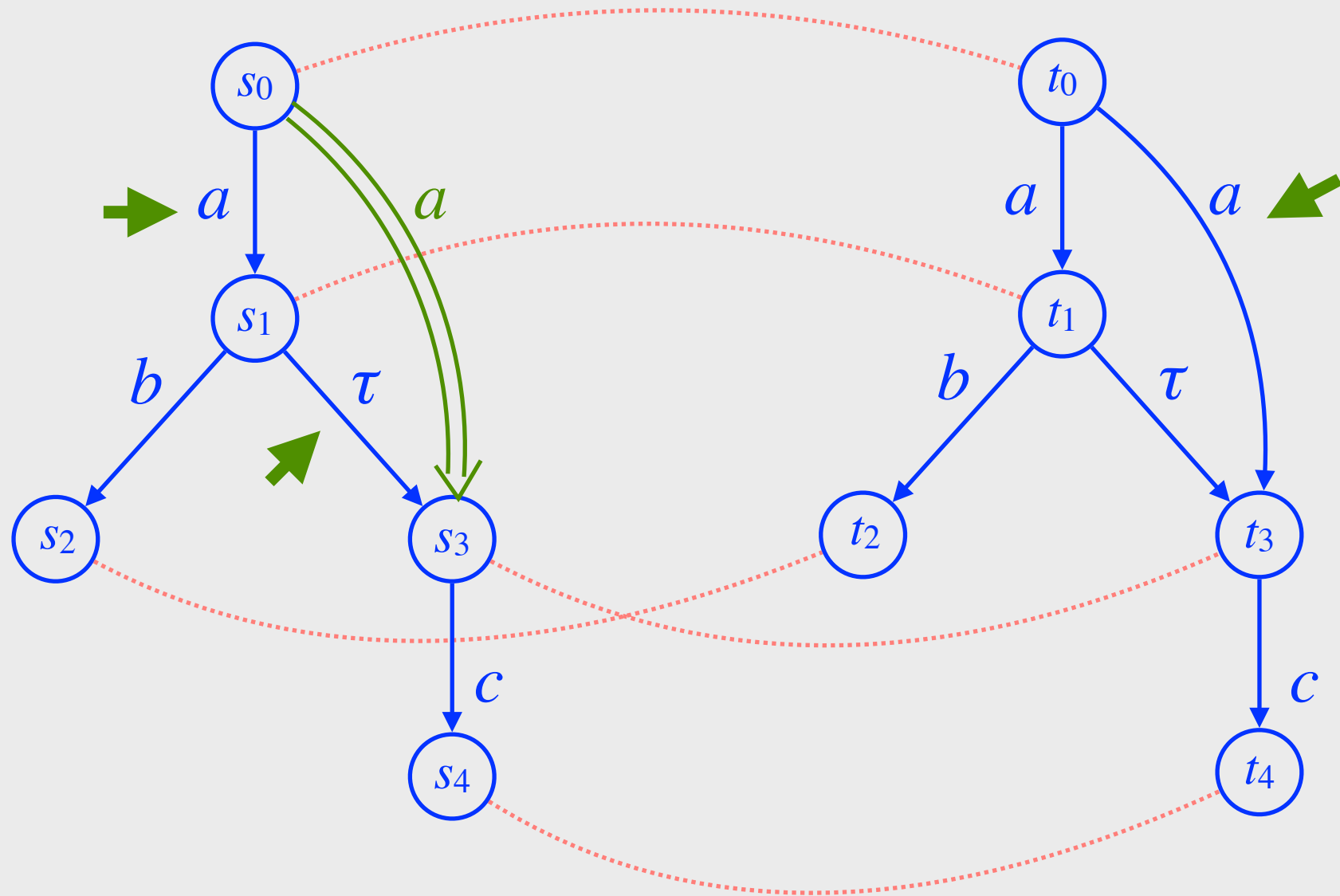










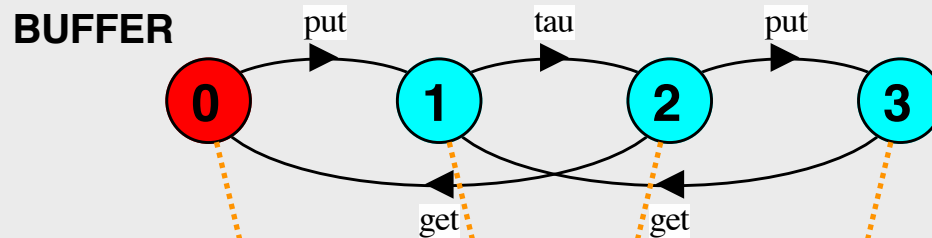


# Bisimulación débil en LTS

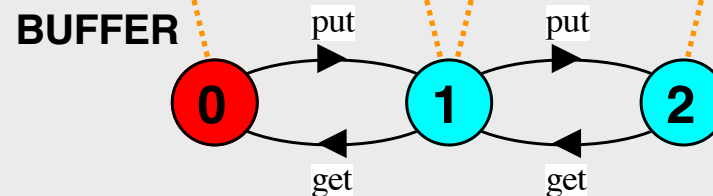
ONEBUFF = (put -> get -> ONEBUFF).

```
|| BUFFER(N=2) = ([1..N]:ONEBUFF  
  )/{put/[1].put,  
    [i:2..N].put/[i-1].get,  
    get/[N].get  
  }@{put,get}.
```

LTS de BUFFER  
original



LTS de BUFFER  
minimizado



# Bisimulación débil en LTS

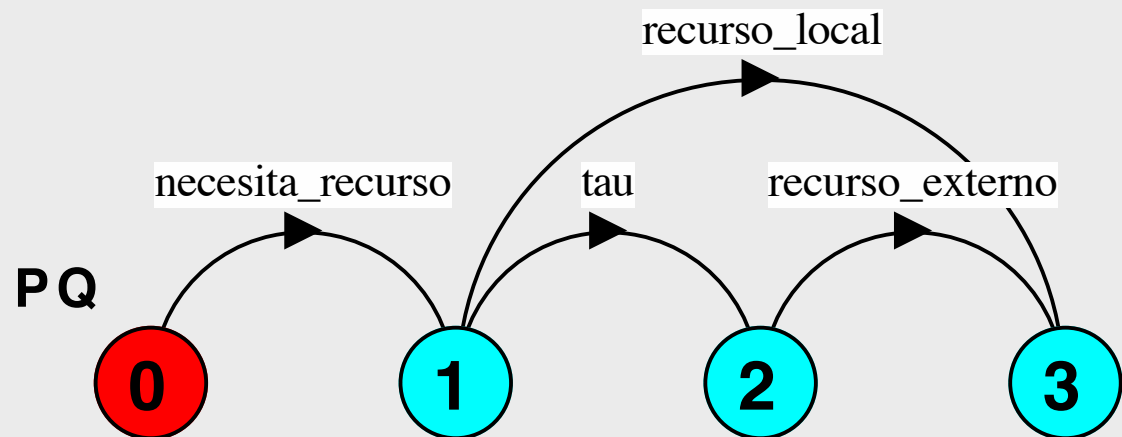
Bajo bisimulación débil, no siempre es posible eliminar las acciones tau

```
P = ( necesita_recurso -> ( recurso_local -> STOP  
                                | sync -> STOP)  
    ).
```

```
Q = ( sync -> recurso_externo -> STOP ).
```

```
||PQ = (P || Q) \ {sync}.
```

El LTS de PQ ya  
está minimizado



# Comunicación mediante pasaje de mensajes

Además de la comunicación mediante recursos compartidos y la sincronización mediante TADs específicos, los procesos pueden comunicarse y/o sincronizarse a través de pasaje de mensajes. Veremos tres esquemas de pasaje de mensajes, a través de canales.

## 👁 **Pasaje de mensajes sincrónico**

En el pasaje de mensajes a través de canales sincrónicos, las operaciones que se consideran son:

- 👁  **$send(e, c)$**  envía el valor de la expresión  **$e$**  a través del canal  **$c$** .
- 👁  **$v = receive(c)$**  recibe un dato a través del canal  **$c$**  y lo almacena en  **$v$** .

