SEMANTICA DI PROG. SEQUENZIALI

$\{P\}\ S\ \{Q\}$

- semantica assiomatica
- semantica denotazionale

input $\rightarrow$ S $\rightarrow$ output

$f: D_{input} \rightarrow D_{output}$

(λ-calcolo)

- semantica operazionale

Macchina Astratta M

comp. su M

(M. di Turing)

M. a Registri

- Terminazione
- COMPOSIZIONALITÀ

$S_1: \ x = 2 \qquad \{x = V\}\ x = 2\ \{x = 2\}$

$S_1': \ \{x = V_0\}\ x = 1;\ x = x + 1\ \{x = 2\}$

$S_2: \ x = 3 \qquad \{x = V\}\ x = 3\ \{x = 3\}$

$\{x = V\}\ S_1;\ S_2\ \{x = 3\}$

$\{x = V\}\ S_1';\ S_2\ \{x = 3\}$

CONCORRENTE

- NON DETERMINISMO

$\{x = V\}\ S_1 \mid S_2\ \{x = 3 \lor x = 2\}$

$\{x = V\}\ S_1' \mid S_2\ \{x = 3 \lor x = 2 \lor x = 4\}$ - NO COMPOSIZIONALITÀ

SEM. PROG. CONCORRENTI DISTRIBUITI
PARALLELA

- T. Hoare '78 · CSP COMMUNICATING SEQUENTIAL PROCESSES
- R. MILNER '78/80

OCCAM · TRANSPUTER

λ-calcolo

- **NO** MEMORIA CONDIVISA
- UN INSIEME DI PROCESSI — MEM. PRIVATA
- INTERAZIONE TRA PROCESSI SCAMBIO MESSAGGI

HAND-SHAKING

$?p \qquad !q$

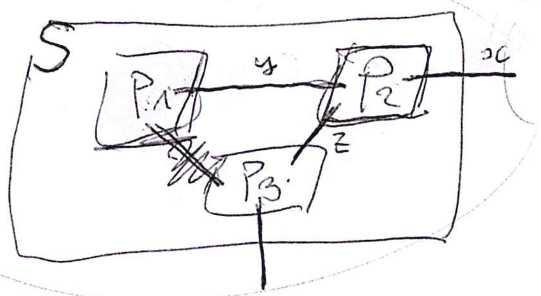
~~X~~ $X \mid S_1 \mid S_2$

• COMPOSIZIONALITÀ

- CCS
Calculus of Communicating Systems

Sistema componenti | processi

$a \mid \bar{a}$



Algebre di processi

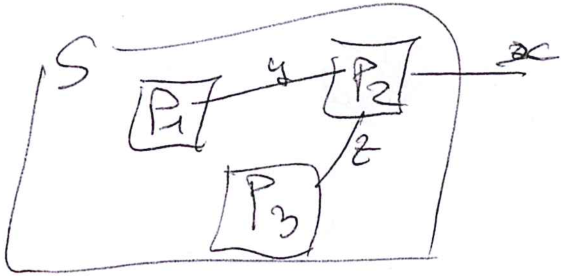
Linguaggi di specifica

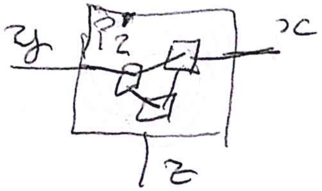
$S = P_1 \mid P_2 \mid P_3$

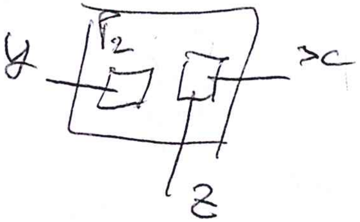
$f: \to \square \to$

D. Harel, A. Pnueli 87

- REACTIVE SYSTEMS







EQUIVALENZA ALL'OSSERVAZIONE

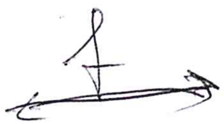
OSSERVARE

OSSERV.

AMBIENTE

$\{P\}\ S_1\ ;\ S_2\ \{Q\}$

$\{P\}\ S_1'\ ;\ S_2\ \{Q\}$



senza op.

