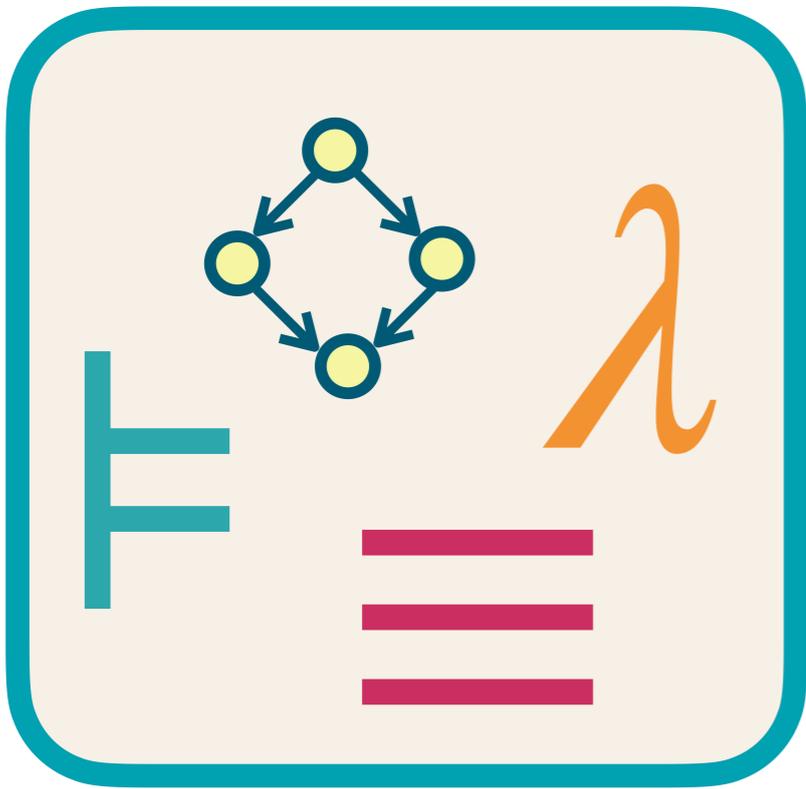


Linguaggi di Programmazione

Roberta Gori

4.2 - Ricorsione



Notazione

$$f : X \rightarrow (Y \rightarrow Z)$$

$$f : X \rightarrow Y \rightarrow Z$$

$$\forall x \in X. f(x) : Y \rightarrow Z$$

$$\forall x \in X. f\ x : Y \rightarrow Z$$

$$\forall x \in X. \forall y \in Y. (f(x))(y) \in Z$$

$$\forall x \in X. \forall y \in Y. f\ x\ y \in Z$$

$$g : (X \rightarrow Y) \rightarrow Z$$

$$g\ x$$

$$\forall h \in (X \rightarrow Y). g(h) \in Z$$

$$f\ h$$

Notazione

$$f : X_1 \rightarrow X_2 \rightarrow \cdots \rightarrow X_n$$

$$f : X_1 \rightarrow (X_2 \rightarrow (\cdots \rightarrow X_n))$$

$$f \ x_1 \ x_2 \ \cdots \ x_n$$

$$(((f \ x_1) \ x_2) \ \cdots) \ x_n$$

Notazione

$$f : X_1 \times X_2 \rightarrow Y$$

$$f : (X_1 \times X_2) \rightarrow Y$$

$$\forall x_1 \in X_1. \forall x_2 \in X_2. f(x_1, x_2) \in Y$$

$$f x_1$$

Notazione

$$f : X \rightarrow Y$$

$$A \subseteq X$$

$$f|_A : A \rightarrow Y$$

$$\forall a \in A. f|_A(a) \stackrel{\Delta}{=} f(a)$$

Predecessore

A, \prec

$a \in A$

$[a] \triangleq \{x \in A \mid x \prec a\}$

Ricorsione ben fondata

Definizioni ricorsive

$$\mathcal{A}[\cdot] : \text{Aexp} \rightarrow \mathbb{M} \rightarrow \mathbb{Z}$$

$\mathcal{A}[a]\sigma$ denota il valore associato all'espressione a in σ

$$\mathcal{A}[n]\sigma \stackrel{\Delta}{=} n$$

$$\mathcal{A}[x]\sigma \stackrel{\Delta}{=} \sigma(x)$$

$$\mathcal{A}[a_0 \text{ op } a_1]\sigma \stackrel{\Delta}{=} \mathcal{A}[a_0]\sigma \text{ op } \mathcal{A}[a_1]\sigma$$

La funzione è definita ricorsivamente:

come facciamo a sapere che ad ogni espressione è associato uno ed esattamente un valore? (vero)

Definizione ricorsiva

$$\mathbb{N} ::= 0 \mid s(\mathbb{N})$$

$$\mathcal{N}[\cdot] : \text{Nexp} \rightarrow \mathbb{N}$$

$$\mathcal{N}[0] \triangleq 0$$

$$\mathcal{N}[s(\mathbb{N})] \triangleq 1 + \mathcal{N}[s(s(\mathbb{N}))]$$

La funzione è definita ricorsivamente:
come facciamo a sapere che ad ogni espressione è
associato uno ed esattamente un valore? (**false**)

Ricorsione ben fondata

$A, <$ b.f.

