

Metodi Formali

UniShare

Davide Cozzi
@dlcgold

Indice

1	Introduzione	3
1.1	Contenuti del Corso	3
2	Sviluppo di Modelli e Sistemi	4
2.1	Sistemi Elementari	7
2.1.1	Diamond Property	20
2.1.2	Isomorfismo tra Sistemi di Transizione Etichettati . . .	23
2.1.3	Il Problema della Sintesi	24
2.1.4	Contatti	25
2.1.5	Situazioni Fondamentali	27
2.1.6	Sottoreti	33
2.1.7	Operazioni di Composizione per Reti di Petri	35
2.2	Reti Posti e Transizioni	38
2.2.1	I Filosofi a Cena	41
2.2.2	Formalizzazione delle Reti Posti e Transizioni	47
2.2.3	Reti Marcate	56
2.2.4	Proprietà di Comportamento	57
2.2.5	Analisi Strutturale	65
2.2.6	Invarianti	75
2.2.7	Sottoclassi	101
2.2.8	Sifoni e Trappole	109
2.2.9	Sistemi Free-Choice	114
2.2.10	Teoremi del Rango	125
3	Logica PLTL e Model Checking	137
3.1	Ripasso Logica Proposizionale	137
3.1.1	Sintassi	138
3.1.2	Semantica	140
3.1.3	Equivalenze Logiche	141
3.2	Logica PLTL	143
3.2.1	Sintassi	145

3.2.2	Semantica	147
3.2.3	Proprietà dei Connettivi Temporalali	154
3.2.4	Concetti e Proprietà in Logica PLTL	161
3.2.5	Esempio: Contatore Modulo Quattro	167
3.2.6	Esempio: il Semaforo Stradale	169
3.3	Model Checking	171
3.3.1	Algoritmo di Etichettatura	172
4	Seminario sul Teorema di Incompletezza	186

Capitolo 1

Introduzione

Questi appunti sono presi a lezione. Per quanto sia stata fatta una revisione è altamente probabile (praticamente certo) che possano contenere errori, sia di stampa che di vero e proprio contenuto. Per eventuali proposte di correzione effettuare una pull request. Link: <https://github.com/dlcgold/Appunti>.

Si segnala che le immagini sono tratte dalle slide del corso.

Grazie mille e buono studio!

1.1 Contenuti del Corso

Il corso tratta di metodi e tecniche formali per specificare, disegnare e analizzare sistemi complessi, in particolare sistemi concorrenti e distribuiti costituiti da componenti che operano in modo indipendente e che interagiscono tra loro.

Si usa un linguaggio logico che spiega il comportamento di tali sistemi e fa riferimento alla **logica temporale** di tali sistemi, in quanto le proprietà di tali sistemi sono tali per cui evolvono con il cambiamento di stato del sistema e quindi serve una logica che descriva le proprietà dell'evoluzione del comportamento.

Si parlerà delle **Reti di Petri**, ovvero uno strumento per modellare tali sistemi concorrenti e distribuiti. Questo modello ha intrinseci dei teoremi matematici atti a studiare il comportamento di tali sistemi.

In laboratorio si studieranno algoritmi e strumenti software per la modellazione e l'analisi di tali sistemi.

Si introducono a che sistemi dinamici a tempi discreti, come gli **automi cellulari**.

Capitolo 2

Sviluppo di Modelli e Sistemi

Si hanno diverse fasi di sviluppo di *sistemi complessi* (nel nostro caso **concorrenti** e **distribuiti**). Si hanno 4 grandi fasi (che riprendono le generiche fasi dello sviluppo software), che non seguono una rigida sequenza cronologica tra di loro:

1. specifica del problema e delle proprietà della soluzione
2. modellazione della soluzione
3. implementazione
4. verifica, validazione e collaudo, sia sul modello che implementazione (con eventuali modifiche)

Queste fasi possono alternarsi a vicenda.

I metodi formali possono svolgere una parte rilevante in tutte queste 4 fasi e hanno la prerogativa di sviluppare questi sistemi in maniera corretta e persistente.

Ci si focalizza sulla modellazione e sulla specifica delle proprietà. Si studia inoltre la verifica delle proprietà sul modello costruito. *In questo corso si lascia un attimo da parte l'aspetto implementativo, che comunque seguirebbe alla verifica e alla validazione del metodo.*

Si hanno diversi modelli di sistemi concorrenti e distribuiti, presenti in letteratura:

- **Algebre di Processi**, ovvero una miriade di diversi linguaggi, studiate inizialmente da Milner, che introdusse il calcolo dei sistemi comunicanti, un calcolo algebrico utile alla semantica della concorrenza. Inoltre Hoare ha introdotto i **processi sequenziali comunicanti** come un nucleo di linguaggio di programmazione,

usato come linguaggio macchina per le prime macchine parallele. Queste algebre si basano sul paradigma di avere un forte aspetto della **composizionalità**, in quanto un sistema viene visto come costituito da diverse componenti autonome (sia hardware, che software, che umane) che interagiscono tra loro sincronizzandosi (in modo sincrono, *handshaking*, sfruttando un “canale di comunicazione” che viene modellato come un processo) e scambiandosi messaggi. Questo paradigma è anche alla base dello sviluppo di molti linguaggi di programmazione specificatamente dedicati alla concorrenza.

- **Automi a Stati Finiti.** Un modello concorrente e distribuito viene spesso rappresentato attraverso **sistemi di transizioni etichettati**, che sono una derivazione del modello degli automi a stati finiti, già usati in letteratura per modellare reti neurali, progettare circuiti asincroni, modellare macchine a stati finiti, riconoscere linguaggi regolari (il teorema di Kleene ci ricorda che *ad un automa a stati finiti è possibile associare un'espressione regolare*) e per la modellazione di protocolli di comunicazione.
- **Reti di Petri**, introdotte da Petri con la **teoria generale delle reti di Petri** nella sua tesi di dottorato. Questa teoria parte da una critica al modello a stati finiti dove il focus è su stati globali e trasformazione di stati globali. Petri cercava invece una teoria matematica (fondata sui principi della fisica moderna della relatività e della quantistica) che fosse una teoria dei sistemi in grado di descrivere sistemi complessi in cui mettere al centro il flusso di informazione e che potesse permettere di analizzare l'organizzazione dal punto di vista del flusso di informazione che passa da una componente all'altra. Non si ha il focus, quindi, su “macchine calcolatrici” ma come supporto alla comunicazione in organizzazioni complesse. Si hanno quindi diversi elementi chiave:
 - la comunicazione
 - la sincronizzazione tra componenti
 - il flusso di informazione che passa tra le varie componenti
 - la relazione di concorrenza e l'indipendenza causale tra i vari eventi che comportano i cambiamenti di stato. Ci si concentra su stati locali e non sulla visione di una sequenza di azioni e di uno stato globale

La teoria delle reti di Petri è stata poi sviluppata e ha avuto diverse applicazioni. Sono stati sviluppati diversi linguaggi, ovvero diverse **classi di reti di Petri** per descrivere un sistema complesso a livelli differenti di astrazione.

Sono state anche sviluppate tecniche formali di analisi e di verifica del modello (disegnato mediante reti di Petri), basate sulla teoria dei grafi e sull'algebra lineare.

Le reti di Petri hanno avuto un notevole utilizzo in diversi ambiti applicativi anche estranei all'informatica pura e allo studio della concorrenza, come la modellazione di sistemi biologici o la modellazione di reazioni chimiche. Mediante una classe di reti particolare, le **reti stocastiche** si può valutare le prestazioni di un determinato modello.

Sistemi di Transizioni Etichettati

Definizione 1. *I sistemi di transizione etichettati sono definiti come gli automi a stati finiti ma senza essere visti come riconoscitori di linguaggi infatti un sistema è formato da un insieme, solitamente finito, di stati globali S . Si ha poi un alfabeto delle possibili azioni che può eseguire il sistema. Si hanno anche delle relazioni di transizioni, ovvero delle transizioni che permettono di specificare come, attraverso un'azione, si passa da uno stato ad un altro. Le transizioni si rappresentano con archi etichettati tra i nodi, che rappresentano gli stati. Le etichette degli archi rappresentano le azioni necessarie alla trasformazione. L'insieme delle azioni viene chiamato E mentre $T \subseteq S \times E \times S$ è l'insieme degli archi etichettati. Può essere, opzionalmente, individuato uno stato iniziale s_0 . Un sistema non è obbligato a “terminare”, quindi non si ha obbligatoriamente uno stato finale.*

Riassumendo quindi un sistema di transizione etichettato è un quadrupla:

$$A = (S, E, T, s_0)$$



Figura 2.1: Esempio di sistema di transizione etichettato

La critica di Petri è che in un sistema distribuito non sia individuabile uno **stato globale**, che in un sistema distribuito le trasformazioni di stato siano **localizzate** e non globali, che non esista un sistema di riferimento temporale unico (si possono avere più assi temporali in un sistema distribuito). Quindi la simulazione sequenziale non deterministica (emantica a “interleaving”) dei sistemi distribuiti è una forzatura e non rappresenta le reali caratteristiche del comportamento del sistema, ovvero la località, la distribuzione degli eventi e la relazione di dipendenza causale e non causale tra gli eventi.

2.1 Sistemi Elementari

Per introdurre i sistemi elementari delle reti di Petri, ovvero una classe molto semplice e astratta partiamo da un esempio:

Esempio 1. *Vediamo l'esempio del Produttore e del Consumatore.*

Si ha un sistema con una componente Produttore che produce elementi e li deposita in un buffer che ha un'unica posizione (quindi o è pieno o è vuoto) e con un consumatore che preleva dal buffer un elemento per poi consumarlo ed essere pronto a prelevare un altro elemento. Si ha un comportamento ciclico. Usiamo quindi le reti di Petri, col modello dei sistemi elementari, per rappresentare questo modello. Bisogna quindi individuare le proprietà fondamentali locali del sistema.

Partiamo dal produttore, che può avere 2 stati locali:

1. pronto per produrre
2. pronto per depositare

*Usiamo i **cerchi** per rappresentare condizioni locali che sono associabili a delle proposizioni della logica che possono essere vere o false. Queste preposizioni sono quindi stati locali. Gli eventi locali vengono invece rappresentati con un **rettangolo**. Un evento ha un arco entrante da uno stato che rappresenta le precondizioni di quell'evento (che devono essere vere per permettere l'occorrenza dell'evento). L'occorrenza dell'evento rende false le precondizioni e rende vere le postcondizioni (che sono stati raggiungibili con un arco uscente da un evento). Si ha quindi che il produttore può depositare solo se il buffer non è pieno, quindi le postcondizioni di un evento devono essere false affinché l'evento possa occorrere (oltre alle precondizioni vere).*

Passiamo al consumatore che estrae solo se il buffer è pieno ed è pronto a prelevare. Si procede poi con la stessa logica del produttore di cambiamento tra vero e falso delle varie condizioni locali.

In questo esempio si hanno quindi condizioni che sono preposizioni booleane e rappresentano stati locali.



Figura 2.2: Produttore e Consumatore

Lo stato globale del sistema è dato da una collezione di stati locali. Per segnare tali condizioni mettiamo un punto pieno dentro il cerchio e queste condizioni "abilitano" i vari eventi: Si può arrivare ad una configurazione



Figura 2.3: Uno stato globale Produttore e Consumatore dove l'evento *produce* è l'unico abilitato

dove, per esempio, sia l'evento *produce*, del produttore, che l'evento *preleva*, del consumatore, sono abilitati. Si ha quindi che i due eventi possono

occorrere in modo **concorrente** infatti i due eventi sono **indipendenti** in quanto condizionati da **precondizioni e postcondizioni completamente disgiunte**. Due eventi che occorrono in maniera concorrente lo possono fare in qualsiasi ordine, non si ha infatti una sequenza temporale specifica tra i due.

In questo sistema quindi siano solo stati locali ed eventi localizzati e non stati ed eventi globali. Un evento dipende solo dalle sue precondizioni e dalle sue postcondizioni.

Se rappresentiamo con delle marche le condizioni vere possiamo simulare il comportamento del sistema con il gioco delle marche che mostra come l'evoluzione delle condizioni avviene all'occorrenza degli eventi.

La simula di un tale sistema può comunque avvenire con un sistema di transizioni etichettato, ovvero con un automa a stati finiti, che rappresenta gli stati globali corrispondenti alle diverse combinazioni di stati locali che di volta in volta sono veri. Gli archi vengono etichettati con gli eventi che comportano un cambiamento di stato globale:



Figura 2.4: Semplificazione della nomenclatura del sistema per praticità



Figura 2.5: Rappresentazione del sistema con un automa a stati finiti che rappresenta stati globali

Passiamo ora alla formalizzazione di questi aspetti.

Definizione 2. Una **rete elementare** è definita come una tripla:

$$N = (B, E, F)$$

dove:

- B è un insieme finito di **condizioni**, ovvero stati locali, preposizioni booleane etc.... Vengono rappresentate con un cerchio
- E è un insieme finito di **eventi**, ovvero trasformazioni locali di stato e transizioni locali. Vengono rappresentate con un quadrato
- F è una **relazione di flusso** che connette condizioni ad eventi ed eventi a condizioni. Si ha quindi che:

$$F \subseteq (B \times E) \cup (E \times B)$$

Le relazioni di flusso sono rappresentate da archi orientati. Inoltre la relazione di flusso è tale per cui non esistano **elementi isolati**, in quanto non avrebbero senso, in un tale sistema, eventi isolati (che non modificherebbero mai una condizione) o condizioni isolate (che non verrebbero mai modificate da un evento). Si ha, formalmente, che:

$$\text{dom}(F) \cup \text{ran}(F) = B \cup E$$

chiedere per formula sopra

Si ha che:

$$B \cap E = \emptyset$$

$$B \cup E \neq \emptyset$$

Ovvero gli insiemi delle condizioni e degli eventi sono tra loro disgiunti e non vuoti.

Sia ora x un elemento qualsiasi della rete, ovvero x può essere o una condizione o un evento, formalmente:

$$x \in B \cup E$$

si ha che:

- $\bullet x = \{y \in X : (y, x)\}$ rappresenta l'insieme di tutti gli elementi y che sono connessi dalla relazione di flusso ad x , ovvero si ha un arco da y a x . Sono quindi i **pre-elementi** di x , ovvero le precondizioni, se x è un evento, o i pre-eventi, se x è una condizione
- $x^\bullet = \{y \in X : (x, y)\}$ rappresenta l'insieme di tutti gli elementi y che sono connessi dalla relazione di flusso a partire da x , ovvero si ha un arco da x a y . Sono quindi i **post-elementi** di x , ovvero le postcondizioni, se x è un evento, o i post-eventi, se x è una condizione

Posso estendere questa notazione ad insiemi di elementi. Sia A un insieme qualsiasi di elementi, che possono quindi essere sia condizioni che eventi:

$$A \subseteq B \cup E$$

Si ha quindi che i pre-elementi dell'insieme A sono rappresentati con:

$$\bullet A = \bigcup_{x \in A} \bullet x$$

ovvero l'unione dei pre-elementi di ogni singolo elemento dell'insieme A . Analogamente si ha che i post-elementi dell'insieme A sono rappresentati con:

$$A^\bullet = \bigcup_{x \in A} x^\bullet$$

ovvero l'unione dei post-elementi di ogni singolo elemento dell'insieme A . Nelle reti c'è sempre una relazione di **dualità** tra due elementi, per esempio tra condizioni ed eventi, tra pre-eventi e post-eventi, tra pre-condizioni e post-condizioni. Inoltre si ha la caratteristica della **località**, quindi si hanno stati locali e trasformazioni di stato locali

La rete $N = (B, E, F)$ descrive la *struttura statica del sistema*, il comportamento è definito attraverso le nozioni di **caso (o configurazione)** e di **regola di scatto (o di transizione)**.

Una rete può anche essere suddivisa in sotto-reti, seguendo l'esempio sopra si potrebbe avere una sotto-rete per il produttore, una per il consumatore e anche una per il buffer.

Definizione 3. Un **caso (o configurazione)** è un insieme di condizioni $c \subseteq B$ che rappresentano l'insieme di condizioni vere in una certa configurazione del sistema, un insieme di **stati locali** che collettivamente individuano lo **stato globale** del sistema.

Graficamente le condizioni vere presentano un puntino in mezzo al cerchio mentre le condizioni false solo un cerchio vuoto

Definizione 4. Sia $N = (B, E, F)$ una rete elementare e sia $c \subseteq B$ una certa configurazione (non serve quindi necessariamente conoscere tutto lo stato del sistema). La **regola di scatto** mi permette di stabilire quando un evento $e \in E$ è abilitato, ovvero può occorrere, in c sse:

$$\bullet e \subseteq c \text{ e } e^\bullet \cap c = \emptyset$$

ovvero sse tutte le precondizioni dell'evento sono vere (e quindi sono contenute nella configurazione c) e sse tutte le postcondizioni sono false (quindi non si hanno intersezioni tra le postcondizioni e la configurazione).

L'occorrenza (l'abilitazione) di e in c si denota con la scrittura:

$$c[e >$$

Se un evento e è abilitato in c , ovvero $c[e >$, si ha che quando e occorre in c genera un nuovo caso c' e si usa la notazione:

$$c[e > c'$$

Si ha quindi che c' è così calcolabile:

$$c' = (c - \bullet e) \cup e^\bullet$$

Ovvero togliendo da c tutte le precondizioni dell'evento e e aggiungendo quindi tutte le postcondizioni di e

Le reti si basano sul **principio di estensionalità**, ovvero sul fatto che il cambiamento di stato è locale:

un evento è completamente caratterizzato dai cambiamenti che produce negli stati locali, tali cambiamenti sono indipendenti dalla particolare configurazione in cui l'evento occorre.

L'importante è che le precondizioni di un evento siano vere e le postcondizioni false (siamo comunque interessati solo alla validità delle condizioni che riguardano l'evento).

Esempio 2. Vediamo un esempio esplicativo dove l'evento e è l'unico abilitato, ovvero le sue precondizioni sono vere e le sue postcondizioni sono false. Lo scatto di e rende le precondizioni false e le postcondizioni vere, mentre le altre condizioni rimangono inalterate:



Si nota quindi che lo scatto dell'evento e riguarda solo le precondizioni e le postcondizioni di quel dato evento, come ci ricorda il principio di estensionalità

Definizione 5. Sia $N = (B, E, F)$ una rete elementare. Possiamo definire due tipologie di rete:

1. N è definita **semplice** sse:

$$\forall x, y \in B \cup E, (\bullet x = \bullet y) \wedge (x^\bullet = y^\bullet) \Rightarrow x = y$$

Ovvero per ogni coppia di elementi (che siano quindi eventi o condizioni) se i loro pre-elementi e i loro post-elementi coincidono allora non ha senso distinguere x e y .



Figura 2.6: Esempi di reti **non** semplici

2. N è definita **pura** sse:

$$\forall e \in E : \bullet e \cap e^\bullet = \emptyset$$

Ovvero se per ogni evento non esiste una preconditione che sia anche postcondizioni. Si ha quindi un **cappio** (detto anche **side condition**) tra un evento e una condizione. Avere questa situazione comporta che l'evento non può scattare in quanto la condizione che per lui è sia una preconditione che una postcondizioni non può essere contemporaneamente vera e falsa, l'evento non potrà mai scattare e quindi non potrà mai essere osservato. Non avrebbe quindi senso modellarlo



Figura 2.7: Esempio di rete **non** pura

Definizione 6. Data una rete elementare $N = (B, E, F)$ e sia $U \subseteq E$ un sottoinsieme di eventi e siano $c, c_1, c_2 \in B$ tre configurazioni. Si ha che:

- U è un **insieme di eventi indipendenti** sse:

$$\forall e_1, e_2 \in U : e_1 \neq e_2 \Rightarrow (\bullet e_1 \cup e_1^\bullet) \cap (\bullet e_2 \cup e_2^\bullet) = \emptyset$$

ovvero per ogni coppia distinta di eventi nell'insieme U si ha che le preconditioni e le postcondizioni dei due eventi sono completamente disgiunte.

- U è un **passo abilitato**, ovvero un insieme di eventi concorrenti in una certa configurazione c , che si indica con:

$$c[U >$$

sse:

$$U \text{ è un insieme di eventi indipendenti } \wedge \forall e \in U : c[e >$$

U quindi deve essere un insieme di eventi indipendenti e ogni evento in U è abilitato in c , quindi le sue precondizioni sono vere e le sue postcondizioni sono false. Si ha quindi che U è un insieme di eventi abilitati in maniera concorrente in c

- U è un **passo** dalla configurazione c_1 alla configurazione c_2 , che si indica con:

$$c_1[U > c_2$$

sse:

$$(c_1[U) \wedge (c_2 = (c_1 - \bullet U) \cup U \bullet))$$

ovvero sse U è un passo abilitato in c_1 e lo scatto degli eventi in U porta alla configurazione c_2 che si ottiene togliendo da c_1 l'insieme delle precondizioni degli eventi in U e aggiungendo quindi l'insieme delle postcondizioni degli eventi in U

Esempio 3. Riprendiamo l'esempio del produttore e del consumatore. Sia dato il sistema Σ che modella produttore e consumatore



Si hanno:

- $\{p, e\}, \{p, c\}, \{d, c\}$ esempi di insiemi di eventi indipendenti
- $\{p, e\}$ che è un passo abilitato in $\{P_1, B, C_1\}$
- $\{P_1, B, C_1\}[\{p, w\} > \{P_2, C_2\}$ ovvero lo scatto del passo $\{p, e\}$ ci porta in $\{P_2, C_2\}$

Diamo ora una definizione formale di **sistema elementare**.

Definizione 7. Un **sistema elementare** $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ è definito come una rete $N = (B, E, F)$ e a cui è associato un caso iniziale, una configurazione iniziale, ovvero un sottoinsieme di condizioni che rappresentano lo stato iniziale da cui inizia la computazione e l'evoluzione del sistema. Formalmente il caso iniziale si indica con $C_{in} \in B$

Definizione 8. Dato un sistema elementare $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ si indica con C_Σ l'insieme dei **casi raggiungibili** da tale sistema a partire dal caso iniziale c_{in} .

Formalmente l'insieme dei casi raggiungibili è il di piccolo sottoinsieme dell'insieme delle parti di B , ovvero 2^B , tale che:

- $c_{in} \in C_\Sigma$, ovvero sicuramente il caso iniziale appartiene all'insieme dei casi raggiungibili
- se $c \in C_\Sigma$, $U \subseteq E$ e $c' \subseteq B$ sono tali che $c[U > c'$ allora $c' \in C_\Sigma$, ovvero se ho un generico caso c che appartiene ai casi raggiungibili, se ho un insieme di eventi U tale che questo insieme di eventi (che abbiamo visto essere indipendenti, per la definizione di passo abilitato) è abilitato in c in un unico passo e la sua occorrenza mi porta in c' , allora anche c' appartiene a C_Σ .

Questa è una definizione data per **induzione strutturale**, nel primo punto si ha la base, nel secondo l'ipotesi e la conseguenza

Definizione 9. Dato un sistema elementare $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ si indica con U_Σ l'**insieme dei passi** di Σ , ovvero di tutti i possibili insiemi di eventi indipendenti che possono occorrere in qualche caso. Formalmente:

$$U_\Sigma = \{U \subseteq E \mid \exists c, c' \in C_\Sigma : c[U > c'\}$$

Ovvero l'insieme dei sottoinsiemi di eventi tali per cui esistano due casi raggiungibili in C_Σ e U è abilitato in c e il suo scatto mi porta in c' .

Definiamo ora il comportamento dei sistemi elementari.

Definizione 10. Sia $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ un sistema elementare e siano $c_i \in C_\Sigma$ ed $e_i \in E$. Definiamo;

- un **comportamento sequenziale** come una sequenza di eventi che possono occorrere dal caso iniziale. Facendo scattare in maniera sequenziale gli eventi uno alla volta in c_n :

$$c_{in}[e_1 > c_1[e_2 > \dots [e_n > c_n$$

Scrittura che può essere alleggerita in:

$$c_{in}[e_1 e_2 \dots e_n > c_n$$

*Possiamo dire di avere a che fare con una **simulazione sequenziale non deterministica**, detta anche **semantica a interleaving**, infatti ho più eventi abilitati da prendere uno alla volta*

- *un **comportamento non sequenziale**, in quanto possiamo anche considerare insiemi di eventi, ovvero passi. Considero quindi sequenze di passi, avendo a che fare con la **step semantics**. Non ho quindi una simulazione sequenziale non deterministica in quanto dal caso iniziale faccio scattare un insieme di eventi, in maniera concorrente (e quindi senza ordine specificato), per poi far scattare un altro insieme di eventi fino ad arrivare a c_n :*

$$c_{in}[U_1 > c_1[U_2 > \dots [U_n > c_n$$

Scrittura che può essere alleggerita in:

$$c_{in}[U_1 U_2 \dots U_n > c_n$$

Gli insiemi U_i non sono insiemi massimali abilitati ma sottoinsiemi indipendenti e abilitati in c_{in} .

*Posso avere anche un altro tipo di **comportamento non sequenziale**, definito da Petri stesso, in una **semantica ad ordini parziali** in cui si definiscono processi non sequenziali. Il comportamento di tale sistema viene registrato in una rete di Petri*

In ogni caso si considerano sia sequenze finite che infinite (con cicli) di eventi o passi.

Esempio 4. Dato il sistema elementare Σ :



si ha, per esempio, la seguente sequenza di occorrenza di eventi:

$$\{1, 2\}[a > \{3, 2\}[b > \{3, 4\}[c > \{1, 2\}[b > \{1, 4\}[d > \{5\}$$

arrivati in “5” abbiamo un caso finale, ovvero una situazione di **deadlock**, in quanto il sistema non può evolvere ulteriormente.

Vediamo anche la seguente possibile sequenza di passi. In “1” e “2” sia “a” che “b” sono indipendenti e sono entrambi abilitati (scattano in maniera concorrente in un unico passo... ovviamente posso avere passi con lo scatto di un solo evento):

$$\{1, 2\}[\{a, b\} > \{3, 4\}[\{c\} > \{1, 2\}[\{b\} > \{1, 4\}$$

Come ricordato posso finire in una sequenza infinita.

Vediamo ora come modellare e registrare il comportamento del sistema. Un modo è usando il **grafo dei casi raggiungibili**.

Definizione 11. Il **grafo dei casi raggiungibili** di un sistema elementare $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ è il sistema di transizioni etichettato:

$$CG_{\Sigma} = (C_{\Sigma}, U_{\Sigma}, A, c_{in})$$

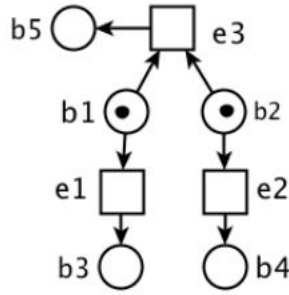
dove:

- C_{Σ} è l'insieme dei nodi del grafo, ovvero gli stati globali sono i casi raggiungibili dal sistema Σ
- U_{Σ} , è l'alfabeto, ovvero i passi del sistema rappresentano l'alfabeto

- A è l'insieme di archi etichettati, formalmente definito come:

$$A = \{(c, U', c') \mid c, c' \in C_\Sigma, U \in U_\Sigma, c[U > c']\}$$

ovvero sono archi che connettono uno caso c con un caso c' e sono etichettati con un passo U sse U è abilitato in c e porta in c' . Ovviamente c e c' devono essere raggiungibili e U deve appartenere all'insieme dei passi di Σ

Figura 2.8: il sistema Σ Figura 2.9: Grafo dei casi del sistema Σ

2.1.1 Diamond Property

Dato un sistema elementare $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ e il suo grafo dei casi $CG_\Sigma = (C_\Sigma, U_\Sigma, A, c_{in})$ si ha che il grafo soddisfa una particolare proprietà, detta **diamond property**, tipica solo dei sistemi elementari.

Definizione 12. La **diamond property** stabilisce una proprietà della struttura del grafo della rete elementare, ovvero, dati $U_1, U_2 \in U_\Sigma$ tali che:

- $U_1 \cap U_2 = \emptyset$
- $U_1 \neq \emptyset$
- $U_2 \neq \emptyset$

e dati $c_i \in C_\Sigma$ allora vale, per esempio:



ovvero se posso rilevare come sottografo una struttura come quella a sinistra nell'immagine allora sicuramente tale sottografo contiene anche l'arco gli archi per ottenere l'immagine di destra. Il discorso vale anche all'opposto.

Si possono fare delle prove:

1. prima prova:

Dimostriamo che possiamo passare all'immagine di destra da quella di sinistra aggiungendo i due archi mancanti.

Per semplicità diciamo che U_i è un singolo evento e_i , con $i = 1, 2$. Siano inoltre $c_1, c_2 \in C_\Sigma$, ovvero sono casi raggiungibili, ed $e_1, e_2 \in E$ tali che $c_1[e_1 > c_2[e_2 >$ e $c_1[e_2 >$, i due eventi quindi sono abilitati in sequenza e da c_1 è anche abilitato c_2 . Si vuole dimostrare che:

$$(\bullet e_1 \cup e_1 \bullet) \cap (\bullet e_2 \cup e_2 \bullet) = \emptyset$$

ovvero che i due eventi sono indipendenti, che sono entrambi abilitati e che sono eseguibili in qualsiasi ordine.

Da $c_1[e_1 > e_1]$ e $c_1[e_2 > e_2]$ segue che:

- $\bullet e_1 \cap \bullet e_2 = \emptyset$
- $\bullet e_2 \cap \bullet e_1 = \emptyset$

infatti se e_1 e e_2 sono entrambi abilitati in c_1 , le loro pre-condizioni sono vere e le post-condizioni false, e quindi non è possibile che una condizione sia contemporaneamente precondizione di e_1 (vera) e anche postcondizione di e_2 (falsa), e viceversa. Quindi le precondizioni di un evento sono disgiunte dalle postcondizioni dell'altro. Inoltre dal fatto che ho $c_1[e_1 > c_2[e_2]$, ovvero che da c_1 è abilitato e_1 e che dopo lo scatto di e_1 è ancora abilitato e_2 possiamo dire che:

- $e_1^\bullet \cap e_2^\bullet = \emptyset$
- $\bullet e_1 \cap \bullet e_2 = \emptyset$

in c_2 , infatti, le pre-condizioni di e_1 sono false mentre le precondizioni di e_2 sono vere e quindi e_1 e e_2 non possono avere precondizioni in comune; inoltre sempre in c_2 le postcondizioni di e_1 sono vere, mentre quelle di e_2 sono false, e quindi e_1 e e_2 non possono avere post-condizioni in comune. Quindi le precondizioni dei due eventi sono disgiunte, come del resto anche le postcondizioni, in quanto i due eventi sono sequenziali.

Si è quindi dimostrato che i due eventi hanno precondizioni e post-condizioni completamente disgiunte e quindi la tesi è verificata

2. seconda prova:

Analizzando la situazione:



Si supponga che $U_1 \cup U_2 \in U_\Sigma$ e che si abbiano:

- $U_1 \cap U_2 = \emptyset$, ovvero sono disgiunti
- $U_1 \neq \emptyset$
- $U_2 \neq \emptyset$

allora se $c_1[(U_1 \cup U_2) > c_3]$, quindi è abilitato il passo $U_1 \cup U_2$ in c_1 , sicuramente si ha che sono abilitati anche i singoli passi:

- $c_1[U_1 >$
- $c_1[U_2 >$

resta da dimostrare che dopo lo scatto di U_1 è ancora abilitato U_2 in c_2 . Ma se $U_1 \cup U_2$ è un passo abilitato significa che posso eseguirli in qualsiasi ordine, quindi anche prima U_1 e poi U_2 , e questo comporta sicuramente che U_2 è abilitato e che porta a c_3 . Analogamente invertendo U_1 e U_2 , formalmente:

- $c_1[U_1 > c_2[U_2 > c_3]$
- $c_1[U_2 > c_4[U_1 > c_3]$

Si dimostra così che l'immagine di sinistra comporta quella di destra.

Grazie alla diamond property possiamo non considerare il grafo dei casi raggiungibili ma solo il **grafo dei casi sequenziale**:

Definizione 13. *Un **grafo dei casi sequenziale** del sistema elementare $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ è una quadrupla:*

$$SCG_\Sigma = (C_\Sigma, E, A, c_{in})$$

dove le etichette sono i singoli eventi (mentre il resto rimane definito come nel grafo dei casi raggiungibili). Formalmente si ha quindi che:

$$A = \{(c, e, c') \mid c, c', e \in E : c[e > c']\}$$



Figura 2.10: Esempio di grafo dei casi sequenziale

Si registra quindi l'occorrenza di un evento alla volta. Il grafo dei casi sequenziale è quindi il sistema di transizione con gli archi etichettati dai singoli eventi.



Figura 2.11: Esempio di grafo dei casi sequenziale dell'esempio con produttore e consumatore

Riprendendo l'immagine precedente si ha che per la diamond property possono aggiungere l'arco "centrale" che trasformerebbe nuovamente il grafo dei casi sequenziale in quello dei casi raggiungibili quindi: *per la diamond property, nei sistemi elementari il grafo dei casi e il grafo dei casi sequenziale sono sintatticamente equivalenti*, ovvero possono essere ricavati a vicenda.

Questo implica il fatto che due sistemi elementari hanno grafi dei casi **isomorfi** se hanno grafi dei casi sequenziali isomorfi.

2.1.2 Isomorfismo tra Sistemi di Transizione Etichettati

Si ricorda che:

Si parla di isomorfismo quando due strutture complesse si possono applicare l'una sull'altra, cioè far corrispondere l'una all'altra, in modo tale che per ogni parte di una delle strutture ci sia una parte corrispondente nell'altra struttura; in questo contesto diciamo che due parti sono corrispondenti se hanno un ruolo simile nelle rispettive strutture.

Diamo ora una definizione formale di isomorfismo tra sistemi di transizione etichettati, che possono quindi essere grafi dei casi o grafi dei casi sequenziali.

Definizione 14. *Siano dati due sistemi di transizione etichettati:*

$A_1 = (S_1, E_1, T_1, s_{01})$ e $A_2 = (S_2, E_2, T_2, s_{02})$.

*e siano date due **mappe biunivoche**:*

1. $\alpha : S_1 \rightarrow S_2$, ovvero che passa dagli stati del primo sistema a quelli del secondo
2. $\beta : E_1 \rightarrow E_2$, ovvero che passa dagli eventi del primo sistema a quelli del secondo

allora:

$$\langle \alpha, \beta \rangle : A_1 = (S_1, E_1, T_1, s_{01}) \rightarrow A_2 = (S_2, E_2, T_2, s_{02})$$

*è un **isomorfismo** sse:*

- $\alpha(s_{01}) = s_{02}$, ovvero l'immagine dello stato iniziale del primo sistema coincide con lo stato iniziale del secondo
- $\forall s, s' \in S_1, \forall e \in E_1 : (s, e, s') \in T_1 \Leftrightarrow (\alpha(s), \beta(e), \alpha(s')) \in T_2$
ovvero per ogni coppia di stati del primo sistema, tra cui esiste un arco etichettato e , vale che esiste un arco, etichettato con l'immagine di e , nel secondo sistema che va dall'immagine del primo stato considerato del primo sistema all'immagine del secondo stato considerato del secondo sistema, e viceversa

Definizione 15. *Si definiscono due **sistemi equivalenti** sse hanno grafi dei casi sequenziali, e quindi di conseguenza anche grafi dei casi, isomorfi. Due sistemi equivalenti accettano ed eseguono le stesse sequenze di eventi*

2.1.3 Il Problema della Sintesi

Si presenta ora un problema tipico dell'informatica, il **problema della sintesi**, ovvero dato un comportamento, o meglio una sua specifica, decidere se esiste un'implementazione di tale specifica, ovvero un modello, che abbia esattamente quel comportamento.

In questo caso dato un sistema di transizioni etichettato $A = (S, E, T, s_0)$, con:

- S insieme degli stati
- E insieme delle etichette, ovvero degli eventi
- T insieme delle transizioni
- s_0 stato iniziale

ci si propone di stabilire se esiste un sistema elementare $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$, tale che l'insieme degli eventi del sistema esattamente l'insieme delle etichette di A e tale che il suo grafo dei casi SCG_Σ sia isomorfo ad A . Ci si propone anche di costruirlo.

Il problema è stato risolto mediante la cosiddetta **teoria delle regioni** (che però non verrà trattato nel corso). Si può però dire che A dovrà soddisfare la diamond property, in quanto altrimenti non sarebbe un sistema di transizioni che potrebbe corrispondere al comportamento di un sistema elementare.

2.1.4 Contatti

Definizione 16. Sia $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ un sistema elementare e siano $e \in E$ un evento e $c \in C_\Sigma$ un caso raggiungibile dal caso iniziale. Allora si ha che (e, c) è un **contatto** sse:

$$\bullet e \subseteq c \wedge e^\bullet \cap c \neq \emptyset$$

Ovvero, in termini pratici, siamo nel caso in cui un evento e ha le precondizioni vere, si ha quindi che $\bullet e \subseteq c$, e l'evento non ha tutte le postcondizioni false, quindi $e^\bullet \cap c \neq \emptyset$, allora si dice che l'evento e è in una situazione di contatto e quindi non può scattare



Figura 2.12: Esempio dove l'evento *deposita* è in una situazione di contatto

Definizione 17. Sia $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ un sistema elementare. Si dice che il sistema è **senza contatti** sse:

$$\forall e \in E, \forall c \in C_\Sigma \text{ si ha che } \bullet e \subseteq c \Rightarrow e^\bullet \cap c = \emptyset$$

ovvero per ogni evento e e per ogni caso raggiungibile dal caso iniziale succede sempre che se le precondizioni sono vere, ovvero $\bullet e \subseteq c$, allora le postcondizioni sono false, ovvero disgiunte dal caso considerato ($e^\bullet \cap c = \emptyset$)

Ci si chiede se sia possibile trasformare un sistema elementare Σ , con contatti, in uno Σ' , senza contatti, senza però modificarne il comportamento. La risposta a questo quesito è affermativa e la procedura consiste nell'aggiungere a Σ il complemento di ogni condizione che crea situazione di contatto, ottenendo così un sistema Σ' con grafo dei casi isomorfo a quello di Σ . Per aggiungere il complemento, data la condizione x , si aggiunge la condizione $\text{not } x$ che sarà vera tutte le volte che x è falsa e viceversa. Per ottenere questo risultato la nuova condizione avrà come pre-eventi i post-eventi di x e come post-eventi i pre-eventi di x . Ovvero connesso la nuova condizione agli stessi eventi di quella vecchia ma con archi orientati in senso opposto. Ovviamente le inizializzazioni delle due condizioni dovranno essere opposte (una vera e l'altra falsa).



Figura 2.13: Esempio con l'ottenimento del complemento di un sistema

Se un sistema è senza contatti si ha una regola di contatto semplificata:

Definizione 18. Sia $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ un sistema elementare **senza contatti**. Sapendo che se le precondizioni di un evento sono vere allora sicuramente le postcondizioni di quell'evento sono false in quel caso. Dato che questo avviene per ogni evento e per ogni caso raggiungibile dal caso iniziale per verificare che un evento e sia abilitato in un caso raggiungibile c è sufficiente verificare che le precondizioni di e siano vere (in quanto automaticamente le postcondizioni saranno false). In maniera formale quindi si ha che:

$$c[e \text{ sse } \bullet e \subseteq c, \quad \text{con } e \in E, c \in C_\Sigma$$

semplificando di molto la **regola di scatto**



Figura 2.14: Esempio con il complemento del sistema produttore-consumatore (dove è stato aggiunto solo il complemento di “buffer-pieno”, ottenendo così sia $B1$ che $B2$, in quanto le altre condizioni avevano già il loro complemento). In aggiunta si ha anche il grafo dei casi sequenziale corrispondente al nuovo sistema senza contatti (grafo che è isomorfo a quello ottenibile al sistema con contatti)

2.1.5 Situazioni Fondamentali

Sequenza

Definizione 19. Sia $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ un sistema elementare, con contatti o meno e siano $c \in C_\Sigma$ un caso raggiungibile dal caso iniziale e $e_1, e_2 \in E$ due eventi.

Si ha che e_1 ed e_2 sono **in sequenza** nel caso raggiungibile c sse:

$$c[e_1 > \wedge \neg c[e_2 \wedge c[e_1 e_2 >$$

ovvero in c è abilitato e_1 ma non e_2 ma, dopo lo scatto di e_1 , e_2 diventa abilitato. Quindi in c è possibile attivare prima e_1 e poi e_2 in sequenza.

Si ha quindi una relazione di **dipendenza causale tra e_1 ed e_2** , ovvero

qualche postcondizione di e_1 è preconditione di e_2 (che quindi può occorrere solo se precedentemente è occorso e_1).

