Linguaggi di Programmazione

Roberta Gori

CCS sintassi & semantica operazionale-11.1.,11.2,11.3

CCS
Calculus of Communicating Systems

Sequenziale vs Concorrente

Esempio: un programma con 2 thread

```
#include <stdio.h>
#include <pthread.h>
#include <unistd.h>

// Funzione eseguita dal primo thread
void* stampa_thread1(void* arg) {
   for (int i = 0; i < 10; i++) {
       printf("Thread 1: messaggio %d\n", i);
       usleep(100000); // pausa di 100ms
   }
   return NULL;
}

// Funzione eseguita dal secondo thread
void* stampa_thread2(void* arg) {
   for (int i = 0; i < 10; i++) {
       printf("    Thread 2: messaggio %d\n", i);
       usleep(100000); // pausa di 100ms
   }
   return NULL;
}

int main() {
   pthread_t t1, t2;

   // Creazione dei thread
   pthread_create(&t1, NULL, stampa_thread1, NULL);
   pthread_create(&t2, NULL, stampa_thread2, NULL);

   // Attesa che entrambi i thread finiscano
   pthread_join(t1, NULL);
   pthread_join(t2, NULL);

  printf("Fine del programma.\n");
   return 0;
}
```

per compilare

```
gcc main.c -lpthread
```

Concorrenza

IMP/HOFL (paradigmi sequenziali)
- determinatezza
- due programmi che non terminano sono equivalenti

paradigmi concorrenti
- presentano un non determinismo intrinseco agli osservatori esterni
- la non terminazione può essere una caratteristica desiderabile (ad esempio nei server)
- non tutti i processi non terminanti sono equivalenti
- l'interazione è un problema primario
- sono necessarie nuove nozioni di comportamento / equivalenza

CCS: le basi

Algebra di processi

- focus su pochi operatori primitivi (caratteristiche essenziali)
- sintassi concisa per costruire e comporre processi
- non è un vero e proprio linguaggio di programmazione anche se ha piena potenza di calcolo (Turing-equivalente)

L'accento e' sulla comunicazione tra processi

- binaria, passaggio di messaggi su canali

Semantica operativa strutturale

- small steps (Labelled Transition System, LTS)
- processi come stati
- interazioni come etichette
- definito da regole di inferenza
- definito per induzione sulla struttura dei processi

Transizioni con etichette

interazione continua
con l'ambiente
(costituito dagli altri processi)

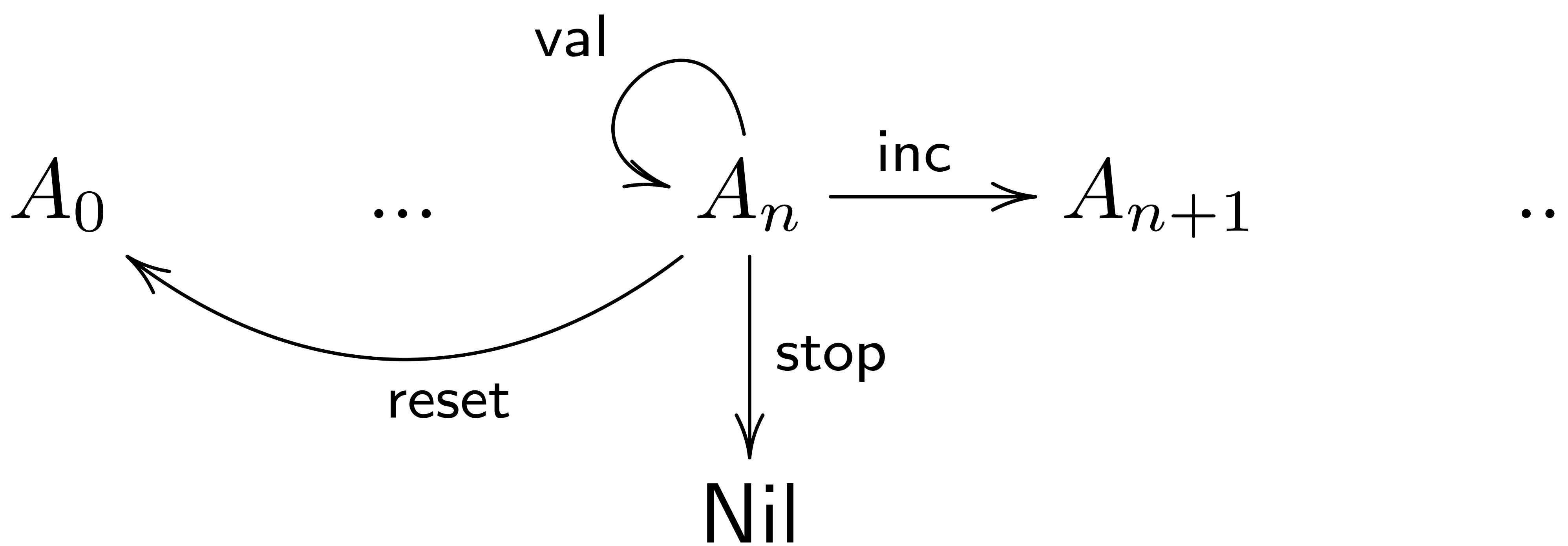
$$p \xrightarrow{\mu} q$$

un processo
nel suo stato attuale

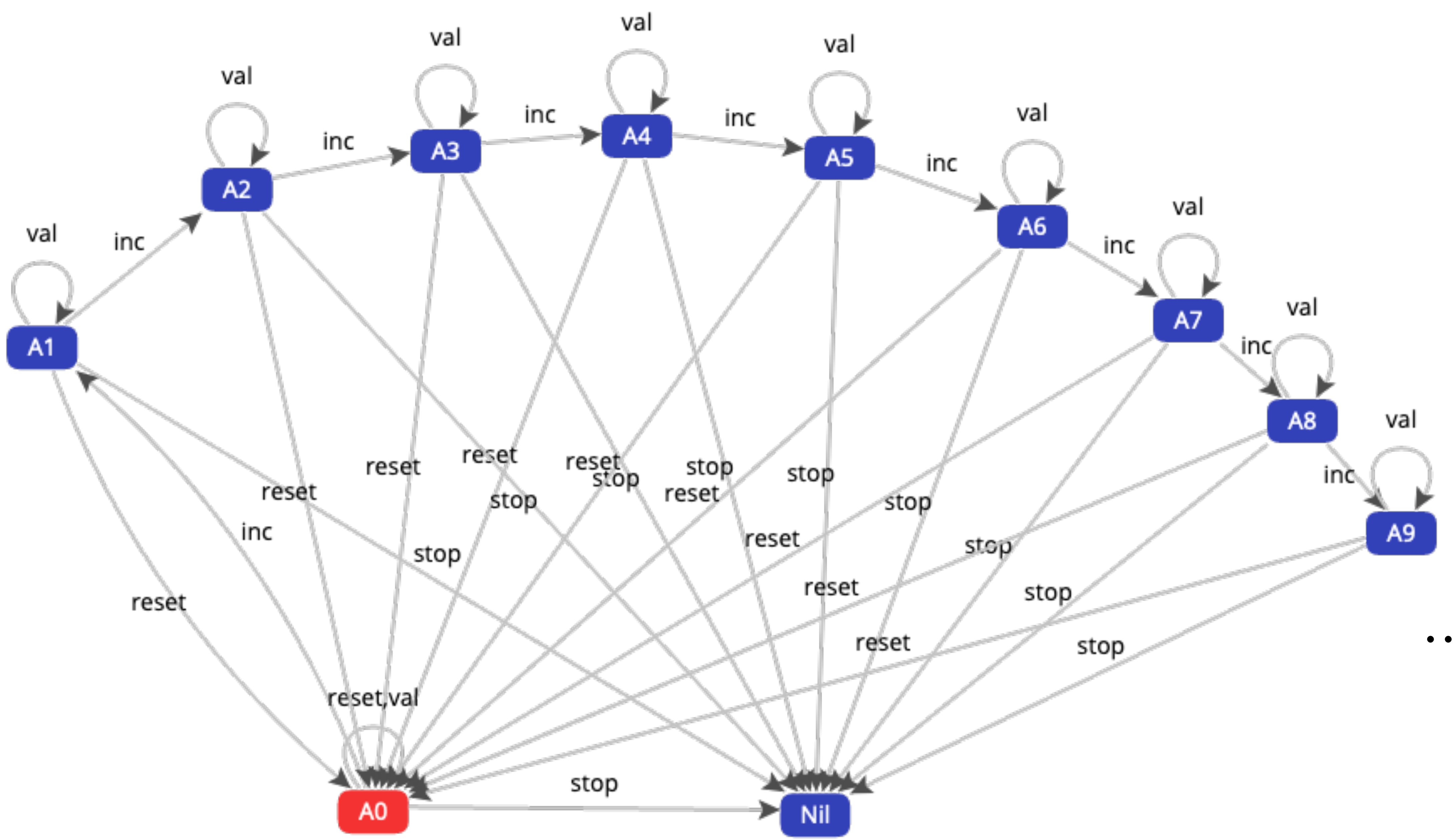
il processo p
dopo l'interazione
diventa il processo q

numero di stati/transizioni
può essere infinito

Esempio: contatore



LTS: Labelled Transition System



CCS: stati e etichette

Cos'è un processo p?

un agente sequenziale

un sistema è formato da molti agenti sequenziali che interagiscono

Cos'è un'etichetta μ?

un' azione (ad esempio di uscita) $\alpha!v$ — invia v sul canale α

un' azione (ad esempio di ingresso) $\alpha?v$ — riceve v sul canale α

un'azione interna (azione silenziosa) τ — comunicazione conclusa
(nessuna interazione con l'ambiente)

CCS: azioni & coazioni

Possiamo essere ancora più astratti di così
senza perdere espressività computazionale

non teniamo conto dei valori comunicati
(immaginate che ci sia un canale dedicato per ogni valore)

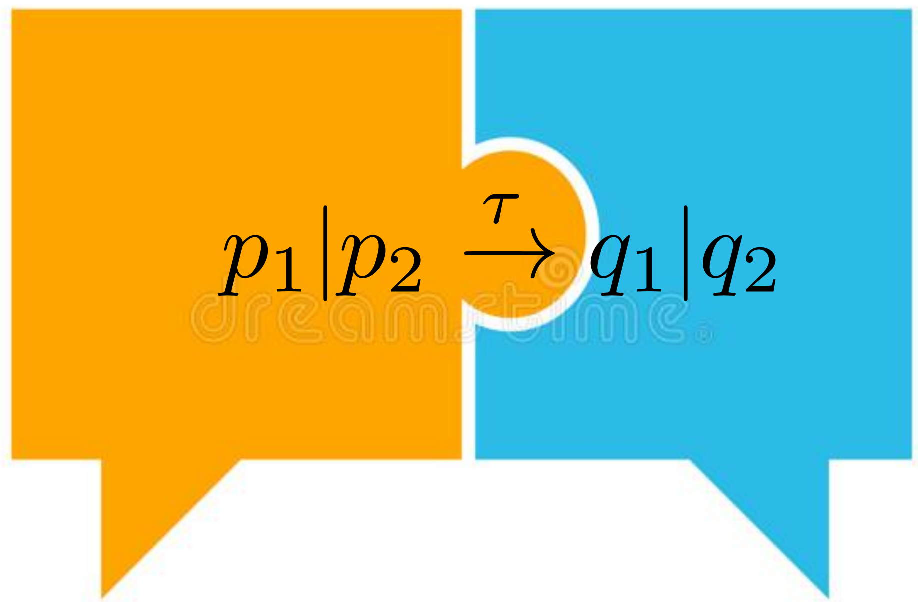
$\alpha!v$ diventa solo $\overline{\alpha_v}$ o solo $\overline{\alpha}$

$\alpha?v$ diventa solo α_v o solo α

λ denota o α o $\overline{\alpha}$

$\overline{\lambda}$ denota il suo duale (assumiamo $\overline{\overline{\alpha}} = \alpha$)

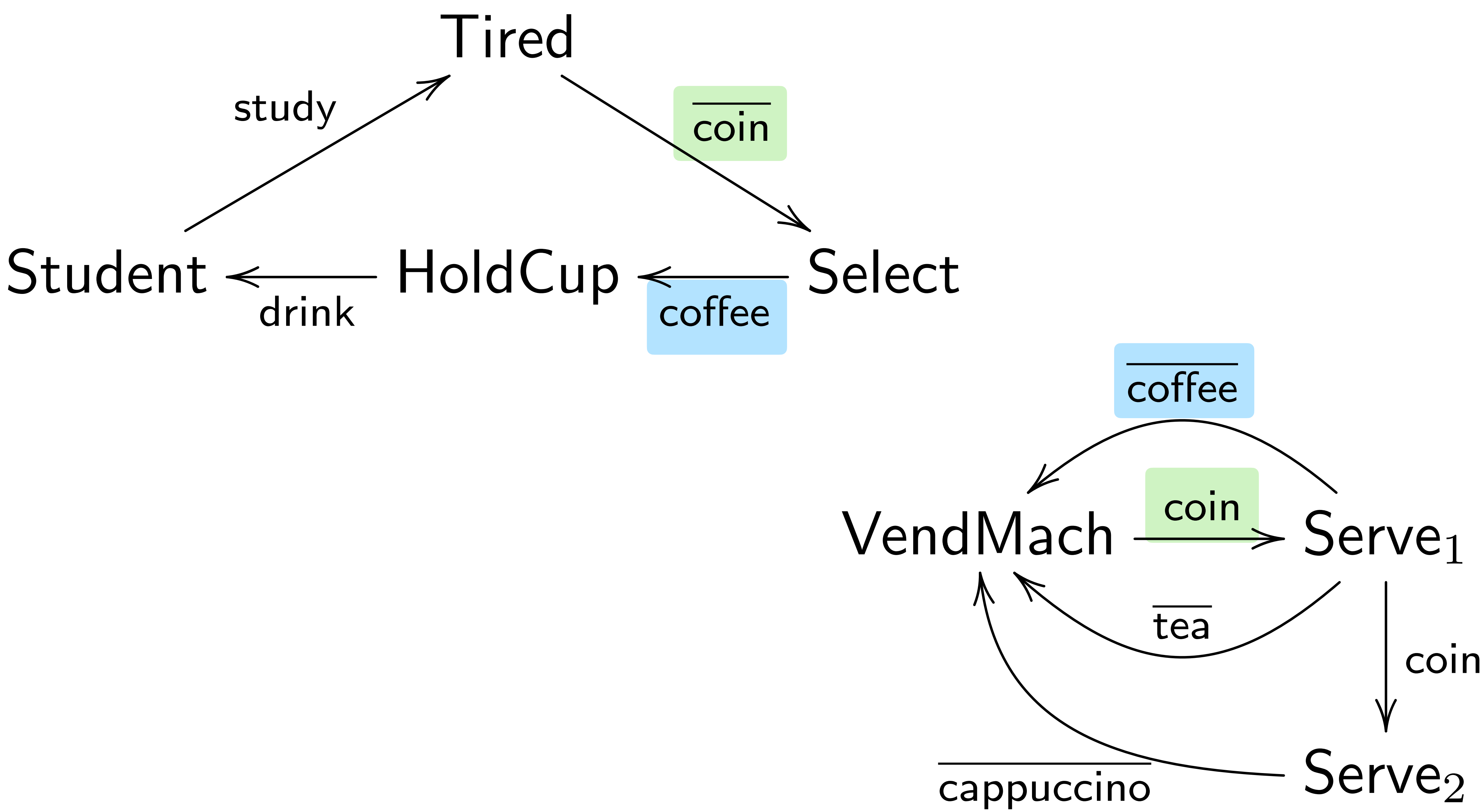
CCS: comunicazione



$$p_1 | p_2 \xrightarrow{\tau} q_1 | q_2$$

$$p_1 \xrightarrow{\lambda} q_1 \qquad\qquad p_2 \xrightarrow{\overline{\lambda}} q_2$$

Esempio: distributore automatico



Sintassi CCS

CCS: sintassi

$$
\begin{array}{llll}
p, q & ::= & \mathbf{nil} & \text{processo inattivo} \\
 & | & x & \text{variabile di processo (per la ricorsione)} \\
 & | & \mu.p & \text{prefisso azione} \\
 & | & p\backslash\alpha & \text{canale ristretto} \\
 & | & p[\phi] & \text{rietichettatura del canale} \\
 & | & p + q & \text{scelta nondeterministica} \\
 & | & p|q & \text{composizione parallela} \\
 & | & \mathbf{rec}\ x.\ p & \text{ricorsione}
\end{array}
$$

(gli operatori sono elencati in ordine di precedenza)

CCS: sintassi

$$
\begin{array}{rcl}
p, q & ::= & \mathbf{nil} \\
& | & x \\
& | & \mu.p \\
& | & p\backslash\alpha \\
& | & p[\phi] \\
& | & p + q \\
& | & p|q \\
& | & \mathbf{rec}\ x.\ p
\end{array}
$$

$$\mathbf{rec}\ x.\ \mathsf{coffee}.x + \mathsf{tea}.\mathbf{nil}\,|\,\mathsf{water}.\mathbf{nil}$$

che si legge

$$\mathbf{rec}\ x.\ (((\mathsf{coffee}.x) + \mathsf{tea}.\mathbf{nil})\,|\,\mathsf{water}.\mathbf{nil})$$

(gli operatori sono elencati in ordine di precedenza)

CCS: sintassi

l'unico operatore che lega variabili è l'operatore di ricorsione

$$\mathbf{rec}\ x.\ p$$

la nozione di variabile libera (di processo) è definita come al solito

$$\mathsf{fv}(p)$$

un processo è detto chiuso se non ha variabili libere

la nozione di capture avoiding substitution è definita come al solito

$$p[{}^{q}/_{x}]$$

i processi sono considerati alfa-rinominati rispetto alle variabili vincolate

$$\mathbf{rec}\ x.\ \mathsf{coin}.x = \mathbf{rec}\ y.\ \mathsf{coin}.y$$

semantica operazionale del CCS

CCS: etichette

$\mathcal{C}$ insieme di azioni (di ingresso), denotate da α

$\overline{\mathcal{C}}$ insieme di azioni (di uscita), denotate da $\overline{\alpha}$ $\quad \mathcal{C} \cap \overline{\mathcal{C}} = \emptyset$