Definisco $F(a, h) \in B$ tale che

$$a \in A$$

$$h : [a] \rightarrow B$$

TH. Esiste un'unica funzione $f : A \rightarrow B$ tale che

$$\forall a \in A. f(a) = F(a, f|_{[a]})$$

Esempio

$$\mathbb{N}, \prec$$

$$F(n, [n] \rightarrow \mathbb{N}) \rightarrow \mathbb{N}$$

$$F(0, h) \triangleq 1$$

$$F(n + 1, h) \triangleq (n + 1) \cdot h(n)$$

$$f(0) = F(0, f|_{\emptyset}) = 1$$

$$f(n + 1) = F(n + 1, f|_{\{n\}}) = (n + 1) \cdot f(n)$$

$$f(n) = n!$$

Esempio

$$\mathbb{N}, \prec \qquad m \in \mathbb{N}$$

$$F^m \triangleq F(n, [n] \rightarrow \mathbb{N}) \rightarrow \mathbb{N}$$

$$F^m : (0, \emptyset \rightarrow \mathbb{N}) \rightarrow \mathbb{N}$$

$$F^m(0, h) \triangleq 0$$

$$F^m : (n + 1, \{n\} \rightarrow \mathbb{N}) \rightarrow \mathbb{N}$$

$$F^m(n + 1, h) \triangleq m + h(n)$$

$$f^m(0) = 0$$

$$f^m(n + 1) = m + f^m(n)$$

$$f^m(n) = m \cdot n$$

Funzione di Ackermann

una funzione calcolabile che è totale ma non primitiva ricorsiva

$$m \in \mathbb{N} \quad \text{ack}_m : \mathbb{N} \times \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$$

$$\text{ack}_m(0, 0) \stackrel{\Delta}{=} m$$

$$\text{ack}_m(0, n + 1) \stackrel{\Delta}{=} \text{ack}_m(0, n) + 1$$

$$\text{ack}_m(1, 0) \stackrel{\Delta}{=} 0$$

$$\text{ack}_m(k + 1, n + 1) \stackrel{\Delta}{=} \text{ack}_m(k, \text{ack}_m(k + 1, n))$$