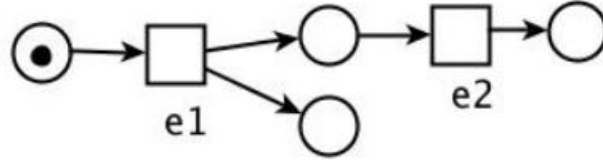


Figura 2.15: Esempio di sequenza tra e_1 ed e_2

Concorrenza

Definizione 20. Sia $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ un sistema elementare, con contatti o meno e siano $c \in C_\Sigma$ un caso raggiungibile dal caso iniziale e $e_1, e_2 \in E$ due eventi.

Si ha che i due eventi sono **concorrenti** nel caso raggiungibile c sse:

$$c[\{e_1, e_2\}] >$$

ovvero se possono essere abilitati in unico passo o, detto in maniera diversa, se sono indipendenti ed entrambi abilitati in c



Figura 2.16: Esempio di concorrenza tra e_1 ed e_2

Conflitto

Definizione 21. Sia $\Sigma = (B, E, F; c_{in})$ un sistema elementare, con contatti o meno e siano $c \in C_\Sigma$ un caso raggiungibile dal caso iniziale e $e_1, e_2 \in E$ due eventi.

Si ha che e_1 ed e_2 sono in conflitto sse:

$$c[e_1] > \wedge c[e_2] \wedge \neg c[\{e_1, e_2\}] >$$

ovvero i due eventi sono entrambi abilitati (quindi le precondizioni sono vere mentre le postcondizioni son false) ma l'occorrenza di uno disabilita l'altro, quindi non possono essere abilitati in un unico passo, in quanto non sono indipendenti. Ci sono due casi:

1. i due eventi hanno una precondizione in comune, e in tal caso si parla di **conflitto forward** (ovvero in avanti)



Figura 2.17: Esempio di conflitto forward tra e_1 ed e_2

2. i due eventi hanno una postcondizione in comune, e in tal caso si parla di **conflitto backward** (ovvero all'indietro)



Figura 2.18: Esempio di conflitto backward tra e_1 ed e_2

Si ha quindi una situazione di **non determinismo**, non essendo specificato quale dei due eventi scatterà prima (e lo scatto di uno impedisce lo scatto dell'altro).

*Posso ritrovarmi nel caso in cui effettivamente un evento scatta, cambiando lo stato del sistema. In tal caso, in un'ottica completamente deterministica, si deve assumere che **l'ambiente** abbia fornito un'informazione riguardo il conflitto, ovvero c'è stato qualcosa di esterno che ha permesso ad uno dei due eventi di scattare ugualmente. Ho quindi guadagnato dell'informazione.*



Figura 2.19: Esempio di conflitto con l'intervento dell'ambiente tra e_1 ed e_2 (con conseguente guadagno di informazione)

Ci sono però casi in cui in ogni caso non si può avere informazione su quale esempio sia scattato. Si può ipotizzare che tale informazione fosse presente nello stato precedente del sistema (una sola condizione attiva, per esempio). Quindi l'informazione, finita nell'ambiente (ricevuta dall'ambiente), si è persa.



Figura 2.20: Esempio di conflitto tra e_1 ed e_2 con conseguente perdita di informazione (si può ipotizzare, per esempio, che nello stato precedente la preconditione di e_1 fosse attiva mentre quella di e_2 fosse inattiva)

*Il modello, nell'ottica di Petri, non è quindi un **modello chiuso** ma è in grado di comunicare con l'ambiente (in sintonia con le teorie della fisica).*

Confusione

Definizione 22. La situazione di **confusione** è una mistura di situazioni di concorrenza e di conflitto. Si hanno 2 tipi di confusione, entrambe ammissibili:

1. detta **confusione asimmetrica** considera il fatto di avere un caso raggiungibile e due eventi abilitati, nella figura e_1 ed e_2 , in maniera concorrente in c , che nella figura consiste nel caso $\{b_1, b_2, b_3\}$. I due eventi sono quindi indipendenti. Nella figura lo scatto dei due eventi porterebbe allo stato $c' = \{b_4, b_5\}$. Bisogna analizzare però nel dettaglio il sistema. Se prima occorre e_1 non si ha alcun conflitto mentre se occorre prima e_2 (che porterebbe in $\{b_1, b_3, b_4\}$) si crea un conflitto tra e_1 ed e_3 , che viene risolto a favore di e_1 e a sfavore di e_3 . **Non è possibile stabilire oggettivamente se è stato sciolto un conflitto.** Sono quindi in una situazione di confusione in quanto non so se è stata effettuata o meno una scelta.



Figura 2.21: Esempio di confusione asimmetrica tra e_1 ed e_2

Una soluzione che vedremo sarà la scomposizione in più componenti del sistema

2. detta **confusione simmetrica**, nome dovuto al fatto che la rete risulta disegnata in modo simmetrico, comportando delle problematiche. Prendiamo nell'immagine il caso raggiungibile $c = \{b_1, b_2\}$ e i due eventi e_1 ed e_3 , abilitati in maniera concorrente. Si ha che $c[\{e_1, e_3\}] > c'$, con $c' = \{b_3, b_5\}$. Anche in questo caso si hanno dei conflitti, infatti sia e_1 che e_3 sono in conflitto con e_2

(in quanto se uno dei due viene eseguito e_2 non può più occorrere). Anche in questo caso non posso stabilire se il conflitto è stato risolto nel momento in cui arrivo in c' (ovvero se si è deciso di fare e_1 piuttosto che e_2 o e_3 piuttosto che e_2).

Anche in questo caso potremo dividere in componenti (una che esegue e_1 ed e_2 e un'altra che esegue e_1 ed e_3 , con e_2 che è una sincronizzazione tra le due componenti).

Non si può dire chi ha deciso e chi ha la responsabilità di decidere quale evento deve occorrere, se alla componente di b_1 o a quella di b_2 .



Figura 2.22: Esempio di confusione simmetrica tra e_1 ed e_2

Petri era convinto, nella sua visione deterministica e senza conflitti, che l'avere una situazione di confusione nel modello fosse dovuto al non aver esplicitato alcuni aspetti o di aver costruito male il modello, con informazioni parziali e non complete sul modello e sull'ambiente.

Un altro studioso, Einar Smith, molto vicino a Petri ha invece dimostrato come la confusione sia inevitabile

Vediamo un esempio famoso, detto della **mutua esclusione**, portato da Smith per spiegare come la confusione sia inevitabile nella realtà.

Esempio 5. Si analizza il seguente sistema:



In rosso e in Blu abbiamo specificate le due componenti del sistema, che condividono una risorsa, ovvero la condizione b_4 , che rappresenta che la risorsa è libera e a disposizione. L'evento e_1 e evento e_4 rappresentano eventi di acquisizione della risorsa (rispettivamente per la prima e per la seconda componente) e quindi le loro precondizioni rappresentano la necessità di acquisirla. Tra questi due eventi c'è una **situazione di conflitto**. Le condizioni b_2 e b_7 , ovvero le rispettive postcondizioni dei due eventi, rappresentano che la risorsa è in uso per la rispettiva componente mentre gli eventi e_2 ed e_5 rappresentano il rilascio della risorsa condivisa, sempre per la rispettiva componente, arrivando rispettivamente nella componente b_3 e b_8 . Ovviamente la risorsa non può essere contemporaneamente in uso da entrambe le risorse, quindi b_2 e b_7 non possono essere contemporaneamente marcate, ovvero vere, e per questo si parla di *mutua esclusione* (se una delle due è vera l'altra deve essere necessariamente falsa). D'altro canto gli eventi e_3 ed e_6 possono invece occorrere in modo concorrente senza conflitti. Scrivendo formalmente si ha che, nel caso che la risorsa sia stata acquisita dalla componente rossa e successivamente rilasciata:

$$\{b_3, b_4, b_6\}[\{e_3, e_4\} > \{b_1, b_7\}]$$

ma se scatta prima e_3 ho il conflitto tra e_1 ed e_4 , se scatta prima e_4 non ho conflitti con e_1 . Quindi non ho informazioni sulla risoluzione del conflitto.

Capire se è confusione simmetrica

2.1.6 Sottoreti

Partiamo subito con una definizione formale:

Definizione 23. Siano $N = (B, E, F)$ e $N_1 = (B_1, E_1, F_1)$ due reti elementari.

Si dice che N_1 è **sottorete** di N sse:

- $B_1 \subseteq B$, quindi l'insieme delle condizioni della rete N_1 è sottoinsieme di quello della rete N
- $E_1 \subseteq E$, quindi l'insieme degli eventi della rete N_1 è sottoinsieme di quello della rete N
- $F_1 = F \cap [(B_1 \times E_1) \cup (E_1 \times B_1)]$, ovvero la relazione di flusso di N_1 è definita come la restrizione della relazione di flusso di N rispetto alle condizioni e B_1 e agli eventi E_1 (tengo quindi solo gli archi di N che connettono eventi e condizioni di N_1)

Definizione 24. Siano $N = (B, E, F)$ e $N_1 = (B_1, E_1, F_1)$ due reti elementari.

Si dice che N_1 è **sottorete generata da** B_1 di N (ovvero di sottorete generata da un insieme di condizioni) sse:

- $B_1 \subseteq B$, quindi l'insieme delle condizioni della rete N_1 è sottoinsieme di quello della rete N
- $E_1 = {}^\bullet B_1 \cup B_1^\bullet$, ovvero come eventi si hanno tutti quegli eventi che sono collegati in N alle condizioni incluse nell'insieme di condizioni B_1 , prendendo quindi tutti i pre-eventi e i post-eventi delle condizioni dell'insieme B_1
- $F_1 = F \cap [(B_1 \times E_1) \cup (E_1 \times B_1)]$, ovvero la relazione di flusso di N_1 è definita come la restrizione della relazione di flusso di N rispetto alle condizioni B_1 e agli eventi E_1

Non ho quindi una sottorete generata da un insieme arbitrario di condizioni ed eventi ma questi ultimi sono direttamente presi in relazione all'insieme delle condizioni scelto

Definizione 25. Siano $N = (B, E, F)$ e $N_1 = (B_1, E_1, F_1)$ due reti elementari.

Si dice che N_1 è **sottorete generata da** E_1 di N (ovvero di sottorete generata da un insieme di condizioni) sse:

- $B_1 = {}^\bullet E_1 \cup E_1^\bullet$, ovvero come condizioni si hanno tutte quelle condizioni che sono collegati in N agli eventi inclusi nell'insieme di eventi E_1 , prendendo quindi tutte le precondizioni e le postcondizioni degli eventi dell'insieme E_1
- $E_1 \subseteq E$, quindi l'insieme degli eventi della rete N_1 è sottoinsieme di quello della rete N
- $F_1 = F \cap [(B_1 \times E_1) \cup (E_1 \times B_1)]$, ovvero la relazione di flusso di N_1 è definita come la restrizione della relazione di flusso di N rispetto alle condizioni B_1 e agli eventi E_1

Non ho quindi una sottorete generata da un insieme arbitrario di condizioni ed eventi ma le prime sono direttamente prese in relazione all'insieme degli eventi scelto

Esempio 6. Tornando all'esempio della mutua esclusione:



si ha, per esempio:

- in rosso si ha la sottorete $N' = (\{b_1, b_2, b_3\}, \{e_1, e_2, e_3\}, F')$, che è la sottorete generata dall'insieme di condizioni $B' = \{b_1, b_2, b_3\}$
- in blu si ha la sottorete $N' = (\{b_6, b_7, b_8\}, \{e_4, e_5, e_6\}, F')$, che è la sottorete generata dall'insieme di condizioni $B' = \{b_6, b_7, b_8\}$
- si ha la sottorete $N' = (\{b_2, b_4, b_7\}, \{e_1, e_2, e_4, e_5\}, F')$, che è la sottorete generata dall'insieme di condizioni $B' = \{b_2, b_4, b_7\}$
- si ha la sottorete $N' = (\{b_1, b_2, b_3, b_4\}, \{e_1, e_2, e_3\}, F')$, che è la sottorete generata da dall'insieme di eventi $E' = \{e_1, e_2, e_3\}$

2.1.7 Operazioni di Composizione per Reti di Petri

Data una rete $N = (B, E, F, c_0)$ questa può essere ottenuta componendo altre reti di Petri. Si hanno in letteratura 3 modi principali:

1. la **composizione sincrona**
2. la **composizione asincrona**
3. la **composizione mista, tra sincrona e asincrona**

Iniziamo informalmente a vedere degli esempi pratici.

Esempio 7. Supponiamo di avere i modelli di due componenti, N_1 , con un evento che corrisponde ad un'azione di invio, ed N_2 , con un evento che corrisponde ad un'azione di ricezione:



Supponiamo che invio e ricezione siano eventi corrispondenti all'hand-shaking, ovvero l'invio avviene solo se può avvenire la ricezione.

Vado quindi a sincronizzare questi due eventi, che diventano quindi un'unico evento nella rete composta, che è abilitato se le due precondizioni, nelle due componenti sono entrambe vere:



La composizione viene indicata con:

$$N_1 || N_2$$

Lo scatto dell'evento, in maniera sincrona, rende vere le postcondizioni nelle due componenti e false le due precondizioni.

Abbiamo appena visto un esempio di **composizione sincrona**

Esempio 8. Supponiamo di avere i modelli di due componenti, N_1 , che invia in un canale un messaggio (per esempio in un buffer), e N_2 , che riceverà il messaggio solo quando esso sarà disponibile:



In questo caso, a differenza dell'esempio precedente, non identifichiamo eventi ma condizioni. Identifico quindi il canale (le due condizioni) come uno solo, che avrà il pre-evento in una componente e il post-evento nell'altra. Quindi il pre-evento, nella componente N_1 , può scattare solo se questa nuova condizione condivisa, il canale, è libera, indipendentemente dalla componente N_2 . D'altro canto l'evento in N_2 può scattare solo se la condizione condivisa è marcata, indipendentemente dallo stato della prima componente, liberando il canale di comunicazione. Avvio e ricezione (dopo che il messaggio è stato inviato può essere letto in un qualsiasi futuro) non sono sincronizzati e si ha quindi a che fare con un esempio di **composizione asincrona**

Sarà interessante studiare come la composizione di due componenti, per esempio, senza deadlock non comporta, in generale, l'ottenimento di una rete priva di deadlock.

2.2 Reti Posti e Transizioni

Vediamo ora una nuova classe delle *reti di Petri*, detta **reti Posti e Transizioni**, permette di rappresentare un sistema in modo più compatto, sono una sorta di *ripiegamento* dei sistemi elementari. Partiamo quindi da un esempio:

Esempio 9. prendiamo in studio sempre il sistema produttore-consumatore: Sia nella versione con contatto:



che senza:



Suppongo di voler modellare il sistema in modo che il buffer possa avere un numero determinato di posizioni, per esempio 2 (il buffer può quindi depositare fino a due elementi). Si ottiene quindi:



Dove si hanno due posizioni del buffer (e quindi basta che una sia vuota per permettere al produttore di depositare) a disposizione del sistema. Si nota come l'aumento dei buffer complica drasticamente la modellazione del

sistema. Si cerca quindi una soluzione più compatta, compattando gli eventi deposita e preleva e dando nuova notazione al buffer. Si ottiene:



con il buffer che diventa anche un **contatore** del numero di elementi presenti al suo interno. Un buffer a due posizioni diventa quindi una condizione non più booleana, detta **Posto**, con una **capacità** pari a 2. Il produttore non può produrre oltre la capacità.

Con questa rappresentazione non ho più alcuna difficoltà nel rappresentare più posizioni del buffer in quanto basta aumentare la capacità. Ho però perso delle informazioni infatti non ho più una relazione di dipendenza tra dove si deposita (se nella prima posizione o nella seconda) e dove si preleva.

Aggiungiamo un'altra complicanza: aggiungiamo un secondo consumatore:



Possiamo comprimere nella stessa maniera, ottenendo, in quanto i due consumatori hanno lo stesso modello di comportamento:



Anche qui perdo l'informazione riguardo quale dei due consumatori ha effettivamente prelevato, riguardo quale dei due è pronto a prelevare e quale a consumare, continuando ad ignorare anche la posizione del buffer nei confronti della quale stanno agendo.

Si può arrivare ad avere due componenti identiche che sono concorrenti tra loro.

Le condizioni non sono più, in generale, booleane ma sono **posti** dotati di **contatori**, gli elementi all'interno sono detti **marche**. Ai posti si assegna anche una **capacità**.

Si ha inoltre che lo scatto di una transizione dipende dalla disponibilità delle risorse, per esempio un produttore può produrre n elementi alla volta e il consumatore consumarne m . Si usano quindi archi pesati (se non indicato ovviamente ha peso 1, quello del normale check booleano di condizione attiva) tali che una transizione possa scattare sse i pesi vengono rispettati:



Figura 2.23: Esempi con la transizione t_i non abilitata



Figura 2.24: Esempio con la transizione t_i abilitata, a sinistra il “prima” e a destra il “dopo” lo scatto di t_i

Esempio 10. Petri aveva introdotto l'uso delle reti anche per le reazioni chimiche, per esempio:

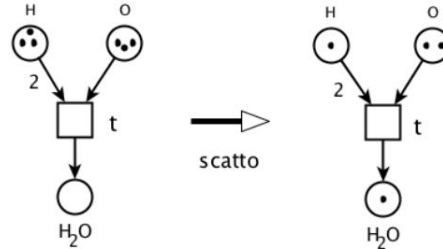


Figura 2.25: Esempio con la modellazione della produzione di H_2O

2.2.1 I Filosofi a Cena

Questo è un classico problema di sincronizzazione, introdotto da Dijkstra. Si ha un tavolo rotondo con 5 filosofi ($p_i, i = 0, \dots, 4$), ciascuno ha davanti un piatto di spaghetti e si hanno solo 5 forchette ($f_i, i = 0, \dots, 4$):



Figura 2.26: Rappresentazione schematica del problema dei 5 filosofi

Ogni filosofo ha lo stesso comportamento, un po' pensa e un po' mangia, prendendo prima la forchetta alla sua destra e poi quella alla sua sinistra (perché necessitano di due forchette per mangiare). Si ha quindi il *deadlock* se tutti vogliono mangiare, prendendo tutti in primis una forchetta, impedendosi tutti a vicenda di mangiare (non potendo prendere due forchette) o

si ha la *starvation* in quanto potrebbero accordarsi per mangiare in quattro, impedendo a uno di mangiare.

Si vuole modellare tale schema. Ogni filosofo può essere modellato come una rete elementare, che farà da componente al modello finale:



con gli eventi *upD* e *upS*, dove il filosofo prende la forchetta destra e sinistra, e rispettivamente *downD* e *downS*, dove le mette giù. Si ha la condizione che specifica che il filosofo sta pensando e quella che mi segnala l'azione del mangiare, oltre alle due condizioni intermedie che separano le azioni tra forchetta sinistra e destra.

Si modella anche la componente della forchetta, con gli eventi che segnalano se è depositata, *down*, o meno, *up*:



Combino quindi le due componenti per specificare il filosofo che prende la sua forchetta destra e poi la sinistra, quindi per ogni componente *filosofo* si hanno due componenti *forchetta*:



con la *forchetta 1* (*fork 1*) che sarà la forchetta destra e la *forchetta 2* (*fork 2*) che sarà la forchetta sinistra. Si hanno quindi diverse transizioni di sincronizzazione tra le due componenti (ogni volta che il filosofo interagisce con la forchetta).

Bisogna aggiungere che ogni forchetta può essere presa da due filosofi, ognuna a destra di un filosofo e a sinistra di un altro:



Ogni forchetta quindi si sincronizza alternativamente tra due filosofi, venendo presa da uno dei due filosofi. Si è arrivati quindi ad una **situazione di conflitto**, o meglio ad una **situazione di confusione**.

Per ora la soluzione di questo problema viene lasciata da parte per valutare il modello dello stesso.

Si ha quindi una possibile rappresentazione del modello completo:



Ma ogni filosofo, come del resto ogni forchetta, si comporta nella stessa maniera. Si tenda quindi di *ripiegare* il modello, modellando un'unica componente filosofo con 5 marche distribuite nei vari stati locali del filosofo. Stesso discorso per le forchette. Ottengo quindi il seguente modello:



Con le due componenti, *filosofo* e *forchetta*, entrambe inizializzate con 5 marche ciascuno. Questo modello però perde informazione sulla forchetta che

un filosofo può prendere, si ha un radicale **cambio di protocollo**. Un filosofo può prendere una qualsiasi forchetta e non più quella alla sua destra/sinistra. Non posso quindi usare le *reti Posti e Transizioni* in quanto perdo troppe informazioni.

L'unica soluzione possibile è quindi quella di recuperare le informazioni perse inserendole nelle marche, alle quali viene aggiunta una struttura dati. Si ha così modo di distinguere i vari filosofi e le forchette. Per compattare il sistema devo quindi rendere più complessa l'essenza della marca, viene arricchita con una struttura dati.

Si arriva così ad avere una **Rete di Alto Livello**, come, per esempio, una *rete colorata*, a partire da un rete elementare.

Distinguo quindi filosofi e forchette nei due insiemi di strutture dati:

1. $Phil = \{p_0, \dots, p_4\}$, insieme dei filosofi
2. $Fork = \{f_0, \dots, f_4\}$, insieme delle forchette

Si nota che per gli indici si ha una somma *modulo 5*, ovvero gli indici rispondono alla regola:

$$(i + 1) \bmod 5$$

In modo che gli indici siano ordinati avendo inoltre lo 0 che segue il 4, in modo circolare.

Si ottiene quindi, mantenendo il protocollo iniziale:



Si mantiene quindi un modello simile a quello descritto sopra ma al posto di marche non strutturate si ha nel posto delle 5 forchette le marche dell'insieme *Fork* e al posto dei 5 filosofi le marche dell'insieme *Phil*:



Le transizioni scattano in determinate condizioni. Per esempio la prima transizione, relativa al fatto che il filosofo prende la forchetta alla sua destra, scatta sse con l'istanza filosofo p_j e forchetta f_i si ha che $i = j$ (ho quindi almeno una forchetta, almeno un filosofo e la forchetta deve essere quella alla sua destra, che, per come abbiamo modellato il problema, è quella con lo stesso indice). Sugli archi si hanno quindi annotate determinate variabili che denotano istanze. Per la forchetta a sinistra si usa il modulo 5. Si procede quindi per i vari filosofi.



Figura 2.27: Esempio con il filosofo p_3 che ha già preso la forchetta alla sua destra, f_3 , e prende quella a sinistra, f_4

Si ha quindi un prezzo per rappresentare in maniera compatta un sistema elementare, mediante una rete di alto livello, ovvero l'arricchimento della struttura dati.

2.2.2 Formalizzazione delle Reti Posti e Transizioni

Nonostante la sezione si occupi di formalismi ci appoggiamo ad un esempio per avere un confronto diretto tra teoria e pratica. Questo esempio è un'ultima versione del sistema produttore-consumatore, con un produttore che deposita a due elementi alla volta, in un buffer che ha capacità massima aperta a cinque, che vengono consumati da due consumatori:



quindi al massimo ho cinque marche nel buffer e 2 in uno degli stati del consumatore (in quanto rappresenta due consumatori).
Passiamo ora alla formalizzazione:

Definizione 26. Si definisce un **sistema Posti e Transizioni** (**sistema P/T**) la sestupla:

$$\Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$$

dove:

- (S, T, F) è una rete con:
 - S che rappresenta l'insieme dei posti
 - T che rappresenta l'insieme delle transizioni
 - F che rappresenta la relazione di flusso che lega posti e transizioni tramite archi
- $K : S \rightarrow \mathbb{N}^+ \cup \{\infty\}$ che rappresenta una funzione che ad ogni posto in S assegna un valore, che può essere un naturale strettamente

positivo o anche infinito (ovvero in quel posto posso avere un numero qualsiasi di marche). Il valore zero non è ammesso in quanto implicherebbe che il posto non potrebbe mai essere occupato, rendendo la modellazione di un tale posto inutile. K è detta **funzione capacità dei posti**.

- $W : F \rightarrow \mathbb{N}$ che rappresenta una funzione che assegna ad ogni arco un peso mediante un valore naturale che stavolta può essere, oltre che infinito, anche zero. W è detta **funzione peso degli archi**
- $M_0 : S \rightarrow \mathbb{N} \cup \{\infty\} : \forall s \in S \text{ t.c. } M_0(s) \leq K(s)$ che rappresenta la **marcatatura iniziale** del sistema, ovvero una funzione che assegna ad ogni posto un naturale, eventualmente nullo o infinito, minore o uguale alla capacità massima di tale posto (capacità espressa dalla funzione K) indicante il numero di marche allo stato iniziale.

Bisogna ora definire la regola di scatto, ovvero il **gioco delle marche**, la regola per cui le marche si spostano sulla rete. Si ha quindi, dati:

$$M : S \rightarrow \mathbb{N} \cup \{\infty\} \text{ e } t \in T$$

ovvero data una marcatatura e una qualsiasi transizione t si ha che:

$$M[t >$$

ovvero una transizione è abilitata in una certa marcatatura,

sse:

$$\forall s \in S, M(s) \geq W(s, t) \wedge M(s) + W(t, s) \leq K(s)$$

ovvero per ogni posto si ha che ci sono abbastanza marche nei posti perché possa scattare la transizione, ovvero c'è un arco di peso corretto che collega quel posto con la transizione, avendo peso dell'arco minore o uguale al numero di marche del posto, e, inoltre, si deve verificare che la transizione non metta troppe marche in quel posto, quindi la marcatatura del posto (ovvero il numero di marche già presenti in esso) più il numero di marche che si aggiungono con lo scatto della transizione non deve superare la capacità del posto.

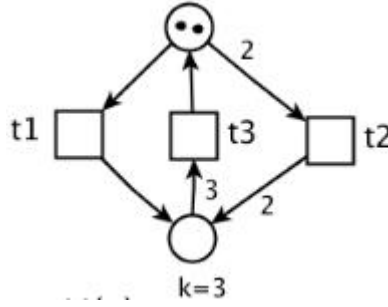


Figura 2.28: Nell'esempio si ha che la transizione t_2 può scattare sse nella posto precedente ho almeno due marche, in quanto l'arco tra i due ha peso due. Inoltre ho il posto che segue vuoto ma con capacità massima pari a tre, quindi la transizione può scattare in quanto l'arco tra i due pesa due, assicurandomi che dopo la transizione, nel posto che la segue, non verrà superata la capienza massima, arrivando infatti ad avere marcatura pari a 2

Lo scatto della transizione, se questa è abilitata nella marcatura, mi genera una nuova marcatura che viene ottenuta da quella precedente togliendo tante marche dal posto che è di input alla transizione quanto il peso dell'arco che connette tale posto alla transizione e aggiungendo tante marche al posto in output quante il peso dell'arco che connette la transizione a tale posto, ovvero, formalmente:

$$M[t > M'$$

sse

$$M[t > \wedge \forall s \in S, M'(s) = M(s) - W(s, t) + W(t, s)$$

quindi il nuovo posto avrà marcatura pari a quella precedente al più dei due contributi, il primo negativo e il secondo positivo, dei pesi dei due archi.

Definizione 27. *Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ si definisce l'insieme delle marcature raggiungibili, dalla marcatura iniziale di Σ come:*

$$[M_0 >$$

ed esso è il più piccolo insieme tale che:

- $M_0 \in [M_0 >$, ovvero la marcatura iniziale appartiene all'insieme delle marcature raggiungibili
- se $M \in [M_0 > \wedge \exists t \in T : M[t > M'$ allora $M' \in [M_0$, ovvero se M appartiene all'insieme delle marcature raggiungibili ed esiste una transizione tale per cui M va in M' allora, di

conseguenza si ha che M' appartiene all'insieme delle marcature raggiungibili dallo stato iniziale

Anche questa è una definizione per induzione

Esempio 11. Vediamo qualche esempio particolare (se la capacità non è specificata si ha che essa è infinita):



Figura 2.29: Lo scatto toglie due marche dall'input e ne mette una nell'output ma la seconda volta t non sarebbe più abilitata in quanto il posto in output si satura alla prima transizione, è un caso di **contatto**



Figura 2.30: La transizione t è abilitata avendo i posti in ingresso col giusto numero di marche e in uscita ha un posto vuoto che può riempire a piacere e lo stesso porto che prima aveva in input che può riempire con una marca rispettando le regole di capacità



Figura 2.31: La transizione t non è abilitata, e non lo sarà mai in M in quanto la regola di scatto prevede che ci sia a priori una capacità sufficiente nei posti di output, cosa che qui non accade avendo uno di essi capacità uno, non si ragiona in modo sequenziale “prima tolgo e poi metto”, lo spazio deve essere disponibile a priori per far scattare la transizione



Figura 2.32: In questa rete si ha che t_1 e t_2 sono abilitate in M ed esse sono **concorrenti** in quanto lo scatto dell'una non disabilita lo scatto dell'altra dovendo entrambe prelevare una marca da un posto che ne contiene due per riversarne una ciascuna in un posto libero. Si ha quindi concorrenza anche in corrispondenza di transizioni non indipendenti



Figura 2.33: In questa rete si ha che t_1 e t_2 sono in **conflitto** e **non concorrenti** tra loro. Si ha infatti che lo scatto di una disabilita quella dell'altra, visto che da sola t_2 svuoterebbe il posto in input (se scatta prima t_1 poi ho una sola marca nello stato in input disabilitando t_2 che ne richiede due, viceversa lo scatto di t_2 lascerebbe vuoto lo stato in input impedendo a t_1 di scattare). Il conflitto è dato non dalla struttura della rete ma dalla sua marcatura iniziale. Quindi in questa rete con questa marcatura può scattare una sola delle due transizioni, inoltre t_1 potrebbe occorrere due volte senza errori, essendo quindi, se occorre contemporaneamente per quelle due volte, **concorrente con se stessa**. La doppia occorrenza di t_1 , indicatata con $2t_1$ è un **passo**



Figura 2.34: In questa rete si ha che t_1 è abilitata due volte, avendo quindi $2t_1$ e lo è anche t_2 , che può scattare solo una volta. Si ha quindi che t_1 occorre concorrente con se stessa e contemporaneamente concorrente con t_2 . Si ha quindi che il *multiset* $2t_1 + t_2$ è un **passo abilitato**

Si da ora la definizione formale di *multiset di transizioni abilitate* in un sistema:

Definizione 28. Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ si definisce un **multiset** $U : T \rightarrow \mathbb{N}$ come una funzione che assegna ad una transizione un numero naturale. Si ha inoltre che:

- un multiset è detto **concorrentemente abilitato** in $M \in [M_0 >$, quindi con M marcatura raggiungibile. Detto in maniera diversa U è un passo $M[U >$. Un multiset è concorrentemente abilitato in M sse:

$$\forall s \in S, \sum_{t \in T} U(t) \cdot W(s, t) \leq M(s) \wedge M(s) + \sum_{t \in T} U(t) \cdot W(t, s) \leq K$$

ovvero per ogni posto si devono avere un numero di marche nella marcatura iniziale superiore al numero che posso togliere mediante le varie transizioni nel multiset U . Inoltre le marche che devo aggiungere più il numero di marche già presenti nel posto in output deve essere inferiore alla capacità dell'output.

Questa condizione può essere riscritta come:

$$\sum_{t \in T} U(t) \cdot W(s, t) \leq M(s) \leq K(s) - \sum_{t \in T} U(t) \cdot W(t, s)$$

- un multiset U abilitato in M può occorrere generando M' , avendo quindi:

$$M[U > M'$$

sse:

$$\forall s \in S \quad M'(s) = M(s) - \sum_{t \in T} U(t) \cdot W(s, t) + \sum_{t \in T} U(t) \cdot W(t, s)$$

quindi la marcatura M' in un certo posto è uguale alla marcatura del posto presente prima del passo al più dei contributi, positivi e negativi, delle varie transizioni (positivi se si ha tale posto come output e negativi se lo si ha come input)

- U_Σ è l'**insieme dei passi** di Σ e viene definito come:

$$U_\Sigma = \{U : T \rightarrow \mathbb{N} \mid \exists M, M' \in [M_0 > : M[U > M']\}$$

ovvero l'insieme dei passi possibili tali per cui passo da una marcatura raggiungibile ad un'altra attivando il passo

Definizione 29. Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ si definisce il **grafo di raggiungibilità**, indicato con $RG(\Sigma)$, costruito solo con posti di capacità finita in quanto avere capacità infinite comporterebbe avere un grafo infinito, come la quadrupla:

$$RG(\Sigma) = ([M_0 >, U_\Sigma, A, M_0)$$

dove, per rappresentare questo sistema di transizioni, si ha:

- $[M_0 >$ che rappresenta le marcature raggiungibili dallo stato iniziale del sistema Σ . Sono così rappresentati gli stati del sistema di transizioni
- U_Σ rappresenta l'insieme dei passi che rappresenta l'alfabeto delle etichette degli archi del sistema di transizioni
- $A = \{(M, U, M') : M, M' \in [M_0 > \wedge U \in U_\Sigma \wedge M[U > M']\}$ dove, quindi dalla marcatura M ho un arco, etichettato U , alla marcatura M' sse le due marcature sono raggiungibili dallo stato iniziale, ed esiste un passo, nell'insieme dei passi, abilitato in M tale per cui posso passare dalla marcatura M alla marcatura M' . È quindi la regola che definisce come connettere mediante archi i vari stati
- M_0 che rappresenta la marcatura iniziale del sistema nonché lo stato iniziale del sistema di transizioni

Se U è una singola transizione si ha il grafo di raggiungibilità sequenziale, detto $SGR(\Sigma)$.

La diamond property non è più valida in questa classe di reti a causa dei self loop che posso avere tra una transizione e un posto

Esempio 12. Si prenda il sistema $P/T \Sigma$:



Si ha che lo scatto di t_1 e lo scatto di t_2 non può essere contemporaneo in quanto si richiederebbero due marche nel posto s , devono quindi scattare in sequenza. SI ottiene che il grafo dei casi raggiungibili è uguale a quello dei casi raggiungibili sequenziale e quindi non vale la diamond property (non potendo aggiungere alcun arco tra $\{s_1, s, s_2\}$ e $\{s\}$):



Definizione 30. Dato un sistema P/T si ha che una transizione t è in una **situazione di contatto** nella marcatura M sse:

$$\forall s \in S, W(s, t) \leq M(s) \wedge \exists s \in S : M(s) + W(t, s) > K(s)$$

ovvero una transizione in una situazione di contatto se tutti i suoi pre-posti hanno abbastanza marche e almeno uno dei suoi post-posti ne ha troppe per permettere il suo scatto. Formalmente si ha che l'arco tra il posto in input e la transizioni ha peso inferiore al numero di marche dell'input e la marcatura del posto output più le marche che vengono aggiunte è maggiore della capacità del posto di output stesso.

Un esempio:



Figura 2.35: Esempio di situazione di contatto

Si cerca di capire se è possibile trasformare la rete da una con contatti ad una senza modificarne il comportamento. Questo è possibile con la **complementazione**. Preso un posto s se ne fa il complemento \bar{s} , ovvero si fa un altro posto che ha archi in output verso transizioni che sono di input a quelle del posto considerato e viceversa per gli archi in input. Il complemento è quindi collegato alle stesse transizioni del posto considerato ma con archi direzionati all'inverso. Per quanto riguarda il numero di marche del complemento bisogna avere che il numero di marche del posto e del suo complemento siano di somma pari alla capacità del posto (che è pari a quella del complemento), ovvero:

$$M_0(\bar{s}) = K(s) - M_0(s)$$

Si può inoltre dimostrare che per ogni marcatura raggiungibile M la somma delle marcature tra un posto e il suo complemento è sempre la medesima, comunque evolva il sistema:

$$M(\bar{s}) + M(s) = K(s)$$



Definizione 31. Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ è **senza contatti** sse:

$$\forall M \in [M_0 >, \forall t \in T, \forall s \in S$$

si ha:

$$M(s) \geq W(s, t) \Rightarrow M(s) + W(t, s) \leq K(s)$$

ovvero ogni volta che ho abbastanza marche in un posto di input ad una transizione allora sicuramente non ne ho troppe nel posto di output

Definizione 32. Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ senza contatti allora si ha che una transizione $t \in T$ è abilitata in $M \in [M_0 >$, che si indica con $M[t >$, sse:

$$\forall s \in S, M(s) \geq W(s, t)$$

ovvero sse nei posti in input ho abbastanza marche (trascurando di studiare i posti in output essendo una rete senza contatti).

Si ha quindi che in assenza di contatti la capacità dei posti non gioca più alcun ruolo nella regola di scatto in quanto controllo solo di avere sufficienti marche in input per far scattare una transizione

2.2.3 Reti Marcate

Si cerca di identificare i sistemi elementari come casi particolari dei sistemi P/T.

Definizione 33. Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ si ha che Σ è una **Rete Marcata** sse:

$$\forall s \in S, M_0(s) \in \mathbb{N} \wedge K(s) = \infty \wedge \forall t \in T, W(s, t) \leq 1 \wedge W(t, s) \leq 1$$

ovvero per ogni posto la marcatura iniziale assegna un valore finito al posto che però ha capacità infinita (che quindi non gioca nessun ruolo, non vincolando lo scatto della transizione). Inoltre il peso di ogni arco deve essere minore o uguale a uno, imponendo quindi che abbia o peso uno o peso nullo (che segnala l'assenza dell'arco).

Questa sottoclasse delle reti P/T può essere denotata con la sola quadrupla:

$$\Sigma = (S, T, F; M_0)$$

in quanto la capacità, denotata dalla funzione K , e il peso degli archi, denotato dalla funzione W , diventano ridondanti ed eliminabili dallo studio della rete.

Definizione 34. Una rete marcata è definita **safe (sicura)** sse per ogni marcatura raggiungibile, compresa quella iniziale, ogni posto contiene al massimo una marca (tornando quindi ad una definizione simil booleana dello stato del posto che o è vuoto o contiene una marca). Formalmente si ha che una rete marcata è safe sse:

$$\forall M \in [M_0 >, \forall s \in S : M(s) \leq 1$$

In una rete marcata i self-loop possono essere abilitati:



Figura 2.36: Esempio di loop (o cappio) su una rete marcata

Si ricorda che in una rete elementare in ogni caso il self-loop non è abilitato e questa è una delle differenze principale tra un sistema elementare e una rete marcata, differenza alle quali si aggiungono anche il fatto che in una rete marcata ho capacità infinita e non pari a uno e marcature di un posto intere e non booleane. Sia nei sistemi elementari che nelle reti marcate

ho solo archi di peso 1.

Si ha di conseguenza che un sistema elementare puro, ovvero un sistema elementare che non presenta mai cappi, coincide, \cong , con una rete marcata pura e safe, quindi senza cappi e con al più una marca per posto (quindi o una marca o zero marche).

Poter vedere un sistema elementare come sottoclasse delle reti P/T permette varie possibilità dal punto di vista pratico.

2.2.4 Proprietà di Comportamento

Si considerano sistemi P/T del tipo $\Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ tali che $\forall s \in S$ si ha $K(s) = \infty$ quindi con capacità dei posti illimitata.



Figura 2.37: Esempio di sistema P/T

Abbiamo già visto la teoria dietro il grafo di raggiungibilità ma a questa vanno aggiunte le tecniche di rappresentazione. La differenza con i grafi di sistemi elementari si ritrova nel fatto che le marcature possono essere rappresentate da un vettore colonna, con tanti elementi quanti i posti della rete, contenente nell'i-sima posizione il numero di marche dell'i-simo posto in una data marcatura.

Solitamente il grafo di raggiungibilità viene usato per indagare le proprietà di comportamento.



Figura 2.38: Grafo di raggiungibilità del sistema precedente, si nota, per esempio, che con $(0, 1, 2)$ si indica che in quello stato $M(s_1) = 0, M(s_2) = 1$ e $M(s_3) = 2$

Limitatezza

Vediamo innanzitutto un problema famoso, detto **problema di raggiungibilità**.

In tale problema si ha una rete e due marcature, M e M' , e ci si domanda se dalla prima marcatura, raggiungibile dalla marcatura iniziale M_0 , si può raggiungere la seconda. Formalmente si ha che:

$$RP = \{ \langle (S, T, F, W), M, M' \rangle \mid (S, T, F, W) \text{ è una rete P/T, } M, M' : S \rightarrow \mathbb{N} \text{ e } M' \in [M > \} \}$$

Questo problema è stato dimostrato decidibile da Mayr, anche se esponenziale nello spazio. È un problema hard.

Si ha quindi l'importanza del fatto che il grafo delle marcature sia limitato e viene quindi studiato il **problema della limitatezza**.

