

Modelli della Concorrenza

UniShare

Davide Cozzi
@dlcgold

Indice

1	Introduzione	2
2	Introduzione alla Concorrenza	3
3	Logica	5
3.1	Logica proposizionale	5
3.1.1	Sintassi	6
3.1.2	Semantica	8
3.1.3	Equivalenze Logiche	9
4	Correttezza di programmi sequenziali	11
4.1	Linguaggio semplificato	13
4.2	Logica di Hoare	14
4.2.1	Regole di derivazione	15
4.2.2	Correttezza totale	25
4.2.3	Precondizione più debole	29
4.2.4	Logica di Hoare per sviluppare programmi	37
4.2.5	Ultime considerazioni	38
5	Calculus of Communicating Systems	40
5.1	LTS	43
5.2	CCS	45
5.2.1	Bisimulazione forte	55
5.2.2	Bisimulazione debole	63
6	Reti di Petri	86

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/dlccgold/Appunti>.

Le immagini presenti in questi appunti sono tratte dalle slides del corso e tutti i diritti delle stesse sono da destinarsi ai docenti del corso stesso.

Capitolo 2

Introduzione alla Concorrenza

La **concorrenza** è presente in diversi aspetti della quotidianità. Un primo esempio di **sistema concorrente** non legato all'informatica è la *cellula vivente*: può essere vista come un dispositivo che trasforma e manipola dati per ottenere un risultato. I vari processi all'interno di una cellula avvengono in modo concorrente, il che la rende un *sistema asincrono*. Un secondo esempio può essere quello dell'*orchestra musicale*: i vari componenti suonano spesso simultaneamente rappresentando un *sistema sincrono* (ovvero un sistema che funziona avendo una sorta di “cronometro” condiviso dai vari attori). Un esempio informatico invece è un *processore multicore* (anche se in realtà anche se fosse *monocore* sarebbe comunque un sistema concorrente per ovvie ragioni). Anche una *rete di calcolatori* è un modello concorrente, nonché i *modelli sociali umani*.

Caratteristiche comuni

I modelli concorrenti hanno alcuni aspetti comuni, tra cui:

- competizione per l'accesso alle risorse condivise
- cooperazione per un fine comune (che può portare a competizione)
- coordinamento di attività diverse
- sincronia e asincronia

Studio

Durante lo studio e la progettazione di sistemi concorrenti si hanno diversi problemi peculiari che rendono il tutto molto complesso. Un sistema concorrente mal progettato può avere effetti catastrofici.

Per poter sviluppare modelli concorrenti si necessita innanzitutto di:

- **linguaggi**, per specificare e rappresentare sistemi concorrenti.
 - **linguaggi di programmazione** (con l'uso di *thread*, *mutex*, scambio di messaggi, etc. . . con i vari problemi di *race condition*, uso di variabili condivise etc. . .).
 - linguaggi rappresentativi, come ad esempio una *partitura musicale* (nella quale si visualizza bene la natura *sincrona*).
 - **task graph** (*grafo delle attività*), nel quale i nodi sono le attività (o eventi) mentre gli archi rappresentano una *relazione d'ordine parziale*, come per esempio una *relazione di precedenza* sui nodi.
 - **algebre di processi**, simile ad un sistema di equazioni, con simboli che rappresentano eventi del sistema concorrente e operatori atti a comporre fra loro i vari sottoprocessi del sistema concorrente. Ogni “equazione” descrive un processo che costituisce un elemento di un sistema concorrente.
 - **modelli**, per modellare sistemi concorrenti in astratto. Un esempio è dato dalle **reti di Petri**, che modellano un sistema concorrente partendo dalle nozioni di *stato locale* di uno dei componenti del sistema e di *evento locale* che ha un effetto su alcune componenti (e non tutte). Si ha quindi rappresentato un *sistema dinamico* che si evolve nel tempo e la cui evoluzione è rappresentata tramite *relazioni di flusso*).
- **logica**, per analizzare e specificare sistemi concorrenti.
- **model-checking**, per validare formule relative a proprietà di sistemi concorrenti.

Capitolo 3

Logica

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 dall'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.

3.1 Logica proposizionale

Ci occupiamo della *logica classica* che si compone in *logica proposizionale* e *logica predicativa*. La logica proposizionale è quindi un tipo di logica classica che presenta come caratteristica principale quella di essere un linguaggio limitato, ovvero caratterizzato dal poter esprimere soltanto proposizioni senza possibilità di estensione ad una classe di persone.

¹Link al repository: <https://github.com/bigboss98/Appunti-1/tree/master/PrimoAnno/Fondamenti>

3.1.1 Sintassi

Il linguaggio di una logica proposizionale è composto dai seguenti elementi:

- Variabili Proposizionali atomiche (o elementari): P, Q, R, p_i, \dots
- Connettivi Proposizionali: $\wedge, \vee, \neg, \implies, \iff$
- Simboli Ausiliari: “(“ e “)” (detti delimitatori)
- Costanti: T (*True*, *Vero*, \top) e F (*False*, *Falso*, \perp)

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: $\top, \perp, p_i \in FBF$.
2. Se A e $B \in FBF$ allora $(A \wedge B), (A \vee B), (\neg A), (A \implies B), (A \iff B)$ sono delle formule ben formate.
3. nient'altro è una formula

In una formula ben formata le parentesi sono bilanciate.

Esempio 1. *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 1. *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, definita come segue:

$$\neg, \wedge, \vee, \implies, \iff$$

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. Segue un esempio:

$$\neg A \wedge (\neg B \implies C) \vee D \text{ diventa } ((\neg A) \wedge ((\neg B) \implies C) \vee D)$$

Albero Sintattico

Definizione 2. *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 3. 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 .

$v : P \rightarrow \{0, 1\}$ è un'**assegnazione booleana**

I connettivi della Logica Proposizionale hanno i seguenti valori di verità:

A	B	$A \wedge B$	$A \vee B$	$\neg A$	$A \implies B$	$A \iff B$
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 definita e ciò comporta che data una formula A e un'interpretazione v , eseguendo la definizione induttiva dei valori di verità, si ottiene un unico $v(A)$.

Definizione 4. 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 1. 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 5. Se $M \models A$ per tutti gli M , allora A è una tautologia e si indica $\models A$.

Definizione 6. Se $M \models A$ per qualche M , allora A è soddisfacibile.

Definizione 7. Se $M \not\models A$ non è soddisfatta da nessun M , allora A è insoddisfacibile.

3.1.3 Equivalenze Logiche

Definizione 8. 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:

$$A \vee (B \wedge C) \equiv (A \vee B) \wedge (A \vee C)$$

$$A \wedge (B \vee C) \equiv (A \wedge B) \vee (A \wedge C)$$

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:

$$\neg(A \vee B) \equiv \neg A \wedge \neg B$$

$$\neg(A \wedge B) \equiv \neg A \vee \neg B$$

8. Terzo escluso:

$$A \vee \neg A \equiv T$$

9. Contrapposizione:

$$A \implies B \equiv \neg B \implies \neg A$$

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:

$$(A \implies B) \equiv (\neg A \vee B)$$

$$(A \vee B) \equiv \neg(\neg A \wedge \neg B)$$

$$(A \wedge B) \equiv \neg(\neg A \vee \neg B)$$

$$(A \iff B) \equiv (A \implies B) \wedge (B \implies A)$$

L'insieme dei connettivi $\{\neg, \vee, \wedge\}$, $\{\neg, \wedge\}$ e $\{\neg, \vee\}$ sono completi.

Capitolo 4

Correttezza di programmi sequenziali

Introduciamo l'argomento con un esempio.

Esempio 2. *Definiamo una funzione in C che riceve un vettore, un intero (la lunghezza del vettore) e restituisce un ulteriore numero intero. Chiedendoci*

Listing 1 Esempio di funzione in C

```
int f(int n, const int v[]) {  
    int x = v[0];  
    int h = 1;  
    while (h < n) {  
        if (x < v[h])  
            x = v[h];  
        h = h + 1;  
    }  
    return x;  
}
```

cosa fa la funzione scopriamo che si occupa di cercare il massimo in un vettore.

La strategia della funzione è quella di spostarsi lungo il vettore e conservare in x il valore massimo fino ad ora trovato. Arrivati alla fine del vettore so che in x avrò il valore massimo.

*Più formalmente suppongo che n sia $n > 0$, per dire che ho almeno un elemento nel vettore. Suppongo inoltre che $v[i] \in \mathbb{Z}$, $\forall i \in \{0, \dots, n-1\}$. Abbiamo fissato le **condizioni iniziali**.*

All'inizio x è il massimo del sotto-vettore con solo il primo elemento ($v[0..0]$)

e dopo l'assegnamento di h in $v[0..h-1]$, che, con $h=1$ mi conferma che x è il massimo in $v[0..0]$.

Al termine di una certa iterazione x contiene il massimo tra i valori compresi tra $v[0]$ e $v[h-1]$ (detto altrimenti il massimo in $v[0..h-1]$). Inoltre al fine di una certa iterazione mi aspetto che $h \leq n$.

Possiamo quindi dire che quando esco dal ciclo x è il massimo in $v[0..h-1]$ ma in questo momento $h=n$ e quindi x è il massimo del vettore.

Consideriamo ora la parte iterativa. All'inizio di ogni iterazione suppongo che x è il massimo in $v[0..h-1]$. Dopo l'istruzione di scelta x è il massimo in $v[0..h]$, comunque sia andata la scelta. Alla fine dell'iterazione, dopo l'incremento di h , avrò ancora che x è il massimo in $v[0..h-1]$. Ragiono quindi per induzione. Se all'inizio dell'iterazione e alla fine ho la stessa asserzione, ed è vera prima di iniziare l'iterazione, posso dire che ho una **proprietà invariante** e vale anche al termine dell'ultima iterazione e quindi vale anche alla fine dell'esecuzione del programma.

Nell'esempio notiamo in primis l'assenza di formalità. Si introducono quindi concetti:

1. **precondizione** che nell'esempio è fatta da $n > 0$ e $v[i] \in \mathbb{Z}, \forall i \in \{0, \dots, n-1\}$
2. **postcondizione** che nell'esempio si ritrova con l'asserzione x è il massimo in $v[0..h-1]$ e $h=n$, che scritto in modo formale diventa:

$$\left. \begin{array}{l} v[i] \leq x, \forall i \in \{0, \dots, n-1\} \\ \exists i \in \{0, \dots, n-1\} \text{ t.c. } v[i] = x \end{array} \right\} x = \max(v[0..n-1])$$

Queste formule possono essere rese come formule proposizionali, tramite una congiunzione logica:

$$\left\{ \begin{array}{l} v[0] \leq x \wedge v[1] \leq x \wedge \dots \wedge v[n-1] \leq x \\ v[0] = x \vee v[1] = x \vee \dots \vee v[n-1] = x \end{array} \right.$$

Abbiamo studiato lo stato della memoria del programma in un certo istante tramite formule.

Definizione 9. Definiamo **stato della memoria** come:

$$s : V \rightarrow \mathbb{Z}$$

ovvero una funzione che mappa le variabili del programma (poste nell'insieme V) in \mathbb{Z} .

Fissato uno stato della memoria e una formula posso validare una formula in quello stato osservando le variabili e le relazioni aritmetiche della formula. Data una formula ϕ e uno stato s posso sapere se ϕ è valida in s . Una formula che gode della **proprietà invariante** se vera all'inizio dell'iterazione è vera anche alla fine della stessa. Per capire se è invariante basta vedere lo stato di una formula ad inizio e fine di una iterazione. L'esecuzione di una istruzione cambia lo stato della memoria. Potrebbe però accadere che una serie di istruzioni non facciano terminare il programma, perciò quanto detto sopra è in realtà un'approssimazione della realtà.

Definizione 10. Definiamo la **specificità di correttezza di un programma** con la tripla:

$$\alpha \ P \ \beta$$

dove:

- α e β sono formule (definite con tutte le simbologie aritmetiche tra variabili, sia di conto che di relazione).
- P è un “programma” (anche un frammento o una singola istruzione) che modifica lo stato della memoria.

α è la **precondizione**, che supponiamo verificata nello stato iniziale e β è la **postcondizione**, che supponiamo valida dopo l'esecuzione del programma.

Durante il corso useremo un linguaggio imperativo non reale semplificato. Dovremo anche definire una logica, definendo un apparato deduttivo, un insieme di regole per costruire dimostrazioni derivando nuove formule da quelle preesistenti. Useremo la **logica di Hoare**. Le formule della logica di Hoare sono triple di tipo $(\alpha P \beta)$ quindi si tratta di una logica di tipo diverso anche se si appoggia su quella proposizionale.

4.1 Linguaggio semplificato

Definiamo quindi il linguaggio di programmazione imperativo semplificato che andremo ad utilizzare. Si userà una grammatica formale.

L'elemento fondamentale di questo linguaggio è il **comando**, che indica o una singola istruzione o un gruppo di istruzioni strutturate. Il simbolo usato nella grammatica per indicare un comando è “C”. Un comando viene costruito tramite le **produzioni**, introdotte da “::=”. Il comando più semplice è l'**assegnamento**, che usa l'operatore “:=” per assegnare un valore ad una variabile. Con il simbolo “E” indichiamo un simbolo non terminale della grammatica che sta per *espressione*. Una volta costruito semplici espressioni

possiamo combinarle, eseguendole in sequenza, inserendo un “;” tra due comandi.

In merito all’istruzione di scelta abbiamo l’istruzione “if”, seguito da un’espressione booleana, seguito da “then”, seguita da un comando, seguita da “else”, seguita da un comando, e il tutto viene concluso da “endif”. Qui abbiamo una prima semplificazione dicendo che l’*else* è obbligatorio. Per l’iterazione abbiamo il “while”, seguito da un’espressione booleana, seguito da “do” con poi il comando, il tutto concluso da *endwhile*. Infine abbiamo una istruzione speciale, chiamata “skip”, che non fa nulla e avanza il *program counter* (con essa posso saltare il ramo alternativo dell’*if-else*).

Un’espressione booleana “B” può essere la costante “true”, la costante “false” o del tipo “not B”, “B and B”, “B or B”, “E < E” (e le altre), “E = E”. Non si hanno tipi di dato ma supporremo di avere a che fare solo con *interi*. Non si ha la funzione di nozione o di classe. Questo linguaggio è comunque *Turing Complete*.

Listing 2 Esempio di programma *D*

```
x := a; y := b;
while x != y do
  if x < y then
    y := y - x;
  else
    x := x - y;
  endif
endwhile
```

Cerchiamo di capire se il programma *D*, sopra definito, soddisfa la tripla:

$$\{a > 0 \wedge b > 0\} D \{x = MCD(a, b)\}$$

Quindi mi chiedo se eseguendo il programma con uno stato della memoria dove *a* e *b* sono due interi positivi (precondizione) allora, alla fine dell’esecuzione di *D*, *x* sarà il massimo comune divisore tra *a* e *b* (postcondizione). Dobbiamo dimostrare la tripla e qualora non fosse vera bisogna confutarla trovando un caso in cui non è verificata (trovando uno stato che soddisfi la precondizione ma che, una volta eseguito il programma, la postcondizione non sia verificata).

4.2 Logica di Hoare

Definizione 11. Una **dimostrazione**, in una logica data, è una sequenza di formule di quella logica che sono o assiomi (formule che riteniamo vere

a priori) o formule derivate dalle precedenti tramite una regola di inferenza. Una regola di inferenza mi manda da un insieme di formule $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ ad una nuova formula α e si indica con:

$$\frac{\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n}{\alpha}$$

Che si legge come: "se ho già derivato $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ sono autorizzato a derivare α ".

Nel nostro caso ogni α_i è una tripla della **logica di Hoare**.

Una dimostrazione si ottiene quindi applicando le regole di derivazione fino ad arrivare, se si riesce, ad una soluzione.

4.2.1 Regole di derivazione

Vediamo quindi le regole di derivazione, che sono associate alle regole del linguaggio sopra definito.

Skip

Definizione 12. Partiamo con la regola per l'istruzione **skip**, che non facendo nulla non cambia lo stato della memoria e quindi la regola di derivazione non ha nessuna premessa:

$$\frac{}{\{p\} \text{ skip } \{p\}}$$

con p che è una formula proposizionale. Dopo lo skip p vale se valeva prima dello skip

Implicazione

Definizione 13. La seconda è una regola che non ha un rapporto diretto con il linguaggio e chiameremo **regola di conseguenza (o dell'implicazione)**. Ha due premesse: una tripla appartenente alla logica di Hoare e una implicazione della logica proposizionale.

$$\frac{p \implies p' \quad \{p'\} C \{q\}}{\{p\} C \{q\}}$$

Ovvero se eseguo C partendo da uno stato in cui vale p' allora dopo varrà q . Ma sappiamo anche che p implica p' . Quindi se nel mio stato della memoria vale p e quindi anche p' per l'implicazione. Posso quindi dire che se ho p ed eseguo C ottengo q .

Ho anche una forma speculare:

$$\frac{\{p\} C \{q'\} \quad q' \implies q}{\{p\} C \{q\}}$$

Sequenza

Definizione 14. La terza regola è legata alla struttura di **sequenza** dei programmi:

$$\frac{\{p\} C_1 \{q\} \quad \{q\} C_2 \{r\}}{\{p\} C_1; C_2 \{r\}}$$

Assegnamento

Definizione 15. La quarta regola riguarda l'**assegnamento**. Questa è l'unica regola non banale (come lo è lo *skip*) che non ha premesse. È la regola base per derivare le triple necessarie alle altre regole. Quindi, avendo E come espressione, x una variabile e p come una postcondizione, ovvero una formula che contiene gli identificatori di diverse variabili:

$$\overline{\{p[E/x]\} x := E \{p\}}$$

Dove con $p[E/x]$, come precondizione, indichiamo una **sostituzione** indicante che cerchiamo in p tutte le occorrenze x e le sostituiamo con E .

Esempio 3. Se ho $x := y + 1$ con E pari a $y + 1$ e con p pari a $\{x > 0\}$ come postcondizione data e cerco la precondizione. Quindi la tripla completa sarebbe:

$$\{y + 1 > 0\} x := y + 1 \{x > 0\}$$

E la tripla sappiamo che è vera (se so che $y + 1$ è positivo, dopo che a x assegno $y + 1$ posso essere sicuro che anche x è positivo).

Esempio 4. Se ho $x := x + 1$ con E pari a $x + 1$ e con p pari a $\{x > 0 \wedge x \leq y\}$ come postcondizione data e cerco la precondizione. Quindi la tripla completa sarebbe:

$$\{x + 2 > 0 \wedge x + 2 \leq y\} x := x + 1 \{x > 0 \wedge x \leq y\}$$

e anche questa tripla è garantita dalla regola di sostituzione

Istruzione di scelta

Definizione 16. La quinta regola è quella relativa all'**istruzione di scelta** che è della forma:

$$\{p\} \text{ if } B \text{ then } C \text{ else } D \text{ endif } \{q\}$$

Se la condizione B è vera eseguo C altrimenti D . In entrambi i casi alla fine deve valere la postcondizione q . Separiamo i due casi:

- se suppongo vere p e B eseguo C arrivando in q :

$$\{p \wedge B\} \ C \ \{q\}$$

- se suppongo vera p ma falsa B avrò:

$$\{p \wedge \neg B\} \ D \ \{q\}$$

Ricavo quindi la formula generale:

$$\frac{\{p \wedge B\} \ C \ \{q\} \quad \{p \wedge \neg B\} \ D \ \{q\}}{\{p\} \ \text{if } B \text{ then } C \text{ else } D \text{ endif } \{q\}}$$

Come notazione usiamo che:

$$\vdash \{p\} \ C \ \{q\}$$

dove \vdash segnala che la tripla è stata **dimostrata/derivabile** con le regole di derivazione (si parla quindi di *sintassi*, viene infatti ignorato il significato ma si cerca solo di applicare le regole, ottenendo al conclusione come risultato di una catena di regole).