$$\text{ack}_m(k + 2, 0) \stackrel{\Delta}{=} 1$$

$\mathbb{N} \times \mathbb{N}$, \prec relazione di precedenza lessicografica

$$(k, n) \prec (k + 1, n')$$

$$(k, n) \prec (k, n + 1)$$

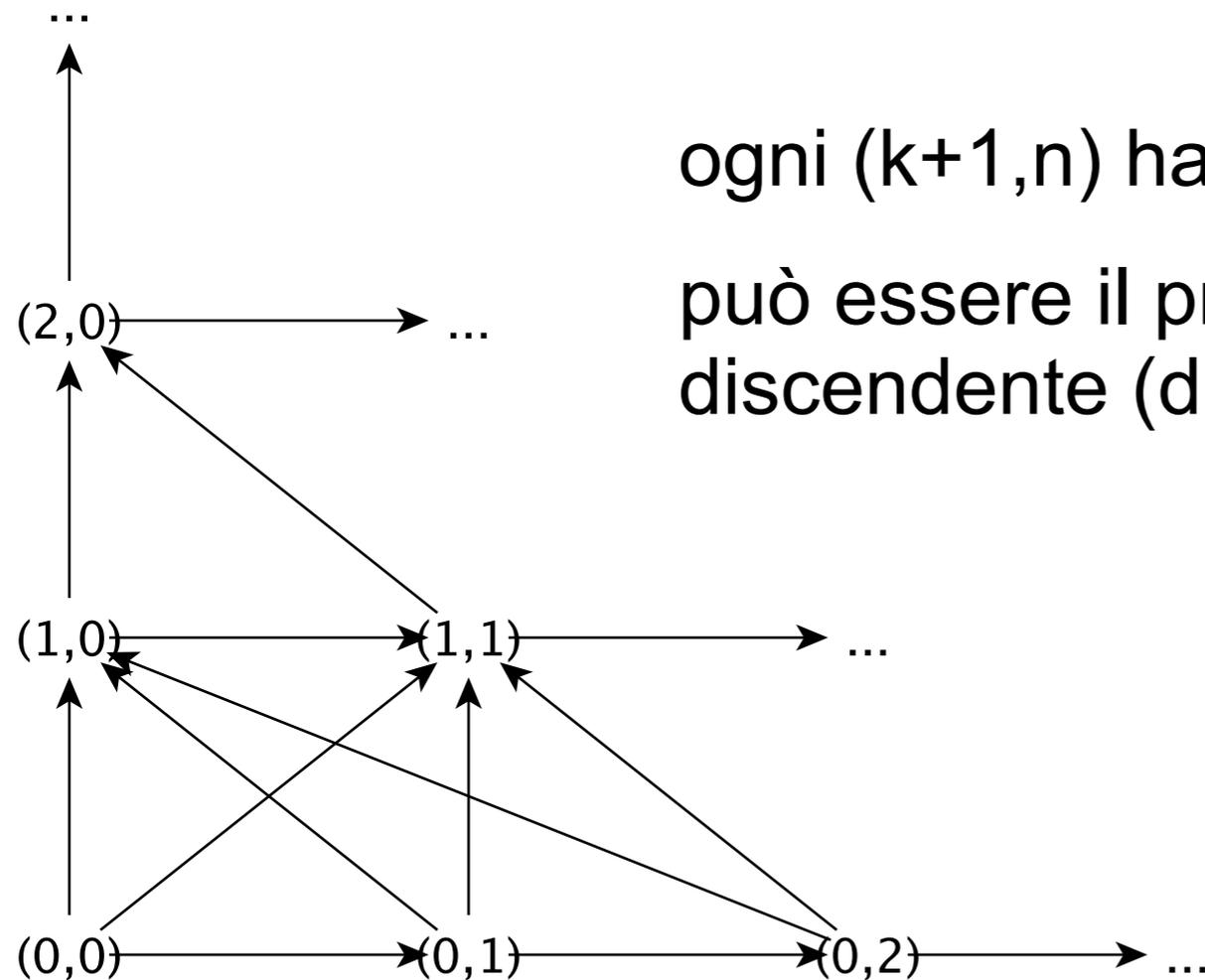
Funzione di Ackermann

$$(k, n) \prec (k + 1, n')$$

$$(k, n) \prec (k, n + 1)$$

ogni $(k+1, n)$ ha infiniti predecessori

può essere il primo elemento di una catena discendente (di lunghezza illimitata, ma finita)



Funzione di Ackermann

$$\begin{aligned}(k, n) &< (k + 1, n') \\ (k, n) &< (k, n + 1)\end{aligned} \quad A, <^+ \text{ è b.f.}$$

Consideriamo un insieme non vuoto $Q \subseteq \mathbb{N} \times \mathbb{N}$

Possiamo trovare il minimo in Q ?

$$\hat{k} \triangleq \min \{k \mid (k, n) \in Q\} \quad (\text{non vuoto perche' } Q \neq \emptyset)$$

$$\hat{n} \triangleq \min \{n \mid (\hat{k}, n) \in Q\} \quad (\text{non vuoto per definizione di } \hat{k})$$

chiaramente $(\hat{k}, \hat{n}) \in Q$ e' minimale

Funzione di Ackermann

$$\begin{aligned}ack_m(0, 0) &\triangleq m \\ack_m(0, n + 1) &\triangleq ack_m(0, n) + 1\end{aligned}$$