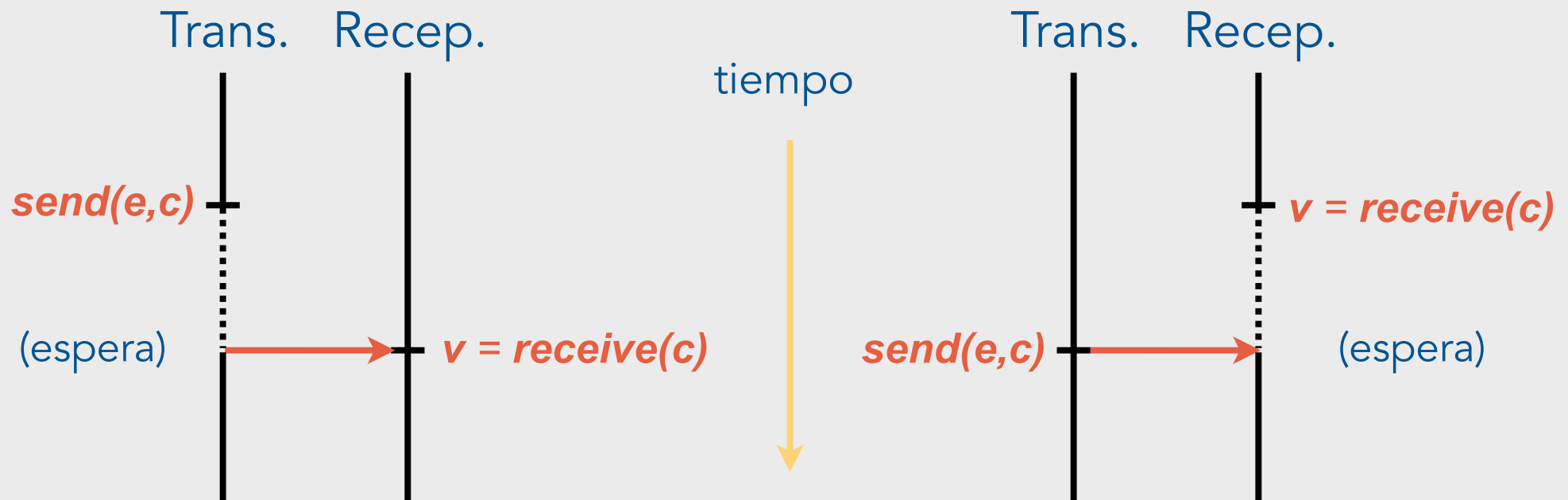


# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Pasaje de mensajes sincrónico

Cuando un proceso necesita ejecutar una operación de comunicación a través de un **canal sincrónico** (ya sea de envío o recepción), **este se bloquea hasta tanto otro proceso realice la acción complementaria.**

Luego de la comunicación, los procesos continúan independientemente.



# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Pasaje de mensajes sincrónico

Para modelar las operaciones de envío y recepción de mensajes a través de canales sincrónicos en FSP podemos usar acciones indexadas:

- ***send(e,chan)*** se implementa con ***chan.send[e]***.
- ***v = receive(chan)*** se implementa con ***chan.receive[v:M]***.

```
range M = 0..9
```

```
SENDER = SENDER[0],
```

```
SENDER[e:M] = (chan.send[e]->SENDER[(e+1)%10]).
```

```
RECEIVER = (chan.receive[v:M]->RECEIVER).
```

```
||SyncMsg = (SENDER || RECEIVER)/{chan/chan.{send,receive}}.
```

Los eventos **send** y **receive** deben sincronizarse apropiadamente

# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Recepción selectiva

A través de un mensaje selecciona lo que va a hacer, elige lo q hace. Se modela con guardas. Ver ejemplo del libro con el estacionamiento

- Permite recibir mensajes que llegan a través de distintos canales o inclusive otros eventos (ej: timeouts).
- Se implementa a través de la **elección** (con condiciones, si es necesario) y corresponde a un **select** de **Ada** u **Occam**.
- En **C**, la operación **select** se encuentra en una de las librerías. (Hagan

```
MsgCarPark::
```