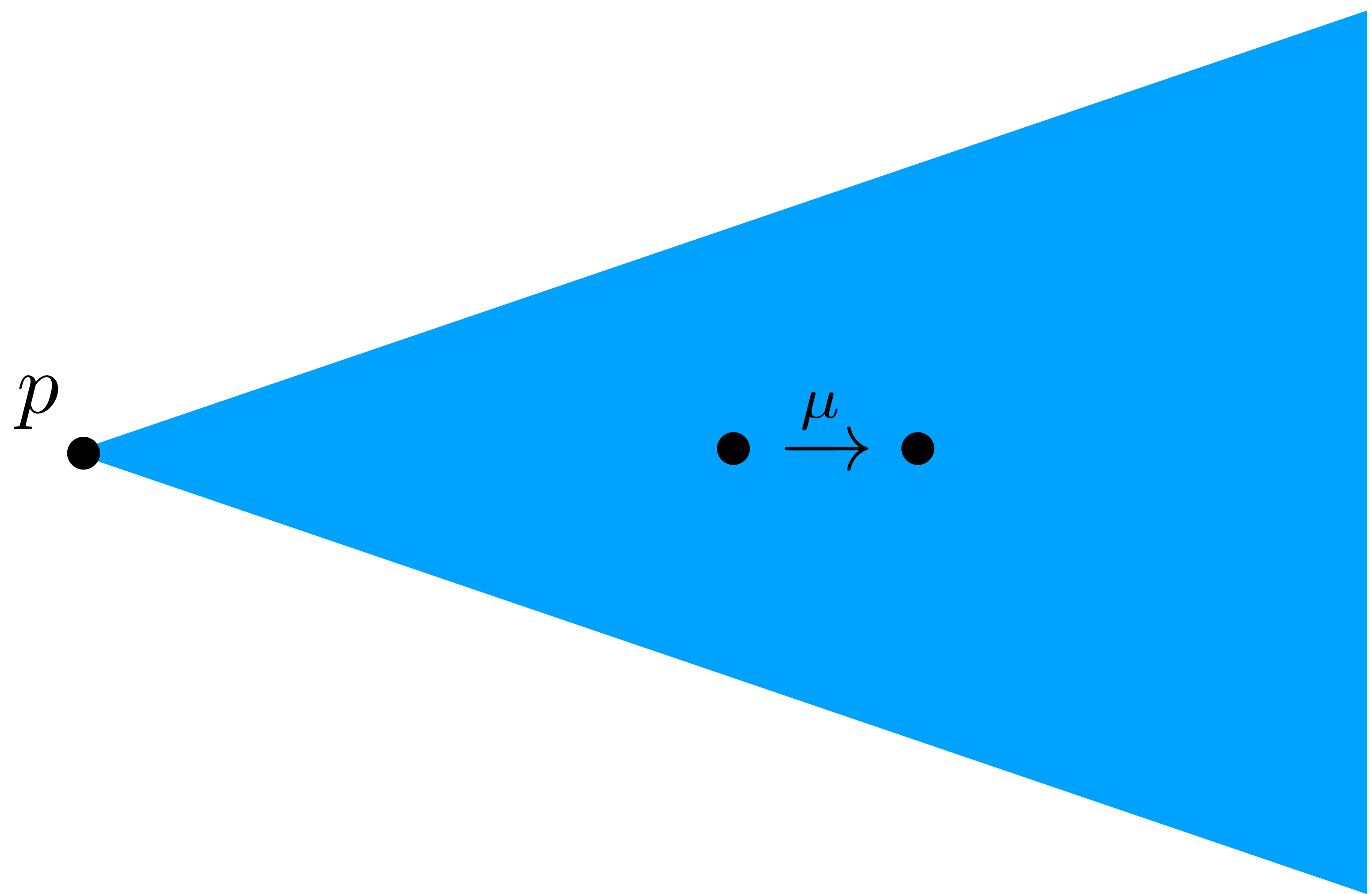
$\Lambda = \mathcal{C} \cup \overline{\mathcal{C}}$ insieme di azioni osservabili, denotate da $\lambda \; \overline{\lambda}$

$\tau \notin \Lambda$ un' azione silenziosa (a parte)

$\mathcal{L} = \Lambda \cup \{\tau\}$ insiemi di azioni, denotate da μ

LTS di un processo

l'LTS di p puo' essere infinito (uno stato per ogni processo)



a partire da p considera tutti gli stati raggiungibili:

l'LTS di un processo può essere finito/infinito

Processo Nil

$$\mathbf{nil} \not\rightarrow$$

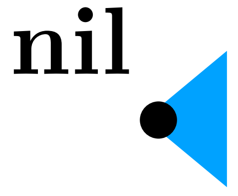
il processo inattivo non fa nulla

nessuna interazione è possibile con l'ambiente

rappresenta un agente terminato

nessuna regola di semantica operativa associata a nil

LTS di un processo



prefisso azione

Act) $\dfrac{}{\mu.p \xrightarrow{\mu} p}$

un processo con prefisso un’azione può eseguire l'azione e continuare come previsto

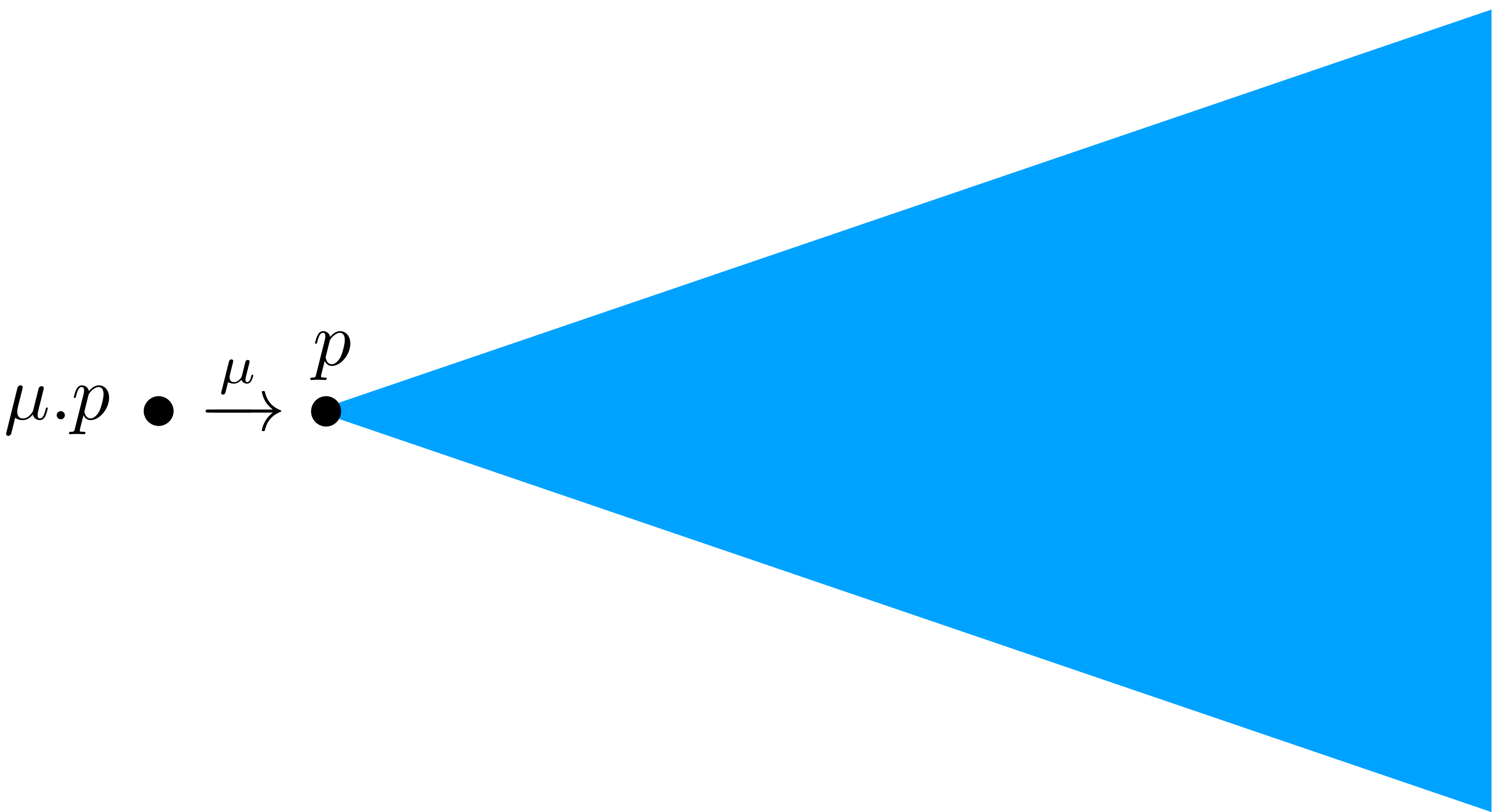
l'azione può comportare un'interazione con l'ambiente

$$coin.\overline{coffee}.\mathbf{nil}$$

aspetta una moneta, poi dà un caffè e poi si ferma

$$coin.\overline{coffe}.\mathbf{nil} \xrightarrow{coin} \overline{coffe}.\mathbf{nil} \xrightarrow{\overline{coffe}} \mathbf{nil}$$

LTS del processo



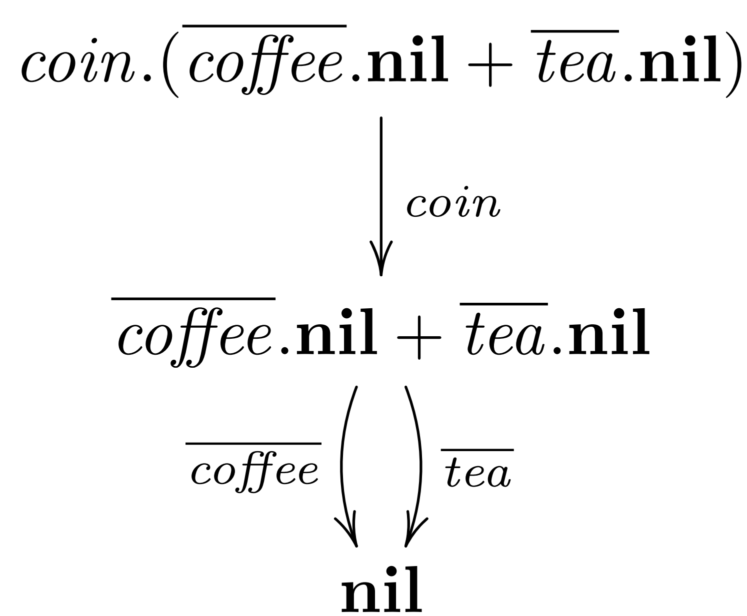
Scelta non deterministica

$$\text{SumL)}\ \frac{p_1 \stackrel{\mu}{\to} q}{p_1 + p_2 \stackrel{\mu}{\to} q} \qquad \text{SumR)}\ \frac{p_2 \stackrel{\mu}{\to} q}{p_1 + p_2 \stackrel{\mu}{\to} q}$$

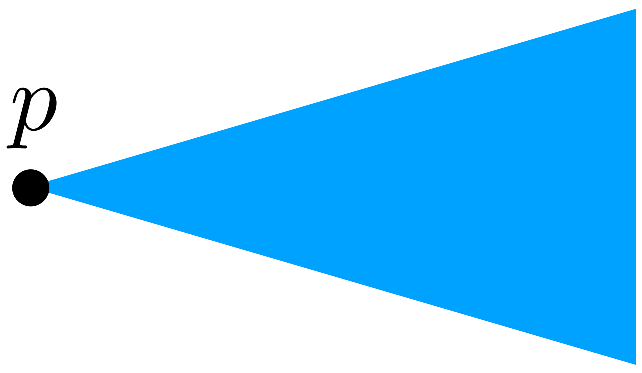
Il processo $p_1 + p_2$ può comportarsi come p_1 o come p_2

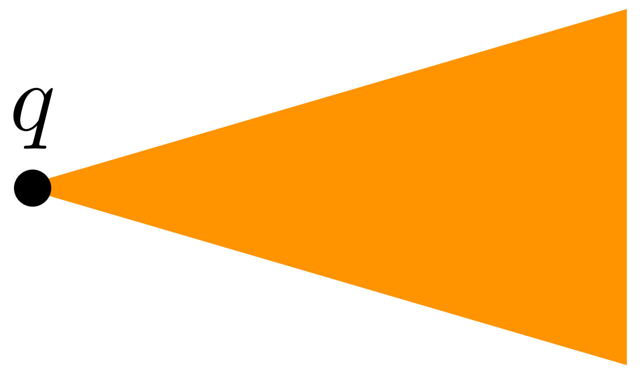
$$coin.(\overline{coffee}.\mathbf{nil} + \overline{tea}.\mathbf{nil})$$

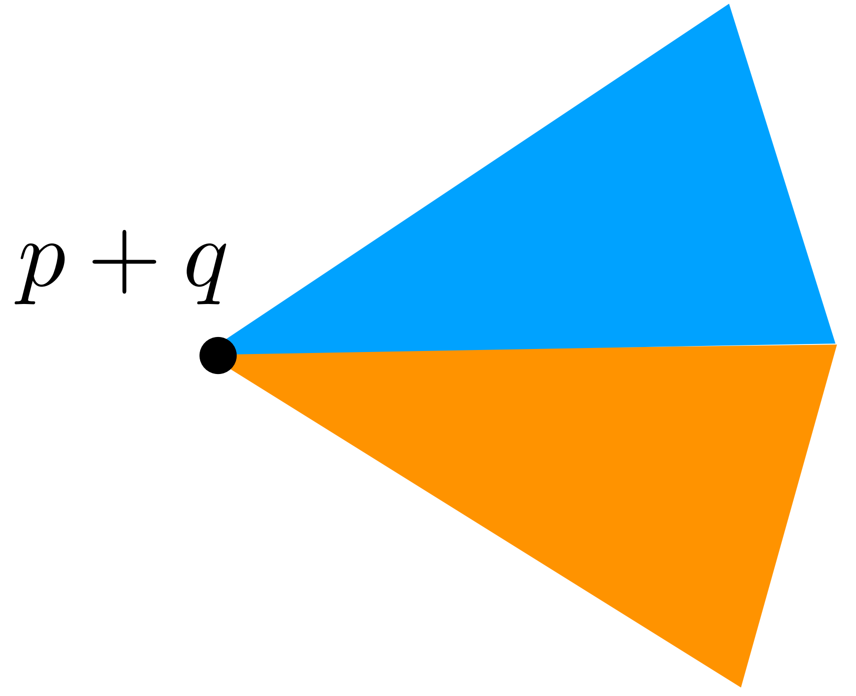
aspetta una moneta, poi dà un caffè o un tè, poi si ferma



LTS del processo







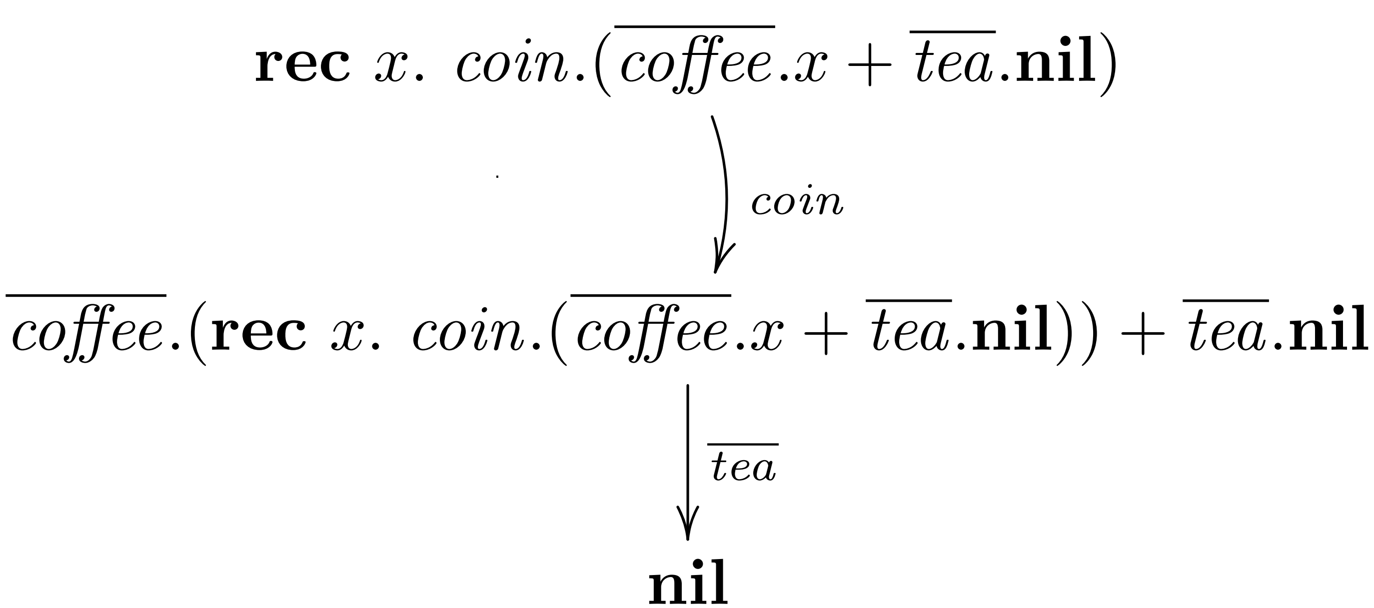
Ricorsione

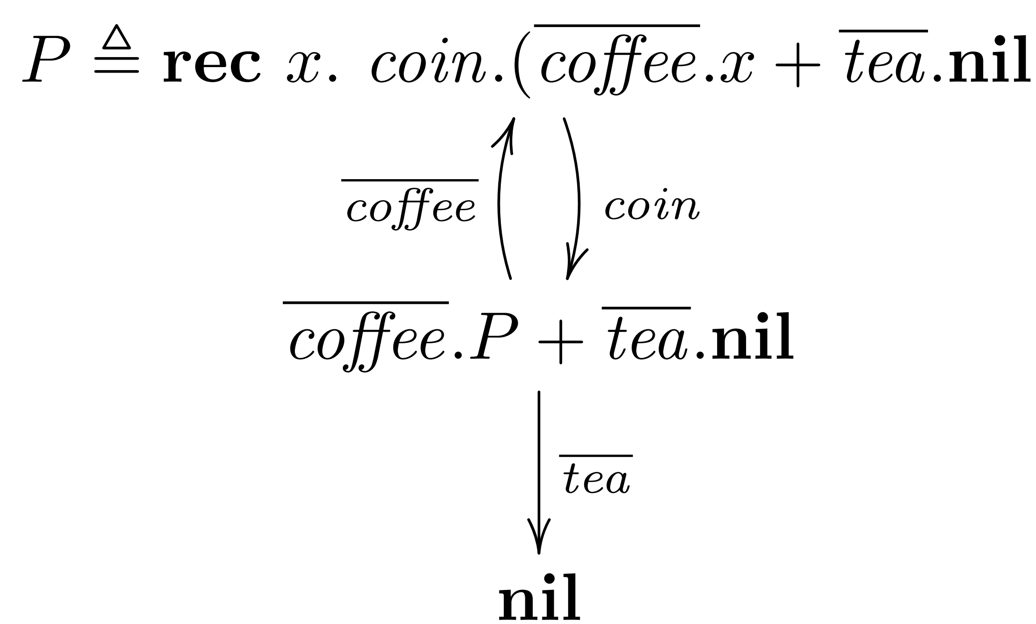
$$\text{Rec)}\quad \frac{p[^{\mathbf{rec}\ x.\ p}/_{x}] \xrightarrow{\mu} q}{\mathbf{rec}\ x.\ p \xrightarrow{\mu} q}$$

come una definizione ricorsiva let $x = p$ in x

$$\mathbf{rec}\ x.\ coin.(\overline{coffee}.x + \overline{tea}.\mathbf{nil})$$

aspetta una moneta, poi dà un caffè ed è di nuovo pronto o un tè e si ferma





Ricorsione tramite costanti di processo

immaginate che alcune costanti A di processo siano disponibili insieme ad Δ un insieme di dichiarazioni della forma

$$A \triangleq p$$

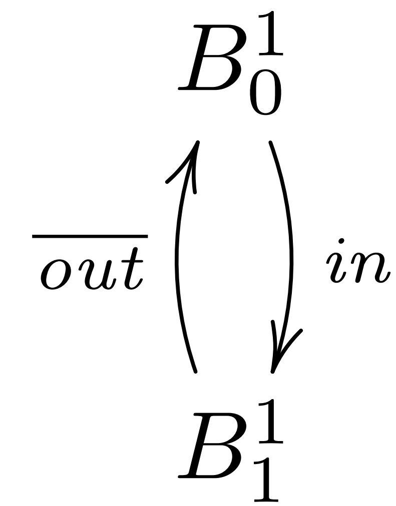
per ogni costante

$$\text{Const)} \quad \frac{A \triangleq p \in \Delta \qquad p \xrightarrow{\mu} q}{A \xrightarrow{\mu} q}$$

