



INTRODUZIONE ALLA LOGICA DI HOARE

Corso di Logica per la Programmazione

A.A. 2012/13

Andrea Corradini

INTRODUZIONE

- Dall'inizio del corso ad ora abbiamo introdotto, un po' alla volta, un linguaggio logico sempre più ricco:
 - connettivi logici (Calcolo Proposizionale)
 - termini e quantificatori (Logica del Primo Ordine)
 - uguaglianza e disuguaglianze
 - insiemi e intervalli
 - quantificatori funzionali
- Per ognuna di queste estensioni abbiamo presentato:
 - la sintassi con grammatiche in BNF
 - la semantica (tabelle di verità, interpretazioni e modelli)
 - esempi di formalizzazione di enunciati
 - alcune leggi, e esempi di dimostrazioni



SUI LINGUAGGI DI PROGRAMMAZIONE

- In questa parte finale del corso sfruttiamo la logica introdotta per fornire una *semantica formale* di un semplice linguaggio di programmazione imperativo
Perché?
- La presentazione di un *linguaggio di programmazione* di solito consiste nel dare la *sintassi* e una *semantica*
 - ***Sintassi*** spesso fornita con strumenti *formali*
 - es. grammatica in BNF
 - ***Semantica*** spesso data in modo *informale*
 - tipicamente di stile operativo
 - comprensibile per non esperti
 - ma lascia spazio a ambiguità
 - non sufficiente per applicazioni “critiche”



NECESSITA' DI UNA SEMANTICA FORMALE

- A volte è necessario *dimostrare* proprietà relative a programmi
 - Software per controllo di centrali nucleari, di armamenti, di apparecchiature mediche, software/protocolli per e-banking, per gestione carte di credito, ...
- Sono state proposte varie *semantiche formali* tra cui:
 - **operazionale**, definendo struttura degli stati e transizioni di stato
 - **denotazionale**, con domini semantici e funzioni di interpretazione per i costrutti del linguaggio (come quella del C a PRL)
 - **assiomatica**, annotando un programma con asserzioni (formule) e poi dimostrandone la correttezza con proof rules.
- Noi vedremo la semantica assiomatica di Hoare [1969] - Dijkstra [1976]



COSA VEDREMO...

- Presentiamo dapprima le **espressioni** (a valori interi e booleani)
 - sintassi con grammatica BNF
 - semplice semantica in stile denotazionale
- Quindi presentiamo i **comandi** (skip, assegnamento, condizionale, iterazione (*while*))
 - sintassi con grammatica BNF
 - semantica operativa *informale*
- Poi introduciamo le **Triple di Hoare** che permettono di annotare un programma con asserzioni
 - definiremo quando una tripla è **soddisfatta**
 - vedremo **regole di inferenza** per dimostrare che una tripla è soddisfatta (usando **induzione strutturale** sul programma)



LINGUAGGIO IMPERATIVO MINIMO

- **Espressioni (a valori interi o booleani):**

Exp ::= Const | Ide | (Exp) | Exp Op Exp | not Exp

Op ::= + | - | * | div | mod |

= | ≠ | < | ≤ | > | ≥ | or | and

Const ::= Num | Bool Bool ::= *true* | *false*

Num ::= 0 | -1 | 1 | ...

- **Comandi:**

Com ::= **skip** | Ide_List := Exp_List | Com ; Com |

if Exp **then** Com **else** Com **fi** |

while Exp **do** Com **endw**

Ide_List ::= Ide | Ide, Ide_List

Exp_List ::= Exp | Exp, Exp_List



STATO DI UN PROGRAMMA

- Uno **stato** di un programma è una funzione da *identificatori* di variabili a *valori* (booleani e interi)

$$\sigma : \text{Ide} \rightarrow \text{B} \cup \text{Z}$$

- Poiché in uno stato l'insieme delle variabili è finito, si può usare una rappresentazione estensionale. Esempio:

$$\sigma = \{ \langle x, 18 \rangle, \langle y, \text{true} \rangle, \langle z, -8 \rangle \}$$

- Lo stato, definito così, rappresenta *in modo astratto* lo stato della memoria usata dal programma.
- Non si possono modellare concetti come *aliasing* (due variabili che denotano la stessa cella di memoria) e *puntatori*.



