

Linguaggi di Programmazione

Sapienza Università di Roma

*libro del corso: non usato,
integrati con le dispense del professor Cenciarelli*

aglaia norza

30/01/2026

1	Algebre induttive	3
1.1	I numeri naturali	3
1.2	Algebre, algebre induttive	4
1.3	Omomorfismi, lemma di Lambek	7
2	Paradigma funzionale	10
2.1	Linguaggi	10
2.2	Exp	10
2.2.1	Semantica operativa	11
2.3	Valutazioni Eager e Lazy	13
2.4	Scoping	15
2.4.1	Riassunto delle regole in <i>Exp</i>	16
2.5	Fun	18
3	Lambda calcolo	22
3.1	Numeri di Church	22
3.2	Primi cenni di SML	24
3.3	Ricorsione nel paradigma funzionale: combinatore di punto fisso	25
4	Paradigma imperativo	27
4.1	<i>Imp</i> : un semplice linguaggio imperativo	27
4.2	<i>All</i> : un linguaggio con procedure	30
5	Correttezza dei programmi	32
5.1	Correttezza nei linguaggi imperativi	32
5.1.1	Metodo delle invarianti	32

5.2	Logica di Hoare	34
5.2.1	Correttezza della divisione intera	36
5.3	Correttezza nei linguaggi funzionali	38
5.3.1	Omomorfismi e operatori di ricorsione	38
5.3.2	Logica equazionale	42
6	Sistemi dei tipi	47
6.1	F1: il Lambda Calcolo tipato semplice	47
6.1.1	Espressioni non tipabili	49
6.2	F2: il Lambda Calcolo polimorfo	49
6.2.1	Polimorfismo	49
6.2.2	Sistema F2	49
6.2.3	Semantica e meccanismi di astrazione	50
6.2.4	Proprietà del Sistema F2	52
6.3	Fun_{τ} : il sistema dei tipi di Hindley-Milner	53
6.3.1	Gerarchia dei Tipi in ML	53
6.3.2	Il Polimorfismo del Let (Let-Polymorphism)	53
6.4	Fun_{τ} : Il Sistema dei Tipi di ML	54
6.4.1	Monotipi e Politipi	54
6.4.2	Istanza Generica	54
6.4.3	Regole di Inferenza di Fun_{τ}	55
6.4.4	Il Let-Polimorfismo	56
6.5	Isomorfismo di Curry-Howard	56
6.5.1	Corrispondenza tra Regole	56
6.5.2	Tipi e programmi, proposizioni e dimostrazioni	57

1.1. I numeri naturali

Def. 1: Assiomi di Peano

L'insieme \mathbb{N} dei numeri naturali si può definire mediante i cinque **assiomi di Peano**:

- 1) $0 \in \mathbb{N}$
- 2) $n \in \mathbb{N} \implies \text{succ}(n) \in \mathbb{N}$
- 3) $\nexists n \in \mathbb{N} \mid 0 = \text{succ}(n)$
- 4) $\forall n, m \text{ succ}(n) = \text{succ}(m) \implies n = m$ (iniettività)
- 5) $\forall S \subseteq \mathbb{N} \ (0 \in S \wedge (n \in S \implies \text{succ}(n) \in S) \implies S = \mathbb{N})$ (assioma di induzione)

assioma di induzione

L'assioma di induzione è necessario per evitare di equiparare ai numeri naturali insiemi che, essenzialmente, contengono una struttura come quella di \mathbb{N} , e un “qualcosa in più”. (Se all'interno dell'insieme A che stiamo considerando esiste un altro sottoinsieme proprio che rispetta gli altri assiomi, A non rispetterà il quinto assioma di Peano).

In più, il quinto assioma di Peano ci fornisce essenzialmente una definizione insiemistica di induzione.

Def. 2: Principio di Induzione

L'induzione può essere definita, basandosi sulle “proprietà” invece che sull' insiemistica, come segue:

$$\forall P \quad \frac{P(0), \quad P(n) \implies P(n+1)}{\forall n \ P(n)}$$

(la notazione equivale a $P(0) \wedge P(n) \wedge (P(0) \wedge (P(n) \implies P(n+1))) \implies \forall n P(n)$)

Possiamo dimostrare che il quinto assioma di Peano è equivalente al principio di induzione (in quanto i concetti di “proprietà” e “sottoinsieme” sono equivalenti).

Infatti, ad ogni proprietà corrisponde un sottoinsieme i cui elementi sono esattamente quelli che soddisfano tale proprietà

Prendiamo quindi $S = \{n \in \mathbb{N} \mid P(n) \text{ è vera}\}$.

In questo modo, dire $P(0)$ equivale a dire $0 \in S$, e dire $P(n) \implies P(n+1)$ equivale a dire $n \in S \implies n+1 \in S$. E, allo stesso modo, dire $\forall n P(n)$ equivale a dire $\forall n, n \in S$, ovvero $S = \mathbb{N}$.

