# MODELLI DELLA CONCORRENZA – LEZIONE 1 5/10/2023

P → PROGRAMMA SEQUENZIALE — DEVE TERMINARE

**SEMANTICA**

- **OPERAZIONALE** → MACCHINA ASTRATTA, DESCRIVO I PASSI DI COMPUTAZIONE A PARTIRE DA DATI DI INGRESSO FINO ALL'OUTPUT

  $\text{INPUT} \rightarrow \boxed{M} \rightarrow \text{OUTPUT}$

  ↓ QUINDI DESCRIVO LA COMPUTAZIONE DEL PROGRAMMA

- **DENOTAZIONALE** → ASSEGNO UNA FUNZIONE AL PROGRAMMA CHE TRASFORMA L'INPUT IN OUTPUT

  $$f : D_{INP.} \rightarrow D_{OUTP.}$$

  $\lambda$ - CALCOLO     LAMBDA CALCOLO NON HO CAPITO COS'È

- **ASSIOMATICA** → $\text{INPUT} \xrightarrow{P \text{ A PROGRAMMA}} \text{OUTPUT}$

  I DATI INPUT SONO RAPPRESENTATI COME UNA FORMULA LOGICA CHE RAPPRESENTA QUALI POSSONO ESSERE GLI INPUT

  $$\{\text{INPUT}\}\ P\ \{\text{OUTPUT}\}$$

  ANCHE L'OUTPUT SARÀ UNA FORMULA LOGICA

  ES. $\{x > 0\}\ x := x-1\ \{x \geq 0\}$

— TERMINARE

— COMPOSIZIONALITÀ → $\{I_1\}\ P_1\ \{O_1\} \equiv \{I_2\}\ P_2\ \{O_2\}$

L'OUTPUT DI $O_1$ VA BENE COME INPUT DEL 2

↓ $\{I_1\}\ P_1 ; P_2\ \{O_2\}$

MC-L1

Esempio

$P_1 :: x=2 \quad \{x=V\}\, P_1 \,\{x=2\}$

$P_2 :: x=3 \quad \{x=V\}\, P_2 \,\{x=3\}$

$\{x=V\}\, P_1 ; P_2 \,\{x=3\}$ ← in sequenza

---

$P_1' :: \{x=V\}\, x=1 ;\; x=x+1 \,\{x=2\}$

di nuovo ma con $P_1'$

$\{x=V\}\, \underbrace{x=1 ;\; x=x+1}_{P_1'} ;\; x=3 \,\{x=3\}$

---

in parallelo — non è determinato il risultato

$\{x=V\}\, P_1 | P_2 \,\{x=2 \vee x=3\}$

$\{x=V\}\, P_1' | P_2 \,\{x=2 \vee x=3 \vee x=4\}$ → anche 4 perché dipende in che modo sono eseguiti, può essere eseguito $x=3$ e poi $x=x+1$ quindi 4

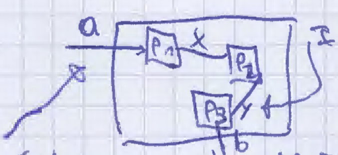
↓

ho perso la composizionalità

**CCS** Calculus Communicating Systems ($\lambda$-calcolo) $\quad a \quad \bar{a}$ → ~~...~~ la sincronizzazione viene espressa in maniera globale, processo 1 esegue $a$ e 2 esegue $\bar{a}$ quando entrambi sono pronti ad eseguire ?,?

**CSP** Communicating Sequential Processing $\quad v!\quad ?x$ → al secondo assegna il risultato del primo e poi si sincronizzano

non ci sono più sequenze di programmi che iniziano e finiscono ma posso averne che non terminano ma si sincronizzano in parallelo?