CCS <u>puro</u> $\longrightarrow$ LTS sistemi di transizioni etichettati

$p_1 \xrightarrow{a} p_1'$

- $a.p$
- $p_1 + p_2$
- $p_1 = a.p_1$
- $|$

- eq. all'osservazione

<u>BISIMULAZIONE</u> • Tecnica di verifica della Bisimulazione

TEORIA DEI GIOCHI

Lunedì 26-10-20

LTS

sistemi di transizioni etichettati
(Automi a stati finiti)

LTSA

$$(S, Act, T, s_0)$$

S insieme di stati

Act insieme di nomi di azioni

$$T = \{(s, a, s') \mid s, s' \in S \wedge a \in Act\}$$

$$T \subseteq S \times Act \times S$$

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

$s_0 \in S$ stato iniziale

$s \xrightarrow{a} s'$ estesa a $w \in Act^*$ $\quad s \xrightarrow{w} s'$ **se**

se $w = \varepsilon$ allora $s = s'$

se $w = a \cdot x$ **allora** se $s \xrightarrow{a} s'' \xrightarrow{x} s'$

$a \in Act$

$x \in Act^*$

$s \longrightarrow s'$ se $\exists\, a \in Act : s \xrightarrow{a} s'$

$\longrightarrow = \bigcup_{a \in Act} \xrightarrow{a}$ $\qquad \longrightarrow \subseteq S \times S$

$s \xrightarrow{*} s'$ se $\exists\, w \in Act^* \; s \xrightarrow{w} s'$

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

$\xrightarrow{*}$ è la <u>chiusura</u> riflessiva e transitiva di $\longrightarrow$
(non simmetrica)

Relazione binaria R su X

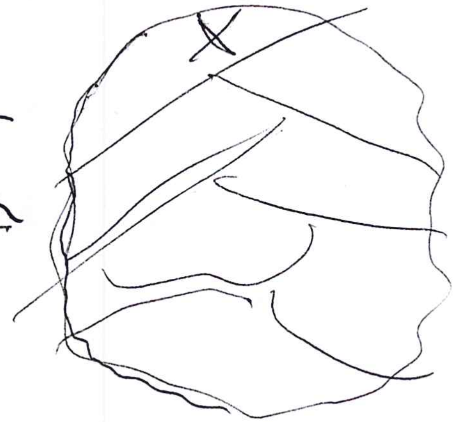
$R \subseteq X \times X$

R è riflessiva se $\forall x \in X \quad (x,x) \in R \;/\; xRx$

simmetrica se se $(x,y) \in R$ allora $(y,x) \in R \quad \forall x,y \in X$

transitiva se $(x,y) \in R \wedge (y,z) \in R$ allora $(x,z) \in R$

se R è simmetrica, riflessiva e transitiva allora è una rel. di equivalenza



$[x] = \{ y \in X \;/\; (x,y) \in R \}$

siano $[x_1]$, $[x_2]$ due classi di equivalenza

allora o $[x_1] = [x_2]$

$[x_1] \cap [x_2] = \emptyset$

$- \bigcup_{x \in X} [x] = X$

CHIUSURA

siano R, R', R'' rel. binarie su X

$\subseteq X \times X$

R' è la <u>chiusura</u> <u>"riflessiva"</u> di R <u>se</u>

(simmetrica)

(transitiva)

1) $R \subseteq R'$

$s \to s' \qquad s \not\to s$

$\to^* \qquad s \to^* s$

2) R' è <u>riflessiva</u>

(simmetrica)

(transitiva)

$s \to s' \to s''$

$s \to^* s''$

3) R' è <u>+ piccola relazione</u> che soddisfa 1 e 2

$\forall R''$; <u>se</u> $R \subseteq R'' \wedge R''$ è riflessiva <u>allora</u>

(simm.)

(trans.)

$$R' \subseteq R''$$

CCS puro

K insieme di nomi di processi es. Buffer, Sender, ...