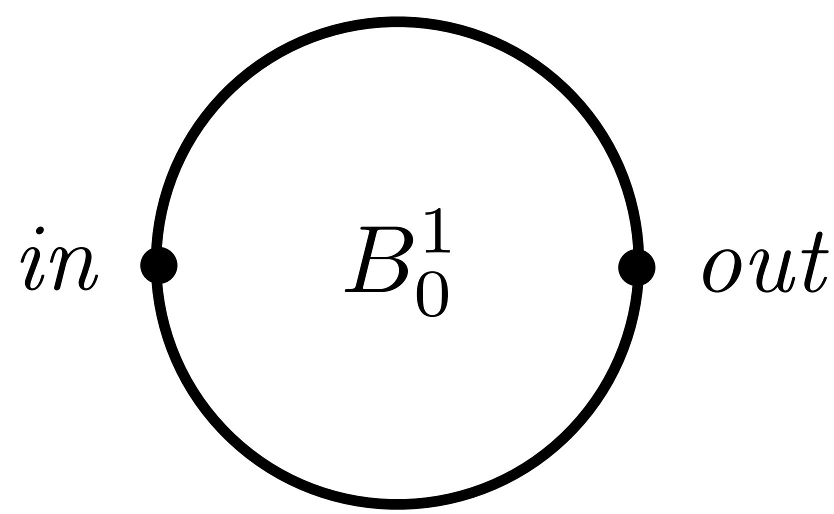
$$\mathbf{rec}\ x.\ coin.(\overline{coffee}.x + \overline{tea}.\mathbf{nil}) \qquad P \triangleq coin.(\overline{coffee}.P + \overline{tea}.\mathbf{nil})$$

CCS: buffer di capacita' 1

$$\Delta = \{\ B_0^1 \triangleq in.B_1^1\ ,\ B_1^1 \triangleq \overline{out}.B_0^1\ \}$$



$$\textbf{rec}\ x.\ in.\overline{out}.x$$

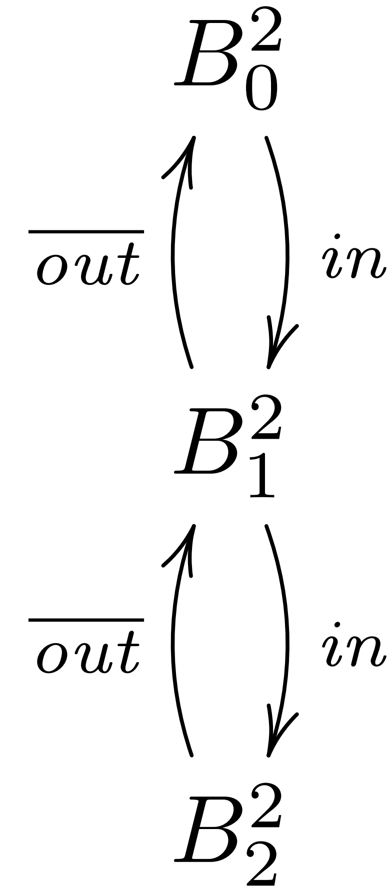


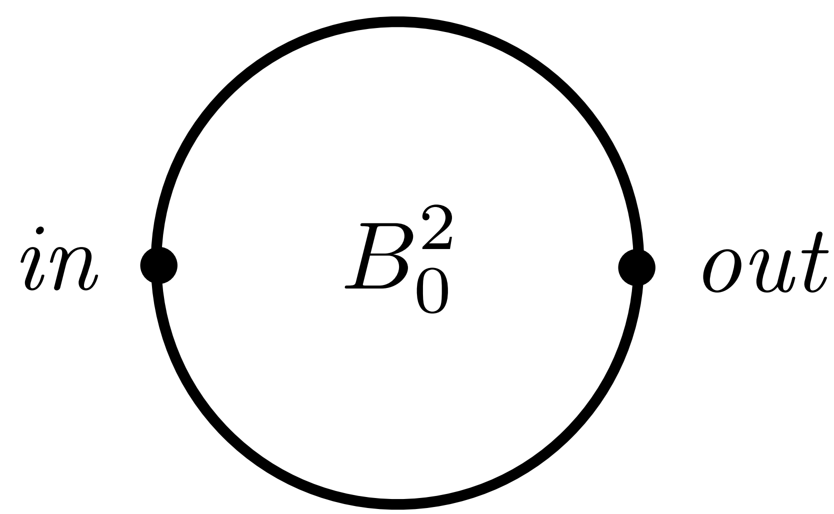
CCS: buffer di capacita' 2

$$\Delta = \{ \; B_0^2 \triangleq in.B_1^2$$

$$B_1^2 \triangleq in.B_2^2 + \overline{out}.B_0^2$$

$$B_2^2 \triangleq \overline{out}.B_1^2 \; \}$$



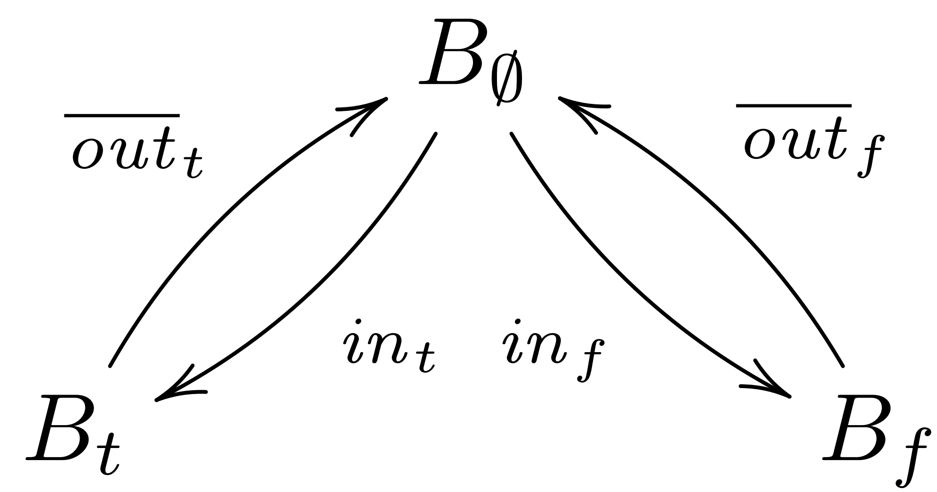


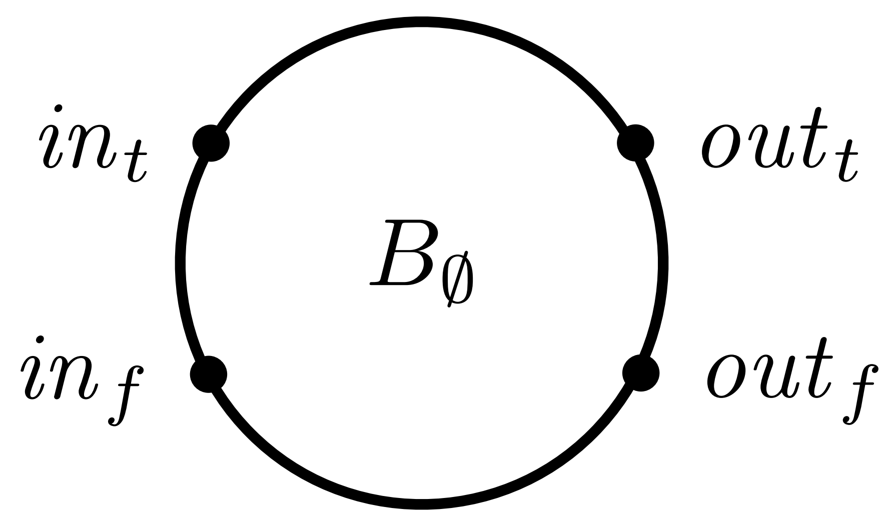
CCS: buffer booleano

$$B_\emptyset \triangleq in_t.B_t + in_f.B_f$$

$$B_t \triangleq \overline{out}_t.B_\emptyset$$

$$B_f \triangleq \overline{out}_f.B_\emptyset$$





Composizione parallela

ParL) $\dfrac{p_1 \xrightarrow{\mu} q_1}{p_1|p_2 \xrightarrow{\mu} q_1|p_2}$ Com) $\dfrac{p_1 \xrightarrow{\lambda} q_1 \quad p_2 \xrightarrow{\overline{\lambda}} q_2}{p_1|p_2 \xrightarrow{\tau} q_1|q_2}$ ParR) $\dfrac{p_2 \xrightarrow{\mu} q_2}{p_1|p_2 \xrightarrow{\mu} p_1|q_2}$

i processi che sono in parallelo possono intrecciare le loro azioni o sincronizzarsi quando vengono eseguite due azioni complementari

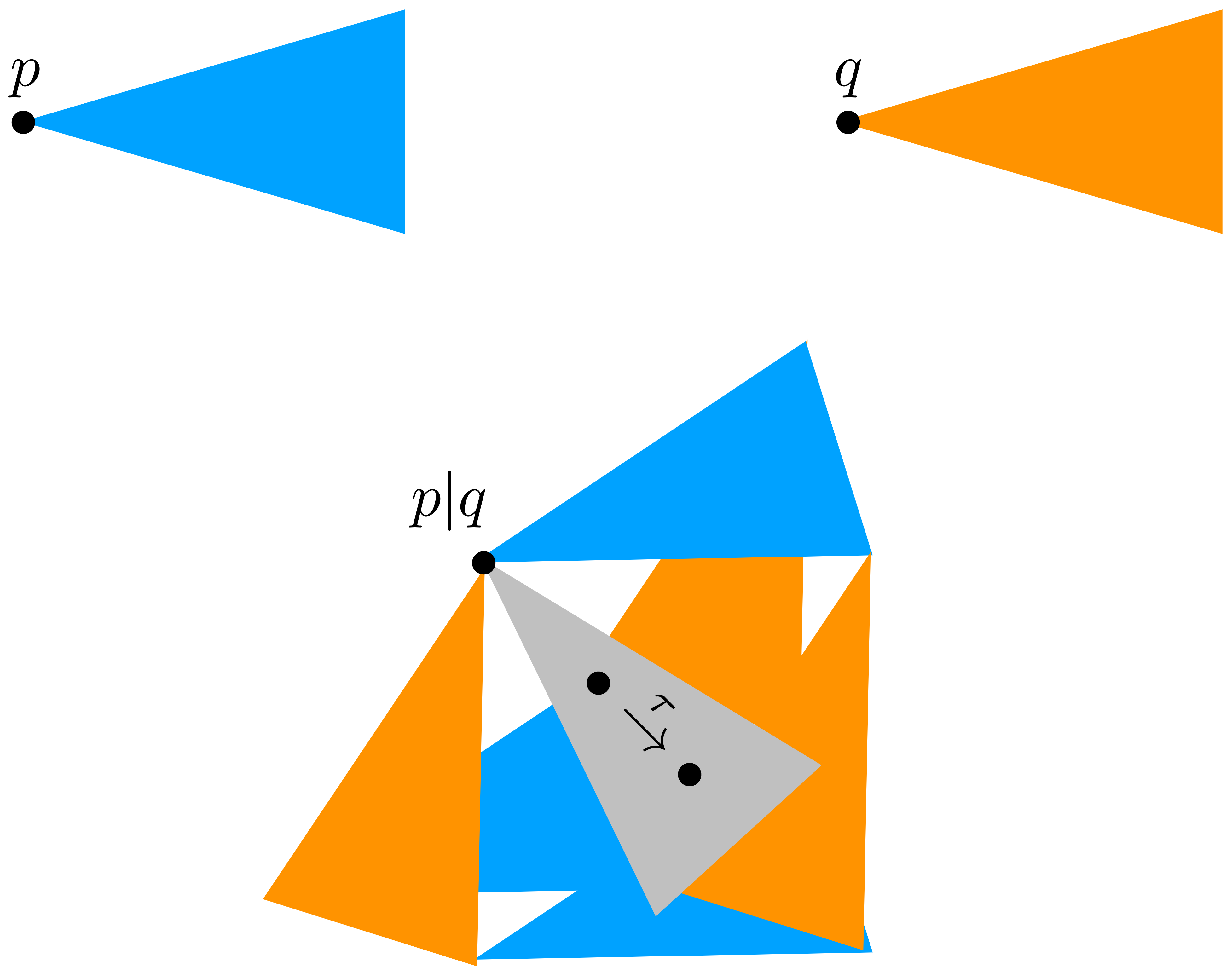
$P \triangleq \overline{coin}.coffee.\mathbf{nil}$ $M \triangleq coin.(\overline{coffee}.\mathbf{nil} + \overline{tea}.\mathbf{nil})$

$$P|M \xrightarrow{\overline{coin}} coffee.\mathbf{nil}|M$$

$$P|M \xrightarrow{coin} P|(\overline{coffee}.\mathbf{nil} + \overline{tea}.\mathbf{nil})$$

$$P|M \xrightarrow{\tau} coffee.\mathbf{nil}|(\overline{coffee}.\mathbf{nil} + \overline{tea}.\mathbf{nil})$$