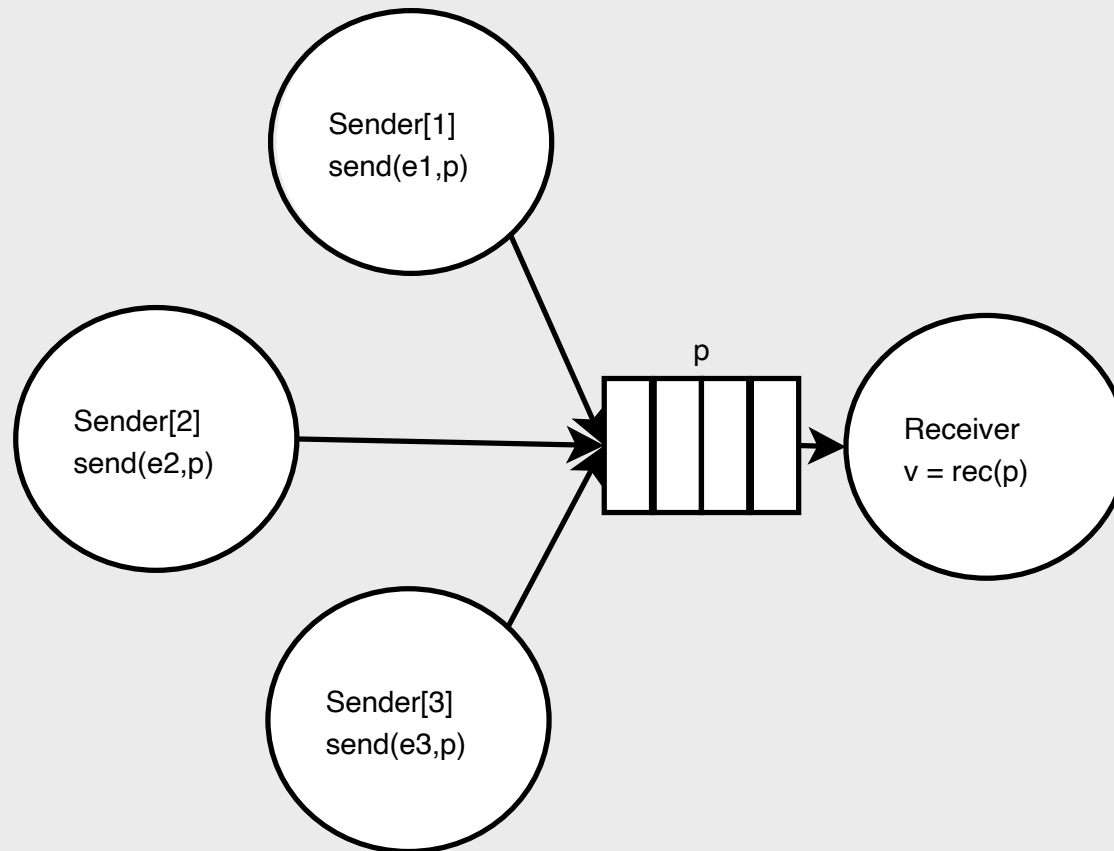
```
while(true)
  select
    when spaces>0 and receive(arrive) => ++spaces;
  or
    when spaces< N and receive(depart) => --spaces;
end
```

selecciona entre 2 msg.

# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Pasaje de mensajes asíncrono