Come notazione usiamo anche che:

$$\models \{p\} \ C \ \{q\}$$

dove \models indica che la tripla è **vera** (si parla quindi di *semantica*, riferendosi al significato).

Dato che si ha **completezza** e **correttezza** dell'apparato deduttivo si ha hanno due situazioni.

- ogni tripla **derivabile** è anche **vera** in qualsiasi interpretazione
- ogni tripla **vera** vorremmo fosse anche **derivabile** e il discorso verrà approfondito in seguito per la logica di Hoare

\vdash può avere a pedice una sigla per la regola rappresentata, ad esempio \vdash_{ass} per l'assegnamento.

Esempio 5. Vediamo qualche esempio di dimostrazione. Dimostro che la tripla seguente sia vera:

$$\{y \geq 0\} \ x := 2 \cdot y + 1 \ \{x > 0\}$$

uso la regola di assegnamento (che non ha premesse) partendo dalla postcondizione. Sostituisco e ottengo:

$$\vdash_{ass} \{2 \cdot y + 1 > 0\} \ x := 2 \cdot y + 1 \ \{x > 0\}$$

Procedo usando la regola di implicazione (sapendo che $y \geq 0 \implies 2y+1 > 0$):

$$\vdash_{impl} \{y \geq 0\} \ x := 2 \cdot y + 1 \ \{x > 0\}$$

Dimostrando quindi che la tripla è **vera**.

Esempio 6. Vediamo qualche esempio di dimostrazione. Dimostro che la tripla seguente sia vera:

$$\{z > 0\} \ x := (y \cdot z) + 1 \ \{x > 0\}$$

e vediamo che la tripla non è valida in quanto y potrebbe essere negativo e non portare alla positività di x . Formalmente cerchiamo un controesempio cercando di non soddisfare la postcondizione. Scelgo in memoria $z = 1$ e $y = -2$. Abbiamo fatto quindi un ragionamento semantico. Provo a anche sintatticamente e giungo a:

$$\vdash \{(y \cdot z + 1) > 0\} \ x := (y \cdot z) + 1 \ \{x > 0\}$$

che non è vero, quindi non posso proseguire.

Esempio 7. Vediamo qualche esempio di dimostrazione. Dimostro che la tripla seguente sia vera:

$$\{s = x^i\} \ i := i + 1, \ s := s \cdot x \ \{s = x^i\}$$

anche se uguali preconditione e postcondizione fanno riferimento a due momenti della memoria diversi e quindi i valori saranno diversi.

Abbiamo a che fare con un **invariante** in quanto la formula non varia tra preconditione e postcondizione anche se i valori saranno diversi (in mezzo al processo posso violare comunque l'invarianza).

Ragioniamo in modo puramente sintattico. Dobbiamo applicare due volte l'assegnamento (e spesso serve dopo anche la regola di implicazione) e una volta la sequenza. Anche qui partiamo dalla postcondizione risalendo via via alle preconditioni:

$$\vdash_{ass} \{sx = x^i\} \ s := s \cdot x \ \{s = x^i\}$$

Ho creato quindi la condizione intermedia tra i due assegnamenti e proseguendo ho:

$$\vdash_{ass} \{sx = x^{i+1}\} \ i := i + 1 \ \{sx = x^i\}$$

per transitività si può scrivere:

$$\{sx = x^{i+1}\} \ i := i + 1, \ s := s \cdot x \ \{s = x^i\}$$

ma non coincide con quanto voglio dimostrare. Ragiono quindi in modo algebrico. In $\{sx = x^{i+1}\} \ i := i + 1 \ \{sx = x^i\}$ ho infatti:

$$\{sx = x^{i+1}\} \rightarrow \{sx = x^i\}, \text{ se } x \neq 0$$

e quindi la formula iniziale è dimostrata.

Esempio 8. Vediamo qualche esempio di dimostrazione. Dimostro che la tripla seguente sia vera:

$$\{\top\} \text{ if } x < 0 \text{ then } y := -2 \cdot x \text{ else } y := 2 * x \text{ endif } \{y \geq 0\}$$

Diciamo che C rappresenta $y := -2 \cdot x$ e D rappresenta $y := 2 * x$ per praticità. Indichiamo la condizione booleana $x < 0$ con B . Tutta la condizione di scelta la chiamiamo S . Quindi avremo:

$$\{\top\} \text{ if } B \text{ then } C \text{ else } D \text{ endif } \{y \geq 0\}$$

che in modo ancora più compatto sarebbe:

$$\{\top\} \ S \ \{y \geq 0\}$$

Applico quindi la regola di derivazione al primo caso: Ho quindi:

$$\{\top \wedge x < 0\} \ C \ y \geq 0$$

che è uguale a:

$$\{x < 0\} \ C \ y \geq 0$$

Procedo ora con l'assegnamento:

$$\vdash_{ass} \{-2 \cdot x \geq 0\} \ y := -2 \cdot x \ \{y \geq 0\}$$

che però equivale algebricamente a:

$$\vdash_{ass} \{x \leq 0\} \ y := -2 \cdot x \ \{y \geq 0\}$$

ma siccome $x < 0 \implies x \leq 0$ uso la regola dell'implicazione:

$$\vdash_{impl} \{x < 0\} \ y := -2 \cdot x \ \{y \geq 0\}$$

Passo al secondo caso:

$$\{\top \wedge x \geq 0\} \ D \ y \geq 0$$

che è uguale a:

$$\{x \geq 0\} \ D \ y \geq 0$$

Procedo ora con l'assegnamento:

$$\vdash_{ass} \{2 \cdot x \geq 0\} \ y := 2 \cdot x \ \{y \geq 0\}$$

che però equivale algebricamente a:

$$\vdash_{ass} \{x \geq 0\} \ y := -2 \cdot x \ \{y \geq 0\}$$

e quindi è dimostrabile che:

$$\vdash \{\top\} \ S \ \{y \geq 0\}$$

Iterazione

Definizione 17. Definiamo:

- **correttezza parziale**, dove la tripla viene letta supponendo a priori che l'esecuzione termini
- **correttezza totale**, dove la tripla viene letta dovendo anche dimostrare che l'esecuzione termini. Si procede quindi prima dimostrando la correttezza parziale aggiungendo poi la dimostrazione per l'esecuzione finita

Definizione 18. La sesta regola è quella relativa all'iterazione. Abbiamo quindi:

$$\{p\} \ \text{while } B \ \text{do } C \ \text{endwhile} \ \{q\}$$

ma non posso determinare a priori quante volte si eseguirà C , che modifica lo stato della memoria. Per comodità $\text{while } B \ \text{do } C \ \text{endwhile}$ la chiameremo W , quindi in modo compatto abbiamo:

$$\{p\} \ W \ \{q\}$$

Partiamo con la correttezza parziale supponendo a priori che l'esecuzione termini. Si ha quindi che in q sicuramente B è falsa, altrimenti non si avrebbe terminazione. Quindi in realtà abbiamo:

$$\{p\} \ W \ \{q \wedge \neg B\}$$

Ipotizziamo che all'inizio B sia vera, quindi la preconditione sarà $\{i \wedge B\}$, con i rappresentante una nuova formula. In questi stati eseguiremo C . Suppongo di poter derivare, tramite C eseguito una sola volta, nuovamente i :

$$\{i \wedge B\} \ C \ \{i\}$$

Se vale questa tripla significa che i è un **invariante** per C e quindi i viene chiamata **invariante di ciclo**. Nello stato raggiunto dopo C la condizione B può essere valida o meno. Qualora valga dopo la singola esecuzione di C allora avrei ancora $\{i \wedge B\}$ e dovrei eseguire nuovamente C e dopo varrà ancora i sicuramente e bisogna ristudiare B per capire come procedere, in quanto i resterà vera per qualsiasi numero di iterazioni di C . Si ha che i resterà vera, teoricamente, anche una volta “usciti” dal ciclo. Qualora non valga B si ha che:

$$\{i \wedge \neg B\} \ W \ \{i \wedge \neg B\}$$

(dove si nota che i resta vera ma B impedisce di tornare nel ciclo).

Si ha quindi che:

$$\frac{\{i \wedge B\} \ C \ \{i\}}{\{i\} \ W \ \{i \wedge \neg B\}}$$

che è la **regola dell'iterazione**. Scritta in modo completo:

$$\frac{\{i \wedge B\} \ C \ \{i\}}{\{i\} \ \text{while } B \ \text{do } C \ \text{endwhile} \ \{i \wedge \neg B\}}$$

Una nozione più forte di **invariante** può essere espressa dicendo che

$$\{i\} \ C \ \{i\}$$

che si differenzia da quella di **invariante di ciclo** (dove mi interessa sapere che un invariante sia vero prima del ciclo anche se questa non è una proprietà intrinseca degli invarianti):

$$\{i \wedge B\} \ C \ \{i\}$$

Ricordiamo che stiamo dando per scontata la **terminazione** tramite la **correttezza parziale**.

Facciamo qualche osservazione:

- nella preconditione della conclusione non si ha B , in quanto il corpo dell'iterazione può anche non essere mai eseguito

- data un'istruzione iterativa posso avere più di un invariante. Si ha inoltre che ogni formula iterativa ha l'**invariante banale** $i = \top$. Possiamo avere anche una formula in cui compaiono variabili che non sono modificate dalla funzione iterativa e quindi l'intera formula è un invariante di ciclo. Studiamo quindi gli invarianti "più utili"
- nei casi pratici non consideriamo ovviamente iterazioni isolate ma iterazioni inserite in un programma. In questi casi quindi la scelta di un invariante adeguato dipende sia dall'iterazione che dall'intero contesto.

Esempio 9. Ho un programma su cui voglio dimostrare:

$$\{p\} C; W; D \{q\}$$

con W iterazione e C, D comandi.

Spezziamo quindi il programma per fare la dimostrazione, tramite la regola della sequenza:

$$\{p\} C \{r\} W \{z\} D \{q\}$$

r sarà quindi la preconditione dell'iterazione W che porterà a z che sarà preconditione di D .

Sapendo che la regola di derivazione per W è:

$$\{i\} W \{i \wedge \neg B\}$$

Confronto la tripla con la "catena" sopra espressa. Si nota che r dovrà implicare l'invariante per W .

Esempio 10. Vediamo quindi un esempio completo.

Si prenda il seguente programma:

Listing 3 Programma P

```
i := 0; s := 1;
while i < N do
  i := i + 1;
  s := s * x;
endwhile
```

Per comodità chiamo A i due assegnamenti iniziali, W l'iterazione e C il corpo dell'iterazione.

Ci proponiamo di derivare:

$$\{N \geq 0\} P \{s := x^N\}$$

x e N sono variabili, nella realtà costanti non venendo mai modificate da P , e il loro valore fa parte dello stato della memoria.

Concentriamoci in primis sull'iterazione cercando un invariante. Una strategia semplice è quella di simulare i primi passi di una esecuzione. Supponendo N comunque non nullo abbiamo, seguendo le due variabili i e s nelle varie iterazioni (procedendo verso destra nella tabella), procedendo in modo simbolico per s (usando quindi il simbolo x direttamente):

i	0	1	2	3	\dots
s	1	x	x^2	x^3	\dots

Quindi $s = x^i$ è il nostro invariante. Dimostro questa ipotesi è vera, dimostrando:

$$\{s = x^i \wedge i < N\} \ C \ \{s = x^i\}$$

sapendo che essa è la premessa alla regola di iterazione.

Procedo quindi con la dimostrazione, avendo l'assegnamento:

$$\vdash_{ass} \{sx = x^{i+1}\} \ C \ \{s = x^i\}$$

infatti i due assegnamenti sono indipendenti, permettendo di applicare in una sola volta due regole di assegnamento.

Sapendo che $s = x^{i+1} \implies s = x^i$. Ho quindi mostrato che:

$$\vdash \{s = x^i\} \ C \ \{s = x^i\}$$

dimostrando che ho effettivamente l'invariante $s = x^i$ (e nel dettaglio abbiamo trovato un **invariante forte**, che lo è a priori rispetto alla condizione booleana B).

Vogliamo però ottenere come preconditione $\{s = x^i \wedge i < N\}$. Sapendo però che $s = x^i \wedge i < N$ è una regola "più forte" di $s = x^i$ (se è vera la prima sicuramente è vera anche la seconda) posso usare l'implicazione e dire che:

$$\{s = x^i \wedge i < N\} \implies \{s = x^i\}$$

quindi:

$$\vdash_{impl} \{s = x^i \wedge i < N\} \ C \ \{s = x^i\}$$

posso quindi applicare la regola dell'iterazione avendo la premessa corretta e ottenendo quindi:

$$\vdash_{iter} \{s = x^i\} \ W \ \{s = x^i \wedge i \geq N\}$$

ma la postcondizione non ci sta implicando $s = x^N$, per avere:

$$\{N \geq 0\} \ P \ \{s := x^N\}$$

bisogna quindi **rafforzare** l'invariante, in modo che l'invariante implichi che alla fine dell'esecuzione $i = N$.

Procediamo quindi con una nuova ipotesi, cercando di dimostrare che $i \leq N$ è un invariante:

$$\{i \leq N \wedge i < N\} \ C \ \{i \leq N\}$$

Questa preconditione contiene una formula che è più restrittiva dell'altra. Procedo con l'assegnamento (CAPIRE QUESTA PARTE):

$$\vdash_{ass} \{i + 1 \leq N\} \ C \ \{i \leq N\}$$

ma sapendo che $i < N \implies i + 1 \leq N$ ottengo:

$$\vdash_{impl} \{i < N\} \ C \ \{i \leq N\}$$

Dimostrando quindi che è un invariante.

Passo quindi all'iterazione:

$$\vdash_{iter} \{i \leq N\} \ W \ \{i \leq N \wedge i \geq N\}$$

e la postcondizione è uguale a dire che $i = N$.

Considerando quindi i due invarianti ottengo:

$$\vdash_{iter} \{s = x^i \wedge i \leq N\} \ W \ \{s = x^i \wedge i = N\}$$

Dobbiamo però dimostrare anche la parte degli assegnamenti iniziali:

$$\{N \geq 0\} \ A \ \{s = x^i \wedge i \leq N\}$$

Bisogna infatti vedere se anche le condizioni iniziali permettono all'invariante doppio di restare tale.

Applico quindi due volte l'assegnamento (partendo dal fondo); il primo con $s := 1$:

$$\vdash_{ass} \{1 = x^i \wedge i \leq N\} \ s := 1 \ \{s = x^i \wedge i \leq N\}$$

Passo quindi a $i := 0$ seguendo il nuovo ordine delle condizioni:

$$\vdash_{ass} \{1 = x^0 \wedge 0 \leq N\} \ i := 0 \ \{1 = x^i \wedge i \leq N\}$$

Applico quindi la sequenza con la prima parte (sapendo $1 = x^0$ è sempre vero):

$$\vdash_{seq} \{N \geq 0\} \ A \ \{s = x^i \wedge i \leq N\}$$

completando la dimostrazioni.

Da notare solo che x deve essere non nullo.

Altri esempi sono presenti sulla pagina del corso.

4.2.2 Correttezza totale

Analizziamo ora il caso in cui non si abbia certezza di terminazione di un'iterazione:

$$\{p\} \text{ while } B \text{ do } C \text{ endwhile } \{q\}$$

Distinguiamo i due tipi di correttezza, dal punto di vista della derivabilità, tramite:

$$\begin{array}{c} \vdash^{parz} \{p\} C \{q\} \\ e \\ \vdash^{tot} \{p\} C \{q\} \end{array}$$

Dal punto di vista semantico non ha invece senso distinguere di due casi e quindi si ha solo:

$$\models \{p\} C \{q\}$$

In quanto dal punto di vista semantico o si ha terminazione o non si ha, non si hanno casistiche differenti a seconda di correttezza totale o parziale.

Bisognerà quindi dimostrare la terminazione.

Studiamo il caso semplice dove:

$$W = \text{ while } B \text{ do } C \text{ endwhile}$$

Cerchiamo un'espressione aritmetica E , dove compaiono le variabili del programma, costanti numeriche e operazioni aritmetiche. Cerchiamo anche un **invariante di ciclo** i (che quindi è una formula) per W . E e i devono soddisfare due condizioni:

1. $i \implies E \geq 0$, quindi se vale i allora l'espressione aritmetica ha valore ≥ 0 (il valore di E lo ottengo eseguendo le operazioni sulle costanti e sui valori, in quello stato della memoria, delle variabili)
2. $\vdash^{tot} \{i \wedge B \wedge E = k\} C \{i \wedge E < k\}$, dove nella preconditione abbiamo la congiunzione logica tra l'invariante i , la condizione di ciclo B e tra $E = k$, avendo prima assegnato a k il valore effettivo di E nello stato in cui iniziamo a computare C . k quindi non deve essere una variabile del programma e non deve apparire in C (rappresentante il corpo della singola iterazione). Se vale la condizione 1 e l'invariante sappiamo che $E \geq 0 \implies k \geq 0$. La postcondizione è formata dall'invariante i e dal fatto che il valore di E dopo l'esecuzione sia strettamente minore di k (che è il valore di E prima dell'esecuzione). In pratica E decresce ad ogni singola iterazione, ovvero ad ogni esecuzione di C .

La notazione \vdash^{tot} serve a escludere che C abbia altri cicli annidati (portando a dover dimostrare che anche i cicli interni terminano). Per praticità quindi supponiamo di non avere cicli interni (stiamo partendo dal ciclo più interno)

In pratica, nella seconda condizione, uso E per concludere che una singola esecuzione dell'iterazione mi porta in uno stato in cui vale l'invariante, dove può valere o meno B (che potrebbe portare all'uscita dall'iterazione) ma in cui E ha un valore diverso, minore a quello di partenza ma mai minore di 0 per la prima condizione (in quanto l'invariante è sempre valido). Quindi, ad un certo punto, E raggiungerà il valore minimo e in quel momento o B è falsa o si ha una contraddizione (E dovrebbe diventare negativo), quindi si ha la terminazione.

Quindi se abbiamo dimostrato le due condizioni posso dire:

$$\vdash^{tot} \{i\} W \{i \wedge \neg B\}$$

che è anche la conclusione della regola di derivazione dell'iterazione in caso di correttezza parziale.

Possiamo anche osservare due cose:

1. E non è una formula logica ma un'espressione aritmetica con valore numerico ($E \geq 0$ è una formula logica)
2. qualora si abbia $E = 0$ non si hanno problemi, 0 è solo un esempio, potremmo riscrivere la prima condizione come $E \geq n$, con n qualsiasi numero intero, basta che sia ben definito per poter permettere la ripetizione finita delle iterazioni

Chiameremo questa espressione aritmetica è **variante**.

L'invariante della correttezza totale non è sempre quello di quella parziale, magari è uguale, magari diverso o anche uguale solo in parte

Esempio 11. Vediamo un esempio chiarificatore.

