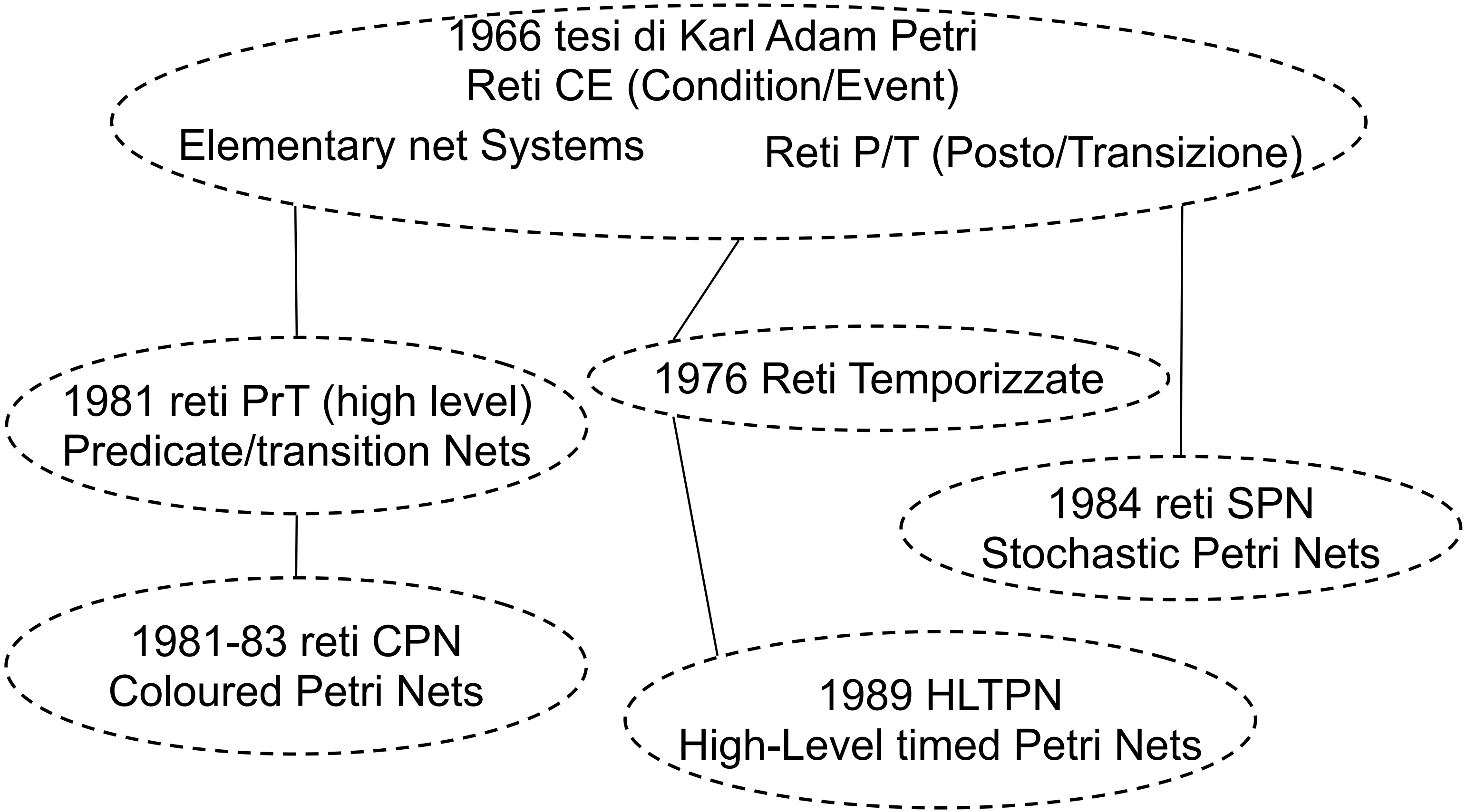
Reti di Petri Temporizzate

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI
DI MILANO

estensioni reti di petri



Modellare sistemi Hard Real-time

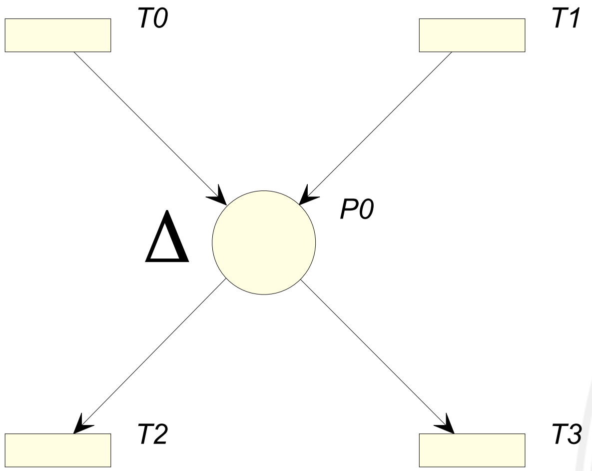
- Il tempo è un fattore essenziale in moltissime applicazioni
- Hard-Real time significa che bisogna soddisfare dei vincoli temporali senza errori
  - Controllo di centrali nucleari
  - Controllo di volo
  - Controllo di processi industriali
- Analisi stocastica potrebbe non essere sufficiente in questi casi: si occupa piu' di analisi delle prestazioni
- Quindi la capacita' di avere modelli deterministici e' complementare e non alternativa ai modelli stocastici

Modelli temporali

- Esistono diverse proposte sulla maniera migliore per aggiungere il tempo (deterministico) alle reti di Petri :
  - Ritardi sui posti
  - Ritardi sulle transizioni
  - Tempi di scatto sulle transizioni
    - unici ↔ multipli
    - fissi ↔ variabili
    - assoluti ↔ relativi

Tempo sui posti

- Il tempo associato ai posti indica il tempo che un gettone deve rimanere nel posto stesso prima di potere essere considerato come parte di una abilitazione

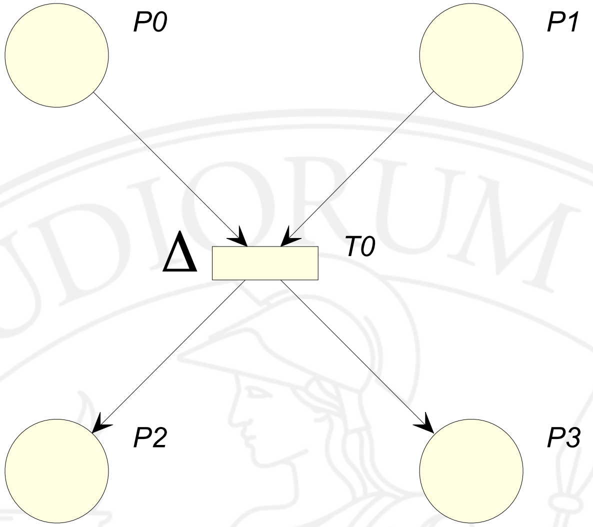


Δ rappresenta la durata minima di permanenza del gettone nel posto... quanto quell aparte di sistema rimane in quello stato

Coolahan & Roussopolous 1983
Stotts and Pratt 1985

Tempo sulle transizioni

- Il tempo associato alle transizioni puo` essere usato per indicare due cose diverse
  - Un ritardo di scatto (cioe` la durata di una azione)
    - Ramchandani 1974
    - Ramamoorthy & Ho 1980
    - Zuberek 1980
    - Holliday & Vernon 1987
  - Il momento in cui lo scatto avviene
    - …



- Esistono anche modelli misti
  - Tempo sui posti (delay) e sulle transizioni (firing time)
    - Razouk & Phelps 1985
    - Tsai et al. 1995

Durata vs. momento dello scatto

- Durata:
  - Le transizioni scattano non appena possibile
  - Gli scatti hanno una durata fissa
- Momento dello scatto:
  - Le transizioni scattano in un momento fissato (in diverse maneire dai diversi modelli)
  - Lo scatto e' istantaneo
- Modelli misti:
  - Si puo` specificare sia l'istante che la durata dello scatto

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Momenti di scatto unici o multipli

- Momento di scatto unico
  - Alla transizione viene associato un valore singolo
    - Leveson & Stolzy 1987
- Momenti di scatto multipli
  - Alla transizione vengono associati più possibili valori: tra questi si sceglierà poi il tempo effettivo di scatto della transizione
    - Merlin&Farber 1976 (TPNs): intervalli
    - Ghezzi et al 1991 (TB nets): insiemi
- Il primo può essere visto come un caso particolare del secondo

Insiemi costanti o variabili

- Constanti
  - L’insieme dei tempi di scatto è definito staticamente
  - TPNs: gli estremi dell’intervallo dei possibili tempi di scatto sono costanti
- Variabili
  - L’insieme dei tempi di scatto può variare dinamicamente
  - TB nets: gli insiemi dei tempi di scatto sono definiti come funzioni dei timestamps gettoni che abilitano la transizione (their birth date)
  - HLTPNs (Ghezzi ed al TSE91): gli insiemi dei tempi di scatto sono definiti come funzioni dei timestamps e dei valori gettoni che abilitano la transizione
- Il primo può essere visto come un caso particolare del secondo

Tempi di scatto assoluti o relativi

- Relativi
  - I tempi di scatto possono essere espressi solo in termini relativi al tempo di abilitazione
    - TPNs
- Assoluti
  - I tempi di scatto possono essere espressi in termini relativi a tempi assoluti e/o al tempo dei singoli gettoni che compongono l’abilitazione
    - TB nets
    - TCPNs (Tsai et al. 1995)
- Il primo può essere visto come un caso particolare del secondo

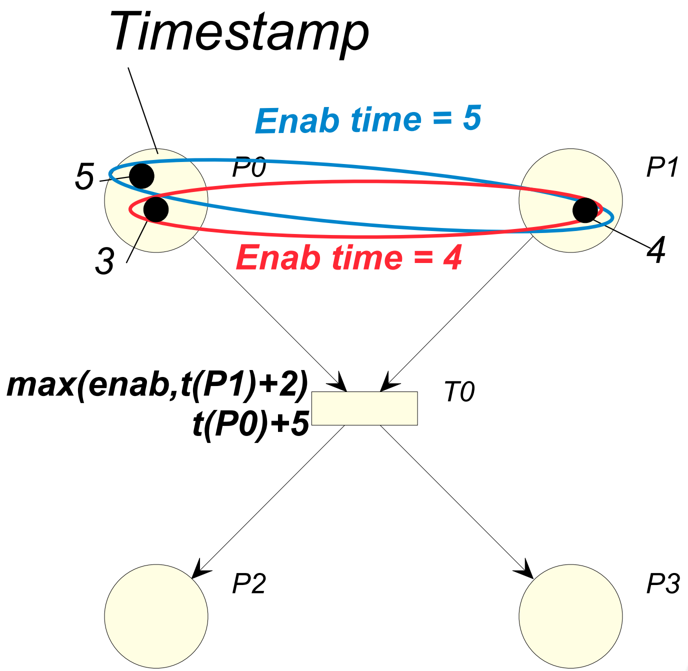
UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Time Basic nets (Ghezzi et al. 1989)

- Tempo associato alle transizioni

- Vengono associati:
  - degli insiemi di tempi di scatto possibili
  - definiti in maniera dinamica
  - come funzioni che possono fare riferimento a tempi assoluti e ai tempi dei singoli gettoni

TB net informalmente



I gettoni non sono anonimi (**timestamp**)

Tempo di abilitazione (enab) = il massimo tra i timestamp dei gettoni che compongono la tupla abilitante (**enabling tuple)**

Insieme dei tempi di scatto
Non possono essere minori del tempo di abilitazione (una transizione non può scattare prima di essere abilitata)

Tempo di scatto = scelto all'interno del set dei possibili…
diventa il timestamp di tutti i gettoni prodotti

TB nets formalmente

- Una rete TB è una 6-tupla <P,T,Θ;F,tf,m_0>
- [P,T; F] come nelle reti di petri normali
- Θ è un insieme numerico (il dominio temporale)
- tf associa ad ogni transizione una funzione temporale tf_t.
  - dove $tf_t(en) \subseteq \Theta$,
    - dove en è una tupla abilitante
- m_0: $P \rightarrow \{ (\theta, mul(\theta)) \mid \theta \in \Theta \}$
  - è un multiset che esprime la marcatura iniziale

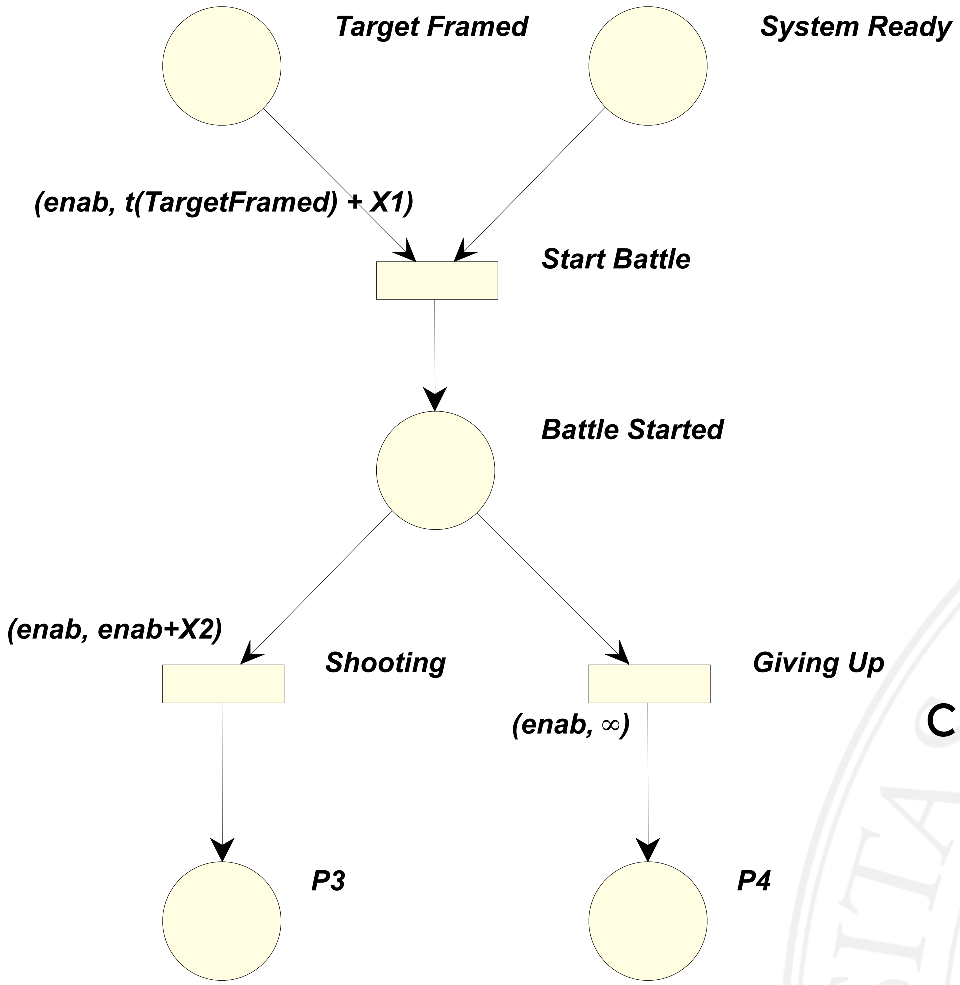
UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Semantica temporale debole (Weak) (informalmente)