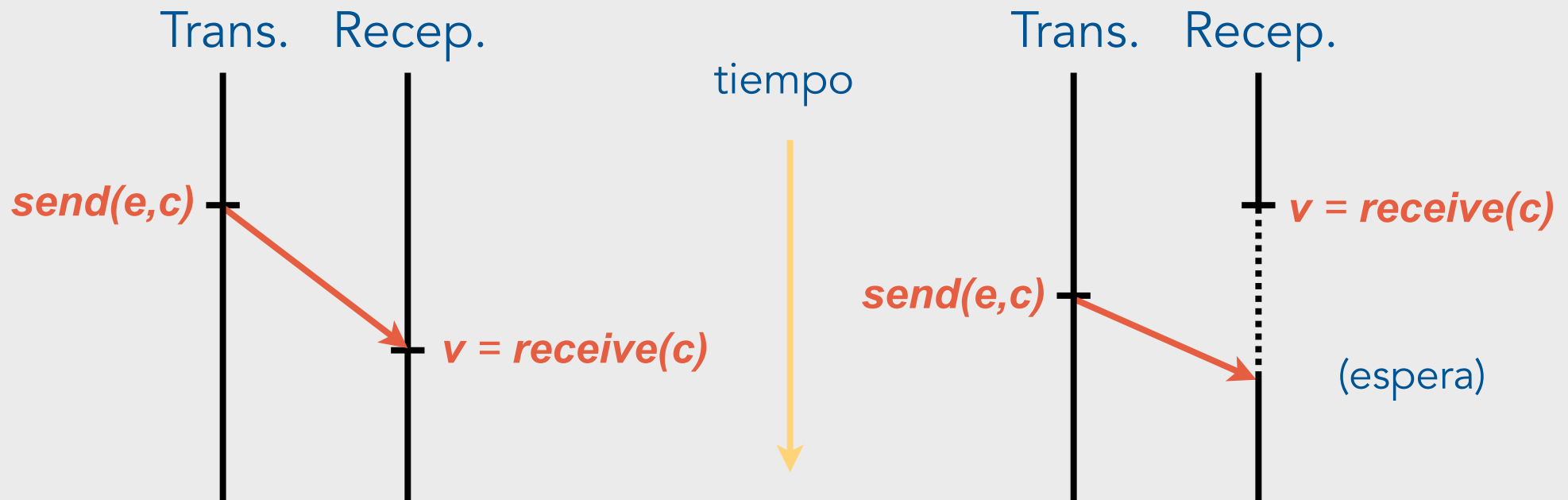
En el pasaje de mensajes asíncrono, la acción de envío no se bloquea, y los mensajes se almacenan en buffers, hasta que las acciones de recepción son ejecutadas.



# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Pasaje de mensajes asíncrono

Se implementan con las mismas primitivas **send** y **receive** que para el pasaje de mensaje síncrono, sólo que **send** no es bloqueante.



# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Pasaje de mensajes asíncrono

Para modelar las operaciones de envío y recepción de mensajes a través de canales asíncronos en FSP debemos considerar buffers acotados (debe preservarse la finitud de los modelos). Para hacer esto puede utilizarse un modelo de puertos:

```
range M = 0..9
set    S = { [M] , [M] [M] }

PORT           //empty state, only send permitted
  = (send[x:M]->PORT[x]),
PORT[h:M]      //one message queued to port
  = (send[x:M]->PORT[x][h]  notación como de listas para encolar
    |receive[h]->PORT
    ),
PORT[t:S][h:M] //two or more  messages queued to port
  = (send[x:M]->PORT[x][t][h]
    |receive[h]->PORT[t]
    ).
```

# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Pasaje de mensajes asíncrono

```

range M = 0..9
set S = { [M], [M] [M] }
PORT
    = (send[x:M]->PORT[x]),
PORT[v:M]
    = (send[x:M]->PORT[x][v]
      | receive[v]->PORT),
PORT[s:S][v:M]
    = (send[x:M]->PORT[x][s][v]
      | receive[v]->PORT[s]).
  
```

```

ASENDER = ASENDER[0],
ASENDER[e:M] = (port.send[e]->ASENDER[(e+1)%10]).
  
```

```

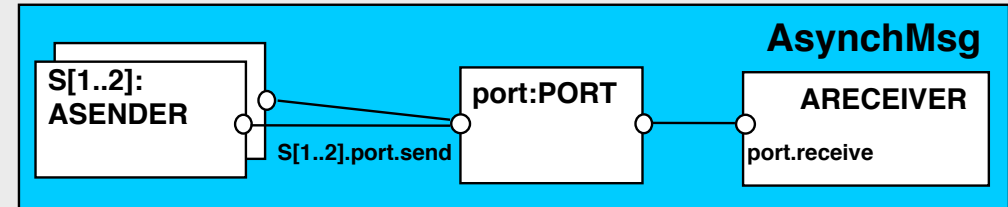
ARECEIVER = (port.receive[v:M]->ARECEIVER).
  
```

```

|| AsyncMsg = (s[1..2]:ASENDER || ARECEIVER || port:PORT)
              /{s[1..2].port.send/port.send}.
  
```

```

|| Abstract = AsyncMsg
              /{s[1..2].port.send/s[1..2].port.send[M],
                port.receive/port.receive[M]
              }.
  