LTS del processo



CCS: buffer paralleli

$$B_0^1 | B_0^1$$

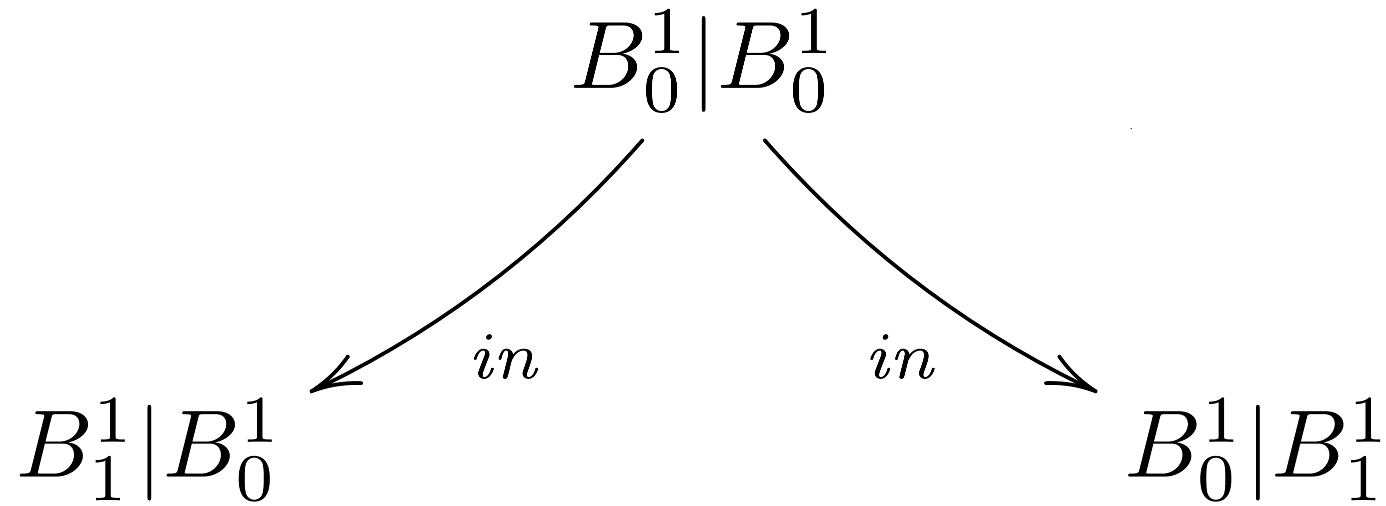
$$B_0^1 \triangleq in.B_1^1$$

$$B_1^1 \triangleq \overline{out}.B_0^1$$

CCS: buffer paralleli

$$B^1_0 \triangleq in.B^1_1$$

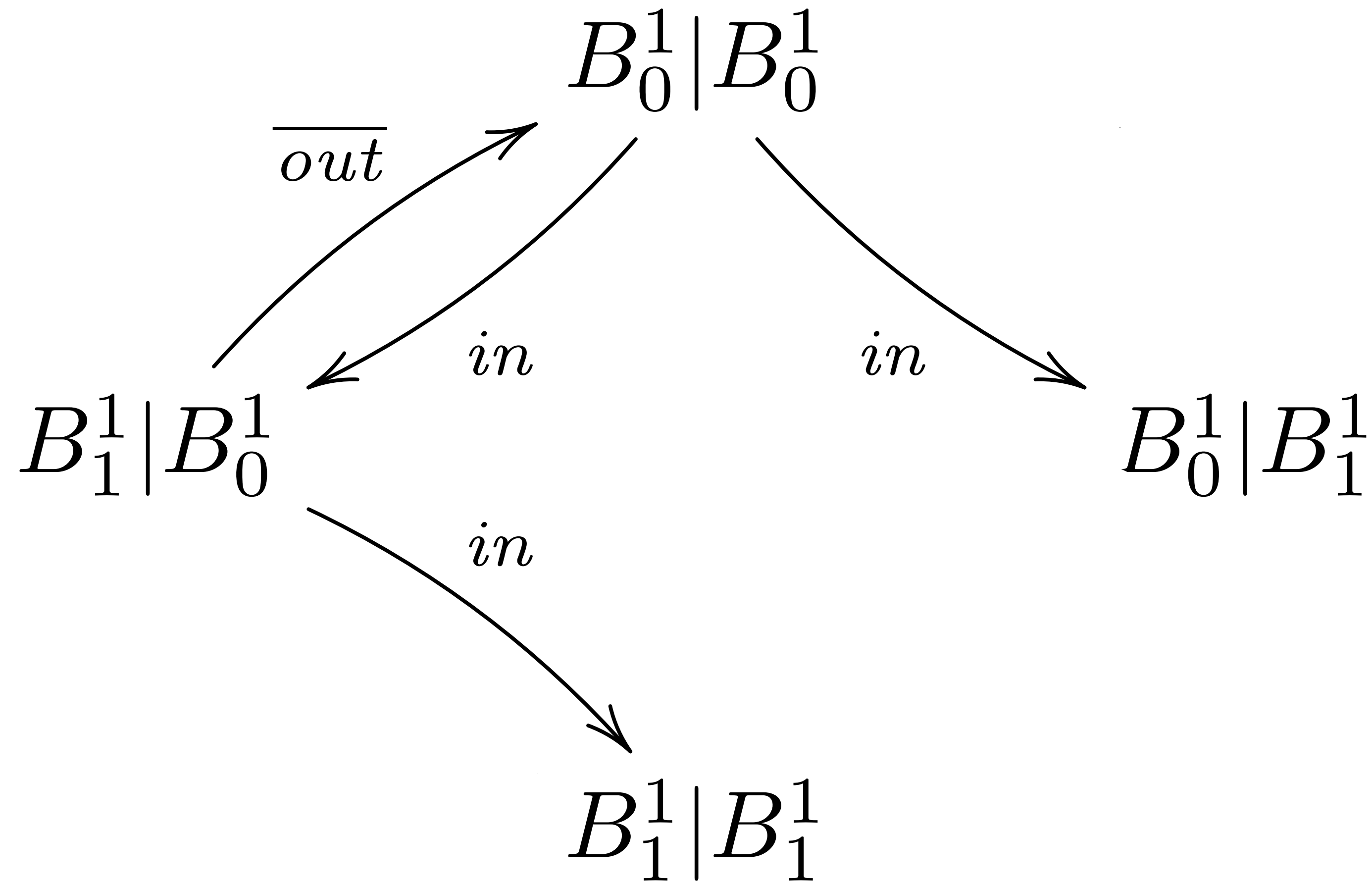
$$B^1_1 \triangleq \overline{out}.B^1_0$$



CCS: buffer paralleli

$B^1_0 \triangleq in.B^1_1$

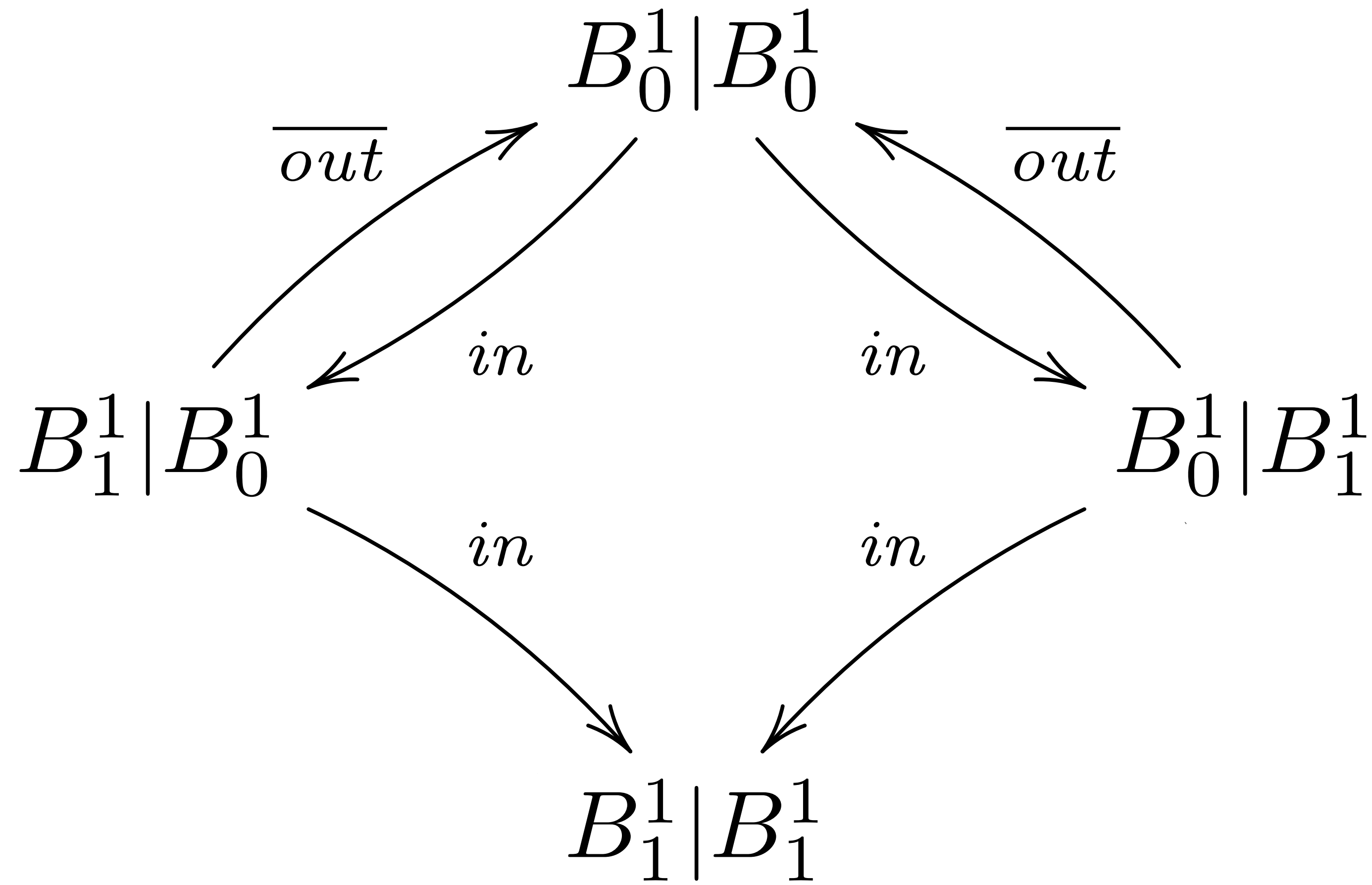
$B^1_1 \triangleq \overline{out}.B^1_0$



CCS: buffer paralleli

$$B^1_0 \triangleq in.B^1_1$$

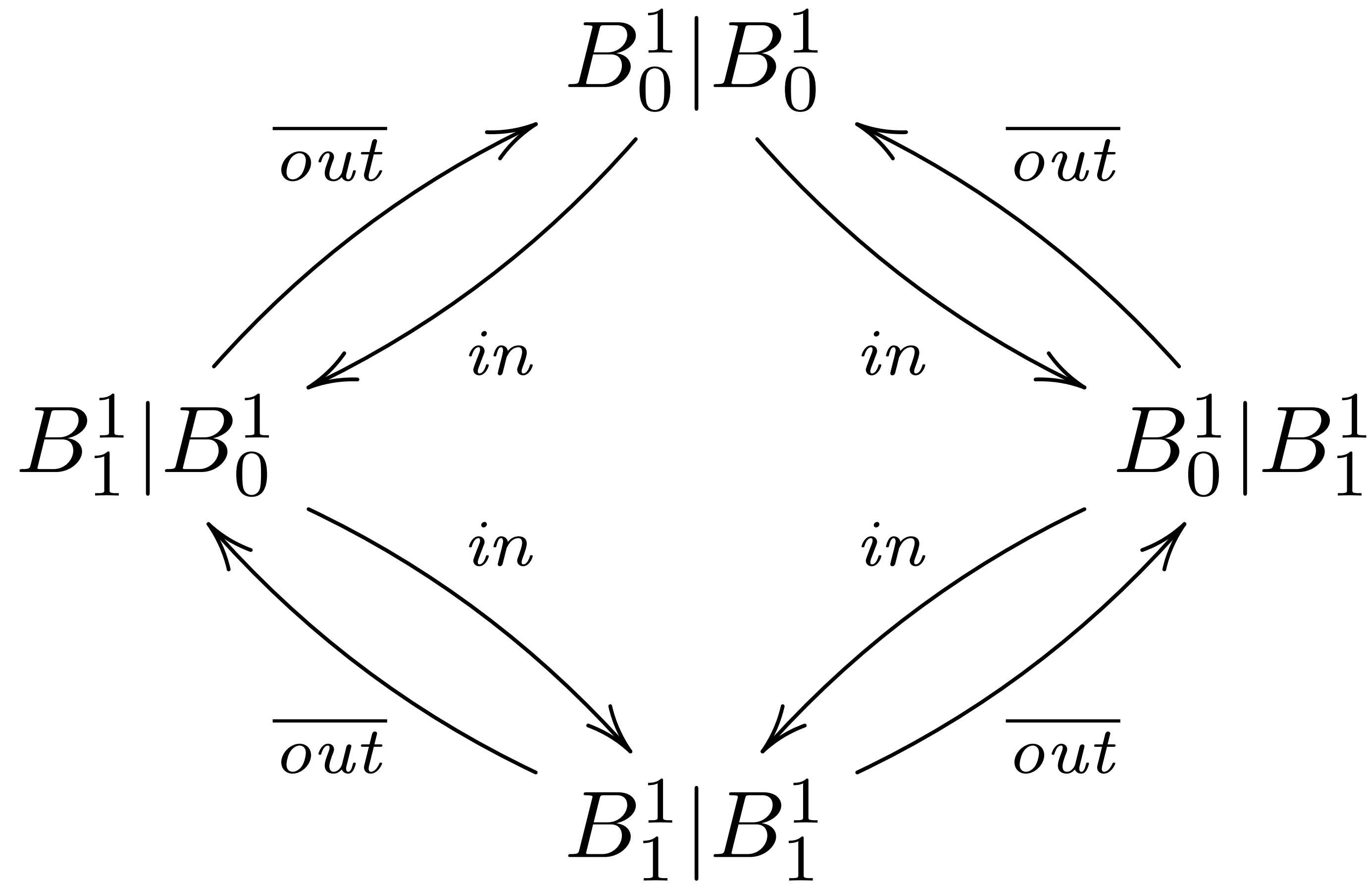
$$B^1_1 \triangleq \overline{out}.B^1_0$$

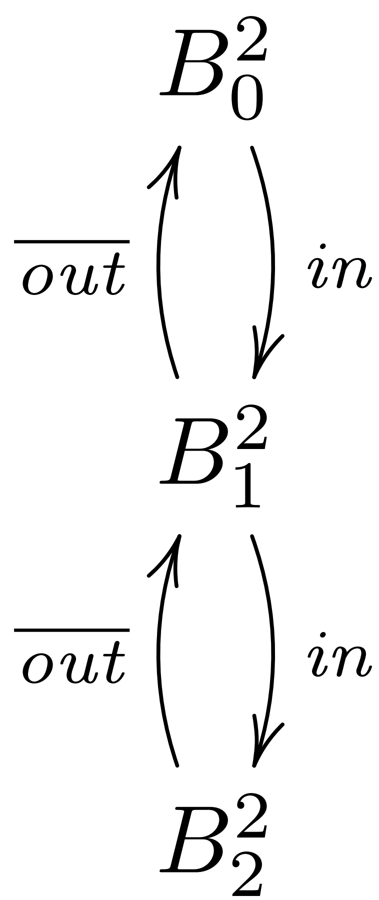


CCS: buffer paralleli

$$B_0^1 \triangleq in.B_1^1$$

$$B_1^1 \triangleq \overline{out}.B_0^1$$





confrontare con il buffer a capacità 2

Restrizione

$$\text{Res)}\ \frac{p \xrightarrow{\mu} q \quad \mu \notin \{\alpha, \overline{\alpha}\}}{p\backslash\alpha \xrightarrow{\mu} q\backslash\alpha}$$

rende il canale α privato a p

nessuna interazione sul canale α con l'ambiente

se p è la composizione parallela dei processi, allora possono sincronizzarsi su α

$P \triangleq \overline{coin}.coffee.\mathbf{nil}$ $\qquad M \triangleq coin.(\overline{coffee}.\mathbf{nil} + \overline{tea}.\mathbf{nil})$

$$(P|M)\backslash coin\backslash coffee\backslash tea \xrightarrow{\tau} (coffee.\mathbf{nil}|\overline{coffee}.\mathbf{nil} + \overline{tea}.\mathbf{nil})\backslash coin\backslash coffee\backslash tea$$

$$(coffee.\mathbf{nil}|\overline{coffee}.\mathbf{nil} + \overline{tea}.\mathbf{nil})\backslash coin\backslash coffee\backslash tea \xrightarrow{\tau} (\mathbf{nil}|\mathbf{nil})\backslash coin\backslash coffee\backslash tea$$

Restrizione: shorthand

dato $S = \{\alpha_1, ..., \alpha_n\}$ scriviamo $p \backslash S$

invece di $p \backslash \alpha_1 \ldots \backslash \alpha_n$

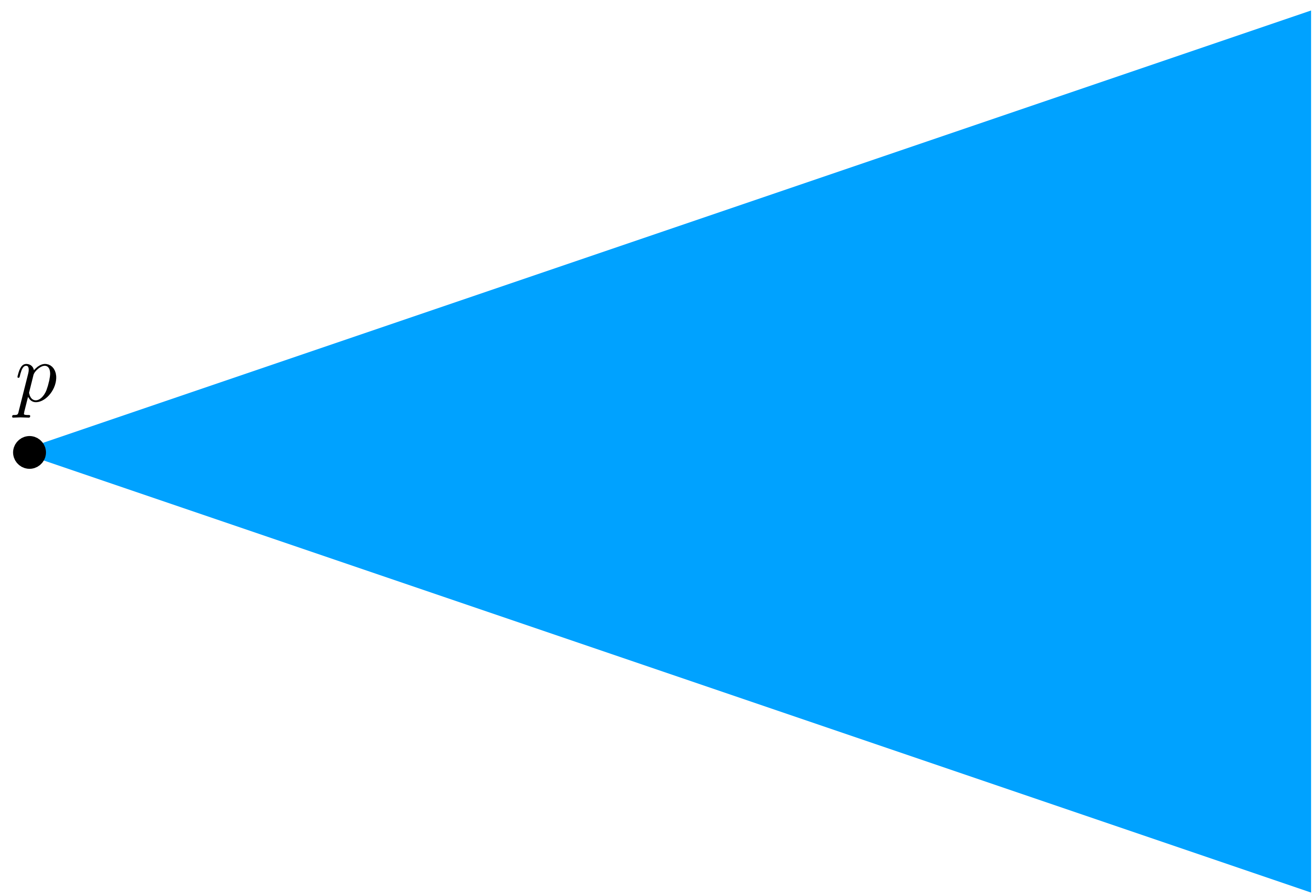
omettiamo $\mathbf{nil}$

$P \triangleq \overline{coin}.coffee$ $M \triangleq coin.(\overline{coffee} + \overline{tea})$