Dato il programma (una sorta di conto alla rovescia):

Listing 4 Programma P

```
while x > 5 do
  x := x - 1;
endwhile
```

studio la correttezza totale della tripla:

$$\{x > 5\} P \{x = 5\}$$

Innanzitutto cerco un variante E , che decresce ad ogni singola iterazione è un invariante i come descritti sopra, quindi che, qualora ci sia l'invariante i allora $E \geq 0$.

Un primo invariante “banale” è $i = x \geq 5$.

In merito ad E notiamo che nel corpo dell'iterazione abbiamo un solo comando, dove il valore della variabile x viene decrementato, quindi un primo candidato per E potrebbe essere proprio x .

Per comodità scegliamo però come variante $x - 5$ per avere una corrispondenza diretta con l'invariante $x \geq 5$, essendo derivato dallo stesso invariante (basandoci in primis sulla prima condizione).

Non sempre posso ottenere una corrispondenza tra variante e invariante.

Presi questo invariante e questo variante verificiamo le due condizioni:

1. $x \geq 5 \implies x - 5 \geq 0$ è ovviamente corretto perché si ottiene che $x \geq 5 \implies x \geq 5$ (infatti questo è il motivo per cui si è scelto $x - 5$ come variante)
2. $\vdash^{tot} \{x \geq 5 \wedge x > 5 \wedge x - 5 = k\} \ x := x - 1 \ \{x \geq 5 \wedge x - 5 < k\}$
 Applico quindi la regola dell'assegnamento (che si applica anche per la correttezza totale) e ottengo la preconditione per la postcondizione $\{x \geq 5 \wedge x - 5 < k\}$:

$$\{x - 1 \geq 5 \wedge x - 1 - 5 < k\} = \{x \geq 6 \wedge x - 6 < k\}$$

che però è diversa da $\{x \geq 5 \wedge x > 5 \wedge x - 5 = k\}$.

Cerco quindi di applicare la regola dell'implicazione. Riguardando la preconditione originale noto che $x > 5$ è “più forte” di $x \geq 5$ e quindi quest'ultimo può essere trascurato. Ricordando che stiamo lavorando su valori interi si ha che $x > 5 \implies x \geq 6$. Inoltre, sempre per il fatto che lavoriamo su numeri interi, $x - 5 = k \implies x - 6 < k$ e quindi:

$$\{x \geq 5 \wedge x > 5 \wedge x - 5 = k\} \implies \{x \geq 6 \wedge x - 6 < k\}$$

Abbiamo quindi dimostrato che il programma termina e vale la tripla iniziale. Qualora avessimo dovuto dimostrare la correttezza parziale si sarebbe dovuto procedere riutilizzando lo stesso invariante e procedendo studiando la negazione di B , ovvero $x \leq 5$ (che insieme danno la postcondizione).

Esempio 12. vediamo un esempio non si ha alcuna variabile che decrementa nel corpo dell'iterazione:

Listing 5 Programma P

```

while x < 5 do
  x := x + 1;
endwhile

```

studio la correttezza totale della tripla:

$$\{x < 5\} \ P \ \{x = 5\}$$

Dal punto di vista della correttezza parziale ragiono come al solito mentre per la correttezza totale la situazione è un po' diversa.

Ovviamente non posso usare x come variante ma posso sicuramente usare, per esempio, $-x$, che sicuramente decresce visto che x cresce, in entrambi i casi ad ogni iterazione. Riprendendo l'esempio sopra quindi posso usare $x \leq 5$ come invariante e, al posto di $-x$ che comunque andrebbe bene, secondo un ragionamento simile allo scorso esempio, $5 - x$ come variante (si nota che anche questo E è ricavabile da i , anche se questo non è sempre attuabile). Il resto della dimostrazione è analoga all'esempio precedente.

Correttezza e Completezza

In generale quando si sviluppa una logica, con un apparato deduttivo e un'interpretazione delle formule, siamo interessati a due proprietà generali della logica e dell'apparato deduttivo:

1. **correttezza**, ovvero il fatto che tutto quello che si può derivare con l'apparato deduttivo è effettivamente vero, ovvero $vdash \implies \models$. Quindi se una tripla è derivabile è anche vera
2. **completezza**, ovvero il fatto che l'apparato deduttivo sia in grado di derivare tutte le formule vere (ovvero tutte le triple) vere. Si ha quindi $\models \implies \vdash$

Per la logica di Hoare vale la correttezza ma vale una proprietà di completezza è *relativa* in quanto nel corso di una dimostrazione di completezza occorre a volte usare deduzioni della logica proposizionale ma tali formule parlano anche di operazioni aritmetiche. Si ha che l'aritmetica può essere formalizzata attraverso un linguaggio logico con degli assiomi e delle regole di inferenza. Si hanno però i **teoremi di incompletezza dell'aritmetica** di Gödel che dicono che l'aritmetica come teoria matematica è incompleta in quanto ci sono formule scritte nel linguaggio dell'aritmetica che sono vere ma non sono dimostrabili. Questa incompletezza si riverbera sulla logica di Hoare, che comunque, dal punto di vista deduttivo sulle triple, è completa.

4.2.3 Precondizione più debole

Dato un comando C e una formula q che interpretiamo come post condizione di C . Si cerca p tale per cui:

$$\vdash \{p\} C \{q\}$$

Sia valida e quindi vera.

Ovviamente il caso interessante è quello totale.

Esempio 13. *Suppongo di avere come comando un singolo assegnamento $y := 2 \cdot x - 1$ e come postcondizione $\{y > x\}$.*

Cerco possibili precondizioni che, dopo l'assegnamento, portino a quella postcondizione. Ovviamente si avrebbero infiniti valori di x che consentono di arrivare alla postcondizione (nonché altrettanti che non lo permettono).

Si cerca quindi la “migliore” precondizione per arrivare ad una data postcondizione ma per farlo ci serve un criterio di confronto.

Introduciamo quindi alcuni simboli e nozioni utili:

- V è l'insieme della variabili di C
- $\Sigma = \{\sigma \mid \sigma : V \rightarrow \mathbb{Z}\}$ è l'insieme degli stati della memoria (ricordando che posso avere solo valori interi nel nostro linguaggio)
- Π è l'insieme di tutte le formule sull'insieme V
- $\sigma \models p$ significa che la formula p è vera nello stato σ e si ha che $\models \subseteq \Sigma \times \Pi$, con \models che indica la veridicità di una formula in uno stato
- $t(\sigma) = \{p \in \Pi \mid \sigma \models p\}$ come la funzione che assegna ad uno stato l'insieme delle proposizioni, ovvero tutte le formule, che sono vere in σ
- $m(p) = \{\sigma \in \Sigma \mid \sigma \models p\}$ come la funzione che associa ad una formula l'insieme di tutti gli stati che soddisfano la formula

Tra le due funzioni finali si ha una sorta di “dualità” e agiscono in modo speculare tra loro. Se, partendo da Σ , applico $t(\sigma)$ e scopriamo che un certo stato p appartiene a Π e a tale p associamo l'insieme dato da $m(p)$ si avrà che $\sigma \in m(p)$.

Si possono fare altre osservazioni su queste due funzioni.

Prendiamo due formule p e q e cerco di capire se è possibile avere $m(p) = m(q)$.

La risposta è positiva e si parla, in caso, di *equivalenza tra formule*. Fissati

due stati σ_1 e σ_2 mi chiedo se possano appartenere allo stesso insieme di formule. In questo caso la risposta è negativa, in quanto se i due stati sono distinti allora ci deve essere almeno una variabile x che ha valore diverso nei due stati ma allora è facile trovare una formula che separa i due stati e tale formula potrà essere vera solo in uno dei due stati.

Dato $S \subseteq \Sigma$ e $F \subseteq \Pi$ (ragiono quindi su sottoinsiemi) si ha che:

- $t(S) = \{p \in \Pi \mid \forall \sigma \in S, \sigma \models p\} = \bigcap_{\sigma \in S} t(\sigma)$ (ragiono quindi su tutti gli stati di S e quindi sulle formule che sono vere in tutti questi stati)
- $m(F) = \{\sigma \in \Sigma \mid \forall p \in F, \sigma \models p\} = \bigcap_{p \in F} m(p)$ (ragiono quindi su tutte le formule di Π e quindi su tutti gli stati in devono essere soddisfatte tutte queste formule)

Abbiamo quindi esteso il dominio delle due funzioni a sottoinsiemi di stati e sottoinsiemi di formule.

Si può anche dimostrare che $S \subseteq m(t(s))$ e che $F \subseteq t(m(F))$. Inoltre, dati $A \subseteq B$, si può dimostrare che $m(B) \subseteq m(A)$ (se ho un insieme più grande di formule ho meno stati che le soddisfano tutte).

Si ha un rapporto tra la logica proposizionale (coi suoi connettivi logici) e l'insieme di stati (p e q sono formule di Π):

- $m(\neg p) = \Sigma \setminus m(p)$, quindi il complemento insiemistico di p
- $m(p \vee q) = m(p) \cup m(q)$, quindi all'unione dei due insiemi
- $m(p \wedge q) = m(p) \cap m(q)$ (da verificare) quindi all'intersezione dei due insiemi

L'implicazione merita un discorso a parte in quanto ha due “nature”:

- **operatore logico**, che comporta che $p \implies q = \neg p \vee q$ e in tal caso si ha, in linea a quanto detto per gli altri connettivi:

$$m(p \implies q) = m(\neg p) \cup m(q)$$

- **relazione tra formule**, dove se p implica q (in tutti i casi in cui è vera p è vera q) allora $m(p) \subseteq m(q)$, intendendo che q è “più debole” (ovvero come formula ci da una conoscenza inferiore essendo q corrispondente ad un insieme più grande di stati) di p . Si ha a che fare con una relazione algebrica tra le due formule. Più “debole” non significa comunque “peggiore”

Posso quindi capire come definire la preconditione migliore per ottenere una tripla valida, insieme al comando C e alla postcondizione.

Un modo è quello di definire la migliore preconditione come la preconditione più debole p che presa come preconditione forma una tripla valida:

$$\vdash \{p\} C \{q\}$$

se p è la preconditione più debole allora corrisponde al più grande insieme di stati tale che la tripla sia valida.

Questa è una scelta ragionevole perché è la preconditione che impone meno vincoli sullo stato iniziale, infatti determina tutti gli stati iniziali che garantiscono il raggiungimento della postcondizione. È sempre possibile calcolare la preconditione più debole.

Indichiamo, fissati C comando e q formula di postcondizione, con $wp(C, q)$ la preconditione più debole (**weakest precondition** (**wp**)).

Teorema 2 (proprietà fondamentale della condizione più debole). *Si ha che $\vdash \{p\} C \{q\}$ (quindi la tripla è vera) sse:*

$$p \implies wp(C, q)$$

Teorema 3. *L'esistenza della preconditione più debole è garantita.*

È garantita inoltre l'unicità della preconditione più debole (a meno di eventuali equivalenze logiche).

Vediamo quindi la *regola di calcolo*.

Si hanno diversi casi a seconda dei tipi di comando:

- **assegnamento:** in questo caso la preconditione più debole è quella determinata dalla regola di derivazione introdotta per la correttezza parziale. Quindi dato un assegnamento del tipo $x := E$ e una postcondizione q ho che la preconditione più debole si ottiene sostituendo in q ogni occorrenza di x con l'espressione E , ottenendo quindi:

$$\{q[E/x]\}$$

- **sequenza:** in questo caso, se ho la sequenza di due comando C_1 e C_2 allora la preconditione più debole si calcola nel seguente modo: calcolo la preconditione più debole per C_2 , ottenendo $wp(C_2, q)$, che sarà quindi la formula usata come postcondizione per calcolare la preconditione più debole di C_1 , ovvero: $wp(C_1, wp(C_2, q))$. Questo non è altro che la condizione più debole della sequenza:

$$wp((C_1; C_2), q) \equiv wp(C_1, wp(C_2, q))$$

- **scelta:** in questo caso, avendo:

$$S = \text{if } B \text{ then } C \text{ else } D \text{ endif}$$

fisso la postcondizione q e procedo come per la regola di derivazione. Separo i due casi in cui sia vera B o meno. Se B è vera devo eseguire C quindi calcolo, eseguendo C la preconditione più debole $wp(C, q)$. Qualora B non sia vera calcolo, eseguendo D , la preconditione più debole $wp(D, q)$. Nel complesso quindi, facendo la disgiunzione dei due casi, ottengo:

$$wp(S, q) \equiv (B \wedge wp(C, q)) \vee (\neg B \wedge wp(D, q))$$

- **iterazione:** in questo caso, avendo:

$$W = \text{while } B \text{ do } C \text{ endwhile}$$

È il caso più complicato.

Si ha che se $\neg B$ è nello stato iniziale dell'iterazione allora il corpo non viene eseguito (arrivando direttamente alla postcondizione), invece se vale B si avrà che W equivale a $C; W$, in quanto sicuramente almeno una volta eseguo C . Ma a questo punto potrei rifare lo stesso discorso se B è ancora vera (questo fino a che non ho $\neg B$, uscendo dal ciclo e arrivando a q), ragionando su W di $C; W$. Si arriva di fatto ad una regola ricorsiva:

$$wp(W, q) \equiv (\neg B \wedge q) \vee (B \wedge wp((C; W), q))$$

Applico quindi la regola della sequenza per la condizione più debole, arrivando a:

$$wp(W, q) \equiv (\neg B \wedge q) \vee (B \wedge wp(C, wp(W, q)))$$

Si nota che questa definizione ricorsiva ha un problema grave: non si ha un **caso base** che risolva la catena di chiamate ricorsive.

Purtroppo non si può usare il “trucco” dell'invariante come nella regola di definizione e questo comporta che non si ha un vero e proprio algoritmo unico ed effettivo per questa regola di ricerca della preconditione più debole

Si hanno dei casi estremi, ad esempio:

- precondizioni più deboli sempre false, ad esempio:

$$wp(x := 5, x < 0) \equiv \perp$$

ovvero se assegno a x il valore 5 non avrò mai x negativo, ovvero ho un insieme vuoto \emptyset di stati che garantiscono quanto detto

- precondizioni più deboli sempre vere, ad esempio

$$wp(x := 5, x \geq 0) \equiv \top$$

ovvero se assegno a x il valore 5 si avrà che x è sempre positivo, quindi è vero per qualunque stato iniziale

Esempi vari

Esempio 14. Vediamo un primo esempio semplice con solo la sequenza di due assegnamenti:

Listing 6 Programma P

```
x := x+1;
y := y*x;
```

Dove i due assegnamenti sono rispettivamente A e B e si vuole la postcondizione $q = x < y$. Cerco quindi $wp(P, q)$.

Procediamo con la formula della sequenza (che ricordiamo procede “a ritroso”).

- Parto dal secondo assegnamento, B , e calcolo $wp(B, q)$.
Procedo con la regola e applico la sostituzione, ottenendo:

$$r = wp(B, q) = x < y \cdot x$$

quindi se $x < y \cdot x$ vale prima dell'esecuzione di B allora sicuramente si raggiunge uno stato finale dove vale la postcondizione q

- lo stato in cui eseguiamo B , che abbiamo sopra chiamato r , è quello prodotto dall'esecuzione di A . Dobbiamo quindi calcolare $wp(A, r)$.
Procedo quindi ancora con l'assegnamento, ottenendo:

$$wp(A, r) \equiv x + 1 < y(x + 1)$$

che quindi, per composizione, è anche la preconditione più debole per P e q . Bisogna però fare dei controlli.

Uso quindi le regole delle disequazioni:

- caso 1: $x + 1 > 0 \implies y > 1$
- caso 2: $x + 1 = 0 \implies 0 < 0$ e quindi non vale q
- caso 3: $x + 1 < 0 \implies y < 0$

Costruisco quindi la preconditione più debole prendendo la disgiunzione logica dei due casi validi:

$$wp(P, q) \equiv (x \geq 0 \wedge y > 1) \vee (x < -1 \wedge y < 1)$$

(sempre ricordando che lavoriamo con interi)

Esempio 15. Vediamo un altro esempio:

Listing 7 Programma P

```
x := x+a;
y := y-1;
```

Dove i due assegnamenti sono rispettivamente A e B e si vuole la postcondizione $q = (x = (b - y) \cdot a)$. Cerco quindi $wp(P, q)$.

Nella postcondizione ho una variabile b esterna alla sequenza di interesse fissato a priori.

Come prima ottengo:

$$r = wp(B, q) \equiv (x = (b - y + 1) \cdot a) = (x = (b - y) \cdot a)$$

e quindi:

$$wp(A, r) \equiv (x + a = (b - y) \cdot a + a)$$

quindi $x = (b - y) \cdot a$ è un invariante ed è anche la postcondizione, Quindi q è un invariante, accezione più forte del termine, per P .

Esempio 16. Vediamo un altro esempio:

Listing 8 Programma P

```
if y = 0 then
  x := 0;
else
  x := x * y;
endif
```

Dove i due comandi sono rispettivamente C e D e la condizione booleana è B . Come postcondizione voglio $q = (x = y)$.

Per il caso della scelta bisogna calcolare i due casi e usare poi la disgiunzione tra essi.

Calcolo quindi:

1. il caso in cui vale B : $wp(C, q) = (0 = y)$, usando l'assegnamento
2. il caso in cui vale $\neg B$: $wp(D, q) = (x \cdot y) = y$, usando assegnamento. La formula però comporta che ho due casi possibili: $y = 0 \vee x = 1$ (il secondo appunto se ho $y \neq 0$)

Applico quindi la regola della scelta, ottenendo:

$$wp(P, q) \equiv (y = 0 \wedge y = 0) \vee (y \neq 0 \wedge (y = 0 \vee x = 1))$$

Semplificando si ha che:

$$wp(P, q) \equiv (y = 0) \vee (x = 1 \wedge y \neq 0)$$

Esempio 17. Vediamo un altro esempio:

Listing 9 Programma P

```
while x > 0 do
  x := x - 1
endwhile
```

Con la condizione B e il comando C , nel corpo dell'iterazione W . Come postcondizione si vuole $q = (x = 0)$.

Seguendo le modalità discusse in merito alle tecniche relative al calcolo della preconditione più debole per l'iterazione, vediamo che:

$$(\neg B \wedge q) \equiv (x \leq 0 \wedge x = 0) \equiv (x = 0)$$

Per comodità chiamo $wp(W, q)$ r .

Dobbiamo ora studiare $B \wedge wp(C, wp(W, q))$ che quindi per noi è, per l'alias appena definito, $B \wedge wp(C, r)$:

$$B \wedge wp(C, r) \equiv x > 0 \wedge r[x - 1/x]$$

usando quindi l'assegnamento e quindi si ha che:

$$B \wedge wp(C, r) \equiv (x > 0) \wedge (x - 1 = 0 \vee (x - 1 > 0 \wedge r[x - 2/x]))$$

Siamo quindi in piena ricorsione.

Allo stato attuale ho quindi (usando ldots per non dover riscrivere tutto):

$$(\neg B \wedge q)(B \wedge wp(C, r)) \equiv (x = 0 \vee (x > 0 \wedge (\dots)))$$

in realtà, andando avanti, si otterrebbe uno sviluppo regolare che porterebbe alla formula infinita:

$$(x = 0 \vee x = 1 \vee x = 2 \vee \dots) \equiv x \geq 0$$

e quindi al preconditione più debole diventa:

$$wp(W, q) = (x \geq 0)$$

Si nota quindi come i casi di iterazione si risolvono solo con tecniche “non rigorose” ad hoc.