Definizione 35. Sia $\Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ un sistema P/T con $K(s) = \infty, \forall s \in S$. Sia inoltre definito $n \in \mathbb{N}, n \geq 1$. Si ha quindi che il sistema in analisi è:

- ***n-bounded*** (*n-limitato*) sse $\forall s \in S$ e $\forall M \in M_0[>$ si ha:

$$M(s) \leq n$$

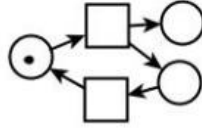
ovvero sse per ogni posto e per ogni marcatura raggiungibile da quella iniziale non succede che su tale posto si accumulino più di n marche

Figura 2.39: Esempio di sistema *2-bounded* (ma non 1-bounded)

- **bounded** (limitato) sse $\exists n \in \mathbb{N}$ tale per cui $\forall s \in S$ e $\forall M \in M_0[>$ si ha:

$$M(s) \leq n$$

ovvero se esiste un limite per il numero di marche

Figura 2.40: Esempio di sistema *non bounded*, si andrà in *overflow*

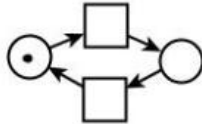
Si ha di conseguenza una proposizione: se Σ è **limitato** allora il numero delle marcature raggiungibili dalla marcatura iniziale è un insieme **finito**, ovvero $[M_0 >$ è un insieme finito, e quindi il grafo di raggiungibilità (il grafo delle marcature) è finito sia nel caso sia standard che in quello sia sequenziale:

- $SG(\Sigma)$ è finito
- $SGR(\Sigma)$ è finito

- **safe** (1-safe, sicuro) sse $\forall s \in S$ e $\forall M \in M_0[>$ si ha:

$$M(s) \leq 1$$

ovvero ho al più una marca per posto comunque evolva il sistema

Figura 2.41: Esempio di sistema *safe* (ovvero 1-bounded)

Un sistema *safe* con n posti ha al più 2^n marcature raggiungibili

Terminazione

Un'altra proprietà interessante è quella della **terminazione**, in quanto è spesso necessario che un sistema sequenziale termini (a differenza di uno concorrente che spesso non ha termine).

Definizione 36. Sia $\Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ un sistema P/T . Si ha che:

- Σ è detto **terminante** sse non ammette sequenze infinite.
Inoltre $M \in [M_0 >$ è una **marcatatura di deadlock** sse $\forall t \in T$ non si ha $M[t >$, ovvero una marcatura in cui non è abilitata alcuna transizione.
Ne segue che un sistema è terminante se arriva in una marcatura di deadlock.

- Σ è **deadlock-free** sse $\forall M \in [M_0 >$:

$$\exists t \in T : M[t >$$

ovvero sse non esiste una marcatura di deadlock raggiungibile da quella iniziale. Scritto diversamente:

$$\nexists M \in [M_0 > : M \text{ è una marcatura di deadlock}$$

- Σ è **1-live** (1-vivo) sse $\forall t \in T$:

$$\exists M \in [M_0 > : M[t >$$

ovvero sse ogni transizione può essere abilitata almeno una volta (ho sempre una marcatura raggiungibile che abilita una transizione).

Non avere un sistema 1-live implica un errore nella modellazione dello stesso in quanto si ha una transizione mai abilitata superflua

- Σ è **live** (vivo) sse $\forall t \in T$ e $\forall M \in [M_0 >$:

$$\exists M' \in [M > : M'[t >$$

ovvero sse per ogni transizione e per ogni marcatura raggiungibile esiste sempre un'altra marcatura raggiungibile che abilita la transizione.

Si ha che un sistema live comporta che tale sistema sia anche deadlock-free mentre il fatto che un sistema sia deadlock-free non implica necessariamente che sia anche live

Esempio 13. Vediamo qualche esempio:



Figura 2.42: Esempio di sistema *terminante* (quindi non *deadlock-free*), in quanto scatta al più due volte



Figura 2.43: Esempio di sistema *deadlock-free*, *non terminante* e *1-live* ma non *live*, in quanto può continuare a cicalare, ogni transizione scatta almeno una volta ma la prima può scattare solo una volta e non può più essere attivata



Figura 2.44: Esempio di sistema *live*, *non terminante* e *deadlock-free*, in quanto si ha un ciclo infinito lungo tutto il sistema



Figura 2.45: Esempio di sistema *1-live* ma non *live*, *non terminante* e *non deadlock-free*, in quanto potrebbe sia terminare che non terminare non potendo permettere la riattivazione di tutte le transizioni

Reversibilità

Un'altra proprietà di comportamento è quella della **reversibilità**, detta anche della **ciclicità**

Definizione 37. Sia $\Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ un sistema P/T. Si ha che Σ è **reversible** (reversibile sse:

$$\forall M \in [M_0 >: M_0 \in [M >$$

ovvero se da una marcatura raggiungibile da quella iniziale posso tornare alla marcatura iniziale stessa.



Figura 2.46: A sinistra un esempio di sistema *reversible* e a destra uno *non reversible*

Si ha che avere un sistema reversible e 1-live implica avere un sistema live ma non si ha per forza il contrario

Tecniche di Verifica delle Proprietà

La prima tecnica usata per studiare le proprietà sopra descritte è quello dell'analisi del grafo di raggiungibilità $RG(\Sigma)$ e di quello di raggiungibilità sequenziale ($SGR(\Sigma)$).

Si ha innanzitutto che: Se $RG(\Sigma)$ è **finito**, allora esistono algoritmi per decidere le seguenti proprietà:

- un posto è *safe*, *m-bounded*, *bounded*
- il sistema Σ è *safe*, *n-bounded*, *limitato*
- una transizione è **dead** (morta), *1-live*, *live* (*live* se per ogni marcatura raggiungibile ho un cammino che contiene tale transizione)
- il sistema Σ va in *deadlock*, è *deadlock-free*, *1-live* e *live*
- il sistema Σ è *reversible*

Si hanno quindi due risultati interessanti:

1. un sistema Σ **terminante**, ovvero che va in **deadlock**, implica che il grafo di raggiungibilità $RG(\Sigma)$ ha almeno un **nodo terminante**, ovvero un nodo da cui non escono archi, e viceversa.



Figura 2.47: Esempio di un sistema terminante, col suo grafo di raggiungibilità che presenta, appunto, un nodo terminante, il nodo etichettato con “0100”

2. un sistema Σ **reversible** implica che il grafo di raggiungibilità $RG(\Sigma)$, come del resto anche quello sequenziale $SRG(\Sigma)$, è **fortemente connesso**, e viceversa.

Si ricorda che un grafo orientato è fortemente connesso se per ogni coppia di nodi esiste un cammino orientato dal primo al secondo nodo.



Figura 2.48: Esempio di sistema *live*, *1-safe* e *non reversible* con il grafo di raggiungibilità, quindi, *non fortemente connesso*

Oltre allo studio del grafo di raggiungibilità si hanno altre tecniche di verifica delle proprietà, tra cui l'**analisi strutturale del grafo della rete** che sfrutta:

- **tecniche di algebra lineare**, che sfruttano la rappresentazione algebrica della rete, mediante:
 - *equazioni di stato* che descrivono la dinamica attraverso operazioni algebriche tra matrici
 - *S-invarianti* e *T-invarianti*
- **studio del grafo della rete, di particolari sottoinsiemi di nodi e altre caratteristiche**
- **condizioni necessarie e sufficienti per garantire proprietà di comportamento di particolari sottoclassi di reti**

Safety, Liveness e Fairness

Le proprietà che specificano il comportamento dei **sistemi concorrenti e/o distribuiti** (detti anche **reattivi**) sono classificate in tre principali categorie, a seconda del tipo di comportamento che descrivono:

1. **proprietà di safety**, che descrivono proprietà che non devono mai accadere, dichiarano che “mai accadranno comportamenti indesiderati” (ad esempio: mai un semaforo avrà accese contemporaneamente le luci verde e rossa; mai due semafori ad un incrocio saranno contemporaneamente verdi).
Nota: questa proprietà non ha nulla a che vedere con la 1-safeness (la safeness) delle reti P/T
2. **proprietà di liveness**, che descrivono proprietà che devono essere verificate da tutte le esecuzioni, dichiarano che “prima o poi un certo fatto deve accadere” (ad esempio, prima o poi il semaforo diventa verde)
3. **proprietà di fairness**, che descrivono proprietà che “descrivono fatti che devono accadere infinitamente spesso” (ad esempio, la luce verde si accende infinitamente spesso)

2.2.5 Analisi Strutturale

Spesso studiare il grafo di raggiungibilità comporta un costo esponenziale nel numero dei posti della rete, le marcature sono almeno dell'ordine di 2^{posti} . Si passa quindi dallo studio del grafo di raggiungibilità allo studio della rete stessa mediante la cosiddetta **analisi strutturale**, che studia il **grafo della rete**

Definizione 38. Sia $\Sigma = (S, T, F; M_0)$ una **rete marcata**, reti con capacità dei posti illimitata e peso degli archi ≤ 1 (quindi 0 o 1). Possiamo quindi studiare alcune proprietà strutturali che danno indicazioni sulle proprietà di comportamento:

- se un sistema Σ è safe e bounded allora:

$$\forall x \in S \cup T, \bullet x \neq \emptyset \wedge x \bullet \neq \emptyset$$

ovvero per ogni nodo del grafo della rete non si ha mai che tale nodo abbia un insieme di pre-elementi vuoto (una transizione senza archi entranti sarebbe sempre abilitata permettendole di scattare infinite volte, rendendo il sistema non bounded) e un insieme di post-elementi vuoto (una transizione senza archi uscenti, al suo scatto, non svuota le marche prese in input comportando il non bounded del sistema). Analogamente si ragiona per i posti.

Questa è una **condizione necessaria**

- se un sistema Σ è safe e bounded allora sicuramente il grafo della rete (S, T, F) è **strettamente connesso** (si ricorda che in un grafo strettamente connesso, presi due nodi, esiste sempre un cammino tra essi)
- se un sistema Σ è safe e bounded allora:

$$\exists M \in [M_0 >, \exists \sigma \in T^* : M[\sigma > M$$

tale che tutte le transizioni in T occorrono in σ

ovvero esiste una marcatura raggiungibile ed esiste una sequenza di transizioni tale che a partire da quella marcatura, con quella sequenza, si torna nella stessa marcatura e in questa sequenza compaiono tutte le transizioni del mio sistema.

Questa proprietà può essere analizzata sul grafo di raggiungibilità e non sul grafo della rete

Si hanno anche proprietà strutturali legate al fatto che il grafo della rete $N = (S, T, F)$ sia connesso. Tale rete infatti è:

- **debolmente connessa** (detto anche solo **connessa**) sse:

$$\forall x, y \in S \cup T, (x, y) \in (F \cup F^{-1})^*$$

ovvero presi due nodi qualunque tra gli insiemi dei posti e delle transizioni esiste un cammino non orientato $((F \cup F^{-1})^*)$, dove lo star indica la chiusura transitiva) tra i due nodi

- **strettamente connessa** sse:

$$\forall x, y \in S \cup T, (x, y) \in F^*$$

ovvero presi due nodi qualunque tra gli insiemi dei posti e delle transizioni esiste un cammino orientato (F^*) tra i due nodi

Inoltre si ha che:

- un **cammino semplice** di N è una sequenza

$$x_1 f_1 x_2 f_2 \dots f_{n-1} x_n$$

che non passa mai due volte per uno stesso nodo e per lo stesso arco, ovvero, formalmente:

$$x_i \in S \cup T \text{ e } f_i \in F$$

- un **ciclo semplice** è un cammino semplice tale che $x_1 = x_n$, ovvero il primo e l'ultimo nodo coincidono
- una rete $N = (S, T, F)$ è **coperta da cicli** sse, $\forall f \in F$, ovvero ogni arco, appartiene a qualche ciclo

Si ha la seguente proposizione:

Data una rete $N = (S, T, F)$ si ha che essa è **strettamente connessa** sse N è **debolmente connessa** e **coperta da cicli**

Si hanno poi delle proprietà strutturali per reti senza marcature:

Definizione 39. Data una rete $N = (P, T, F)$ senza marcature (con capacità illimitata e peso degli archi ≤ 1) si ha che può essere definita:

- **strutturalmente limitata** se:

$$\forall M_0 : (P, T, F; M_0) \text{ è limitata}$$

ovvero per ogni possibile marcatura iniziale il sistema è limitato

- **strutturalmente viva** se:

$$\exists M_0 : (P, T, F; M_0) \text{ è viva}$$

ovvero se esiste almeno una marcatura iniziale tale per cui il sistema è vivo

- **ben formata (WF, well formed)** se:

$$\exists M_0 : (N, M_0) \text{ è viva e limitata}$$

ovvero esiste almeno una marcatura tale per cui il sistema risulta essere sia vivo che limitato

Esempio 14. Vediamo degli esempi per chiarire come la struttura della rete possa dare indicazioni sul comportamento.



Figura 2.49: Esempio di rete *strutturalmente limitata non strutturalmente viva* e *non WF*, infatti t_3 scatta fino a svuotare i due pre-posti ma dopo lo scatto di una delle due transizioni tra t_1 e t_2 impedisce lo scatto dell'altra, portando ad uno stato di *deadlock*

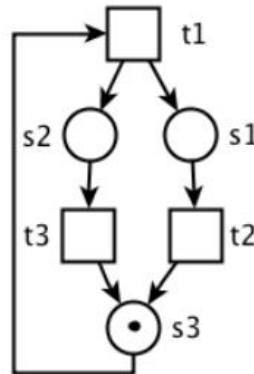


Figura 2.50: Esempio di rete *non strutturalmente limitata*, *strutturalmente viva* e *non WF*, infatti facendo scattare t_1 accumulo una marca in s_1 e una in s_2 . Facendo poi scattare le altre due transizioni accumulo marche in s_2 , in modo illimitato. D'altro canto la rete è *viva* in quanto può sempre scattare una transizione

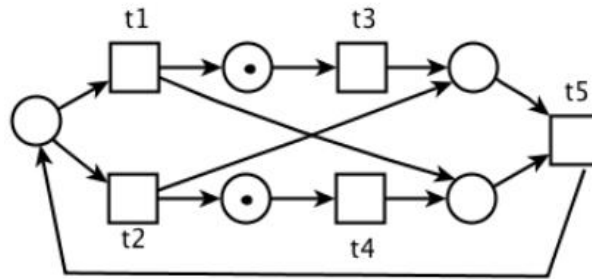


Figura 2.51: Esempio di rete *strutturalmente limitata*, *strutturalmente viva*, *WF* e *non reversible*, infatti in ogni posto si ha sempre o una o zero marche e può sempre scattare almeno una transizione

Si hanno anche altre proposizioni interessanti:

- se una rete N senza marcatura è **well formed** allora si ha che N è **coperta di cicli**.
È una condizione necessaria
- ricordando che N è **strettamente connessa** sse **debolmente connessa** e **coperta da cicli**, si ha che se N è **well formed** e **debolmente connessa** allora N è **strettamente connessa**.
È una condizione necessaria

quindi se una rete debolmente connessa non è anche strettamente connessa, o coperta da cicli, non esiste una marcatura iniziale tale che il sistema così ottenuto sia vivo e limitato

Rappresentazione Algebrica

Per poter fare analisi strutturale sulla rete è utile avere una **rappresentazione algebrica** del grafo della rete.

Definizione 40. Sia $\Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ un sistema P/T tale che $\forall s \in S, K(s) = \infty$ (quindi con capacità illimitata).

Σ può essere rappresentato da **due matrici** con $|S|$ (numero dei posti) righe e $|T|$ (numero delle transizioni) colonne:

1. una **matrice backward**, $\underline{B} : S \times T \rightarrow \mathbb{N}$, che contiene in posizione i, j il peso dell'arco che collega il posto i -simo alla transizione j -sima
2. una **matrice forward**, $\underline{F} : S \times T \rightarrow \mathbb{N}$, che contiene in posizione i, j il peso dell'arco che collega la transizione j -sima al posto i -simo

La marcatura M_0 può essere rappresentata da un vettore colonna M_0 di $|S|$ elementi.



Figura 2.52: Esempio di una rete che comporta: $\underline{B}_{i,j} = W(s_i, t_j) = h$, $\underline{F}_{i,j} = W(t_j, s_i) = k$ e $M_{0_i} = M_0(s_i) = 2$

Con questa rappresentazione doppia si può facilmente rappresentare una rete a livello computazionale

Vediamo ora come rappresentare la regola di scatto usando le matrici.

Definizione 41. Sia $M : S \rightarrow \mathbb{N}$ una marcatura e sia $t \in T$ una certa transizione. Si ha che la transizione è abilitata in tale marcatura ($M[t >]$) sse:

$$\forall s \in S, M(s) \geq W(s, t)$$

(ovvero se il numero di marche in ogni posto che funge da pre-posto alla transizione è maggiore o uguale al peso dell'arco che collega il posto alla transizione)

ovvero sse:

$$\underline{M} \geq \underline{B}(t)$$

(ovvero nella matrice backward, nella colonna di tale transizione, ho pesi degli archi minori o uguali al numero di marche di ogni posto che precede tale transizione. Posso quindi confrontare la colonna che descrive la marcatura e la colonna nella matrice backward relativa alla transizione)

Inoltre si ha che tale transizione, se abilitata mi porta nella marcatura M' ($M[t > M']$) sse:

$$M[t >] \wedge \forall s \in S, M'(s) = M(s) - W(s, t) + W(t, s)$$

(ovvero ottengo la nuova marcatura partendo dalla marcatura precedente sommando/sottraendo i contributi di archi entranti e uscenti) ovvero sse:

$$M[t >] \wedge \underline{M'} = \underline{M} - \underline{B}(t) + \underline{F}(t) = \underline{M} + \underline{F}(t) - \underline{B}(t)$$

(ovvero usando le due matrici posso dire che se una transizione è abilitata allora lo scatto mi porta in una marcatura M' calcolabile prendendo la colonna M , togliendo i valori della colonna di t nella matrice backward e aggiungendo quelli della matrice forward (ovviamente nell'ordine che si preferisce essendo operazioni commutative))

Esempio 15. Vediamo un esempio più completo sulla rete:



dove si ha (i posti vuoti equivalgono a 0):

- la matrice backward:

\underline{B}	t_1	t_2	t_3
s_1	1		
s_2		1	
s_3			1

- la matrice forward:

\underline{F}	t_1	t_2	t_3
s_1	1		1
s_2			
s_3	1	2	

- la marcatura iniziale:

	M_0
s_1	
s_2	1
s_3	2

- $M_0[t_2 > M$:

$$\begin{array}{|c|c|} \hline & M \\ \hline s_1 & \\ s_2 & \\ s_3 & 4 \\ \hline \end{array} = \begin{array}{|c|c|} \hline & M_0 \\ \hline s_1 & \\ s_2 & 1 \\ s_3 & 2 \\ \hline \end{array} - \begin{array}{|c|c|} \hline & B_{t_2} \\ \hline s_1 & \\ s_2 & 1 \\ s_3 & \\ \hline \end{array} + \begin{array}{|c|c|} \hline & F_{t_2} \\ \hline s_1 & \\ s_2 & \\ s_3 & 2 \\ \hline \end{array}$$

Definizione 42. Sia $\Sigma = (S, T, F, K, W; M_0)$ un sistema P/T tale che: $\forall s \in S \ K(s) = \infty$ e $N = (S, T, F)$ sia **senza cappi**. Allora il sistema può essere rappresentato da un'unica matrice $\underline{N} : S \times T \rightarrow \mathbb{N}$ chiamata **matrice di incidenza**. Tale matrice ha $|S|$ righe e $|T|$ colonne e ha valore della posizione i, j è data dalla differenza tra la matrice forward e quella backward in tale posizione:

$$\underline{N}_{i,j} = \underline{F}_{i,j} - \underline{B}_{i,j}$$

Esempio 16. Vedo quindi ogni transizione che effetto ha su un dato posto:



dove, per esempio, la transizione t_1 toglie una marca a s_1 (-1) e aggiunge una marca in s_4 (1).

Vediamo anche il passaggio tra la marcatura iniziale M_0 (quella nell'immagine sopra) e la marcatura M_1 (rappresentata nell'immagine seguente):



Aggiungiamo quindi le colonne delle marcature:

	t1	t2	t3	M0	M1
s1	-1	-1	1	1	
s2	-1	1		1	
s3	1	-1			1
s4	1	1	-1		1

In M_0 è abilitata t_1 quindi:

$$M_0[t_1 > \iff \underline{M_0} + \underline{t_1} \geq 0 \iff \underline{M_0} + \underline{N_{t_1}} \geq 0$$

e si ottiene che:

$$M_0[t_1 > M_1 \iff \underline{M_0} + \underline{t_1} = \underline{M_1}$$

ovvero il modo in cui calcolare M_1 .

Vediamo un altro esempio:



dove si vede, per esempio, che in M_0 la transizione t_2 non è abilitata, mentre, d'altro canto:

$$M_0[t_1 > M_1[t_2 > M_2 \iff \underline{M_0} + \underline{t_1} + \underline{t_2} = \underline{M_2}$$

A partire dall'ultimo esempio si osserva che la colonna della transizione t_1 la posso ottenere dalla matrice moltiplicando tale matrice per il **vettore caratteristico** di t_1 , ovvero:

$$\underline{t_1} = \underline{N_{t_1}} = \underline{N} \cdot \underline{c_{t_1}}$$

dove:

$$\underline{c_{t_1}} = \begin{bmatrix} 1 \\ 0 \end{bmatrix}$$

per cui si ha che:

$$\underline{M_0} + \underline{N} \cdot \underline{c_{t_1}} = \underline{M_1}$$

Definizione 43. Sia $\sigma \in T^*$ una sequenza di transizioni.

Il **vettore di Parikh** (nome del ricercatore che lo ha introdotto) di σ è il vettore colonna di $|T|$ elementi, $\underline{c_\sigma}$, tale che $\underline{c_\sigma}(t_i)$ è il numero di occorrenze di t_i in σ .

Esempio 17. *Dato:*



con:

	t1	t2	t3	M0	M1
s1	-1	-1	1	1	
s2	-1	1		1	
s3	1	-1			1
s4	1	1	-1		1

Si prenda per esempio $M_0[t_1t_3t_2t_3t_2 > M_1$.
Si ha che:

- $\sigma = t_1t_3t_2t_3t_2$
- $\underline{c}_\sigma = \begin{bmatrix} 2 \\ 1 \\ 2 \end{bmatrix}$ ovvero ho due transizioni t_1 , una t_2 e due t_3

Si ha quindi che:

$$M_0[\sigma > M_1 \implies \underline{M}_0 + \underline{N} \cdot \underline{c}_\sigma = \underline{M}_1$$

Quest'ultima equazione è detta **equazione di stato** o **firing lemma** e descrive lo scatto di una sequenza, permettendo di simulare algebricamente il comportamento di una rete.

La validità dell'equazione di stato è condizione necessaria, non sufficiente, affinché una sequenza di transizioni generi una marcatura in un sistema. Infatti:

- se l'equazione non è soddisfatta, per un certo vettore di Parikh, allora non c'è una sequenza di transizioni, con quel vettore di Parikh, che faccia raggiungere quella marcatura

- se l'equazione è soddisfatta, con $\underline{c}_\sigma \geq 0$, non è detto che ci sia una sequenza σ di transizioni tale che $M_0[\sigma > M_1$ e in tal caso si dice che il vettore \underline{c}_σ **non è realizzabile**

Esempio 18. Vediamo un esempio:



Figura 2.53: Esempio di una rete con la marcatura $\underline{M}_0 = (0, 0)^T$. Si ha che vale l'equazione $(0, 0)^T + \underline{N} \cdot \underline{c}_\sigma$, con $\sigma = t_1 t_2$, ma tale sequenza σ non può scattare in M_0 , quindi \underline{c}_σ non è realizzabile

2.2.6 Invarianti

In questa sezione si considerano sistemi $P/T\Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ con **capacità illimitata, senza cappi** (ovvero un pre-elemento non è anche, contemporaneamente, post-elemento) e con **matrice di incidenza \underline{N}** (che grazie all'assenza di cappi permette una rappresentazione univoca del grafo della rete). La presenza di cappi può essere eliminata aggiungendo una transizione (per scomporre la vecchia transizione in due diverse) e un posto tra le due transizioni:



Si continua lo studio, mediante l'algebra lineare, del grafo della rete, in particolare mediante l'uso delle matrici di incidenza.

Definizione 44. Si definiscono **invarianti** delle componenti strutturali ottenute come soluzione di sistemi di equazioni lineari omogenei (sfruttando la rappresentazione matriciale della rete). Si hanno due tipi:

- **S-invarianti**, per i posti
- **T-invarianti**, per le transizioni

Definizione 45. Si dice che una marcatura $M \in [M_0 >$ è **riproducibile** sse:

$$\exists w \in T^* : M[w > M$$

ovvero se esiste una sequenza di transizioni tale per cui M sia abilitata in tale sequenza e tale per cui lo scatto mi riporta nella stessa marcatura M .



Figura 2.54: Esempio dove M_0 non è riproducibile mentre $M = \{b\}$ e $M' = \{c\}$ sono riproducibili (facendo scattare t_2t_3 e t_3t_2 rispettivamente)

T-Invarianti

Partiamo studiando i *T-invarianti*.

Definizione 46. Si parte dallo studio dell'equazione di stato e si ha che i **T-invarianti** indicano quante volte ogni transizione della rete deve scattare per poter riprodurre una certa marcatura. Per avere la riproducibilità, mediante la sequenza w , della marcatura M si avrebbe:

$$M[w > M$$

che scritto sotto forma di **equazione di stato** diventa:

$$\underline{M} + \underline{N} \cdot \underline{c_w} = \underline{M}$$

con $\underline{c_w}$ che è il vettore di Parikh della sequenza w .

Si nota subito che $\underline{N} \cdot \underline{c_w}$ deve essere il **vettore nullo** per permettere l'ottenimento del risultato \underline{M} quindi $\underline{x} = \underline{c_w}$ è soluzione di:

$$\underline{N} \cdot \underline{x} = \underline{0}$$

e quindi $\underline{c_w}$ viene detto **T-invariante**

Esempio 19. preso un sistema con la sua matrice di adiacenza:



Si ha che \underline{J}^T permette di avere $\underline{N} \cdot \underline{J} = \underline{0}$, dimostrando che $M[t_2t_2 > M$ e $M'[t_3t_2 > M'$ sono riproducibili

Vediamo ora di formalizzare questa definizione:

Definizione 47. Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ con matrice di incidenza \underline{N} si ha che:

- un vettore $\underline{J} : T \rightarrow \mathbb{Z}$ è un **T-invariante** sse $\underline{N} \cdot \underline{J} = \underline{0}$. Ovvero dato un vettore colonna di cardinalità pari al numero di transizioni della rete che assegna un valore intero è un T-invariante sse moltiplicato alla matrice di incidenza da il vettore nullo

- se \underline{J}_1 e \underline{J}_2 sono T-invarianti si ha che sono T-invarianti anche:

$$\begin{aligned} & - \underline{J}_1 + \underline{J}_2 \\ & - z \cdot \underline{J}_1, \quad z \in \mathbb{Z} \end{aligned}$$

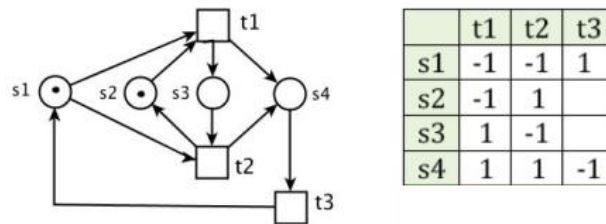
ovvero **ogni combinazione lineare di T-invarianti è un T-invariante**

- un T-invariante \underline{J} non negativo e non nullo ($\underline{J} \neq 0$) è detto **minimale** sse non esiste un altro T-invariante \underline{J}' tale che:

$$0 \leq \underline{J}' \leq \underline{J}$$

ovvero \underline{J} è una base a partire dalla quale posso ottenere tutti i possibili T-invarianti

Esempio 20. Vediamo un esempio pratico. Dato un sistema con la sua matrice di incidenza:



vedo come calcolare il T -invariante (con y_i variabili di indice compreso tra 1 e $|T|$):

$$\underline{J} = \begin{bmatrix} y_1 \\ y_2 \\ y_3 \end{bmatrix}$$

Procedo scrivendo il sistema di equazioni lineari omogenee corrispondente al prodotto riga per colonna tra la matrice di adiacenza e \underline{J} :

$$\begin{cases} -y_1 - y_2 + y_3 = 0 \\ -y_1 + y_2 = 0 \\ y_1 - y_2 = 0 \\ y_1 + y_2 - y_3 = 0 \end{cases}$$

risolvendo si ottiene un numero illimitato di soluzioni dalle quali si estrae quella minimale, ottenendo la base:

$$\begin{cases} y_3 = 2y_2 \\ y_1 = y_2 \\ y_1 = y_2 = \\ y_3 = 2y_1 \end{cases} \rightarrow \underline{J} = \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 2 \end{bmatrix}$$

si nota che la **somma pesata delle colonne** così come indicato dal vettore \underline{J} è uguale al vettore nullo. Nell'esempio sarebbe:

$$\begin{bmatrix} -1 \\ -1 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} -1 \\ 1 \\ -1 \\ 1 \end{bmatrix} + 2 \cdot \begin{bmatrix} 1 \\ 0 \\ 0 \\ -1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix}$$

Definizione 48. Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ con capacità illimitata e dato un T -invariante non negativo \underline{J} si ha che la **sottorete** $N_J = (S_J, T_J, F_J, W_J)$ è la rappresentazione grafica di \underline{J} sse N_J è la sottorete di N generata dalle transizioni identificate da \underline{J} dove:

- $T_J = \{t \in T \mid \underline{J}(t) \neq 0\}$, ovvero ha come transizioni quelle in cui il T -invariante è positivo (essendo non negativo e non nullo)
- $S_J = {}^{J \cup T}J$, ovvero ha come posti ha i pre-posti e i post-posti delle transizioni in T_J
- $F_J = F \cap [(S_J \times T_J) \cup (T_J \times S_J)]$, ovvero gli archi sono quelli della rete di partenza costruiti però tra i nuovi posti e le nuove transizioni

- $W_J = W_{|F_J|}$, ovvero il peso degli archi è identico a quello di partenza al più di dare peso uno agli archi presenti nella sottorete

Esempio 21. preso il sistema:

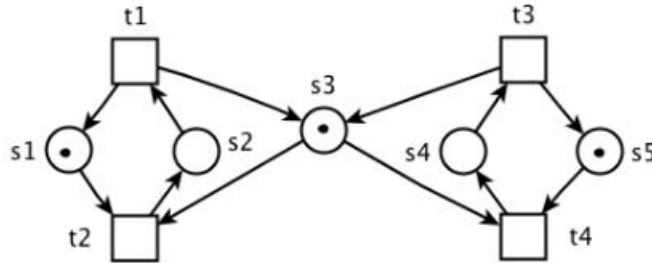


e il T -invariante $J = [0 \ 1 \ 1]^T$ si ottiene la sottorete N_J :



Esempio 22. Vediamo anche un esempio più complesso sulla mutua esclusione:

	t1	t2	t3	t4
s1	1	-1		
s2	-1	1		
s3	1	-1	1	-1
s4			-1	1
s5			1	-1
J_1^T	1	1		
J_2^T			1	1



dove anche la combinazione lineare (2 volte il primo più il secondo) $[2 \ 2 \ 1 \ 1]$ dei due T -invarianti è un T -invariante.

Definizione 49. Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ e dato un T -invariante non negativo \underline{J} si ha che esso è un **T -invariante realizzabile** sse:

$$\exists M \in [M_0 > \quad e \exists w \in T^* : M[w > \wedge \underline{J} = \underline{c}_w$$

ovvero sse esiste una marcatura M raggiungibile da quella iniziale ed esiste una sequenza di transizioni tale per cui tale sequenza sia attivabile in M e tale per cui il T -invariante sia il vettore di Parikh. In altre parole sse:

$$M[w > M$$

Non tutti i T -invarianti non negativi sono realizzabili (per esempio nel caso in cui M_0 sia il vettore nullo o in diversi altri casi)

Esempio 23. Dato il sistema:



e il T -invariante $\underline{J} = [0 \ 0 \ 1 \ 1]^T$ si ha che al variare delle marcature iniziali:

- se $M_0 = [1 \ 0 \ 0 \ 0]^T$ allora \underline{J} non è realizzabile
- se $M_0 = [2 \ 0 \ 0 \ 0]^T$ allora \underline{J} è realizzabile infatti $M = [0 \ 1 \ 1 \ 0]^T$ è raggiungibile da M_0 e M è riproducibile tramite la sequenza $t_3 t_4$

Definizione 50. Dalla definizione di T -invariante segue che se $M \in [M_0 >$ è una **marcatura riproducibile** di Σ , allora le transizioni per la riproduzione di M sono le transizioni di una **rappresentazione grafica** di un T -invariante. Si ha inoltre la seguente proprietà: Sia $N = (S, T, F, W)$ senza marcatura una rete P/T e sia \underline{J} un suo T -invariante non negativo. Allora $\exists M : S \rightarrow \mathbb{N}$ tale M è una **marcatura riproducibile** tramite $\underline{J} \in N$, cioè tale che:

$$\underline{M} + \underline{N} \cdot \underline{J} = \underline{M}$$

Posso quindi stabilire una marcatura riproducibile per la quale si ottiene un T -invariante realizzabile

Si studia ora la relazione tra il concetto di T -invariante e la proprietà di comportamento di una rete.

Definizione 51. Una rete $N = (S, T, F, W)$ è detta **coperta da T -invarianti** sse:

$$\forall t \in T, \exists \underline{J} \text{ } T\text{-invariante di } N : \underline{J}(t) > 0$$

ovvero per ogni transizione esiste almeno un T -invariante che assegna a quella transizione un valore positivo

Teorema 1. Vediamo il teorema detto **condizione necessaria per la vivezza e limitatezza**.

Si ha che se $\Sigma = (N; M_0)$ è **finito, vivo e limitato** allora N è **coperta da T -invarianti**.

Non vale l'inverso

Esempio 24. Vediamo un esempio per dimostrare che non vale l'inverso:



Figura 2.55: Esempio di rete viva, non limitata ma comunque coperta da T-invarianti

inoltre si ha che:

una rete viva è coperta da T-invarianti, ma non necessariamente vale il viceversa, infatti la rete data può andare in deadlock.

Esempio 25. Vediamo un esempio per dimostrare l'affermazione:



Figura 2.56: Esempio di rete non viva, limitato ma comunque coperta da T-invarianti (le transizioni viola e blu formano dei T-invarianti). Nell'immagine si ha una marcatura di deadlock

Teorema 2. Sia $N = (P, T, F)$ (non marcata) una **rete ben formata** (per cui ammette una marcatura per cui è viva e limitata) allora sicuramente è **coperta da T-invarianti**. Anche questa è una condizione necessaria ma non sufficiente.

Si nota che lo studio dei T-invarianti è indipendente dalla marcatura in quanto vengono calcolati indipendentemente dalla marcatura ma in dipendenza del solo grafo della rete

S-Invarianti

Passiamo allo studio degli S-invarianti che pongono al centro del loro studio i posti e non le transizioni.

Definizione 52. Gli **S-invarianti** sono le componenti strutturali che individuano insiemi di posti tali che, comunque evolva il sistema in analisi, mantengono un numero di marche **costante**, marche che eventualmente possono essere opportunamente pesate.

Nella pratica sommando le righe corrispondenti presunti valori di un insieme di posti che identifica un S-invariante si ottiene il vettore nullo.

Un S-invariante viene quindi visualizzato da un vettore colonna con 1 in corrispondenza dei posti che fanno parte dell'insieme che identifica l'S-invariante e 0 altrimenti

Esempio 26. Preso il sistema, con la sua matrice di incidenza:



	t_1	t_2
a	-1	
b	1	-1
c		1
d	-1	
e		1

Si nota, per esempio, che si avrà sempre e solo una marca tra i posti a , b e c . Nella matrice possiamo prendere e sommare le 3 righe in corrispondenza dei 3 stati e sommarli:

$$\begin{bmatrix} -1 \\ 0 \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} 1 \\ -1 \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \end{bmatrix}$$

Quindi l'effetto delle due transizioni su questo insieme di posti non modifica il numero di marche complessivo in esso contenuto. Si ha quindi che l'insieme $\{a, b, c\}$ è un S -invariante, come del resto lo sarebbe anche l'insieme $\{d, b, e\}$:

$$SI_1 = \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix} \quad SI_2 = \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix}$$

ovviamente lo sono anche $\{a, b, e\}$ o anche $\{d, b, c\}$

Vediamo ora di formalizzare meglio:

Definizione 53. Preso S' insieme di stati che definiscono un S -invariante ($S' \subseteq S$) e dato il numero di transizioni $|T|$ si ha che:

$$\sum_{s \in S'} t_i(s) = 0, \quad i = 1, \dots, |T|$$

Sia quindi $\underline{c}_{S'}$ il vettore caratteristico di S' (che presenta 1 in corrispondenza delle righe degli stati in S' e 0 altrimenti), si ha che:

$$\sum_{s \in S} \underline{c}_{S'}^T \cdot \underline{t}_i(s) = 0, \quad i = 1, \dots, |T|$$

e quindi (elevazione T per indicare il trasposto):

$$\underline{c}_{S'}^T \cdot \underline{t}_i = 0, \quad i = 1, \dots, |T|$$

e se il numero di marche rimane costante per tutte le transizioni si ha che:

$$\underline{c}_{S'}^T \cdot \underline{N} = \underline{0}$$

Viceversa se ho un vettore \underline{x} , che presenta un numero di elementi pari al numero di posti del sistema in analisi, tale che:

$$\underline{x} \cdot \underline{N} = \underline{0}$$

e ho una soluzione in $\{0, 1\}$ allora \underline{x} è il **vettore caratteristico di un insieme di posti con marcatura costante**

Vediamo quindi un esempio:

Esempio 27. Dato un sistema con la sua matrice di incidenza:



risolviamo il sistema di equazioni lineari omogeneo:

$$\underline{x} \cdot \underline{N} = 0 \rightarrow \begin{cases} -x_1 - x_2 + x_3 + x_4 = 0 \\ -x_1 + x_2 - x_3 + x_4 = 0 \\ x_1 - x_4 = 0 \end{cases} \rightarrow \begin{cases} x_1 = x_4 \\ x_2 = x_3 \end{cases}$$

Si hanno quindi infinite soluzioni, tra cui, per esempio, $[0 \ 1 \ 1 \ 0]^T$ e $[1 \ 0 \ 0 \ 1]^T$, che sono S -invarianti (e sono basi)

Quindi, dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W : M_0)$ senza cappi e con matrice di incidenza N , possiamo dare la definizione formale di S -invariante:

- un vettore $\underline{I} : S \rightarrow \mathbb{Z}$ è un S -invariante sse:

$$\underline{I} \cdot \underline{N} = \underline{0}$$

- dati due invarianti \underline{I}_1 e \underline{I}_2 si ha che sono S -invarianti anche:

$$\begin{aligned} & - \underline{I}_1 + \underline{I}_2 \\ & - z \cdot \underline{I}_1, z \in \mathbb{Z} \end{aligned}$$

Si ha quindi che **ogni combinazione lineare di S -invarianti è un S -invariante**

- un S -invariante non negativo $\underline{I} \neq \underline{0}$ è **minimale** sse non esiste un altro S -invariante non-negativo \underline{I}' tale per cui:

$$\underline{0} \leq \underline{I}' \leq \underline{I}$$

ovvero \underline{I} è una base a partire dalla quale posso ottenere tutti i possibili S -invarianti

Esempio 28. Vediamo quindi anche un esempio in cui non si ha una soluzione in $\{0, 1\}$.

Sia dato il seguente sistema, con la sua matrice di incidenza:



Si calcola la soluzione di $\underline{x} \cdot \underline{N} = \underline{0}$:

$$\begin{cases} -2x_1 + x_2 = 0 \\ -x_2 + 2x_3 = 0 \end{cases} \rightarrow \begin{cases} x_2 = 2x_1 \\ x_2 = 2x_3 \end{cases}$$

ottenendo, per esempio, la soluzione di base:

$$\underline{I} = \begin{bmatrix} 1 \\ 2 \\ 1 \end{bmatrix}$$

Quindi ho ottenuto un S -invariante che **non è un vettore caratteristico**. Bisogna quindi interpretare questo risultato dicendo che una marca in b **conta/pesa** quanto due marche in a o due marche in c .

Bisogna quindi studiare formalmente per questa situazione.

Teorema 3. Questo teorema viene detto **primo teorema principale della conservazione delle marche**.

Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ senza cappi e con matrice di incidenza N si ha che, $\forall M \in [M_0 > e \forall \underline{I}]$ tale per cui $\underline{I} \cdot \underline{N} = \underline{0}$ (quindi per ogni S -invariante):

$$\underline{I} \cdot \underline{M} = \underline{I} \cdot \underline{M}_0$$

si ha quindi che la somma delle marche rimane costante tra le marcature

Dimostrazione. Si parte dall'equazione di stato:

$$\underline{M}_0 + \underline{N} \cdot \underline{c}_\sigma = \underline{M}$$

si moltiplica da entrambe le parti per \underline{I} , ottenendo:

$$\underline{I} \cdot \underline{M}_0 + \underline{I} \cdot \underline{N} \cdot \underline{c}_\sigma = \underline{I} \cdot \underline{M}$$

ed essendo \underline{I} S -invariante segue la tesi in quanto $\underline{I} \cdot \underline{N} = \underline{0}$ comportando:

$$\underline{I} \cdot \underline{M} + \underline{0} = \underline{I} \cdot \underline{M}_0$$

$$\Downarrow$$

$$\underline{I} \cdot \underline{M} = \underline{I} \cdot \underline{M}_0$$

□

Questo teorema viene usato per discutere la **raggiungibilità delle marcature**, infatti se si ha che, date due marcature M e M' , $\underline{I} \cdot \underline{M} \neq \underline{I} \cdot \underline{M}'$ allora si può dedurre che $M' \notin M[>$.

Inoltre, se si ha una marcatura M' solo parzialmente conosciuta allora l'equazione $\underline{I} \cdot \underline{M} = \underline{I} \cdot \underline{M}'$ fornisce una **condizione necessaria** per poter completare la marcatura parziale M' in modo che essa sia raggiungibile dalla marcatura M .

Teorema 4. *Questo teorema viene detto **secondo teorema principale della conservazione delle marche** e garantisce che l'inverso del **primo teorema** è vero solo se ogni transizione può scattare almeno una volta a partire da M_0 , cioè se il sistema è **1-vivo**.*

*Sia dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ **1-vivo** e sia $\underline{I} : S \rightarrow \mathbb{Z}$ tale $\forall M \in [M_0 > : \underline{I} \cdot \underline{M} = \underline{I} \cdot \underline{M}_0$ allora:*

$$\underline{I} \cdot \underline{N} = \underline{0}$$

ovvero \underline{I} è un S -invariante.

Quindi se vale il primo teorema non è detto che \underline{I} sia un S -invariante ma per esserlo devo avere un sistema 1-vivo.

Esempio 29. Vediamo, infatti, un esempio con un sistema non 1-vivo (con la sua matrice di incidenza):



Si ha che $\underline{I} = [1 \ 1 \ 1]$ è tale che, $\forall M \in [M_0 > :$

$$\underline{I} \cdot \underline{M} = \underline{I} \cdot \underline{M}_0 = 1$$

ma $\underline{I} = [1 \ 1 \ 1]$ non è soluzione di $\underline{I} \cdot \underline{N} = \underline{0}$, infatti:

$$[1 \ 1 \ 1] \cdot \underline{N} = [0 \ 0 \ -2]$$

e quindi \underline{I} non è un S-invariante

Definiamo ora formalmente la rappresentazione grafica di un S-invariante:

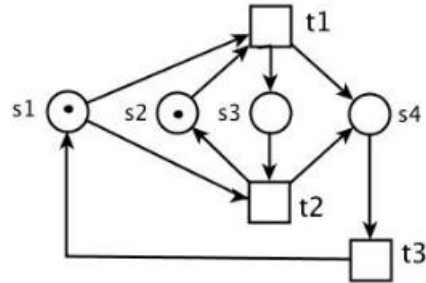
Definizione 54. Sia dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ e sia \underline{I} un S-invariante allora la rappresentazione grafica di \underline{I} è la sottorete:

$$N_I = (S_I, T_I, F_I, W_I)$$

generata dai posti identificati da \underline{I} , ovvero tale che:

- $S_I = \{s \in S \mid \underline{I}(s) \neq 0\}$, ovvero gli stati della rete sono gli stati per i quali l'S-invariante assegna valore non nullo
- $T_I = {}^\bullet S_I \cup S_I^\bullet$, ovvero le transizioni sono le pre-transizioni e le post-transizioni di dei posti in S_I
- $F_I = F \cap [(S_I \times T_I) \cup (T_I \times S_I)]$, ovvero gli archi sono quelli che connettono posti e transizioni appena definiti nel sistema originale
- $W_I = W_{|F_I|}$, ovvero il peso degli è il medesimo che avrebbero nel sistema originale

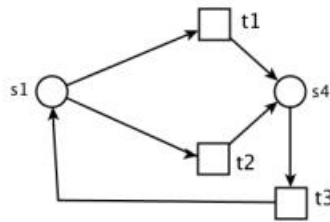
Esempio 30. Per esempio, dato il sistema:



con l'*S*-invariante:

$$\underline{I} = [1 \ 0 \ 0 \ 1]$$

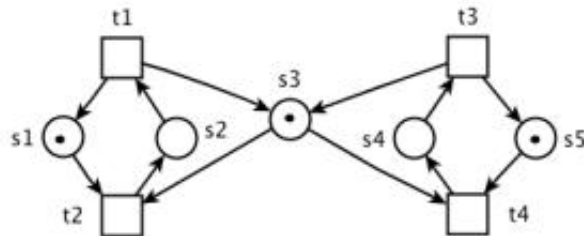
si ottiene la sottorete:



che è la rappresentazione grafica di \underline{I}

Anche per gli *S*-invarianti vediamo un esempio complesso:

Esempio 31. Prendiamo il sistema tipico che modella la mutua esclusione di due processi ciclici che condividono una risorsa:



con la matrice di incidenza e i tre S -invarianti di base:

	t1	t2	t3	t4	I_1^T	I_2^T	I_3^T
s1	1	-1			1		
s2	-1	1			1		1
s3	1	-1	1	-1			1
s4			-1	1		1	1
s5			1	-1		1	

Il primo e il secondo S -invariante rappresentano rispettivamente le due sottoreti dei due processi che ciclanò mentre la sottorete del terzo invariante rappresenta l'uso della risorsa tra i due processi. Si possono fare diverse considerazioni, sempre considerando $\in [M_0 >, \forall \underline{I} \text{ } S\text{-invariante e } \underline{I} \cdot \underline{M} = \underline{I} \cdot \underline{M}_0$:

- dai tre S -invarianti si deduce che il sistema è **limitato**, infatti, per esempio, da $\underline{I}_1 \cdot \underline{M} = \underline{I}_1 \cdot \underline{M}_0$ si ottiene:

$$M(s_1) + M(s_2) = M_0(s_1) + M_0(s_2) = 1$$

ovvero in s_1 e s_2 c'è sempre al più una marca (o è marcato uno o l'altro) e quindi s_1 e s_2 sono limitati. Espandendo lo stesso ragionamento anche agli altri due S -invarianti si ottiene che la rete è **coperta da S -invarianti** e quindi il sistema è limitato e non si ha accumulo di marche in alcun posto

- da \underline{I}_3 si deduce la mutua esclusione, infatti:

$$M(s_2) + M(s_3) + M(s_4) = M_0(s_2) + M_0(s_3) + M_0(s_4) = 1$$

quindi se uno dei tre stati è marcato sicuramente non lo saranno gli altri due, in quanto la somma delle loro marche sarà sempre pari ad uno

- da $\underline{I}_3 - \underline{I}_2 = [0 \ 1 \ 1 \ 0 \ -1]$, si deduce che se s_2 è marcato allora lo è anche s_5 (idem per s_3 sempre rispetto ad s_5), infatti:

$$M(s_2) + M(s_3) - M(s_5) = M_0(s_2) + M_0(s_3) - M_0(s_5) = 0$$

e quindi posso dire che:

$$M(s_2) + M(s_3) = M(s_5)$$

ovviamente se s_5 è marcato non posso avere sia s_2 che s_4 marcati

Definizione 55. Una rete $N = (S, T, F, W)$ è **coperta da S-invarianti** sse:

$$\forall s \in S, \exists \underline{I} \text{ S-invariante tale che } \underline{I}(s) > 0$$

Teorema 5. Si ha il **teorema della condizione sufficiente per la limitatezza**.

Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ se (S, T, F, W) è **coperto da S-invarianti** allora il sistema Σ è **strutturalmente limitato** (ovvero per qualsiasi marcatura iniziale venga fornita nessun posto accumulerà più di un certo numero di marche).

L'inverso non è vero in generale, possono esistere infatti sistemi limitati o strutturalmente limitati che non sono coperti da S-invarianti, è quindi una condizione **sufficiente ma non necessaria**.

Teorema 6. Si ha il **teorema della condizione necessaria per la vivezza**.

Dato un sistema $P/T \Sigma = (S, T, F, W; M_0)$ se esso è **vivo** allora necessariamente ogni S-invariante \underline{I} non negativo deve essere marcato nella marcatura iniziale M_0 , ovvero:

$$\underline{I} \cdot \underline{M}_0 > 0$$

in quanto altrimenti le transizioni in $\bullet S_I \cup S_I^\bullet$ sarebbero **morte**, le transizioni connesse a questi posti infatti non scatterebbero mai.

Esempio 32. Vediamo qualche esempio:



Figura 2.57: Esempio con un sistema P/T è vivo, limitato (1-safe, avendo al massimo una marca per posto), ma con la rete non coperta da S-invarianti infatti s_5 non appartiene a nessun S-invariante (i due S-invarianti sono visualizzabili in blue e rosso)



Figura 2.58: rete è coperta da 2 S-invarianti (i 3 posti blu a sinistra e i tre posti rossi a destra) entrambi monomarcati, il sistema è quindi limitato; non è invece vivo, può infatti andare in deadlock



Figura 2.59: Possibile situazione di deadlock

Completiamo ora quanto detto per i T-invarianti:

Teorema 7. Sia $N = (P, T, F)$ (non marcata) essa è **ben formata (WF)** sse $\exists M_0 : (N, M_0)$ è **viva e limitata**, quindi:

- se $N = (P, T, F)$ è **WF** allora N è **coperta da cicli**
- se $N = (P, T, F)$ è **WF** e **debolmente connessa** allora N è **strettamente connessa**

- se $N = (P, T, F)$ è **WF** allora N è **coperta da T-invarianti** (cosa che comunque non garantisce la vivezza)

Inoltre, sfruttando anche gli S-invarianti si ha che:

- se $N = (P, T, F)$ è **WF** allora N **non è per forza coperta da S-invarianti**
- se $N = (P, T, F)$ è **coperta da S-Invarianti e T-invarianti** allora N è **coperta da cicli** inoltre se N è anche debolmente connessa allora sicuramente è strettamente connessa

Esempi Complessi per lo Studio degli Invarianti

Si vedono in questa sezione alcuni esempi complessi riguardo l'uso degli invarianti per lo studio delle reti, per discutere le proprietà di comportamento.

Esempio 33. Vediamo innanzitutto l'esempio di una catena di produzione, composta da due macchine, un robot e un magazzino ¹:



Figura 2.60: Rappresentazione stilizzata del sistema *catena di produzione* in analisi, con le macchine che interagiscono condividendo l'uso di un robot e che si trasmettono componenti semi-lavorate

¹Esempio ed immagini tratte da: M. Silva, E. Teruel, J.M. Colom, Linear Algebraic and Linear Programming Techniques for the Analysis of Place/Transition Net Systems, in LNCS 1491, Springer 1998 (articolo presente sulla pagina e-learning del corso)

tale sistema potrebbe essere modellato dalla seguente rete di Petri:



Figura 2.61: Rappresentazione della rete di Petri per il sistema *catena di produzione* con due macchine, un robot e un buffer di capacità pari ad otto

*Nel dettaglio si ha quindi una fase della catena di produzione dove dei pezzi semi-lavorati arrivano tramite un nastro trasportatore, vengono prelevati da un robot e posti nella prima macchina. Una volta che la prima macchina ha terminato il robot pone il pezzo appena lavorato in un posto libero del buffer, a forma di semicerchio, che conta otto possibili posizioni (il buffer può essere anch'esso considerato come un nastro trasportatore). Il buffer pian piano, essendo un nastro trasportatore, avvicina i pezzi alla seconda macchina, che vengono, sempre dal robot, trasferiti uno alla volta dal buffer alla macchina. Dopo la lavorazione della seconda macchina sarà sempre il robot che porrà il pezzo su un nastro trasportatore che porterà via il pezzo lavorato. Il robot è ovviamente in **mutua esclusione**.*

Studiamo le componenti della rete, partendo da quelle che interessano la prima macchina:

- il posto **wait_raw** rappresenta il fatto che la prima macchina aspetta un pezzo dal nastro trasportatore in ingresso
- la transizione **t1**, mediante il robot rappresentato dal posto **R** (che deve essere disponibile), rappresenta il prelevamento dal nastro del pezzo e il suo collocamento nella prima macchina, il cui caricamento in corso è rappresentato dal posto **load**
- la transizione **t2** rende nuovamente disponibile il robot rappresentato dal posto **R**, e porta al posto **op1**, che rappresenta lo stato di uso della prima macchina
- la transizione **t3** rappresenta la fine della lavorazione della prima macchina e porta al posto **wait_dep**, indicante che la macchina è pronta a depositare nel buffer
- la transizione **t1**, mediante il robot rappresentato dal posto **R** (che deve essere disponibile), porta al posto **deposit**, che rappresenta l'azione del depositare il pezzo nel buffer a otto posti. Questa transizione può scattare solo se il posto **empty**, che rappresenta il numero di posizioni libere nel buffer, ha almeno una marca
- la transizione **t5** rende nuovamente disponibile il robot rappresentato dal posto **R** e pone una marca nel posto **object**, che rappresenta i pezzi attualmente posti nel buffer. Infine si notifica, mediante l'attivazione del il posto **wait_raw**, che la macchina è nuovamente libera e pronta a ricevere un nuovo pezzo

Passiamo ora alla seconda macchina:

- il posto **wait_with** rappresenta il fatto che la seconda macchina aspetta di poter prelevare un pezzo dal buffer
- la transizione **t9**, mediante il robot rappresentato dal posto **R** (che deve essere disponibile), rappresenta il prelevamento di un pezzo dal buffer (se non vuoto), rimuovendo una marca dal posto **object**, portando al posto **withdrawal** che rappresenta lo stato di prelevamento di un pezzo dal buffer
- la transizione **t10** rende nuovamente disponibile il robot rappresentato dal posto **R** e aggiunge una marca al posto **empty**, segnalando che è stato liberato un posto nel buffer. La transizione

porta al posto **op2**, che rappresenta lo stato di uso della seconda macchina

- la transizione **t6** rappresenta la fine della lavorazione della seconda macchina e porta al posto **wait_free**, indicante che la macchina è pronta a depositare il pezzo lavorato sul nastro trasportatore in uscita
- la transizione **t7**, mediante il robot rappresentato dal posto **R** (che deve essere disponibile), rappresenta il caricamento del pezzo lavorato sul nastro in uscita e infatti porta al posto **unload**
- la transizione **t8** rende nuovamente disponibile il robot rappresentato dal posto **R** e notifica che la seconda macchina è nuovamente pronta a prelevare un pezzo dal buffer, infatti viene riattivato il posto **wait_with**

Dato questo modello si possono calcolare gli *S*-invarianti. Nel dettaglio si scopre che esistono quattro *S*-invarianti minimali (non vengono effettuati i conti per ottenerli):



Figura 2.62: Divisione dei quattro *S*-invarianti minimali per il sistema *catena di produzione*, due rappresentano i due cicli delle *due macchine*, uno rappresenta le operazioni effettuate tramite il *robot* e uno rappresenta le operazioni di deposito nel *buffer ad otto posti* o il prelevamento dallo stesso

Consideriamo ora uno per uno questi S -invarianti (con le sotto-reti ottenute).

Si ricorda la **legge della conservazione delle marche**, per \underline{I} S -invariante:

$$\underline{I} \cdot \underline{M} = \underline{I} \cdot \underline{M}_0$$

Studiamo quindi la sottorete data dall' S -invariante per la prima macchina. Si ottiene che:

$$M(\text{wait_raw}) + M(\text{load}) + M(\text{op1}) + M(\text{wait_dep}) + M(\text{deposit}) = 1$$

ovvero la somma delle marche contenute nei vari posti in una data marcatura è sempre uguale a quella nella marcatura iniziale (che, presentando solo una marca in **wait_raw**, è pari a 1).

Analogamente si ha per la seconda macchina:

$$M(\text{op2}) + M(\text{wait_free}) + M(\text{unload}) + M(\text{withdrawal}) = 1$$

Si nota quindi che le due macchine possono ciascuna effettuare una sola delle operazioni alla volta.

Passiamo ora all' S -invariante relativo all'uso del robot. Si ha quindi che:

$$M(R) + M(\text{load}) + M(\text{unload}) + M(\text{deposit}) + M(\text{withdrawal}) = 1$$

Si nota quindi che il robot può effettuare una sola operazione per volta.

E infine passiamo all' S -invariante relativo all'uso del buffer, che ricordiamo avere otto posizioni da usare e infatti:

$$M(\text{empty}) + M(\text{deposit}) + M(\text{object}) + M(\text{withdrawal}) = 8$$

Inoltre, data la **legge di conservazione delle marche**, data una qualsiasi marcatura raggiungibile da quella iniziale e dati i quattro S -invarianti minimali, con le 4 equazioni sopra descritte, si possono fare diverse deduzioni sul comportamento del sistema. Si può quindi dire che:

- il sistema è **limitato**. Infatti poiché $\forall s \in S, M(s) \geq 0$ (ovvero al più o marcature nulle in ogni posto) ho anche che la rete è **coperta da S -invarianti** (quindi ogni posto appartiene ad un S -invariante) e, in particolare, si può dire che:

$$\forall s \in S \setminus \{\text{empty}, \text{object}\} \quad M(s) \leq 1 \wedge M(\text{empty}) \leq 8 \wedge M(\text{object}) \leq 8$$

ovvero tutti i posti tranne **empty** e **object** hanno al più una marca (o una o nessuna), essendo quindi il sistema 1-bounded su tali posti, mentre **empty** e **object** ne hanno al più 8

- si ha la **mutua esclusione** tra i posti dei seguenti insiemi:

- $\{\text{wait_raw}, \text{load}, \text{op1}, \text{wait_dep}, \text{deposit}\}$
- $\{\text{op2}, \text{wait_free}, \text{unload}, \text{wait_with}, \text{withdrawal}\}$
- $\{R, \text{load}, \text{unload}, \text{deposit}, \text{withdrawal}\}$

sempre poiché $\forall s \in S, M(s) \geq 0$ (ovvero al più 0 marcature nulle in ogni posto). Si nota che sono gli insiemi corrispondenti alle sotto-reti definite dagli S -invarianti che hanno marcatura iniziale pari a 1 e quindi non si avranno mai due posti interni ad una di queste reti contemporaneamente marcati

Si ricerca quindi di dimostrare anche l'**assenza di deadlock** partendo dagli S -invarianti. In questo caso non si ha una semplice deduzione (come nei due precedenti) in quanto non si ha una condizione che garantisca tale proprietà. Si può però fare, talvolta, un ragionamento che parte dagli S -invarianti per dimostrare tale proprietà.

Si procede **per contraddizione** cercando di costruire una marcatura M tale che:

- le quattro equazioni sopra siano soddisfatte
- non abiliti alcuna transizione t , ovvero, formalmente:

$$\forall t \in T : \nexists M[t >$$

ovvero M deve essere una marcatura di deadlock

Si prenda quindi la rete del sistema catena di produzione.

Per avere una marcatura di deadlock innanzitutto si deve avere che i posti: **load**, **op1**, **deposit**, **op2**, **unload**, e **withdrawal** non devono essere marcati in quanto sono precondizioni uniche, rispettivamente, delle transizioni **t2**, **t3**, **t5**, **t6**, **t8** e **t10** (se le precondizioni sono marcate la transizione può scattare).

Partendo da questo presupposto torniamo alle quattro equazioni e imponiamo che le marche in tali posti siano pari a 0, ottenendo, di conseguenza:

- $M(\text{wait_raw}) + M(\text{wait_dep}) = 1$
- $M(\text{wait_free}) + M(\text{wait_with}) = 1$
- $M(R) = 1$. Questa equazione implica che **R** deve essere marcato e quindi $R \in \bullet t1$ e $R \in \bullet t7$ (ovvero **R** è precondizione di **t1** e **t7**)

- $M(empty) + M(object) = 8$

L'analisi fatta su **R** implica che, al fine di ottenere una marcatura di deadlock, bisogna impedire che la marcatura sia abilitata in **t1** e in **t7**, ovvero, formalmente:

$$\nexists M \text{ t.c. } M[t1 > \text{ e } M[t7 >$$

Dalla rete si nota che per permettere questa cosa i posti **wait_raw** e **wait_free** non devono essere marcati e quindi, ponendo a 0 le marche in tali posti, si ottiene un'ulteriore semplificazione delle 4 equazioni:

- $M(wait_dep) = 1$
- $M(wait_with) = 1$
- $M(R) = 1$
- $M(empty) + M(object) = 8$

Quindi per impedire $M[t1 > \text{ e } M[t7 >$ **wait_raw** e **wait_free** non devono essere marcati mentre **R**, **wait_dep** e **wait_with** devono essere marcati. Restano quindi da studiare **t4** e **t9** che ancora potrebbero scattare. Si ha che **empty** $\in \bullet t4$ e **object** $\in \bullet t9$. Per impedire queste due transizioni **empty** e **object** non dovrebbero essere marcati ma questo è in **contraddizione** con $M(empty) + M(object) = 8$ quindi:

una marcatura di deadlock non è raggiungibile

in quanto non è possibile raggiungere una marcatura in cui nessuna transizione è abilitata.

Quindi si è riuscito ad ottenere un risultato in merito al deadlock anche senza una condizione specifica che garantisca tale proprietà ma solo studiando gli S-invarianti.

Si mostrano ora due esempi mostrano che aggiungendo anche una sola marca il comportamento di un sistema può cambiare totalmente, infatti si può perdere sia la **vivezza** (primo esempio) che la **limitatezza** (secondo esempio).

Esempio 34. Sia dato $\Sigma = (N, M_0)$ con la sua matrice di incidenza, i due S -invarianti \underline{I}_1 (che comporta che tra posti b_2 e b_3 ci sia sempre al più una marca in totale) e \underline{I}_2 (che comporta che tra posti b_1, b_4, b_5, b_6 e b_7 ci siano sempre al più due marche in totale) e il T -invariante \underline{J} . Si ha che i due S -invarianti **coprono** la rete N . Si ha quindi:



si nota che il T -invariante copre tutte le transizioni, quindi:

$$M_0[t1\ t2\ t3\ t4\ t5 > M_0$$

Si ha quindi che Σ è **vivo** e **2-limitato**.

Modifichiamo ora la marcatura iniziale aggiungendo una marca in b_2 , ottenendo $\Sigma' = (N', M'_0)$ che invece comporta una possibile situazione di deadlock



Figura 2.63: Si nota come $M'_0[t1\ t1 > M'_1$ porti ad una situazione di deadlock, comportando che Σ' sia **2-limitato**, **1-vivo** ma **non deadlock-free** e quindi **non vivo**

Esempio 35. Sia dato $\Sigma = (N, M_0)$, **vivo** e **1-limitato** (sistema la cui presenza di cappi impedisce la realizzazione della matrice di incidenza):



si può notare che:

$$M_0[t1\ t2\ t3\ t4\ t5\ t6] > M_0$$

Si aggiunge ora una marcatura nel posto s , ottenendo $\Sigma' = (N', M'_0)$:



si nota che:

$$M'_0 = M_0(s_i) \wedge M'_0(s) = M_0(s) + 1$$

Questa aggiunta crea un sistema che **non è limitato** infatti si ha che $M'_0[t1\ t3\ t4\ t6] > M'$ può essere ripetuta infinite volte, caricando di marche in maniera illimitata i posti $s2$ e $s5$. Esiste quindi almeno una sequenza di transizioni che rende il sistema **non limitato**.

Con i due esempi precedenti si è quindi visto come l'aggiunta di una marca sia sufficiente a cambiare completamente le proprietà di comportamento della rete associata ad un determinato sistema.

2.2.7 Sottoclassi

Si considerano reti di Petri marcate $\Sigma = (N, M_0)$, con $N = (S, T, F)$, capacità illimitata e peso degli archi pari a uno. Si studiano tre particolari sottoclassi di tali reti:

1. **S-sistemi**, che possono presentare *conflitti* ma non *sincronizzazioni*
2. **T-sistemi**, che possono presentare *sincronizzazioni* ma non *conflitti*
3. **reti Free-choice**, che possono presentare sia *conflitti* che *sincronizzazioni* ma non *confusione* (e che verranno trattati per motivi teorici in una successiva sottosezione)

S-sistemi

Sono il tipo di sottoclasse più semplice da studiare e sono detti anche **macchine a stati**, in quanto c'è una corrispondenza con gli *automi a stati finiti* (anche se non si studiano in quanto accettori di linguaggi).

Definizione 56. Si definisce *S-sistema* un sistema $\Sigma = (N, M_0)$ la cui rete $N = (S, T, F)$ è **senza sincronizzazioni**, in quanto, formalmente:

$$\forall t \in T, |\bullet t| = |t\bullet| = 1$$

ovvero ogni transizione ha esattamente un solo posto in input e uno solo in output (cosa che potrebbe comportare l'eliminazione di archi per via dello studio della transitività, portando ad un sistema di transizioni).

Si ha che le transizioni, quindi, non devono sincronizzare diverse precondizioni o attivare diverse postcondizioni.



Figura 2.64: Esempio di sistema che **non** è *S-sistema* in quanto $t1$ ha due archi uscenti



Figura 2.65: Esempio di sistema che è anche *S-sistema* (o *macchina a stati*), nonostante si abbiano transizioni che possono occorrere concorrentemente non si ha alcuna sincronizzazione

Vediamo ora le proprietà di comportamento degli S-sistemi.

Teorema 8. Vediamo innanzitutto la **proprietà fondamentale degli S-sistemi**.

Sia $\Sigma = (N, M_0)$, con $N = (S, T, F)$, un **S-sistema connesso** (per non dover considerare ogni sottorete connessa), allora:

$$\forall M \in M_0[>, M(S) = M_0(S), \text{ con } M_i(S) = \sum_{s \in S} M_i(s)$$

infatti, avendo ogni transizione un arco entrante e uno uscente, una qualsiasi transizione non modificherà il numero complessivo di marche nei posti (in quanto verrà spostata una marca dal posto di input a quello di output, unico), quindi, per ogni marcatura raggiungibile da quella iniziale, la somma delle marche nei posti in quella data marcatura resta **costante** e uguale a quella della marcatura iniziale.

La somma delle marche è quindi una **proprietà invariante** di questo sistema.

Questa proprietà ha diverse implicazioni:

- la rete N è **coperta da un S-invariante**, in quanto $\underline{I} \cdot \underline{N} = \underline{0}$, con $\underline{I} = \underline{1}$ in quanto l'S-invariante identifica tutti i posti della rete
- **ogni S-sistema è limitato**, in quanto non possono essere accumulate marche essendo il loro numero costante



Figura 2.66: Esempio di S-sistema che nonostante la sua evoluzione mantiene costante il numero complessivo di marche (ovvero quattro)

Ci sono anche proprietà legate al fatto che la rete di un S -sistema sia connessa o meno (ovvero se presi due nodi qualsiasi si ha un cammino orientato tra il primo e il secondo).

Teorema 9. *Si ha il teorema della **vivezza per gli S -sistemi** Sia $\Sigma = (N, M_0)$, con $N = (S, T, F)$, un **S -sistema**. Si ha che:*

- *se $\Sigma = (N, M_0)$ è **vivo** sse N è **strettamente connessa** e $M_0(S) > 0$ (quindi almeno un posto è marcato). Questa è una **condizione necessaria e sufficiente**, quindi se una rete è strettamente connessa, con almeno un posto marcato nella marcatura iniziale, si ha che il sistema è vivo*
- *se $\Sigma = (N, M_0)$ è **vivo** e **n -limitato** sse N è **strettamente connessa** e $0 < M_0(S) \leq n$ (quindi almeno un posto è marcato ma con cardinalità di marche massima pari a n). Questa è una **condizione necessaria e sufficiente**, quindi se una rete è strettamente connessa, con almeno un posto marcato e con al più n marche su ogni posto nella marcatura iniziale, si ha che il sistema è vivo e n -limitato*

Questo risultato permette anche di esprimere qualcosa sulla raggiungibilità in tali sistemi:

Teorema 10. *Si ha infatti il teorema della **raggiungibilità per gli S -sistemi**.*

*Sia $\Sigma = (N, M_0)$, con $N = (S, T, F)$, un **S -sistema vivo** e sia $M : S \rightarrow \mathbb{N}$ una **marcatura**. Allora si ha che:*

$$M \in [M_0 >] \iff M_0(S) = M(S)$$

ovvero la marcatura è raggiungibile da quella iniziale sse il numero complessivo di marche in tale marcatura è pari a quello della marcatura iniziale e viceversa.

T-sistemi

Passiamo ora al secondo tipo di sottoclasse, i **T-sistemi**, detti anche **grafi marcati**. Questi sistemi sono in “**dualità**” con gli S -sistemi (come da regola non scritta delle reti di Petri: *ad ogni concetto corrisponde un suo concetto duale*).

Definizione 57. Si definisce *T-sistema* un sistema $\Sigma = (N, M_0)$ la cui rete $N = (S, T, F)$ è **senza conflitti**, in quanto, formalmente:

$$\forall s \in S, |\bullet s| = |s \bullet| = 1$$

ovvero per ogni posto si ha un solo arco entrante e uno uscente, e quindi una sola pre-transizione ed un'unica post-transizione, impedendo quindi l'esistenza di **conflitti** (ma non avendo alcuna imposizione dal punto di vista degli archi entranti e uscenti dalle transizioni si può avere la **sincronizzazione**).



Figura 2.67: Esempi di T-sistemi, dove si nota la presenza di transizioni con più archi entranti o uscenti

Non essendoci **conflitti** si può asserire che i sistemi sono **deterministici**, essendoci **sincronizzazione**

Con i T-sistemi possono essere fatte delle definizioni aggiuntive.

Definizione 58. Sia dato un sistema $\Sigma = (N, M_0)$, con rete $N = (S, T, F)$, che è un T-sistema. Allora si hanno le seguenti considerazioni:

- un **ciclo semplice** di N è una sequenza di nodi $\gamma \in S \cup T$, del tipo $\gamma = x_1, \dots, x_n$ tale che:

$$(x_1, x_2) \in F, \dots, (x_{n-1}, x_n) \in F \text{ e } (x_n, x_1) \in F$$

$$\text{e dove } x_i \neq x_j, \quad i, j = 1, \dots, n$$

ovvero una sequenza di nodi tale per cui tra un nodo e il successivo esiste un arco orientato ed esiste anche un arco orientato tra l'ultimo nodo e il primo. Si ha quindi che tutti i nodi possibili sono diversi tra loro

- sia γ un ciclo semplice di N , sia M una marcatura $M : S \rightarrow \mathbb{N}$ e sia R l'insieme dei posti di γ , allora **il numero di marche del ciclo** γ è pari a:

$$M(\gamma) = M(R)$$

ovvero il numero di marche del ciclo γ è pari a quello dell'insieme R .

- un ciclo γ è **marcato** sse:

$$M(\gamma) > 0$$

ovvero se ho almeno un posto del ciclo marcato



Figura 2.68: Esempi di un T-sistema con due cicli semplici e marcati: $s1t1s2t2$, con una marca nella marcatura iniziale, e $s4t3s5t4$, con un numero complessivo di marche nella marcatura iniziale pari a 3

(Si ricorda che la copertura di cicli comporta che una rete connessa sia strettamente connessa)

Vediamo ora alcuni teoremi fondamentali per i T-sistemi.

Teorema 11. Si ha innanzitutto il teorema della **proprietà fondamentale dei T-sistemi**.

Sia dato un T-sistema $\Sigma = (N, M_0)$, con rete $N = (S, T, F)$. Sia inoltre γ un **ciclo semplice** di N . Allora:

$$\forall M \in [M_0 >, M(\gamma) = M_0(\gamma)$$

ovvero il numero complessivo di marche su un ciclo rimane costante tra la marcatura iniziale e ogni marcatura raggiungibile da essa

Dimostrazione. Se una transizione t non appartiene al ciclo γ , allora il suo scatto non modifica il numero di marche su γ , se invece t appartiene a γ , allora esattamente uno dei suoi posti di input e uno dei suoi posti di output appartengono a γ , e quindi lo scatto di t non modifica il numero complessivo di marche in γ , nonostante possa modificare il numero complessivo di marche del sistema. \square

Teorema 12. Vediamo anche il teorema di **vivezza dei T-sistemi**.

Sia dato un T-sistema $\Sigma = (N, M_0)$, con rete $N = (S, T, F)$. Si ha che tale T-sistema è **vivo** sse per ogni ciclo semplice γ di N si ha che:

$$M_0(\gamma) > 0$$

ovvero se ogni ciclo è marcato nella marcatura iniziale (ovvero almeno un posto del ciclo è marcato)

Dimostrazione. Infatti si ha che un ciclo non è marcato, rimane non marcato (per la proprietà fondamentale dei T-sistemi) e tutte le transizioni in quel ciclo non possono mai scattare e quindi si avrebbe un sistema **non vivo**. D'altro canto l'altro "verso" della dimostrazione è per induzione (ma si può dimostrare che se un sistema è vivo allora necessariamente ogni ciclo semplice è marcato nella marcatura iniziale) \square

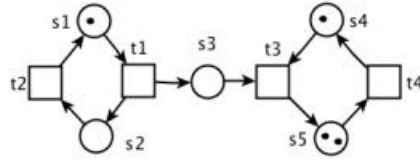


Figura 2.69: Esempio di un T-sistema vivo. Si nota che tale sistema non è coperto da cicli ed è non-limitato

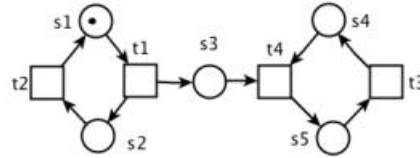


Figura 2.70: Esempio di un T-sistema non vivo in quanto il ciclo semplice $t3 s4 t4 s5$ non è marcato, si ha quindi che $t3$ e $t4$ non possono mai scattare

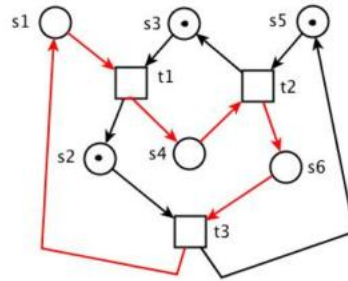


Figura 2.71: Esempio di un T-sistema non vivo e in deadlock, infatti si ha un ciclo semplice non marcato, segnalato in rosso

Cerchiamo ora di unire i concetti di *T-sistemi* e *T-invarianti*.

Teorema 13. Vediamo il teorema dei **T-invarianti dei T-sistemi**.

Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un *T-sistema*. Se $N = (S, T, F)$ è **connessa** allora esiste un vettore $\underline{J} : T \rightarrow \mathbb{Q}$ che è un *T-invariante* sse:

$$\underline{J} = (x \dots x), \text{ per qualche } x$$

ovvero il vettore deve selezionare tutte le transizioni per essere *T-invariante*.

Cioè ogni transizione appartiene al supporto del T-invariante.

In altre parole i *T-sistemi* sono **coperti da T-invarianti**

Vediamo ora un altro teorema fondamentale.

Teorema 14. Si ha il teorema della **vivezza di T-sistemi strettamente connessi**.

Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un *T-sistema*. Se $N = (S, T, F)$ è **strettamente connessa** allora le seguenti affermazioni sono equivalenti:

- $\Sigma = (N, M_0)$ è **vivo**
- $\Sigma = (N, M_0)$ è **deadlock-free**
- $\Sigma = (N, M_0)$ ammette una **sequenza infinita di transizioni**

Tutto ciò sse la rete è **strettamente connessa**, infatti:



Figura 2.72: Esempio di un *T-sistema non vivo* in quanto il ciclo semplice $t3 s4 t4 s5$ non è marcato, si ha quindi che $t3$ e $t4$ non possono mai scattare, ma che non ha rete strettamente connessa e ha una rete che ammette una sequenza infinita: $t1 t2$

Vediamo ora la limitatezza dei T-sistemi.

Teorema 15. Si ha ora il teorema della **limitatezza dei T-sistemi vivi**.

Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un *T-sistema vivo*. Si ha che tale *T-sistema* è **n-limitato** sse, $\forall s \in S$, esiste un ciclo semplice γ tale che:

$$s \in \gamma \wedge M_0(\gamma) \leq n$$

ovvero se per ogni posto esiste un ciclo con al più n marche (visto che ogni ciclo mantiene un numero fissato di marche)

Corollario 1. Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un T -sistema **vivo**. Si ha che tale T -sistema è **n -limitato** sse N è **strettamente connessa**

Quindi si può dire che un T -sistema è **vivo** e **n -limitato** sse:

- nessun ciclo è senza marche (ogni ciclo ha almeno una marca), per la vivezza
- ogni posto appartiene a un ciclo con n marche, per la limitatezza

Teorema 16. La rete N di un T -sistema (che chiamiamo **T -rete**) è **strutturalmente viva** e **1-limitata**, implicando che:

$\exists M_0$ t.c. $\Sigma = (N, M_0)$ che è un T -sistema vivo e 1-limitato

ovvero ammette una marcatura che comporta un T -sistema vivo e 1-limitato sse N è **strettamente connessa**.

Esiste un algoritmo che calcola, a partire da una rete strutturalmente viva e 1-limitata, la marcatura iniziale per permettere l'esistenza di un T -sistema vivo e 1-limitato ottenibile da tale rete



Figura 2.73: Esempio di un T -sistema vivo e 1-limitato (il sistema è coperto da cicli). Si nota però che esiste un ciclo semplice (quello interno) contenente 3 marche, ma ogni posto appartiene a un ciclo semplice con un'unica marca (infatti sia il ciclo esterno che i quattro cicli semplici laterali contengono una marca) e quindi il sistema è 1-limitato

2.2.8 Sifoni e Trappole

Si studiano, nell'ottica dell'**analisi strutturale** (che, si ricorda, studia il grafo della rete e non il grafo di raggiungibilità), dei sottoinsiemi particolari di nodi, detti **sifoni** e **trappole**, che presentano delle proprietà interessanti il cui studio aiuta nell'analisi delle proprietà di comportamento. Questi due concetti sono l'uno il duale dell'altro.

Definizione 59. Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un sistema P/T con peso degli archi uno e capacità illimitata.

Un **sifone** è un insieme di posti tali che se non sono marcati (in un momento qualsiasi dell'evoluzione del sistema), comunque evolva ulteriormente il sistema, rimangono non marcati. Formalmente $R \subseteq S$ è un **sifone** sse:

$$\forall t \in T, t^\bullet \cap R \neq \emptyset \Rightarrow {}^\bullet t \cap R \neq \emptyset \iff {}^\bullet R \subseteq R^\bullet$$

ovvero per ogni transizione che ha almeno una postcondizione nel sifone allora necessariamente almeno una preconditione di tale transizione deve essere contenuta nel sifone. Alternativamente si può dire che se prendo l'insieme di tutte le transizioni che marcano il sifone queste sono contenute nell'insieme di tutte le transizioni che tolgono marche dal sifone.



Figura 2.74: Rappresentazione stilizzata di un *sifone* R , infatti la transizione in basso a destra toglie una marca dal posto mentre l'altra transizione, con l'arco blu toglie una ma marca che non viene rimessa, dall'arco nero, nella stesso posto

$R \subseteq S$ si definisce **sifone proprio** se $R \neq \emptyset$.

In termini di analisi strutturale è sufficiente studiare i **sifoni minimali**, ovvero quelli che non contengono altri sifoni se non l'insieme vuoto



Figura 2.75: Esempio di sistema coi seguenti sifoni:

\emptyset , $\{s1, s2\}$, $\{s1, s2, s3, s4\}$

Infatti, per esempio $\bullet\{s1, s2\} \subseteq \{s1, s2\}\bullet$ e dopo lo scatto di $t1$ e $t3$ $\{s1, s2\}$ è non marcato e tale rimarrà. Si nota che $\{s1, s2\}$ è un *sifone minimale*

Definizione 60. Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un sistema P/T con peso degli archi uno e capacità illimitata.

Una **trappola** è un insieme di posti tali che, una volta marcato, comunque evolva il sistema, rimane marcato. Formalmente $Q \subseteq S$ è una **trappola** sse:

$$\forall t \in T, \bullet t \cap Q \neq \emptyset \Rightarrow t\bullet \cap Q \neq \emptyset \iff Q\bullet \subseteq \bullet Q$$

ovvero per ogni transizione che ha almeno una preconditione nella trappola allora necessariamente almeno una postcondizione di tale transizione deve essere contenuta nella trappola. Alternativamente si può dire che se prendo l'insieme di tutte le transizioni che tolgono marche dalla trappola queste sono contenute nell'insieme di tutte le transizioni che marcano la trappola.