Def. 3: Numeri di von Neumann

Un altro modo di descrivere i numeri naturali viene dal matematico **John von Neumann**, che definisce i numeri naturali (“numeri di von Neumann”, \mathcal{N}) in questo modo:

- $0_{\mathcal{N}} = \emptyset$ (ovvero $\{\}$)
- $1_{\mathcal{N}} = \{0_{\mathcal{N}}\}$ (ovvero $\{\{\}\}$)
- $2_{\mathcal{N}} = \{0_{\mathcal{N}}, 1_{\mathcal{N}}\}$ (ovvero $\{\{\}, \{\{\}\}\}$)
- ...

I numeri di von Neumann rispettano gli assiomi di peano! (dalle dispense)

1.2. Algebre, algebre induttive

insieme unità e funzione nullaria

Ci è utile definire l'**insieme unità** $\mathbb{1} = \{*\}$. $\mathbb{1}$ è un insieme formato da un solo elemento (non ci interessa quale).

Un altro concetto che ci servirà è quello di **funzione costante** o **nullaria**. Una funzione nullaria f è tale che:

$$f : \mathbb{1} \rightarrow A \mid f() = a \quad a \in A$$

(chiaramente, essa è sempre iniettiva).

Una funzione nullaria su un insieme A può essere vista come un elemento di A (un qualsiasi insieme A è isomorfo a all'insieme di funzioni $\mathbb{1} \rightarrow A$ (l'insieme di funzioni $\mathbb{1} \rightarrow A$ ha la stessa cardinalità di A), il che ci permette di **trattare gli elementi di un insieme come funzioni**.

Def. 4: Algebra

Una **algebra** è una tupla (A, Γ) , dove:

- A è l'insieme di riferimento (“carrier” o “insieme sottostante”)
- $\Gamma = \{\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_i\}$, è l'insieme di funzioni chiamate “operazioni fondamentali” o “costruttori” dell'algebra

la segnatura dei costruttori è: $\gamma_i : A^{\alpha_i} \times K_i \rightarrow A$.

Tra le algebre, consideriamo anche le algebre eterogenee, che prendono argomenti da insiemi diversi da A .

Def. 5: Chiusura di un insieme rispetto ad un'operazione

Sia $f : A^n \times K \rightarrow A$ un'operazione su A con parametri esterni $K = (K_1 \times \dots \times K_m)$.

Un insieme $S \subseteq A$ si dice **chiuso** rispetto ad f quando:

$$a_1, \dots, a_n \in S \implies f(a_1, \dots, a_n, k_1, \dots, k_n) \in S$$

nota!

Data un'operazione f che prende solo elementi esterni all'insieme S (come per esempio la funzione nullaria $\mathbb{1} \rightarrow A$), un insieme S si dice chiuso rispetto a $f \iff \text{Im}(f) \subseteq S$.

Def. 6: Algebra induttiva

Un'algebra A, Γ si dice **induttiva** quando:

- (1) tutte le $\gamma_i \in \Gamma$ sono iniettive
- (2) $\forall i, j \mid i \neq j, \text{Im}(\gamma_i) \cap \text{Im}(\gamma_j) = \emptyset$, ovvero tutte le γ_i hanno immagini disgiunte
- (3) $\forall S \subseteq A$, se S è chiuso rispetto a tutte le γ_i , allora $S = A$ (ovvero il principio di induzione è rispettato)

La terza condizione pone quindi che A sia la più piccola sotto-algebra di se stessa (ovvero non abbia sotto-algebre diverse da se stessa).

Le tre condizioni garantiscono quindi che:

- ci sia solo un modo per costruire ogni elemento dell'algebra (*i, ii*)
- non ci siano “elementi inutili” (*iii*)

Vediamo come possiamo costruire \mathbb{N} come algebra induttiva.

La definizione di algebra induttiva non considera il concetto di “elemento”, quindi, per il primo assioma di Peano, usiamo una *funzione costante* $\mathbb{0}$, con segnatura:

$$\mathbb{1} \times \mathbb{N} : x \rightarrow \mathbb{0}$$

Abbiamo quindi una tupla $(\mathbb{N}, \{\text{succ}, \mathbb{0}\})$.

Per dimostrare che questa tupla sia un'algebra induttiva, dobbiamo ora verificare le tre condizioni:

- (1) tutte le γ_i sono induttive:
 - $\mathbb{0}$ è necessariamente induttiva
 - succ è induttiva per il secondo assioma di Peano
- (2) tutti i costruttori hanno immagini disgiunte:
 - grazie al terzo assioma di Peano ($\nexists n \in \mathbb{N} \mid 0 = \text{succ}(n)$), sappiamo che succ e $\mathbb{0}$ hanno immagini disgiunte

(3) principio di induzione:

- è verificato dal quinto assioma di Peano ($0 \in S$ corrisponde alla chiusura rispetto a 0 e $n \in \mathbb{N} \implies \text{succ}(n) \in \mathbb{N}$ corrisponde alla chiusura rispetto a succ)

alberi binari come algebre induttive

L'insieme degli alberi binari finiti (B-trees, leaf, branch), dove:

- B-trees = $\{t \mid t \text{ è una foglia, oppure } t = \langle t_1, t_2 \rangle \text{ con } t_1, t_2 \in \text{B-trees}\}$
- leaf: $1 \rightarrow \text{B-trees}$ (foglia)
- branch: $\text{B-trees} \times \text{B-trees} \rightarrow \text{B-trees} : (t_{sx}, t_{dx}) \rightarrow t$ (costruisce rami in modo che t_{sx} e t_{dx} siano i due sottoalberi di t)

è un'algebra induttiva.