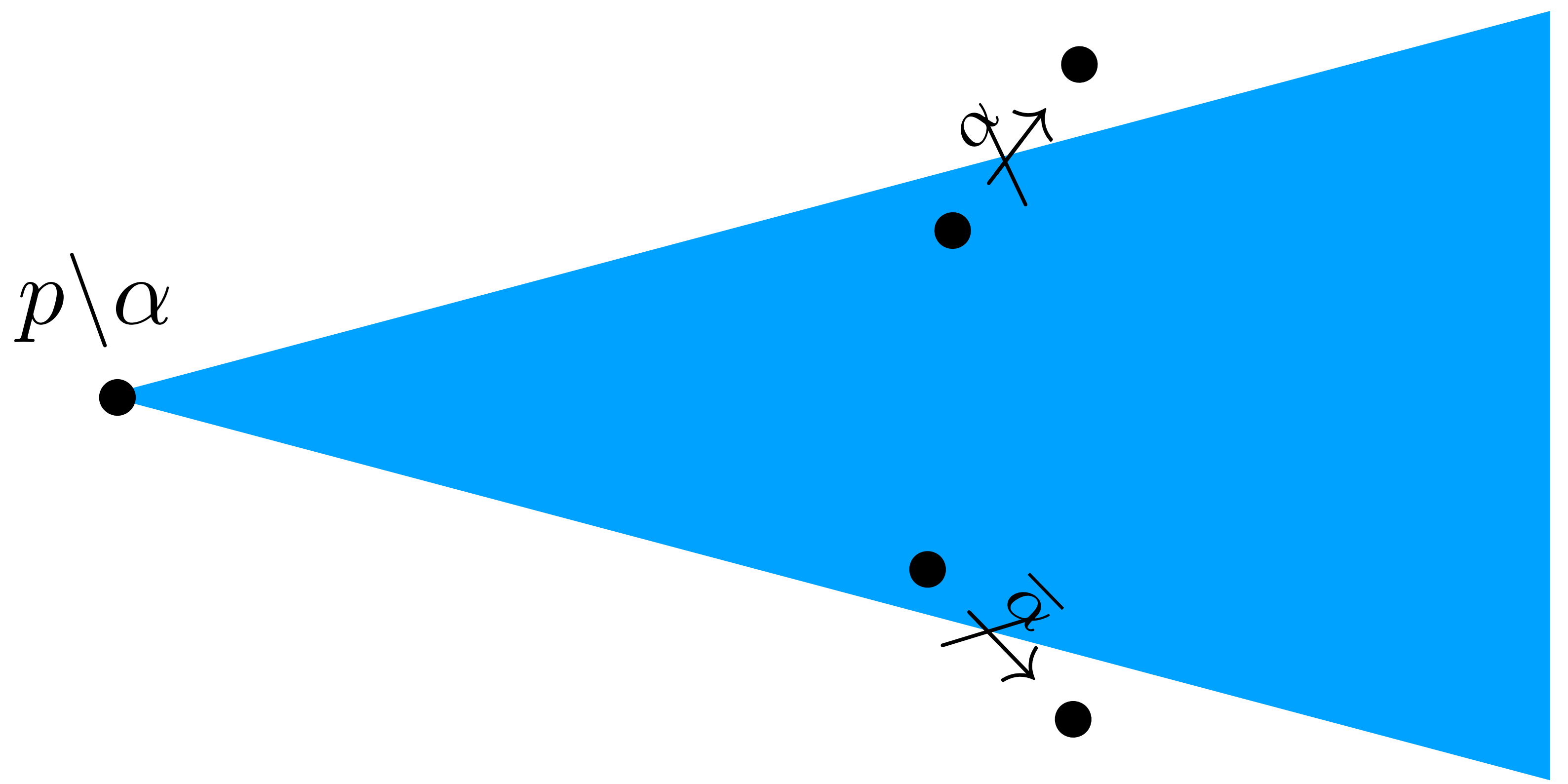
$S \triangleq \{coin, coffee, tea\}$

$$(P|M)\backslash S \xrightarrow{\tau} (coffee|\overline{coffee} + \overline{tea})\backslash S \xrightarrow{\tau} (\mathbf{nil}|\mathbf{nil})\backslash S$$

LTS del processo



LTS del processo



ridenominazione

$$\text{Rel)}\frac{p \xrightarrow{\mu} q}{p[\phi] \xrightarrow{\phi(\mu)} q[\phi]}$$

rinomina i canali di un'azione secondo ϕ

assumiamo $\phi(\tau) = \tau$ $\phi(\overline{\lambda}) = \overline{\phi(\lambda)}$

ci permette di riusare i processi

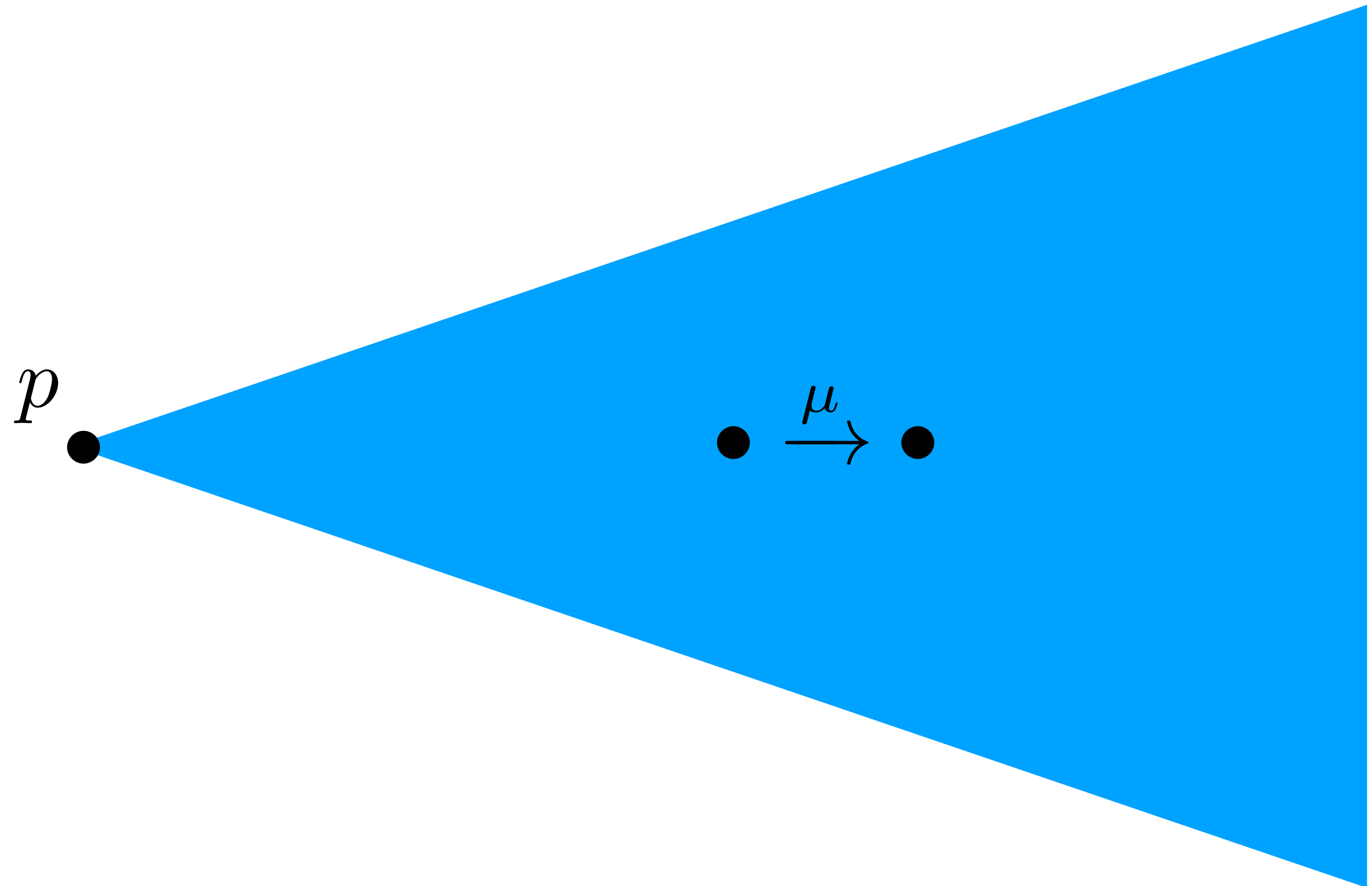
$$P \triangleq \overline{coin}.coffee$$

$$\phi(coin) = moneta$$

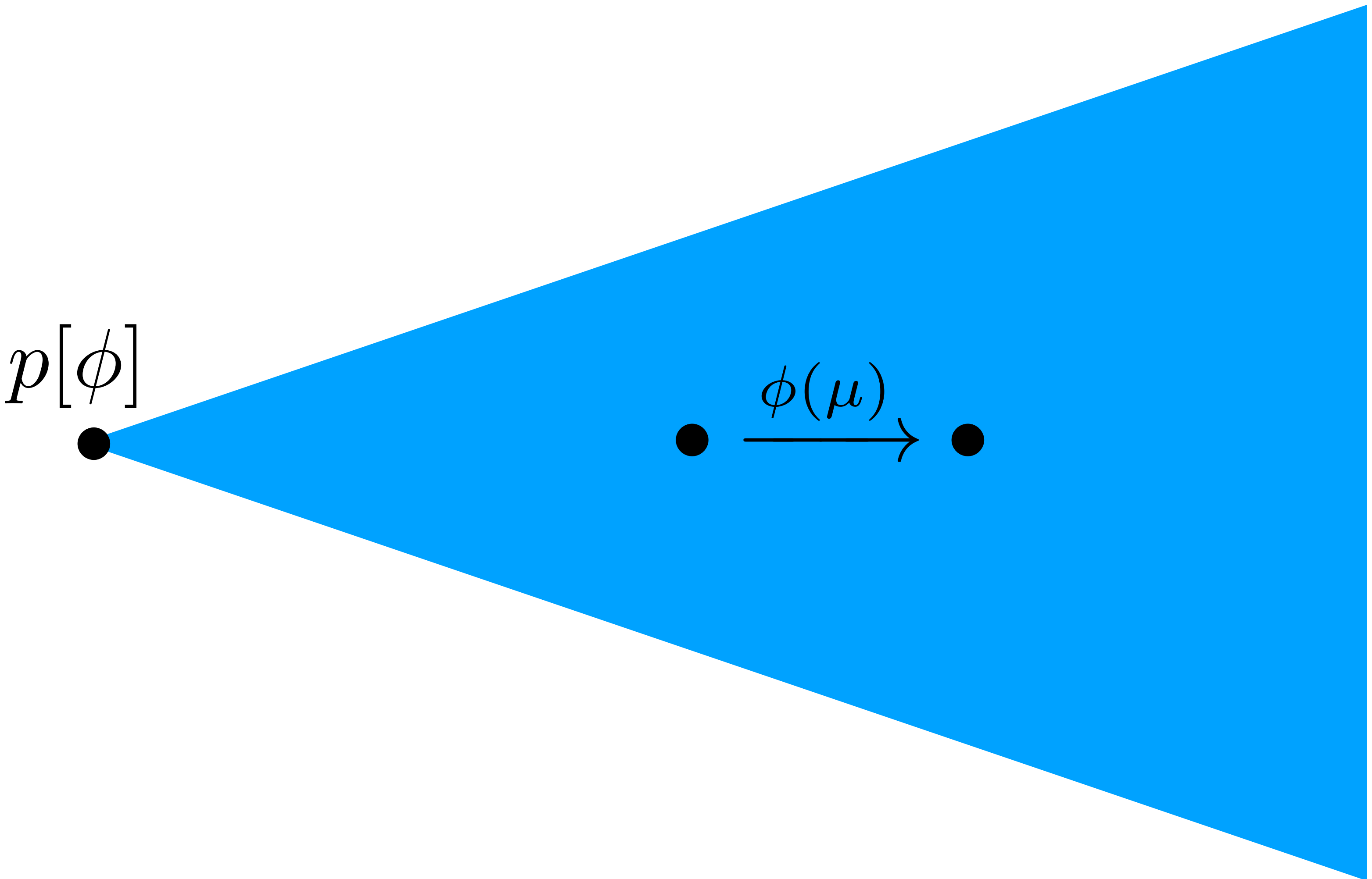
$$\phi(coffee) = caff\grave{e}$$

$$P[\phi] \xrightarrow{\overline{moneta}} coffee[\phi] \xrightarrow{caff\grave{e}} \mathbf{nil}[\phi]$$

LTS del processo



LTS del processo



CCS semantica operazionale

Act) $$\frac{}{\mu.p \xrightarrow{\mu} p}$$

Res) $$\frac{p \xrightarrow{\mu} q \quad \mu \notin \{\alpha, \overline{\alpha}\}}{p\backslash\alpha \xrightarrow{\mu} q\backslash\alpha}$$

Rel) $$\frac{p \xrightarrow{\mu} q}{p[\phi] \xrightarrow{\phi(\mu)} q[\phi]}$$

SumL) $$\frac{p_1 \xrightarrow{\mu} q}{p_1 + p_2 \xrightarrow{\mu} q}$$

SumR) $$\frac{p_2 \xrightarrow{\mu} q}{p_1 + p_2 \xrightarrow{\mu} q}$$

ParL) $$\frac{p_1 \xrightarrow{\mu} q_1}{p_1|p_2 \xrightarrow{\mu} q_1|p_2}$$

Com) $$\frac{p_1 \xrightarrow{\lambda} q_1 \quad p_2 \xrightarrow{\overline{\lambda}} q_2}{p_1|p_2 \xrightarrow{\tau} q_1|q_2}$$

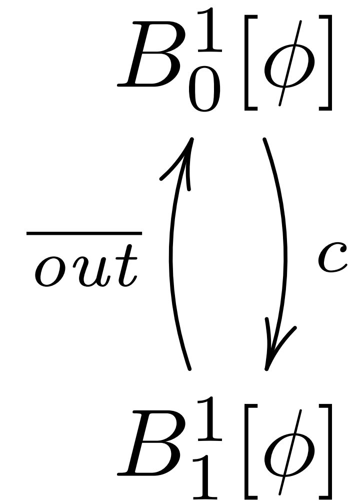
ParR) $$\frac{p_2 \xrightarrow{\mu} q_2}{p_1|p_2 \xrightarrow{\mu} p_1|q_2}$$

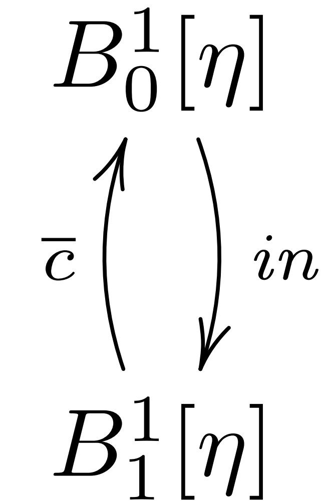
Rec) $$\frac{p[^{\mathbf{rec}\ x.\ p}/_{x}] \xrightarrow{\mu} q}{\mathbf{rec}\ x.\ p \xrightarrow{\mu} q}$$