Estensioni del linguaggio

Abbiamo, in conclusione, sviluppato una tecnica di studio basata su un linguaggio di programmazione molto semplificato. Innanzitutto potremmo estendere il linguaggio usato, aggiungendo:

- il **do-while**:

do C while B endwhile

che nella realtà corrisponde a:

C ; while B do C endwhile

- il **repeat-until**:

repeat C until B endrepeat

che nella realtà corrisponde a:

C ; while not B do C endwhile

- il **ciclo for**:

for(D ; B ; F) C endfor

sempre convertendolo in un while (*ipotizzo così*):

while B do C ; F endwhile

- **procedure, metodi e funzioni**

- **array**, anche se solo in lettura se vogliamo applicare la logica di Hoare come l'abbiamo vista

Un altro limite è dato dal fatto che abbiamo usato solo il tipo intero, ma possiamo potenzialmente aggiungere anche gli altri senza cambiare le basi della logica introdotte.

4.2.4 Logica di Hoare per sviluppare programmi

Possiamo vedere le logiche di Hoare come **contratti** tra chi scrive il programma e l'utente. In questo contesto l'utente commissiona il programma specificando la postcondizione e chiede al programmatore di garantire che tale postcondizione venga garantita al termine dell'esecuzione. Per garantire la postcondizione q deve essere vera la preconditione p .

Vediamo un esempio.

Esempio 18. *Ci proponiamo di calcolare la radice quadrata intera di un certo $k \geq 0$, approssimando per difetto.*

Alla fine del programma voglio il risultato nella variabile x , quindi voglio:

$$\{k \geq 0\} P \{0 \leq x^2 \leq k < (x+1)^2\}$$

con $(x+1)^2$ per la correttezza dell'approssimazione.

Ci si propone di fare il calcolo per approssimazioni successive, partendo da un valore più piccolo di quello corretto.

Possiamo spaccare q in:

$$0 \leq x^2 \leq k \quad e \quad k < (x+1)^2$$

la prima possiamo considerarla come invariante (anche solo $x^2 \leq k$).

All'inizio possiamo pensare che x dipenda da k per una certa funzione E . Si ha quindi un prototipo del genere (con un certo B , condizione booleana, e un certo F , incremento nel corpo, dipendenti da x e k):

Listing 10 Programma P

```
x := E(x);
while B(x,k) do
  x := F(x,k);
endwhile
```

Alla fine deve valere $x^2 \leq k \wedge \neg B$ per la regola dell'iterazione. Come B posso porre $(x+1)^2 \leq k$ (ovvero la negazione della seconda parte della postcondizione, in modo da ottenere, con la negazione, q). Si ottiene quindi:

Listing 11 Programma P

```
x := 0;
while (x+1)^2 <= k do
  x := x+1;
endwhile
```

Bisognerebbe comunque dimostrare invariante e terminazione per validare il programma.

Supponiamo un programma del tipo:

$$\{p\} A;W;C \{q\}$$

che si risolve schematicamente con:

$$\{p\} A \{inv\} W \{inv \wedge \neg B\} C \{q\}$$

Questo schema usa i cosiddetti **invarianti costruttivi**.

4.2.5 Ultime considerazioni

Vediamo qualche ultima considerazione sulla logica di Hoare.

- alcune applicazioni pratiche della logica di Hoare:
 - *java modelling language*, un linguaggio di specificazione scritto in Java, che permette di fare *design by contract* stabilendo delle precondizioni e delle postcondizioni
 - *Eiffel, programming by contract*
 - *assert.h* in C
- alcune applicazioni teoriche della logica di Hoare:
 - *semantica dei programmi*, ovvero lo studio di cosa significa un programma, tramite:
 - * *semantiche operazionali*, dove al programma viene associata una macchina astratta e, dato un programma viene associata una computazione sulla macchina astratta (come ad esempio la **Macchina di Turing** o le **Macchine a Registri**)
 - * *semantiche assiomatiche*, dove vediamo, mano a mano che viene eseguito il programma, le asserzioni che vengono verificate
 - * *semantiche denotazionali*, in cui un programma è visto come un trasformatore da input e output. Come una $f : I \rightarrow O$. Si basa sul **lambda calcolo**

** semantiche operazionali strutturate*

Si hanno quindi i due punti chiave che devono essere garantiti:

1. **terminazione** del programma
2. **composizionalità** tra più comandi per ottenere un programma

Le triple di Hoare vivono ancora nella **programmazione by contract**.

Capitolo 5

Calculus of Communicating Systems

Fino ad ora abbiamo considerato programmi sequenziali e abbiamo studiato la loro verifica, tramite le triple di Hoare. Si passa ora dal sequenziale al **concorrente**. Dati due comandi s_1 ed s_2 si ha che essi sono specificati in esecuzione concorrente con:

$$s_1 | s_2$$

L'esecuzione in concorrenza può portare a diverse complicanze qualora non venga rispettato, per esempio, un certo ordine di esecuzione. Si ha quindi il **non determinismo**, potendo avere più risultati a seconda dell'ordine di esecuzione. Si perde la **composizionalità**.

Esempio 19. *Vediamo un esempio.*

Siano:

$$s_1 = \{x = V\} \ x = 2 \ \{x = 2\}$$

$$s_2 = \{x = V\} \ x = 3 \ \{x = 3\}$$

con V indicante un valore qualunque.

Posso avere:

$$\{x = V\} \ s_1 | s_2 \ \{x = 2 \vee x = 3\}$$

avendo non determinismo.

Definiamo anche:

$$s'_1 = \{x = V_0\} \ x = 1; x = x + 1 \ \{x = 2\}$$

e vediamo, a conferma della perdita di composizionalità e determinismo che:

$$\{x = V\} \ s'_1 | s_2 \ \{x = 2 \vee x = 3 \vee x = 4\}$$

Si studierà quindi la **semantica della programmazione concorrente/parallela (o dei sistemi distribuiti)**.

Il problema è stato studiato da Hoare e Milner (secondo punti di vista diversi) alla fine degli anni '70. Hoare ha introdotto un nuovo paradigma di programmazione, il paradigma **CSP** (*communicating sequential processes*), il linguaggio macchina dei cosiddetti *transputer*. Non si ha più una memoria condivisa ma un insieme di processi ciascuno con una sua memoria privata. Si ha un'interazione tra processi tramite lo scambio di messaggi del tipo *hand-shaking*, avendo quindi la sincronizzazione, con lo scambio di informazioni. Viene fatto anche un processo particolare rappresentante la **memoria condivisa**. Avremo quindi:

$$x|s_1|s_2$$

con x che rappresenta la memoria condivisa dai due processi.

Ad oggi diversi linguaggi di programmazione adottano una “soluzione mista” rispetto a questo paradigma.

Milner propose in modo completamente indipendente da Hoare qualcosa di molto analogo. Milner propose infatti il **lambda calcolo** (λ -calcolo) per passare dal sequenziale al concorrente. Studia in modo approfondito la composizionalità, sfruttando la composizione tra funzioni, cercando di non perderla nel concorrente. Introduce quindi una sorta di λ -calcolo concorrente, introducendo il **Calculus of Communicating Systems (CCS)**, in cui pensa ad un calcolo algebrico per sistemi comunicanti. Adotta anche lui un paradigma che studia un sistema (non solo dal punto di vista della programmazione) formato da componenti, chiamati *processi*. Questi processi comunicano tramite lo scambio sincrono di messaggi, con il modello *hand-shaking*. Con a senza nulla indiciamo un processo generico (a potrebbe essere qualsiasi cosa) che invia e con \bar{a} un processo generico che riceve. Un sistema quindi è un insieme di processi il cui comportamento è gestito da un calcolo algebrico, si punta alle **algebre di processi**, ovvero linguaggi di specifica di sistemi concorrenti che si ispirano al calcolo dei sistemi comunicanti. I messaggi di scambio corrispondono ad uno scambio di valori di variabili e questo è rappresentabile dall'algebra. I processi possono interagire anche con l'**ambiente esterno**. Dato un sistema S , si scrive:

$$S = p_1|p_2|p_3$$

se S è formato dai processi p_1 , p_2 e p_3 , processi che sono *interagenti* “a due a due”. Ogni processo ha comunque una memoria privata.

Grazie alla comunicazione con l'*ambiente esterno* non si ha più un **sistema chiuso**. Pnueli (che creò anche le logiche temporali) e Harvel hanno definito

questi sistemi **sistemi reattivi**, per indicare che i sistemi reagiscono all'ambiente esterno.

Milner risolve il problema della *composizionalità* tramite l'uso di diverse *porte* che permettono ad un processo di comunicare con altri o con l'ambiente esterno. Quindi ogni processo può essere visto come un insieme di sottoprocessi *interagenti* che però interagiscono tramite sincronizzazione con i processi esterni tramite una porta (un sottoprocesso può comunicare con più processi esterni tramite più porte). Bisogna comunque mantenere il comportamento complessivo. Per il processo esterno è come se sostituissi il processo con cui comunica con il suo sottoprocesso. Si introduce infatti l'**equivalenza all'osservazione**, che permette di sostituire un processo s_i con s'_i se sono equivalenti rispetto all'*osservazione* ovvero se un qualsiasi osservatore esterno non è in grado di distinguere i due processi. In questo caso *osservare* significa **interagire con il sistema** dove agisce il processo (questa è un'idea di "osservare" derivante dalla fisica moderna). Questo deve essere valido **per ogni possibile osservatore**. Se questo è garantito la sostituzione di un processo non va ad inficiare l'esecuzione complessiva, senza incorrere in *deadlock* o altre problematiche.

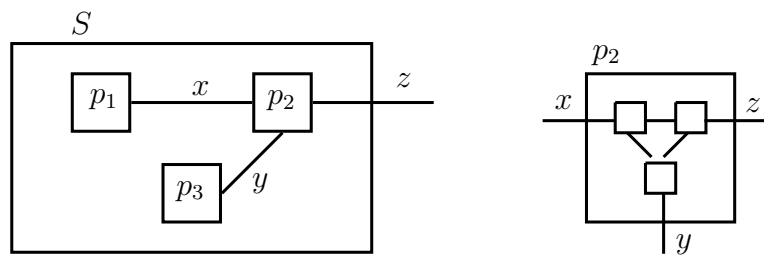


Figura 5.1: Rappresentazione stilizzata di un sistema S e del suo sottoprocesso p_2

Vedremo quindi:

- il calcolo “puro” di sistemi comunicanti CCS, definendone la semantica attraverso **Labeled Transition System, (LTS)** (*sistemi di transizione etichettati*), (avendo come nodi i processi e archi etichettati dalle azioni). Useremo le operazioni “+”, “.” e la ricorsione, che verranno definite tramite LTS
- l'equivalenza all'osservazione e la **bisimulazione**. Vedremo anche una tecnica di verifica della *bisimulazione*, tramite la **teoria dei giochi**

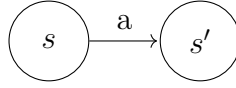


Figura 5.2: Esempio semplice di LTS

5.1 LTS

Preso una relazione binaria R su X , ovvero $R \subseteq X \times X$.
Si ha che:

- una relazione è **riflessiva** sse $\forall x \in X$ ho che $(x, x) \in R$ o, scritto diversamente, xRx ovvero ogni elemento è in relazione con se stesso
- una relazione è **simmetrica** sse ho $(x, y) \in R$ allora $(y, x) \in R$, $\forall x, y \in X$
- una relazione è **transitiva** se ho $(x, y) \in R \wedge (y, z) \in R$ allora ho $(x, z) \in R$

Se una relazione R è simmetrica, riflessiva e transitiva allora è una **relazione di equivalenza** e quindi posso ripartire X in classi di equivalenza:

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

Date due classi di equivalenza $[x_1]$ e $[x_2]$ si ha che o sono uguali (quindi tutti gli elementi di una sono nell'altra) oppure la loro intersezione è vuota.
Inoltre si ha che:

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

Si è quindi diviso X in sottoinsiemi disgiunti che coprono tutto X .

Siano R , R' e R'' relazioni binarie su X . Si ha che:

R' è la **chiusura riflessiva/simmetrica/transitiva** di R sse:

- $R' \subseteq R$
- R' è riflessiva/simmetrica/transitiva
- R' è la più piccola relazione che soddisfa i primi due punti e quindi:

$$\forall R'' \text{ se } R \subseteq R'' \wedge R'' \text{ riflessiva/simmetrica/transitiva}$$

$$\text{allora } R' \subseteq R''$$

I **Labeled Transition System (LTS)** sono molto usati per rappresentare sistemi concorrenti. Questo modello ha origine dal modello degli automi a stati finiti, che però sono usati come riconoscitori di linguaggi. Negli LTS non si ha l'obbligo di avere un insieme finito di stati.

Definizione 19. *Definiamo un LTS come la quadrupla:*

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

dove:

- S è un insieme, anche infinito, di stati
- Act è un'insieme di nomi di azioni
- $T = \{(s, a, s')\}$, con $s, s' \in S$ e $a \in Act$ oppure $T \subseteq S \times Act \times A$, è un insieme di triple rappresentanti le transizioni. Come scrittura si ha anche $(s, a, s') \in T$ oppure $s \xrightarrow{a} s'$ e quindi ho un arco etichettato con a tra due nodi etichettati con s e s' , come in figura 5.2
- s_0 stato iniziale

La transizione $s \xrightarrow{a} s'$ può essere estesa a $w \in Act^*$ avendo più azioni sse:

- se $w = \varepsilon$ allora $s \equiv s'$
- se $w = x \cdot x$, $a \in Act$, $x \in Act^*$ sse:

$$s \xrightarrow{a} s'' \text{ e } s'' \xrightarrow{x} s'$$

Ho che $s \rightarrow s'$ sse $\exists a \in Act$ t.c. $s \xrightarrow{a} s'$.

Quindi ho:

$$\rightarrow = \bigcup_{a \in Act} \xrightarrow{a}$$

Ho che $s \xrightarrow{*} s'$ sse $\exists w \in Act^*$ t.c. $s \xrightarrow{w} s'$. Si ha che:

$$\xrightarrow{*} = \bigcup_{w \in Act^*} \xrightarrow{w}$$

$$\xrightarrow{*} \subseteq S \times S$$

La relazione $\xrightarrow{*}$ è la chiusura riflessiva e transitiva della relazione \rightarrow (tale relazione non è simmetrica), avendo sempre $s \xrightarrow{*} s$ ed essendo garantita la transitività.

5.2 CCS

Definizione 20. Per definire il *Calculus of Communicating Systems (CCS)* “puro” (astruendo l’aspetto delle strutture dati etc..) dobbiamo definire che abbiamo:

- K , ovvero un insieme di nomi di processi (buffer, sender,ldots) che possono anche essere simboli di un alfabeto
- A , ovvero un insieme di nomi di azioni, che sono o azioni di sincronizzazione con l’ambiente o le componenti del sistema (anche interne al singolo componente)
- \bar{A} , ovvero l’insieme di nomi delle coazioni contenute in A , $\forall a \in A \exists \bar{a} \in \bar{A}$, quindi:

$$\bar{A} = \{\bar{a} \mid a \in A\}$$

ovviamente si ha che:

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

- $Act = A \cup \bar{A} \cup \{\tau\}$ dove $\tau \notin A$ corrisponde all’azione di sincronizzazione tra a e \bar{a} , ovvero la sincronizzazione è avvenuta. Le prime due sono azioni osservabili e si indica con:

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

mentre τ non è osservabile.

Ricordando che osservare un’azione significa poter interagire con essa.

Esempio 20. Vediamo un esempio **NON** chiarificatore.

Prendiamo un sistema S , scuola, che eroga una lezione \overline{lez} e poi continua ciclicamente ad erogare lezioni:

$$S = \overline{lez} \cdot S$$

Lo studente ST segue la lezione e torna a studiare:

$$ST = lez \cdot ST$$

se S e ST si sincronizzano ($S|ST$) lo studente osserva la lezione e il risultato non è più osservabile, essendo τ .

Definizione 21. I processi CCS sono di fatto operazioni CCS e un sistema CCS è definito da una collezione di processi $p \in K$ e si avranno:

$$p = \text{espressione CCS}$$

e si avrà solo un'equazione $\forall p \in K$

Definiamo meglio i processi CCS e, ad ogni processo, l'LTS assegnato, che sarà del tipo:

$$(\text{processi}, \text{Act}, R, p_0)$$

e, tramite le regole di inferenza (con premesse, eventualmente con condizioni e con conclusioni).

Dare un significato tramite LTS, regole di inferenza e sintassi è detto **semantica operativa strutturale**.

Un processo CCS può essere:

- **Nil** o 0 che ha un solo stato senza transizioni



- **prefisso**, in cui si ha $\alpha \cdot p$, $\alpha \in \text{Act}$, $p \in \text{processi}$, con la regola di inferenza:

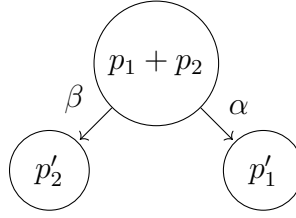
$$\frac{}{\alpha \cdot p \xrightarrow{\alpha} p}$$

- **Somma**, $p_1 + p_2$, $p_1, p_2 \in \text{processi}$, con la regola di inferenza (il $+$ è la “scelta”, come nella regex), avendo $\alpha, \beta \in \text{Act}$ e $p'_1, p'_2 \in \text{processi}$:

$$\frac{p_1 \xrightarrow{\alpha} p'_1}{p_1 + p_2 \xrightarrow{\alpha} p'_1}$$

oppure

$$\frac{p_2 \xrightarrow{\beta} p'_2}{p_1 + p_2 \xrightarrow{\beta} p'_2}$$

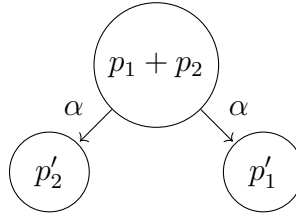


- posso avere $\sum_{i \in I} p_i$ avendo **multiple somme di processi**:

$$\frac{p_j \xrightarrow{\alpha} p'_j}{\sum_{i \in I} p_i \xrightarrow{\alpha} p_j 0}, j \in J$$

e quindi se $I = \emptyset$ avrò che $\sum_{i \in I} p_i = Nil$.