Figura 2.76: Rappresentazione stilizzata di una trappola Q , dove se una transizione toglie (in blu) una marca dalla trappola necessariamente al suo scatto ne pone un'altra o dove, alternativamente, una transizione può solo porre una marca

$Q \subseteq S$ si definisce **trappola propria** se $Q \neq \emptyset$.

In termini di analisi strutturale è sufficiente studiare le **trappole massimali**, ovvero quelle che contengono tutte le altre trappole



Figura 2.77: Esempio di sistema con le seguenti trappole:

\emptyset , $\{s3, s4\}$, $\{s1, s2, s3, s4\}$

Infatti, per esempio $\{s3, s4\}^\bullet \subseteq \bullet\{s3, s4\}$ e dopo lo scatto di $t3$ $\{s3, s4\}$ è marcato e tale rimarrà (con gli scatti di $t4$ e $t5$). Si nota che $\{s1, s2, s3, s4\}$ è un *trappola massimale*

Definizione 61. Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un sistema P/T con peso degli archi uno e capacità illimitata.

Si hanno le seguenti proprietà:

- un **sifone vuoto**, rimane sempre vuoto. Infatti sia $R \subseteq S$ un sifone, si ha che:

$$M_0(R) = 0, \text{ allora } \forall M \in [M_0 > \text{ si ha che } M(R) = 0$$

ovvero se nella marcatura iniziale non ho nessuna marca nel sifone allora non avrò nessuna marca nel sifone per ogni marcatura raggiungibile da quella iniziale. Posso quindi usare questa tecnica per stabilire le marcature raggiungibili da quella iniziale

- una **trappola marcata**, rimane sempre marcata. Infatti sia $Q \subseteq S$ una trappola, si ha che:

$$M_0(Q) > 0, \text{ allora } \forall M \in [M_0 > \text{ si ha che } M(Q) > 0$$

ovvero se nella marcatura iniziale ho marche nella trappola allora avrò sempre marche nella trappola per ogni marcatura raggiungibile da quella iniziale. Posso quindi usare questa tecnica per stabilire le marcature raggiungibili da quella iniziale

- se $X, X' \subseteq S$ sono due insiemi di posti si ha che:
 - se X e X' sono sifoni allora $X \cup X'$ è un sifone
 - se X e X' sono trappole allora $X \cup X'$ è una trappola

ovvero sifoni e trappole sono **chiusi rispetto all'unione**, permettendo quindi lo studio di sifoni minimali e trappole massimali

- ogni sifone contiene un'unica trappola massimale, rispetto all'inclusione insiemistica (trappola che potrebbe essere l'insieme vuoto se il sifone non contiene alcuna trappola). Questa è una conseguenza della chiusura rispetto all'unione

Vediamo un po' di teoremi.

Teorema 17. Partiamo col teorema detto **condizione necessaria per la vivezza**.

Si ha che se $\Sigma = (N, M_0)$ è vivo allora necessariamente $\forall R \subseteq S$, con R **sifone proprio**, si ha che:

$$M(R) > 0$$

ovvero ogni sifone proprio deve essere marcato nella marcatura iniziale. Altrimenti le transizioni alla frontiera del sifone, ovvero che hanno precondizioni o post condizioni nel sifone, non potrebbero scattare, impedendo la vivezza.

Teorema 18. Si ha che se $\Sigma = (N, M_0)$ è in deadlock in $M \in [M_0 >$ allora si ha che l'insieme dei posti non marcati nella marcatura di deadlock:

$$R = \{s \in S \mid M(s) = 0\}$$

è un **sifone proprio**

Teorema 19. si ha il teorema detto **condizione sufficiente per l'assenza di deadlock**.

Se ogni sifone proprio contiene una **trappola marcata** allora sicuramente il sistema è **deadlock-free**. Si garantisce quindi che “nessun sifone si svuota”, cosa che comporterebbe il deadlock

Corollario 2. Si ha anche un corollario per la precedente condizione sufficiente.

Se ogni **sifone proprio minimale** contiene una **trappola massimale marcata** allora il sistema è **deadlock-free**. Infatti un sifone contiene una trappola marcata se e solo se è marcata la trappola massimale contenuta nel sifone.

Anche questa è una **condizione sufficiente**

Questa condizione diventa necessaria e sufficiente (e non solo sufficiente) per la vivezza (e quindi non solo per l'assenza di deadlock) dei sistemi Free-Choice.

Sifoni e trappole possono essere usati nello studio della raggiungibilità e le trappole anche per lo studio della reversibilità.

Teorema 20. Vediamo il teorema detto *condizione necessaria per la reversibilità*.

Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un sistema **1-vivo** (ovvero ogni transizione può scattare almeno una volta a partire dalla marcatura iniziale). Si ha che se il sistema è **reversibile** allora $\forall Q \in S$ **trappola propria** si ha che:

$$M_0(Q) > 0$$

quindi, al contrario, se ho una trappola non marcata nella marcatura iniziale allora il sistema non è reversibile

Dimostrazione. Si procede per contraddizione.

Se Q è una trappola non marcata in M_0 , essendo Σ 1-vivo, prima o poi scatta una transizione che marca Q e da quella marcatura la trappola resterà sempre marcata, e quindi M_0 non sarà più raggiungibile, in quanto avendo raggiunto una trappola marcata sicuramente non potrei tornare ad una non marcata. Si è giunti ad una contraddizione \square



Figura 2.78: Esempio con un sistema *1-vivo* ma *non reversibile* dove l'insieme $\{s1, s4, s5\}$ è una trappola non marcata in M_0 . Inoltre $M_0 = \{s2, s3\}$ non è raggiungibile da ogni marcatura M in cui $\{s1, s4, s5\}$ è marcata e con lo scatto di $t2$ o $t3$ la trappola $\{s1, s4, s5\}$ viene marcata (da qui in poi per sempre)



Figura 2.79: Esempio per lo studio di raggiungibilità mediante trappole. Si ha che l'insieme $\{s1, s4, s5\}$ è una trappola marcata quindi in ogni marcatura raggiungibile da M_0 la trappola resterà marcata; ma allora $M_1 = \{s1, s2\}$ non è raggiungibile dalla marcatura M_0 , infatti $\Sigma = (N, M_1)$ non è reversibile (come visto nell'immagine precedente). Non posso raggiungere una marcatura che svuoti completamente la trappola

2.2.9 Sistemi Free-Choice

Le **reti Free-Choice** sono sottoclassi di reti di Petri marcate $\Sigma = (N, M_0)$, con $N = (S, T, F)$, in cui si assume capacità illimitata e peso degli archi uguale a uno, dove si possono avere **conflitti** e **sincronizzazioni** (quindi posti e transizioni possono avere molteplici archi entranti e/o uscenti) ma **non confusione** (ovvero mescolamenti pericolosi di conflitti e concorrenza).

Teorema 21. *Un sistema $\Sigma = (N, M_0)$ è **Free-Choice** se lo è la rete N*

Definizione 62. *Definiamo quindi formalmente una **rete Free-Choice**.*

*Una rete $N = (S, T, F)$ è **Free-Choice** se ammette sincronizzazioni e conflitti ma è senza confusione, cioè tale che:*

$$\forall t_1, t_2 \in T \quad \bullet t_1 \cap \bullet t_2 \neq \emptyset \Rightarrow \bullet t_1 = \bullet t_2$$

ovvero per ogni coppia di transizioni, se queste hanno almeno una precondizione comune, essendo quindi in conflitto, allora tutte le loro precondizioni coincidono.

o equivalentemente

$$\forall s_1, s_2 \in S \quad s_1^\bullet \cap s_2^\bullet \neq \emptyset \Rightarrow s_1^\bullet = s_2^\bullet$$

ovvero per ogni coppia di posti, se queste hanno almeno una post-transizione comune, essendo quindi in sincronizzazione, allora tutte le loro post-transizioni coincidono.



Figura 2.80: Una *rete NON Free-Choice* (le transizioni sono in conflitto ma non hanno tutte le precondizioni coincidenti e i posti sono in sincronizzazione ma non hanno post-transizioni coincidenti)



Figura 2.81: Una *rete Free-Choice* (posti e transizioni soddisfano la definizione)

Teorema 22. Vediamo la **proprietà fondamentale delle reti Free-Choice**.

Sia N una rete Free-Choice, $s \in S$ un certo posto e $M : S \rightarrow \mathbb{N}$ una marcatura della rete. Si ha che se M abilita qualche transizione in s^\bullet (quindi qualche post-transizione del posto scelto), allora abilita ogni transizione in s^\bullet , ovvero ogni post-transizione del posto scelto

La condizione sufficiente per l'assenza di deadlock per sistemi marcati (se ogni sifone proprio contiene una trappola marcata, allora il sistema è deadlock-free) diventa **necessaria e sufficiente** per la vivezza nei sistemi Free-Choice

Teorema 23. Vediamo la **condizione necessaria e sufficiente per la vivezza di sistemi Free-Choice**.

Un sistema Free-Choice $\Sigma = (N, M_0)$ è **vivo** sse ogni **sifone proprio** contiene una trappola marcata.

Questa condizione è anche chiamata **teorema di Commoner/Hack**

Corollario 3. Un sistema Free-Choice $\Sigma = (N, M_0)$ è **vivo** sse ogni sifone **proprio minimale** contiene una **trappola massimale marcata**.

Quindi non serve analizzare tutti i sifoni ma solo quelli minimali, anche se ci può essere un numero esponenziale, rispetto ai nodi della rete, di sifoni minimali. Quindi nonostante la semplificazione della ricerca si ha un algoritmo esponenziale. È stato dimostrato che il problema è **NP-completo**

Questo teorema vale solo per i sistemi Free-Choice!

Esempio 36. Vediamo due sistemi non Free-Choice che dimostrano questo fatto:

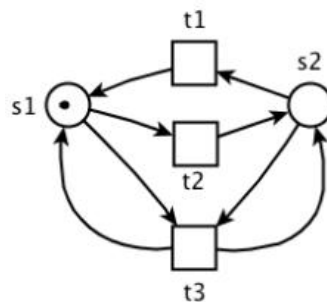


Figura 2.82: Primo esempio di *sistema NON Free-Choice*, con $\{s1, s2\}$ che sono un sifone e contemporaneamente trappola marcata ma il sistema è *non vivo* (anche se il sifone contiene una trappola marcata). Inoltre è *deadlock-free*



Figura 2.83: Secondo esempio di *sistema NON Free-Choice*, con $\{s1, s2, s3, s4\}$ che è un sifone che non contiene una trappola marcata Q (se si avesse $s4 \in Q$ allora si avrebbe anche $s6 \in Q$) ma il sistema è *vivo*, nonostante appunto il sifone non contenga una trappola marcata

Esempio 37. Vediamo anche un sistema *Free-Choice non vivo*:

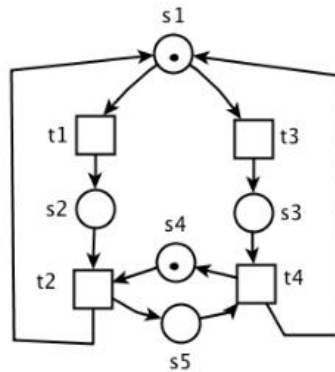


Figura 2.84: Esempio di *sistema Free-Choice non vivo* (si ha un deadlock in $M = \{s3, s4\}$). Si ha che $\{s1, s2, s5\}$ è un sifone che però non contiene una trappola Q marcata (che dovrebbe contenere $s1$, ma se lo contenesse dovrebbe contenere anche $s3$ infatti, se $s1 \in Q$ allora anche $s3 \in Q$) e quindi non può essere vivo per il teorema di Commoner/Hack

Teorema 24. Vediamo il teorema della *relazione tra vivezza e assenza di deadlock*.

Sia Σ un sistema *Free-Choice limitato e strettamente connesso*. Allora si ha che il sistema è *vivo* sse è *deadlock-free*

Esempio 38. Vediamo due sistemi *Free-Choice* che dimostrano questo fatto:

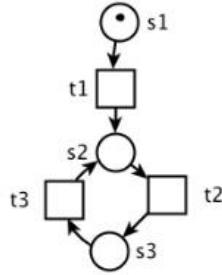


Figura 2.85: Primo esempio di *sistema Free-Choice* (e anche senza conflitti), *limitato* e *non strettamente connesso*. Nonostante il sistema sia *deadlock-free* non è *vivo* (infatti $t1$ non scatterà più dopo il primo scatto) in quanto, per il teorema, *non strettamente connesso*

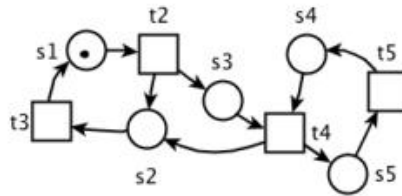


Figura 2.86: Secondo esempio di *sistema Free-Choice*, *non limitato* e *strettamente connesso*. Nonostante il sistema sia *deadlock-free* non è *vivo* (infatti $t4$ e $t5$ non scatteranno mai) in quanto, per il teorema, *non limitato* (si accumulano marche in $s3$)

Questo non vale per sistemi non Free-Choice:

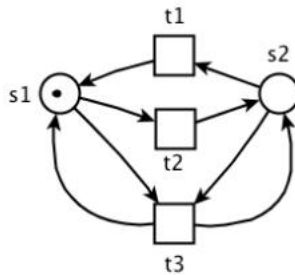


Figura 2.87: Secondo esempio di *sistema non Free-Choice*, *limitato* e *strettamente connesso*. Nonostante il sistema sia *deadlock-free* non è *vivo* (infatti $t3$ non scatterà mai) in quanto, non essendo *Free-Choice*, non si può applicare il teorema

Esempio 39. Vediamo ora più approfonditamente lo studio di una rete Free-Choice.

Prendiamo per esempio la seguente rete Free-Choice:



Si nota innanzitutto che si ha un unico conflitto, tra $t1$ e $t2$ (che hanno come preposto condiviso $s1$). Continuando lo studio si notano anche:

- $R = \{s1, s3, s4, s5\}$ che è un **sifone** (si nota che sono i posti “riempiti” in azzurro nella rete), infatti si ha che:

$$\bullet R = \{t2, t3, t4, t5\} \subseteq \{t1, t2, t3, t4, t5\} = R^\bullet$$

- $Q = \{s3, s5\}$ che è una **trappola** (si nota che sono i posti “cerchiati” in grassetto nella rete), infatti si ha che:

$$Q^\bullet = \{t3, t5\} \subseteq \{t2, t3, t5\} = \bullet Q$$

Studiamo quindi alcune possibili marcature iniziali (che comportano entrambe che il sistema sia **non limitato**):

- se $M_0 = \{s1\}$ allora il sifone R non contiene alcuna trappola Q marcata (in quanto se ci fosse $s1 \in Q$ allora, obbligatoriamente, si dovrebbe avere $s2 \in Q$ per avere la trappola marcata, in quanto se la transizione toglie da $s1$ deve mettere in $s2$). Ne segue quindi che il sistema va in **deadlock** subito dopo $t1$
- se $M_0 = \{s1, s3\}$ allora ogni sifone contiene una trappola marcata (quindi, per esempio, usando i due sistemi definiti, $Q \subseteq R$ cosa che si può dimostrare per ogni sifone) e quindi il sistema è **vivo**, per il teorema di Commoner/Hack

S-Componenti e T-Componenti

Per studiare la limitatezza delle reti Free-Choice bisogna introdurre due nuovi concetti: **S-componenti** e **T-Componenti**

Definizione 63. Sia $N = (S, T, F)$ una rete e $N_1 = (S_1, T_1, F_1)$ una sottorete, con $s_1 \subseteq S$ e $T_1 \subseteq T$. Si ha che:

- N_1 è una *S-componente* di N se:

$$T_1 = {}^\bullet S_1 \cup S_1^\bullet \quad \wedge \quad \forall t \in T_1 : |{}^\bullet t \cap S_1| \leq 1 \geq |t^\bullet \cap S_1|$$

ovvero se la sottorete N_1 è generata dal sottoinsieme di posti S_1 , ovvero dalle transizioni (in T_1) che sono tutte quelle che toccano S_1 (essendo o pre-transizioni o post-transizioni di un posto in S_1) ed inoltre N_1 è tale per cui ogni transizione in T_1 ha al più un arco entrante e uno uscente che la collega ai posti di S_1

- N_1 è una *T-componente* di N se:

$$S_1 = {}^\bullet T_1 \cup T_1^\bullet \quad \wedge \quad \forall s \in S_1 : |{}^\bullet s \cap T_1| \leq 1 \geq |s^\bullet \cap T_1|$$

ovvero se la sottorete N_1 è generata dal sottoinsieme di transizioni T_1 , ovvero dai posti (in S_1) che sono tutti quelli che toccano T_1 (essendo o pre-condizioni o post-condizioni di una transizione in T_1) ed inoltre N_1 è tale per cui ogni posto in S_1 ha al più un arco entrante e uno uscente che la collega alle transizioni di T_1

S-Componenti e T-componenti hanno diverse proprietà:

- Se N_1 è una **S-componente strettamente connessa** di N , allora:

- N_1 (vista come rete a se stante) è detta **S-rete**, infatti:

$$\forall t \in T_1 : |{}^\bullet t| = |t^\bullet| = 1$$

ovvero ogni transizione ha esattamente un posto in ingresso e uno in uscita (quindi come rete marcata sarebbe un S-sistema)

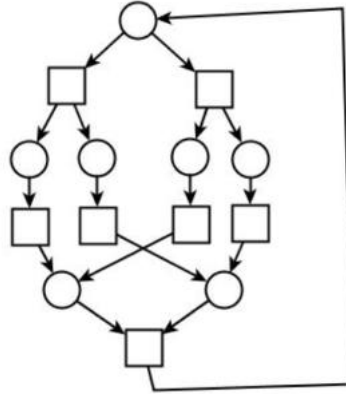
- S_1 è un **sifone minimale** e una **trappola minimale** di N
- S_1 identifica un **S-invariante** di N

- Se N_1 è una **T-componente strettamente connessa** di N , allora:
 - N_1 (vista come rete a se stante) è detta **T-rete**, infatti:

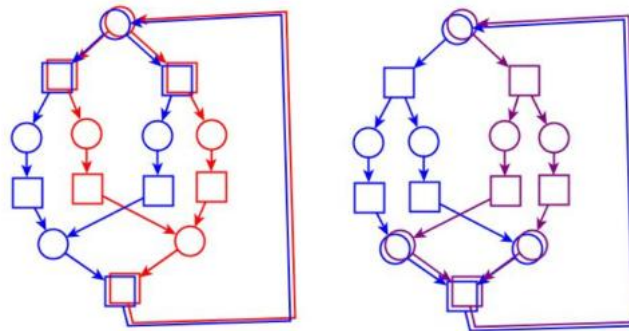
$$\forall s \in S_1 : |\bullet s| = |s\bullet| = 1$$
 ovvero ogni posto ha esattamente una transizione in ingresso e uno in uscita (quindi come rete marcata sarebbe un T-sistema)
 - S_1 identifica un **T-invariante** di N

Vediamo un esempio:

Esempio 40. Prendiamo la seguente rete Free-Choice:



si ha che tale rete è **coperta da due S-componenti** (in rosso e blu, nell'immagine sotto a sinistra, si hanno le due S-reti) ed è anche **coperta da due T-componenti** (in viola e blu, nell'immagine sotto a destra, si hanno le due T-reti). Queste S-componenti e queste T-componenti sono **strettamente connesse**



Teorema 25. Vediamo il **teorema della copertura da S-invarianti**.
 Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un sistema Free-Choice **vivo**. Si ha che Σ è **n-limitato** se e solo se la rete sottostante N è **coperta da S-componenti strettamente connesse** ciascuna con al più n marche in M_0 , marcatura iniziale. Questa è una **condizione necessaria e sufficiente**



Figura 2.88: Esempio di un sistema Free-Choice con la rete discussa precedentemente con una marcatura iniziale. La rete è coperta da 2 S-componenti (in blu e rosso) strettamente connesse, ciascuna contenente una marca. Si può dimostrare che il sistema è *vivo* mentre, per il teorema appena enunciato, essendo la rete coperta da S-componenti strettamente connesse, si dimostra che è *1-limitato*



Figura 2.89: Esempio di un sistema Free-Choice *vivo* ma con rete N non coperta da S-componenti (in quanto il posto $s3$ dovrebbe essere in una sottorete che include $t2$, $t3$ e $t5$ ma, prendendo $t2$ dovrei avere un arco entrante in essa, obbligandomi a includere $s1$ in tale sottorete, cosa che obbligherebbe a prendere le transizioni collegate a $s1$ ottenendo però così che $t3$ avrebbe più archi entranti), quindi il sistema è *non limitato* (infatti su $s3$ si accumulano marche)



Figura 2.90: Riprendendo l'esempio sopra si ha che la rete è coperta da due T-componenti (in viola e blu) ma la T-componente generata da $\{t2, t4\}$ non è strettamente connessa (a causa dell'arco tra $t2$ e $s3$, in quanto non esiste un cammino da $s3$ ad un altro elemento della componente viola). La componente blu è strettamente connessa

Teorema 26. Analogamente si ha il **teorema della copertura da T-componenti**.

Sia $\Sigma = (N, M_0)$ un sistema Free-Choice. Si ha che se Σ è **vivo** e **limitato** allora N è **coperta da T-componenti strettamente connesse**. Inoltre per ogni T-componente connessa N_1 :

$$\exists M \in [M_0 > t.c. (N_1, M_{N_1}) \text{ è viva e limitata}$$

ovvero esiste una marcatura raggiungibile da quella iniziale tale che la componente con quella marcatura risulta viva e limitata



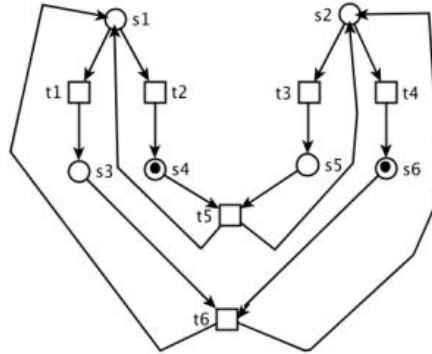
Figura 2.91: Rete analizzata precedentemente coperta da due T-componenti strettamente connesse. Se prendo la T-componente viola, con la sua marcatura, si ha che non è viva e limitata ma si può dimostrare che esiste una marcatura (dove i due posti più in basso sono marcati) raggiungibile da quella iniziale tale per cui la sottorete viola è viva e limitata. In tale marcatura è viva e limitata anche la componente blu, quindi entrambe (N_i, M_{N_i}) sono vive e limitate

Esempio 41. Vediamo un ulteriore esempio.

Si ha il sistema:



con evidenziate a sinistra le *S*-componenti e a destra le *T*-componenti. La rete *Free-Choice*, quindi, è coperta da *S*-componenti e da *T*-componenti strettamente connesse. Ma con lo scatto di t_2 e t_4 si arriva a:



si ha un sistema ***Free-Choice*** coperto da ***S*-componenti** e da ***T*-componenti strettamente connesse** e in ***deadlock***.

Si ha che $\{s_1, s_2, s_3, s_5\}$ è un *sifone* marcato in $M_0 = \{s_1, s_2\}$, ma non contiene una *trappola* marcata (per esempio se la *trappola* contiene s_1 deve contenere anche sia s_3 che s_4), si hanno infatti:

- $\{s_1, s_2, s_3, s_5\}$, $\{s_1, s_2, s_4, s_6\}$, $\{s_1, s_2, s_3, s_4\}$, $\{s_1, s_2, s_5, s_6\}$ che sono ***sifoni*** ma non ***trappole***
- $\{s_1, s_3, s_4\}$, $\{s_2, s_5, s_6\}$, $\{s_1, s_2, s_3, s_4, s_5, s_6\}$ che sono ***sifoni*** e ***trappole***
- $\{s_2, s_4, s_5, s_6\}$, $\{s_2, s_3, s_5, s_6\}$, $\{s_1, s_3, s_4, s_5\}$, $\{s_1, s_3, s_4, s_6\}$ che sono ***trappole*** ma non ***sifoni***

Vediamo un altro esempio interessante:

Esempio 42. Prendiamo il sistema:



Si ha la rete è:

- **marcata sequenziale deterministica** (la sequenza $t1t2t1t3$ rigenera la marcatura iniziale e può essere ripetuta un numero infinito di volte)
- **non Free-Choice**, nonostante ci siano sia un conflitto che una sincronizzazione (quindi non è né S -sistema né T -sistema)
- **viva e limitata** (nonché **1-safe**)

Il sistema è coperto da 2 S -componenti (in blu e nero) strettamente connesse e da un T -invariante $\underline{J}^T = [2 \ 1 \ 1]$ ma non da una T -componente

Reti Free-Choice Well Formed (WF)

Sono state caratterizzate le **reti Free-Choice Well Formed**, ovvero quelle che ammettono una certa marcatura iniziale per cui diventano sistemi **vivi** e **limitati**

Teorema 27. Si ha il **teorema di caratterizzazione di reti Free-Choice WF**.

Sia N una **rete Free-Choice connessa**. Si ha che:

- N è **strutturalmente viva** (ovvero $\exists M_0 : (N, M_0)$ è vivo, ovvero si ha una marcatura iniziale per il quale il sistema è vivo) sse ogni **sifone proprio** contiene una **trappola propria**. Questa è una riformulazione del **teorema di Commoner/Hack**

- N è **strutturalmente limitato** (ovvero $\exists M_0 : (N, M_0)$ è vivo e limitato, ovvero si ha una marcatura iniziale per il quale il sistema è vivo e limitato) sse N è **strutturalmente viva ed è coperta da S -componenti strettamente connesse**
- se N è **Well Formed** allora N è **coperta da T -componenti strettamente connesse**

Decidere se una rete Free-choice è strutturalmente viva è un problema NP-completo

Esiste una caratterizzazione di reti Free-choice Well Formed in **tempo polinomiale** sfruttando la relazione tra la struttura delle reti Free-Choice che diventano Well Formed con il rango della loro matrice di incidenza, mediante il cosiddetto **teorema del rango**

2.2.10 Teoremi del Rango

Si studia quindi come il rango della matrice di incidenza di una rete, assieme all'analisi del grafo, può dare informazioni sulle proprietà di comportamento. Si cercherà di capire se una rete è Well-Formed (WF). Si riusciranno, a differenza di quanto descritto precedentemente ad ottenere risultati in tempi polinomiali.

Teorema 28. Sia $N = (P, T, F)$ debolmente connessa e con peso degli archi in $\{0, 1\}$ e sia N la sua matrice di incidenza (usiamo la stessa notazione N sia per la rete che per la matrice di incidenza). Si ha che:

- se N è coperta da S -invarianti allora:

$$\text{rango}(N) \leq |S| - 1$$

questo in quanto il rango identifica il massimo numero di vettori riga o colonna **linearmente indipendenti**, quindi se la rete è coperta da S -invarianti almeno uno di questi vettori è combinazione lineare degli altri e quindi il rango è al massimo il numero dei posti meno 1

- se N è coperta da T -invarianti allora:

$$\text{rango}(N) \leq |T| - 1$$

se la rete è coperta da T -invarianti almeno uno di questi vettori è combinazione lineare degli altri e quindi il rango è al massimo il numero delle transizioni meno 1

- se N è coperta da S -invarianti e T -invarianti allora:

$$\text{rango}(N) \leq \min(|S|, |T|) - 1$$

Oltre al rango bisogna studiare il grafo della rete rispetto ai conflitti (in quanto le situazioni di deadlock si vengono a creare quando le sincronizzazioni risolvono il conflitto in modo diverso)

Definizione 64. Definiamo il **Conflict-Cluster** ma per farlo servono alcune definizioni aggiuntive.

Sia $N = (P, T, F)$ una rete e $t, t' \in T$, $t \neq t'$ due transizioni diverse. Possiamo quindi definire una relazione \sim_0 tra coppie di transizioni:

$$\sim_0 \subseteq T \times T$$

tale che $t \sim_0 t'$ sse:

$$\bullet t \cap \bullet t' \neq \emptyset$$

ovvero sse le transizioni sono in conflitto avendo almeno una precondizione in comune.// Si ha quindi che \sim_0 è **simmetrica ma non transitiva**.

Definiamo anche la **chiusura riflessiva e transitiva** di \sim_0 , che indichiamo con $\sim \subseteq T \times T$. \sim è una **relazione di equivalenza** (essendo anche simmetrica).

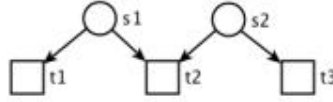


Figura 2.92: Esempio con $t1 \sim_0 t2$ e $t2 \sim_0 t3$ ma $t1 \not\sim_0 t3$ e infatti lo scatto di $t1$ o $t3$ non preclude lo scatto dell'altra ma si ha che $t1 \sim t3$

Possiamo quindi definire un **conflict-cluster** di N come una **classe di equivalenza** di T_{\sim} ovvero, formalmente:

$$[t] = \{t' \in T \mid t' \sim t\}$$

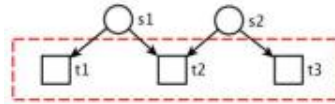


Figura 2.93: Nell'area rossa il conflict cluster

quindi il **conflict-cluster** è l'insieme di tutte le transizioni che sono in relazione \sim tra loro.

Definisco CC_N l'insieme di tutti i Conflict-Cluster di una rete N

Si ha una proprietà importante. Sia $N = (P, T, F)$ una rete e $t \in T$ una transizione. Sia inoltre $\bullet[t] = \cup_{t' \in [t]} \bullet[t']$, ovvero per ogni classe di equivalenza $[t]$ considero l'insieme di tutti i posti di ingresso di questo cluster (facendo l'unione di tutte le precondizioni delle transizioni nel cluster), allora si ha che:

$$\forall t_1, t_2 \in T : t_1 \not\sim t_2, \bullet[t_1] \cap \bullet[t_2] = \emptyset$$

quindi se due transizioni appartengono a due cluster diversi si ha che i due cluster hanno precondizioni disgiunte.

Quindi se la rete è strettamente connessa i nodi della rete possono essere ripartiti in sottoinsiemi disgiunti:

$$\{[t] \cup \bullet[t] \mid t \in T\}$$

vengono quindi ripartite non solo le transizioni ma anche i loro preposti

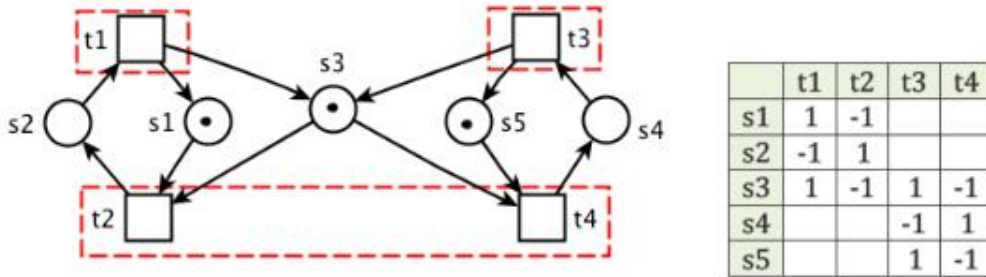
Teorema 29. Possiamo quindi enunciare il **primo teorema del rango**, che ci dà la **condizione sufficiente per l'esistenza di una marcatura viva**.

Sia $N = (P, T, F)$ **debolmente connessa, coperta da S-invarianti e da T-invarianti**. Si dimostra quindi che:

$$\text{rango}(N) < |CC_N| \Rightarrow \exists M : (N, M) \text{ è vivo}$$

quindi se il rango è minore del numero dei cluster allora si ha almeno una marcatura per cui il sistema è vivo ed essendo coperto da S-invarianti è anche limitato. Si ha quindi che il sistema è WF.

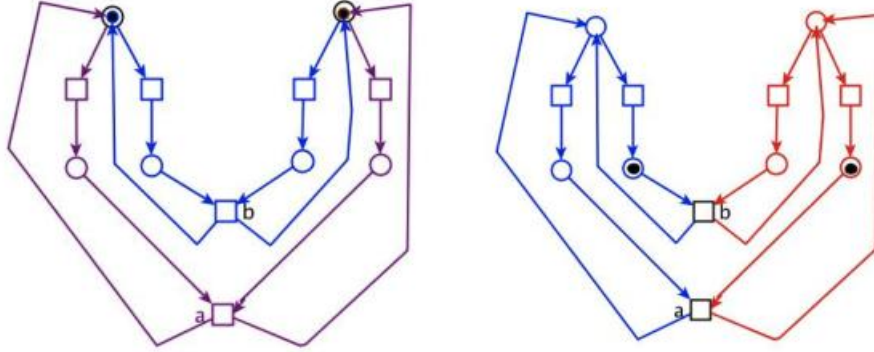
Esempio 43. Prendiamo l'esempio base di mutua esclusione e indichiamo cluster e matrice di incidenza:



Si hanno quindi 3 cluster (quindi $CC_N = 3$), 3 S-invarianti (uno per $\{s1, s2\}$, uno per $\{s4, s5\}$ e uno per $\{s2, s3, s4\}$) e 2 T-invarianti (uno per $\{t1, t2\}$ e uno per $\{t3, t4\}$). Calcolando il rango della matrice ottengo che

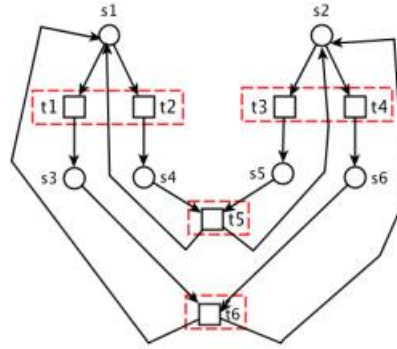
esso è pari a 2 (infatti la colonna $t1$ è pari a $-t2$ e la colonna $t3$ è pari a $-t4$) e quindi è minore a CC_N implicando che la rete N ammette una marcatura M tale che (N, M) è vivo.

Vediamo un esempio di rete free-choice non WF (potendo andare in deadlock, come visibile a destra):



La rete, come già visto, è coperta da 2 T-invarianti (evidenziati a sinistra) e da 2 S-invarianti (evidenziati a destra). Non esiste alcuna marcatura tale per cui il sistema sia vivo, infatti, studiando cluster e matrice di incidenza:

N	t1	t2	t3	t4	t5	t6
s1	-1	-1			1	1
s2			-1	-1	1	1
s3	1					-1
s4		1			-1	
s5			1		-1	
s6				1		-1



scopriamo che ha rango pari a 4 (avendo $t1 = -(t6+t4)$ e $t3 = -(t5+t2)$) e 4 cluster e quindi $\text{rango}(N) \not\leq |CC_N|$.

Se ho solo che $\text{rango}(N) \not\leq |CC_N|$ non posso dire nulla (potrei avere comunque un sistema vivo) essendo una condizione sufficiente ma **non necessaria**.

Definizione 65. Definiamo il concetto di **presets** di una rete N .

Sia $N = (P, T, F)$ una rete. Definiamo così i presets di tale rete:

$$PRESETS_N = \{\bullet t \mid t \in T \wedge \bullet t \neq \emptyset\}$$

ovvero un preset è un insieme di precondizioni di una stessa transizione e il presets è l'insieme dei preset.

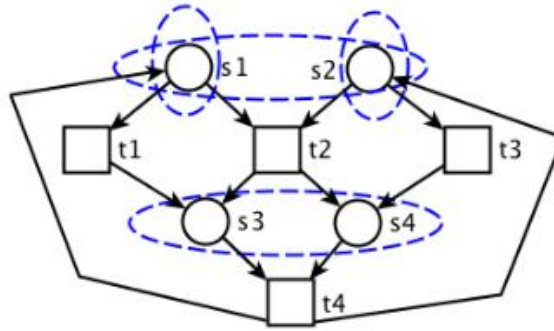


Figura 2.94: Rete con $PRESETS_N = \{\{s1\}, \{s1, s2\}, \{s2\}\}$ (rispettivamente su $t1$, $t2$ e $t3$)

Teorema 30. Vediamo quindi il **secondo teorema del rango** che ci dà una **condizione necessaria per l'esistenza di una marcatura viva**. Sia $N = (P, T, F)$ una rete debolmente connessa e coperta da S -invarianti. Allora si ha che:

se $\exists M : (N, M)$ è vivo allora necessariamente $\text{rango}(N) < |PRESETS_N|$

Esempio 44. Vediamo un esempio:



abbiamo che (N, M) , con $M = \{s1, s2\}$ è vivo e infatti:

$$PRESETS_N = \{1\}, \{s1, s2\}, \{s2\}, \{s3, s4\}\}$$

quindi $|PRESETS_N| = 4$. Si calcola che $\text{rango}(N) = 2$ e quindi si ha: $\text{rango}(N) < |PRESETS_N|$.

Riprendiamo la rete free-choice non WF:



si ha $\text{rango}(N) = 4$ e $|\text{PRESETS}_N| = 4$. Si ha quindi $\text{rango}(N) \not\leq |\text{PRESETS}_N|$ infatti non esiste una marcatura tale che (N, M) sia vivo.

Teoremi del Rango per Reti Free-Choice

Studiamo il caso particolare delle reti Free-Choice (che prevede che se due condizioni sono in conflitto allora hanno le stesse precondizioni e viceversa per posti e conflitti).

Definizione 66. Sia $N = (P, T, F)$ una rete Free-Choice. Si ha che valgono le seguenti proprietà (utili per poi definire il teorema del rango):

- $\forall t_1, t_2 \in [t] \bullet t_1 = \bullet t_2$, ovvero per ogni coppia di due transizioni dello stesso cluster si ha che queste condividono le stesse precondizioni
- $\forall s \in \bullet[t], ' \in [t] (s, t') \in F$, ovvero preso un posto che è precondizione di un cluster allora per ogni transizione del cluster si ha che tale posto è precondizione di quella transizione, ovvero esiste un arco tra quel posto e ogni transizione del cluster
- $\forall s_1, s_2 \in \bullet[t] s_1^\bullet = s_2^\bullet = [t]$, ovvero per ogni coppia di preposti di un cluster questi hanno le medesime post-transizioni, che sono tutte le transizioni del cluster stesso
- $|\text{CC}_N| = |\text{PRESETS}_N|$, ovvero ogni preset è una precondizione del cluster, quindi cluster e presets hanno la stessa cardinalità (presupponendo che le transizioni abbiano almeno una precondizione, fattore garantito dal fatto che si studiano reti strettamente connesse). Ogni cluster ha un unico insieme di precondizioni

Si ha quindi che la **proprietà fondamentale delle reti Free-Choice** può essere espressa in termini di cluster:

se una marcatura M abilita t , allora M abilita ogni transizione $t' \in [t]$, quindi abilita ogni transizione del cluster (avendo precondizioni comuni)

Avendo che $|CC_N| = |PRESETS_N|$ si ha che le due condizioni (una necessaria e una sufficiente) espresse nei due teoremi del rango collassano in una sola **condizione necessaria e sufficiente** nel caso di reti Free-Choice:

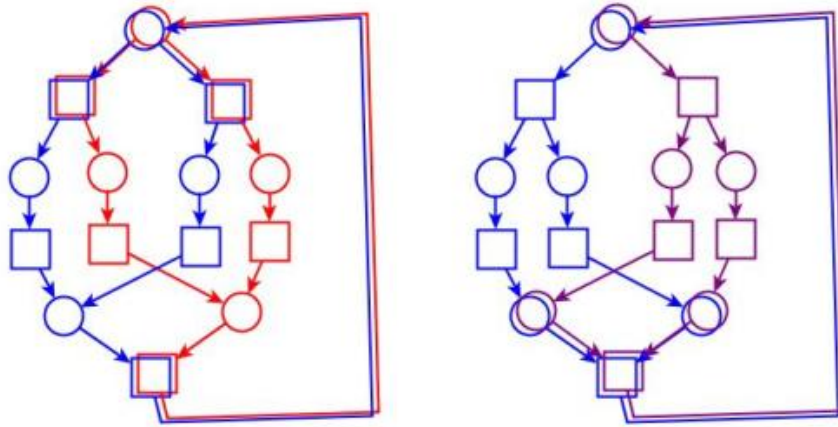
Teorema 31. *Si ha quindi **teorema del rango per reti Free-Choice**, che è appunto una **condizione necessaria e sufficiente**.*

*Sia $N = (P, T, F)$ una rete Free-choice. Si ha che N è **WF** (che ricordiamo implica vivezza e limitatezza) sse:*

- N è **debolmente connessa**
- N **coperta da S -invarianti** (che garantisce la limitatezza)
- N **coperta da T -invarianti**
- $\text{rango}(N) = |CC_N| - 1 = |PRESETS_N| - 1$

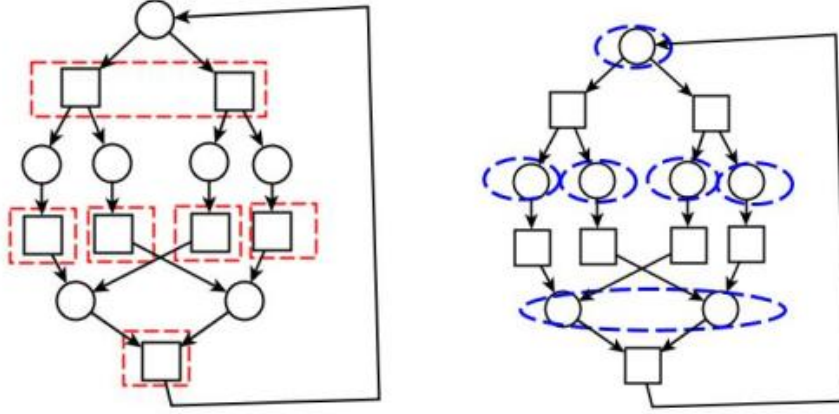
Si ricorda che questo vale unicamente per reti Free-Choice

Esempio 45. Vediamo quindi un esempio con una rete Free-Choice:



la rete è connessa, coperta da 2 S -invarianti (identificati nell'immagine a sinistra) e 2 T -invarianti (nell'immagine di destra).