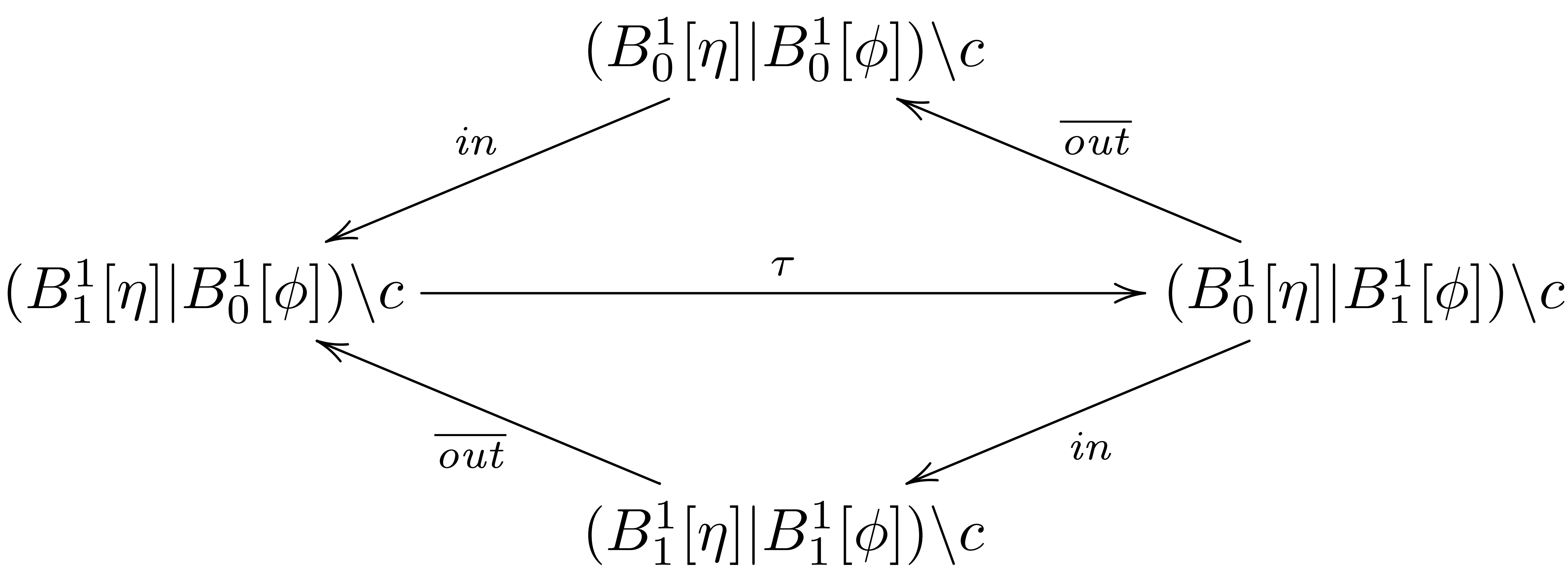
Buffer collegati

$$B_0^1 \triangleq in.B_1^1 \qquad \eta(out) = c$$

$$B_1^1 \triangleq \overline{out}.B_0^1 \qquad \phi(in) = c$$



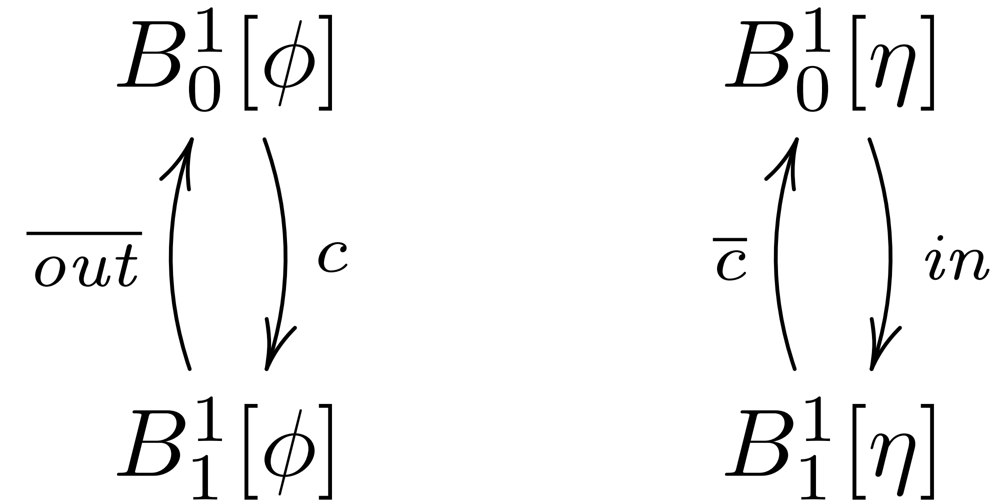


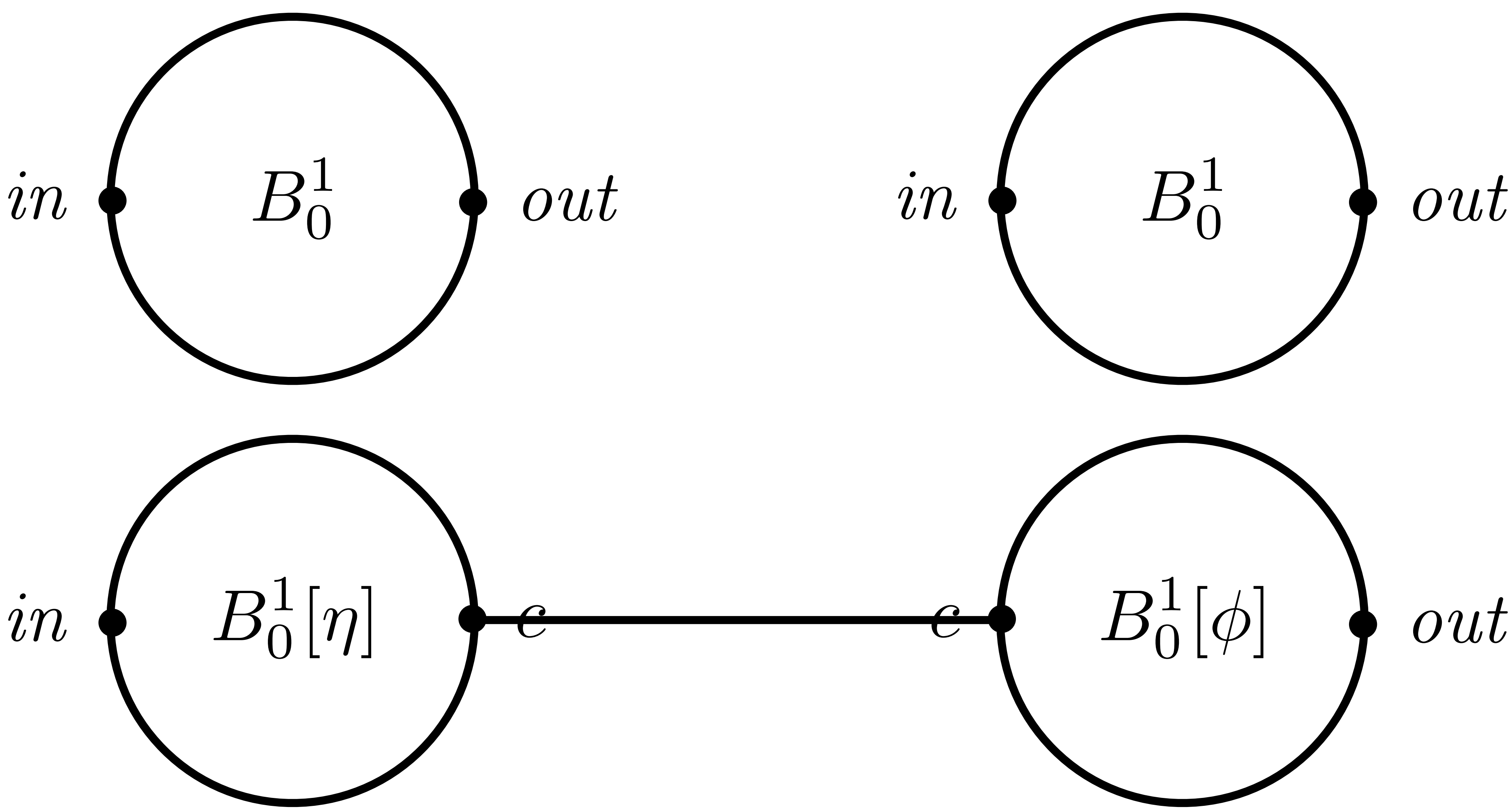


Buffer collegati

$B_0^1 \triangleq in.B_1^1 \qquad \eta(out) = c$

$B_1^1 \triangleq \overline{out}.B_0^1 \qquad \phi(in) = c$



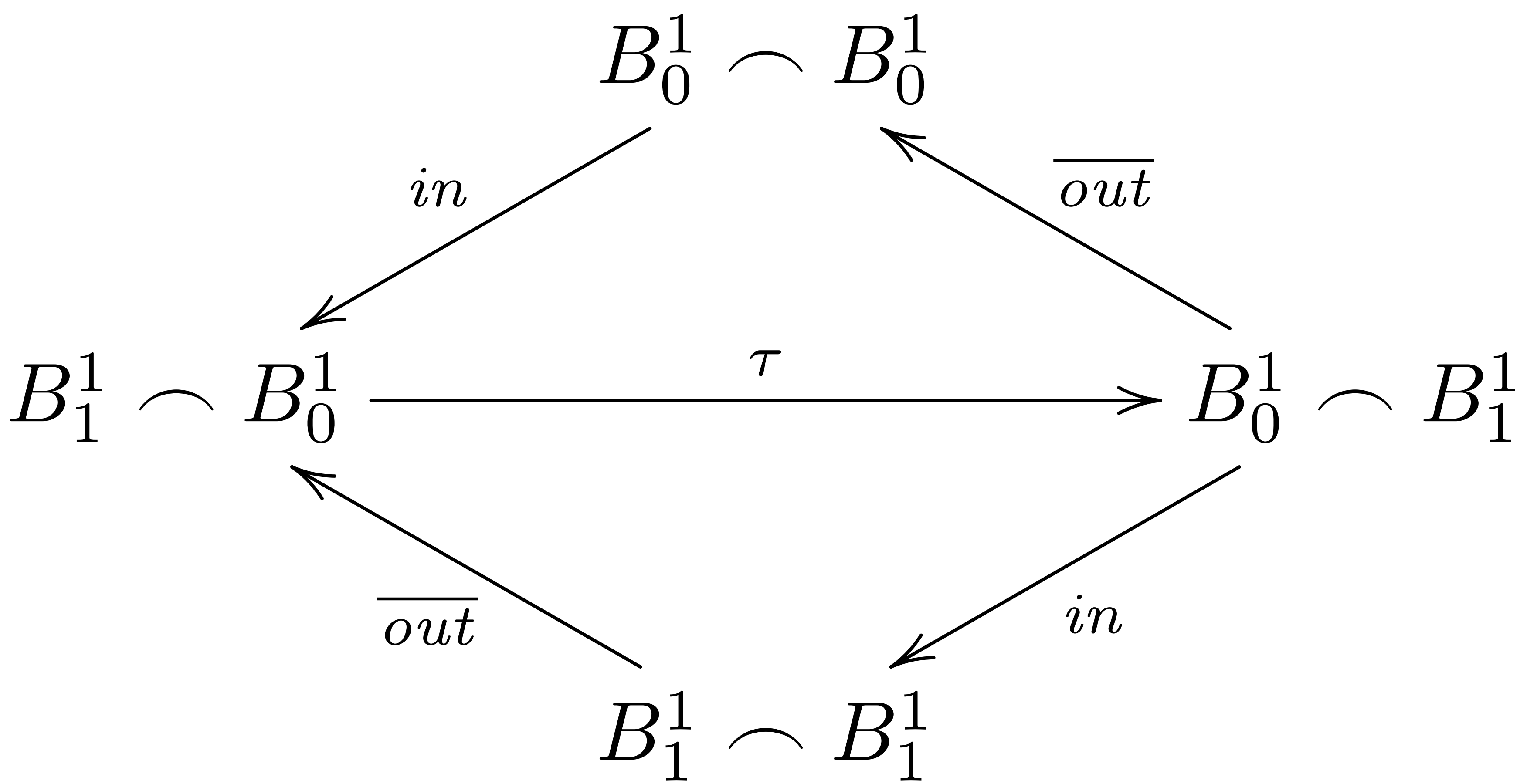


Buffer collegati

$$B_0^1 \triangleq in.B_1^1 \qquad \eta(out) = c$$

$$B_1^1 \triangleq \overline{out}.B_0^1 \qquad \phi(in) = c$$

$$p \frown q \triangleq (p[\eta] | q[\phi]) \backslash c$$



Buffer collegati booleani

$$B_\emptyset \triangleq in_t.B_t + in_f.B_f \qquad \eta(out_t) = c_t \qquad \phi(in_t) = c_t$$

$$B_t \triangleq \overline{out}_t.B_\emptyset \qquad \eta(out_f) = c_f \qquad \phi(in_f) = c_f$$

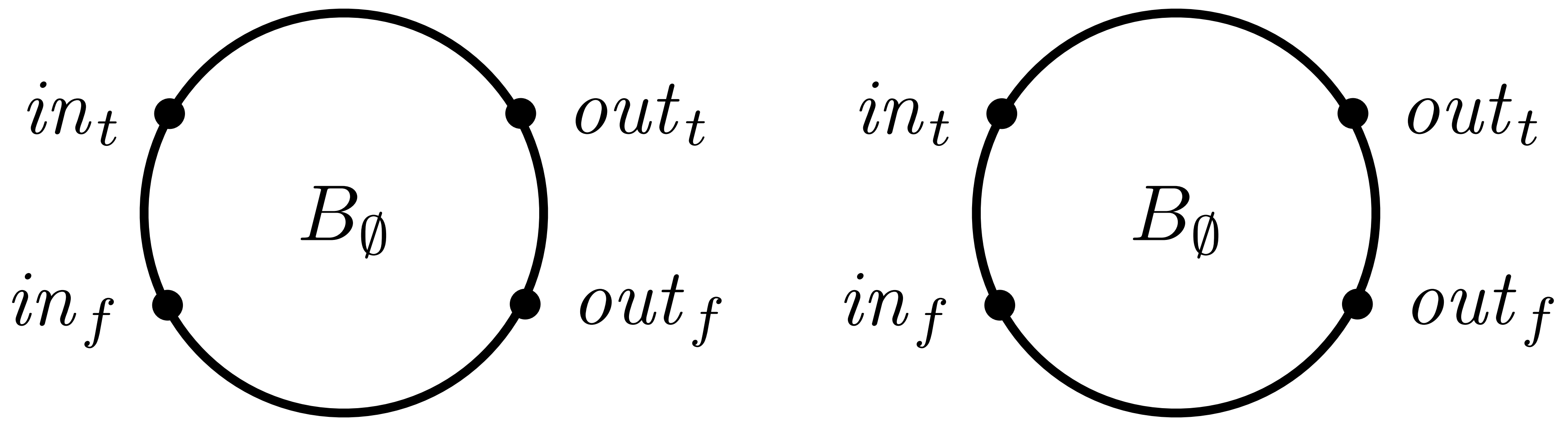
$$B_f \triangleq \overline{out}_f.B_\emptyset \qquad p \frown q \triangleq (p[\eta]|q[\phi])\backslash\{c_t, c_f\}$$

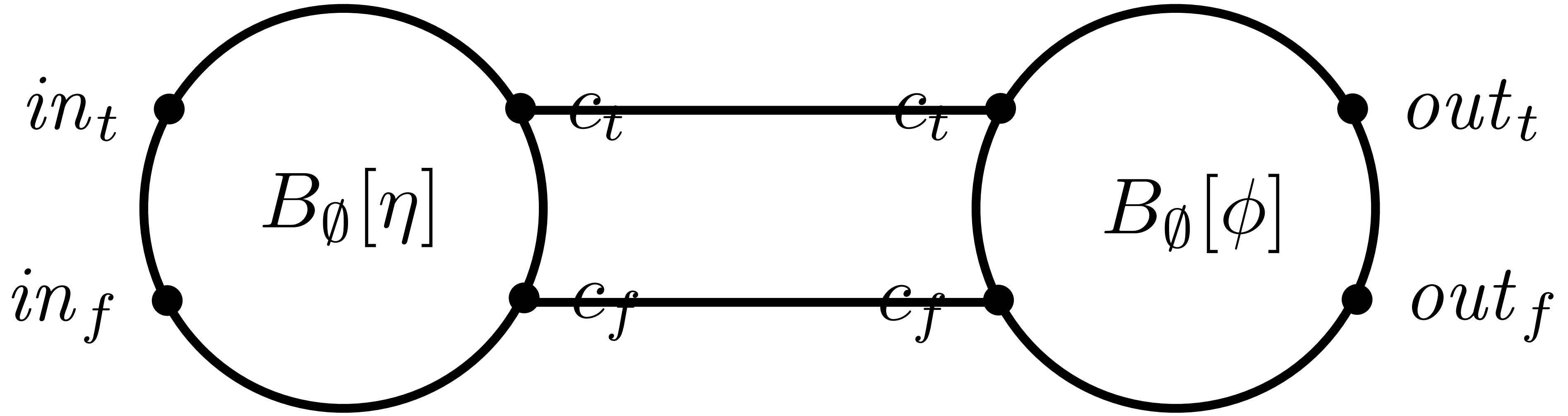
Buffer collegati booleani

$$B_\emptyset \triangleq in_t.B_t + in_f.B_f$$

$$B_t \triangleq \overline{out}_t.B_\emptyset$$

$$B_f \triangleq \overline{out}_f.B_\emptyset$$



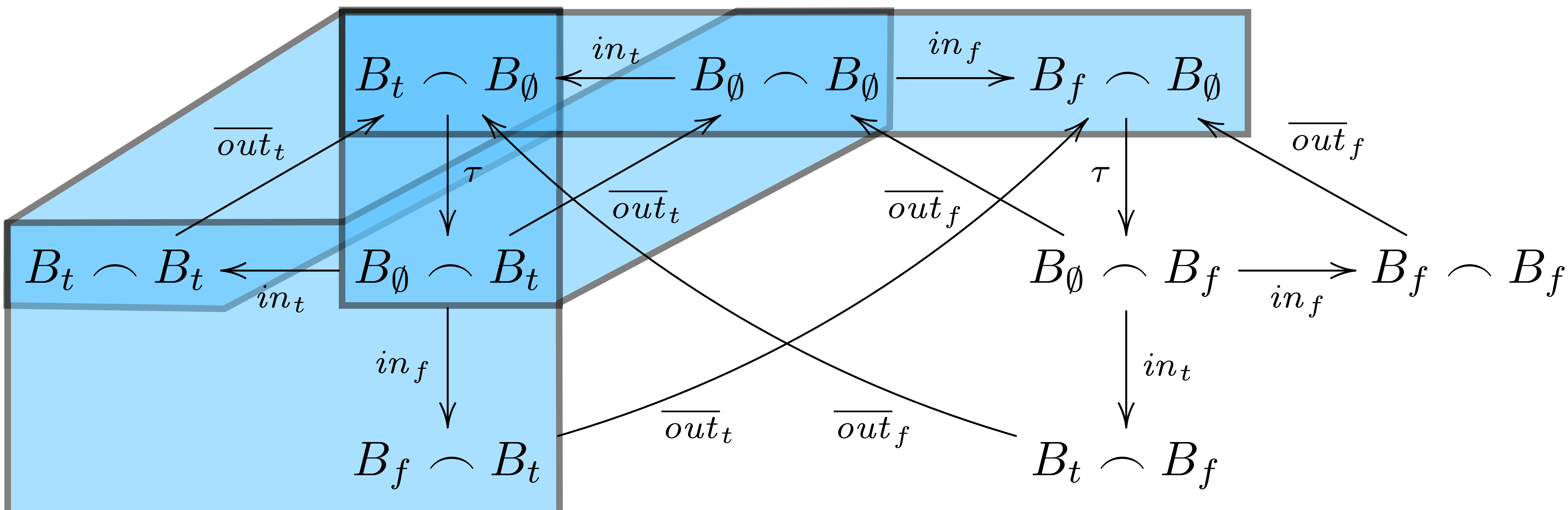


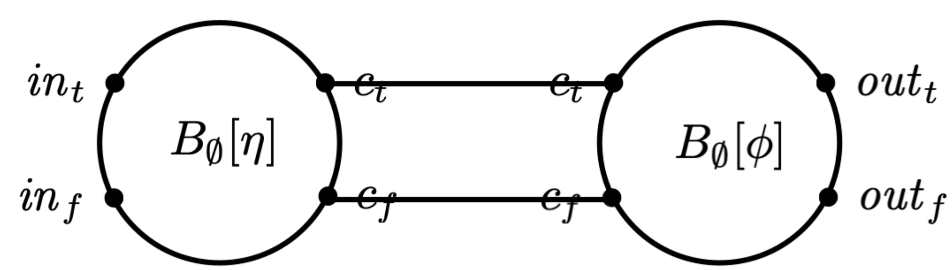
Buffer collegati booleani

$$B_\emptyset \triangleq in_t.B_t + in_f.B_f \qquad \eta(out_t) = c_t \qquad \phi(in_t) = c_t$$

$$B_t \triangleq \overline{out}_t.B_\emptyset \qquad \eta(out_f) = c_f \qquad \phi(in_f) = c_f$$

$$B_f \triangleq \overline{out}_f.B_\emptyset \qquad p \frown q \triangleq (p[\eta]|q[\phi])\backslash\{c_t, c_f\}$$