Thm. 1: numero di nodi di un albero binario

Un albero binario con n foglie ha $2n - 1$ nodi

proof

Si può dimostrare per induzione strutturale sui costruttori degli alberi.

- **(caso base)**: la proprietà è vera per l'albero formato da una sola foglia costruito con leaf (\circ) - esso ha infatti $n = 1$ foglie e $2n - 1 = 1$ nodi.
- **(ipotesi induttiva)**: ogni argomento dei costruttori rispetta la proprietà
- dobbiamo quindi verificare che il costruttore branch, dati due argomenti che rispettano la proprietà, la mantenga
- **(passo induttivo)**: abbiamo $t = \text{branch}(t_1, t_2)$.

Sia $n = n_1 + n_2$ il numero di foglie di t , dove le foglie di t_1 sono n_1 e quelle di t_2 sono n_2 .

Per ipotesi, t_1 ha $2n_1 - 1$ nodi e t_2 ne ha $2n_2 - 1$. Dunque, t avrà $(2n_1 - 1) + (2n_2 - 1) + 1$ nodi, ovvero $2(n_1 + n_2) - 1 = 2n - 1$, qed.

liste finite come algebra induttiva

Dato un insieme A , indichiamo con $A - \text{list}$ l'insieme delle liste finite di elementi di A .

La tupla $(A - \text{list}, \text{empty}, \text{cons})$ è un'algebra induttiva, dove:

- empty: $1 \rightarrow A - \text{list}$ è la funzione costante che restituisce la **lista vuota** " $\langle \rangle$ ".
- cons: $A \times A - \text{list} \rightarrow A - \text{list} : \text{cons}(3, \langle 5, 7 \rangle) = \langle 3, 5, 7 \rangle$ è la funzione che **costruisce una lista** aggiungendo un elemento in testa

Si tratta di un'algebra induttiva (notiamo che i due costruttori hanno immagini chiaramente disgiunte, sono entrambi chiusi per $A - \text{list}$, e c'è un unico modo per costruire ogni lista).

liste infinite

Le liste infinite non possono essere un'algebra induttiva, in quanto contengono una sotto-algebra induttiva (quella delle liste finite).

i booleani come algebra non induttiva

Consideriamo l'algebra (B, not) , dove $B = \{0, 1\}$ e $\text{not}: B \rightarrow B : b \rightarrow \neg b$.

Notiamo che not è sicuramente iniettiva, e che, poiché è l'unico costruttore, anche la seconda caratteristica delle algebre induttive è rispettata.

Notiamo però che l'algebra non rispetta il terzo requisito. Se consideriamo infatti $\emptyset \subseteq B$, notiamo che not non è chiusa rispetto ad esso.

Infatti, l'implicazione $x \in \emptyset \implies \text{not}(x) \in \emptyset$ risulta vera per falsificazione della premessa (non esistono elementi in \emptyset).

(\emptyset, not) è quindi una sotto-algebra induttiva di B , che però è diversa da essa. L'implicazione della terza condizione $(x \in \emptyset \implies \text{not}(x) \in \emptyset) \implies \emptyset = B$ è falsa, e (B, not) non è quindi un'algebra induttiva.

1.3. Omomorfismi, lemma di Lambek

digressione - teoria delle categorie

Facciamo una piccola parentesi che introduce alcune nozioni di teoria delle categorie (perché è molto interessante).

La teoria delle categorie studia in modo astratto le strutture matematiche. Una categoria \mathcal{C} consiste di:

- una classe $\text{ob}(\mathcal{C})$, i cui elementi sono chiamati **oggetti**
- una classe $\text{mor}(\mathcal{C})$, i cui elementi sono chiamati **morfismi** (o mappe o frecce); ogni morfismo $f : a \rightarrow b$ ha associati un unico oggetto sorgente a e un unico oggetto destinazione b .
- per ogni terna di oggetti $a, b, c \in \mathcal{C}$, è definita una funzione $\text{mor}(b, c) \times \text{mor}(a, b) \rightarrow \text{mor}(a, c)$ chiamata **composizione di morfismi**. La composizione di $f : b \rightarrow c$ con $g : a \rightarrow b$ si indica con $f \circ g : a \rightarrow c$

la composizione deve soddisfare i seguenti assiomi:

(*associatività*): se $f : a \rightarrow b$, $g : b \rightarrow c$ e $h : c \rightarrow d$, allora $h \circ (g \circ f) = (h \circ g) \circ f$

(*identità*): per ogni oggetto x esiste un morfismo $\text{id}_x : x \rightarrow x$ chiamato **morfismo identità**, tale che per ogni morfismo $f : a \rightarrow x$ vale $\text{id}_x \circ f = f$ e per ogni morfismo $g : x \rightarrow b$ si ha $g \circ \text{id}_x = g$.