- Una transizione può scattare solo in uno degli istanti identificati dalla sua funzione temporale
- Una transizione non può scattare prima di essere stata abilitata
- Una transizione anche se abilitata non è forzata a scattare

- Utile per modellare eventi solo parzialmente definiti
  - Eventi che dipendono da componenti non modellati o modellizzabili
  - Una decisione umana, un guasto…

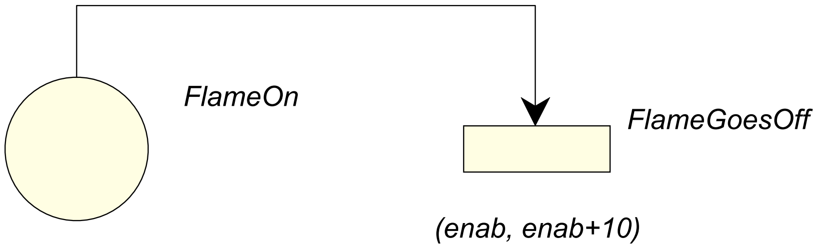
Esempio di WTS: figther



È possibile sparare solo sotto certe condizioni…
L'esito della battaglia dipende da una decisione del pilota

Una sequenza ammissibile sotto WTS:
StartBattle(τ1), GivingUp (τ2) con τ2 - τ1 > X2
Cioè GivingUp scatta dopo il massimo dei tempi possibili di scatto di Shooting

Esempio di WTS: gas burner



Un guasto (la fiamma si spegne a causa del vento) è possibile ma potrebbe anche non accadere mai

Al contrario dei modelli stocastici non ci interessa modellare con quale probabilità potrà accadere… ma solo che può accadere

Axiom 1: Monotonicità rispetto alla marcatura iniziale

- Tutti i tempi di scatto di una sequenza di scatto devono essere non minori di uno qualunque dei timestamp dei gettoni della marcatura iniziale

- La marcatura deve essere consistente: cioè non deve contenere gettoni prodotti nel futuro

Axiom 2: Monotonicità dei tempi di scatto di una sequenza

- Tutti i tempi di scatto di una sequenza di scatti devono essere ordinati nella sequenza in maniera monotonicamente non decrescente
- Consistenza con la proprietà intuitiva:
  - il tempo non torna indietro…
- Due o più transizioni possono scattare nello stesso istante:
  - Azioni concorrenti simultanee
  - Granularità temporale più piccola delle necessità del modello

Axiom 3: Divergenza del tempo (non-zenonicità)

- Non è possibile avere un numero infinito di scatti in un intervallo di tempo finito

- Consistenza rispetto a proprietà intuitiva del tempo:
  - Il tempo avanza
    - non si può fermare
    - Non è suddivisibile in infinitesimi

WTS and MWTS

- Sequenze di scatti che soddisfano gli assiomi 1 e 3 sono chiamate sequenze ammissibili in semantica debole (WTS)

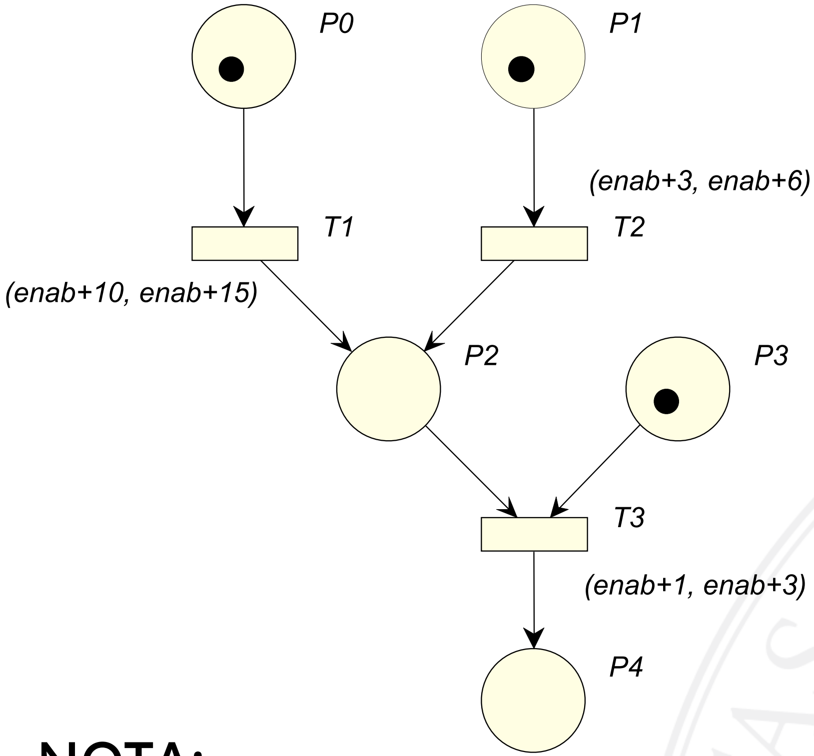
- Sequenze di scatti che soddisfano gli assiomi 1, 2 e 3 sono chiamate sequenze ammissibili in semantica monotonica debole (MWTS)

Theorem WTS ≡ MWTS

- Per ogni sequenza di scatti debole s esiste una sequenza di scatti monotonica debole ottenibile per semplice permutazione delle occorrenze degli scatti.

- Tecniche di analisi per (high-level) Petri net possono essere usate per reti con semantica debole

Esempio di equivalenza



Una possibile sequenza WTS: (assumendo timestamp iniziali tutti uguali a zero)

- T1 scatta al tempo 12
- T3 scatta al tempo 14
- T2 scatta al tempo 4

La equivalente MWTS:

- T2 scatta al tempo 4
- T1 scatta al tempo 12
- T3 scatta al tempo 14

NOTA:
Nella marcatura prodotta dallo scatto di T2, T3 risulta abilitata tra 5 e 7, ma non scatta!!

Semantica temporale forte (strong) (informalmente)

- Una transizione può scattare solo in uno degli istanti identificati dalla sua funzione temporale
- Una transizione non può scattare prima di essere stata abilitata
- Una transizione DEVE scattare ad un suo possibile tempo di scatto a meno che non venga disabilitata prima del proprio massimo tempo di scatto ammissibile

Semantica più diffusa (utile per i sistemi deterministici)
Default in molti modelli temporizzati (TPNs)

Assioma 4: Marcatura forte iniziale

- Il massimo tempo di scatto di tutti le abilitazioni nella marcatura iniziale deve essere maggiore o uguale del massimo timestamp associato ad un gettone della marcatura

- La marcatura iniziale deve essere consistente con la nuova semantica.
- Il gettone non avrebbe potuto essere creato a un istante successivo a quel timestamp senza che prima fosse scattata la transizione (entro il suo tempo massimo)

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Assioma 5: Sequenza di scatti forte (STS)

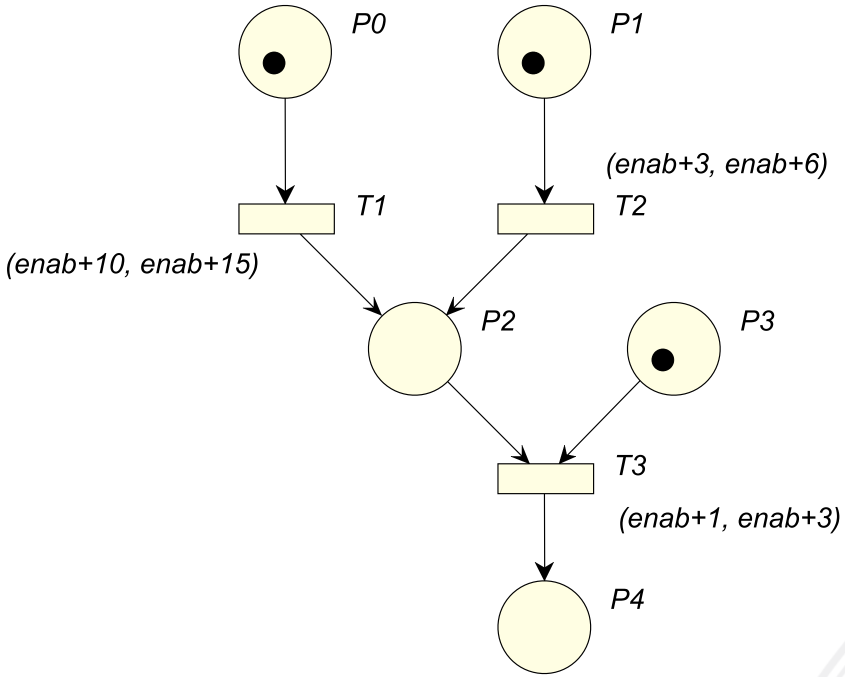
- Una sequenza di scatti MWTS che parta da una marcatura forte iniziale è una sequenza di scatti forte se per ogni scatto il tempo di scatto della transizione non è maggiore del massimo tempo di scatto di una altra transizione abilitata.

- Una transizione abilitata DEVE scattare entro il suo massimo tempo di scatto, se non viene disabilita prima da un altro scatto

- Sequenze di scatto che soddisfano gli assiomi 1,2,3,4, e 5 sono dette sequenze ammissibili in semantica forte (STS)

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

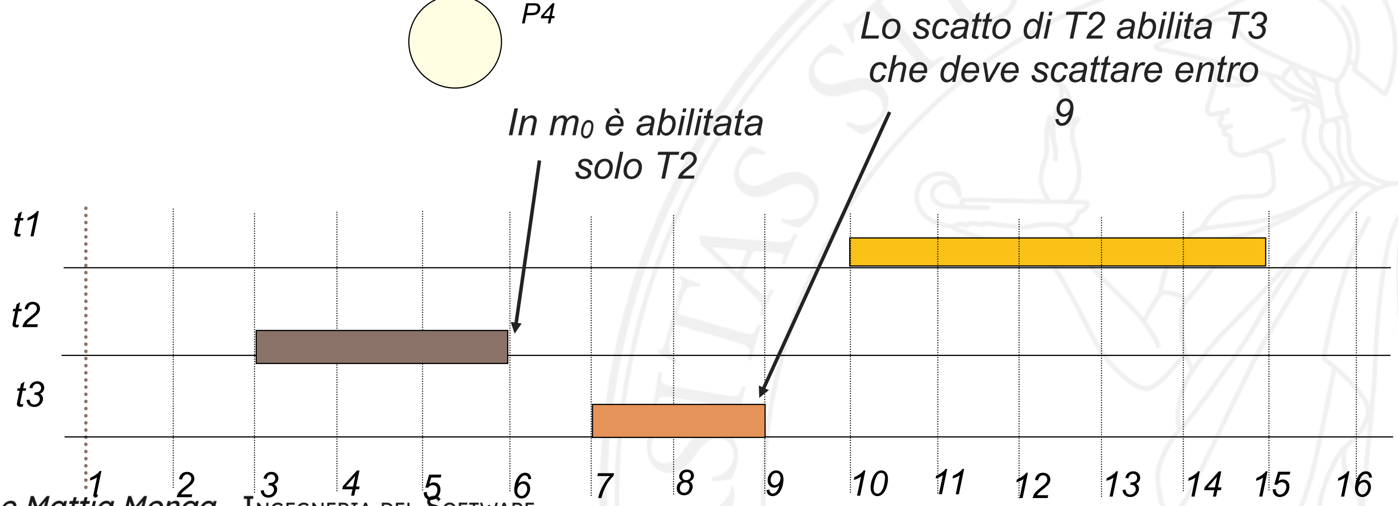
STS ≠ WTS



La sequenza MWTS:

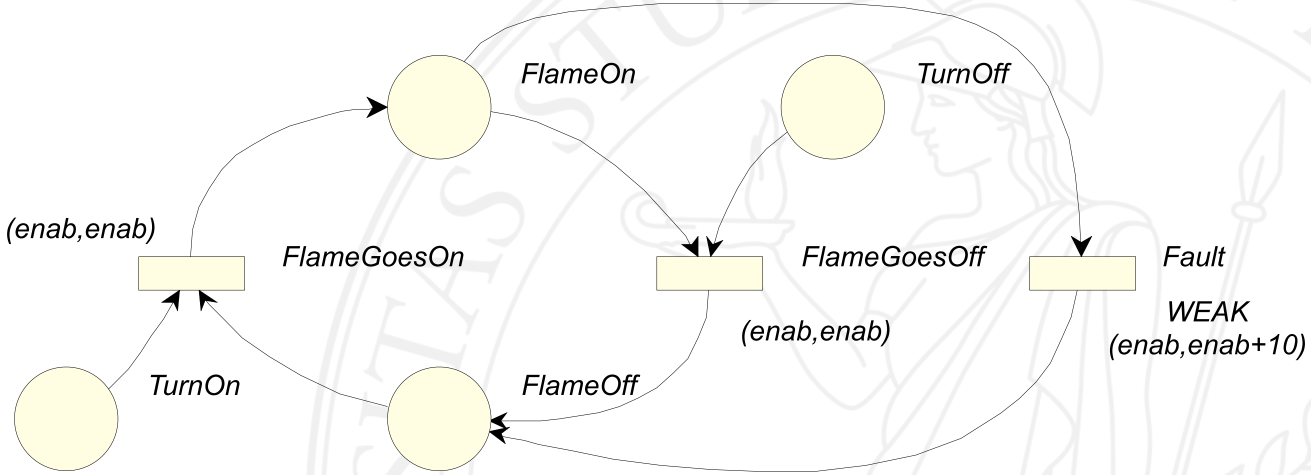
- t2 scatta al tempo 6
- t1 scatta al tempo 12
- t3 scatta al tempo 14