A insieme di nomi di azioni $\forall a \in A, \exists \bar{a} \in \bar{A}$

$\bar{A}$ insieme di nomi di coazioni $\bar{A} = \{\bar{a} \mid a \in A\}$

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

$Act = \underbrace{A \cup \bar{A}}_{\text{az. osservabili}} \cup \{\tau\}$ $\tau \notin A$

τ: sincronizzazione

azione non osservabile

az. osservabili

$\mathcal{L} = A \cup \bar{A}$

Processi CCS espressioni CCS

sistema CCS un insieme di processi $p \in K$

$p =$ espressione CCS solo 1 equazione $\forall p \in K$

CCS

$Act = A \cup \bar{A} \cup \{\tau\}$

Proc. CCS

$P \in$ Proc. CCS

LTS

$(\text{Proc. CCS}, Act, T, p_0)$

usando regole di inferenza

$$\frac{\text{premesse}}{\text{conseguenze (conclusioni)}} \quad \text{CONDIZIONI}$$

<u>semantica operazionale strutturale</u>

(Plotkin - 1981)

- Nil (0)

Nil

- PREFISSO

$\alpha . p$ $\quad \alpha \in Act$, $P \in$ Proc. CCS

$$\frac{}{\alpha . p \xrightarrow{\alpha} p}$$

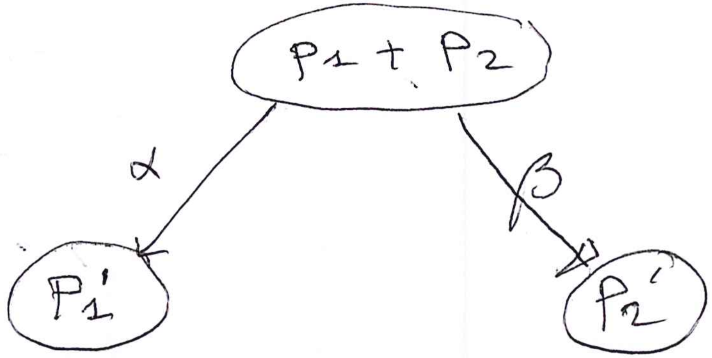
- SOMMA

$p_1 + p_2$ $\quad p_1, p_2 \in$ Proc. CCS

$$\frac{p_1 \xrightarrow{\alpha} p_1'}{p_1 + p_2 \xrightarrow{\alpha} p_1'} \qquad \frac{p_2 \xrightarrow{\beta} p_2'}{p_1 + p_2 \xrightarrow{\beta} p_2'}$$

$\alpha, \beta \in Act$

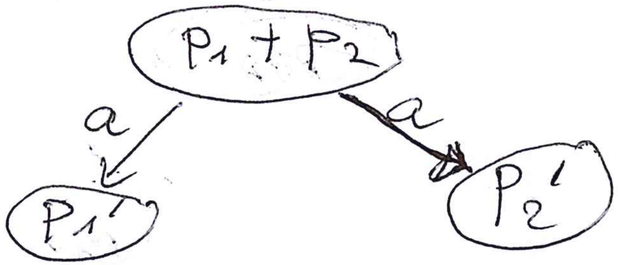
$p_1', p_2' \in$ Proc. CCS



- $\sum_{i \in I} P_i$ $\quad P_i \in$ Proc CCS $\qquad \dfrac{P_j \xrightarrow{\alpha} P_j'}{\sum_{i \in I} P_i \xrightarrow{\alpha} P_j'}\ j \in I$