Quindi, ogni oggetto è associato ad un unico morfismo identità. Questo permette di dare una definizione di categoria basata esclusivamente sulla classe dei morfismi: gli **oggetti vengono identificati con i corrispondenti morfismi identità**.

All'interno della teoria delle categorie, una funzione iniettiva $f : B \rightarrow C$ si chiama **monomorfismo**. Visto che non si possono utilizzare gli elementi per definire l'iniettività, un monomorfismo è descritto come una funzione f tale che:

$$\forall A, \forall h, k : A \rightarrow B, \quad h \circ f = k \circ f \implies h = k$$

(se le funzioni h e k sono identiche ogni volta che vengono composte con f , significa che non ci sono valori in f che sono assunti da più di un elemento di B)

Def. 7: Algebre con la stessa segnatura

Due algebre (A, Γ_A) e (B, Γ_B) hanno la stessa segnatura se, sostituendo A con B in tutte le $\gamma_i \in \Gamma_A$, si ottiene Γ_B .

(La segnatura di un'algebra è data dalle segnature delle sue operazioni).

Def. 8: Omomorfismo

Date due algebre con la stessa segnatura (A, Γ) e $(B, \Delta = \{\delta_1, \dots, \delta_k\})$, un omomorfismo è una funzione $f : A \rightarrow B$ tale che:

$$\forall i \quad f(\gamma_i(a_1, \dots, a_k, k_1, \dots, k_m)) = \delta_i(f(a_1), \dots, f(a_k), k_1, \dots, k_m)$$

(con k_1, \dots, k_m parametri esterni)

(definizione algebrica: $\forall a, b \in A$, date \circ operazione di A e \bullet operazione di B , si ha $f(a \circ b) = f(a) \bullet f(b)$)

un omomorfismo “rispetta le operazioni”

- nota: la composizione di due omomorfismi è a sua volta un omomorfismo

Def. 9: Isomorfismo

Un isomorfismo è un omomorfismo biiettivo.

(Due algebre sono isomorfe (\cong) quando esiste un isomorfismo tra loro)

Thm. 2: Omomorfismo tra algebre con stessa segnatura

Sia A un'algebra induttiva. Per ogni algebra B (non necessariamente induttiva) con la stessa segnatura, esiste un **unico omomorfismo** $A \rightarrow B$.

Thm. 3: Lemma di Lambek

Due algebre induttive A e B con la **stessa segnatura** sono necessariamente **isomorfe**.

proof

- Siccome A è un'algebra induttiva, $\exists!$ omomorfismo $f : A \rightarrow B$.
- Allo stesso modo, $\exists!$ omomorfismo $g : B \rightarrow A$.
- Componendo i due omomorfismi, si ottiene un omomorfismo $g \circ f$ con segnatura $A \rightarrow A$.
- Sappiamo che per ogni algebra esiste l'omomorfismo “identità”.
- Sappiamo anche, per il teorema sopra, che esiste un unico omomorfismo $A \rightarrow A$.

Ne segue necessariamente che $g \circ f = \text{Id}_A$. (lo stesso discorso si applica a $f \circ g = \text{Id}_B$)

- $g \circ f = \text{Id} \iff g = f^{-1}$, quindi g e f sono funzioni invertibili (= biettive) $\implies g, f$ sono isomorfismi $\implies A \cong B$

2.1. Linguaggi

Definiamo un **linguaggio** L come insieme di stringhe.

Per descrivere la sintassi di linguaggi formali (la grammatica), usiamo la BNF (Backus-Naur Form), con questa sintassi:

$$\langle \text{simbolo} \rangle ::= _ \text{espressione} _$$

Esempio: prendiamo come esempio questa grammatica:

$$M, N ::= 5 \mid 7 \mid M + N \mid M * N$$

Le espressioni che seguono questa grammatica, sono del tipo:

- “5” o “7”
- un’espressione $M + N$ o $M * N$, in cui M e N rispettano a loro volta la grammatica

Introduciamo una funzione $eval : L \rightarrow \mathbb{N}$, che valuta le espressioni del linguaggio:

- $eval(5) = 5$
- $eval(7) = 7$
- $eval(M + N) = eval(M) + eval(N)$
- $eval(M * N) = eval(M) * eval(N)$

Possiamo notare subito che $(L, eval)$ non è un’algebra induttiva. Infatti, una stringa come “ $5 + 7 * 5$ ” potrebbe essere stata generata in due modi diversi: $(5 + 7) * 5$ e $5 + (7 * 5)$.

Possiamo però stipulare che sia induttiva. Ci basta infatti considerare $+$, $*$, 5 e 7 come costruttori dell’algebra. In questo modo, $(5 + 7) * 5$ risulta essere un oggetto diverso da $5 + (7 * 5)$. È quindi possibile dimostrare che $(L, 5, 7, +, *)$ è un’algebra induttiva.