Non è una sequenza STS

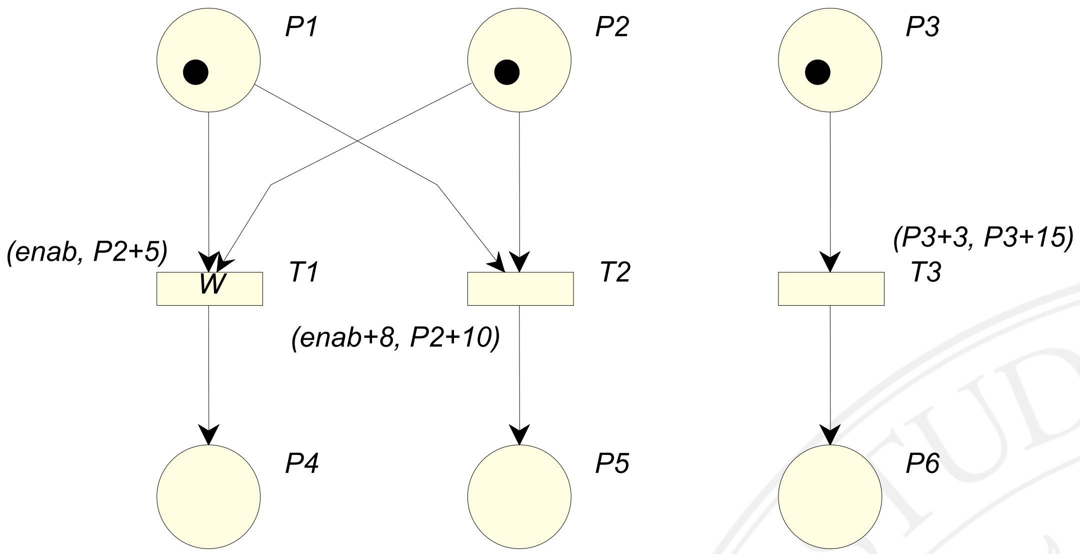


Mixed time semantics

- La semantica forte o debole viene associata alle singole transizioni invece che all'intera rete
  - Transizioni forti devono scattare entro il loro tempo massimo a meno che non vengano disabilitate prima
  - Transizioni deboli possono scattare entro il loro insieme di tempi di scatto

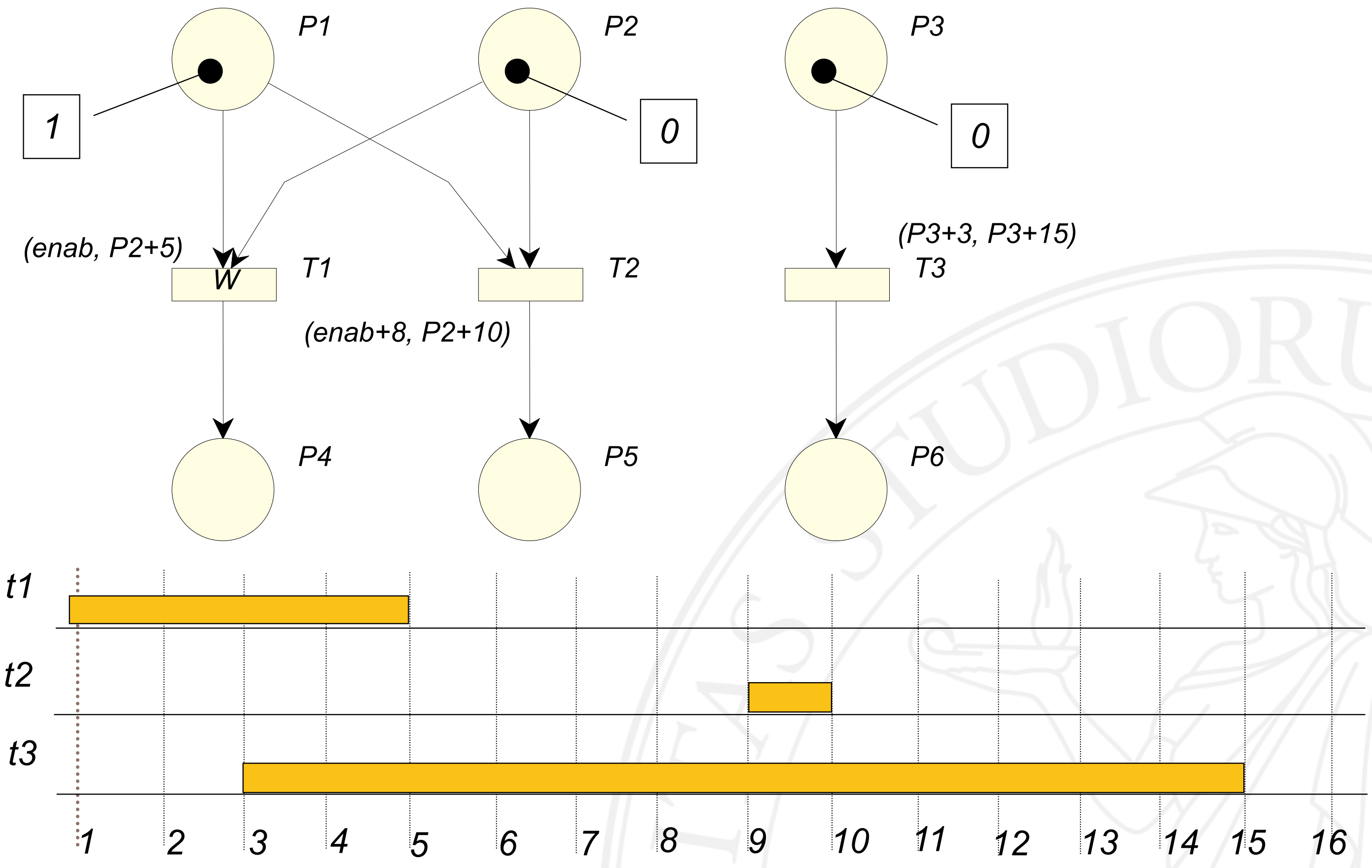


Un esempio

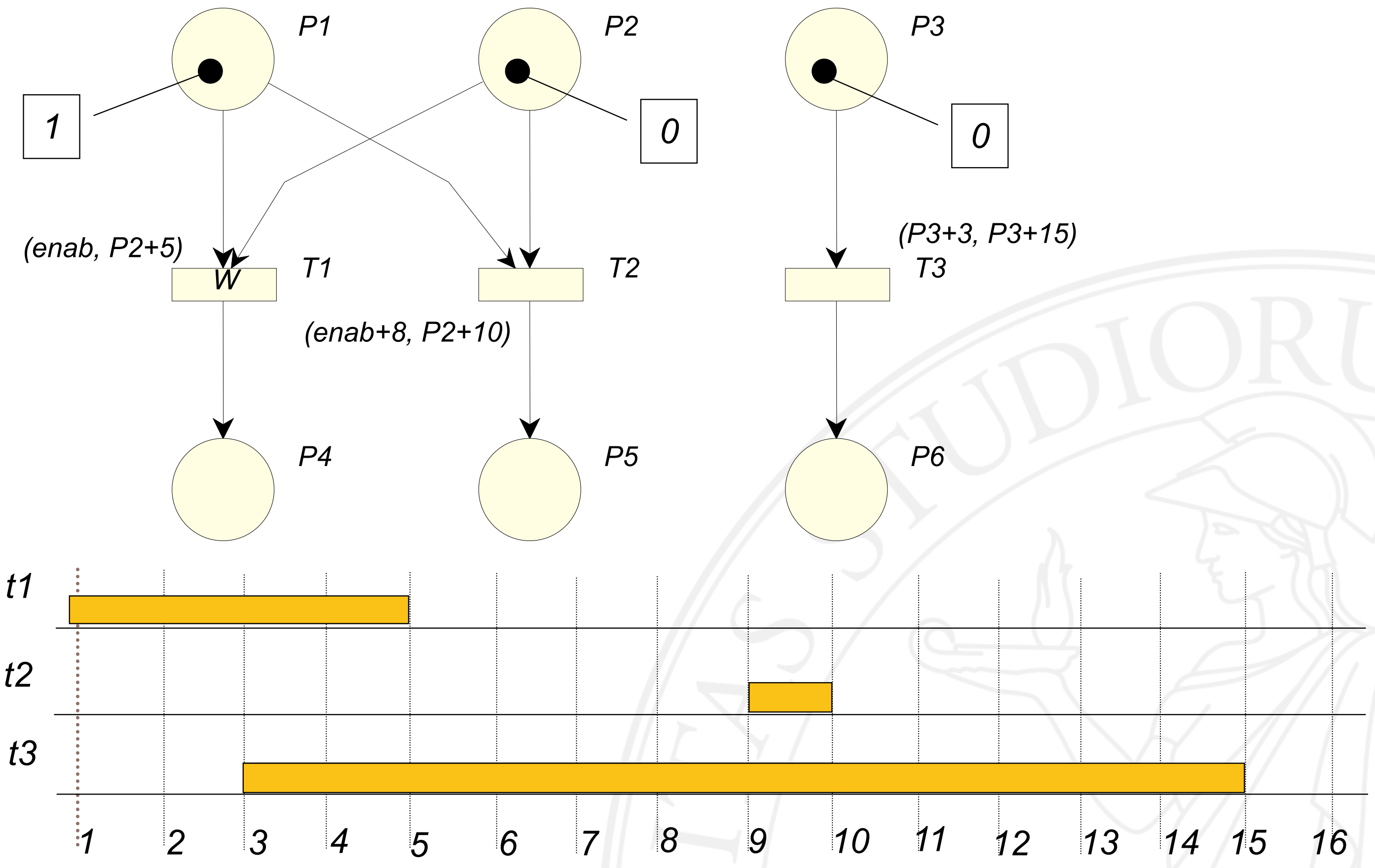


$$tf_{T1}(P1, P2) = \{\tau \mid max(P1, P2) \leq \tau \leq P2 + 5\}$$
$$tf_{T2}(P1, P2) = \{\tau \mid max(P1, P2) + 8 \leq \tau \leq P2 + 10\}$$
$$tf_{T3}(P3) = \{\tau \mid P3 + 3 \leq \tau \leq P3 + 15\}$$
$$m(P1) = \{1\};\ m(P2) = \{0\};\ m(P3) = \{0\}$$