I processi si possono sincronizzare

e interagire con l'ambiente

Può non terminare, il risultato è dato dall'interazione con l'ambiente

perdo la relazione input output ma ho il processo $P_1$ che interagisce tramite il canale $a$ con l'ambiente, $P_3$ tramite $b$, e poi $P_1, P_2, P_3$ interagiscono tra di loro tramite canali $x$, $y$

## EQUIVALENZA ALL'OSSERVAZIONE

$P_2$ può essere sostituito con $P_2'$ se un'osservatore non è in grado di distinguerli

un processo che interagisce con $P_2$

BISIMULAZIONE → una delle formulazioni dell'equivalenza all'osservatore

LAVORANO

## CCS (puro)

Fa parte delle algebre di processi

Semantica operazionale

verrà associato a ciascun processo → LTS

Labelled Transition System

## LTS $(S, A_{CT}, T)$

$S$ insieme di stati

$A_{CT}$ insieme di nomi di azioni → send, receive, ...

$T \subseteq S \times A_{CT} \times S$

sottoinsieme dell'insieme cartesiano delle triple

$$T = \{(s, a, s') \mid s, s' \in S, a \in A_{CT}\}$$

$(s, a, s') \in T \equiv s \xrightarrow{a} s'$ oppure $\Longleftrightarrow$ $s \xrightarrow{a} s'$

$s \xrightarrow{w} s'$ $\quad w \in A_{CT}^*$ sse
- se $w = \varepsilon$ $\quad s = s'$
- se $w = a x$ $\quad$ se $s \xrightarrow{a} s'' \xrightarrow{x} s'$
  $a \in A_{CT}$
  $x \in A_{CT}^*$

$s \longrightarrow s'$ sse $\exists\, a \in A_{CT} : s \xrightarrow{a} s'$

$$\longrightarrow \; = \bigcup_{a \in A_{CT}} \xrightarrow{a}$$

MC-L1

$s \xrightarrow{*} s'$ sse $\exists w \in Act^*$ $s \xrightarrow{w} s'$

$\xrightarrow{*} \bigcup_{w \in Act^*} \xrightarrow{*}$ $\quad \xrightarrow{*} \subseteq S \times S$

RELAZIONI

$R \subseteq X \times X$

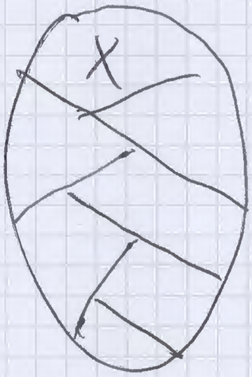
in maniera analoga?

R riflessiva $\forall x \in X \ (x,x) \in R / xRx$

transitiva se $xRy \wedge yRz$ allora $xRz$ $\forall x,y,z \in X$

simmetrica se $xRy$ allora $yRx$ $\forall x,y \in X$

Se R riflessiva, simmetrica e transitiva è una relazione di equivalenza




classe di equivalenza? partizione?

$x \in X \quad [x] = \{ x \in X : xRy \}$

$\forall x,y \in X$
- $[x] = [y]$

oppure
- $[x] \cap [y] = \emptyset$

R' chiusura {riflessiva, simmetrica, transitiva} di R

1) $R \subseteq R'$
2) R' è {riflessiva, simm, transitiva} — una di ciascuna in base al tipo di chiusura
3) R' la più piccola relazione che soddisfa 1 e 2

$\forall R''$ se $R \subseteq R'' \wedge R''$ è {rif, sim, tra}

allora $R' \subseteq R''$

# CCS PURO

$K$ insieme di nomi di processi

$A$ insieme dei nomi di azioni

$\bar{A}$ insieme di conomi di azioni t.c. $\bar{A} = \{\bar{a} \mid a \in A\}$

se ho send avrò anche $\overline{send}$

involge $\bar{\bar{a}} = a$

Actions → $Act = \underbrace{A \cup \bar{A}}_{\text{azioni osservabili}} \cup \{\tau\} \quad \tau \notin A$

$\tau$ → TAU, azione di sincronizzazione tra due processi

$P$ = espressione CCS $\quad P \in K$

Esempio $\quad P = a \cdot P \quad$ * $P$ esegue $a$ e poi torna a comportarsi come $P$

In generale $\quad P_1 = a \cdot P_2$