```



# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Pasaje de mensajes asíncrono

```
range M = 0..9
set S = {[M], [M] [M]}

PORT //empty state, only send permitted
= (send[x:M]->PORT[x]),
PORT[h:M] //one message queued to port
= (send[x:M]->PORT[x] [h]
|receive[h]->PORT
),
PORT[t:S] [h:M] //two or more messages queued to port
= (send[x:M]->PORT[x] [t] [h]
|receive[h]->PORT[t]
).
```

Canal como un  
buffer con overflow

```
range M = 0..9

ONEBUFF = (put[x:M] -> get[x] -> ONEBUFF).

||BUFFER(N=3) = ([1..N]:ONEBUFF
)/{put/[1].put,
[i:2..N].put/[i-1].get,
get/[N].get
}@{put,get}.
```

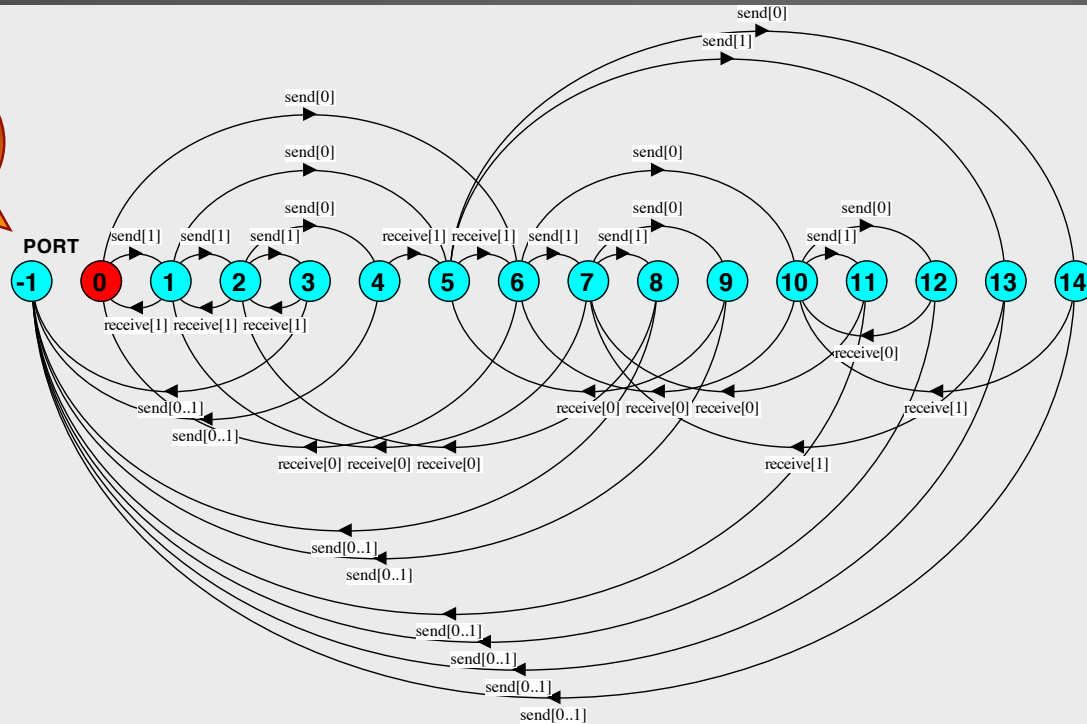