WTS: analisi di abilitazione locale

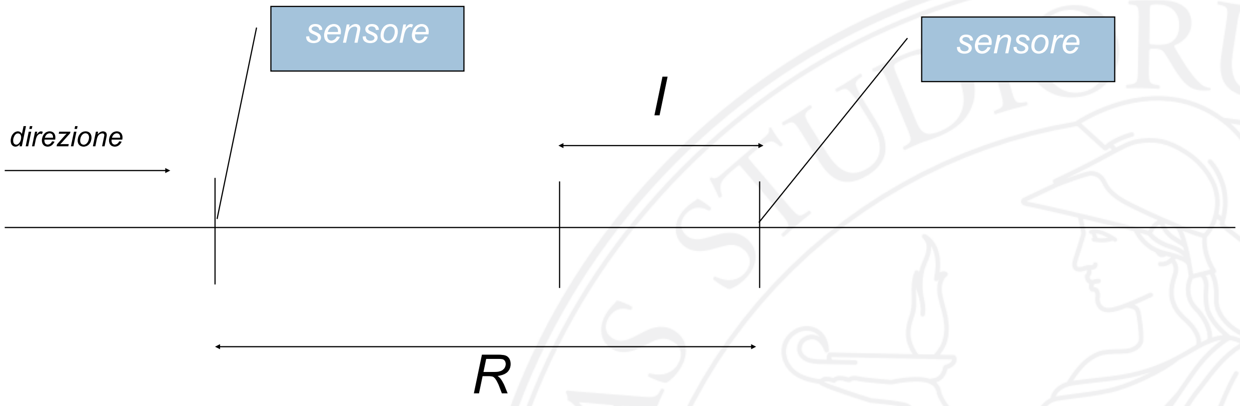


Mixed TS: influenze globali

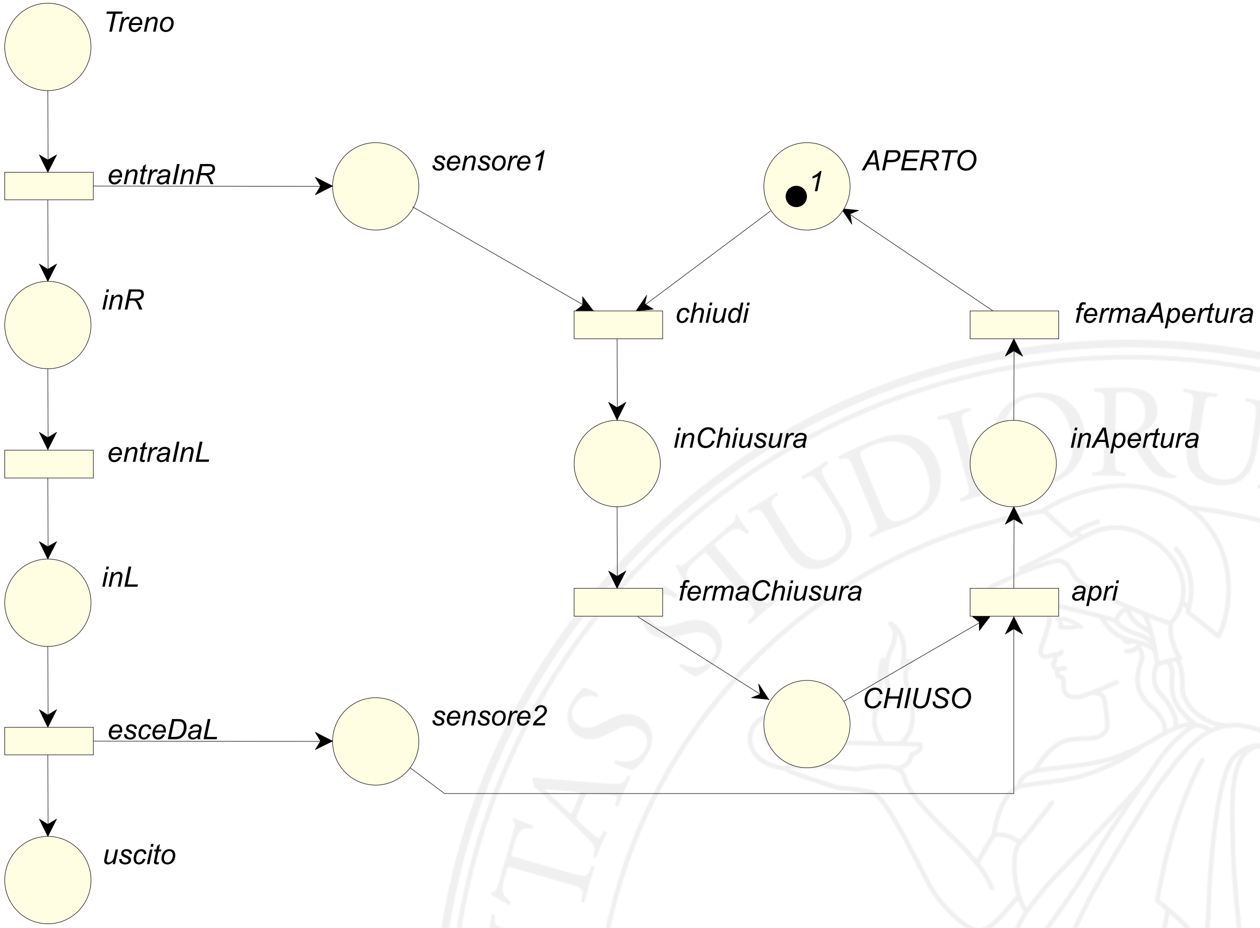


Modellare con reti TB

- Modellare un passaggio a livello con una rete di Petri



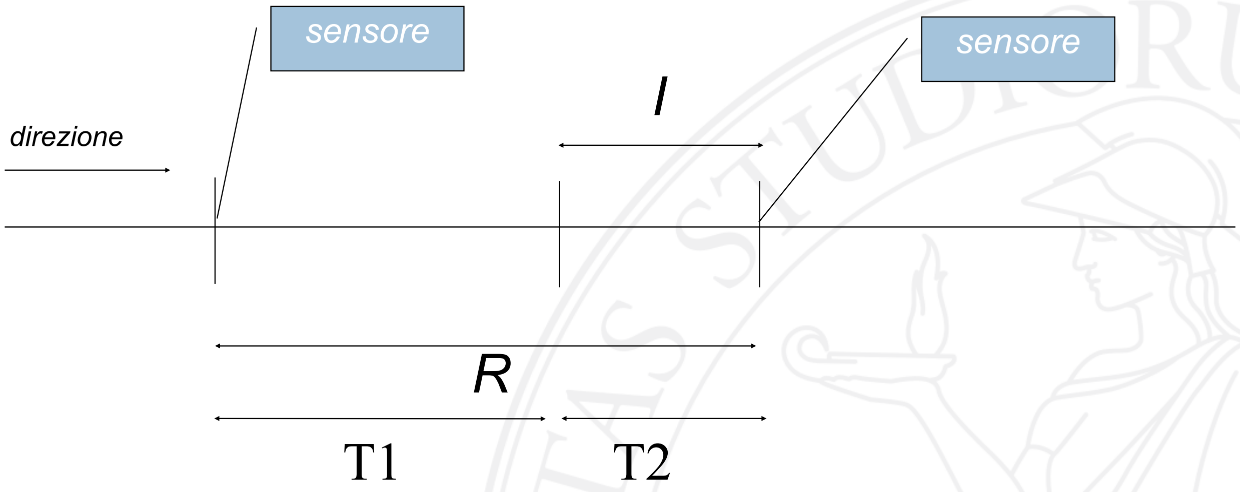
Soluzione



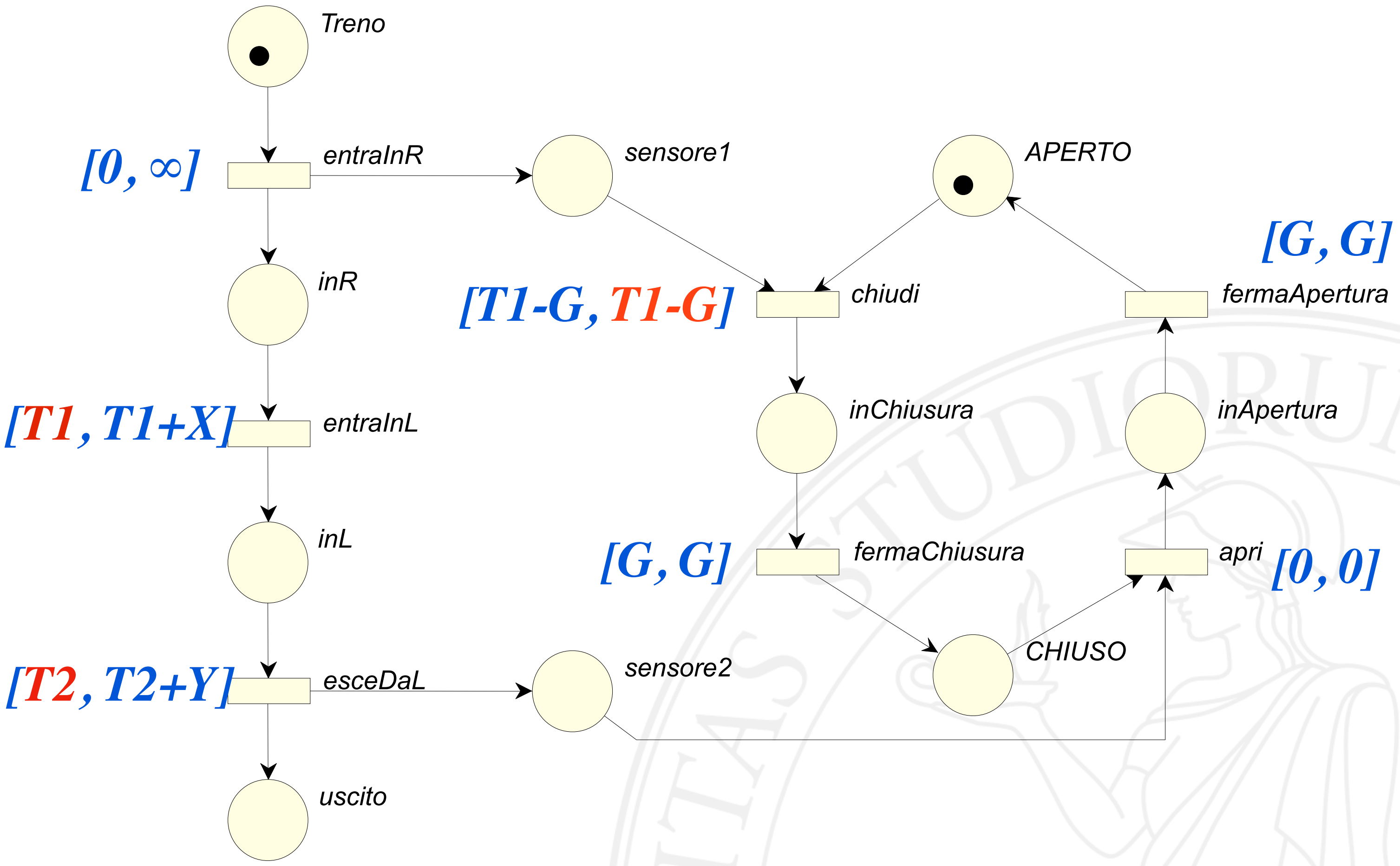
Treno
entraInR
sensore1
APERTO
1
inR
chiudi
fermaApertura
entraInL
inChiusura
inApertura
inL
fermaChiusura
apri
CHIUSO
esceDaL
sensore2
uscito

Aggiungere i tempi

- Modellare un passaggio a livello con una rete di Petri



Soluzione



Treno
[0, ∞]
entraInR
sensore1
APERTO
[G, G]
inR
[T1-G, T1-G]
chiudi
fermaApertura
[T1, T1+X]
entraInL
inChiusura
inApertura
inL
[G, G]
fermaChiusura
apri
[0, 0]
[T2, T2+Y]
esceDaL
sensore2
CHIUSO
uscito

Analisi

- È una soluzione corretta?
  - NO
- Perché si possono scontrare macchine e treni?
  - ipotesi non espresse o errori di specifica
    - Cosa succede se un secondo treno entra in R prima che il precedente esca da L?
    - Cosa succede se un secondo treno entra in R prima che il passaggio si sia riaperto completamente?

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Tempo come concetto derivato

- Tempo = variabile associata ai gettoni (chronos)
- Predicati determinano la possibiltà di scatto di una transizione a partire dai valori dei gettoni (incluso il chronos)
- Le azioni determinano i valori dei gettoni creati (incluso il valore della variabile chronos)

- NOTA: Le azioni devono produrre lo stesso valore per i chronos di tutti i gettoni creati (birth date) e devono essere non minori dei valori dei chronos dei gettoni rimossi.

Semantiche temporali nelle ER nets

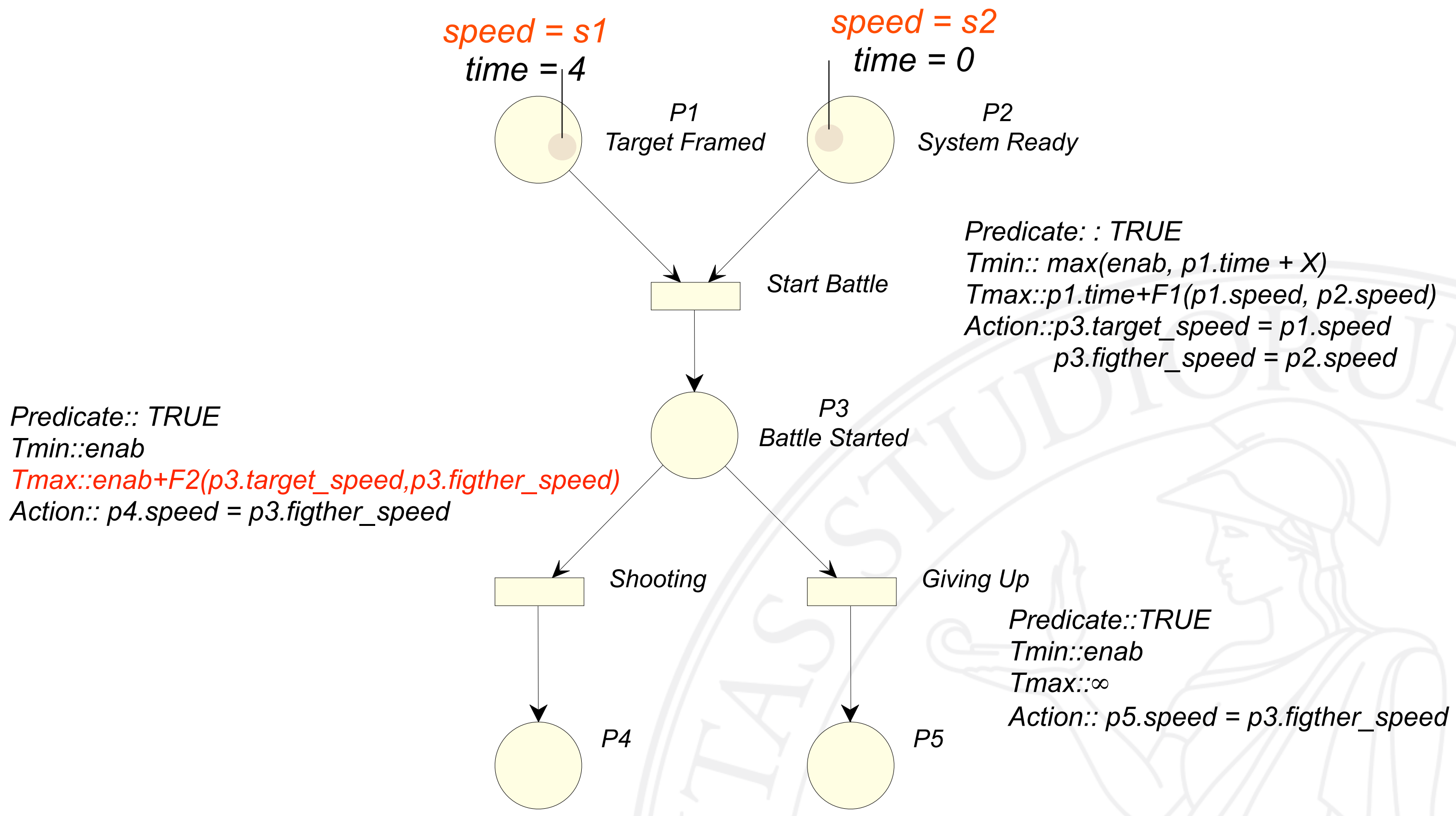
- chronos + assiomi 1,3 = WTS
- chronos + assiomi 1, 2, 3 = MWTS
- chronos + assiomi 1, 2, 3, 4, 5 = STS
- È possibile esprimerli?