FUNZIONE DI INTERPRETAZIONE SEMANTICA

- Come visto, le espressioni possono contenere variabili
- Il *valore* di un'espressione dipende dal valore associato alle variabili, quindi dipende dallo stato.
- Definiamo la **funzione di interpretazione semantica**

$$E : \text{Exp} \times (\text{Ide} \rightarrow \mathbf{B} \cup \mathbf{Z}) \rightarrow \mathbf{B} \cup \mathbf{Z}$$

$E(e, \sigma)$ denota il valore dell'espressione e nello stato σ

$$[E : \text{Exp} \times \text{State} \rightarrow \mathbf{B} \cup \mathbf{Z}]$$

- Esempi (con $\sigma = \{ \langle x, 18 \rangle, \langle y, \text{true} \rangle, \langle z, -8 \rangle \}$):
 - $E(x + z, \sigma) = 10$
 - $E(y, \sigma) = \text{true}$



SEMANTICA DELLE ESPRESSIONI

La funzione di interpretazione semantica E è definita in modo induttivo (sulla struttura delle espressioni) così:

$$\mathcal{E}(\text{true}, \sigma) = \text{tt}$$

$$\mathcal{E}(\text{false}, \sigma) = \text{ff}$$

$$\mathcal{E}(n, \sigma) = \mathbf{n} \quad \text{se } n \in \text{Num}$$

$$\mathcal{E}(x, \sigma) = \sigma(x) \quad \text{se } x \in \text{Ide}$$

$$\mathcal{E}(E \text{ op } E', \sigma) = \mathcal{E}(E, \sigma) \text{ op } \mathcal{E}(E', \sigma) \quad \text{se } \begin{array}{l} \text{op} \in \{+, -, \text{div}, \text{mod}, =, \neq, <, >, \leq, \geq\} \\ \mathcal{E}(E, \sigma) \in \mathbb{Z} \text{ e } \mathcal{E}(E', \sigma) \in \mathbb{Z} \end{array}$$

$$\mathcal{E}(E \text{ op } E', \sigma) = \mathcal{E}(E, \sigma) \text{ op } \mathcal{E}(E', \sigma) \quad \text{se } \begin{array}{l} \text{op} \in \{\text{and}, \text{or}, =, \neq\} \\ \mathcal{E}(E, \sigma) \in \mathbb{B} \text{ e } \mathcal{E}(E', \sigma) \in \mathbb{B} \end{array}$$

$$\mathcal{E}(\text{not } E, \sigma) = \neg \mathcal{E}(E, \sigma) \quad \text{se } \mathcal{E}(E, \sigma) \in \mathbb{B}$$

$$\mathcal{E}((E), \sigma) = \mathcal{E}(E, \sigma)$$

Si noti che E è una funzione **parziale** (es: $E(5 + \text{true}, \sigma)$)



SIGNIFICATO INFORMALE DEI COMANDI

- L'esecuzione di un comando semplice tipicamente ha l'effetto di cambiare lo stato della memoria (si pensi ad un assegnamento singolo o multiplo)
- I comandi composti (sequenza, condizionale, iterazione) hanno “solo” il ruolo di controllare il flusso di esecuzione di comandi semplici. Naturalmente il loro effetto cambia al cambiare dello stato in cui vengono eseguiti.
- In generale, possiamo dire che l'esecuzione di un comando causa una transizione (un “passaggio”) da uno stato (quello in cui inizia l'esecuzione del comando) ad un altro (quello in cui l'esecuzione termina).
- Un comando potrebbe non terminare, cioè potrebbe non arrivare ad uno stato finale. Per esempio:

$x := y + z$ nello stato $\sigma = \{ \langle x, 5 \rangle, \langle y, 3 \rangle, \langle z, \text{true} \rangle \}$

while true do skip endw



SIGNIFICATO INFORMALE DEI COMANDI

- L'esecuzione di **skip** a partire dallo stato σ porta nello stato σ
- L'esecuzione dell'assegnamento $x_1, \dots, x_n := E_1, \dots, E_n$ a partire dallo stato σ porta nello stato $\sigma[E(E_1, \sigma)/x_1, \dots, E(E_n, \sigma)/x_n]$
- L'esecuzione di **C;C'** a partire dallo stato σ porta nello stato σ' ottenuto eseguendo **C'** a partire dallo stato σ'' ottenuto dall'esecuzione di **C** nello stato σ .
- L'esecuzione di **if E then C else C' fi** a partire da σ porta nello stato σ' che si ottiene dall'esecuzione di **C** in σ , se $E(E, \sigma) = tt$, e dall'esecuzione di **C'** in σ , se $E(E, \sigma) = ff$
- L'esecuzione del comando **while E do C endw** a partire da σ porta in σ se $E(E, \sigma) = ff$, altrimenti porta nello stato σ' ottenuto dall'esecuzione di **while E do C endw** a partire dallo stato σ'' ottenuto con l'esecuzione di **C** nello stato σ .