Posso avere non determinismo avendo $p_1 = a \cdot p'_1$ e $p_2 = a \cdot p'_2$, avendo:



Esempio 21. Vediamo un altro esempio. Dati:

- $p_1 = \alpha \cdot p'_1$
- $p_2 = \beta \cdot p'_2$
- $p_3 = \gamma \cdot p'_3$

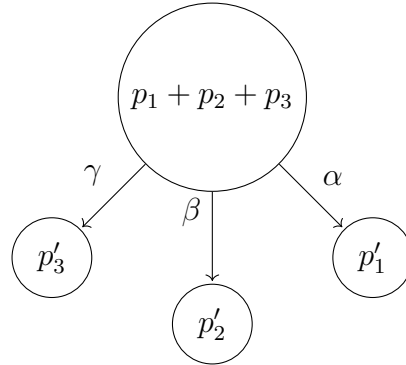
$$p_1 + p_2 + p_3 = \alpha \cdot p'_1 + \beta \cdot p'_2 + \gamma \cdot p'_3$$

avendo:

$$\frac{p_1 \xrightarrow{\alpha} p'_1}{p_1 + p_2 + p_3 \xrightarrow{\alpha} p'_1}$$

$$\frac{p_2 \xrightarrow{\beta} p'_2}{p_1 + p_2 + p_3 \xrightarrow{\beta} p'_2}$$

$$\frac{p_3 \xrightarrow{\gamma} p'_3}{p_1 + p_2 + p_3 \xrightarrow{\gamma} p'_3}$$



- **composizione parallela:** $p_1|p_2$, avendo:

$$\frac{p_1 \xrightarrow{\alpha} p'_1}{p_1|p_2 \xrightarrow{\alpha} p'_1|p_2}$$

oppure

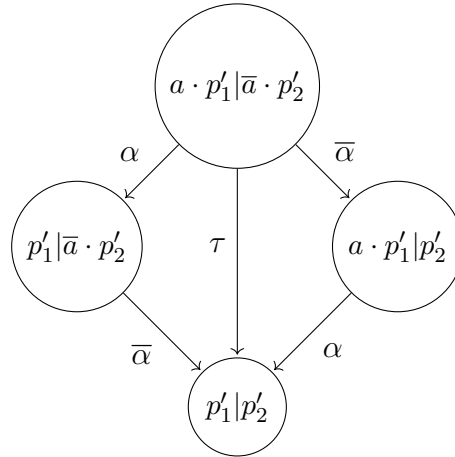
$$\frac{p_2 \xrightarrow{\alpha} p'_2}{p_1|p_2 \xrightarrow{\alpha} p_1|p'_2}$$

oppure

$$\frac{p_1 \xrightarrow{\alpha} p'_1 \wedge p_2 \xrightarrow{\bar{\alpha}} p'_2}{p_1|p_2 \xrightarrow{\tau} p'_1|p'_2}$$

e quindi, in quest'ultimo caso, non potremo più avere altre sincronizzazioni.

Quindi avendo $p_1 = a \cdot p'_1$ e $p_2 = \bar{a} \cdot p'_2$ ho che $p_1|p_2$ corrisponde a $a \cdot p'_1|\bar{a} \cdot p'_2$, e, l'LTS corrisponde a:



- **restrizione**, sia $L \subseteq A$. Si ha che:

$$P_{\setminus L}$$

significa che il processo P non può interagire con il suo ambiente con azioni in $L \cup \bar{L}$ ma le azioni in $L \cup \bar{L}$ sono locali a P . Avendo quindi:

$$\frac{p \xrightarrow{\alpha} p'}{P_{\setminus L} \xrightarrow{\alpha} p'_{\setminus L}}, \alpha, \bar{\alpha} \notin L, L \subseteq A$$

- **rietichettatura**, ovvero il cambiamento di nome ad una componente, ad una certa azione, per poter riusare tale nome. Ho quindi una funzione f tale che:

$$F : Act \rightarrow Act$$

inoltre devo avere sempre garantito che:

- $f(\tau) = \tau$, ovvero le τ non cambiano
- $f(\bar{a}) = \overline{f(a)}$ quindi un'azione soprassegnata può cambiare nome solo in un'altra soprassegnata

Ho quindi $p_{[f]}$ tale che:

$$\frac{p \xrightarrow{\alpha} p'}{p_{[f]} \xrightarrow{f(\alpha)} p'_{[f]}}$$

Ho quindi che:

$$\frac{p \xrightarrow{\alpha} p'}{k \xrightarrow{\alpha} p'} \iff k = p$$

Quindi dato un CCS posso associare un LTS per quanto riguarda la semantica.

Si ha una **precedenza degli operatori**, da quello con meno precedenza a quello con più precedenza:

1. restrizione
2. rietichettatura
3. prefisso
4. composizione parallela

5. somma

Esempio 22. *Avendo:*

$$R + a \cdot p \mid b \cdot Q_{\setminus L}$$

sarebbe:

$$R + ((a \cdot p) \mid b \cdot (Q_{\setminus L}))$$

Esempio 23. *Esercizio bonus:*

$$((a \cdot p'_1 + \bar{b} \cdot p''_1) \mid (\bar{a} \cdot p'_2 + b \cdot p''_2))_{\{a\}}$$

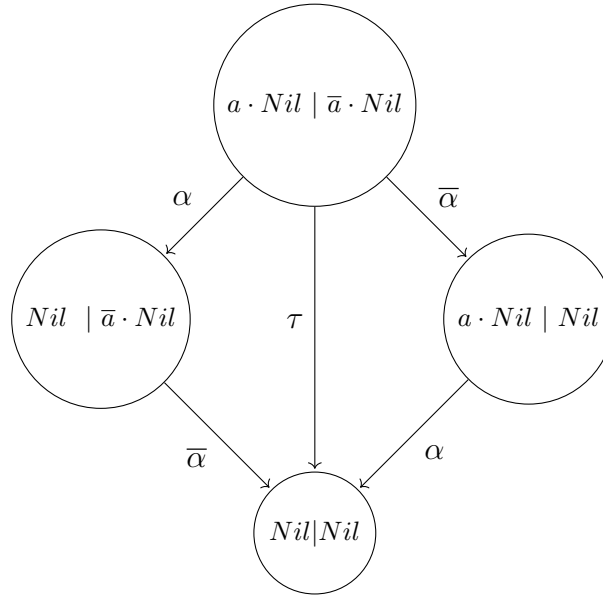
costruisco l'LTS associato ad a .

Analizziamo meglio la **composizione parallela**.

Esempio 24. *Si ha:*

$$a \cdot Nil \mid \bar{a} \cdot Nil$$

ovvero:



Posso quindi eseguire le due operazioni o in una sequenza o nell'altra.

*Ho quindi una **simulazione sequenziale non deterministica** del comportamento del sistema dato dalla composizione parallela.*


Quanto visto in questo esempio è possibile perché nell'ipotesi di Milner si ha che a e \bar{a} sono **operazioni atomiche**.

Si hanno anche modelli di CCS modellati con:

- reti di Petri
- strutture ad eventi

ovvero due modelli in cui si considera la semantica basata sulla **true concurrency**, a *ordini parziali*, ovvero non si impongono sequenze quindi due processi o si sincronizzano o vengono eseguiti in modo concorrente.

Esempio 25. *Costruisco il sistema di transizioni della specifica:*

$$S = \overline{lez} \cdot S$$


avendo:

$$Uni = (M | LP)_{\{\backslash coin, caffè\}}$$

Ho, seguendo nei vari step le regole di inferenza legate alla sincronizzazione:

$$(coin \cdot \overline{caffè} \cdot M \mid \overline{lez} \cdot \overline{coin} \cdot caffè \cdot LP)_{\{\backslash coin, caffè\}}$$

eseguo \overline{lez} passo a:

$$(coin \cdot \overline{caffè} \cdot M \mid \overline{coin} \cdot caffè \cdot LP)_{\{\backslash coin, caffè\}}$$

sincronizzo con $coin$ e quindi passo con τ :

$$(\overline{caffè} \cdot M \mid caffè \cdot LP)_{\{\backslash coin, caffè\}}$$

sincronizzo con $caffè$ e quindi passo con τ :

$$(coin \cdot \overline{caffè} \cdot M \mid \overline{lez} \cdot \overline{coin} \cdot caffè \cdot LP)_{\{\backslash coin, caffè\}}$$

tornando all'inizio.

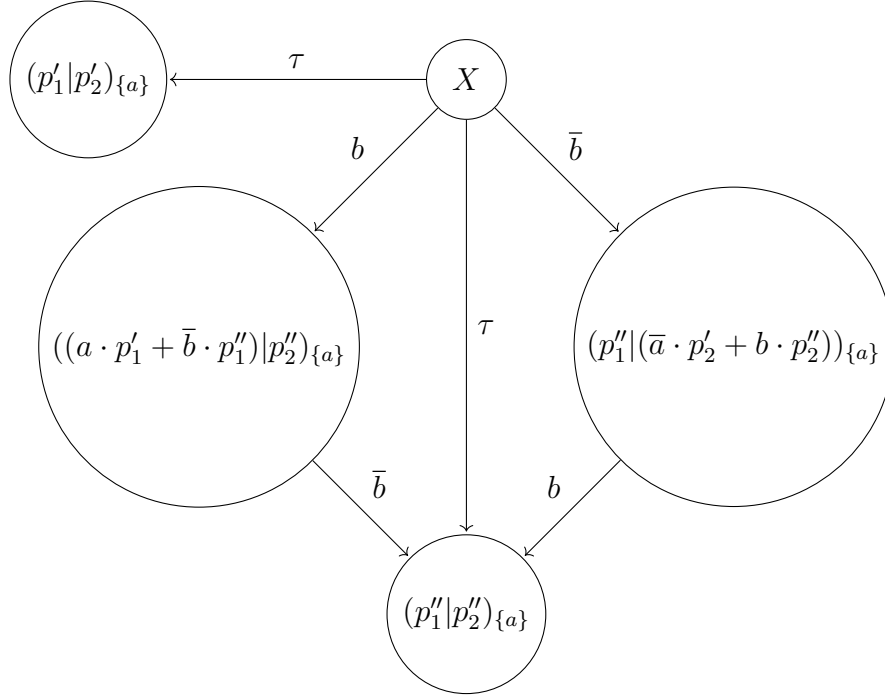
(in realtà avrei i nodi per ogni formula e gli archi etichettati prima con \overline{lez} e poi con τ per gli ultimi due)

(I due τ non possono avvenire ottemperantemente).

Esercizio 1. *Costruire LTS relativo a:*

$$X = ((a \cdot p'_1 + \bar{b} \cdot p''_1) | (\bar{a} \cdot P'_2 + b \cdot p''_2))_{\{a\}}$$

(nessuno può quindi interagire con l'ambiente tramite a e \bar{a})



Posso infine chiedermi, vedendo l'esempio sopra, se *Uni* implementa *S*, vista come specifica. Quindi mi chiedo se posso quindi sostituire *S* con *Uni*. Innanzitutto per poter dire che una certa implementazione soddisfa (indicata con *implementazione* \models *specifica*) una certa specifica o se due implementazioni diverse soddisfano la stessa specifica ci serve una **relazione di equivalenza** tra processi CCS, ovvero una *R*:

$$R \subseteq P_{CCS} \times P_{CCS}$$

che sia:

- riflessiva
- simmetrica
- transitiva

Bisognerà inoltre astrarre:

- gli stati e considerare le azioni *Act*
- dalle sincronizzazioni interne, ovvero dalle τ
- rispetto al non determinismo

Milner poi asserisce che R deve essere inoltre una **congruenza** rispetto agli operatori del CCS.

Definizione 22. Una relazione di equivalenza R è una **congruenza** sse:

$$\forall p, q \in \text{Proc}_{\text{CCS}} \wedge \forall c[\cdot] \text{ contesto CCS}$$

(avendo quindi un contesto CCS sostituibile con qualcosa)

allora:

$$\text{se } pRq \text{ allora si ha } c[p] R c[q]$$

Esempio 26. Preso $Uni = (M \mid LP)_{\{\text{caffè}, \text{coin}\}}$ posso dire che prendo il contesto:

$$(\cdot \mid LP)_{\{\text{caffè}, \text{coin}\}}$$

se $M_1 R M_2$ allora deve succedere che:

$$(M_1 \mid LP)_{\{\text{caffè}, \text{coin}\}} R (M_2 \mid LP)_{\{\text{caffè}, \text{coin}\}}$$

quindi posso sostituire l'uno con l'altro senza avere conseguenze, essendo equivalenti.

Teorema 4. Dati due processi p_1 e p_2 a cui assegniamo i due LTS v_1 e v_2 . I due processi sono equivalenti se v_1 e v_2 sono isomorfi. Possiamo in realtà cercare qualcosa di “meno forte” rispetto all'isomorfismo ma che garantisca lo stesso risultato.

Si va a vedere quindi se i due LTS **ammettono le stesse sequenze di operazioni**, prendendo l'**equivalenza forte** tra automi a stati finiti. Questa è detta **equivalenza rispetto alle tracce** (che vale anche per due programmi, che sono equivalenti se implementano la stessa sequenza di istruzioni, lo stesso algoritmo). È comunque più forte di dire che hanno la stessa preconditione e postcondizione.

Bisognerà discutere la cosa rispetto alla congruenza.

Preso $p \in \text{Proc}_{\text{CCS}}$ ho l'insieme delle traccie di p :

$$\text{tracce}(p) = \{w \in \text{Act}^* \mid \exists p' \in \text{Proc}_{\text{CCS}} p \xrightarrow{w} p'\}$$

Suppongo, per ora, di non considerare le sincronizzazioni (quindi senza τ).

Teorema 5. Preso $p' \in \text{Proc}_{\text{CCS}}$ ho che è equivalente rispetto alle tracce a p'' , scritto:

$$p' \stackrel{T}{\sim} p''$$

sse:

$$\text{tracce}(p') = \text{tracce}(p'')$$

Esempio 27. Vediamo quindi un esempio.

Prendo il sistema:

$$(LP|M_i)_{\{\overline{coin}, \overline{caff\acute{e}}\}}$$

$$LP = \overline{lezcdot}coin \cdot \overline{coff\acute{e}} \cdot LP$$

suppongo di avere due macchinette M che erogano sia caffè che tea, per il primo basta una moneta e per il secondo due.

La prima macchina è::

$$M_1 = \overline{coin} \cdot (\overline{caff\acute{e}} \cdot M_1 + \overline{coin} \cdot \overline{tea} \cdot M_1)$$

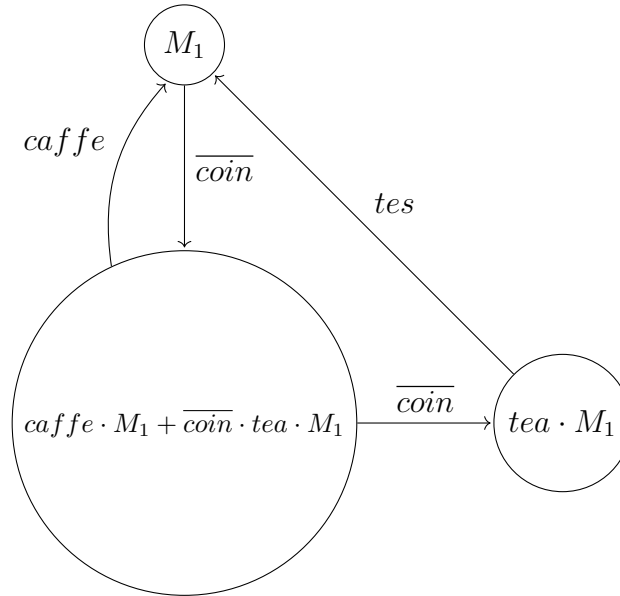
la seconda:

$$M_2 = \overline{coin} \cdot (\overline{caff\acute{e}} \cdot M_2 + \overline{coin} \cdot \overline{coin} \cdot \overline{tes} \cdot M_1)$$

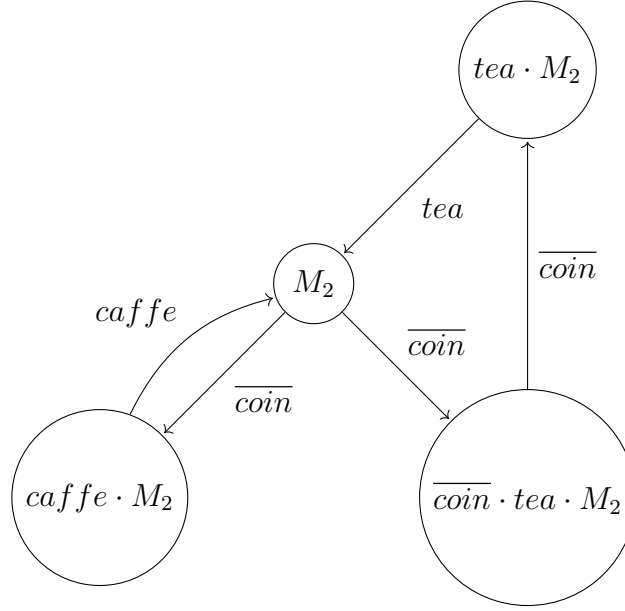
Mi chiedo se:

$$M_1 \stackrel{T}{\sim} M_2$$

Parto da M_1 :



Passo ad M_2 :



Si vede quindi che le tracce di M_1 sono le stesse di quelle di M_2 . Presi:

$$(LP|M_1)_{\{coin, caffè\}}$$

$$(LP|M_2)_{\{coin, caffè\}}$$

Si nota che M_2 può andare in deadlock, avendo due processi che iniziano con \overline{coin} (non posso sapere dove va e se vado sul nodo del tea la macchina si aspetta un'altra moneta, mentre magari si voleva il caffè). Quindi anche se le tracce sono le stesse ma non posso sostituire senza problemi le due macchinette, in quanto se sostituisco M_1 con M_2 rischio di andare in deadlock.

Lo studio delle tracce quindi non è più sufficiente nel caso di sistemi concorrenti. Si necessita quindi di una nozione più restrittiva.