Un modello completo: HLTPN (TER net)

- HLTPNs possono modellare:
  - Aspetti funzionali (high-level Petri nets: ER net)
  - Aspetti temporali (time Petri nets: TB net)
  - Dipendenze di aspetti funzionali da aspetti temporali
  - Dipendenze di aspetti temporali da aspetti funzionali

- Le reti HLTPN possono essere analizzate con gli stessi limiti delle reti TB

High-Level time Petri nets (HLTPNs)



Analisi di reti temporizzate

- Analisi di raggiungibilità
  - Enumerazione degli stati finiti raggiungibili
- PROBLEMI:
  - Lo scatto di una transizione può produrre infiniti stati che si differenziano tra loro per il tempo associato ai gettoni prodotti (tempo di scatto)
  - La rete può evolvere all'infinito
    - Il tempo avanza…
- L'albero di raggiungibilità è infinito!!
- Non è lo stessa problema delle reti non limitate, non si può usare l'albero di copertura

Analisi di raggiungibilità temporale per le reti TB

- Rappresentazione simbolica degli stati

- Uno stato simbolico rappresenta un insieme di possibili stati con in comune lo stesso numero di gettoni in ogni posto (marcatura P/T)
- Uno stato simbolico è una coppia [μ, C], dove
  - μ = marcatura simbolica: associa multiset di identificatori simbolici ai posti
  - C = vincoli: (dis)equazioni che rappresentano le relazioni tra gli identificatori simbolici

Università degli Studi di Milano

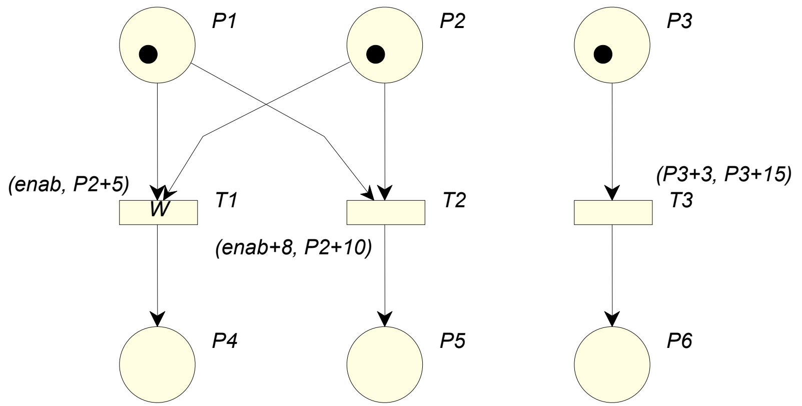
Funzioni temporali…

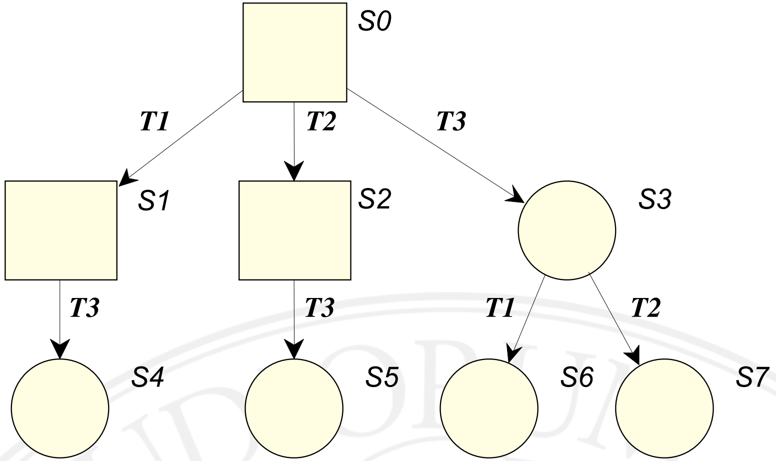
- Assumiamo che tf_t sia un intervallo con estremi inclusi esprimibili mediante espressioni lineari funzioni dei tempi dei token in ingresso e di tempi assoluti
  - $tmin_t$ limite inferiore
  - $tmax_t$ limite superiore

- $tf_t = \{ X \mid X >= tmin_t \wedge X <= tmax_t \}$

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Sample Reachability Tree





S0 Marcatura: $\mu(P1) = \{\tau_1\}$ $\mu(P2) = \{\tau_0\}$ $\mu(P3) = \{\tau_0\}$

$C_0 := \mathbf{0} \leq \tau_0 \wedge \tau_0 \leq \mathbf{10} \wedge \tau_0 \leq \tau_1 \wedge \tau_1 \leq \tau_0 + \mathbf{15}$

S1 Marcatura: $\mu(P3) = \{\tau_0\}$ $\mu(P4) = \{\tau_2\}$

$C_1 := C_0 \wedge \tau_2 \leq \tau_0 + \mathbf{5} \wedge \tau_1 \leq \tau_2$

S2 Marcatura: $\mu(P3) = \{\tau_0\}$ $\mu(P5) = \{\tau_3\}$

$C_2 := C_0 \wedge \tau_3 \geq \tau_1 + \mathbf{8} \wedge \tau_3 \leq \tau_0 + \mathbf{10}$

S3 Marcatura: $\mu(P1) = \{\tau_1\}$ $\mu(P2) = \{\tau_0\}$ $\mu(P6) = \{\tau_4\}$

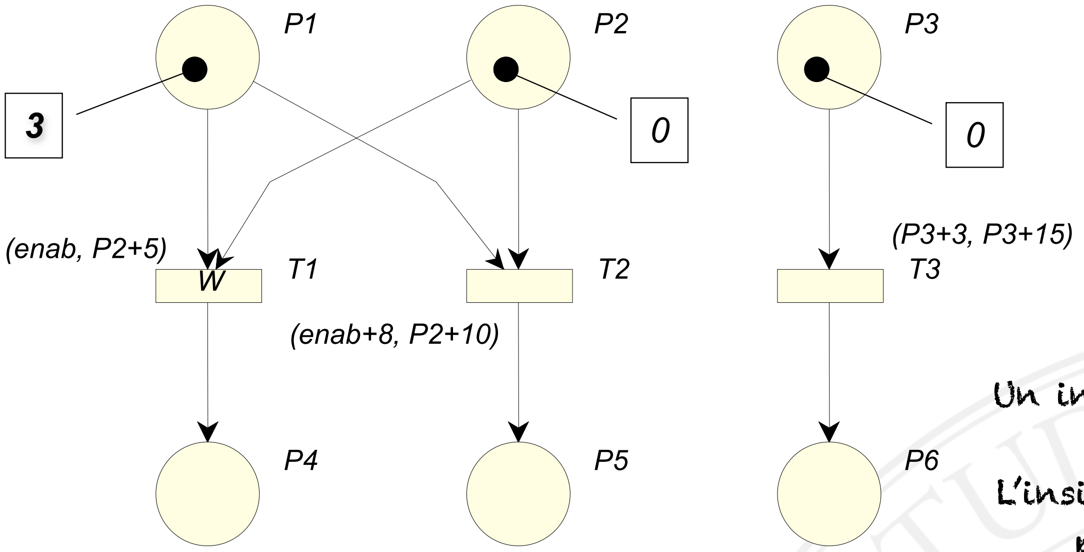
$C_3 := C_0 \wedge \tau_4 \geq \tau_0 + \mathbf{3} \wedge \tau_4 \leq \tau_0 + \mathbf{15} \wedge \tau_4 \geq \tau_1 \wedge (\tau_4 \leq \tau_0 + \mathbf{10} \vee \tau_1 > \tau_0 + \mathbf{2})$

Inizializzazione

Identificazione degli enabling

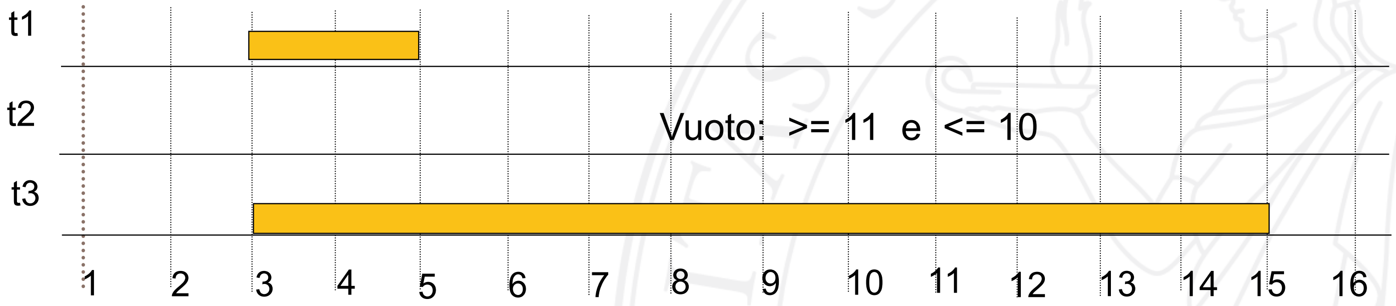
Aggiornamento di marcatura e vincoli

Che cosa è successo?



Un insieme infinito di marcature

L'insieme di transizioni abilitate potrebbe essere diverso...



Aggiornamento del constraint

- Allora lo scatto simbolico di una transizione t crea uno stato simbolico caratterizzato dal vincolo Cn:

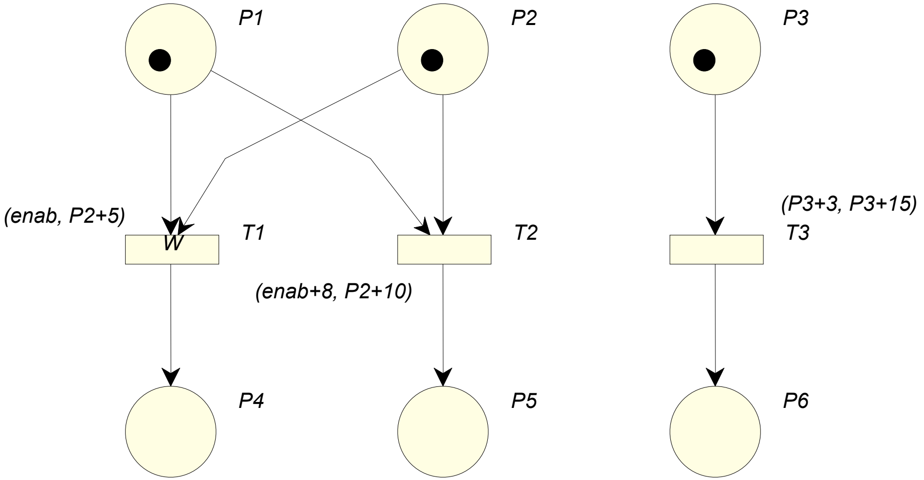
$$C_n = C_p \wedge t_n \geq maxT \wedge t_n \geq tmin \wedge t_n \leq tmax$$

$$\bigcap_{t_S} \left(tmax_S < tmin_S \vee tmax_S < maxT \vee tmax_S \geq t_n \right)$$

La soddisfacibilità del vincolo sopra stabilisce anche la abilitazione della transizione

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Rivediamo il calcolo



S0

Marcatura: $\mu\ (P1) = \{\tau_1\}$ $\mu\ (P2) = \{\tau_0\}$ $\mu\ (P3) = \{\tau_0\}$

$C_0 := \mathbf{0} \leq \tau_0 \wedge \tau_0 \leq \mathbf{10} \wedge \tau_0 \leq \tau_1 \wedge \tau_1 \leq \tau_0 + \mathbf{15}$

S1

Marcatura: $\mu\ (P3) = \{\tau_0\}$ $\mu\ (P4) = \{\tau_2\}$

$C_1 := C_0 \wedge \tau_1 \leq \tau_2 \wedge \tau_2 \leq \tau_0 + \mathbf{5} \wedge \tau_1 \leq \tau_2$

$\wedge (\tau_2 \leq \tau_0 + \mathbf{10} \vee \ldots) \wedge (\tau_2 \leq \tau_0 + \mathbf{15} \vee \ldots)$

S2

Marcatura: $\mu\ (P3) = \{\tau_0\}$ $\mu\ (P5) = \{\tau_3\}$

$C_2 := C_0 \wedge \tau_1 + \mathbf{8} \leq \tau_3 \wedge \tau_3 \leq \tau_0 + \mathbf{10} \wedge \tau_1 \leq \tau_3$

$\wedge (\tau_3 \leq \tau_0 + \mathbf{15} \vee \ldots)$

S3

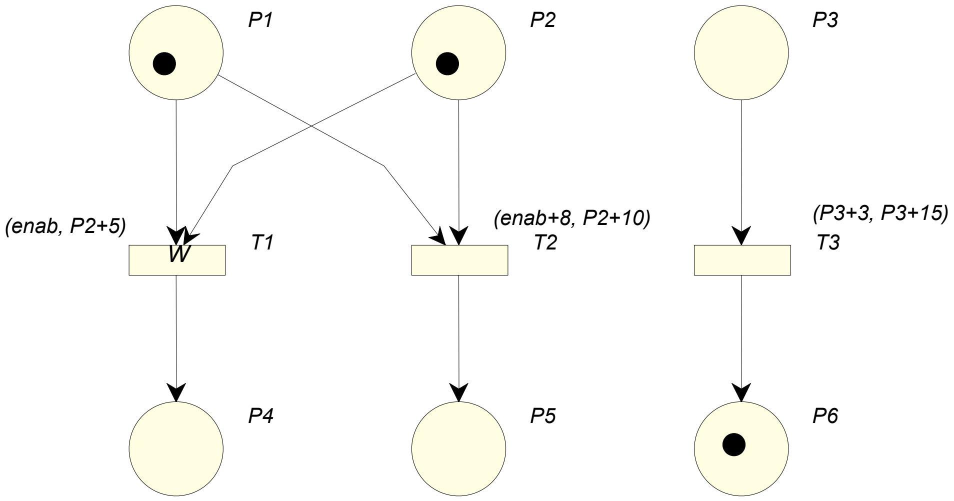
Marcatura: $\mu\ (P1) = \{\tau_1\}$ $\mu\ (P2) = \{\tau_0\}$ $\mu\ (P6) = \{\tau_4\}$