Possiamo quindi identificare cluster e PRESETS:



Si ha quindi che:

$$CC_N = PRESETS_N = 6$$

e si può calcolare che il rango è pari a 5 (avendo 7 posti, 7 transizioni, 2 S -invarianti e 2 T -invarianti).

Si ha quindi che:

$$rango(N) = |CC_N| - 1 = |PRESETS_N| - 1$$

e quindi esiste una marcatura tale che (N, M) è vivo e limitato.

Reti Duali Inverse

Definizione 67. Sia $N = (S, T, F)$ una rete. Si definiscono:

- la **rete inversa (reverse)** di N come:

$$N^R = (S, T, F^{-1})$$

ovvero la rete ottenuta invertendo il verso degli archi nella rete di partenza

- la **rete duale (dual)** di N come:

$$N^d = (T, S, F)$$

ovvero la rete ottenuta invertendo posti e transizioni nella rete di partenza

- la **rete duale inversa (reverse dual)** di N come:

$$N^{Rd} = (T, S, F^{-1})$$

ovvero la rete ottenuta invertendo posti e transizioni e invertendo il verso degli archi nella rete di partenza



Figura 2.95: Esempio di rete a sinistra con la sua rete duale inversa a destra. In questo caso le due reti non sono Free-Choice. Si nota inoltre che la rete a sinistra non è deadlock-free (e quindi non viva) mentre quella a destra non è limitata. Entrambe quindi non sono WF

ovviamente se calcolo la rete inversa duale di una rete due volte ottengo la rete di partenza. Se nell'esempio sopra chiamo N la rete a sinistra e N' quella di destra ho che:

- $N = N'^{Rd}$
- $N' = N^{Rd}$

quindi, formalmente:

$$N_i = (N_i^{Rd})^{Rd}$$

Vediamo quindi le proprietà delle reti duali inverse:

- la matrice di incidenza di N^{Rd} è la matrice trasposta di N , ovvero, formalmente:

$$N^{Rd} = N^T$$

di conseguenza si ha anche che:

$$rango(N) = rango(N^{Rd})$$

- numero di cluster in N e in N^{Rd} è lo stesso

- ogni S-invariante (S-componente) di N è un T-invariante (T-componente) di N^{Rd}
- ogni T-invariante (T-componente) di N è un S-invariante (S-componente) di N^{Rd}
- se N è una rete Free-Choice allora anche N^{Rd} è una rete Free-Choice

Dal Teorema del rango per reti Free-Choice e dalle precedenti proprietà segue il seguente corollario:

Corollario 4. *Una rete connessa N è **Free-Choice Well Formed** sse la rete duale inversa N^{Rd} è **Free-Choice Well Formed**. Questa è una condizione necessaria e sufficiente e quindi vale in entrambi i versi. Questo corollario vale solo per le reti Free-Choice*

Esempio 46. Vediamo un esempio con 3 reti (da sinistra N_1 , N_2 e N_3):



si nota che:

- $N_1^{Rd} = N_2$
- $N_1 = N_1^{Rd}$, in quanto N_2 è isomorfa a N_1 (è solo ruotata di 180°)
- $N_2 = N_3^R$
- $N_3 = N_3^{Rd}$ in quanto N_2 è isomorfa a N_3^d (è solo ruotata di 180°)
- N_1 è una rete Free-Choice Well Formed (e quindi per il corollario lo è anche N_2 , che alla fine è N_1 stessa)
- N_3 è una rete Free-Choice non Well Formed

Prova del Primo Teorema del Rango

Questa parte è facoltativa.

Ricordiamo quanto enunciato nel primo teorema del rango (che ricordiamo essere una condizione sufficiente) per reti marcate non necessariamente Free-Choice:

Sia $N = (P, T, F)$ debolmente connessa, coperta da S -invarianti e da T -invarianti, allora si ha che:

$$\text{rango}(N) < |CC_N| \Rightarrow \exists M : (N, M) \text{ è vivo}$$

Si suppone che il peso degli archi sia al massimo 1

Dimostrazione. Questa dimostrazione è solo una **traccia** in quanto la dimostrazione reale è particolarmente complessa e richiede diversi lemmi.

La prova avviene **per contraddizione**, cerchiamo quindi di dimostrare che:

$$\text{se } \nexists M : (N, M) \text{ è vivo allora } \text{rango}(N) \geq |CC_N|$$

Si cerca quindi opportuna marcatura M e si costruiscono $|CC_N|$ (quindi tanti quanti i cluster) vettori colonna linearmente indipendenti contenuti in N , in modo di avere il rango almeno uguale alla cardinalità dei cluster (per poter concludere la prova).

Si sceglie M in modo tale che tutti i posti di input di tutti i cluster siano marcati (marcando quindi tutti i posti essendo la rete coperta da S -invarianti e T -invarianti nonché strettamente connessa).

Poiché (N, M) non è vivo con tale marcatura e N è strettamente connessa si può mostrare che c'è una sequenza di transizioni $M[w > M']$ tale che in M' ogni cluster contiene almeno una transizione con qualche input non marcato e con tale marcatura si può mostrare che i vettori coinvolti da questa sequenza sono linearmente indipendenti. Le colonne linearmente indipendenti si costruiscono allora ripercorrendo a ritroso la sequenza w e registrando, per ogni cluster, l'ultima transizione in w . Si può mostrare che le colonne corrispondenti sono linearmente indipendenti e poichè w contiene almeno una transizione per ogni cluster, il numero di transizioni così ottenute è uguale a $|CC_N|$. Trovando quindi almeno una transizione per ogni cluster il numero di transizioni ottenute è uguale alla cardinalità del cluster e quindi il rango della matrice è uguale alla cardinalità del cluster. Avendo quindi trovato una marcatura M adeguata siamo davanti ad una contraddizione \square

Esempio 47. Aiutiamo questo studio con un esempio di una rete Free-Choice non viva (cluster segnalati nelle zone rosse). Seguo la prova ottenendo la rete a sinistra:



In (N, M) tutti i posti di input di tutti i cluster sono marcati mentre in (N, M') ogni cluster ha almeno un input non marcato.

Cerco quindi una sequenza che mi porti da M a M' e trovo che:

$$M[t_6 t_5 t_4 t_4 t_4 t_2 t_2 t_2 > M'$$

Si ha che t_2, t_4, t_5 e t_6 sono vettori linearmente indipendenti Quindi ho che:

$$|\{t_2, t_4, t_5, t_6\}| = |CC_N| = 4$$

e quindi $\text{rango}(N) \geq |CC_N|$.

Studiando poi la matrice della rete:

N	t1	t2	t3	t4	t5	t6
s1	-1	-1			1	1
s2			-1	-1	1	1
s3	1					-1
s4		1			-1	
s5			1		-1	
s6				1		-1

e si scopre che:

- $t_1 = -(t_6 + t_4)$
- $t_3 = -(t_5 + t_2)$

si ha quindi che $\text{rango}(N) = 4$.

Si conclude che non esiste una marcatura tale che (N, M) sia vivo (M' è in deadlock) e infatti, per il teorema, non è vero che $\text{rango}(N) < |CC_N|$

Capitolo 3

Logica PLTL e Model Checking

3.1 Ripasso Logica Proposizionale

Si ringrazia [Marco Natali](#)¹ per questo ripasso

La logica è lo studio del ragionamento e dell'argomentazione e, in particolare, dei procedimenti inferenziali, rivolti a chiarire quali procedimenti di pensiero siano validi e quali no. Vi sono molteplici tipologie di logiche, come ad esempio la logica classica e le logiche costruttive, tutte accomunate di essere composte da 3 elementi:

- **Linguaggio:** insieme di simboli utilizzati nella Logica per definire le cose
- **Sintassi:** insieme di regole che determina quali elementi appartengono o meno al linguaggio
- **Semantica:** permette di dare un significato alle formule del linguaggio e determinare se rappresentano o meno la verità.

Noi ci occupiamo della logica Classica che si compone in *logica proposizionale* e *logica predicativa*.

La logica proposizionale è un tipo di logica classica che presenta come caratteristica quella di essere un linguaggio limitato in quanto si possono esprimere soltanto proposizioni senza avere la possibilità di estenderla a una classe di persone.

¹Link al repository: <https://github.com/bigboss98/appunti/tree/master/Fondamenti>

3.1.1 Sintassi

Il linguaggio di una logica proposizionale è composto dai seguenti elementi:

- Variabili Proposizionali: $P, Q, R \dots$
- Connettivi Proposizionali: $\wedge, \vee, \neg, \rightarrow, \iff$
- Simboli Ausiliari: $(,)$
- Costanti: T, F

La sintassi di un linguaggio è composta da una serie di formule ben formate (FBF) definite induttivamente nel seguente modo:

1. Le costanti e le variabili proposizionali $\in FBF$.
2. Se A e $B \in FBF$ allora $(A \wedge B), (A \vee B), (\neg A), (A \rightarrow B), (A \iff B), TA$ e FA sono delle formule ben formate.
3. nient'altro è una formula

Esempio 48. Vediamo degli esempi:

- $(P \wedge Q) \in Fbf$ è una formula ben formata
- $(PQ \wedge R) \notin Fbf$ in quanto non si rispetta la sintassi del linguaggio definita.

Definizione 68. Sia $A \in FBF$, l'insieme delle sottoformule di A è definito come segue:

1. Se A è una costante o variabile proposizionale allora A stessa è la sua sottoformula
2. Se A è una formula del tipo $(\neg A')$ allora le sottoformule di A sono A stessa e le sottoformule di A' ; \neg è detto connettivo principale e A' sottoformula immediata di A .
3. Se A è una formula del tipo $B \circ C$, allora le sottoformule di A sono A stessa e le sottoformule di B e C ; \circ è il connettivo principale e B e C sono le due sottoformule immediate di A .

È possibile ridurre ed eliminare delle parentesi attraverso l'introduzione della precedenza tra gli operatori, che è definita come segue:

$\neg, \wedge, \vee, \rightarrow, \iff$.

In assenza di parentesi una formula va parentizzata privilegiando le sottoformule i cui connettivi principali hanno la precedenza più alta. In caso di parità di precedenza vi è la convenzione di associare da destra a sinistra.

Esempio:

$\neg A \wedge (\neg B \rightarrow C) \vee D$ diventa $((\neg A) \wedge ((\neg B) \rightarrow C) \vee D)$.

Definizione 69. *Un albero sintattico T è un albero binario coi nodi etichettati da simboli di L , che rappresenta la scomposizione di una formula ben formata X definita come segue:*

1. Se X è una formula atomica, l'albero binario che la rappresenta è composto soltanto dal nodo etichettato con X
2. Se $X = A \circ B$, X è rappresentata da un albero binario che ha la radice etichettata con \circ , i cui figli sinistri e destri sono la rappresentazione di A e B
3. Se $X = \neg A$, X è rappresentato dall'albero binario con radice etichettata con \neg , il cui figlio è la rappresentazione di A

Poiché una formula è definita mediante un albero sintattico, le proprietà di una formula possono essere dimostrate mediante induzione strutturale sulla formula, ossia dimostrare che la proprietà di una formula soddisfi i seguenti 3 casi:

- è verificata la proprietà per tutte le formule atomo A
- supposta verifica la proprietà per A , si verifica che la proprietà è verificata per $\neg A$
- supposta la proprietà verificata per A_1 e A_2 , si verifica che la proprietà è verifica per $A_1 \circ A_2$, per ogni connettivo \circ .

3.1.2 Semantica

La semantica di una logica consente di dare un significato e un interpretazione alle formule del Linguaggio.

Definizione 70. Sia data una formula proposizionale P e sia P_1, \dots, P_n , l'insieme degli atomi che compaiono nella formula A . Si definisce come interpretazione una funzione $v : \{P_1, \dots, P_n\} \mapsto \{T, F\}$ che attribuisce un valore di verità a ciascun atomo della formula A .

I connettivi della Logica Proporzionale hanno i seguenti valori di verità:

A	B	$A \wedge B$	$A \vee B$	$\neg A$	$A \Rightarrow B$	$A \iff B$
F	F	F	F	T	T	T
F	T	F	T	T	T	F
T	F	F	T	F	F	F
T	T	T	T	F	T	T

Essendo ogni formula A definita mediante un unico albero sintattico, l'interpretazione v è ben definito e ciò comporta che data una formula A e un'interpretazione v , eseguita la definizione induttiva dei valori di verità, si ottiene un unico $v(A)$.

Definizione 71. Una formula nella logica proposizionale può essere di diversi tipi:

- **valida o tautologica:** la formula è soddisfatta da qualsiasi valutazione della Formula
- **Soddisfacibile non Tautologica:** la formula è soddisfatta da qualche valutazione della formula ma non da tutte.
- **falsificabile:** la formula non è soddisfatta da qualche valutazione della formula.
- **Contraddizione:** la formula non viene mai soddisfatta

Teorema 32. Si ha che:

- A è una formula valida se e solo se $\neg A$ è insoddisfacibile.
- A è soddisfacibile se e solo se $\neg A$ è falsificabile

Modelli e decidibilità

Si definisce *modello*, indicato con $M \models A$, tutte le valutazioni booleane che rendono vera la formula A . Si definisce *contromodello*, indicato con $M \not\models A$, tutte le valutazioni booleane che rendono falsa la formula A .

La logica proposizionale è decidibile (posso sempre verificare il significato di una formula). Esiste infatti una procedura effettiva che stabilisce la validità o no di una formula, o se questa ad esempio è una tautologia. In particolare il verificare se una proposizione è tautologica o meno è l'operazione di decidibilità principale che si svolge nel calcolo proposizionale.

Definizione 72. Se $M \models A$ per tutti gli M , allora A è una tautologia e si indica $\models A$

Definizione 73. Se $M \models A$ per qualche M , allora A è soddisfacibile

Definizione 74. Se $M \not\models A$ non è soddisfatta da nessun M , allora A è insoddisfacibile

3.1.3 Equivalenze Logiche

Date due formule A e B , si dice che A è *logicamente equivalente* a B , indicato con $A \equiv B$, se e solo se per ogni interpretazione v risulta $v(A) = v(B)$.

Nella logica proposizionale sono definite le seguenti equivalenze logiche, indicate con \equiv :

1. Idempotenza:

$$A \vee A \equiv A$$

$$A \wedge A \equiv A$$

2. Associatività:

$$A \vee (B \vee C) \equiv (A \vee B) \vee C$$

$$A \wedge (B \wedge C) \equiv (A \wedge B) \wedge C$$

3. Commutatività:

$$A \vee B \equiv B \vee A$$

$$A \wedge B \equiv B \wedge A$$

4. **Distributività:**

$$\begin{aligned} A \vee (B \wedge C) &\equiv (A \vee B) \wedge (A \vee C) \\ A \wedge (B \vee C) &\equiv (A \wedge B) \vee (A \wedge C) \end{aligned}$$

5. **Assorbimento:**

$$A \vee (A \wedge B) \equiv A \quad A \wedge (A \vee B) \equiv A$$

6. **Doppia negazione:**

$$\neg \neg A \equiv A$$

7. **Leggi di De Morgan:**

$$\begin{aligned} \neg(A \vee B) &\equiv \neg A \wedge \neg B \\ \neg(A \wedge B) &\equiv \neg A \vee \neg B \end{aligned}$$

8. **Terzo escluso:**

$$A \vee \neg A \equiv T$$

9. **Contrapposizione:**

$$A \rightarrow B \equiv \neg B \rightarrow \neg A$$

10. **Contraddizione**

$$A \wedge \neg A \equiv F$$

Completezza di insiemi di Connettivi

Un insieme di connettivi logici è completo se mediante i suoi connettivi si può esprimere un qualunque altro connettivo. Nella logica proposizionale valgono anche le seguenti equivalenze, utili per ridurre il linguaggio:

$$\begin{aligned} (A \rightarrow B) &\equiv (\neg A \vee B) \\ (A \vee B) &\equiv \neg(\neg A \wedge \neg B) \\ (A \wedge B) &\equiv \neg(\neg A \vee \neg B) \\ (A \iff B) &\equiv (A \rightarrow B) \wedge (B \rightarrow A) \end{aligned}$$

L'insieme dei connettivi $\{\neg, \vee, \wedge\}$, $\{\neg, \wedge\}$ e $\{\neg, \vee\}$ sono completi e ciò è facilmente dimostrabile utilizzando le seguenti equivalenze logiche.

3.2 Logica PLTL

La semplice logica proposizionale ha però dei limiti, si introduce quindi la **logica PLTL** (***Propositional Linear Time Logic***) che introduce il concetto di **tempo**, in ottica **lineare**, nel processo logico.

La logica PLTL viene usata per **model checking** e lo scopo generale che ci si propone è quello di presentare un approccio formale alla progettazione e all'implementazione di sistemi basato su un linguaggio formale che permetta di specificarli e ragionare sulle loro proprietà. Si vogliono studiare sia sistemi grandi, come software o addirittura sistemi operativi, che piccoli, come per esempio una coppia di semafori. Tutti questi sistemi hanno però la medesima caratteristica, ovvero assumono in ogni **istante di tempo** un determinato **stato** definito dalle **variabili** del sistema stesso. Si hanno quindi nel sistema, in ogni istante di tempo:

- uno **stato**, univocamente definito dai valori delle variabili
- una **transizione** che segnala un passaggio da uno stato ad un altro
- una **computazione** che rappresenta una sequenza di stati di cui ogni coppia forma una transizione. Si introduce quindi il concetto **temporale**

Il **tempo** viene pensato come un oggetto discreto, cadenzato dalle transizioni, su cui può essere definita anche una relazione d'ordine (potrebbe servire che un processo termini prima, dopo o nello stesso tempo di un altro).

Definizione 75. Si definisce ***sistema reattivo*** una componente:

- *non terminante e interattivo*
- *che può leggere il proprio input non solo all'inizio della computazione e che può produrre output non solo alla fine della sua computazione (si possono quindi avere multipli input e multipli output)*
- *che interagisce con altri componenti distribuiti o concorrenti*

Si hanno però sistemi non terminanti che usano un numero **finito** di variabili e di conseguenza si ha un numero di stati, in cui transita il sistema, **finito**. Si hanno infatti sistemi di transizione finiti che “*comprimono*” sistemi non terminanti, con computazioni di lunghezza infinita, in una rappresentazione finita.

Si ricorda che si possono inoltre categorizzare le proprietà che vogliamo specificare come:

- **proprietà di safety**
- **proprietà di liveness**
- **proprietà di fairness**

Si può quindi già intuire che:

le logiche temporali sono frammenti della logica del primo ordine

Infatti con le logiche temporali, come la *logica PLTL*, si supera il limite di rappresentazione temporale della logica proposizionale, permettendo, per esempio, di rappresentare proposizioni del tipo “*prima o poi*”, “*accade sempre che*” *etc.*...

Si ha un **tempo lineare e discreto**, che si può pensare di rappresentare nella logica classica proposizionale (per esempio come indice) ma questo comporta il doversi dotare di infinite variabili proposizionali (corrispondenti ad ogni “*step*” temporale) e comporta l’ottenimento di una formula proposizionale di lunghezza infinita. Si può pensare di passare allo studio di questi casi con la *logica predicativa* ma sarebbe ben più del necessario, in quanto le procedure sarebbero di complessità molto elevata, a causa della grande espressività della logica predicativa. Inoltre la logica dei predicati è indecidibile.

Si cerca quindi la via di mezzo cercando logiche specializzate, meno espressive della logica predicativa ma decidibili rispetto ai problemi presi in considerazione. Si cerca una logica con procedure efficienti rispetto all’ampiezza della descrizione del problema in analisi (ovvero tipicamente l’ampiezza del sistema di transizioni), che è direttamente proporzionale al numero di stati del sistema (lineare rispetto al numero degli stati), e rispetto alla lunghezza della formula che esprime la proprietà da testare.

3.2.1 Sintassi

Vediamo innanzitutto la **sintassi** della logica PLTL.

Si ha a che fare con un *vocabolario* più ampio rispetto a quelli della logica proposizionale, vengono infatti aggiunti dei **connettivi** utili alla rappresentazione temporale richiesta.

Definizione 76. *Nella logica PLTL, oltre ai connettivi logici classici della logica proposizionale, si definiscono i seguenti connettivi:*

- **X**, detto anche **next** o **tomorrow**. È un connettivo unario e viene rappresentato con \circ
- **F**, detto anche **sometime** o **future**. È un connettivo unario e viene rappresentato con \diamond
- **G**, detto anche **globally** o **always**. È un connettivo unario e viene rappresentato con \square
- **U**, detto anche **until**. È un connettivo binario

Viene inoltre indicato con V l'**insieme delle variabili proposizionali**, variabili che hanno lo stesso significato della logica proposizionale, quindi ogni variabile corrisponde ad una singola proposizione del linguaggio naturale.

Definizione 77. *Diamo ora una definizione, formale, procedendo per induzione di **formula** del linguaggio PLTL (definendo così l'aspetto sintattico della logica PLTL):*

- $\forall p \in V$ vale che p è una formula del linguaggio PLTL, ovvero le variabili proposizionali della logica classica sono formule del linguaggio PLTL. Questa è una formula atomica
- i simboli \top (detto anche *true* che semanticamente semplifica una tautologia) e \perp (detto anche *false* o *bottom* che semanticamente specifica una formula sempre falsa, ovvero una contraddizione) sono formule del linguaggio PLTL. Anche questa è una formula atomica
- se A è una formula del linguaggio PLTL allora lo sono anche:

- * $\neg A$
- * **X** A
- * **F** A
- * **G** A

- se A e B sono formule del linguaggio PLTL allora lo sono anche:

- * $A \rightarrow B$
- * $A \wedge B$
- * $A \vee B$
- * $A \cup B$

- nient'altro appartiene all'insieme delle formule del linguaggio PLTL

Quindi si nota come **l'insieme delle formule PLTL contiene quello delle formule classiche della logica proporzionale**. Si ha quindi che l'insieme delle formule PLTL non è altro che un'estensione di quello delle formule classiche della logica proposizionale.

Definizione 78. La sintassi delle formule del linguaggio PLTL possono essere definite usando anche la notazione **BNF (Backus-Naur Form o Backus Normal Form)**, ovvero, $\forall p \in V$:

$$A ::= p \mid \top \mid \perp \mid (\neg A) \mid (A \wedge A) \mid (A \vee A) \mid (A \rightarrow A) \mid (\mathbf{X}A) \mid \mathbf{F}A \mid \mathbf{G}A \mid (A \cup A)$$

Non si è usata quindi una definizione ricorsiva ma viene invece usata una **grammatica**

La BNF (Backus-Naur Form o Backus Normal Form) è una metasintassi, ovvero un formalismo attraverso cui è possibile descrivere la sintassi di linguaggi formali (il prefisso meta ha proprio a che vedere con la natura circolare di questa definizione). Si tratta di uno strumento molto usato per descrivere in modo preciso e non ambiguo la sintassi dei linguaggi di programmazione, dei protocolli di rete e così via, benché non manchino in letteratura esempi di sue applicazioni a contesti anche non informatici e addirittura non tecnologici. La BNF viene usata nella maggior parte dei testi sulla teoria dei linguaggi di programmazione e in molti testi introduttivi su specifici linguaggi.

In termini formali, la BNF può essere vista come un formalismo per descrivere grammatiche libere dal contesto.

Una specifica BNF è un insieme di regole di derivazione ciascuna espressa nella forma:

$$\langle \text{simbolo} \rangle ::= _ \text{espressione} _$$

3.2.2 Semantica

Definizione 79. La **semantica**, ovvero il significato dei connettivi della logica PLTL, è data usando i cosiddetti **modelli lineari** (si ricorda l'uso di un tempo lineare).

Si consideri una struttura algebrica di questo tipo:

$$M = \langle S, \rho, \rightarrow, \Vdash \rangle$$

dove:

- S è un **insieme infinito di stati**, detti anche **mondi**
- $\rho \in S$ è uno stato del modello detto anche **root** o **radice**. In tale stato viene codificato il **tempo zero**
- \rightarrow è una relazione binaria su S detta **relazione di transizione** la quale introduce un **ordinamento lineare** sugli elementi di S . Si ha quindi che:

$$\rightarrow \subseteq S \times S$$

e, $\forall \alpha \in S$, **esiste ed è unico** $\beta \in S$ tale che vale:

$$\alpha \rightarrow \beta$$

Preso quindi uno stato qualsiasi ho un solo modo per passare ad un altro stato (esiste quindi un “prima” e un “dopo”).

Inoltre vale che, $\forall \alpha \in S$, $\alpha \not\rightarrow \rho$, dove $\rho \in S$ è l'unico elemento di S a godere di questa proprietà (in quanto ρ codifica il tempo zero).

- \Vdash è una relazione binaria, inclusa in $S \times V$, detta **relazione di soddisfacibilità**. Solitamente con $\alpha \Vdash$ si indica che $(\alpha,) \in \Vdash$ è valido, ovvero che α **soddisfa** p , con $\alpha \in S$ e $p \in V$

La struttura M viene detta **modello per PLTL**.

Si nota come questi modelli lineari seguano un ordinamento simile a quello che si ha tra i numeri in \mathbb{N} .

Si nota come la semantica della logica PLTL sia drasticamente più complessa di quella della logica classica proposizionale

Bisogna dare ora significato ai connettivi PLTL. Per i connettivi della logica proposizionale si usano tavole di verità e induzione ma per la logica PLTL le cose sono un po' diverse.

Per dare un significato alle formule del linguaggio PLTL bisogna basarsi sui modelli per PLTL

Definizione 80. *Siano:*

- $M = \langle S, \rho, \rightarrow, \Vdash \rangle$ un modello per PLTL
- $\alpha \in S$ uno stato
- A una formula del linguaggio PLTL

si ha che la **soddisfacibilità** di A nello stato α di M viene indicata con:

$$(M, \alpha) \Vdash A$$

e tale soddisfacibilità (o verità) della formula A viene definita per induzione sulla struttura di A nel seguente modo:

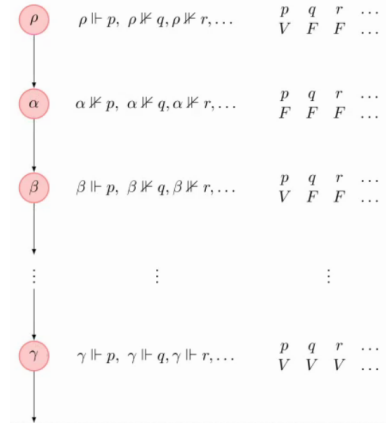
1. se A è una variabile proposizionale allora vale $(M, \alpha) \Vdash A$ sse $\alpha \Vdash A$ per la relazione \Vdash definita da M . Questo è un **caso base**
2. se A è \top allora vale $(M, \alpha) \Vdash \top$, ovvero il true è **soddisfatto o forzato** ovunque. Il simbolo true è vero in ogni stato e in ogni modello (siamo nel concetto di tautologia). Questo è un **caso base**
3. se A è \perp allora vale $(M, \alpha) \nVdash \perp$, ovvero il false non è mai soddisfatto qualsiasi sia lo stato. Questo è un **caso base**
4. se A è $B \wedge C$ (con B e C formule PLTL) allora vale $(M, \alpha) \Vdash B \wedge C$ sse $(M, \alpha) \Vdash B$ e $(M, \alpha) \Vdash C$
5. se A è $B \vee C$ (con B e C formule PLTL) allora vale $(M, \alpha) \Vdash B \vee C$ sse $(M, \alpha) \Vdash B$ oppure $(M, \alpha) \Vdash C$
6. se A è $B \rightarrow C$ (con B e C formule PLTL) allora vale $(M, \alpha) \Vdash B \rightarrow C$ sse $(M, \alpha) \nVdash B$ oppure $(M, \alpha) \Vdash C$
7. se A è $\neg B$ (con B formula PLTL) allora vale $(M, \alpha) \Vdash \neg B$ sse vale $(M, \alpha) \nVdash B$

8. se A è del tipo $\mathbf{X} B$ allora vale $(M, \alpha) \models \mathbf{X} B$ sse vale $(M, \beta) \models B$ (ovvero quando B è soddisfatto nello stato β di M), dove $\beta \in S$ è lo stato successivo (nonché unico) ad α , ovvero si ha $\alpha \rightarrow \beta$
9. se A è del tipo $\mathbf{F} B$ allora vale $(M, \alpha) \models \mathbf{F} B$ sse esiste una sequenza finita $\alpha_0 \rightarrow \alpha_1 \rightarrow \dots \rightarrow \alpha_n$, con $\alpha = \alpha_0$ e $n \geq 0$, tale che $(M, \alpha_n) \models B$ (ovvero sse esiste un punto “nel futuro”, ovvero α_n , che però potrebbe anche essere α_0 , dove la formula B è soddisfatta)
10. se A è del tipo $B \mathbf{U} C$ allora vale $(M, \alpha) \models B \mathbf{U} C$ sse esiste una sequenza finita $\alpha_0 \rightarrow \alpha_1 \rightarrow \dots \rightarrow \alpha_n$, con $\alpha = \alpha_0$ e $n \geq 0$, tale che $(M, \alpha_n) \models C$ e tale che $(M, \alpha_i) \models B$, $i = 0, 1, \dots, n-1$ (ovvero deve esistere uno stato “nel futuro” di α che soddisfa C e uno stato intermedio a quello che soddisfa C che soddisfa B)
11. se A è del tipo $\mathbf{G} B$ allora vale $(M, \alpha) \models \mathbf{G} B$ sse $(M, \alpha) \models B$ e $(M, \beta) \models \mathbf{G} B$ dove $\beta \in S$ è lo stato successivo (nonché unico) ad α , ovvero si ha $\alpha \rightarrow \beta$ (ovvero sse nello stato α è soddisfatto B e nello stato β è soddisfatto $\mathbf{G} B$). Questa è una definizione ricorsiva (anche se uso $\mathbf{G} B$ su uno stato successivo ad α)

I primi 3 punti sono i casi base, quelli successivi sono i passi induttivi.

I primi 7 punti sono simili a quelli della logica proposizionale, se ci limitiamo ad un solo mondo

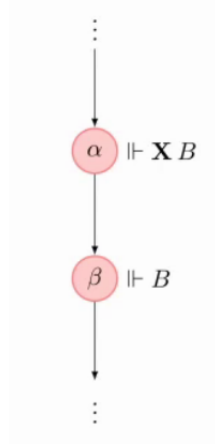
Esempio 49. Graficamente si ha qualcosa del tipo:



che prosegue infinitamente. Si nota che in ogni stato si specifica se una variabile proposizionale (che sono infinite) è soddisfatta e, per ciascuna variabile, si definisce una sorta di tabella di verità, che specificare la soddisfacibilità di una variabile in un determinato stato

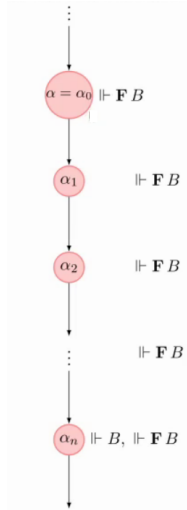
Si nota che la definizione di **modello PLTL** non esclude che due stati diversi possano soddisfare le stesse variabili, ovvero che si possano comportare nello stesso modo (*come se nulla cambiasse nel tempo*).

Esempio 50. Possiamo anche, per esempio, dare una rappresentazione grafica dei nuovi connettivi, per esempio del **next**:



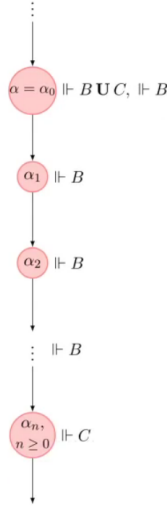
Ovvero in α è soddisfatto B , $\alpha \models XB$, sse nello stato successivo β è soddisfatto B .

Vediamo anche il connettivo **future**:

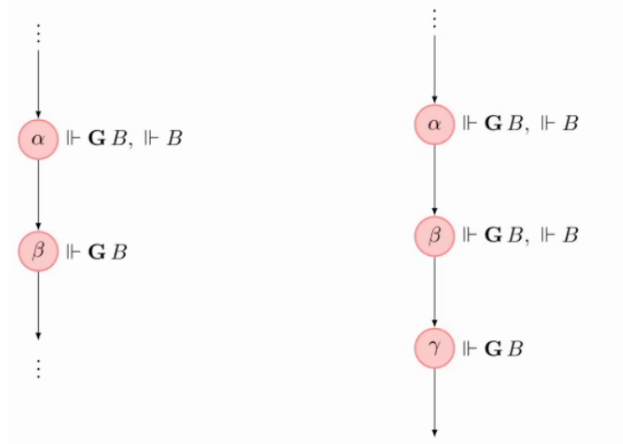


Si nota che se posso affermare che nello stato α si possa affermare FB allora tutti gli elementi della sequenza finita possono affermare FB (compreso l'ultimo stato stesso e compresa l'ipotetica radice).

Questa proprietà è detta **persistenza all'indietro**, ovvero se un certo stato soddisfa una formula nel futuro allora tutti gli stati nell'intervallo possono fare la medesima affermazione (estremi inclusi).
Vediamo ora il connettivo **until**:



Se però si avesse un lasso di tempo nullo non avrei bisogno della soddisfacibilità di B (infatti si ha che $(M, \alpha_i) \models B$, $i = 0, 1, \dots, n - 1$).
Vediamo infine il connettivo **globally**:



si può letteralmente visualizzare la definizione ricorsiva del connettivo. Si crea una catena di stati che soddisfano sempre B e anche $\mathbf{G} B$. Si dice che $\mathbf{G} B$ è **persistente in avanti**, ovvero dal tempo iniziale in cui si afferma un globally si avrà che in ogni stato sarà affermato il globally.

Vediamo un esempio di modello infinito:

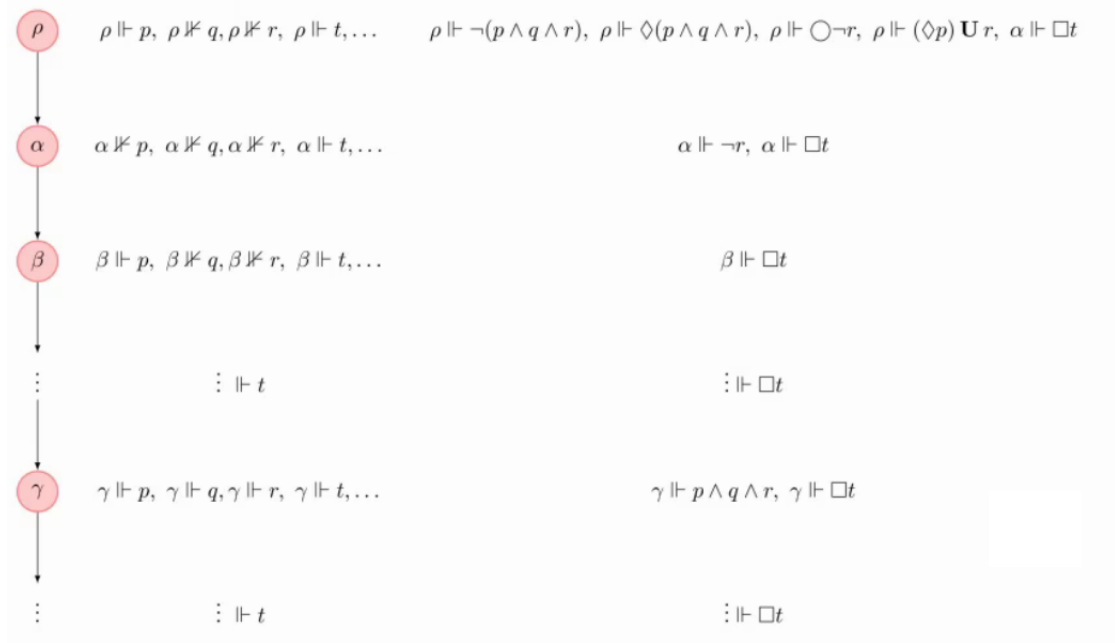


Figura 3.1: Esempio pratico di un modello PLTL con la rappresentazione dei vari connettivi logici. **Errata corrige:** nella prima riga, a destra, non è $\alpha \models \Box t$ bensì $\rho \models \Box t$

In questo modello la variabile proporzionale t è sempre soddisfatta, in ogni stato, e quindi si ha che vale la relazione:

$$\theta \models t, \forall \theta \in S$$

Si usa, in generale, la stessa tecnica di analisi della logica proporzionale, partendo dallo studio delle variabili e arrivando gradualmente allo studio della formula finale più complessa

Definizione 81. Quando $(M, \alpha) \models A$ vale diremo che M **soddisfa** A **nello stato** α o che A è **vera nello stato** α **di** M . Quando non dovesse esserci ambiguità circa il modello di cui si parla scriveremo semplicemente $\alpha \models A$ invece di $(M, \alpha) \models A$.

Si nota come sia possibile stabilire un ordinamento lineare tra i vari stati del sistema, avendo una corrispondenza biunivoca tra il modello PLTL è la rappresentazione dei numeri naturali. Si ha quindi che ρ rappresenta lo 0 (il tempo zero) mentre gli archi \rightarrow rappresentano il +1, ovvero il **successore**. Possiamo definire i modelli per PLTL in modo più compatto come una coppia $M = \langle \mathbb{N}, \models \rangle$, con $\models \subseteq \mathbb{N} \times V$. In questo modo \mathbb{N} diventa l'insieme degli stati e, per ogni stato, specifica quali formule atomiche sono soddisfatte. Dato che implicitamente assumiamo che gli elementi di \mathbb{N} si susseguano esattamente nel modo standard, la nozione di soddisfacibilità di formule per il linguaggio PLTL può essere data in modo compatto.

Definizione 82. Siano $M = \langle \mathbb{N}, \models \rangle$ un modello per PLTL, $t \in \mathbb{N}$ e A una formula del linguaggio PLTL.

La **soddisfacibilità di A nello stato (o, detto meglio, al tempo) t di M** , indicata con:

$$(M, t) \models A$$

o più brevemente con:

$$t \models A$$

viene definita per induzione sulla struttura di A come segue:

1. nel caso A sia una variabile proposizionale allora vale $(M, t) \models A$ sse vale $t \models A$ per la relazione \models di M
2. nel caso A sia \top allora vale $(M, t) \models \top$
3. nel caso A sia \perp allora vale $(M, t) \not\models \perp$
4. nel caso A sia $B \wedge C$ allora vale $(M, t) \models B \wedge C$ sse valgono $(M, t) \models B$ e $(M, t) \models C$
5. nel caso A sia $B \vee C$ allora vale $(M, t) \models B \vee C$ sse valgono $(M, t) \models B$ oppure $(M, t) \models C$
6. nel caso A sia $B \rightarrow C$ allora vale $(M, t) \models B \rightarrow C$ sse valgono $(M, t) \not\models B$ oppure $(M, t) \models C$
7. nel caso A sia $\neg B$ allora vale $(M, t) \models \neg B$ sse $(M, t) \not\models B$
8. nel caso A sia del tipo $\mathbf{X}B$ allora vale $(M, t) \models \mathbf{X}B$ sse vale $(M, t+1) \models B$
9. nel caso A sia del tipo $\mathbf{F}B$ allora vale $(M, t) \models \mathbf{F}B$ sse $\exists t' \geq t$ tale che vale $(M, t') \models B$

10. nel caso A sia del tipo $BU C$ allora vale $(M, t) \models BU C$ sse $\exists t' \geq t$ tale che vale $(M, t') \models C$ e, per $t'' = t, \dots, t'$, vale $(M, t'') \models B$
11. nel caso A sia del tipo GA allora vale $(M, t) \models GA$ sse $\forall t' \geq t$ vale $(M, t') \models A$

I connettivi temporali vengono rappresentati in una forma drasticamente più compatta grazie alla rappresentazione mediante numeri naturali.