CCS con passaggio di valore

$$\frac{}{\alpha!v.p \xrightarrow{\overline{\alpha_v}} p} \qquad \frac{}{\alpha?x.p \xrightarrow{\alpha_v} p[^v/_x]}$$

quando l'insieme dei valori è finito $V \triangleq \{v_1, ..., v_n\}$

$$\alpha!v.p \equiv \overline{\alpha_v}.p$$

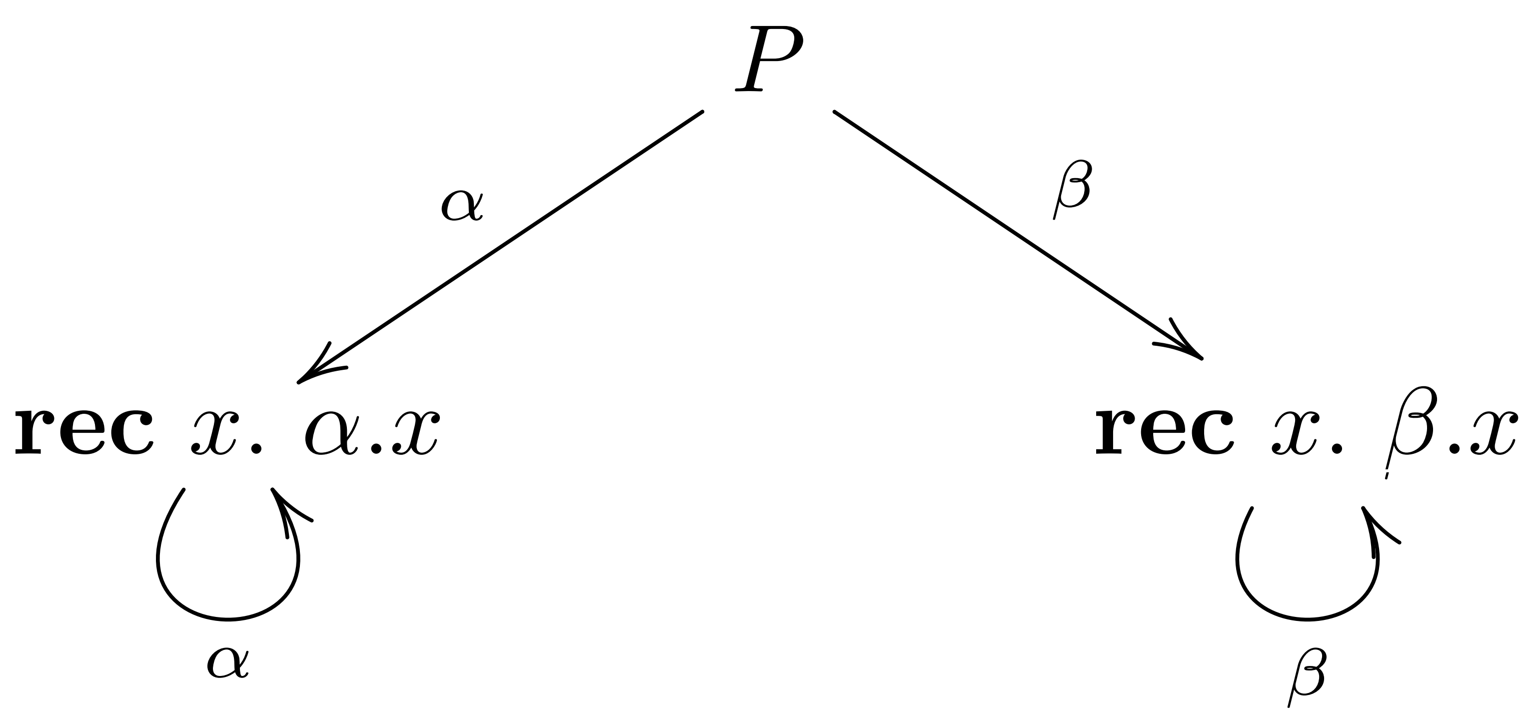
$$\alpha?x.p \equiv \alpha_{v_1}.p[^{v_1}/_x] + \cdots + \alpha_{v_n}.p[^{v_n}/_x]$$

```
receive
        v -> p
        w -> q
        _ -> r
end
```

$$\equiv \alpha_v.p + \alpha_w.q + \sum_{z \neq v,w} \alpha_z.r$$

Esercizio: LTS?

$$P \triangleq (\textbf{rec}\ x.\ \alpha.x) + (\textbf{rec}\ x.\ \beta.x)$$

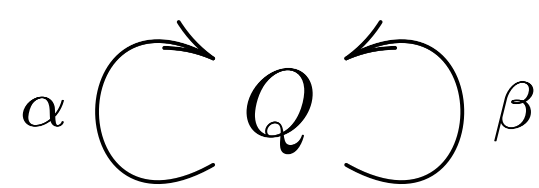


Esercizio: LTS?

$$Q \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ (\alpha.x + \beta.x)$$

$$Q \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha.x + \beta.x$$

$$Q \triangleq \alpha.Q + \beta.Q$$

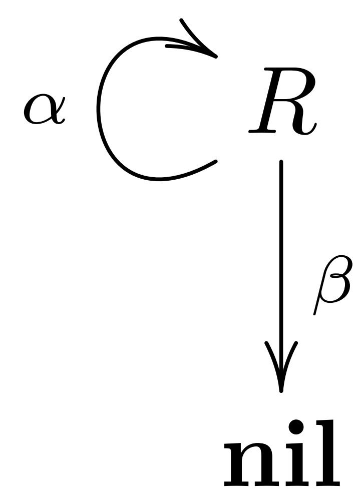


Esercizio: LTS?

$$R \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ (\alpha.x + \beta.\mathbf{nil})$$

$$R \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha.x + \beta$$

$$R \triangleq \alpha.R + \beta$$

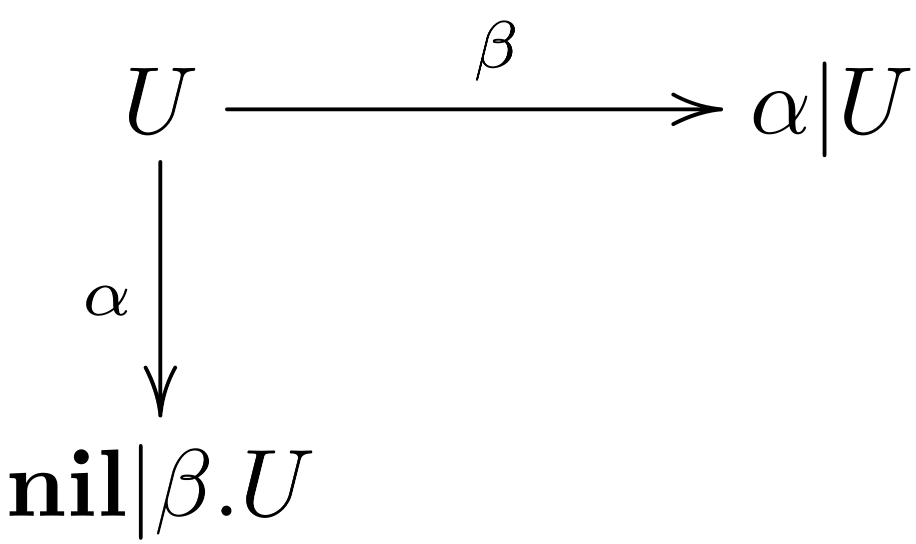


Esercizio: LTS?

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$

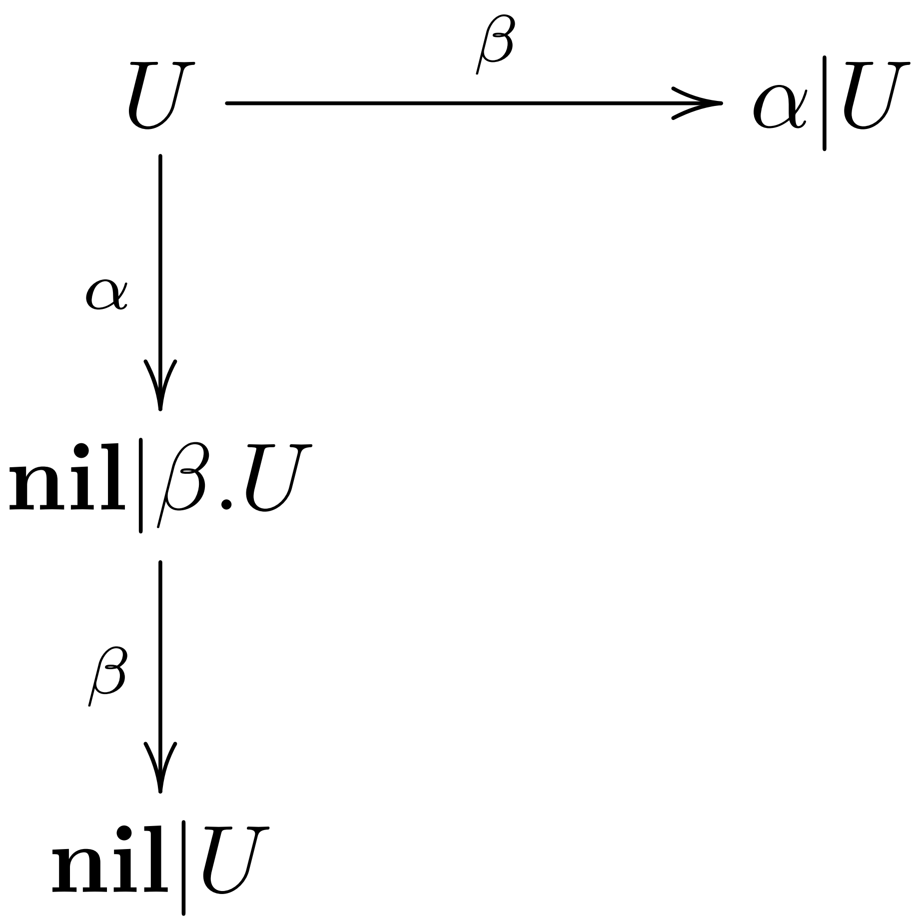


Esercizio: LTS?

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$

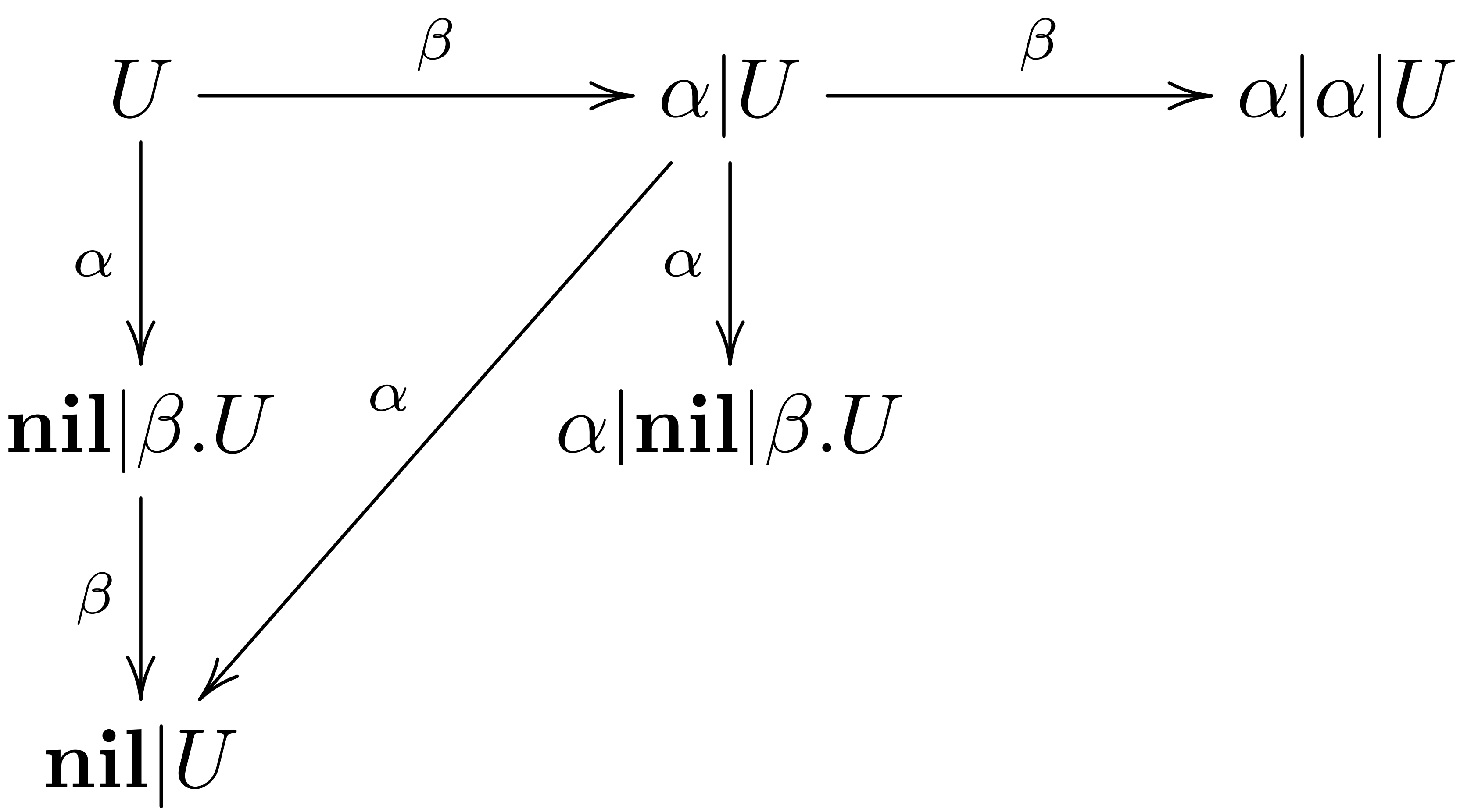


Esercizio: LTS?

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$

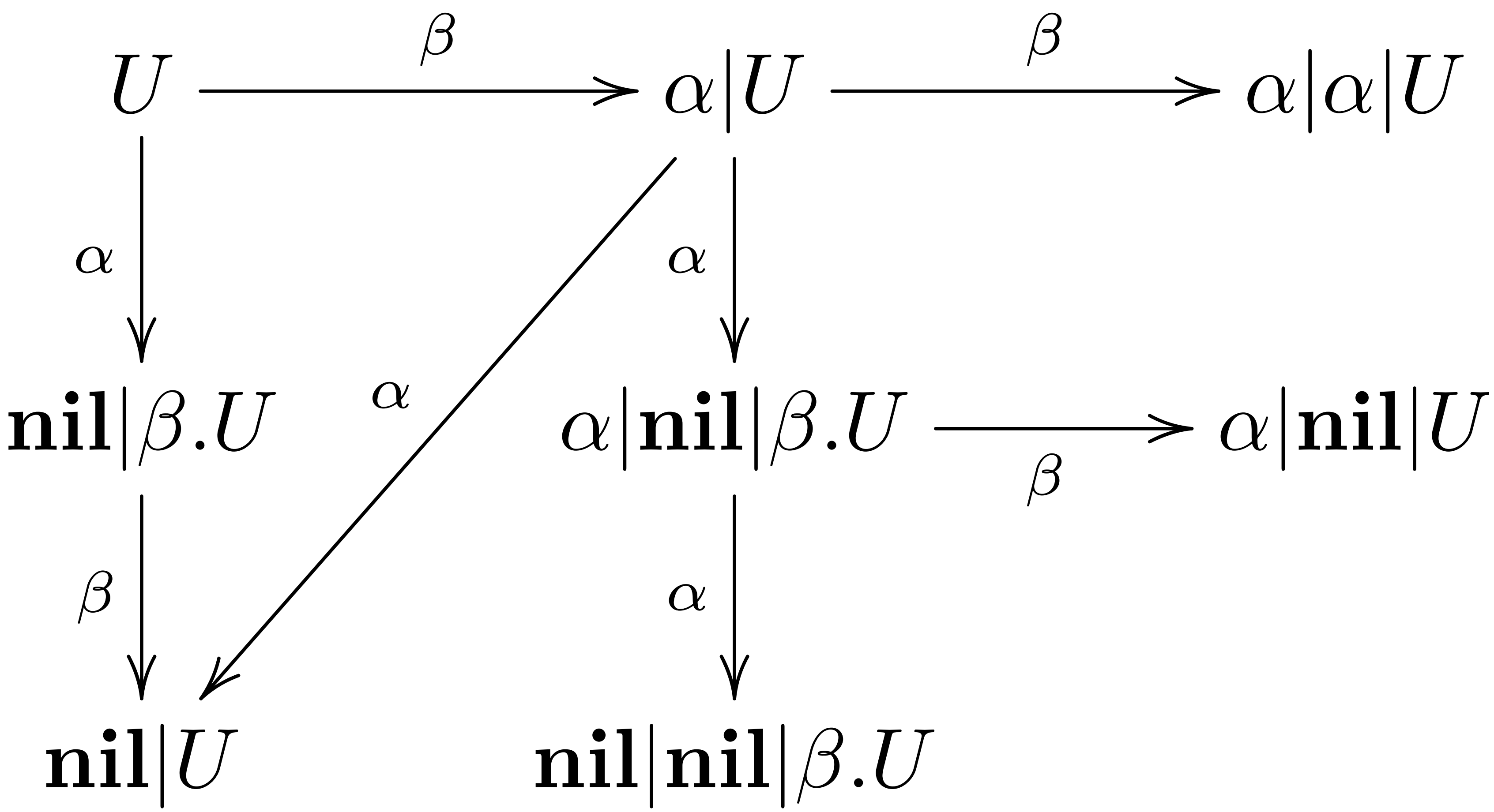


Esercizio: LTS?