n incrementi del caso base m

$$ack_m(0, n) \triangleq m + n$$

Funzione di Ackermann

$$ack_m(1, 0) \triangleq 0$$

$$ack_m(k + 1, n + 1) \triangleq ack_m(k, ack_m(k + 1, n))$$

$$ack_m(1, n + 1) \triangleq ack_m(0, ack_m(1, n))$$

$$ack_m(0, n) \triangleq m + n$$

$$ack_m(1, n + 1) \triangleq m + ack_m(1, n)$$

aggiunge m per n volte al caso base 0

$$ack_m(1, n) \triangleq m \cdot n$$

Funzione di Ackermann

$$ack_m(k + 1, n + 1) \triangleq ack_m(k, ack_m(k + 1, n))$$

$$ack_m(k + 2, 0) \triangleq 1$$

$$ack_m(2, 0) \triangleq 1$$

$$ack_m(2, n + 1) \triangleq ack_m(1, ack_m(2, n))$$

$$ack_m(1, n) \triangleq m \cdot n$$

$$ack_m(2, n + 1) \triangleq m \cdot ack_m(2, n)$$

moltiplica per m n volte al caso base 1

$$ack_m(2, n) \triangleq m^n$$

Funzione di Ackermann

$$ack_m(k + 1, n + 1) \triangleq ack_m(k, ack_m(k + 1, n))$$

$$ack_m(k + 2, 0) \triangleq 1$$

$$ack_m(3, 0) \triangleq 1$$

$$ack_m(3, n + 1) \triangleq ack_m(2, ack_m(3, n))$$

$$ack_m(2, n) \triangleq m^n$$

$$ack_m(3, n + 1) \triangleq m^{ack_m(3, n)}$$

n volte esponenziazione

$$ack_m(3, n) \triangleq m^{m^{m \dots m}}$$

Funzione di Ackermann

cresce piu' velocemente di qls primitiva ricorsiva

$$ack_3(0, 3) \triangleq 3 + 3 = 6$$

$$ack_3(1, 3) \triangleq 3 \cdot 3 = 9$$

$$ack_3(2, 3) \triangleq 3^3 = 27$$

$$ack_3(3, 3) \triangleq 3^{3^3} = 3^{27} \simeq 7.6 \cdot 10^{12}$$

Espressioni aritmetiche

A_{exp}, \prec

$a_i \prec a_0 \text{ op } a_1$

$\mathcal{A}[\cdot] : A_{\text{exp}} \rightarrow \mathbb{M} \rightarrow \mathbb{Z}$

$\mathcal{A}[n]\sigma \stackrel{\Delta}{=} n$

$\mathcal{A}[x]\sigma \stackrel{\Delta}{=} \sigma(x)$

$\mathcal{A}[a_0 \text{ op } a_1]\sigma \stackrel{\Delta}{=} \mathcal{A}[a_0]\sigma \text{ op } \mathcal{A}[a_1]\sigma$

Espressioni booleane

Bexp, \prec

$b_i \prec b_0 \text{ bop } b_1$

$b \prec \neg b$

$\mathcal{B}[\cdot] : \text{Bexp} \rightarrow \mathbb{M} \rightarrow \mathbb{B}$

$\mathcal{B}[v]\sigma \stackrel{\Delta}{=} v$

$\mathcal{B}[a_0 \text{ cmp } a_1]\sigma \stackrel{\Delta}{=} \mathcal{A}[a_0]\sigma \text{ cmp } \mathcal{A}[a_1]\sigma$

$\mathcal{B}[\neg b]\sigma \stackrel{\Delta}{=} \neg \mathcal{B}[b]\sigma$

$\mathcal{B}[b_0 \text{ bop } b_1]\sigma \stackrel{\Delta}{=} \mathcal{B}[b_0]\sigma \text{ bop } \mathcal{B}[b_1]\sigma$

Consistenza delle espressioni

Consistenza?

$$\forall a, \sigma, n$$

$$\langle a, \sigma \rangle \longrightarrow n \quad \stackrel{?}{\Leftrightarrow} \quad \mathcal{A}[[a]]\sigma = n$$

$$P(a) \triangleq \forall \sigma. \langle a, \sigma \rangle \longrightarrow \mathcal{A}[[a]]\sigma$$

$$\forall a \in \text{Aexp}. P(a) ?$$

induzione strutturale!

$$\forall x \in \text{Ide}. P(x)$$

$$\forall n \in \mathbb{Z}. P(n)$$

$$\forall a_0, a_1. P(a_0) \wedge P(a_1) \Rightarrow P(a_0 \text{ op } a_1)$$

$$\forall a. P(a)$$

Caso base

$\forall x \in \text{Ide. } P(x)$

Consideriamo $x \in \text{Ide}$

Vogliamo provare $P(x) \triangleq \forall \sigma. \langle x, \sigma \rangle \longrightarrow \mathcal{A}[[x]]\sigma = \sigma(x)$

prendiamo un σ generico, possiamo concludere $\frac{}{\langle x, \sigma \rangle \longrightarrow \sigma(x)}$

$\forall n \in \mathbb{Z}. P(n)$

Consideriamo $n \in \mathbb{Z}$

dobbiamo provare $P(n) \triangleq \forall \sigma. \langle n, \sigma \rangle \longrightarrow \mathcal{A}[[n]]\sigma = n$

preso un generico σ concludiamo per la regola $\frac{}{\langle n, \sigma \rangle \longrightarrow n}$