2.2. Exp

Def. 10: Linguaggio Exp

Introduciamo il linguaggio *Exp*, con grammatica:

$$M, N ::= k \mid x \mid M + N \mid \text{let } x = M \text{ in } N$$

dove:

- $k \in Val = \{0, 1, \dots\}$ è una costante
- $x \in Var$ è una variabile
- $M + N : Exp \times Exp \rightarrow Exp$ è la somma tra due espressioni
- $let : Var \times Exp \times Exp \rightarrow Exp$ assegna alla variabile x il valore M all'interno di N

esempi:

- $let\ x = 3\ in\ x + x + 2$ viene valutata come 8
- $let\ x = 3\ in\ 12$ viene valutata come 12

Questo linguaggio causa però facilmente ambiguità. Per esempio, come valutiamo un'espressione come $let\ x = 3\ in\ let\ y = x\ in\ let\ x = 5\ in\ y$?

Per esplicitare la struttura del termine, è necessario legare le occorrenze delle variabili alle dichiarazioni.

Def. 11: Variabili libere, legate, scope

Si dice che un'occorrenza di una variabile x è **libera** in un termine t quando non compare nel corpo di N nessun sottotermino di t nella forma $let\ x = M\ in\ N$ (quindi, quando non le viene assegnato un valore).

Ogni occorrenza libera di x in un termine N si dice **legata** (bound) alla dichiarazione di x nel termine $let\ x = M\ in\ N$.

Lo scope di una dichiarazione è l'insieme delle occorrenze libere di x in N .

Lo **scope di una variabile** è la porzione di programma all'interno della quale una variabile può essere riferita.

Introduciamo una funzione $free : Exp \rightarrow \mathcal{P}(Var)$, che restituisce l'insieme delle variabili libere di un'espressione:

$$\begin{aligned} free(k) &= \emptyset \\ free(x) &= \{x\} \\ free(M + N) &= free(M) \cup free(N) \\ free(let\ x = M\ in\ N) &= free(M) \cup (free(N) - \{x\}) \end{aligned}$$

(eliminiamo la x , dalle variabili libere in N perché viene dichiarata dal $let\ x$, ma non la eliminiamo da M perché potrebbe comparire al suo interno come variabile libera, e M non fa parte dello scope di $let\ x$ (esempio: in $let\ x = x\ in\ x$, la x è libera perché compare libera in $= x$))

esempio: $free(let\ x = 7\ in\ x + y) = \{y\}$

2.2.1. Semantica operativa

Vogliamo introdurre nel linguaggio Exp il concetto di “quanto fa?” (valutazione di un'espressione).

Per farlo, abbiamo bisogno di definire un ambiente all'interno del quale valutare le espressioni (stile operativo, “structural operational semantics”).

Def. 12: Ambienti

Un **ambiente** è una funzione parziale (funzione non necessariamente definita su tutti gli elementi del

dominio) con dominio finito che associa dei valori ad un insieme finito di variabili.

$$E : Var \xrightarrow{fin} Val$$

Scriviamo gli ambienti come insiemi di coppie. Per esempio, l'ambiente E in cui z vale 3 e y vale 9 è indicato con $\{(z, 3), (y, 9)\}$.

Notiamo che, essendo E una funzione parziale, il dominio $dom(E)$ è un sottoinsieme finito di Var .

Def. 13: Insieme di ambienti

Env è definito come l'insieme degli ambienti di Exp .

Gli ambienti si possono **concatenare** in questo modo:

$$(E_1 E_2)(x) = \begin{cases} E_2(x) & \text{se } x \in dom(E_2) \\ E_1(x) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Per esempio, $\{(z, 3), (y, 9)\}\{(z, 4)\}(z) = 4$ e $\{(z, 3), (y, 9)\}\{(z, 4)\}(x)$ è indefinito.

Def. 14: Semantica operativa di Exp

La **semantica operativa** di Exp è una relazione

$$\rightsquigarrow \subseteq Exp \times Env \times Val$$

in cui $(M, E, v) \in \rightsquigarrow \iff$ il programma M , nell'ambiente E , produce il valore v .

Un'asserzione di appartenenza $(M, E, v) \in \rightsquigarrow$ viene chiamata *giudizio operativo*, e si scrive

$$E \vdash M \rightsquigarrow v$$

Questa relazione è definita dalle seguenti **regole**:

$$E \vdash k \rightsquigarrow k \quad [const]$$

(in ogni ambiente E , una costante k vale k)

$$E \vdash x \rightsquigarrow v \quad \text{se } v = E(x) \quad [var]$$

(una variabile x vale v se la funzione ambiente $E(x)$ le associa il valore v)

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow v \quad E \vdash N \rightsquigarrow w}{E \vdash M + N \rightsquigarrow v + w} \quad [plus]$$

(se nello stesso ambiente M vale v e N vale w , $M + N$ varrà $v + w$)

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow v_1 \quad E\{(x, v_1)\} \vdash N \rightsquigarrow v_2}{E \vdash \text{let } x = M \text{ in } N \rightsquigarrow v_2} \quad [let]$$

(essenzialmente, per valutare una *let*, si:

- valuta M ($E \vdash M \rightsquigarrow v_1$)
- si “associa” il risultato v_1 a x , concatenando (x, v_1) all'ambiente
- e si valuta N nel nuovo ambiente)

Notiamo che si utilizza la relazione \rightsquigarrow e non una funzione $Exp \times Env \rightarrow Val$, perché si potrebbe avere più di un risultato (per esempio nel caso del multithreading, in cui un diverso ordine di esecuzione di un programma dà output diversi), o anche nessun risultato (per esempio nel caso in cui in Exp compare una variabile x , che però Env non definisce), entrambi casi non accettati dalla definizione di funzione.

precedenza

Introduciamo un concetto di “precedenza” nella valutazione di un’espressione potenzialmente ambigua; un’espressione del tipo:

$$\text{let } x = 3 \text{ in let } x = \text{let } y = 2 \text{ in } x + y \text{ in } x + 7 + x$$

in assenza di parentesi, va valutata “partendo dall’interno”.

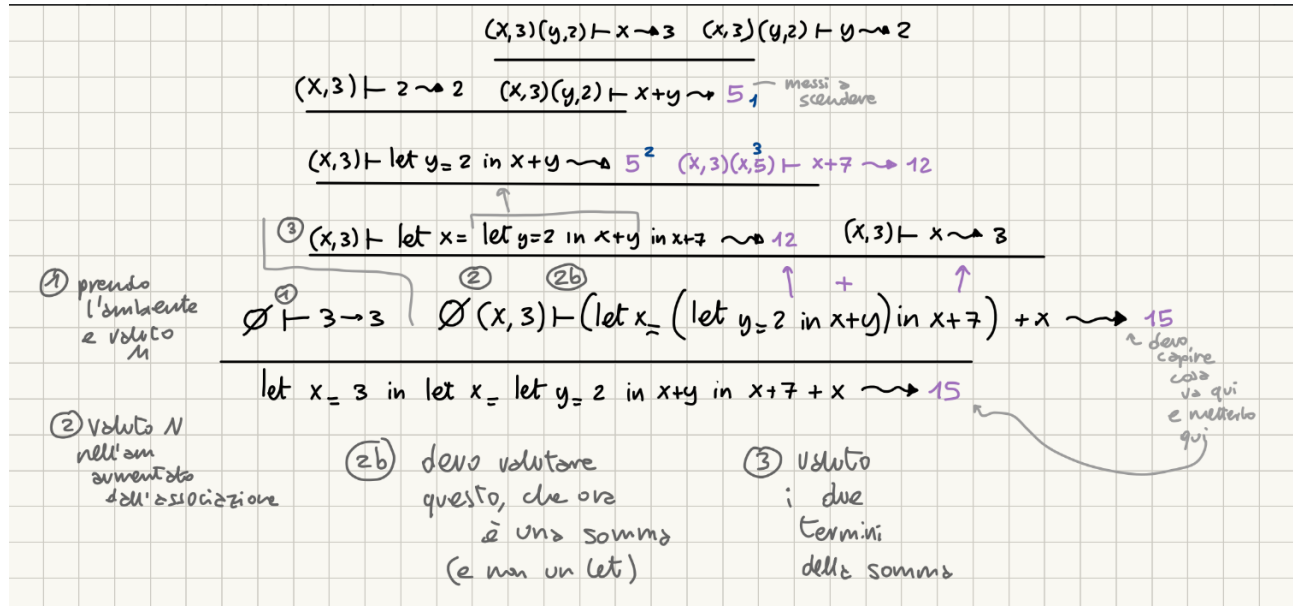
Corrisponde quindi a

$$\text{let } x = 3 \text{ in } [\text{let } x = (\text{let } y = 2 \text{ in } x + y) \text{ in } x + 7] + x$$

E si ha quindi che:

- la x in $x + y$ e quella finale $(+x)$ sono quelle valutate dal let iniziale
- il valore della x in $x + 7$ è invece dato dal risultato di $\text{let } x = (\text{let } y = 2 \text{ in } x + y)$

Facciamo un esempio di valutazione di un’espressione:



(copierò appena ho tempo...)

2.3. Valutazioni Eager e Lazy

La valutazione utilizzata fino a questo momento viene definita **eager**, in quanto valuta N immediatamente (anche nel caso in cui non servisse veramente valutarlo).

Se infatti consideriamo un caso del tipo $let = [espressione\ lunghissima]\ in\ 7$, notiamo immediatamente che la valutazione di N non è necessaria, in quanto l'espressione farà, in ogni caso, 7.

Introduciamo quindi un approccio **lazy**, che consiste nel valutare un termine solo quando (e se) ce n'è veramente bisogno.

La valutazione di N in un termine del tipo $let\ x = N\ in\ M$ viene rimandata, quindi, al momento in cui ad M (eventualmente) servirà il suo valore.