5.2.1 Bisimulazione forte

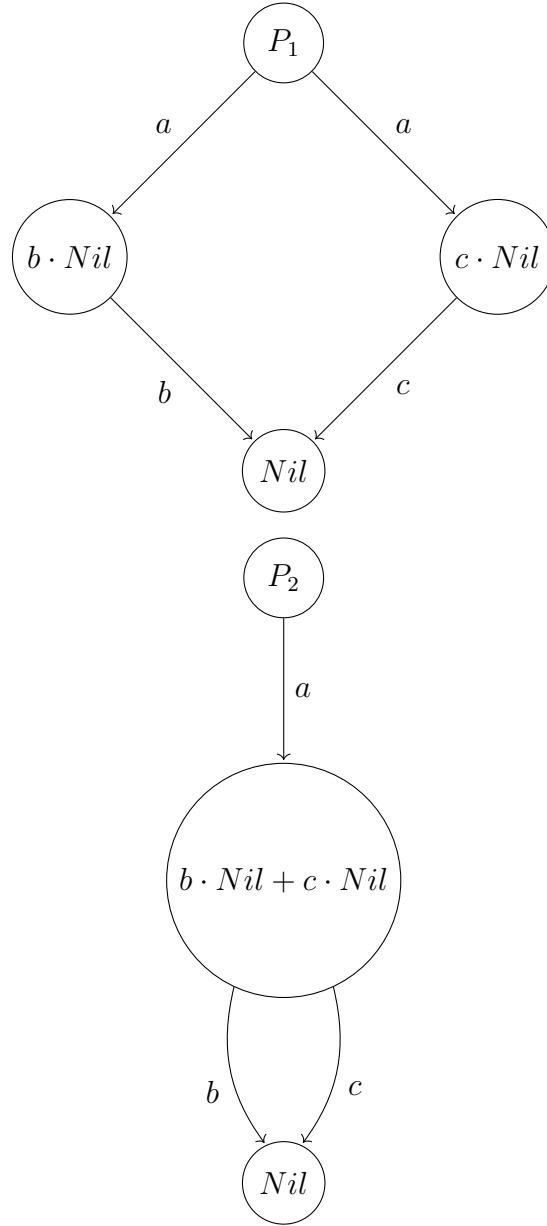
Per ovviare al problema sopra descritto si ha la **bisimulazione**. M_1 e M_2 non sono equivalenti rispetto alla **bisimulazione** e quindi non posso sostituire l'una con l'altra:

$$M_1 \stackrel{Bis}{\not\sim} M_2$$

Esempio 28. Siano:

$$P_1 = a \cdot b \cdot Nil + a \cdot c \cdot Nil$$

$$P_2 = a \cdot (b \cdot Nil + c \cdot Nil)$$



Avendo quindi:

$$T(P_1) = \{\varepsilon, a, ab, ac\}$$

$$T(P_2) = \{\varepsilon, a, ab, ac\}$$

quindi:

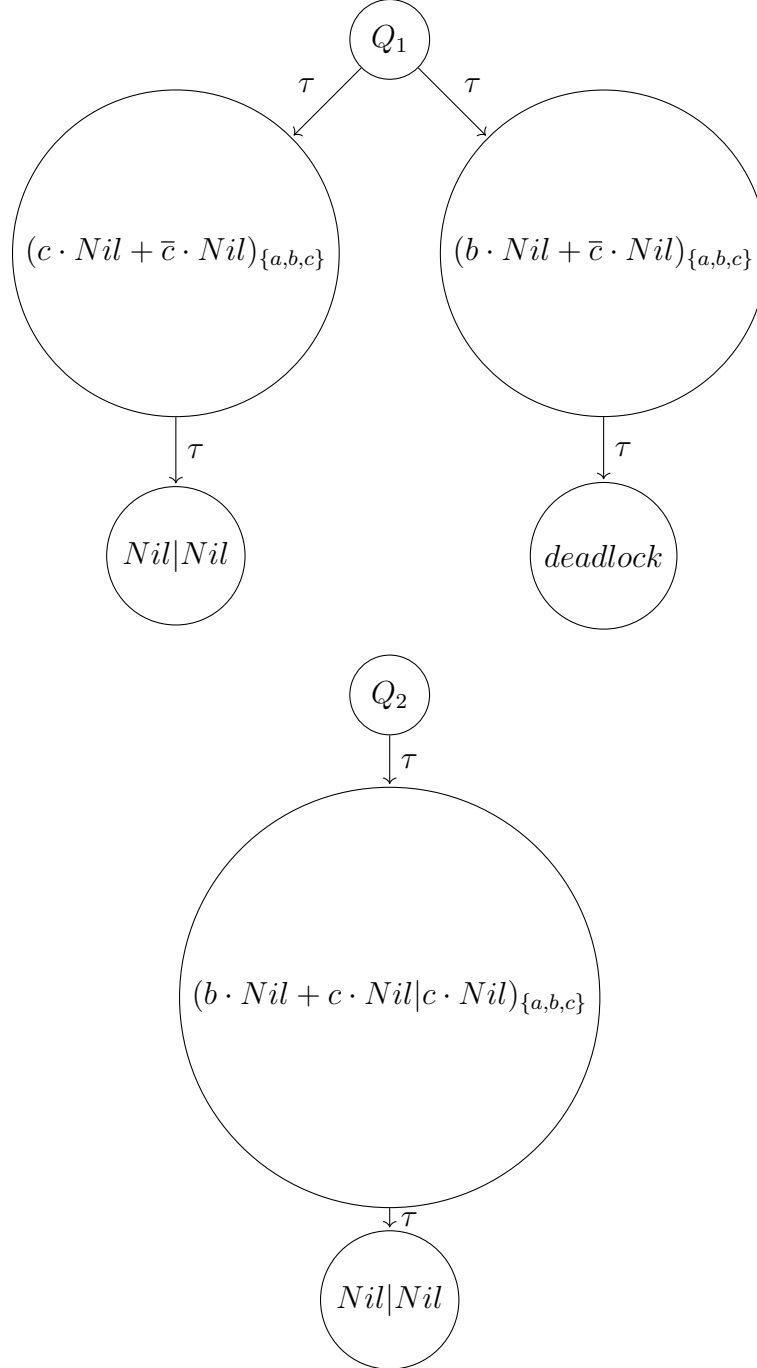
$$P_1 \sim^T P_2$$

Ma se ad esempio prendo:

$$Q_1 = (P_1 | \bar{a} \cdot \bar{b} \cdot Nil)_{\{a,b,c\}}$$

$$Q_2 = (P_2|\bar{a} \cdot \bar{b} \cdot Nil)_{\{a,b,c\}}$$

Ho:



Quindi il primo va in deadlock e il secondo no, quindi vedremo non sono equivalenti per la bisimulazione.

Definizione 23. data una relazione binaria $R \subseteq Proc_{CCS} \times Proc_{CCS}$ è una relazione di **bisimulazione (forte)** sse:

$\forall p, q \in Proc_{CCS} : pRq$ vale che

- $\forall \alpha \in Act = A \cup \bar{A} \cdot \tau$ se ho $p \xrightarrow{\alpha} p'$ allora deve esistere un

$$\exists q' \text{ t.c } q \xrightarrow{\alpha} q' \text{ e si ha } p'Rq'$$

- $\forall \alpha \in Act = A \cup \bar{A} \cdot \tau$ se ho $q \xrightarrow{\alpha} q'$ allora deve esistere un

$$\exists p' \text{ t.c } p \xrightarrow{\alpha} p' \text{ e si ha } p'Rq'$$

Due processi p e q sono fortemente bisimili:

$$p \sim^{Bis} q$$

sse $\exists R \subseteq Proc_{CCS} \times Proc_{CCS}$, relazione di bisimulazione forte tale che pRq .
SI ha che:

$$\sim^{Bis} = \cup \{R \subseteq Proc_{CCS} \times Proc_{CCS} \mid R \text{ è una relazione di bisimulazione forte}\}$$

Teorema 6. Se prendo $\sim^{Bis} \subseteq Proc_{CCS} \times Proc_{CCS}$ si dimostra che è:

- riflessiva
- simmetrica
- transitiva

e quindi è una **relazione di equivalenza**.

Quindi:

$$p \sim^{Bis} q \iff \forall \alpha \in Act \text{ se } p \xrightarrow{\alpha} p'$$

allora

$$\exists q' : q \xrightarrow{\alpha} q' \wedge p' \sim^{Bis} q'$$

e se

$$q \xrightarrow{\alpha} q'$$

allora

$$\exists p' : p \xrightarrow{\alpha} p' \wedge p' \sim^{Bis} q'$$

Teorema 7. *Se due processi sono fortemente bisimili allora sono sicuramente equivalenti rispetto alle tracce.*

NON VALE IL VICEVERSA (come visto negli esempi sopra).

Per vedere che due processi sono bisimili devo quindi, per ogni esecuzione, ottenere due processi ancora bisimili (potendo quindi fare le azioni corrispondenti da entrambe le parti).

Esempio 29. *esempio 28 ad esempio dopo a arrivo in $c \cdot Nil$ da una parte e $b \cdot Nil + c \cdot Nil$ ma banalmente dal secondo posso eseguire sia b che c , cosa che non posso fare nel primo, che può eseguire solo c .*

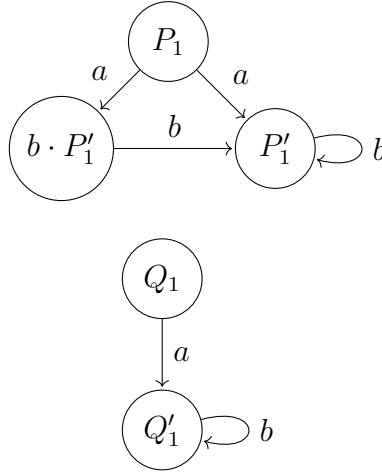
Esempio 30. *Siano:*

$$P_1 = a \cdot b \cdot Nil + a \cdot P'_1$$

$$P'_1 = b \cdot P'_1$$

$$Q_1 = a \cdot Q'_1$$

$$Q'_1 = b \cdot Q'_1$$



Quindi ho:

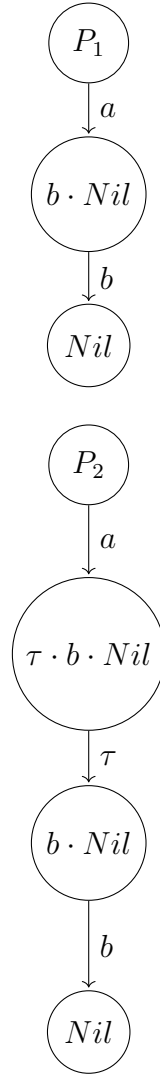
$$P_1 \sim^{Bis} Q_1$$

Vedendo che i passi che posso fare nell'uno li posso fare anche nell'altro.

Esempio 31. *Siano:*

$$P_1 = a \cdot b \cdot Nil$$

$$P_2 = a \cdot \tau b \cdot Nil$$



Ho che:

$$P_1 \not\sim^T P_2$$

e che:

$$P_1 \not\sim^{Bis} P_2$$

Ma si vede che i comportamenti sono simili.

Cerco quindi di astrarre dalle interazioni interne (τ), introducendo l'**equivalenza debole**, volendo astrarre rispetto alle azioni τ , introducendo la **bisimulazione debole** (e nell'esempio precedente i due processi sono debolmente equivalenti sia per le tracce che per la bisimulazione).

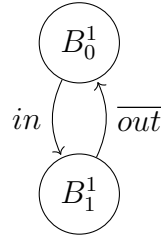
Esempio 32. Vediamo l'esempio dei buffer, dato un buffer di capacità r che contiene i elementi ho B_i^R .

Sia quindi, su $A = \{in, out\}$, $\bar{A} = \{\bar{in}, \bar{out}\}$, con A per azioni di ricezione e \bar{A} per azioni di invio, il buffer a capacità 1:

$$B_0^1 = in \cdot B_1^1$$

$$B_1^1 = \bar{out} \cdot B_0^1$$

Avendo il corrispondente LTS:



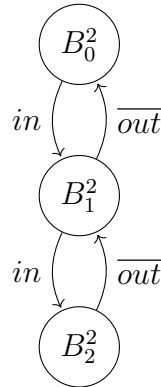
Passo al buffer a capacità 2:

$$B_0^2 = in \cdot B_1^2$$

$$B_1^2 = \bar{out} \cdot B_0^2 + in \cdot B_2^2$$

$$B_2^2 = \bar{out} \cdot B_1^2$$

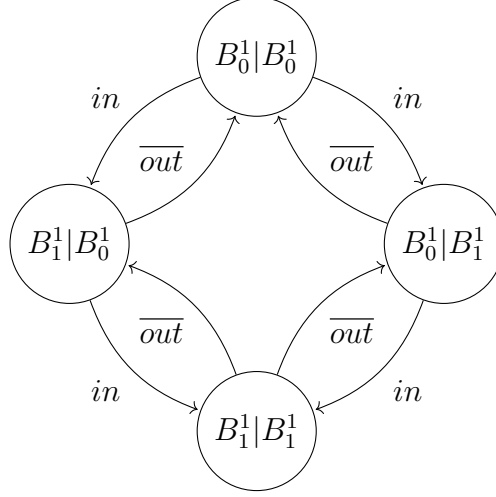
Avendo il corrispondente LTS:



Provo ora a sincronizzare due buffer a capacità 1:

$$B_0^1 | B_0^1$$

Avendo il corrispondente LTS, non avendo la sincronizzazione:



Si ha quindi, in quest'ultimo modello, una **simulazione sequenziale non deterministica della concorrenza**.

Vediamo se si ha che:

$$(B_0^1 | B_0^1) \sim^{Bis} B_0^2$$

B_0^2 può essere messo in relazione con $B_0^1 | B_0^1$ in quanto se vado in uno tra $B_1^1 | B_0^1$ e $B_0^1 | B_1^1$ posso sempre fare \overline{out} . Inoltre Posso fare un discorso analogo per B_2^2 e $B_1^1 | B_1^1$. Essendo questi ultimi quindi bisimili lo sono anche il nodo centrale coi due possibili nodi nel caso della composizione e di conseguenza lo sono anche B_0^2 e $B_0^1 | B_0^1$.

Vediamo quindi le proprietà della bisimulazione forte.

In primis la bisimulazione forte è una **congruenza** rispetto agli operatori del CCS. Quindi se ho $p \sim^{Bis} q$, $p, q \in Proc_{CCS}$ ho che:

$$\alpha \cdot p \sim^{Bis} \alpha \cdot q, \quad \forall \alpha \in Act$$

Ho inoltre che:

$$p + r \sim^{Bis} q + r \quad \wedge \quad r + p \sim^{Bis} r + q, \quad \forall r \in Proc_{CCS}$$

Ho anche che;

$$p|r \sim^{Bis} q|r \quad \wedge \quad r|p \sim^{Bis} r|q, \quad \forall \alpha \in Act$$

Ho poi che:

$$p_{[f]} \sim^{Bis} q_{[f]}, \quad \forall f : Act \rightarrow Act \text{ funzione di rietichettatura}$$

Con f , ricordiamo, tale che:

- $f(\tau) = \tau$
- $f(\bar{a}) = \overline{f(a)}$

Ho infine che:

$$p_{\setminus L} \sim^{Bis} q_{\setminus L}, \quad \forall L \in A$$

A queste regole possiamo aggiungere delle “leggi” legate a degli assiomi, legate al fatto che gli operatori hanno delle proprietà.

Ho per esempio, $\forall p, q, r \in Proc_{CCS}$:

Commutatività:

$$\begin{aligned} p + q &\sim^{Bis} q + p \\ p|q &\sim^{Bis} q|p \end{aligned}$$

Distributività:

$$\begin{aligned} (p + q) + r &\sim^{Bis} p + (q + r) \\ (p|q)|r &\sim^{Bis} p|(q|r) \end{aligned}$$

Leggi di assorbimento:

$$\begin{aligned} p + Nil &\sim^{Bis} p \\ p|Nil &\sim^{Bis} p \end{aligned}$$

5.2.2 Bisimulazione debole

Abbiamo visto nell'esempio 31 come la bisimulazione forte rischi di essere troppo restrittiva.

Si passa quindi alla **equivalenza debole rispetto alle tracce**:

$$\approx^T$$

e alla **bisimulazione debole**:

$$\approx^{Bis}$$

Bisogna però cambiare funzione di transizione. Si passa da:

$$p \xrightarrow{a} p'$$

a:

$$p \xRightarrow{a} p'$$

Dove p può fare tutte le τ che vuole prima e dopo fare a , per poi comportarsi come p' , avendo quindi la **relazione di transizione debole**.

Definizione 24. Definiamo *relazione/regola di transizione debole*, come:

$$\Rightarrow \subseteq Proc_{CCS} \times Act \times Proc_{CCS}$$

avendo:

$$p \xRightarrow{a} p', \quad a \in A \cup \bar{A} \cup \tau$$

sse:

- se $a = \tau$ posso eseguir una sequenza qualsiasi anche nulla di τ :

$$p \xrightarrow{\tau^*} p'$$

fino ad arrivare a p' (se 0 ho che $p = p'$)

- se $a \in A \cup \bar{A}$ ho che:

$$p \xrightarrow{\tau^*} \xrightarrow{a} \xrightarrow{\tau^*} p'$$

Estendo la relazione a sequenze di azioni, $w \in act^*$:

$$p \xRightarrow{w} p'$$

sse:

- se $w = \varepsilon$, sequenza vuota, o $w = \tau^*$, sequenza di τ , ho:

$$p \xRightarrow{\tau^*} p'$$

- se $w = a_1 \dots a_n$, $a_i \in A \cup \bar{A}$ ho:

$$p \xRightarrow{a_1} \dots \xRightarrow{a_n} p'$$

dove ogni a_i può essere preceduto/seguito da una qualsiasi sequenza di τ .

Esempio 33.

$$p \xRightarrow{ab} p'$$

potrebbe essere:

$$p \xrightarrow{\tau^*} p_2 \xrightarrow{a} \xrightarrow{\tau^*} p_3 \xrightarrow{b} \xrightarrow{\tau^*} p'$$

oppure:

$$p \xRightarrow{\varepsilon} p'$$

comporta:

$$p = p' \vee p \xrightarrow{\tau^*} p' \equiv p \xrightarrow{\tau^*} p'$$

Definizione 25. Definiamo l'*equivalenza debole rispetto alle tracce debole*:

$$p \approx^T q$$

sse:

$$\text{Tracce}_{\Rightarrow}(p) = \text{Tracce}_{\Rightarrow}(q)$$

ovvero, equivalentemente:

$$\forall w \in (a \cup \overline{A})^* \text{ ho che } p \xRightarrow{w} \iff q \xRightarrow{w}$$

(quindi se i due processi possono fare la stessa sequenza).

Ho quindi che:

$$\text{Tracce}_{\Rightarrow}(p) = \{w \in (a \cup \overline{A})^* \mid p \xRightarrow{w}\}$$

Quindi o ho le stesse tracce con la regola debole ho ogni sequenza del primo processo la devo ritrovare nel secondo processo.

Banalmente prendo le tracce forti e cancello τ

Esempio 34. Riprendo esempio 31.

Ho:

$$\text{Tracce}_{\Rightarrow}(P_1) = \{\varepsilon, a, ab\}$$

$$\text{Tracce}_{\Rightarrow}(P_2) = \{\varepsilon, a, ab\}$$

e quindi ho che:

$$P_1 \approx^T P_2$$

Esempio 35. Riprendendo l'esempio 28 ho che:

$$Q_1 \approx^T Q_2$$

ma vedremo che comunque:

$$Q_1 \not\approx^{Bis} Q_2$$

Vediamo una definizione comoda di bisimulazione debole:

Definizione 26. Dato $R \subseteq \text{Proc}_{CCS} \times \text{Proc}_{CCS}$ è una *bisimulazione debole* sse:

$$\forall p, q \in \text{Proc}_{CCS} \text{ t.c. } pRq \text{ vale che } \forall a \in \text{Act}$$

$$\text{se } p \xrightarrow{a} p_1 \text{ allora } \exists q_1 \xRightarrow{a} q_1 \text{ tale che } p_1 R q_1$$

e deve valere il viceversa:

$$\text{se } q \xrightarrow{a} q_1 \text{ allora } \exists p_1 \xRightarrow{a} p_1 \text{ tale che } p_1 R q_1$$

Quindi due processi p q sono in bisimulazione debole:

$$p \approx^{bis} q$$

sse esiste una relazione di bisimulazione R tale che:

$$pRq$$

e si ha:

$$\approx^{Bis} = \cup \{R : R \text{ è di bisimulazione debole}\}$$

Regole del gioco

Vediamo le **regole del gioco** che spiegano come capire se due processi sono bisimili.

Per confrontare due processi CCS p e q uso un gioco $G(p, q)$ con due giocatori:

- l'**attaccante** che cerca di dimostrare $p \not\approx^{Bis} q$
- il **difensore** che cerca di dimostrare $p \approx^{Bis} q$

Un gioco è costituito da più **partite**. Una partita è una sequenza finita o infinita di configurazioni (p_n, q_n) , con la configurazione iniziale:

$$(p, q) = (p_0, q_0)$$

una configurazione è detta **mano** e da ogni configurazione/mano corrente si passa a quella successiva tramite diverse regole:

- attaccante sceglie uno dei processi della configurazione corrente (p_i, q_i) e fa una \xrightarrow{a} con la regola forte, passando alla successiva
- il difensore deve rispondere con una \xRightarrow{a} , ovvero con la regola debole, sull'altro processo, passando alla successiva
- la nuova coppia p_{i+1}, q_{i+1} è la nuova configurazione
- la partita continua con l'altra mano

Se un giocatore non può più muovere l'altro vince.