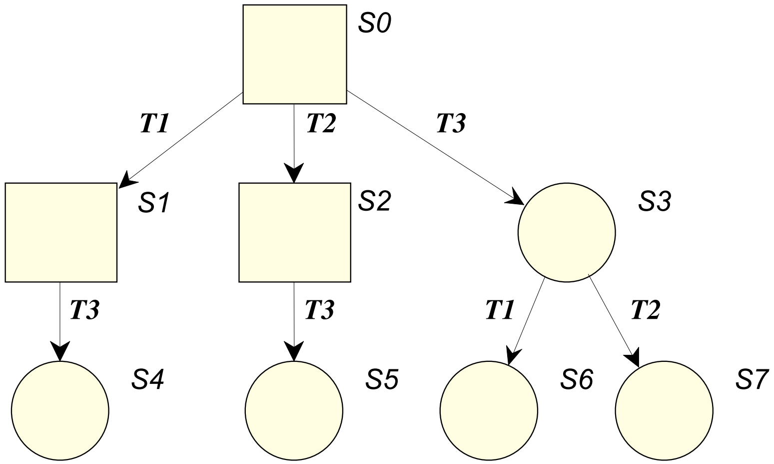
$C_3 := C_0 \wedge \tau_4 \geq \tau_0 + \mathbf{3} \wedge \tau_4 \leq \tau_0 + \mathbf{15} \wedge \tau_4 \geq \tau_1$

$\wedge (\tau_4 \leq \tau_0 + \mathbf{10} \vee \tau_1 + \mathbf{8} > \tau_0 + \mathbf{10} \vee \tau_1 > \tau_0 + \mathbf{10})$

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Aggiornamento del constraint





Situazione in S3:

$\mu\,(P1) = \{\tau_1\}$ $\mu\,(P2) = \{\tau_0\}$ $\mu\,(P6) = \{\tau_4\}$

$$\mathbf{0} \le \tau_0 \ \wedge\ \tau_0 \le \mathbf{10} \ \wedge\ \tau_0 \le \tau_1 \ \wedge\ \tau_1 \le \tau_0 + \mathbf{15} \ \wedge$$
$$\tau_4 \le \tau_0 + \mathbf{15} \ \wedge\ \tau_4 \ge \tau_1 \ \wedge\ \tau_4 \ge \tau_0 + \mathbf{3} \ \wedge\ (\ \tau_1 > \tau_0 + \mathbf{2} \ \vee\ \tau_4 \le \tau_0 + \mathbf{10})$$

T1 aggiunge $\tau_1 \le \tau_n \wedge \ \tau_n \le \tau_0 + \mathbf{5} \ \wedge\ \tau_n \ge \tau_4 \wedge (\ \tau_n \le \tau_0 + \mathbf{10} \ \vee\ \tau_0 + \mathbf{10} < \tau_1 + \mathbf{8} \ \vee\ \tau_0 + \mathbf{10} < \tau_4\ )$

T2 aggiunge $\tau_1 + \mathbf{8} \le \tau_n \ \wedge\ \tau_n \le \tau_0 + \mathbf{10} \ \wedge\ \tau_n \ge \tau_4$

T1 è abilitata se $\tau_4 \le \tau_0 + \mathbf{5}$

T2 è abilitata se $\tau_1 \le \tau_0 + \mathbf{2}$

abilitata solo T1 : $\tau_0 = \mathbf{6},\ \tau_1 = \mathbf{9},\ \tau_4 = \mathbf{10}$

abilitata solo T2 : $\tau_0 = \mathbf{6},\ \tau_1 = \mathbf{7},\ \tau_4 = \mathbf{15}$

abilitate entrambe: $\tau_0 = \mathbf{6},\ \tau_1 = \mathbf{7},\ \tau_4 = \mathbf{10}$

nessuna abilitata (deadlock) : $\tau_0 = \mathbf{6},\ \tau_1 = \mathbf{9},\ \tau_4 = \mathbf{17}$

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Cosa abbiamo?

- Non abbiamo una forma normale
  - quindi non possiamo confrontare stati e scoprire se li abbiamo già visitati
  - ALBERO infinito
- Possiamo verificare proprietà entro un limite finito di tempo:
  - bounded invariance
  - bounded liveness

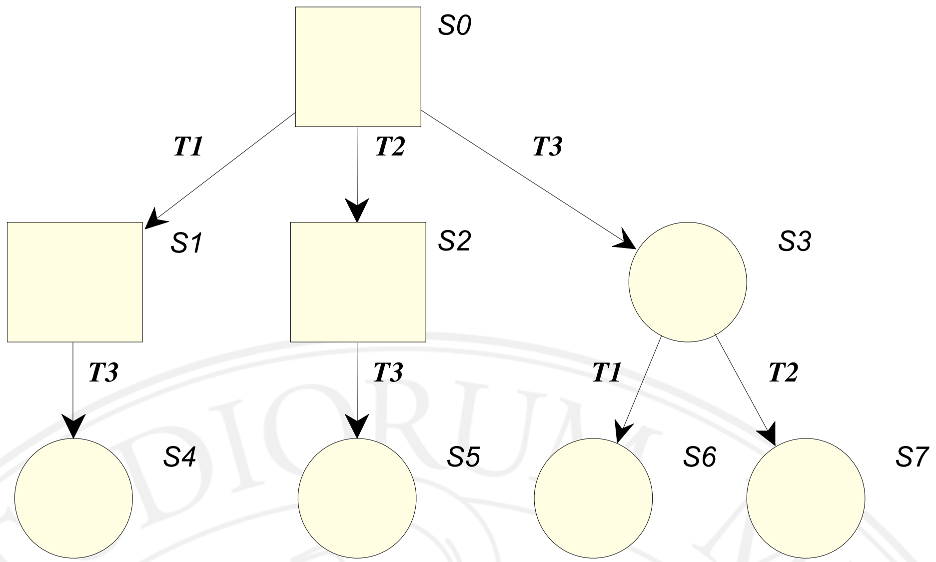
UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Verso grafo aciclico (DAG)

- Se riusciamo a scordarci la storia di come arriviamo a un nodo è possibile “ritrovare” degli stati.
- Possiamo sperare di arrivare a un grafo ciclico?

Semplificazione dei constraints

- Esprimere il constraint solo in termini della marcatura corrente, rimappando i constraint indiretti



S6

Marking: $\mu\,(P4) = \{\tau_7\}\quad \mu\,(P6) = \{\tau_4\}$

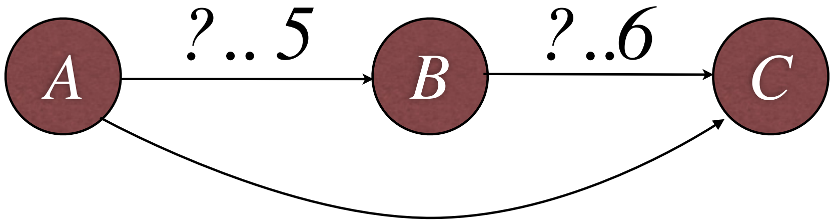
$$C_6 := 0 \le \tau_0 \;\wedge\; \tau_0 \le 10 \;\wedge\; \tau_0 \le \tau_1 \;\wedge\; \tau_1 \le \tau_0 + 15 \;\wedge$$
$$\tau_4 \le \tau_0 + 15 \;\wedge\; \tau_1 \le \tau_4 \wedge \tau_4 \ge \tau_0 + 3 \;\wedge\; (\tau_4 \le \tau_0 + 10 \;\vee\; \tau_1 > \tau_0 + 2) \;\wedge$$
$$\tau_7 \le \tau_0 + 5 \;\wedge\; \tau_4 \le \tau_7$$

Marking: $\mu\,(P4) = \{\tau_2\}\quad \mu\,(P6) = \{\tau_1\}$

$$C_6 := \tau_1 \ge 3 \;\wedge\; \tau_1 \le \tau_2 \;\wedge\; \tau_2 \le \tau_1 + 2 \;\wedge\; \tau_2 \le 15$$

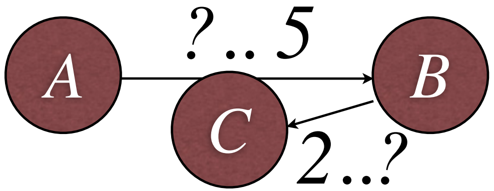
Algoritmo di Floyd

- B-A <= 5 e C-B <= 6



C-A <= 11 e posso eliminare B

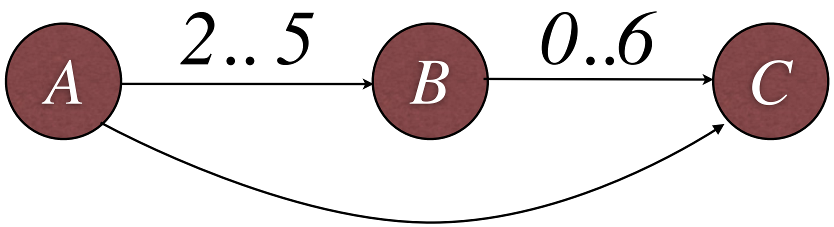
- B-A<=5 e C-B <= -2 [B-C>=2]



C-A <= 3 e posso eliminare B

Algoritmo di Floyd

- A+2 <= B <= A+ 5
- B <= C <= B + 6



posso eliminare B e mantenere i vincoli?

<=	A	B	C
A	0	-2	?
B	5	0	0
C	?	6	0

<=	A	B	C
A	0	-2	**-2**
B	5	0	0
C	**11**	6	0

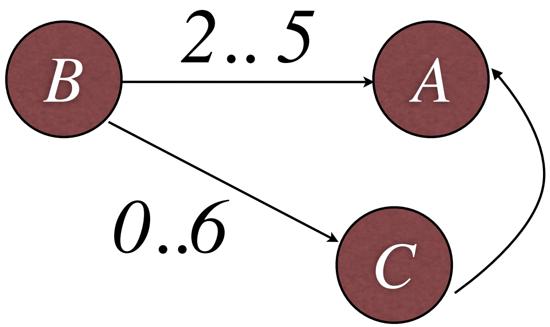
a–b <= –2
b–c <= 0

m[ij] <= m[ik]+m[kj]

UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Algoritmo di Floyd

- B + 2 <= A <= B + 5
- B <= C <= B + 6

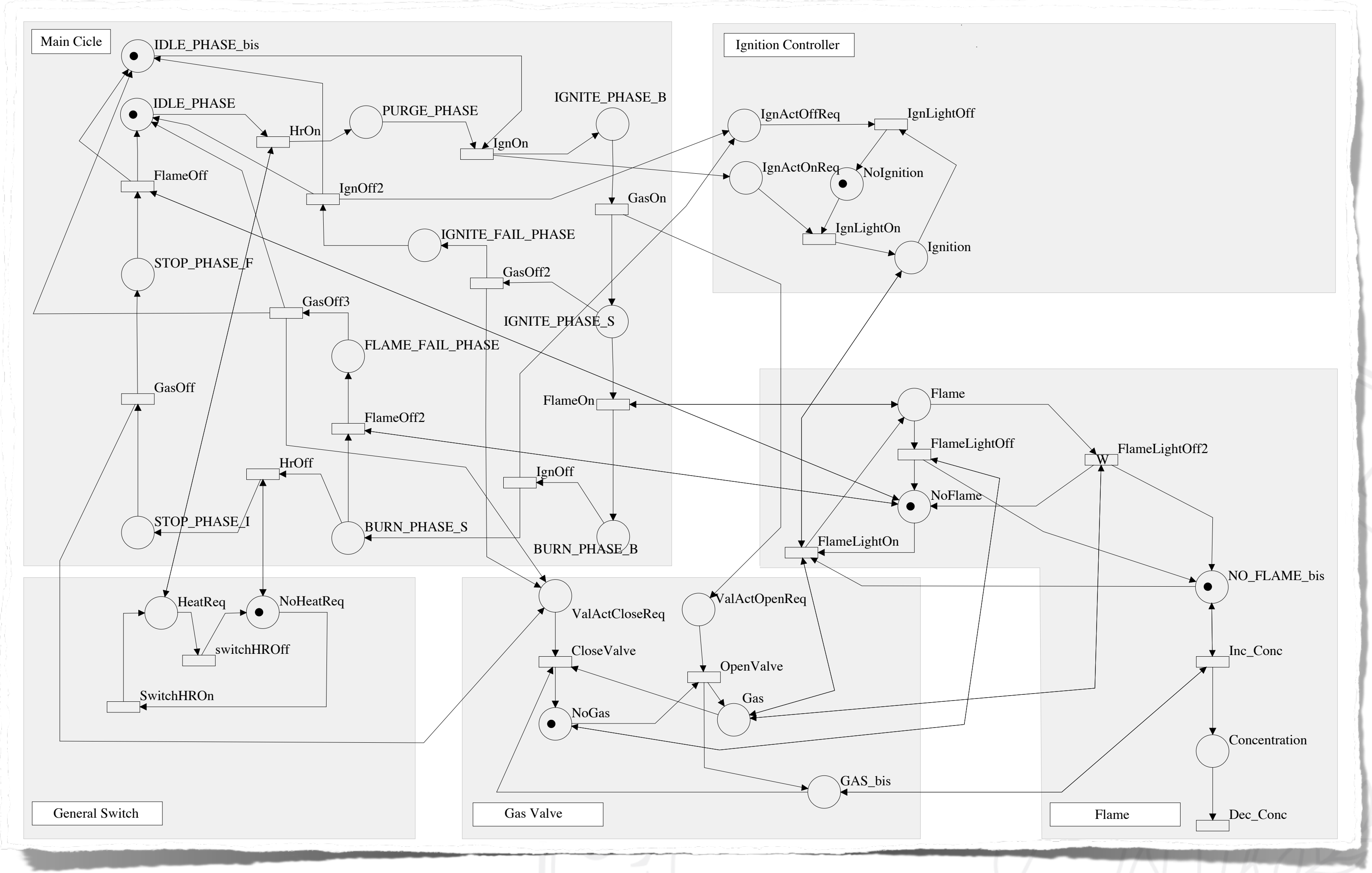


posso eliminare B e mantenere i vincoli?