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$

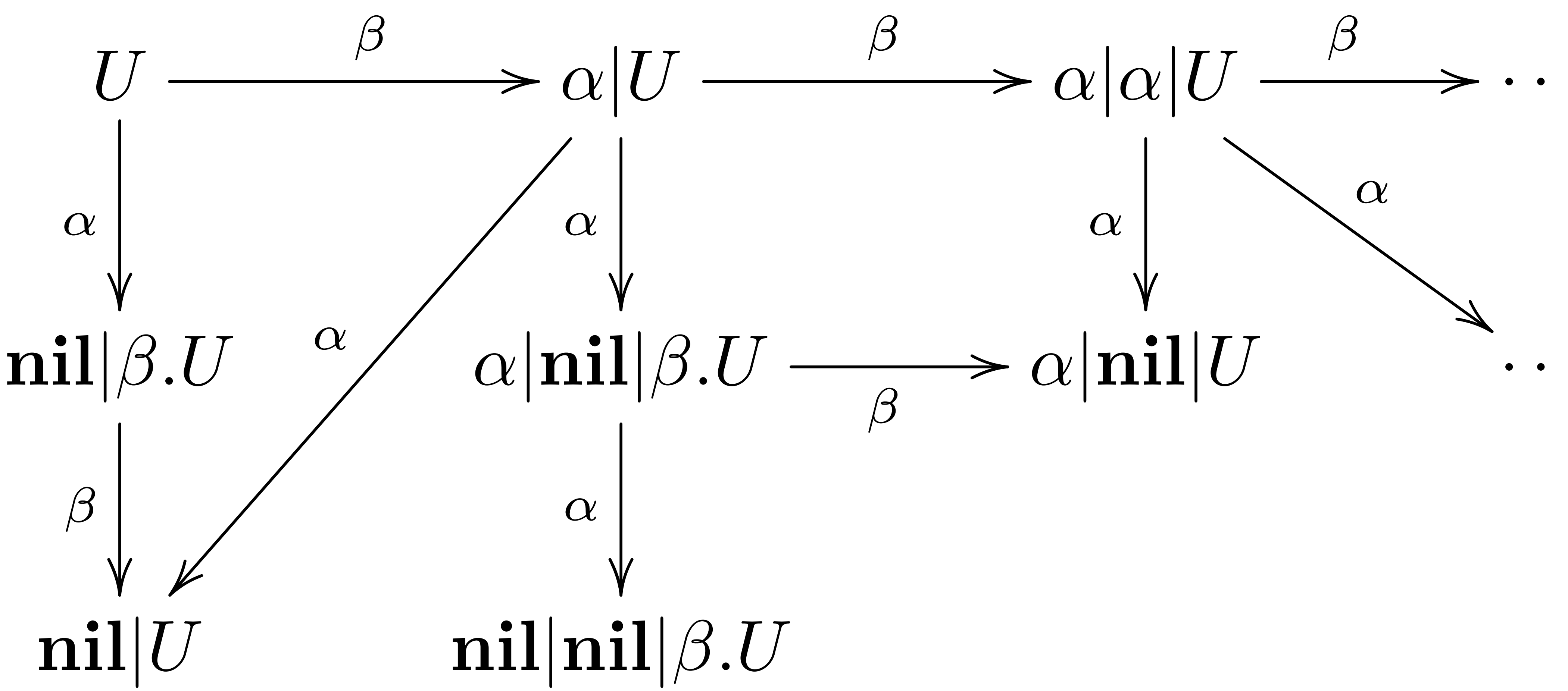


Esercizio: LTS?

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$

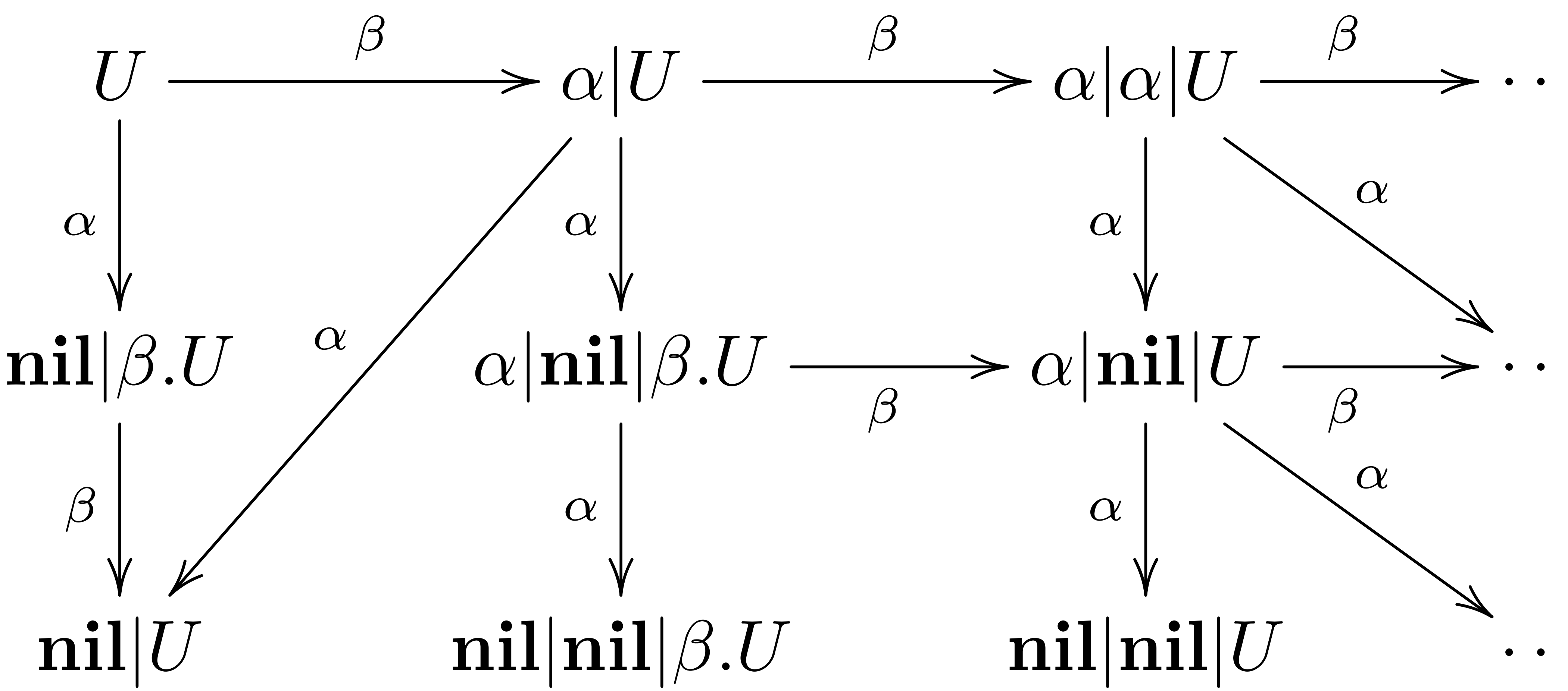


Esercizio: LTS?

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$



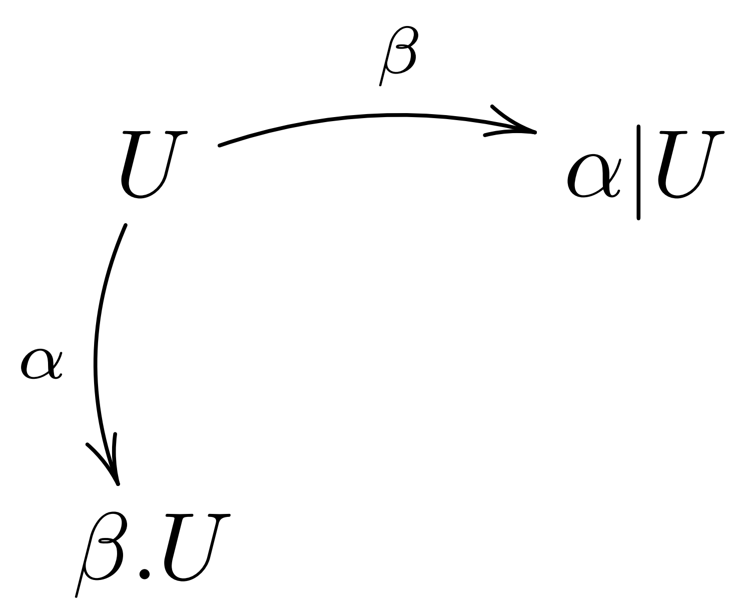
Esercizio: LTS?

ignoriamo **nil**

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$



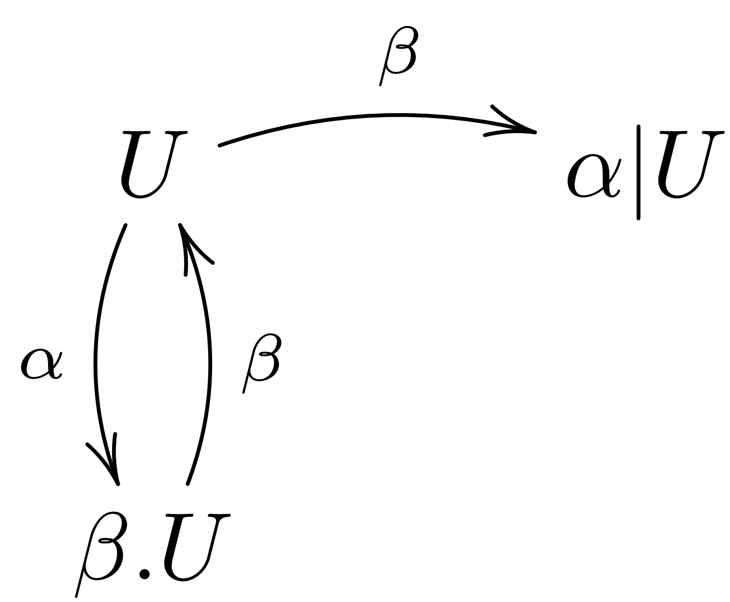
Esercizio: LTS?

ignoriamo **nil**

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$



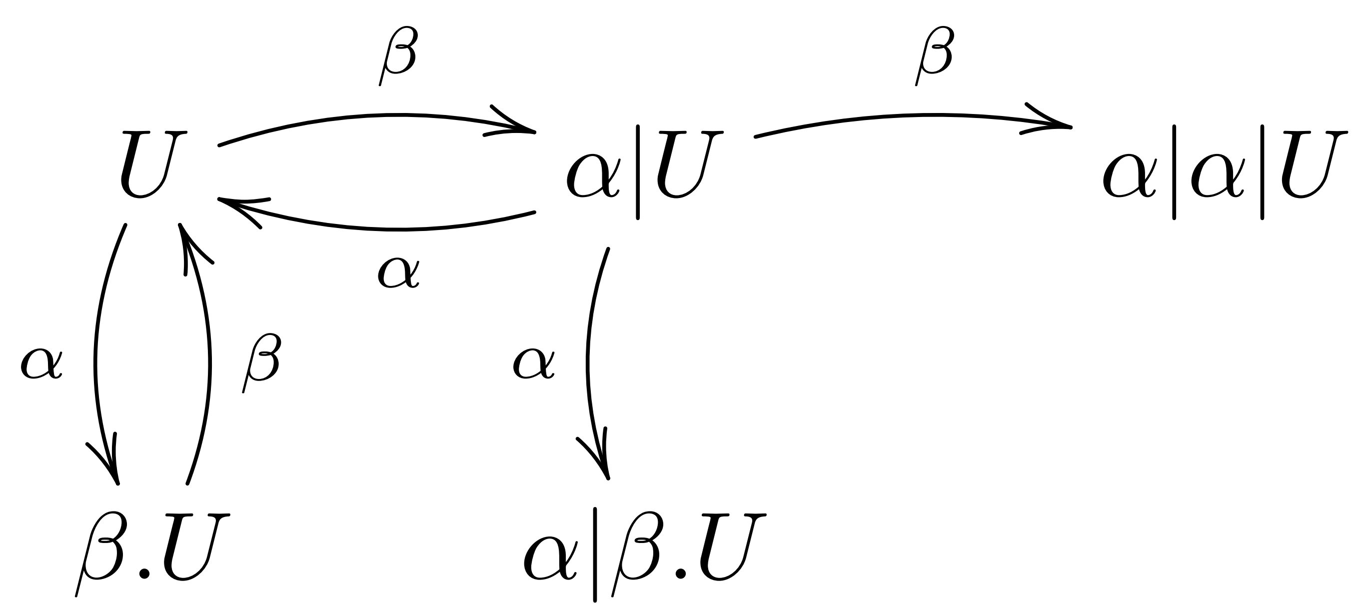
Esercizio: LTS?

ignoriamo **nil**

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$



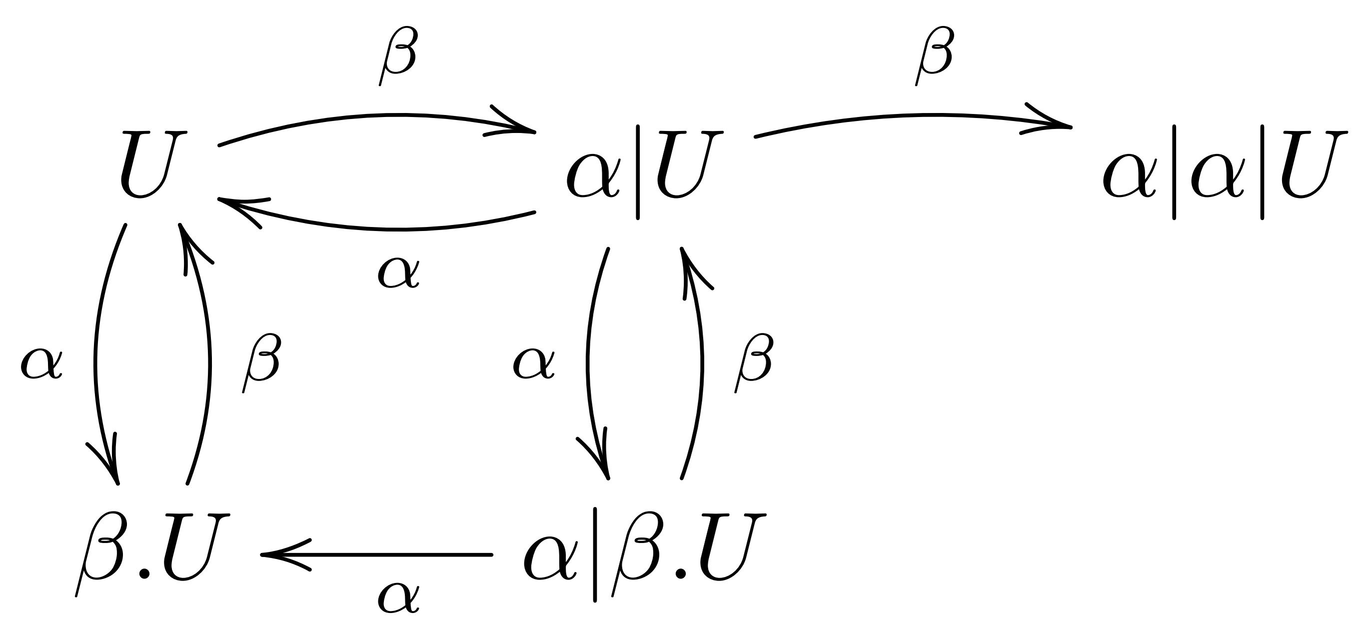
Esercizio: LTS?

ignoriamo **nil**

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$



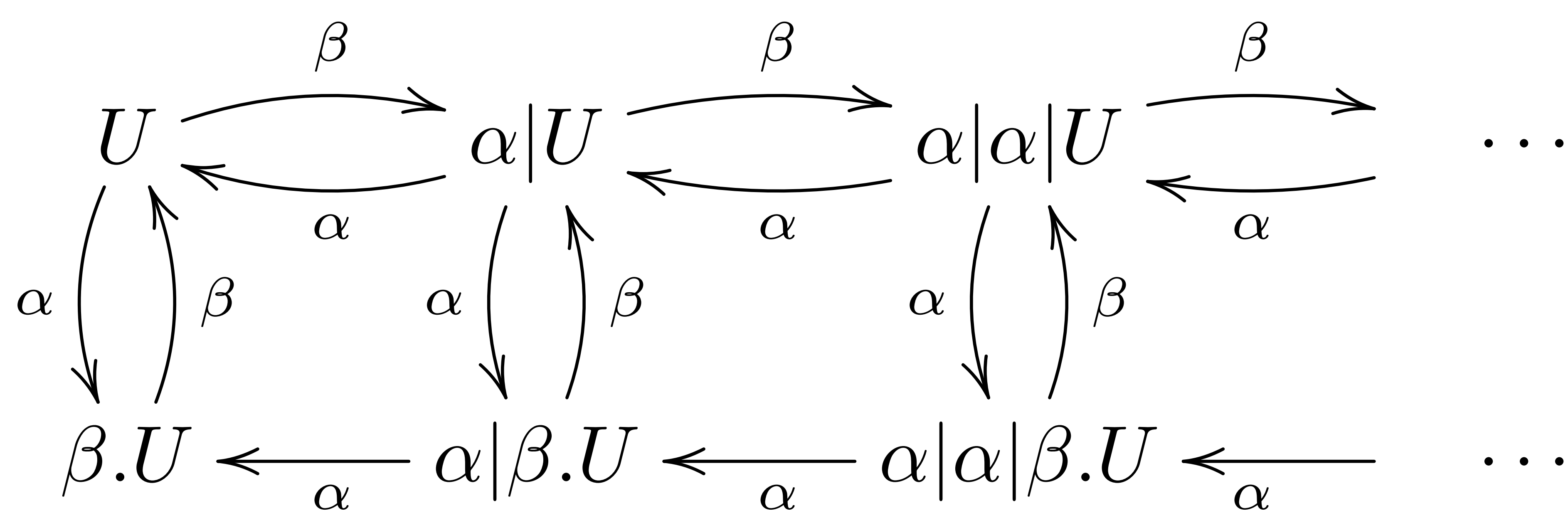
Esercizio: LTS?

ignoriamo **nil**

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ ((\alpha.\mathbf{nil})|\beta.x)$$

$$U \triangleq \mathbf{rec}\ x.\ \alpha|\beta.x$$

$$U \triangleq \alpha|\beta.U$$



Esercizio (da consegnare)

Scrivere un contatore interattivo modulo 4 in CCS

Il processo contatore ha quattro canali di ingresso:

inc, *val*, *reset*, *stop*

e quattro canali di uscita:

c_0, c_1, c_2, c_3

usato per visualizzare il valore corrente del contatore

Disegna l'LTS del processo contatore.