- $\sum_{i = \phi} P_i$ = Nie

$P_1 = a.P_1' \qquad P_2 = a.P_2'$

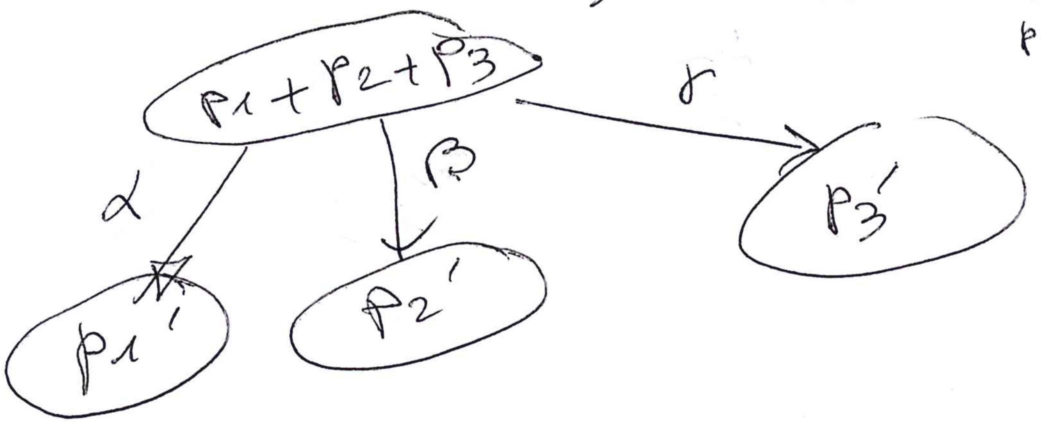


$P_1 + P_2 + P_3 =$
$= \alpha P_1' + \beta \cdot P_2' + \gamma \cdot P_3'$

$P_1 = \alpha . P_1'$
$P_2 = \beta \cdot P_2'$
$P_3 = \delta \cdot P_3'$

$\dfrac{P_1 \xrightarrow{\alpha} P_1'}{P_1 + P_2 + P_3 \xrightarrow{\alpha} P_1'} \qquad \dfrac{P_2 \xrightarrow{\beta} P_2'}{P_1 + P_2 + P_3 \xrightarrow{\beta} P_2'}$

$\dfrac{P_3 \xrightarrow{\delta} P_3'}{P_1 + P_2 + P_3 \xrightarrow{\delta} P_3'}$



COMP. PARALLELA

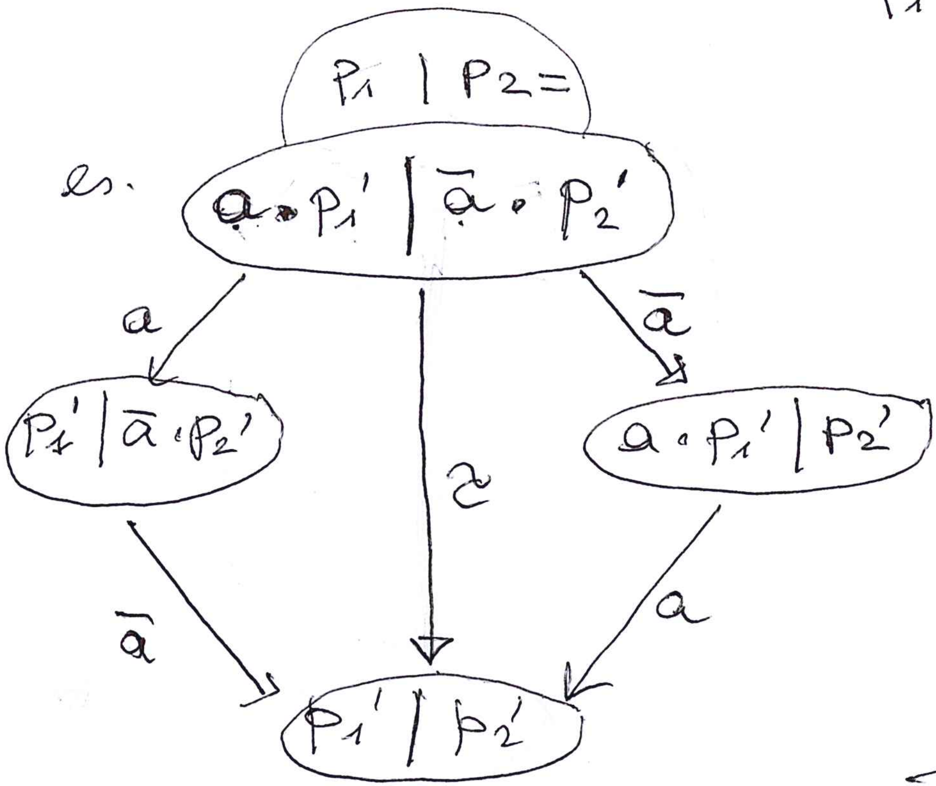
- $P_1 \mid P_2$

$P_1, P_2 \in$ Proc. CCS

$$\frac{P_1 \xrightarrow{\alpha} P_1'}{P_1 \mid P_2 \xrightarrow{\alpha} P_1' \mid P_2} \quad , \quad \frac{P_2 \xrightarrow{\alpha} P_2'}{P_1 \mid P_2 \xrightarrow{\alpha} P_1 \mid P_2'}$$

$$\frac{P_1 \xrightarrow{a} P_1' \ \wedge \ P_2 \xrightarrow{\bar{a}} P_2'}{P_1 \mid P_2 \xrightarrow{\tau} P_1' \mid P_2'}$$

es.



$P_1 = a \cdot P_1'$

$P_2 = \bar{a} \cdot P_2'$