Quindi, in questa scrittura alternativa, ad ogni stato si associa un numero intero e viceversa ad ogni intero viene associato uno stato. Questa scrittura però non risulta comoda per la rappresentazione dei sistemi P/T , dove non si ha una struttura obbligatoriamente lineare rappresentabile tramite una sequenza di numeri naturali.

Definizione 83. Si definiscono nella logica PLTL i seguenti concetti:

- una formula A è **soddisfacibile** nella logica PLTL se esistono un modello $M = \langle \mathbb{N}, \models \rangle$ ed un tempo $t \in \mathbb{N}$, tale che $(M, t) \models A$
- una formula A è una **tautologia** nella logica PLTL se per ogni modello $M = \langle \mathbb{N}, \models \rangle$ e per ogni tempo $t \in \mathbb{N}$, vale che $(M, t) \models A$
- una formula A è una **contraddizione** nella logica PLTL se $\neg A$ è una tautologia

Si nota l'analogia di questi concetti tra la logica PLTL e la logica classica proporzionale.

Si nota che la soddisfacibilità di una formula al tempo t dipende solo dal tempo t stesso e dai tempi seguenti: non dipende dal tempo passato.

Se una formula è soddisfacibile al tempo t lo è anche nel sotto-modello ottenuto rimuovendo al modello iniziale tutti gli stati precedenti al tempo t .

Si dice che: **lo stato presente ci dice tutto**

3.2.3 Proprietà dei Connettivi Temporali

Definizione 84. Vengono quindi definite alcune proprietà dei connettivi temporali nella logica PLTL:

- se vale $(M, t) \models FA$ allora $\forall t' \leq t$ vale $(M, t') \models FA$, quindi il future è **persistente all'indietro**
- se vale $(M, t) \models GA$ allora $\forall t' \geq t$ vale $(M, t') \models GA$, quindi il globally è **persistente in avanti**

- se vale $(M, t) \not\models A \mathbf{U} B$ allora per definizione del significato di \mathbf{U} ci sono due casi:
 1. non esiste alcuno stato che renda vera B , ovvero $\forall t' \geq t$ vale che $(M, t') \not\models B$. Detto in maniera equivalente $\forall t' \geq t$ vale $(M, t') \models \neg B$, ovvero $(M, t') \models \mathbf{G}\neg B$

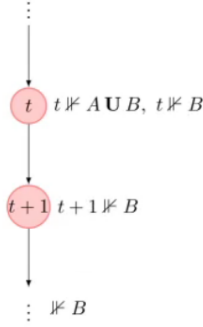


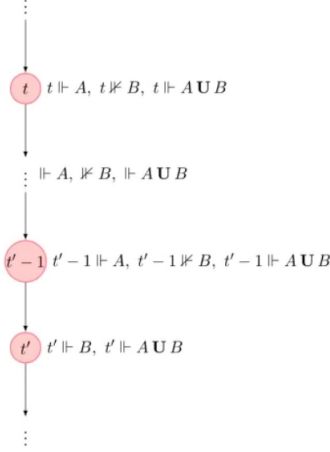
Figura 3.2: Rappresentazione grafica del punto 1

2. si ha che il precedente è falso, ovvero $\exists t' \geq t$ tale che $(M, t') \models B$, quindi t'' tale che $t \leq t'' < t'$ tale che $(M, t'') \not\models A$



Figura 3.3: Rappresentazione grafica del punto 2

- se vale $(M, t) \models B \mathbf{U} C$ allora $\exists t' \geq t$ tale che $(M, t') \models C$ e tale che, per $t'' = t, \dots, t' - 1$, $(M, t'') \models B$. Questo implica che, per $t'' = t, \dots, t'$, $(M, t'') \models B \mathbf{U} C$. Graficamente:

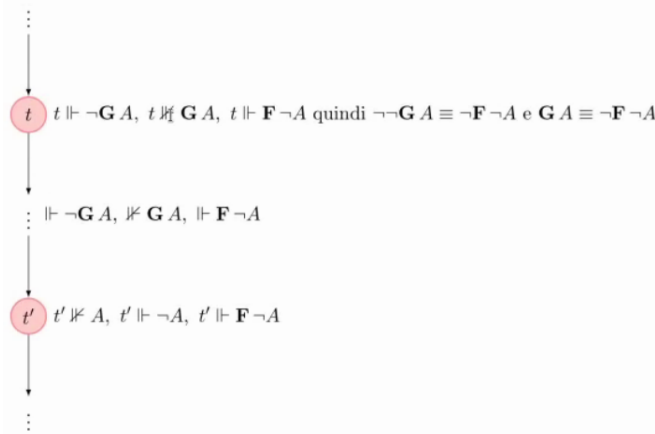


- si ha che $\mathbf{G} A \rightarrow A$ è una **tautologia** in quanto se si ha che $(M, t) \models \mathbf{G} A$ allora si ha che $(M, t) \models A$ per definizione del connettivo globally e per il significato di implicazione

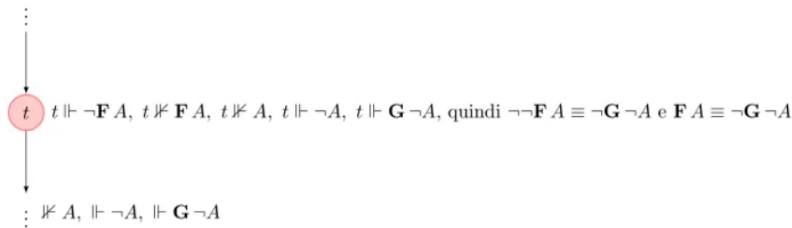
- si ha che $\mathbf{G} A$ è equivalente a $\overbrace{\mathbf{G} \dots \mathbf{G}}^{2 \text{ o più}} A$. Ovvero scrivere n volte \mathbf{G} davanti ad una formula data non ha alcun senso. Si nota che la logica PLTL possa essere vista, in questo caso, come frammento della logica predicativa. Dimostrazione nel file delle esercitazioni
- si ha che $A \rightarrow \mathbf{F} A$ è una tautologia in quanto se si ha che $(M, t) \models A$ allora si ha che $(M, t) \models \mathbf{F} A$ per definizione del connettivo future e per il significato di implicazione

- si ha che $\mathbf{F} A$ è equivalente a $\overbrace{\mathbf{F} \dots \mathbf{F}}^{2 \text{ o più}} A$. Ovvero scrivere n volte \mathbf{F} davanti ad una formula data non ha alcun senso. Si nota che la logica PLTL possa essere vista, in questo caso, come frammento della logica predicativa. Dimostrazione nel file delle esercitazioni
- si ha che $B \rightarrow A \mathbf{U} B$ è una **tautologia** in quanto se si ha che $(M, t) \models B$ allora si ha che $(M, t) \models A \mathbf{U} B$ per definizione del connettivo until e per il significato di implicazione

- si ha che $(A \cup B) \rightarrow \mathbf{F} B$ è una tautologia. Dimostrazione nel file delle esercitazioni
- si ha che $\mathbf{F} A \rightarrow \top \cup A$ è una **tautologia**. Dimostrazione nel file delle esercitazioni
- si ha che $\neg \mathbf{G} A$ è equivalente a $\neg \mathbf{F} A$. Infatti si dimostra che vale $(M, t) \models \neg \mathbf{G} A$ sse vale $(M, t) \not\models \neg \mathbf{F} A$, infatti, per il significato del connettivo \neg , $(M, t) \not\models \mathbf{G} A$ vale sse vale anche $(M, t) \models \mathbf{F} \neg A$. Inoltre, per definizione di \mathbf{G} , si ha che $(M, t) \not\models \mathbf{G} A$ sse $\exists t' \geq t$ tale che vale $(M, t') \models A$ sse, sempre per il significato del connettivo \neg , vale $(M, t') \models \neg A$, che a sua volta vale, per il significato di \mathbf{F} , sse $(M, t) \models \mathbf{F} \neg A$. Graficamente:



- si ha che $\neg \mathbf{F} A$ è equivalente a $\neg \mathbf{G} A$. Infatti si dimostra che vale $(M, t) \models \neg \mathbf{F} A$ sse vale $(M, t) \not\models \neg \mathbf{G} A$, infatti, per il significato del connettivo \neg , $(M, t) \not\models \mathbf{F} A$ vale sse vale anche $(M, t) \models \mathbf{G} \neg A$. Inoltre, per definizione di \mathbf{G} , si ha che $(M, t) \not\models \mathbf{F} A$ sse $\forall t' \geq t$ vale $(M, t') \models A$ sse, sempre per il significato del connettivo \neg , vale $(M, t') \models \neg A$, che a sua volta vale, per il significato di \mathbf{G} , sse $(M, t) \models \mathbf{G} \neg A$. Graficamente:



- si ha che $\mathbf{G} A$ è equivalente a $\neg(\top \mathbf{U} \neg A)$. Bisogna dimostrare che vale $(M, t) \models \mathbf{G} A$ sse vale $(M, t) \models \neg(\top \mathbf{U} \neg A)$. Per il significato di \neg si che $(M, t) \models \mathbf{G} A$ vale sse vale $(M, t) \not\models \top \mathbf{U} \neg A$. Se si suppone che $(M, t) \models \mathbf{G} A$ vale allora si ha che, $\forall t' \geq t$, valgono:

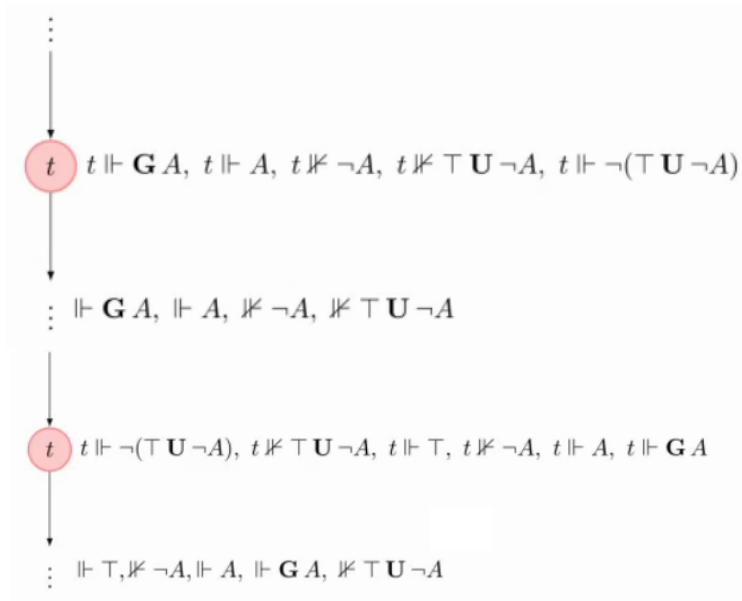
- $(M, t') \models A$
- $(M, t') \not\models \neg A$

Dato che non si può esibire un tempo $t' \geq t$ tale che $(M, t') \models \neg A$ per definizione del connettivo \mathbf{U} si che vale $(M, t) \models \neg(\top \mathbf{U} \neg A)$ e quindi vale $(M, t) \models \mathbf{G} A$.

Dato che qui l'operando di sinistra di \mathbf{B} è la formula \top , la quale è soddisfatta in ogni possibile stato, segue che se vale $(M, t) \not\models (\top \mathbf{U} \neg A)$ allora, $\forall t' \geq t$, vale $(M, t') \not\models \neg A$ e quindi, $\forall t' \geq t$, valgono:

- $(M, t') \models \neg \neg A$
- $(M, t') \models A$, che è la definizione di \mathbf{G}

Per cui si è dimostrato che $(M, t) \models \mathbf{G} A$. Graficamente:



- si ha che le formule $\mathbf{X}(A \vee B)$ e $\mathbf{X}A \vee \mathbf{X}B$ sono equivalenti. Dimostrazione nel file delle esercitazioni
- le formule $\mathbf{XG}A$ e $\mathbf{GX}A$ sono equivalenti. Dimostrazione nel file delle esercitazioni
- le formule $\mathbf{XF}A$ e $\mathbf{FX}A$ sono equivalenti. Dimostrazione nel file delle esercitazioni
- le formule $\mathbf{GFG}A$ e $\mathbf{FG}A$ sono equivalenti. Ovvero è inutile alternare in questa maniera \mathbf{G} e \mathbf{F} .
Si vuole dimostrare che:

$$(M, t) \models \mathbf{GFG}A \text{ se e solo se } (M, t) \models \mathbf{FG}A$$

Dalla definizione di \mathbf{G} si ha che:

$$\text{se } (M, t) \models \mathbf{GFG}A, \text{ allora } (M, t) \models \mathbf{FG}A$$

inoltre, viceversa, si ha che:

$$\text{se vale } (M, t) \models \mathbf{FG}A, \text{ allora vale } (M, t) \models \mathbf{GFG}A$$

Inoltre, per il significato di \mathbf{F} se vale $(M, t) \models \mathbf{FG}A$ allora $\exists t' \geq t$ tale che $(M, t') \models \mathbf{G}A$. Inoltre, per la persistenza in avanti del globally si ha che:

$$\forall t'' \geq t', (M, t'') \models \mathbf{G}A$$

e per il significato di \mathbf{F} :

$$\forall t'' \geq t', (M, t'') \models \mathbf{FG}A$$

Ne segue che, dato che il future è persistente all'indietro:

$$\forall t''' \geq t', (M, t''') \models \mathbf{FG}A$$

e quindi, per definizione di \mathbf{G} , segue che $(M, t) \models \mathbf{GFG}A$.

Graficamente:



- le formule $\mathbf{FGF} A$ e $\mathbf{GF} A$ sono equivalenti. Si vuole dimostrare che:

$$(M, t) \models \mathbf{FGF} A \text{ se e solo se } (M, t) \models \mathbf{GF} A$$

Dalla definizione di \mathbf{F} si ha che:

$$\text{se } (M, t) \models \mathbf{GF} A, \text{ allora } (M, t) \models \mathbf{FGF} A$$

inoltre, viceversa, si ha che:

$$\text{se vale } (M, t) \models \mathbf{FGF} A, \text{ allora vale } (M, t) \models \mathbf{GF} A$$

Inoltre, per il significato di \mathbf{F} se vale $(M, t) \models \mathbf{FGF} A$ allora $\exists t' \geq t$ tale che $(M, t') \models \mathbf{GF} A$. Inoltre, per il significato di \mathbf{G} si ha che:

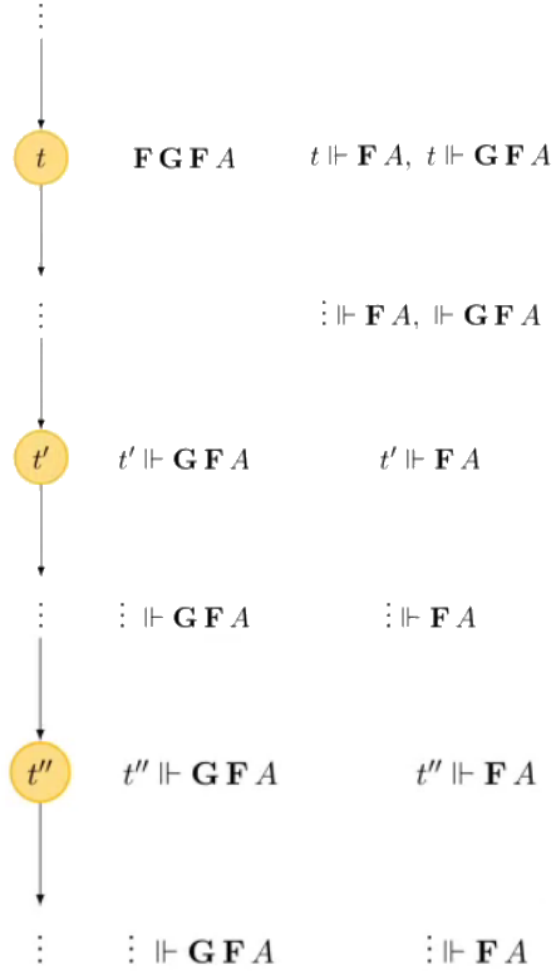
$$\forall t'' \geq t', (M, t'') \models \mathbf{F} A$$

Ne segue che, dato che il future è persistente all'indietro:

$$\forall t''' \geq t', (M, t''') \models \mathbf{F} A$$

quindi a partire da t vale sempre $\mathbf{F} A$ e quindi, per definizione di \mathbf{G} , segue che $(M, t) \models \mathbf{GF} A$.

Graficamente:



3.2.4 Concetti e Proprietà in Logica PLTL

Vediamo quindi diversi concetti esprimibili in logica PLTL.

Un primo concetto è quello di esprimere *un evento che deve avvenire un numero infinito di volte, non necessariamente di seguito*. Si parla di *fairness*.

Data una proprietà A si vuole che diventi vera infinitamente spesso, ovvero è sempre vero che prima o poi A diventi vera:

$$\mathbf{GF} A$$

Si nota che comunque non si previene che possa essere vero $\neg A$ in un certo momento. Infatti si ha un esempio semplificato dove A diventa una semplice variabile proporzionale p (che quindi è sicuramente soddisfacibile):

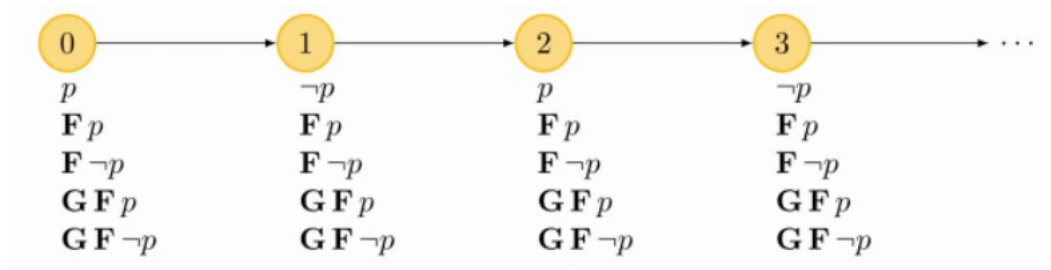
Esempio 51. La formula $\mathbf{GF} p \wedge \mathbf{GF} \neg p$ è soddisfacibile anche se $p \wedge \neg p$ è una contraddizione.

Si definisce quindi un modello $M = \langle \mathbb{N}, \models \rangle$ dove la relazione di soddisfacibilità per la variabile p è così definita:

$$\models \subseteq \{(i, p) \mid i \bmod 2 == 0\}$$

dove p è vera negli stati/tempi i pari e falsa in quelli dispari (dove è vero $\neg p$).

Graficamente:



Si nota che ovunque in questa catena di stati si può affermare $\mathbf{F} p$ e anche $\mathbf{F} \neg p$ in quanto al più basta aspettare uno stato per ottenere quella condizione. Inoltre essendo i due futuri sempre soddisfatti posso anche affermare che sono soddisfatti i globally dei due futuri e quindi $\mathbf{GF} p \wedge \mathbf{GF} \neg p$ è soddisfatta ovunque.

Si è quindi esibito uno degli infiniti modelli per $\mathbf{GF} A$ (banalmente, per esempio, si potevano usare i moduli di un qualsiasi altro numero diverso da due etc. ...).

È possibile anche complicare la situazione, usando per esempio due variabili:

Esempio 52. Si ha che la formula:

$$\mathbf{GF}(p \wedge q) \wedge \mathbf{GF}(p \wedge \neg q) \wedge \mathbf{GF}(\neg p \wedge q) \wedge \mathbf{GF}(\neg p \wedge \neg q)$$

è soddisfacibile anche se ogni coppia di formule rappresenta una contraddizione.

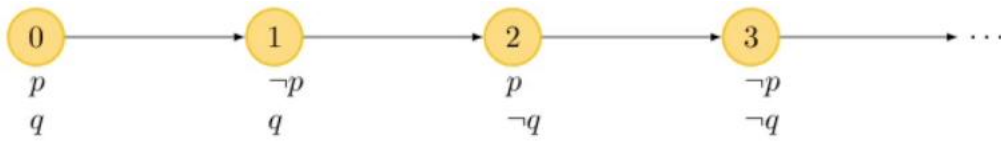
Per esempio definiamo un modello $M = \langle \mathbb{N}, \models \rangle$ dove la relazione di soddisfacibilità è definita come:

$$\models \subseteq \{(i, p) \mid i \bmod 2 == 0\} \cup \{(i, q) \mid i \bmod 4 == 0 \text{ oppure } i \bmod 4 == 1\}$$

Si hanno così i seguenti casi:

- $p \wedge q$ è soddisfatta nei tempi/stati multipli di 4 (0 incluso)
- $p \wedge \neg q$ è soddisfatta nei tempi che diviso 4 danno resto 2
- $\neg p \wedge q$ è soddisfatta nei tempi che diviso 4 danno resto 1
- $\neg p \wedge \neg q$ è soddisfatta nei tempi che diviso 4 danno resto 3

Graficamente:



Quindi per esempio $p \wedge q$ è soddisfatta in 0 (e lo sarà in 4 etc...). E visto che ogni coppia di formule è soddisfatta a stati alterni infinitamente si ha, in ogni stato, la validità del globally e del future.

Si potrebbe anche dire che vale il globally totale della formula iniziale.

Un secondo concetto è quello di esprimere un *evento che prima o poi diventa vero e, una volta diventato tale, resta vero per sempre*, ovvero, data una proprietà A, si ha che:

$$\mathbf{FG} A$$

Si nota però fin da subito che la formula:

$$\mathbf{FG} p \wedge \mathbf{FG} \neg p$$

non è soddisfacibile, in quanto se assumo che da un certo tempo in poi una formula è sempre vera non posso asserire anche che da un certo tempo in poi quella formula sia falsa.

Procedendo in modo formale argomentiamo **per assurdo**. Si supponga che esista un modello $M = \langle \mathbb{N} m \models \rangle$ che soddisfi la formula data. Mi serve quindi, al tempo 0:

$$(M, 0) \models \mathbf{FG} p \wedge \mathbf{FG} \neg p \rightarrow (M, 0) \models \mathbf{FG} p \wedge (M, 0) \models \mathbf{FG} \neg p$$

e so che, per il significato del connettivo *future*:

- da $\mathbf{FG} p$ segue che esiste un tempo t' tale che $(M, t') \models \mathbf{G} p$
- da $\mathbf{FG} \neg p$ segue che esiste un tempo t'' tale che $(M, t'') \models \mathbf{G} \neg p$

ma, sia per $t' \geq t''$ che per $t' \leq t''$ si ha una contraddizione:

- se $t' \geq t''$ allora $(M, t') \models p$ e $(M, t') \models \neg p$
- se $t' \leq t''$ allora $(M, t'') \models p$ e $(M, t'') \models \neg p$

che sono entrambe **contraddizioni** in quanto una formula non può essere contemporaneamente sia vera che falsa in un determinato tempo.

Siccome nei modelli PLTL i tempi sono comparabili, segue che è assurda l'ipotesi che la formula data sia soddisfacibile in qualche modello PLTL.

Si poteva arrivare al medesimo risultato studiando i tableau.

Vediamo un ulteriore concetto, quello in cui *prima o poi un evento diventa vero e da quel punto è garantito che l'evento sia vero con cadenza/periodo pari a n* . Data quindi una formula A si ha che:

$$\mathbf{F} A \wedge \mathbf{G}(A \rightarrow \underbrace{\mathbf{X} \dots \mathbf{X}}_{n \text{ volte, } n \geq 1} A)$$

Quindi bisogna attendere al massimo n stati perché A diventi vera, dove n è in numero di \mathbf{X} innestati. Si garantisce la frequenza minima con cui A diventa vera.

Esempio 53. Vediamo un esempio.

Possiamo osservare la seguente formula **soddisfacibile**:

$$\mathbf{F} p \wedge \mathbf{G}(p \rightarrow \mathbf{XX} p) \wedge \mathbf{F} \neg p \wedge \mathbf{G}(\neg p \rightarrow \mathbf{XX} \neg p)$$

dove se p diventa vera si ha che poi essa lo diventa a cadenza di due stati e, di conseguenza, anche p seguirà la stessa cadenza.

Possiamo infatti definire, per esempio, un modello $M = \langle \mathbb{N}, \models \rangle$ con:

$$\models \{(i, p) \mid i \bmod 2 == 0\}$$

p sarà vero nei tempi pari e $\neg p$ sarà vero nei tempi dispari. formalmente si ha quindi che:

- $\forall t \in \mathbb{N}$ (con t stato) tale che $t \bmod 2 == 0$ valgono:

$$(M, t) \models p \text{ e } (M, t) \models \mathbf{XX} p$$

- $\forall t \in \mathbb{N}$ (con t stato) tale che $t \bmod 2 == 1$ valgono:

$$(M, t) \models \neg p \text{ e } (M, t) \models \mathbf{XX} \neg p$$

- $\forall t \in \mathbb{N}$ (con t stato) valgono:

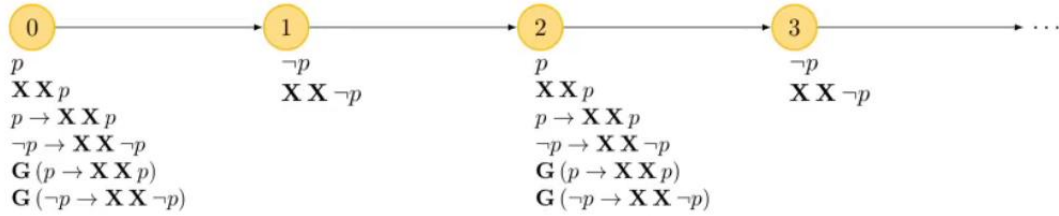
$$(M, t) \models p \rightarrow \mathbf{XX}p \text{ e } (M, t) \models \neg p \rightarrow \mathbf{XX}\neg p$$

e quindi, sempre $\forall t \in \mathbb{N}$, valgono:

$$(M, t) \models \mathbf{G}(p \rightarrow \mathbf{XX}p) \text{ e } (M, t) \models \mathbf{G}(p \rightarrow \mathbf{XX}\neg p)$$

Si nota quindi come la formula sia soddisfatta nel modello M .

Graficamente, specificando completamente solo le formule dei tempi pari:



Esempio 54. Vediamo ora la dimostrazione della **non soddisfacibilità** della formula:

$$\mathbf{F}p \wedge \mathbf{G}(p \rightarrow \mathbf{X}p) \wedge \mathbf{F}\neg p \wedge (\neg p \rightarrow \mathbf{X}\neg p)$$

Si procede **per assurdo**. Si supponga di avere un modello $M = \langle \mathbb{N}, \models \rangle$ in cui la formula è soddisfacibile. Si ha quindi che $\exists t \in \mathbb{N}$ (con t tempo) che soddisfa la formula. Di conseguenza esistono due tempo, $t', t'' \in \mathbb{N}$ tali che:

$$t' \geq t, t'' \geq t, (M, t') \models p \text{ e } (M, t'') \models \neg p$$

ne segue che:

$$t' \neq t'', (M, t') \models \mathbf{X}p, (M, t' + 1) \models p, (M, t'') \models \mathbf{X}\neg p \text{ e } (M, t'' + 1) \models \neg p$$

quindi $\exists t'' \in \mathbb{N}$ tale che:

$$t''' \geq t', t''' \geq t'' \text{ e } (M, t''') \models p \text{ e } (M, t''') \models \neg p$$

Questo è impossibile per un modello, quindi è un assurdo assumere che esista una modello per la formula data. Si è arrivati ad una **contraddizione**.

Vediamo un ultimo concetto come esempio, quello i cui *prima o poi un evento diventa vero e da quel momento in poi, ciclicamente, diventa vero quell'evento insieme ad altri due eventi*.

Si ha quindi la formula, per esempio con periodo complessivo nove:

$$\mathbf{F} A \wedge \mathbf{G}(A \rightarrow \mathbf{XXX} B) \wedge \mathbf{G}(B \rightarrow \mathbf{XXX} C) \wedge \mathbf{G}(C \rightarrow \mathbf{XXX} A)$$

Viene quindi generato un **ciclo** (dopo che ho visto A aspetto tre stati per vedere B , a questo punto altri tre stati per vedere C e infine, dopo altri tre stati torno a vedere A).

Esempio 55. Vediamo un esempio semplificato con periodo pari a due. Si ha la formula:

$$\mathbf{F} p \wedge \mathbf{G}(p \rightarrow \mathbf{X}\neg p) \wedge \mathbf{G}(\neg p \rightarrow \mathbf{X}p)$$

Questa formula è **soddisfacibile** ed afferma che prima o poi p diventa vera e da tal punto in poi p diventerà vera con esattamente periodo due (ogni due stati).

Esempio 56. Vediamo un esempio più complesso del precedente, con due variabili proposizionale:

$$\begin{aligned} & \mathbf{F} p \\ & \wedge \\ & \mathbf{G}(p \rightarrow (\neg q \wedge \mathbf{X}\neg(p \vee q) \wedge \mathbf{XX}\neg(p \vee q) \wedge \mathbf{XXX} q)) \\ & \wedge \\ & \mathbf{G}(q \rightarrow (\neg p \wedge \mathbf{X}\neg(p \vee q) \wedge \mathbf{XX}\neg(p \vee q) \wedge \mathbf{XXX} p)) \end{aligned}$$

la quale afferma che prima poi p è soddisfatta ed inoltre p è soddisfatta infinitamente spesso con periodo 6, q è soddisfatta infinitamente spesso con periodo 6, se p è vera, allora bisogna attendere esattamente 3 stati affinché q diventi vera e se q è vera, allora bisogna attendere esattamente 3 stati affinché p diventi vera. Un modello per la formula soddisfa p nei tempi multipli di 6 e soddisfa q nei tempi che diviso per 6 danno resto 3 (quindi 3, 9, 15,...). Anche in questo caso si ha un **ciclo** che parte nel momento in cui soddisfo p la prima volta.

3.2.5 Esempio: Contatore Modulo Quattro

Vediamo l'esempio del **contatore modulo quattro**⁰.

Un contatore modulo 4 è costruito in modo da emettere in output 1 ogni 4 cicli, 0 altrimenti. Il contatore è costruito usando due registri binari r_1 e r_0 ed il valore assunto dal contatore è dato da $i = 2r_1 + r_0$. Il valore di i è incrementato di 1 mod 4 ad ogni ciclo. Il contatore emette in output il valore 1 quando i vale 0. Si ha la comodità che i valori binari sono facilmente mappabili in *true* e *false*. Si hanno quindi le seguenti variabili proposizionali:

- r_0 che rappresenta l'omonimo registro e contiene il valore 1
- r_1 che rappresenta l'omonimo registro e contiene il valore 1
- y che è il valore in output e contiene 1

Possiamo quindi esprimere diverse specifiche in LTL:

- il contatore emette 1 infinitamente spesso:

$$\mathbf{GF} y$$

- ogni volta che il contatore emette 1, i vale 0 e viceversa:

$$\mathbf{G}(y \leftrightarrow \neg r_1 \wedge \neg r_0)$$

- ogni volta che il contatore emette 1, nei successivi tre stati esso emette 0:

$$\mathbf{G}(y \rightarrow (\mathbf{X} \neg y \wedge \mathbf{XX} \neg y \wedge \mathbf{XXX} \neg y))$$

- vale sempre che entro 4 cicli il contatore emette 1:

$$\mathbf{G}(y \vee \mathbf{X} y \vee \mathbf{XX} y \vee \mathbf{XXX} y)$$

Nota che le ultime due formule messe assieme indicano che esattamente ogni 4 cicli viene emesso un 1

- ogni volta che i vale 0, nel successivo stato i vale 1:

$$\mathbf{G}(y \rightarrow \mathbf{X}(\neg r_1 \wedge r_0))$$

oppure:

$$\mathbf{G}((\neg r_0 \wedge \neg r_1) \rightarrow \mathbf{X}(r_1 \wedge r_0))$$

⁰C. Baier J. Katoen. Principles of Model Checking. The MIT Press Cambridge

- il registro r_0 cambia valore con frequenza 1, cioè se al tempo t il registro assume un certo valore, al tempo $t + 1$ tale valore sarà diverso:

$$\mathbf{G}(r_0 \rightarrow \mathbf{X}\neg r_0) \wedge \mathbf{G}(\neg r_0 \rightarrow \mathbf{X}r_0)$$

- il registro r_1 cambia valore con frequenza 2, cioè se al tempo t il registro assume un valore ed al tempo $t + 1$ assume il valore complemento allora al tempo $t + 2$ mantiene il valore assunto al tempo $t + 1$ ed al tempo $t + 3$ assume il valore complemento rispetto al valore assunto al tempo $t + 2$:

$$\mathbf{G}(r_1 \wedge \mathbf{X}r_1 \rightarrow \mathbf{XX}\neg r_1) \wedge \mathbf{G}(r_0 \wedge \mathbf{X}\neg r_1 \rightarrow \mathbf{XX}r_1)$$

- quando r_0 passa da 1 a 0 il registro r_1 cambia il proprio valore (passando da 0 a 1 o da 1 a zero):

$$\mathbf{G}(r_0 \wedge \mathbf{X}\neg r_0 \wedge r_1 \rightarrow \mathbf{X}\neg r_1) \wedge \mathbf{G}(r_0 \wedge \mathbf{X}\neg r_0 \wedge \neg r_1 \rightarrow \mathbf{X}r_1)$$

- se r_0 passa da 0 a 1 il registro r_1 non cambia il proprio valore:

$$\mathbf{G}(\neg r_0 \wedge \mathbf{X}r_0 \rightarrow ((r_1 \wedge \mathbf{X}r_1) \vee (\neg r_1 \wedge \mathbf{X}\neg r_1)))$$

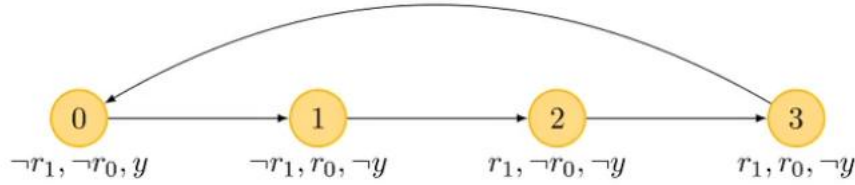


Figura 3.4: Sistema di transizione relativo al contatore modulo quattro, con i 4 stati etichettati con i valori in base 10 rappresentabili con il modulo quattro

3.2.6 Esempio: il Semaforo Stradale

Consideriamo di voler specificare il comportamento di un **semaforo** semplificato, il quale ha tre luci di colore **verde**, **giallo** e **rosso**. In ogni momento del funzionamento del semaforo solamente una delle tre luci è accesa. Il semaforo le accende ciclicamente in sequenza. Introduciamo tre variabili proposizionali **v**, **g** e **r** una per ciascuna luce che può essere **accesa o spenta**. Posso esprimere le seguenti specifiche in LTL:

- la luce verde si accende infinitamente spesso:

$$\mathbf{GF} v$$

- ogni volta che la luce è gialla, nello stato immediatamente successivo la luce è rossa:

$$\mathbf{G}(g \rightarrow \mathbf{X} r)$$

- ogni volta che la luce è gialla, nel futuro prima o poi diventa rossa e nel frattempo è rimasta gialla:

$$\mathbf{G}(g \rightarrow \mathbf{X}(g \cup r))$$

- accensione in sequenza delle luci:

$$\mathbf{G}((g \rightarrow \mathbf{X} r) \wedge (r \rightarrow \mathbf{X} v) \wedge (v \rightarrow \mathbf{X} g))$$

Un semaforo che rispetti questa specifica cambia colore delle luci per ogni transizione, cioè nel sistema di transizione non possono esistere due stati consecutivi con la medesima luce accesa

- accensione in sequenza delle luci (versione con durata finita ma arbitraria, usando quindi l'**until**):

$$\mathbf{G}((g \rightarrow \mathbf{X}(g \mathbf{U} r)) \wedge (r \rightarrow \mathbf{X}(r \mathbf{U} v)) \wedge (v \rightarrow \mathbf{X}(v \mathbf{U} g)))$$

Facciamo notare che le specifiche date sopra non vietano il fatto che ad esempio due luci possano essere accese contemporaneamente. Ad esempio un semaforo che accenda in contemporanea le luci rossa e verde. Quello che manca è una formula che specifichi il fatto che esattamente una tra le tre luci è accesa:

$$\mathbf{G}((v \wedge \neg g \wedge \neg r) \vee (\neg v \wedge g \wedge \neg r) \vee (\neg v \wedge \neg g \wedge r))$$

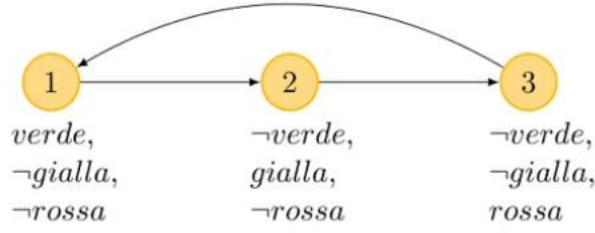


Figura 3.5: Sistema di transizione relativo al sistema del semaforo (non all'italiana)

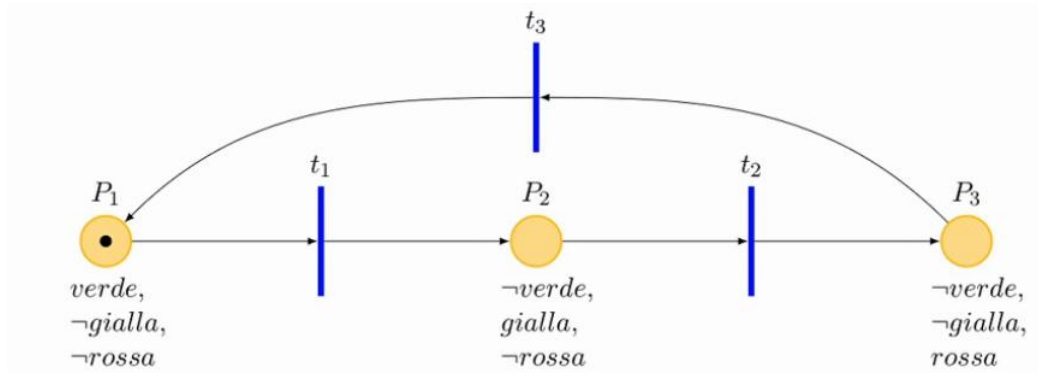


Figura 3.6: Rete di Petri relativa al sistema del semaforo (non all'italiana). SI nota che una rete di Petri di questo tipo è poco sensata, a differenza di una dedicata alla sincronizzazione di più semafori

Se pensiamo alla variante del semaforo “all'italiana” dove le luci verde e gialla sono accese assieme, una tale comportamento è descritto dalla formula:

$$\mathbf{G}((v \wedge \neg g \wedge \neg r) \vee (v \wedge g \wedge \neg r) \vee (\neg v \wedge \neg g \wedge r))$$

3.3 Model Checking

Il **Model Checking** è una tecnica per analizzare sistemi.

Partiamo dall'esempio del contatore modulo quattro sopra discusso. Supponiamo di aver modellato correttamente il sistema (nel dettaglio il sistema di transizione) e ci poniamo di verificare tale correttezza, dimostrando che il modello soddisfa le varie proprietà elencate nei cari punti dell'esempio (che supponiamo correttamente espresse, nonché correttamente tradotte in linguaggio logico). Vogliamo dimostrare formalmente, quindi, tale correttezza e verificare in quali stati del sistema di transizione vale una data proprietà basandoci sul fatto che proprietà e sistema sono di per se ben espressi. Sia quindi data una formula PLTL A e un sistema di transizione S . Bisogna verificare la soddisfacibilità di una formula A in un sistema di transizione S , ovvero che S soddisfi A . Questa verifica è il *model checking*.

Il modello in model checking è il sistema di transizione S .

Nell'esempio del contatore modulo quattro abbiamo a che fare con una struttura finita e dotata di ciclo ma noi abbiamo studiato la soddisfacibilità di formule in modelli PLTL, che ha modelli *lineari* e *infiniti*. Si procede quindi con lo **srotolamento** della struttura finita con loop, al fine di ottenerne una infinita e senza loop (lineare), che chiameremo M :

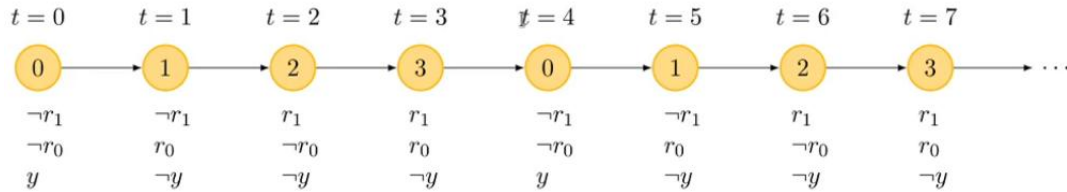


Figura 3.7: Srotolamento del sistema di transizione relativo al contatore modulo quattro

A questo punto la semantica dei connettivi PLTL ci consente di stabilire, per un dato tempo t , se una formula PLTL A è soddisfatta sfruttando tale struttura M . Analogamente si può procedere con S , senza quindi srotolamento, che offre il vantaggio di essere finito, fornendo quindi una verifica **matematicamente ben data**, e di essere una procedura terminante.