Def. 15: Regole della semantica lazy di Exp

- I termini non valutati subito vengono conservati in un “ambiente pigro” - estendiamo quindi Env in questo modo:

$$Env = Var \xrightarrow{fin} Exp$$

(gli ambienti contengono ora anche i termini non valutati, quindi non possiamo avere come codominio Val)

- la nuova regola per le variabili è:

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow v}{E \vdash x \rightsquigarrow v} \text{ se } E(x) = M$$

- la nuova regola per il let è:

$$\frac{E(x, M) \vdash N \rightsquigarrow v}{E \vdash let\ x = M\ in\ N \rightsquigarrow v}$$

Notiamo che però non sempre l'approccio lazy è più veloce: per esempio, per l'espressione $let\ x = N\ in\ (x + x + x)$, N viene calcolata 3 volte con l'approccio lazy e una sola con quello eager.

Mettiamo i due approcci a confronto sull'espressione

$$let\ x = 2\ in\ let\ y = x\ in\ let\ x = 7\ in\ y \rightsquigarrow 3$$

- **approccio eager:**

$$\frac{\frac{(x, 2) \vdash x \rightsquigarrow 2 \quad (x, 2) \vdash 1 \rightsquigarrow 1}{(x, 2) \vdash x + 1 \rightsquigarrow 3} \quad \frac{(x, 2)(y, 3) \vdash 7 \rightsquigarrow 7 \quad (x, 2)(y, 3)(x, 7) \vdash y \rightsquigarrow 3}{(x, 2)(y, 3) \vdash let\ x = 7\ in\ y \rightsquigarrow 3}}{(x, 2) \vdash let\ y = x + 1\ in\ let\ x = 7\ in\ y \rightsquigarrow 3} \\ \emptyset \vdash let\ x = 2\ in\ let\ y = x + 1\ in\ let\ x = 7\ in\ y \rightsquigarrow 3$$

- **approccio lazy:**

$$\frac{\frac{(x, 2)(y, x + 1)(x, 7) \vdash 7 \rightsquigarrow 7}{(x, 2)(y, x + 1)(x, 7) \vdash x \rightsquigarrow 7} \quad (x, 2)(y, x + 1)(x, 7) \vdash 1 \rightsquigarrow 1}{(x, 2)(y, x + 1)(x, 7) \vdash x + 1 \rightsquigarrow 8} \\ \frac{(x, 2)(y, x + 1)(x, 7) \vdash x + 1 \rightsquigarrow 8}{(x, 2)(y, x + 1)(x, 7) \vdash y \rightsquigarrow 8} \\ \frac{(x, 2)(y, x + 1)(x, 7) \vdash y \rightsquigarrow 8}{(x, 2)(y, x + 1) \vdash let\ x = 7\ in\ y \rightsquigarrow 8} \\ \frac{(x, 2) \vdash let\ y = x + 1\ in\ let\ x = 7\ in\ y \rightsquigarrow 8}{\emptyset \vdash let\ x = 2\ in\ let\ y = x + 1\ in\ let\ x = 7\ in\ y \rightsquigarrow 8}$$

Notiamo che i due approcci ci danno risultati diversi.

Ciò è causato non dall'approccio valutativo, bensì dallo **scoping** utilizzato. Abbiamo infatti utilizzato quello che viene definito “scoping dinamico”, il che ha causato problemi perché, in Exp , lazy dinamico e eager non sono equivalenti.

2.4. Scoping

Def. 16: Scoping

Lo **scoping** di un linguaggio è l'insieme di regole che determinano la visibilità di una variabile all'interno di un programma (ossia che consentono di associare una variabile a ciascun riferimento (= uso della variabile mediante un identificatore)).

Def. 17: Scoping statico

Quando si usa lo **scoping statico**, i riferimenti ad una variabile sono risolti in base alla **struttura sintattica** del programma (tipicamente in base ad una dichiarazione).

Ovvero, durante la valutazione viene utilizzato l'**ambiente definito a tempo di interpretazione** (e non di valutazione).

Def. 18: Scoping dinamico

Quando si usa lo **scoping dinamico**, i riferimenti ad una variabile sono risolti in base allo **stato di esecuzione** del programma (per esempio, una dichiarazione estende il suo effetto fino a che non si incontra un'altra dichiarazione di variabile con lo stesso nome).

Quindi, durante la valutazione viene utilizzato l'**ambiente definito a tempo di valutazione** stesso.

Dobbiamo quindi mantenere, oltre alle espressioni rimaste da valutare, anche gli ambienti in cui valutarle.

Per farlo, estendiamo nuovamente Env in questo modo:

$$Env_{LS} = Var \xrightarrow{fin} (Exp \times Env_{LS})$$

Def. 19: Regole della semantica lazy statica di Exp

- I termini non valutati subito vengono conservati in un “ambiente pigro” - estendiamo quindi Env in questo modo:

$$Env = Var \xrightarrow{fin} Exp$$

(gli ambienti contengono ora anche i termini non valutati, quindi non possiamo avere come codominio Val)

- la nuova regola per le variabili è:

$$\frac{E' \vdash M \rightsquigarrow v}{E \vdash x \rightsquigarrow v} \text{ se } E(x) = (M, E')$$

- la nuova regola per il *let* è:

$$\frac{E(x, M, E) \vdash N \rightsquigarrow v}{E \vdash \text{let } x = M \text{ in } N \rightsquigarrow v}$$