TRIPLE DI HOARE

- Una Tripla di Hoare ha la forma

$$\{Q\} C \{R\}$$

dove C è un comando, mentre Q e R sono *asserzioni*, ovvero formule ben formate in cui possono comparire le variabili dello stato

- Il dominio di interpretazione delle asserzioni è $B \cup Z$
- Significato intuitivo: la tripla $\{Q\} C \{R\}$ è **soddisfatta** se *a partire da uno stato che soddisfi Q , l'esecuzione del comando C termina in uno stato che soddisfa R*
- Es: $\{x > 1\} x := x + 1 \{x > 2\}$



NOTAZIONE

- $free(P)$ è l'insieme delle variabili libere nell'asserzione P
p.e. $free(x > y \wedge z \leq 1) = \{x, y, z\}$
- Sia P un'asserzione e σ uno stato. P^σ indica l'asserzione P istanziata sullo stato σ , ovvero in cui a tutte le variabili sono sostituiti i loro valori nello stato
- Poiché l'interpretazione del linguaggio delle asserzioni è fissata, dato uno stato si può valutare l'asserzione
p.e. $\sigma = \{\langle x, 18 \rangle, \langle y, true \rangle, \langle z, -8 \rangle\}$
 $P = (x > 0 \wedge z < 0)$
 $P^\sigma = (18 > 0 \wedge -8 < 0) \equiv T$
- Quindi uno stato determina univocamente un'interpretazione (nel senso del prim'ordine)



STATI COME INTERPRETAZIONI E MODELLI

- Scriviamo $\sigma \models P$ sse $P^\sigma \equiv T$, quindi se σ è un *modello* di P .
In questo caso diciamo che “lo stato σ **soddisfa** l’asserzione P ”.
- Con $\{P\}$ indichiamo l’insieme degli stati che soddisfano P
- Sia E una espressione, P un’asserzione. Valgono le seguenti proprietà:
 - Se per ogni $x \in \text{free}(E)$, $\sigma(x) = \sigma'(x)$ allora
$$E(E, \sigma) = E(E, \sigma')$$
 - Se per ogni $x \in \text{free}(P)$, $\sigma(x) = \sigma'(x)$ allora
$$\sigma \models P \text{ se e solo se } \sigma' \models P$$
 - Per ogni variabile x
$$\sigma[E(E, \sigma) / x] \models P \text{ se e solo se } \sigma \models P[E/x]$$



GENERALITÀ SULLE TRIPLE DI HOARE

- Data la tripla di Hoare $\{Q\} C \{R\}$
 - Q è detta preconditione
 - R è detta postcondizione
 - La tripla è soddisfatta se:
 - **per ogni** stato σ che soddisfa Q:
 - L'esecuzione del comando C a partire dallo stato σ **termina** producendo uno stato σ'
 - Lo stato σ' soddisfa R



INTERPRETAZIONE DELLE TRIPLE DI HOARE (1)

- *Semantica*: dati Q e C, determinare R in modo che sia soddisfatta $\{Q\} C \{R\}$ è un modo per descrivere il comportamento di C.

Per esempio sia $Q \equiv \{x > 10\}$ e

$C \equiv \mathbf{if} (x < 10) \mathbf{then} x := 1 \mathbf{else} x := 2 \mathbf{fi}$

allora $R \equiv \{x = 2\}$ descrive il comportamento del comando

- *Correttezza*: dati Q, C ed R, dimostrare che la tripla $\{Q\} C \{R\}$ è soddisfatta corrisponde ad una dimostrazione di correttezza del comando C rispetto alla pre e alla postcondizione



INTERPRETAZIONE DELLE TRIPLE DI HOARE (2)

- *Specifica*. Data una preconditione Q e una postcondizione R determinare un comando C che soddisfa la tripla $\{Q\} C \{R\}$ equivale a scrivere il programma che realizza le specifiche Q ed R .
- Per esempio le specifiche $Q \equiv \{x > 0\}$ e $R \equiv \{y = 2 \times x\}$ possono essere soddisfatte dal comando
$$y := x * 2$$
oppure dal comando
$$y := x + x$$
oppure dal comando
$$y := x; y := y * 2$$
ecc..



SISTEMA DI PROVA: ALCUNE REGOLE DI INFERENZA

(pre-post o conseguenza)

$$P \Rightarrow P' \quad \{P'\} C \{R'\} \quad R' \Rightarrow R$$

$$\{P\} C \{R\}$$

(pre)

$$P \Rightarrow P' \quad \{P'\} C \{R\}$$

$$\{P\} C \{R\}$$

(post)

$$\{P\} C \{R'\} \quad R' \Rightarrow R$$

$$\{P\} C \{R\}$$

La correttezza di queste regole segue facilmente dalle definizioni