Canal como un  
buffer bloqueante



# Comunicación mediante pasaje de mensajes

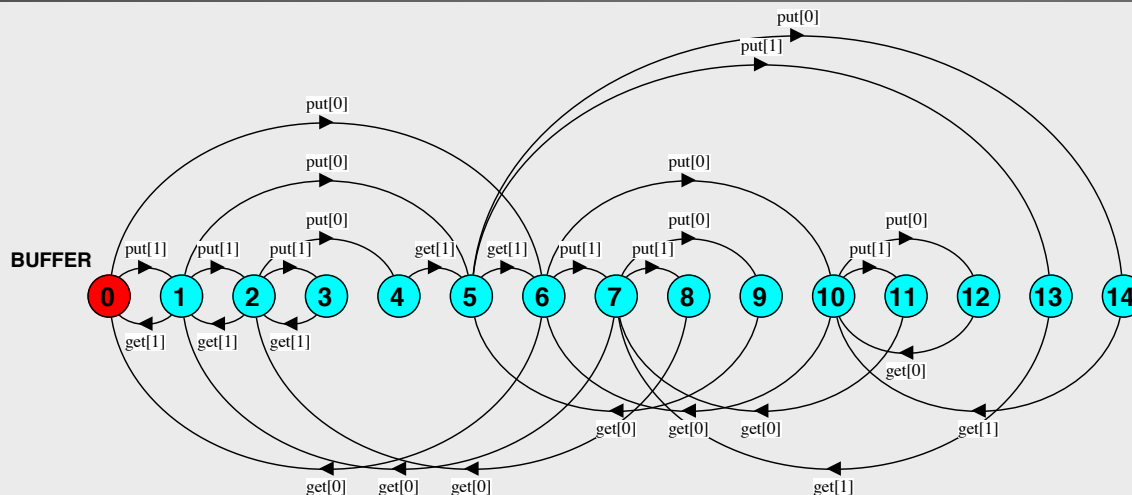
## Pasaje de mensajes asíncrono

Estado  
erróneo



Canal como un  
buffer con overflow

produce un estado de error porque no puedo  
agregar 4 mensajes.



Canal como un  
buffer bloqueante

Una vez que se llenó espera desocuparse,  
no genera estado de error

# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Rendezvous (o Request-Reply)

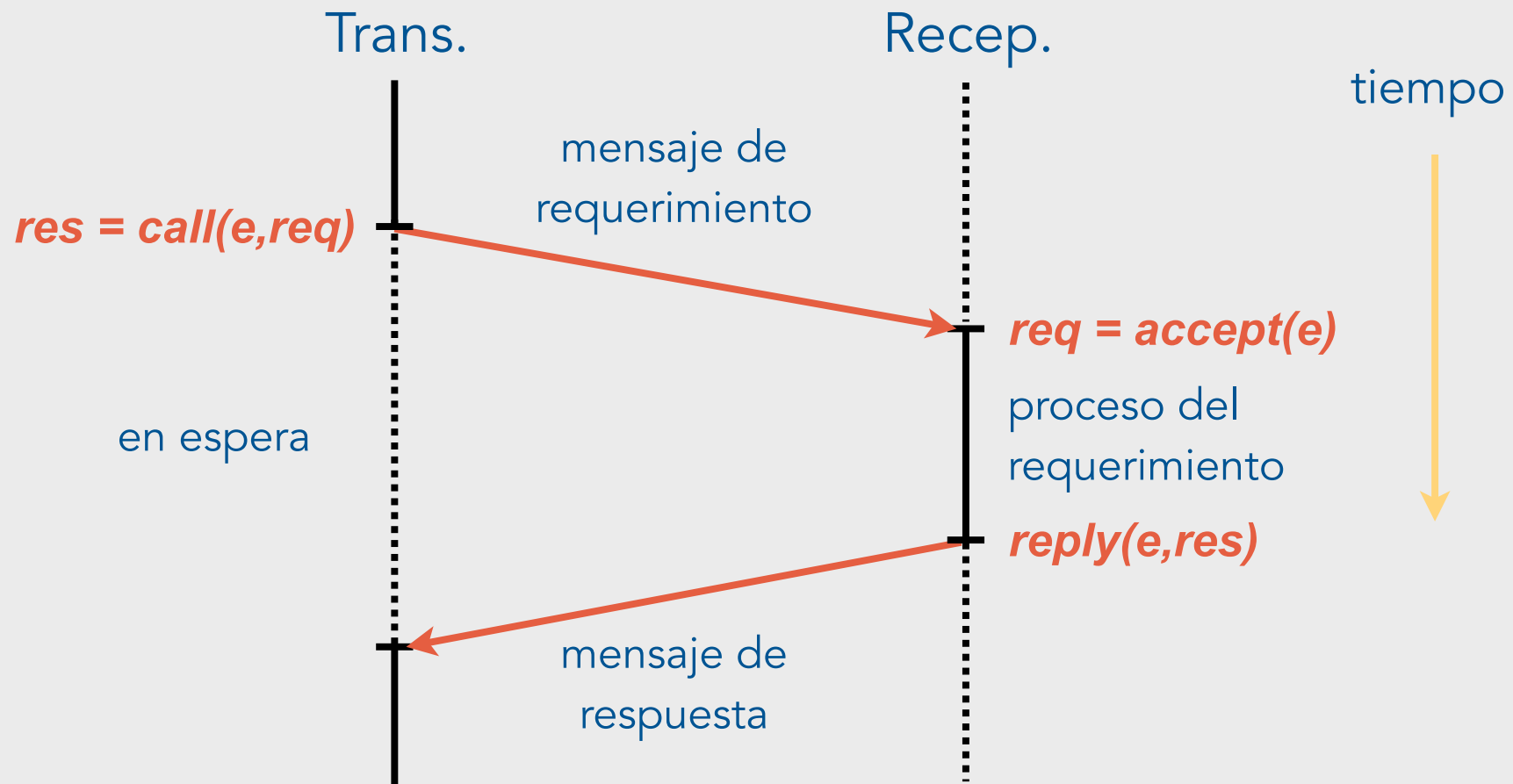
Es un protocolo de pasaje de mensajes utilizado para soportar interacción cliente-servidor.