Si ha però che **se la partita è infinita vince il difensore.**

SI ha inoltre che diverse partite possono avere vincitori diversi ma per ogni gioco un solo giocatore può vincere la partita. Si ha quindi il concetto di **strategia** che indica di volta in volta le regole che indicano la mossa per un certo giocatore. Tali regole dipendono solo dalla configurazione corrente.

Un giocatore ha una **strategia vincete** per $G(p, q)$ se, seguendo quella strategia, vince tutte le partite del gioco.

Teorema 8. *Per ogni gioco solo uno dei due giocatori ha una strategia vincente*

Teorema 9. *Si ha che:*

- *l'attaccante ha una strategia vincente sse $p \not\approx^{Bis} q$*
- *il difensore ha una strategia vincente sse $p \approx^{Bis} q$*

Uso quindi il gioco per dimostrare se due processi sono bisimili o meno. Si ha che:

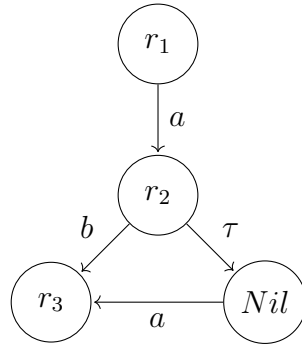
- per dimostrare che sono bisimili bisogna mostrare che per ogni mossa dell'attaccante il difensore ha sempre almeno una mossa che lo porterà a vincere.
- per vedere che non sono bisimili l'attaccante, in ogni configurazione, è sempre in grado di scegliere su quale processo operare e come, in modo che per ogni risposta del difensore l'attaccante avrà sempre una mossa che lo porterà a vincere.

Esempio 36. *Vediamo l'esempio di un gioco con due processi che dimostriamo essere bisimili:*

Siano:

$$r_1 = a \cdot (b \cdot Nil + \tau \cdot c \cdot Nil)$$

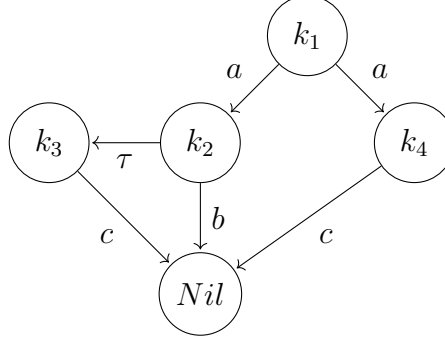
ovvero:



e:

$$k_1 = a \cdot (b \cdot Nil + \tau \cdot c \cdot Nil) + a \cdot c \cdot Nil$$

ovvero:



Vediamo quindi come si svolgono tutte le partite per $G(r_1, k_1)$:

- all'inizio l'attaccante può fare $r_1 \xrightarrow{a} r_2$ e il difensore può fare $k_1 \xrightarrow{a} k_2$, ed è la scelta vincente, avendo che r_2 e k_2 sono isomorfi. Una scelta buona su tre possibilità
- all'inizio l'attaccante può fare $k_1 \xrightarrow{a} k_2$ e il difensore può fare $r_1 \xrightarrow{a} r_2$, ed è la scelta vincente, avendo che r_2 e k_2 sono isomorfi. Una scelta buona su due possibilità
- all'inizio l'attaccante può fare $k_1 \xrightarrow{a} k_4$ e il difensore può fare $r_1 \xrightarrow{a} r_3$, ed è la scelta vincente, avendo che r_3 e k_4 sono isomorfi. Una scelta buona su tre possibilità

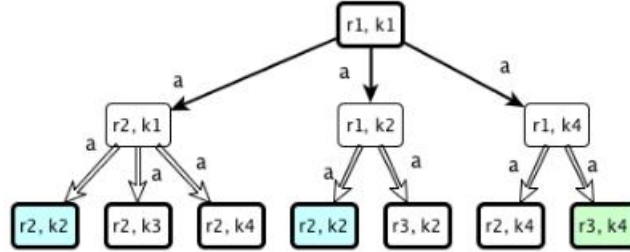
Il difensore ha quindi una strategia vincente. Ho quindi che la relazione di bisimilarità:

$$R = \{(r_1, k_1), (r_2, k_2), (r_3, k_3), (r_3, k_4), (Nil, Nil)\}$$

Quindi:

$$r_1 \approx^{Bis} k_1$$

Posso fare una rappresentazione ad albero, che vediamo in modo parziale, segnando in verde le mosse vincenti dei difensori (con processi bisimili):

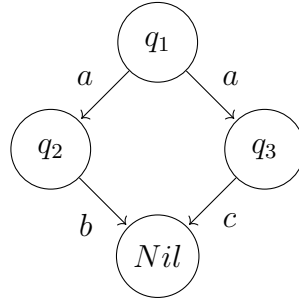


Esempio 37. Vediamo l'esempio di un gioco con due processi che dimostreremo non essere bisimili:

Siano:

$$q_1 = a \cdot b \cdot Nil + a \cdot c \cdot Nil$$

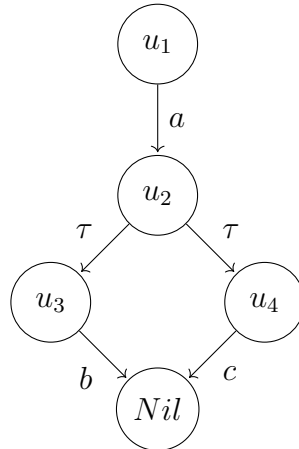
ovvero:



e:

$$u_1 = a \cdot (\tau \cdot b \cdot Nil + \tau \cdot c \cdot Nil)$$

ovvero:



Il difensore ha due scelte:

- $q_1 \xrightarrow{a} q_2$. Sono quindi in (q_2, u_2) . A questo punto $u_2 \xrightarrow{\tau} u_4$ a cui il difensore non può che rispondere con l'azione nulla, $q_2 \xrightarrow{\tau} q_2$, perdendo in quanto $q_2 \not\approx^{Bis} u_4$ dato che dal primo, q_2 posso fare solo b e dal secondo, u_4 solo c
- $q_1 \xrightarrow{a} q_3$. Sono quindi in (q_3, u_2) . A questo punto $u_2 \xrightarrow{\tau} u_3$ a cui il difensore non può che rispondere con l'azione nulla, $q_3 \xrightarrow{\tau} q_3$, perdendo in quanto $q_3 \not\approx^{Bis} u_3$ dato che dal primo, q_3 , posso fare solo c e dal secondo, u_3 , solo b

$$q_1 \not\approx^{Bis} u_1$$

Le foglie colorate rappresentano parti di alberi parziali.

- se sono bisimili il difensore deve poter trovare una mossa vincente per ogni mossa dell'attaccante e quindi per ogni possibile mossa intermedia, avendo quindi una strategia vincente

- se non sono bisimili si ha almeno una mossa dell'attaccante, in ogni configurazione, per cui, comunque scelga poi il difensore, l'attaccante avrà ancora una mossa vincente, avendo quindi una strategia vincente

*Se non si vuole dimostrare la bisimilitudine ma la si vuole cercare da zero bisogna studiare tutte le possibili partite o, meglio, un insieme di partite che mi possa dimostrare quale dei due giocatori ha la **strategia vincente**.*

Facciamo un piccolo “recap” della situazione.

Definizione 27. *Definiamo una **proprietà di equivalenza** tra processi CCS:*

$$\simeq \subseteq \text{Proc}_{CCS} \times \text{Proc}_{CCS}$$

Si ha che, dati $p, q \in \text{Proc}_{CCS}$:

$$\text{se } LTS(p) = LTS(q) \text{ allora } p \simeq q$$

(ovvero se i due LTS sono isomorfi)

Vale per altri modelli di concorrenza oltre che a il CCS.

Si stanno considerando solo le azioni e non gli stati (si hanno altri approcci che considerano gli stati).

Teorema 10. *Si ha che, dati $p, q \in \text{Proc}_{CCS}$:*

$$p \simeq q \implies \text{Tracce}(p) = \text{tracce}(q)$$

Qui le stesse sequenze di azioni possono essere eseguite su entrambi i processi.

Teorema 11. *Si ha che, dati $\forall p, q \in \text{Proc}_{CCS}$, qualora si abbia che $p \simeq q$, i due processi devono avere la stessa possibilità di generare deadlock nell'interazione con l'ambiente (ovvero l'insieme dei processi con cui p e q possono interagire). Quindi sostituendo p con q , qualora il primo non avesse deadlock, posso dire che anche il secondo non avrà deadlock se questi sono equivalenti.*

Teorema 12. *Si ha che \simeq deve essere una **congruenza** rispetto agli operatori del CCS. Deve essere possibile sostituire un sottoprocesso con un suo equivalente senza modificare il comportamento complessivo del sistema. Sostituendo quindi un sottoprocesso con un suo equivalente il processo di partenza deve essere equivalente al nuovo processo ottenuto dopo la sostituzione, in qualsiasi contesto ci si trovi.*

Definizione 28. Definiamo l'*equivalenza rispetto alle tracce forte* \sim^T .
Dati $\forall p, q \in Proc_{CCS}$:

$$LTS(p) = LTS(q) \implies p \sim^T q$$

Anche qui si estrae dagli stati, osservando solo le tracce, e si ha che:

$$p \sim^T q \iff Tracce(p) = Tracce(q)$$

Teorema 13. Si dimostra che l'*equivalenza rispetto alle tracce forte* è una *congruenza* rispetto agli operatori CCS.

Teorema 14. La nozione di *equivalenza rispetto alle tracce forte* non garantisce di preservare il deadlock o l'assenza di deadlock nell'interazione con l'ambiente (come visto nell'esempio 27, dove l'*equivalenza rispetto alle tracce forte* non è sufficiente a garantire nulla rispetto al deadlock).

Partendo da quanto sopra si introduce quindi concetto di **bisimulazione forte** (equivalenza forte rispetto alla bisimulazione), introdotto da Milner. Si ricorda che, $\forall p, q \in Proc_{CCS}$, astraendo dagli stati:

- $LTS(p) = LTS(q) \implies p \sim^{Bis} q$
- $p \sim^{Bis} q \implies Tracce(p) = Tracce(q)$. In altri termini si ha che $p \sim^{Bis} q \implies p \sim^T q$ e quindi:

$$\sim^{Bis} \subseteq \sim^T$$

non posso avere processi bisimili che non abbiano le stesse tracce

- la bisimulazione forte preserva il deadlock o l'assenza di deadlock nell'interazione con l'ambiente
- la bisimulazione forte è una congruenza rispetto agli operatori del CCS

Si ha però che la bisimulazione forte è troppo restrittiva infatti, come anche \sim^T , non astrae τ , avendo, per esempio, che $a \cdot b \cdot Nil \not\sim^{Bis} a \cdot \tau \cdot b \cdot Nil$. Non posso quindi confrontare alcuna specifica con sincronizzazioni interne alle componenti di un processo, rispetto alle azioni non osservabili.

Si è introdotta quindi la regola di **transizione debole**, \xrightarrow{a} .

Si ha l'*equivalenza debole rispetto alle tracce*, \approx^T è meno restrittiva rispetto a quella forte infatti:

$$p \sim^T q \implies p \approx^T q$$

e quindi:

$$\sim^T \subseteq \approx^T$$

Quindi se due processi sono equivalenti fortemente rispetto alle tracce lo saranno anche debolmente. L'equivalenza debole rispetto alle tracce ha quindi le seguenti proprietà, astruendo dagli stati:

- $LTS(p) = LTS(q) \implies p \approx^T q$
- l'equivalenza debole rispetto alle tracce è una congruenza rispetto agli operatori del CCS
- l'equivalenza debole rispetto alle tracce non garantisce di preservare il deadlock o l'assenza di deadlock nell'interazione con l'ambiente

Passando alla **bisimulazione debole** (equivalenza debole rispetto alla bisimulazione), \approx^{Bis} si ha che è meno restrittiva rispetto a quella forte infatti:

$$p \sim^{Bis} q \implies p \approx^{Bis} q$$

e quindi:

$$\sim^{Bis} \subseteq \approx^{Bis}$$

Si ha quindi che la bisimulazione forte è più restrittiva dell'equivalenza rispetto alle tracce forte ed egualmente la bisimulazione debole è più restrittiva dell'equivalenza rispetto alle tracce debole:

$$p \sim^{Bis} q \implies p \sim^T q \text{ e } p \approx^{Bis} q \implies p \approx^T q$$

quindi si ha che:

$$\sim^{Bis} \subseteq \sim^T \text{ e } \approx^{Bis} \subseteq \approx^T$$

Non si hanno rapporti “misti” tra forte e debole.

Definizione 29. Dato $p \in Proc_{CCS}$ si ha che esso è un **processo deterministico** sse vale che:

$$\forall x \in Act, \text{ se } p \xrightarrow{x} p' \text{ e } p \xrightarrow{x} p'' \text{ allora } p' = p''$$

Quindi se posso passare a p' o p'' con la stessa azione allora necessariamente questi due processi coincidono.

Esempio 38. vediamo un esempio di p **non deterministico**:

$$p = x \cdot p' + x \cdot p''$$

Teorema 15. *Siano $p, q \in Proc_{CCS}$ **deterministici** e sia $p \sim^T q$ (quindi anche $p \approx^T q$) allora si ha che:*

$$p \sim^{Bis} q$$

e quindi anche:

$$p \approx^{Bis} q$$

Avere processi deterministici con le stesse tracce non assicura che i due processi abbiano lo stesso LTS. Come esempio basta vedere un processo $p = a \cdot b \cdot a \cdot b \cdot p$ e uno $q = a \cdot b \cdot q$, dove il primo ha due nodi in più anche se sono deterministici con quindi equivalenza rispetto alle tracce e forte bisimilitudine, essendo quindi equivalenti, per entrambe le equivalenze, debolmente.

Se ho invece due processi non entrambi deterministici potrei avere equivalenza rispetto alle tracce (debole e forte) ma non bisimilitudine. Come esempio si prendano $p = a \cdot \tau \cdot b \cdot Nil$ e $q = a \cdot (\tau \cdot b \cdot Nil + \tau \cdot Nil)$, con quest'ultimo che non è un processo deterministico.

Basta quindi che un processo sia non deterministico per impedire il “collasso” dell'equivalenza rispetto alle tracce su quella rispetto alla bisimulazione.

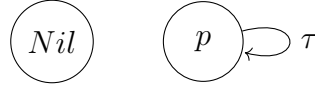
Approfondiamo ora le proprietà della bisimulazione debole, tra cui:

- la bisimulazione debole, per come è definita (unione di tutte le relazioni di bisimulazione), è la più grande relazione di bisimulazione debole ed è di equivalenza, essendo:
 - riflessiva
 - simmetrica
 - transitiva
- la bisimulazione debole, come quella forte, preserva la possibilità di generare o meno deadlock nell'interazione con l'ambiente, quindi sostituendo un processo che non genera deadlock con un suo bisimile ho che anche il nuovo sistema non andrà in deadlock (se invece generava un deadlock ora andrà in deadlock). Questa cosa, si ricorda, non è vera per le l'equivalenza sulle tracce
- la bisimulazione debole, a differenza di quella forte, astrae da azioni non osservabili, le τ , e da cicli inosservabili, i τ loop. Se ho un ciclo infinito di τ si parla di **divergenza**.

Esempio 39. Presi un processo Nil e uno $p = \tau \cdot p$ (quindi un processo infinito di sole τ , una divergenza) ho che:

$$Nil \approx^{Bis} p$$

avendo:



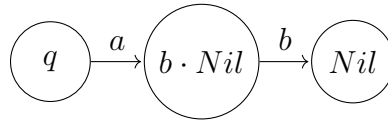
Esempio 40. Siano $q = a \cdot b \cdot Nil$ e $s \cdot a \cdot v$ con $v = \tau \cdot v + b \cdot Nil$. Ho che:

$$q \approx^{Bis} s$$

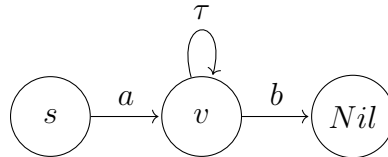
ma:

$$q \not\approx^{Bis} s$$

avendo:



e

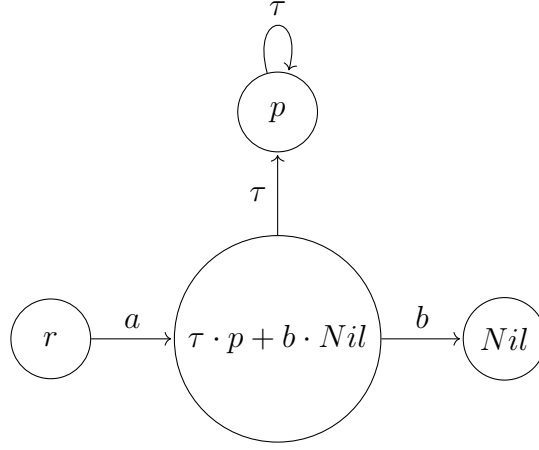


Esempio 41. Presi $q = a \cdot b \cdot Nil$, $r = a \cdot (\tau \cdot p + b \cdot Nil)$ e $s \cdot a \cdot v$ con $v = \tau \cdot v + b \cdot Nil$. Ho che:

$$q \not\approx^{Bis} r$$

$$s \not\approx^{Bis} r$$

avendo, oltre ai due LTS dell'esercizio precedente:



Ci si chiede quindi se la bisimulazione debole sia o meno una congruenza rispetto agli operatori del CCS.

Si ricorda che:

Definizione 30. Data una relazione di equivalenza $R \subseteq Proc_{CCS} \times Proc_{CCS}$ essa è una congruenza se $\forall C[\cdot]$, contesto CCS con una certa variabile non specificata “ \cdot ”, presi $p, q \in Proc_{CCS}$, ho che:

$$pRq \implies C[p] R C[q]$$

Quindi comunque prendo una specifica CCS posso sostituire a piacere i due processi.

Teorema 16. Si ha che $\forall p, q \in Proc_{CCS}$ se $p \approx^{Bis} q$, allora:

- $a \cdot p \approx^{Bis} a \cdot q, \forall a \in Act = A \cup \bar{A} \cup \{\tau\}$
- $p|r \approx^{Bis} q|r \wedge r|p \approx^{Bis} r|q, \forall r \in Proc_{CCS}$
- $p[f] \approx^{Bis} q[f], \forall f$ funzione di rietichettatura, ricordando che la funzione preserva nomi, co-nomi (quindi l'immagine di un co-nome è uguale al co-nome dell'immagine) e τ
- $p_{\setminus L} \approx^{Bis} q_{\setminus L}, \forall L \subseteq A$, ricordando che la restrizione rispetto a L comporta che il processo può eseguire le azioni in L solo se sono sincronizzazioni interne

Si nota che nel teorema precedente abbiamo, in ordine:

- prefisso
- composizione parallela
- rietichettatura
- restrizione

Non si parla quindi dell'operatore di scelta “+” che infatti necessita di ulteriori approfondimenti. Vediamo un esempio:

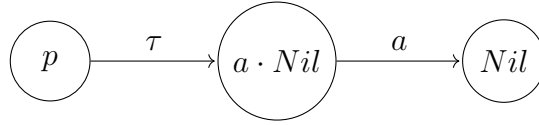
Esempio 42. Possiamo, per esempio, dire che:

$$\tau \cdot a \cdot Nil \approx^{Bis} a \cdot Nil$$

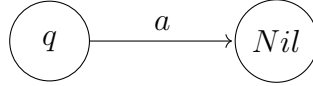
ma:

$$\tau \cdot a \cdot Nil + b \cdot Nil \not\approx^{Bis} a \cdot Nil + b \cdot Nil$$

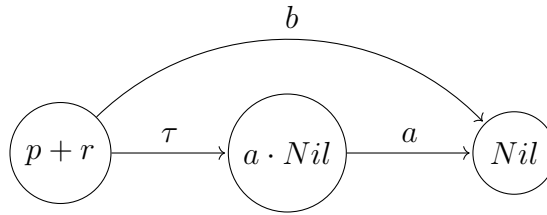
graficamente si ha, per il primo:



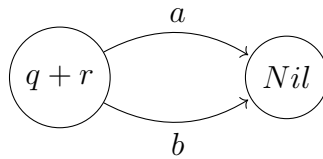
e:



ma componendo $r = b \cdot Nil$ ottengo:



e:



vedendo che non sono bisimili perché $a \cdot Nil$ non può avere corrispondenti nel secondo LTS.