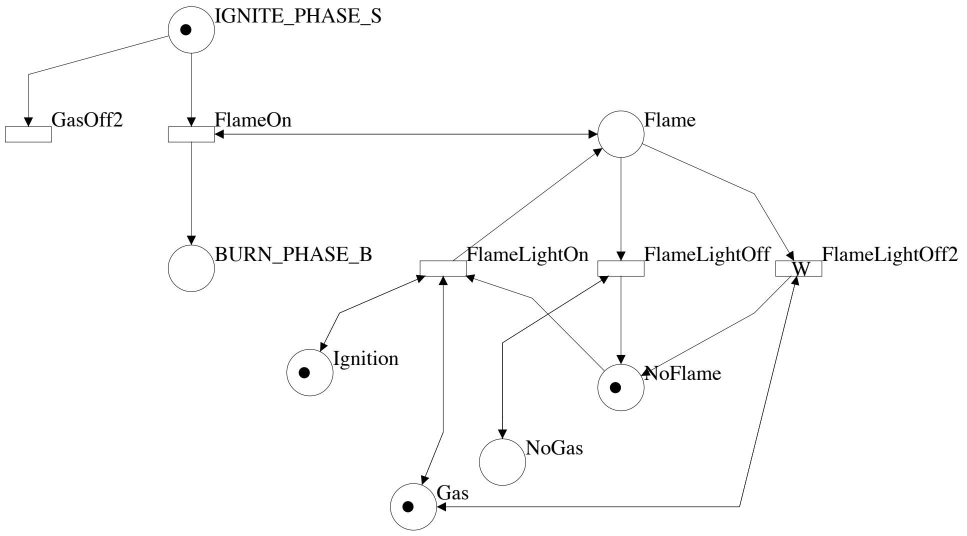
<=	A	B	C
A	0	5	?
B	-2	0	0
C	?	6	0

<=	A	B	C
A	0	5	**5**
B	-2	0	0
C	**4**	6	0

The GasBurner example



… o solo una sua parte



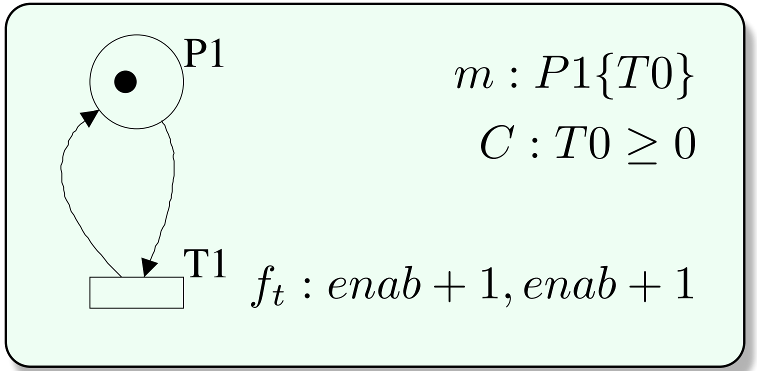
Initial marking	$IGNITE\_PHASE\_S\{T_0\}\ Ignition\{T_0\}\ Gas\{T_0\}\ NoFlame\{T_0\}$		
Initial constraint	$0 \leq T_0 \leq 10$		
FlameOn	$[IGNITE\_PHASE\_S + 0.01, max(\{Flame + 0.1, IGNITE\_PHASE\_S + 0.01\})]$		
FlameLightOn	$[enab + 0.5, enab + 0.5]$	**FlameLightOff**	$[enab, NoGas + 0.1]$
FlameLightOff2	$[enab, enab + 100]$ with weak time semantic	**GasOff2**	$[enab + 2, enab + 2]$

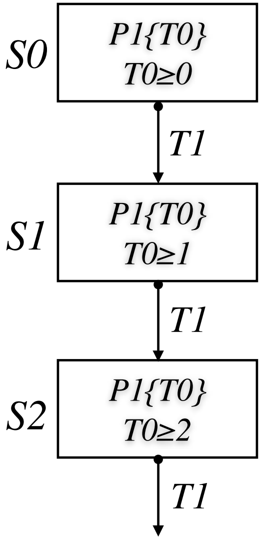
UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Relazione di inclusione tra stati

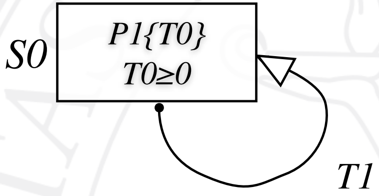
- Stato A è contenuto nello stato B se e solo se tutte le marcature rappresentate da A sono rappresentate anche da B
  - stesso assegnamento di timestamp
  - C_A implica C_B

Esempio di inclusione semplice

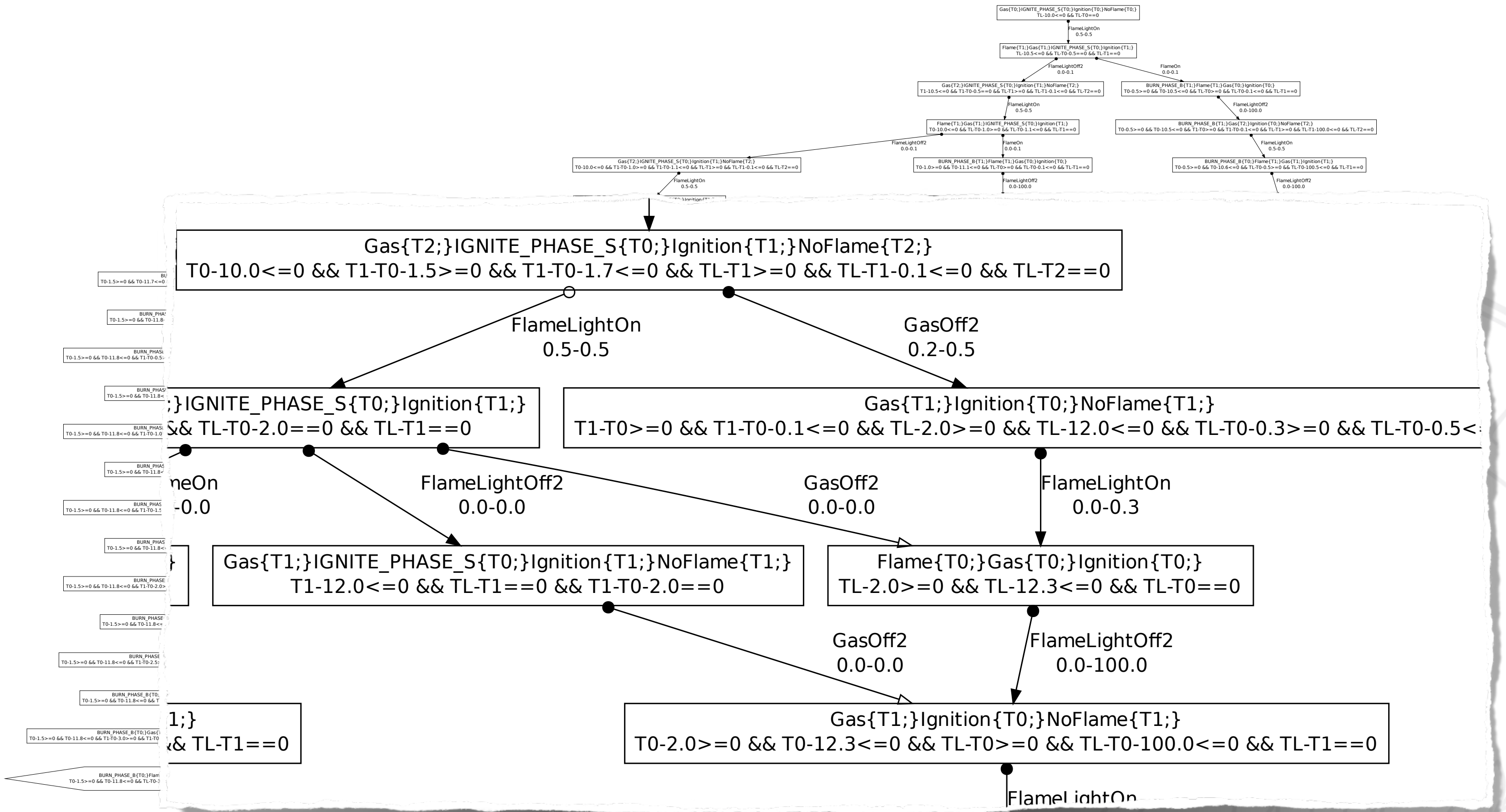




- Senza “inclusione” genererebbe infiniti stati (stessa marcatura ma con diversi vincoli)
  - C1: $T_0 \geq 1$
  - Cn: $T_0 \geq n$



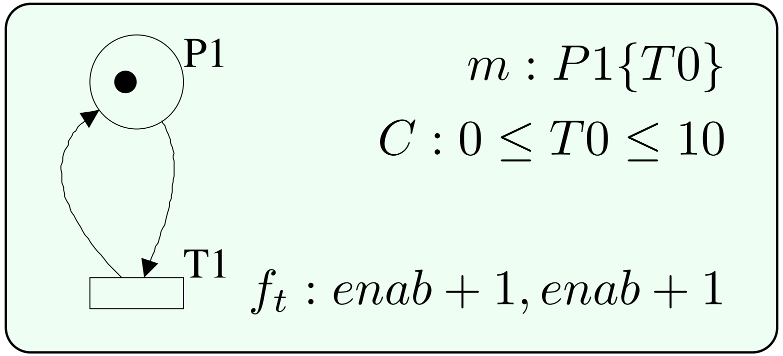
Non è abbastanza per il gas burner



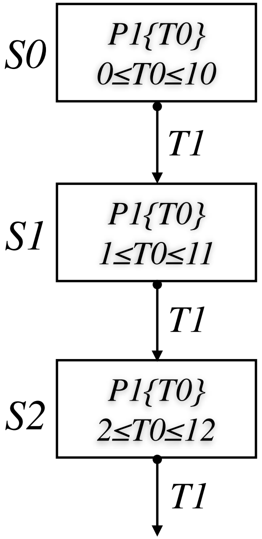
Tempi assoluti vs. Relativi

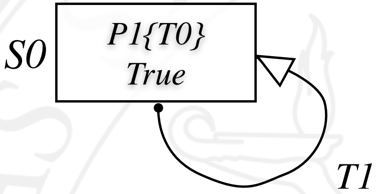
- Osservazione
  - Se le funzioni temporali non fanno riferimento a tempi assoluti
  - Per essere capace di identificare ciò che accade a partire da una marcatura bastano i constraint relativi tra i i timestamp

Esempio tempi relativi



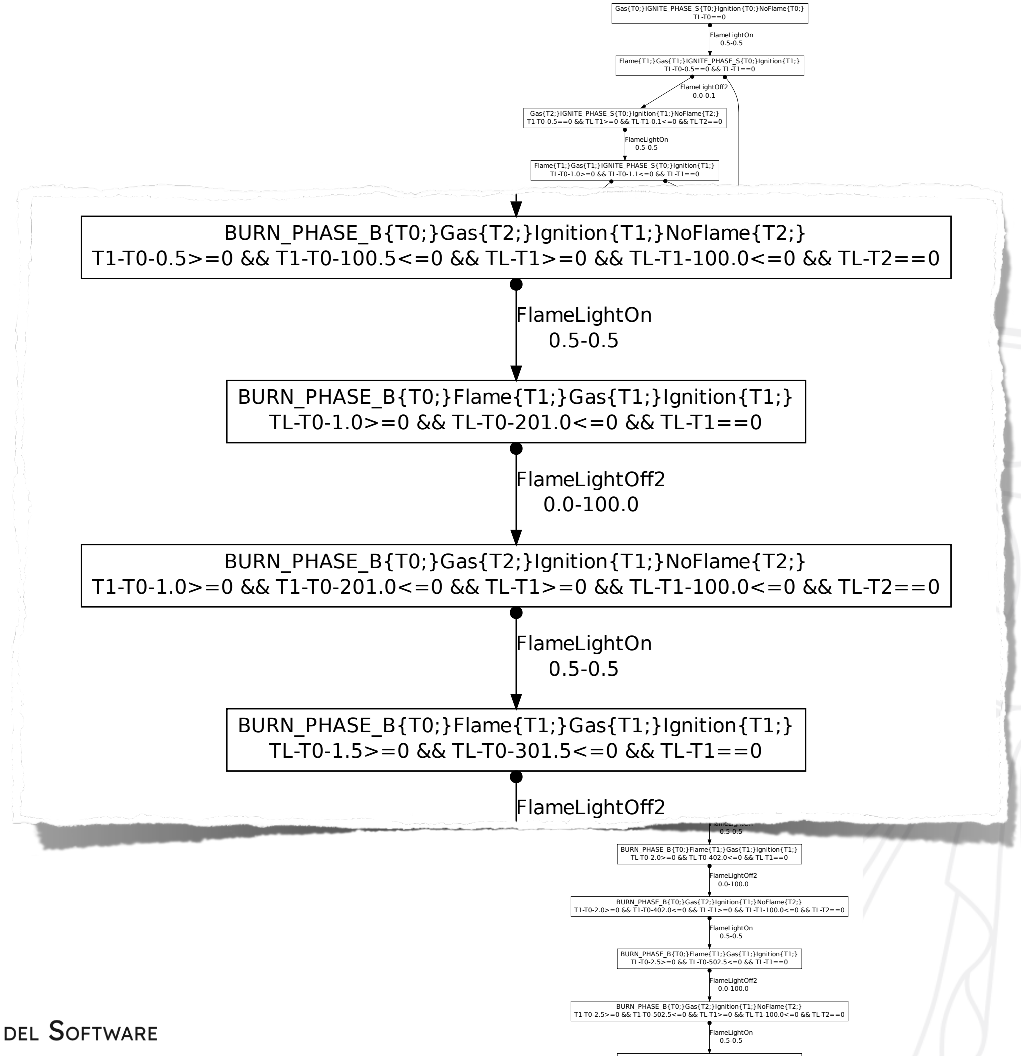
- Mantenere i riferimenti ai tempi assoluti genererebbe infiniti stati
  - C1: $1 \leq T0 \leq 11$
  - Cn: $n \leq T0 \leq n+10$





UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Dimenticando i tempi assoluti