Caso induttivo

$$\forall a_0, a_1. P(a_0) \wedge P(a_1) \Rightarrow P(a_0 \text{ op } a_1)$$

Consideriamo a_0, a_1 generici

$$\text{assumiamo } P(a_i) \stackrel{\Delta}{=} \forall \sigma. \langle a_i, \sigma \rangle \longrightarrow \mathcal{A}[[a_i]]\sigma$$

$$\begin{aligned} \text{dobbiamo provare } P(a_0 \text{ op } a_1) &\stackrel{\Delta}{=} \forall \sigma. \langle a_0 \text{ op } a_1, \sigma \rangle \longrightarrow \mathcal{A}[[a_0 \text{ op } a_1]]\sigma \\ &= \mathcal{A}[[a_0]]\sigma \text{ op } \mathcal{A}[[a_1]]\sigma \end{aligned}$$

prendiamo un generico σ

$$\langle a_0 \text{ op } a_1, \sigma \rangle \longrightarrow n$$

$$\swarrow_{n=n_0 \text{ op } n_1} \langle a_0, \sigma \rangle \longrightarrow n_0, \langle a_1, \sigma \rangle \longrightarrow n_1$$

per ipotesi induttiva, $n_i = \mathcal{A}[[a_i]]\sigma$

e quindi $n = n_0 \text{ op } n_1 = \mathcal{A}[[a_0]]\sigma \text{ op } \mathcal{A}[[a_1]]\sigma$

Semantica denotazionale
dei comandi?

Definizione ricorsiva

per divergenza

$$\mathcal{C}[\cdot] : \text{Com} \rightarrow \mathbb{M} \rightarrow \mathbb{M} \cup \{\perp\}$$

$$\mathcal{C}[\text{skip}]\sigma \triangleq \sigma$$

$$\mathcal{C}[x := a]\sigma \triangleq \sigma[\mathcal{A}[a]\sigma / x]$$

$$\mathcal{C}[c_0; c_1]\sigma \triangleq \mathcal{C}[c_1](\mathcal{C}[c_0]\sigma) \text{ quasi...}$$

$$\mathcal{C}[\text{if } b \text{ then } c_0 \text{ else } c_1]\sigma \triangleq \begin{cases} \mathcal{C}[c_0]\sigma & \text{if } \mathcal{B}[b]\sigma \\ \mathcal{C}[c_1]\sigma & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$\mathcal{C}[\text{while } b \text{ do } c]\sigma \triangleq \begin{cases} \sigma & \text{if } \neg \mathcal{B}[b]\sigma \\ \mathcal{C}[\text{while } b \text{ do } c](\mathcal{C}[c]\sigma) & \text{otherwise} \end{cases}$$

quasi...

non e' ricorsione b.f.!

Come sappiamo che esiste una soluzione? Come sappiamo che e' unica?

Il problema generale

$$f : D \rightarrow D$$

un **punto fisso** di f è $d \in D$ tale che $d = f(d)$

definiamo $F_f \triangleq \{d \in D \mid d = f(d)\} \subseteq D$

tre domande:

- sotto quali ipotesi $F_f \neq \emptyset$?
- se $F_f \neq \emptyset$, possiamo selezionare un elemento preferito $fix(f) \in F_f$?
- e possiamo calcolare $fix(f)$?

Esempio

$D = \mathbb{N}$	F_f	$fix(f)$
$f(n) \triangleq n + 1$	\emptyset	
$f(n) \triangleq n/2$	$\{0\}$	0
$f(n) \triangleq n^2 - 5n + 8$	$\{2, 4\}$	2
$f(n) \triangleq n \% 5$	$\{0, 1, 2, 3, 4\}$	0
$f(n) \triangleq \sum_{i \in \text{div}(n)} i$	$\{6, 28, 496, \dots\}$ numeri perfetti	6

$\text{div}(x) \triangleq \{1\} \cup \{d \mid 1 < d < x, x \% d = 0\}$

Esempio

$D = \wp(\mathbb{N})$	F_f	$fix(f)$
$f(S) \triangleq S \cap \{1\}$	$\{\emptyset, \{1\}\}$	\emptyset
$f(S) \triangleq \mathbb{N} \setminus S$	\emptyset	
$f(S) \triangleq S \cup \{1\}$	$\{T \mid 1 \in T\}$	$\{1\}$
$f(S) \triangleq \{n \mid \exists m \in S, n \leq m\}$	$\{[0, k] \mid k \in \mathbb{N}\} \cup \{\emptyset, \mathbb{N}\}$	\emptyset

Ingredienti

un ordine parziale (per confrontare gli elementi)

funzioni che preservino l'ordine

approssimazioni iterative

un caso base

una soluzione limite