*Si ricorda che ancora si parla di sistemi privi di **branching**.*

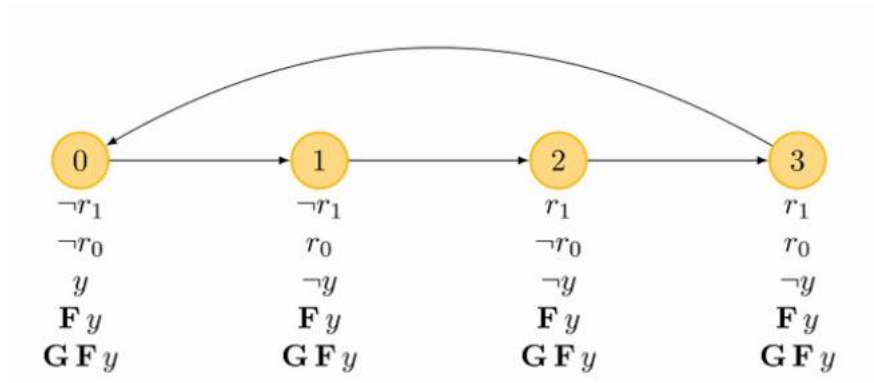
La verifica dipende dal numero di stati e dalla lunghezza della formula.

Riprendiamo quindi il sistema di transizione dove possiamo affermare che **F** y e **GF** y sono vere in ogni stato (cosa che sarebbe verificabile, ovviamente,

anche nel caso della struttura srotolata, come spiegato durante la trattazione della logica PLTL, sfruttando tempi multipli di quattro etc...).

3.3.1 Algoritmo di Etichettatura

Studiamo come etichettare i nodi del sistema di transizione. Si studia l'**algoritmo di etichettatura** che è algoritmo che ci permette di determinare la soddisfacibilità di una formula in un certo stato del sistema di transizione, al fine di ottenere, per esempio (come descritto nella pagina precedente):



Questo algoritmo è giustificato dalla semantica dei connettivi e procede mediante essi. Questo algoritmo è basato sulla **programmazione dinamica** e che prevede di riempire le celle di una tabella *Tab* bidimensionale in cui gli stati del modello (infiniti nel caso di un modello PLTL, ma finiti nel caso di un sistema di transizione) ne intestano le colonne e le sottoformule della formula *A* da verificare ne intestano le righe. Ogni cella di *Tab* assume un valore binario, per concretezza diciamo 1 o 0, come segue:

le celle di *Tab* alle coordinate (B, t) contiene il valore 1 se vale (M, t) , altrimenti contiene 0.

Partiamo con una **procedura non terminante di etichettatura per PLTL**.

Le celle di *Tab* vengono riempite induttivamente secondo lo schema standard della programmazione dinamica:

caso base:

per ogni variabile proposizionale *p* che occorre in *A* si assegna la riga della tabella relativa a *p* come segue:

$$\begin{cases} Tab[p, t] = 1 & \text{se vale } t \models p \\ Tab[p, t] = 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$$

passo induttivo:

per ogni sottoformula B di A , assegniamo la riga di B se sono noti i valori per le sottoformule di B come segue:

- se B è del tipo $\mathbf{X} C$ allora:

$$Tab[\mathbf{X} C, t] = Tab[C, t + 1]$$

- se B è del tipo $\mathbf{G} C$ allora si procede come segue:

1. **inizializzazione:** $\forall t \geq 0$ assegna a $Tab[\mathbf{G} C, t]$ il valore in $Tab[C, t]$

2. **iterazione:**

- $\forall t \geq 0$ se $Tab[\mathbf{G} C, t] = 1$ allora assegna a $Tab[\mathbf{G} C, t]$ il valore assunto da $Tab[\mathbf{G} C, t + 1]$
- ripeti il passo precedente se qualche valore è stato cambiato

- se B è del tipo $\mathbf{F} C$ allora si procede come segue:

1. **inizializzazione:** $\forall t \geq 0$ assegna a $Tab[\mathbf{F} C, t]$ il valore in $Tab[C, t]$

2. **iterazione:**

- $\forall t \geq 0$ se $Tab[\mathbf{F} C, t] = 1$ allora assegna a $Tab[\mathbf{F} C, t]$ il valore assunto da $Tab[\mathbf{F} C, t + 1]$
- ripeti il passo precedente se qualche valore è stato cambiato

- se B è del tipo $C \mathbf{U} D$ allora si procede come segue:

1. **inizializzazione:** $\forall t \geq 0$ assegna a $Tab[C \mathbf{U} D, t]$ il valore in $Tab[D, t]$

2. **iterazione:**

- $\forall t \geq 0$ se $Tab[C \mathbf{U} D, t] = 1$ e $Tab[C, 1] = 1$ allora assegna a $Tab[C \mathbf{U} D, t]$ il valore assunto da $Tab[C \mathbf{U} D, t + 1]$
- ripeti il passo precedente se qualche valore è stato cambiato

- se B è del tipo $C \wedge D$, $Tab[C \wedge D, t] = Tab[C, t] \cdot Tab[D, t]$
- se B è del tipo $C \vee D$, $Tab[C \vee D, t] = 1$ se $Tab[C, t] = 1$ o $Tab[D, t] = 1$, $Tab[C \vee D, t] = 0$ altrimenti
- se B è del tipo $\neg C$, $Tab[\neg C, t] = 1 - Tab[C, t]$
- se B è del tipo $C \rightarrow D$, $Tab[C \rightarrow D, t] = 1$ se $Tab[C, t] = 0$ o $Tab[D, t] = 1$, $Tab[C \rightarrow D, t] = 0$ altrimenti

La procedura data sopra è matematicamente ben definita. Però, dato che un modello PLTL è un oggetto infinito, la procedura non può essere considerata un algoritmo perchè alcuni passi sono infiniti. Quando applicata ad un sistema di transizione lineare, la descrizione fornita sopra, con piccoli cambiamenti, diventa un algoritmo di model checking.

Si ha quindi un **sistema di transizione lineare** $M = (S, \rightarrow, \models)$ definito come segue:

- $S = \{s_0 \dots, s_n\}$, insieme degli stati
- $\rightarrow = \{(s_0, s_1), \dots, (s_{n-1}, s_n)(s_n, s_k)\}$, $k \in \{0 \dots n\}$, insieme degli archi che connette un nodo al successore più l'arco del loop
- $\models \subseteq S \times V$, relazione di soddisfacibilità (?)

Si ha quindi un insieme di stati consecutivi collegati al successore (unico) da un arco. Si ha inoltre un ciclo che dal nodo finale riporta ad un nodo della sequenza.

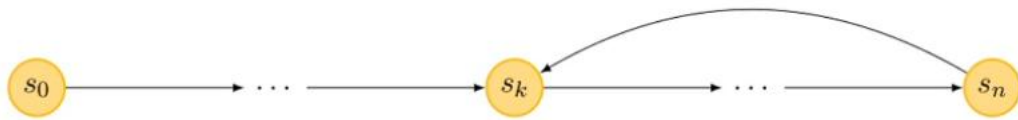
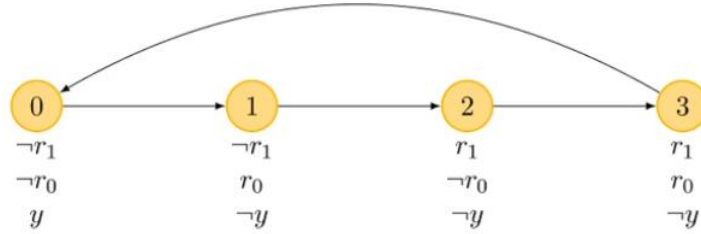


Figura 3.8: Esempio di sistema di transizione lineare

Si nota che il sistema di transizioni che modella il contatore modulo quattro è un sistema di transizione lineare

Ripartendo quindi dal sistema:

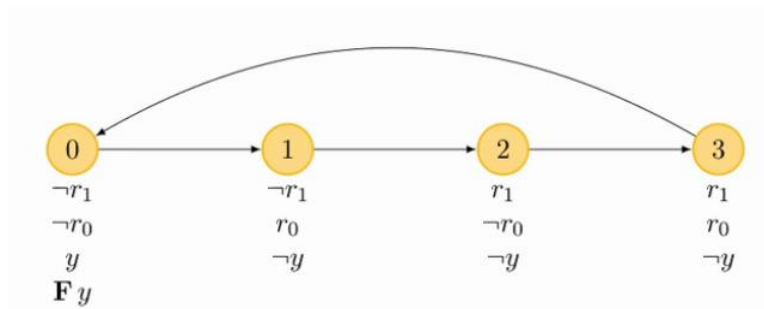


proviamo a studiare la soddisfacibilità di $\mathbf{G}f y$ usando l'algoritmo di etichettatura.

Partiamo con dire che:

$\mathbf{F} y$ è soddisfatto negli stati in cui y è soddisfatto

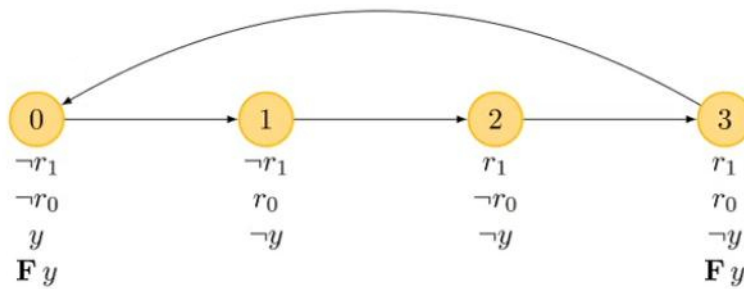
quindi si può sistemare l'etichettatura:



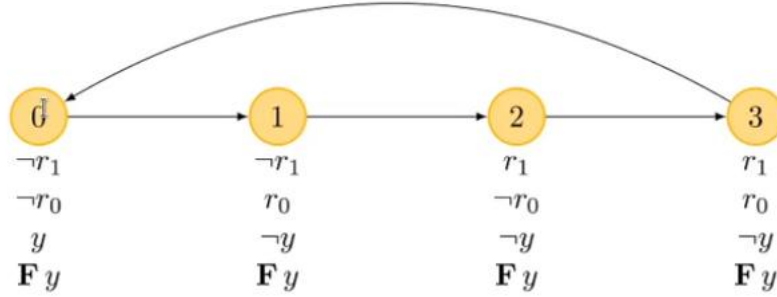
ma sappiamo che:

tutti gli stati precedenti a quello in cui vale $\mathbf{F} y$ soddisfano anch'essi $\mathbf{F} y$

avendo che lo stato 0 soddisfa $\mathbf{F} y$ si ha quindi che anche lo stato precedente 3 lo soddisfa:



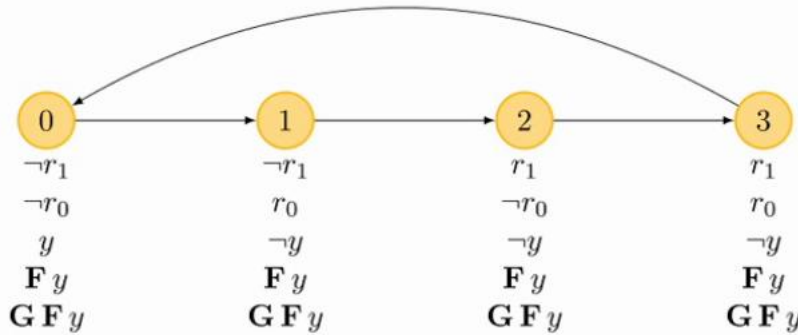
ma iterando nella stessa maniera si arriva a dire che lo stesso anche per gli altri due stati (dallo stato 3 allo stato 2 e dallo stato 2 allo stato 1):



Passiamo ora al connettivo **G** sapendo che:

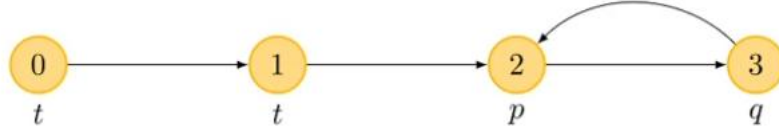
tutti gli stati che soddisfano l'argomento di **G** sono candidati a soddisfare la formula

ed essendo, nel nostro caso, candidati tutti gli stati (tutti soddisfano **F y**) e quindi tutti ricevono l'etichetta **GF y**:



L'algoritmo ora prevederebbe di cancellare **GF y** da quegli stati il cui successore non ha l'etichetta **GF y** ma nel caso in esame non accade mai (dato che tutti gli stati presentano quell'etichettatura). Questa procedura è necessaria in quanto la sola condizione per la quale *tutti gli stati che soddisfano l'argomento di G sono candidati a soddisfare la formula* non è sufficiente essendoci la persistenza in avanti (se uno stato successivo non ha l'**always** non potrebbe averlo uno stato precedente e quello precedente al precedente e così via).

Vediamo un altro esempio per studiare l'**until**.
Si ha il sistema:



e si vuole studiare la formula $t \mathbf{U} p$.
Sappiamo, dalla semantica dell'**until**, che:

i nodi che soddisfano p certamente soddisfano $t \mathbf{U} p$

quindi si ha in primis che:



ora bisogna studiare gli stati che vedono lo stato 2 nel proprio futuro, per vedere se si può arricchire l'etichettatura. Algoritmicamente parto dallo stato 0. Vedo che lo stato 0 soddisfa t ma non so ancora se il successore soddisfi $t \mathbf{U} p$. Quindi non posso giustificare che lo stato 0 soddisfi $t \mathbf{U} p$. Passo quindi allo stato 1, che soddisfa t e che ha lo stato successore che soddisfa $t \mathbf{U} p$. Quindi lo stato 1 soddisfa $t \mathbf{U} p$ e di conseguenza, dovendo poi ricominciare dall'inizio col "ciclo" di studio dei nodi (dovendo studiare i predecessori dei nodi che soddisfano $t \mathbf{U} p$), scopro che anche lo stato 0 soddisfa $t \mathbf{U} p$ (vedendo nel futuro uno stato che soddisfa p , lo stato 2, soddisfacendo t e avendo successore che soddisfa $t \mathbf{U} p$):



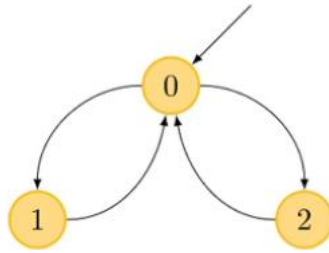
posso quindi interrompere lo studio degli stati sapendo che non potrò più modificare nulla.

Algoritmo di Etichettatura per il Caso Generale

Il procedimento induttivo si può trovare negli appunti del docente ma è opzionale. È un algoritmo di programmazione dinamica.

Vediamo in primis di definire lo srotolamento nel caso generale:

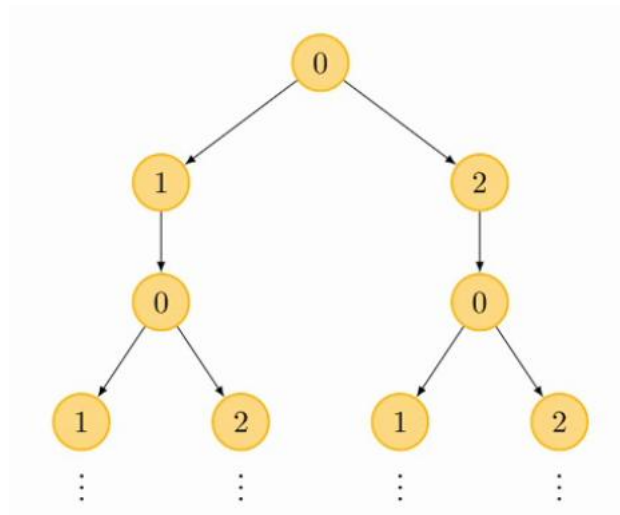
Definizione 85. Si ha il seguente sistema di transizione non lineare:



(la freccia entrante in 0 specifica che quello è lo stato iniziale).

Si nota che da 0 posso passare a 1 o 2 per poi tornare indietro, ripetendo poi infinitamente questi due passaggi.

Se srotoliamo questo sistema di transizione otteniamo un **albero “infinito”** (nonostante il sistema di transizione sia finito, con un numero di variabili e di casi diversi finito), facendo una visita del grafo **in ampiezza di Dijkstra**:



Questo accade se uno stato ha **più successori immediati** (rispetto a \rightarrow).

I vari **livelli dell'albero** rappresentano l'aumento del tempo.

Siamo usciti dal **mondo deterministico**.

I **percorsi** dell'albero sono “stretti parenti”, al passare del tempo, dei **modelli**

PLTL (nel momento in cui aggiungo le variabili proposizionali valide dei vari stati). L'albero contiene quindi tanti modelli PLTL, uno per percorso. Si definisce **traccia** un percorso dell'albero e anche una sequenza di evoluzioni dentro il sistema di transizione seguendo le frecce. **La traccia non finisce mai.**

Nell'esempio diciamo di partire da 0 ma potremmo partire da un altro stato, si ha quindi che lo srotolamento nel caso generale **non è univoco** (anche se poi basta prendere il sottoalbero che parte da uno stato anziché da un altro, motivo per cui lo stato di partenza non è di particolare interesse)

PLTL è quindi una **logica basata su tracce**, cioè la semantica dei connettivi è definita su tracce e viceversa ad ogni traccia è possibile, in modo ovvio, associare un modello per PLTL.

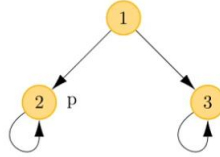
Uno però non può più usare banalmente gli operatori di PLTL, in quanto si ha a che fare con qualcosa di non deterministico, si ha infatti a che fare con più tracce.

Si procede quindi così:

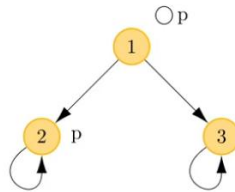
Definizione 86. dati un sistema di transizione $M = \langle S, \rightarrow, \models \rangle$ fissato uno stato $s \in S$ e data una formula A , volendo usare PLTL per fare model checking abbiamo due scelte:

1. **model checking esistenziale:** verifichiamo che A sia soddisfatta in **almeno una traccia** (nello srotolamento o nell'evoluzione del sistema di transizione) che parte da s . Diremo che A è soddisfatta nello stato s di M , formalmente $\langle M, s \rangle \models A$, se esiste una traccia (o comunque una possibile evoluzione di archi nel sistema di transizione) π che parte da s e soddisfa A
2. **model checking universale:** verifichiamo che A sia soddisfatta in **tutte le tracce** (nello srotolamento o nell'evoluzione del sistema di transizione) che partono da s . Diremo che: A è soddisfatta nello stato s di M , formalmente $\langle M, s \rangle \models A$, se per ogni traccia (o comunque per tutte le evoluzioni di archi nel sistema di transizione) π che parte da s è soddisfatta A

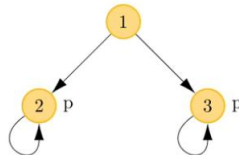
Vediamo ora vari esempi, partendo da un sistema di transizione banale (con stato iniziale 1, per quanto ininfluente come informazione):



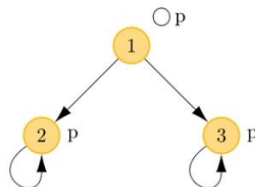
Iniziamo valutando il **next**, che indichiamo con \circ . Partendo dal sistema sopra rappresentato studiamo se esiste un percorso che parte dallo stato 1 e soddisfa op . Si ha che esso esiste solo per una traccia (essendo p valido nello stato 2) e quindi è soddisfatto per il model checking esistenziale ma non per quello universale (quindi non potrebbe etichettare lo stato 1 con op universalmente). Si ha quindi:



op sarebbe valido anche nello stato 2 (per il ciclo). Si potrebbe modificare il sistema di partenza in:

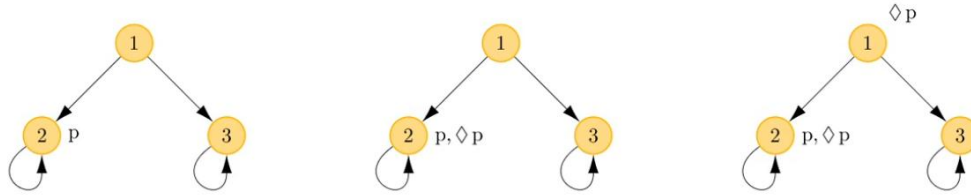


ottenendo che op nello stato 1 è soddisfatto anche nel caso del model checking universale (avendo p soddisfatto sia nello stato 2 che nel 3). Si ottiene infatti:

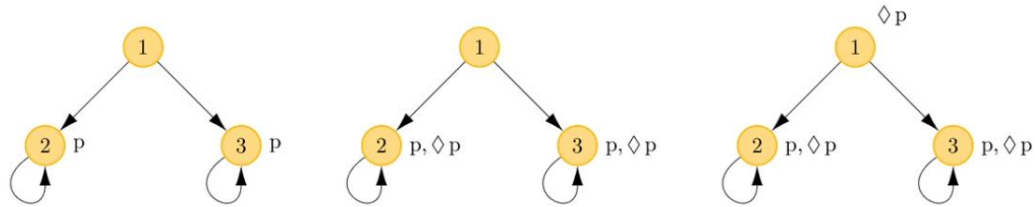


op sarebbe valido anche nello stato 2 e nello stato 3 (per i 2 cicli).

Passiamo allo studio del **future**, che indichiamo con \diamond (che ricordiamo essere “persistente all’indietro”, quindi tutti gli stati precedenti ad uno che soddisfa \diamond soddisfano \diamond). Come prima ci chiediamo se esiste un percorso che parte dallo stato 1 e soddisfi $\diamond p$. Come prima allo stato 2 ho $\diamond p$ per il ciclo e in ogni caso, essendo p soddisfatto in 2, nel futuro di 1 si ha p in almeno un caso, quindi è soddisfatto per il model checking esistenziale ma non per quello universale (p non è soddisfatto in 3 e quindi non potrebbe etichettare lo stato 1 con $\diamond p$ universalmente). Si potrebbe anche ragionare con la “persistenza indietro” sullo stato 2. Si ha quindi (partendo dal modello di sinistra e aggiornando le etichettatura muovendosi al modello successivo):

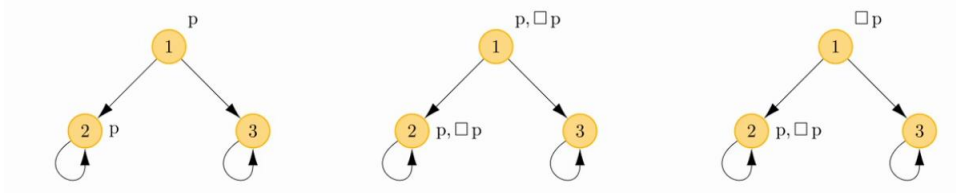


Si potrebbe modificare il sistema di partenza ottenendo che $\diamond p$ nello stato 1 è soddisfatto anche nel caso del model checking universale. Una modifica valida sarebbe (in modo da poter procedere in modo speculare sullo stato 3):



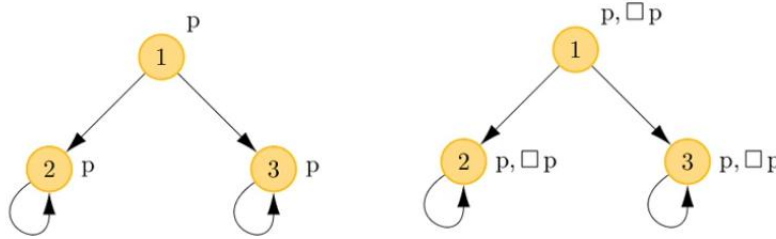
Passiamo allo studio del **globally**, che indichiamo con \square . Come prima ci chiediamo se esiste un percorso che parte dallo stato 1 e soddisfi $\square p$. Uno stato per poter soddisfare $\square p$ necessariamente deve soddisfare p , quindi 1 e 2 possono soddisfare $\square p$. Verifico poi se effettivamente in quegli stati $\square p$ sia soddisfatto (deve esistere un successore marcato con $\square p$). Per il secondo stato non c’è problema essendoci il ciclo e per il primo pure (basta uno stato successore).

Si ha quindi che vale il model checking esistenziale ma non universale (a causa dello stato 3 non potremmo dire che 1 soddisfi $\Box p$):



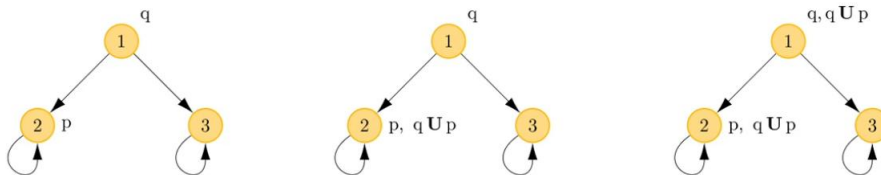
nel modello finale in 1 si ha $p, \Box p$ non solo $\Box p$.

Si potrebbe modificare il sistema di partenza ottenendo che $\Box p$ nello stato 1 è soddisfatto anche nel caso del model checking universale:

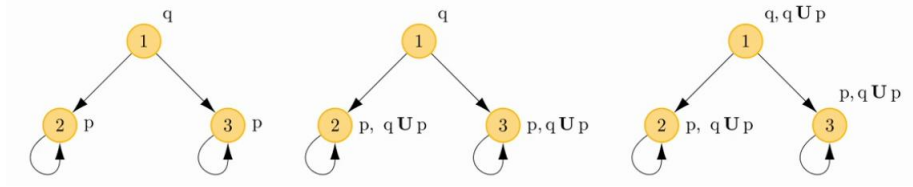


Il primo passaggio in cui si decide in che condizioni può valere una certa formula in un certo stato è detto **inizializzazione** (negli esempi per esempio quando mettiamo i vari $\Diamond p$ o $\Box p$ all'inizio).

Passiamo all'**until**, che indichiamo con **U**. Come prima ci chiediamo se esiste un percorso che parte dallo stato 1 e soddisfi $q \mathbf{U} p$. Partiamo con l'inizializzazione che assicura $q \mathbf{U} p$ nello stato 2 (essendo p soddisfatta in 2 e q in un predecessore, ovvero 1) e quindi, essendo "persistente all'indietro", anche per lo stato 1 (dove è soddisfatto q , permettendo quindi l'**until**). Si ha quindi che vale il model checking esistenziale ma non universale (a causa dello stato 3 non potremmo dire che 1 soddisfi $q \mathbf{U} p$):

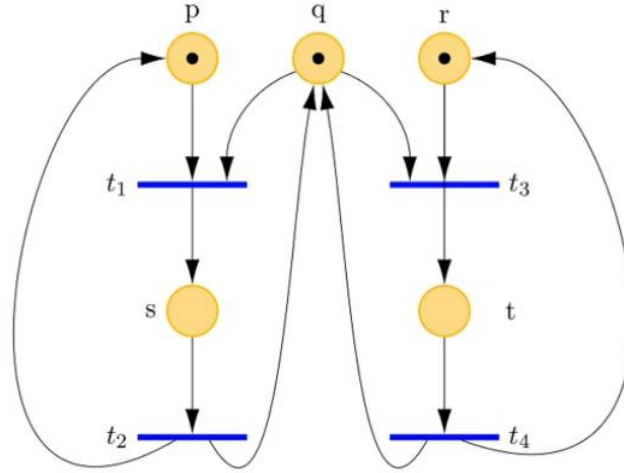


Si potrebbe modificare il sistema di partenza ottenendo che $q \mathbf{U} p$ nello stato 1 è soddisfatto anche nel caso del model checking universale:



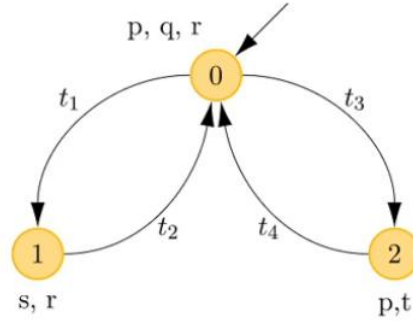
Esempio della Mutua Esclusione

Vediamo quindi lo studio famoso della mutua esclusione. Si ha la seguente rete di Petri:



si hanno quindi due processi che condividono una risorsa (lo stato q stabilisce se un processo può entrare nella regione critica, se q è marcato nessun processo è nella sezione critica, se è marcato uno dei due processi è nella sezione critica). Il primo processo è formato dallo stato p (fuori dalla regione critica) e dallo stato s (dentro la regione critica), con le due transizioni t_1 e t_2 . Analogamente secondo il processo è formato dallo stato r (fuori dalla regione critica) e dallo stato t (dentro la regione critica), con le due transizioni t_3 e t_4 .

A partire da questa marcatura iniziale (che permette ad uno dei due processi di partire) si calcola il sistema di transizione (sulla carta potrei avere fino a $2^{|posti|} = 32$ stati nel grafo ma ovviamente sono meno nella realtà, per i vincoli della rete di Petri, ovvero solo tre):



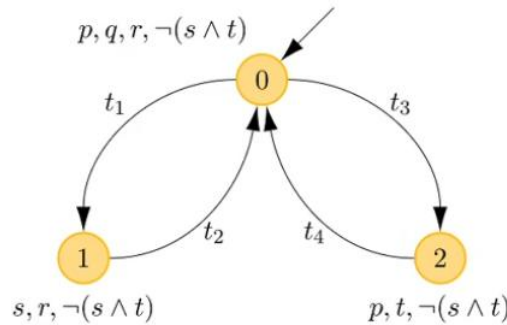
L'etichettatura degli archi tramite le transizioni è superflua.

Gli stati verranno associati alle variabili proposizionali.

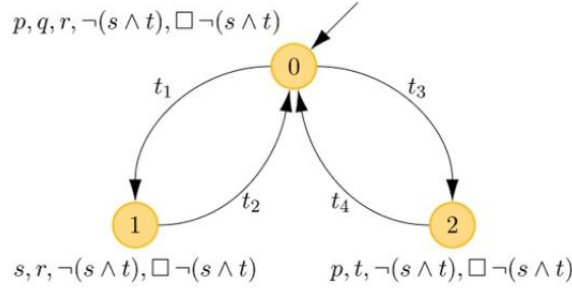
Ci proponiamo di verificare la mutua esclusione, dimostrando che non possono esserci mai contemporaneamente due marche in s e t (detto altrimenti che la somma delle marche tra s e t sia al più pari a 1). In termini, formali, di model checking devo dimostrare, per esempio, uno tra:

- $\Box \neg(s \wedge t)$ è soddisfatta per ogni percorso a partire dallo stato 0
- $\Diamond(s \wedge t)$ non è mai soddisfatta comunque si proceda a partire dallo stato 0

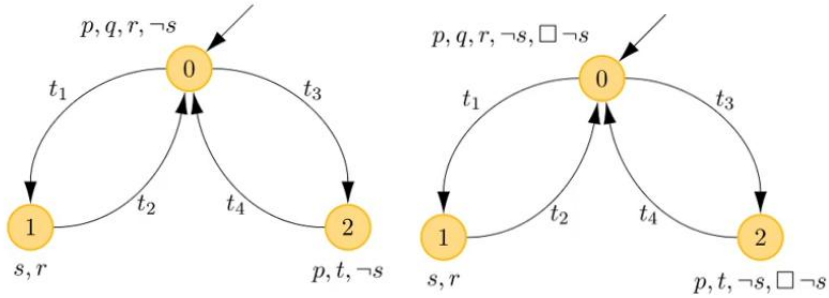
Vediamo il primo esempio (il secondo è immediato da dimostrare). Si ha che $s \wedge t$ non è soddisfatta in alcuno stato, dove però è soddisfatta la sua negazione $\neg(s \wedge t)$. Estendo quindi di conseguenza l'etichettatura:



Procedo quindi studiando \Box etichettando i potenziali stati, secondo l'algoritmo di etichettatura (ovvero quelli che soddisfano l'argomento del globally):



Verificando che non vanno, sempre secondo l'algoritmo di etichettatura, cancellate eventuali etichettature create nel passaggio precedente (non si hanno stati etichettati con globally che hanno come vicini stati non etichettati dal globally) possiamo concludere, avendo raggiunto il punto fisso, di aver dimostrato formalmente che la rete di Petri in analisi soddisfa la mutua esclusione. Si cerca ora di dimostrare se sia possibile che il processo di sinistra non entri mai in sezione critica (facendo evolvere solo quello di destra). Voglio quindi dimostrare se esiste un percorso dove s è sempre falsa, ovvero, formalmente, $\Box \neg s$ (ovviamente si potrebbe fare lo stesso ragionamento sul processo di destra). Vediamo quindi dove vale $\neg s$ ed etichettiamo di conseguenza. Etichettiamo inoltre i candidati per il globally:



Procediamo ora cancellando l'etichettatura del globally dagli stati etichettati con globally che hanno come vicini solo (siamo nel caso esistenziale e non universale) stati non etichettati dal globally, ovvero, nel nostro caso, nessuno. Siamo giunti ad un punto fisso e possiamo dire che, purtroppo, è possibile che il processo di sinistra non entri mai in sezione critica, avendo lo stato 0 e lo stato 2 l'etichettatura $\Box \neg s$. Bisognerebbe rivedere il progetto per garantire migliore equità.

Ulteriori esempi nella lezione 8 di esercitazioni

Capitolo 4

Seminario sul Teorema di Incompletezza

Nota: queste note, prese durante il seminario del prof Bernardinello, tenuto il 1 Aprile 2020, sono incomplete, parziali e probabilmente scorrette in determinati punti.

Si parla del **teorema di incompletezza di Gödel**. Come punto di partenza *storico* si parla di Hilbert, che pensava alla matematica come un sistema puramente formale, introducendo i concetti di **coerenza e completezza della matematica**. Con coerenza si intende che non si possono dimostrare contraddizioni mentre con completezza si indica che si può dimostrare la correttezza o meno di un enunciato. Ci si basa anche sull'**aritmetica di Peano**, ovvero un insieme di assiomi da cui si derivano tutte le proprietà dei numeri.

Gödel cerca di dimostrare coerenza e completezza dell'aritmetica.

Definizione 87. *Un **sistema formale** è definito da un linguaggio in cui si possono scrivere **formule e assiomi**, si possono definire **regole di inferenza** che portano all'ottenimento di **teoremi (enunciati)**. Un enunciato interpretato in un modello può essere vero o falso*

Definizione 88. *Un sistema formale S espresso nel linguaggio L è **sintatticamente coerente** se non esiste una formula α tale che siano dimostrabili sia α che $\neg\alpha$.*

*Un sistema formale S espresso nel linguaggio L è **semanticamente coerente (correttezza)** se non è in grado di dimostrare nessuna formula che sia falsa.*

Definizione 89. *Un sistema formale S espresso nel linguaggio L è **sintatticamente completo** se data una formula α o è dimostrabile α o $\neg\alpha$.*

Un sistema formale S espresso nel linguaggio L è **semanticamente completo** se è in grado di dimostrare tutte le formule vere.

Il linguaggio naturale permette l'**autoriferimento** delle frasi, quando una frase predica qualcosa di se stessa, comportando spesso contraddizioni.

Esempio 57. *per esempio:*

questa frase si compone di sette parole
o
questa frase è falsa

Una soluzione a questo problema classificando questo tipo di frasi in:

- **vere**
- **false**
- **né vere né false** (come il secondo esempio)

ma una frase come:

questa frase non è vera

rompe questa divisione tripartita.

I teoremi di Gödel parlano di sistemi formali.

Definizione 90. *Un sistema formale è definito da:*

- *un alfabeto ($=, \wedge, \vee, \neg, \rightarrow, \exists, \leftrightarrow, \forall, x_i, (,), 0, ', +, \times$, l'apice specifica il successore)*
- *un linguaggio con formule, enunciati e variabili libere ($a[x], a[x/n]$, dove x è variabile libera e x/n indica che tutte le variabili x sono state sostituite con n)*
- *degli assiomi*
- *delle regole di inferenza per costruire nuovi enunciati a partire da altri enunciati*

Si ha quindi una grammatica per costruire e riconoscere frasi corrette.

*Si ha che una **dimostrazione** è una sequenza di formule derivate a vicenda con delle regole di inferenza.*

Esempio 58. *posso riscrivere, per esempio, il principio di induzione:*

$$\alpha[x/0] \rightarrow (\forall x(\alpha[x] \rightarrow \alpha[x']) \rightarrow \forall x\alpha[x])$$

Gödel si chiede se è possibile dimostrare se la correttezza e la completezza dell'aritmetica.

Teorema 33. *Dato un enunciato G nel sistema formale S che, interpretato dice:*

$$G \text{ non è dimostrabile in } S$$

allora:

- *se G fosse dimostrabile in S sarebbe **semanticamente incoerente***
- *se G non fosse dimostrabile in S sarebbe un **enunciato vero** e S sarebbe **semanticamente incompleto***

Gödel trovò nell'aritmetica un enunciato di questo tipo

Dato che una formula dell'aritmetica parla di numeri si cerca un modo per associare alle formule del sistema formale dell'aritmetica un numero. Si parte associando un numero ad ogni simbolo dell'alfabeto del sistema (per esempio, associando solo numeri dispari $g(0) = 3, g(') = 5, g(x) = 31, \dots$). Un alfabeto è infinitamente numerabile. Gödel asserisce che:

Definizione 91. *Una formula α è una sequenza di simboli k_1, \dots, k_M , allora:*

$$g(\alpha) = 2^{g(k_1)} 3^{g(k_2)} 5^{g(k_3)} \dots$$

ottenendo quindi numeri pari associati delle formule (grazie al 2^x iniziale, inoltre tutti gli esponenti sono dispari).

Una dimostrazione Δ è una sequenza di formule $\alpha_1, \dots, \alpha_k$, allora si ha che:

$$g(\Delta) = 2^{g(\alpha_1)} 3^{g(\alpha_2)} 5^{g(\alpha_3)} \dots$$

che è iniettiva.

*Il numero, detto **numero di Gödel** sarà sempre diverso da quello di una formula in quanto ho esponenti pari*

Una formula $\alpha[x, y]$ con due variabili libere corrisponde ad una relazione binaria $R(x, y)$ sul dominio in cui interpretiamo il linguaggio e si ha:

$$R(m, n) \rightarrow \alpha[x/m, y/n]$$

Se ho una formula con una sola variabile libera $\alpha[x]$ corrisponde a un predicato $P(x)$ sul dominio:

$$P(m) \leftrightarrow \alpha[x/m]$$

e in questo caso $\alpha[x]$ determina un sottoinsieme del dominio

Definizione 92. Preso un enunciato F con una dimostrazione $\Delta = F_1, \dots, F$ e presi i numeri di Gödel di Δ e F , considerandoli come coppia ordinata di numeri si può asserire che l'insieme delle coppie formate in questo modo prendendo tutte le dimostrazioni in S definisce una relazione binaria sul dominio di \mathbb{N} Dim .

La relazione Dim è rappresentata in S da una formula con due variabili libere. Si ha che Dim è **decidibile** in S

Nell'aritmetica di Peano esiste una formula decidibile $Dim(x, y)$ tale che $\vdash Dim(m, n)$ sse M è il numero di Gödel di una dimostrazione della formula il cui numero di Gödel è n .

Si costruisce quindi una formula:

$$\exists x(Dim(x, y))$$

che dice che y è un teorema (detto altrimenti che y è dimostrabile) e si indica con:

$$Teor(y) = \exists x(Dim(x, y))$$

Si ha che $Teor(y)$ **non è decidibile**.

Definizione 93. Si ha la definizione del **Lemma Diagonale**.

Sia $\alpha[x]$ una formula con una sola variabile libera, allora esiste un enunciato β tale che:

$$\vdash \beta \leftrightarrow \alpha[x/g(\beta)]$$

ovvero il numero associato a β ha la proprietà α , detto altrimenti β afferma di avere la proprietà α .

In aritmetica quindi esistono formule che dicono di se stesse di non essere dimostrabili quindi l'**aritmetica è incompleta**

Diamo ora i 2 teoremi di Gödel:

Teorema 34. Se S è un sistema formale corretto in grado di esprimere una certa porzione di aritmetica allora esiste un enunciato G_S , formulato nel linguaggio del sistema formale, tale che G_S è **indecidibile** in S , ossia non è né **dimostrabile** né **inconfutabile**

Teorema 35. Se S è un sistema formale **corretto** in grado di esprimere una certa porzione di aritmetica allora S non può provare la propria coerenza