Acá pide algo, un requerimiento. En el caso anterior sólo envía dato. (Cliente y server)

- **$res = call(e, req)$**  envía el valor  **$req$**  estableciendo el requerimiento que se encolará en la entrada  **$e$** . Luego se bloquea hasta la ocurrencia del mensaje de respuesta, el que será recibido en la variable  **$res$** .
- **$req = accept(e)$**  recibe el valor del requerimiento en  **$e$**  y lo almacena en  **$req$** . Si no hay requerimientos encolados en la entrada se bloquea a la espera de estos.
- **$reply(e, res)$**  envía el resultado  **$res$**  como respuesta al mensaje entrado a través de  **$e$** .

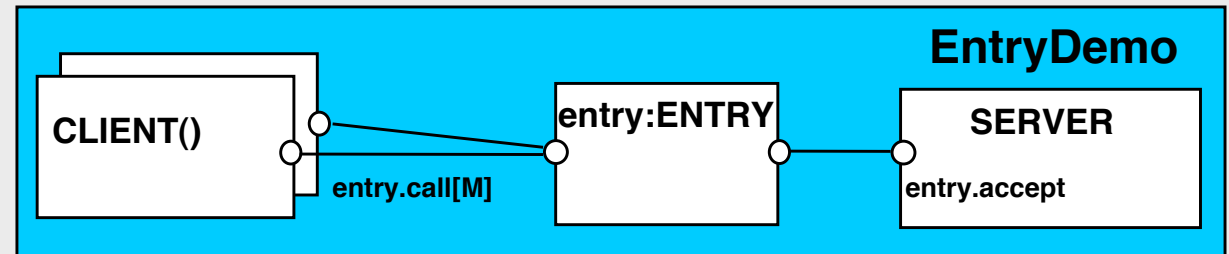
# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Rendezvous



# Comunicación mediante pasaje de mensajes

## Rendezvous



```

set M = {replyA,replyB}
set S = {[M], [M] [M]}
  
```

```

PORT                = (send[x:M]->PORT[x]),
PORT[v:M]            = (send[x:M]->PORT[x] [v]
                        |receive[v]->PORT),
PORT[s:S] [v:M]      = (send[x:M]->PORT[x] [s] [v]
                        |receive[v]->PORT[s]).
  
```

Canal: evento

```

||ENTRY = PORT/{call/send, accept/receive}.
  
```

```

CLIENT(CH='reply') = (entry.call[CH]->[CH]->CLIENT).
  
```

para indicar que es un evento

acepta por cualquiera de los clientes.

No le mando el requerimiento mismo, sino el cliente dice dónde tiene q enviarlo para responder.

```

SERVER = (entry.accept[ch:M]->[ch]->SERVER).
  
```

channel tiene pedido y el dato a la vez, representa las dos cosas.

```

||EntryDemo = (CLIENT('replyA') || CLIENT('replyB')
               || entry:ENTRY || SERVER ).
  
```

entry.call, entry.accept.