Si ha quindi che la **bisimulazione debole non è una congruenza per il CCS**, a differenza di quella forte (secondo la quale, nell'esempio precedente, avremmo avuto direttamente $p \not\sim^{Bis} q$), in quanto non è una congruenza rispetto alla scelta.

Si ha inoltre che la bisimulazione debole non è una congruenza rispetto alla **ricorsione** (anche se non dimostriamo la cosa).

Possiamo quindi dire che la **bisimulazione debole è una congruenza rispetto agli operatori del CCS diversi da scelta e ricorsione**.

Vogliamo quindi identificare una relazione di congruenza, che è sempre una relazione binaria tra processi CCS, che sia la più grande relazione contenuta nella bisimulazione che sia però una congruenza rispetto a tutti gli operatori:

$$\approx^C \subseteq \approx^{Bis} \subseteq Proc_{CCS} \times Proc_{CCS}$$

Per il CCS puro senza ricorsione Milner ha introdotto un insieme finito di assiomi che possono essere visti come regole di riscrittura che preservano la **congruenza all'osservazione**, che è la più grande congruenza contenuta nella bisimulazione. Questo insieme di assiomi è quindi un insieme finito per il quale, presi due processi $p, q \in Proc_{CCS}$, se riesco, tramite questi assiomi, a trasformare l'uno nell'altro allora si ha che questi processi non sono solo bisimili ma anche congruenti (potendo quindi sostituire l'uno con l'altro in qualsiasi contesto che non includa la ricorsione). Questo insieme di assiomi, detto Ax , è:

- **corretto**, ovvero che se usando l'insieme di assiomi deduco che $p = q$ allora p è congruente a q rispetto a questa nuova nozione di congruenza:

$$Ax \vdash p = q \implies p \approx^C q$$

- **completo**, ovvero presi due processi che sono congruenti secondo questa nuova nozione di congruenza allora sicuramente questo insieme di assiomi è completo in quanto mi permette, tale insieme, di trascrivere p in q , ovvero:

$$p \approx^C q \implies AX \vdash p = q$$

Vediamo quindi questi assiomi:

- $p + (q + r) \approx^C (p + q) + r$ e $p|(q|r) \approx^C (p|q)|r$, ovvero l'assioma riguardo l'associatività di scelta e composizione parallela

- $p + q \approx^C q + p$ e $p|q \approx^C q|p$, ovvero l'assioma riguardo la commutatività di scelta e composizione parallela
- $p + p \approx^C p$ ma $p|p \not\approx^C p$, ovvero si ha l'assioma per l'assorbimento riguardo la scelta ma non si ha riguardo la composizione parallela (si pensi per esempio a $p = \cdot Nil$ avrei a due volte mentre p può fare a una volta sola)
- $p + Nil \approx^C p$ e $p|Nil \approx^C p$, ovvero si ha l'assioma per l'assorbimento del Nil riguardo la scelta e la composizione parallela
- $p + \tau \cdot p \approx^C \tau \cdot p$, che è l'assioma che risolve il problema di avere una scelta con un τ iniziale nella sequenza, che non può essere eliminata
- $\mu \cdot \tau \cdot p \approx \mu \cdot p$, $\forall \mu \in Act$, che tratta le τ interne alla sequenza, che può essere eliminata
- $\mu \cdot (p + \tau \cdot 1) \approx^C \mu \cdot (p + \tau \cdot q) + \mu \cdot q$, ovvero per questo assioma si ha che il primo che è una "semplificazione" del secondo (intuizione da esempio)

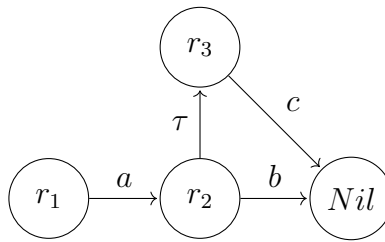
Esempio 43. Vediamo l'ultimo assioma con un esempio.

Siano:

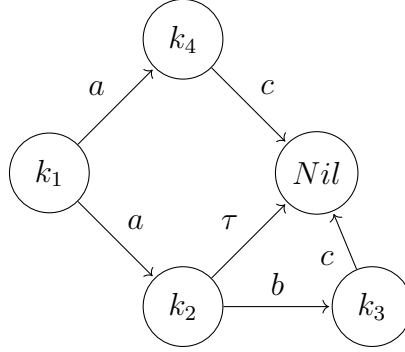
$$r_1 = a \cdot (b \cdot Nil + \tau \cdot c \cdot Nil)$$

$$k_1 = a \cdot (b \cdot Nil + \tau \cdot c \cdot Nil) + a \cdot c \cdot Nil$$

ovvero:



e :



e si ha vede che:

$$r_1 \approx^C k_1$$

con il primo che è una “semplificazione” del secondo.

Si hanno anche altri assiomi legati al fatto che p e q siano delle somme, ovvero:

$$p = \sum_i a_i \cdot p_i, \quad a \in Act$$

$$q = \sum_j b_j \cdot q_j, \quad b \in Act$$

avendo quindi i seguenti assiomi:

- $p|q \approx^C \sum_i a_i \cdot (p_i|q) + \sum_j b_j \cdot (p|q_j) + \sum_{a_i=\bar{b}_j} \tau \cdot (p_i|q_j)$ che è l’assioma detto **teorema di espansione di Milner** (nell’ultima parte ho che se a_i e b_j sono l’uno il complemento dell’altro allora posso sincronizzare su di essi i processi, che diventano una τ e proseguendo con $p_i|q_j$). È la generalizzazione dell’operatore parallelo con la regola d’inferenza vista ad inizio capitolo.
- $p[f] \approx^C \sum_i f(a_i) \cdot (p_i[f])$, $\forall f$ funzione di etichettatura, ovvero etichettare tutto il processo p corrisponde al fatto di ottenere congruo il processo che ottengo etichettando ogni i -sima azione delle componenti che sono in alternativa con il processo relativo rietichettato con f
- $p \setminus L \approx^C \sum_{a_i, \bar{a}_i \notin L} a_i \cdot (p_i \setminus L)$, $\forall L \subseteq A$ quindi considero solo le azioni per le quali non si ha la restrizione

Per cui la bisimulazione risulta tale per cui se usiamo \approx^C si può modellare un sistema a passi successivi sapendo che posso sostituire un sottoprocesso con un altro ottenendo ancora un sistema bisimile al precedente.

Esempio 44. Vediamo un esempio sull'assioma detto **teorema di espansione**.

Si ha, sviluppando a partire dal primo:

$$a \cdot c \cdot Nil | b \cdot Nil \approx^C$$

$$a \cdot (c \cdot Nil | b \cdot Nil) + b \cdot (a \cdot c \cdot Nil | Nil) \approx^C$$

$$a \cdot (c \cdot (Nil | b \cdot Nil) + b \cdot (c \cdot Nil | Nil)) + b \cdot (a \cdot (c \cdot Nil | Nil)) \approx^C$$

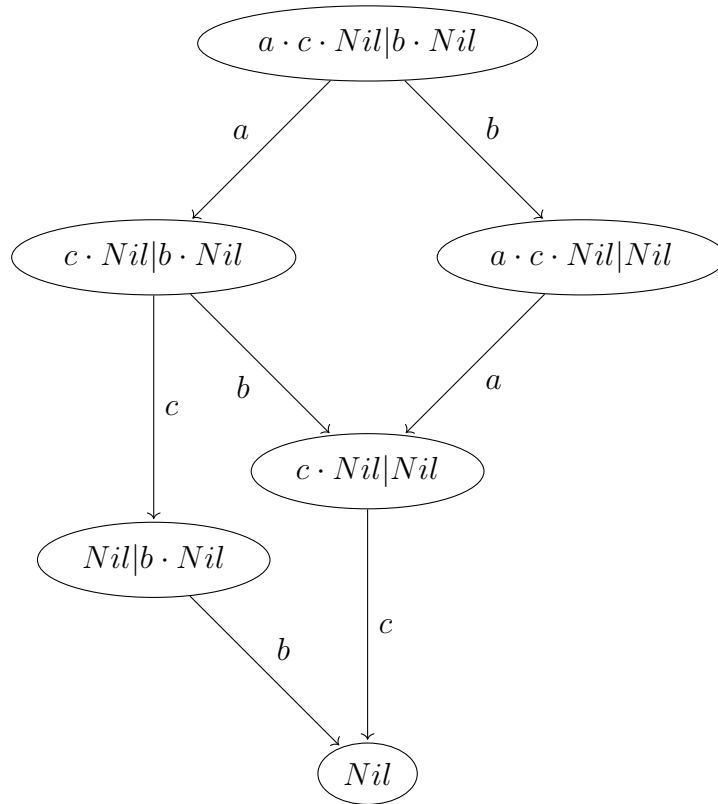
$$a \cdot (c \cdot b \cdot (Nil | Nil) + b \cdot c \cdot (Nil | Nil)) + b \cdot (a \cdot c \cdot (Nil | Nil)) \approx^C$$

$$a \cdot (c \cdot b \cdot Nil + b \cdot c \cdot Nil) + b \cdot a \cdot c \cdot Nil$$

e quindi:

$$a \cdot c \cdot Nil | b \cdot Nil \approx^C a \cdot (c \cdot b \cdot Nil + b \cdot c \cdot Nil) + b \cdot a \cdot c \cdot Nil$$

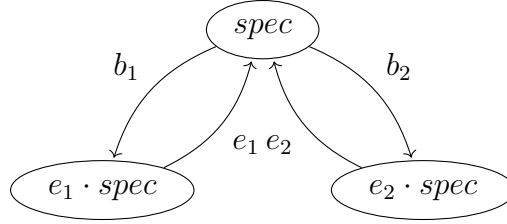
infatti si ha:



Esempio 45. Vediamo l'esempio della **mutua esclusione** con la primitiva di un **semaforo**.

Si ha la specifica:

$$spec = b_1 \cdot e_1 \cdot spec + b_2 \cdot e_2 \cdot spec$$

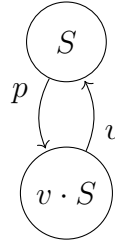


e l'implementazione:

$$sys = (A_1 | S | A_2)_{\{p,v\}}$$

con:

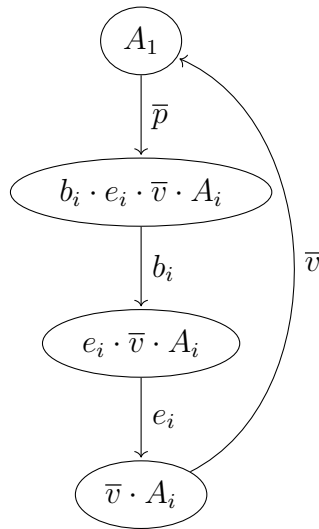
$$S = p \cdot v \cdot S$$



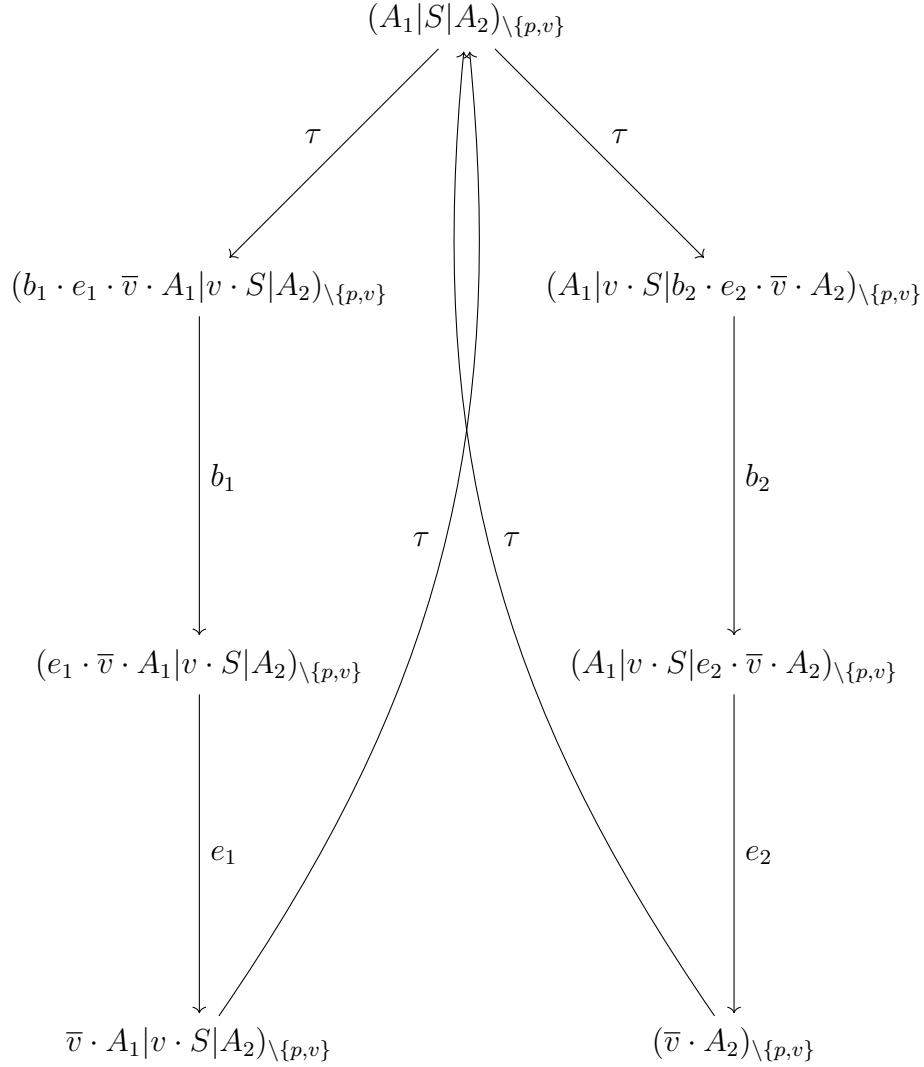
e con:

$$A_1 = \bar{p} \cdot b_2 \cdot e_1 \cdot \bar{v} \cdot A_1$$

$$A_2 = \bar{p} \cdot b_1 \cdot e_2 \cdot \bar{v} \cdot A_2$$



Si ha quindi:



Vedo se $spec \approx^{Bis} sys$ ma ho che l'attaccante ha una strategia vincente, fa una τ sul primo processo in sys . Nella seconda mossa poi l'attaccante opera su $spec$ facendo b_2 e il difensore perde:

$$spec \not\approx^{Bis} sys$$

altri esempi su slide.

Dati due processi p_1 e p_2 abbiamo che la composizione parallela è detta a **semantica interleaving**, in quanto si vede dalle regole di inferenza che posso eseguire o uno o l'altro o sincronizzare, grazie all'assunzione dell'atomicità

delle azioni La cosa è visibile per esempio con:

$$p = a \cdot Nil | b \cdot Nil$$

$$q = a \cdot b \cdot Nil + b \cdot a \cdot Nil$$

Avendo:

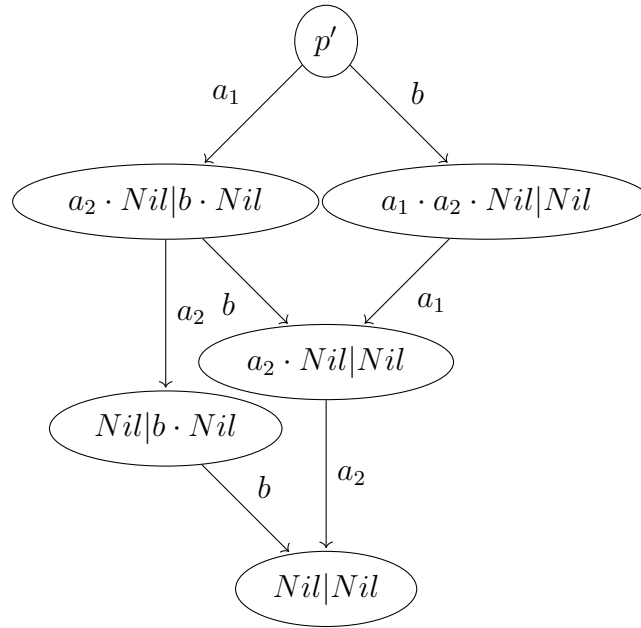
$$p \sim^{Bis} q$$

Togliendo l'atomicità, mettendo a come a_1, a_2 si ha:

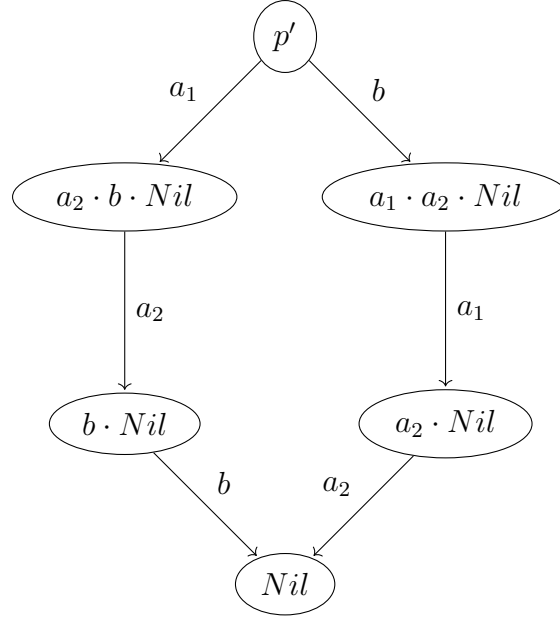
$$p' = p_{[a_1 \cdot a_2]} = a_1 \cdot a_2 \cdot Nil \mid b \cdot Nil$$

$$q' = q_{[a \leftarrow a_1, a_2]} = a_1 \cdot a_2 \cdot b \cdot Nil + b \cdot a_1 \cdot a_2 \cdot Nil$$

Avendo:



e:



e si ha che $p' \not\sim^T q'$. Se le azioni non sono più atomiche quindi “rompo” la composizione parallela, avrei bisogno infatti di una semantica basata sulla **true concurrency**.

Nella letteratura è stata definita la bisimulazione definita differenziando azioni concorrenti e in sequenza (per esempio tramite le reti di Petri, che si basano sulla *true concurrency*).

Sulle slide esempio di un protocollo di comunicazione fatto con CCS e poi con reti di Petri e ulteriori esempi di partite per la bisimulazione.

Capitolo 6

Reti di Petri