UNIVERSITÀ DEGLI STUDI
DI MILANO

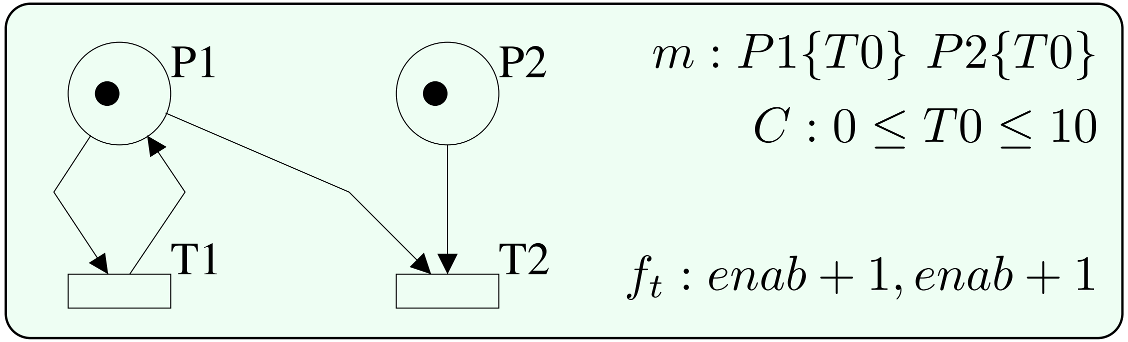
Time Anonymous Timestamp

- Se il timestamp associato a un gettone in una marcatura M non verrà mai usato per stabilire come evolverà la rete a partire da quella marcatura, allora è possibile anonimizzare il tempo di tale gettone

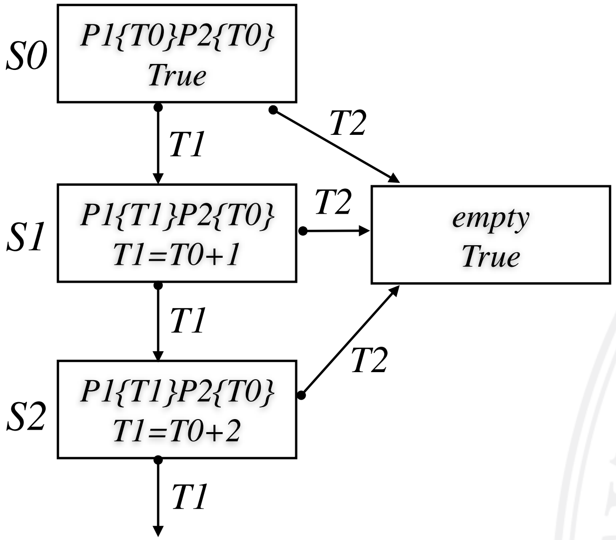
Definition 2 (valid TA*-replacement):* Given a state S, a timestamp occurrence $T_i : p$ is replaceable with $TA : p$ if and only if for each $S' = \langle M', C' \rangle \in \mathbf{R}(S)$ in which token $T_i : p$ is left (modulo timestamp renaming), for each symbolic enabling (en_s, t) in S' s.t. $en_s(p) = T_i$, $f_{t[\neg\{p\}]}$ is a well-defined erasure and

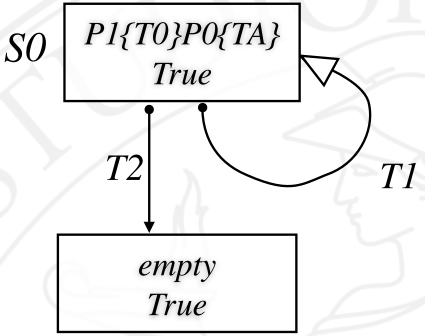
$$C' \wedge max(\{TL, lb_t(en_s)\}) \leq ub_t(en_s) \Leftrightarrow$$
$$C' \wedge max(\{TL, lb_{t[\neg\{p\}]}(en_s)\}) \leq ub_{t[\neg\{p\}]}(en_s)$$

Esempio di Time Anonymous



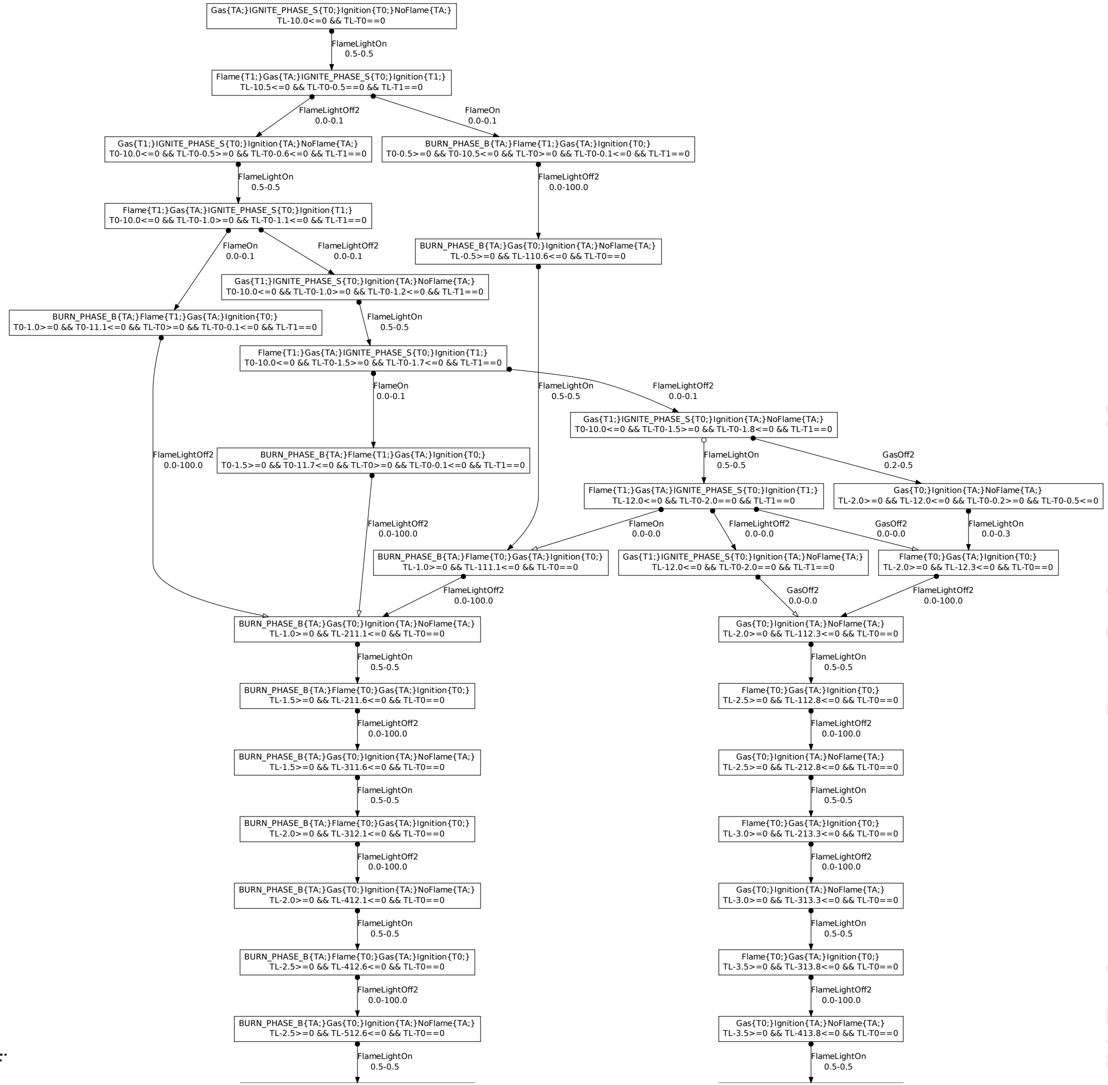
- In P2 si può creare uno “zero relativo”
  - C1: T0+1≤T1≤T0+11
  - Cn: T0+n≤T1≤T0+n+10





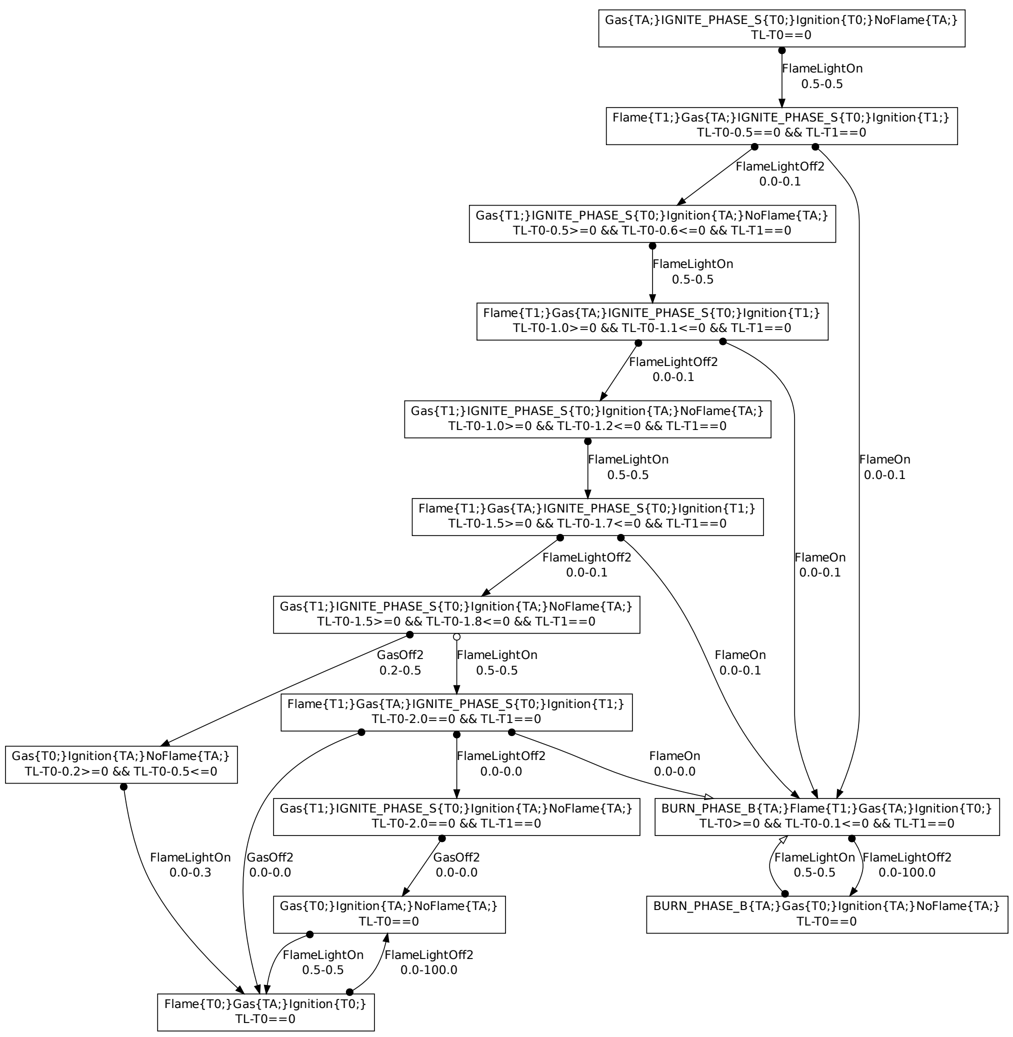
UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Time Anonymous



Final Graph

- Inclusions
- Relative Times
- Anonymous Timestamp

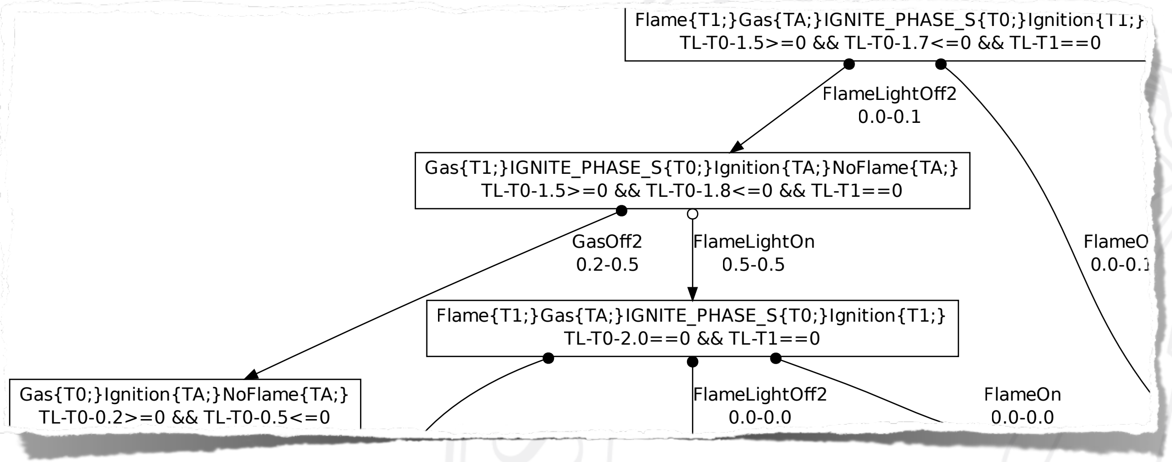


Perdita di informazioni

- inclusione
  - possibile presenza di cammini non percorribili

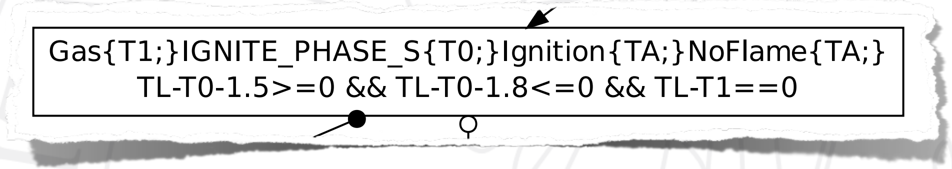
Perdita di informazioni

- inclusione
  - possibile presenza di cammini non percorribili
- relative constraints
  - Perdita di relazioni precise tra stati



Information Loss

- inclusione
  - possibile presenza di cammini non percorribili
- relative constraints
  - Perdita di relazioni precise tra stati
- anonymous timestamps
  - Non sempre possibile verificare raggiungibilità di una marcatura definita da vincoli sui timestamp



UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI MILANO

Copertura temporale?

- Quale era il problema nell'uso della tecnica di copertura?
  - che i gettoni avevano una informazione che li rendeva distinguibili
- Ma i gettoni con tempo TA sono tutti "equivalenti" (anonimizzati) e quindi rappresentabili globalmente da un numero ω_{TA} (o τ_A^{ω})