Valutiamo la stessa espressione anche con questo approccio:

$$\begin{array}{c}
\frac{(x, 2, \emptyset) \vdash x \rightsquigarrow 2 \quad (x, 2, \emptyset) \vdash 1 \rightsquigarrow 1}{(x, 2, \emptyset) \vdash x + 1 \rightsquigarrow 3} \\
\frac{E(x, 7, E) \vdash y \rightsquigarrow 3}{(x, 2, \emptyset)(y, x + 1, (x, 2, \emptyset)) \vdash \text{let } x = 7 \text{ in } y \rightsquigarrow 3} \\
\frac{(x, 2, \emptyset) \vdash \text{let } y = x + 1 \text{ in let } x = 7 \text{ in } y \rightsquigarrow 3}{\emptyset \vdash \text{let } x = 2 \text{ in let } y = x + 1 \text{ in let } x = 7 \text{ in } y \rightsquigarrow 3}
\end{array}$$

In *Exp* non c'è, invece, differenza tra eager statico e eager dinamico.

Essenzialmente, in *Exp*:

	statico	dinamico
lazy	equiv	non equiv
eager	equiv (e uguali tra loro)	

“commutatività” in *Exp*

In *Exp*, si ha:

$$\text{let } x = (\text{let } y = M \text{ in } N) \text{ in } L \not\equiv \text{let } y = M \text{ in let } x = N \text{ in } L$$

- nella prima espressione, y è definita solo all'interno di N
- nella seconda, è definita prima, ed è quindi visibile anche in L
- quindi, le due espressioni sono equivalenti solo se y non compare libera (non ri-definita) in L

2.4.1. Riassunto delle regole in *Exp*

eager

$$\begin{array}{c}
E \vdash k \rightsquigarrow k \quad [const] \\
\\
E \vdash x \rightsquigarrow v \quad \text{se } v = E(x) \quad [var] \\
\\
\frac{E \vdash M \rightsquigarrow v \quad E \vdash N \rightsquigarrow w}{E \vdash M + N \rightsquigarrow v + w} \quad [plus] \\
\\
\frac{E \vdash M \rightsquigarrow v_1 \quad E\{(x, v_1)\} \vdash N \rightsquigarrow v_2}{E \vdash \text{let } x = M \text{ in } N \rightsquigarrow v_2} \quad [let]
\end{array}$$

lazy statico

$$\begin{array}{c}
\frac{E' \vdash M \rightsquigarrow v}{E \vdash x \rightsquigarrow v} \quad \text{se } E(x) = (M, E') \quad [var] \\
\\
\frac{E(x, M, E) \vdash N \rightsquigarrow v}{E \vdash \text{let } x = M \text{ in } N \rightsquigarrow v} \quad [let]
\end{array}$$

(lazy dinamico)

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow v}{E \vdash x \rightsquigarrow v} \text{ se } E(x) = M \quad [var]$$

$$\frac{E(x, M) \vdash N \rightsquigarrow v}{E \vdash \text{let } x = M \text{ in } N \rightsquigarrow v} \quad [let]$$

esercizi

2.5. Fun

Introduciamo un nuovo linguaggio, *Fun*, che estende *Exp* con la nozione di **funzione**.

Def. 20: *Fun*

La grammatica di *Fun* è:

$$M, N ::= k \mid x \mid M + N \mid \text{let } x = M \text{ in } N \mid \text{fn } x \Rightarrow M \mid MN$$

dove:

- le regole presenti in *Exp* (1-4) rimangono invariate, con gli appropriati cambi di dominio (es. $\text{let} : \text{Var} \times \text{Fun} \times \text{Fun} \rightarrow \text{Fun}$)
- $\text{fn} : \text{Var} \times \text{Fun} \rightarrow \text{Fun}$ è una **funzione** (anonima) con parametro x
 - una funzione $\text{fn } x \Rightarrow M$ si può rappresentare in maniera alternativa attraverso la sua **chiusura**, $(x, M) \in \text{Var} \times \text{Fun}$
- $\cdot : \text{Fun} \times \text{Fun} \rightarrow \text{Fun}$ è l'**applicazione di funzioni**
 - il termine sinistro (che, perché l'espressione abbia semanticamente senso, deve necessariamente essere una funzione) viene applicato al termine destro (quindi $MN = M(N)$)
- l'insieme *Val* non coincide più con quello delle costanti, ma corrisponde a $\text{Var} \cup (\text{Var} \times \text{Fun})$ (variabili \cup chiusure)

Quindi, per esempio:

- $(\text{fn } x \Rightarrow x + 1) 5 = 6$ (la funzione $x + 1$ è applicata all'argomento 6)
- $(\text{fn } x \Rightarrow x 5)(\text{fn } y \Rightarrow y + 1) = 6$
 - la funzione prende in input una funzione (in questo caso “successore”), e la applica a 5
- $(\text{fn } x \Rightarrow (\text{fn } y \Rightarrow y x)) 3 (\text{fn } z \Rightarrow z + 1) = 4$
 - è una funzione che, presa in input un'altra funzione, la applica ad x - le passiamo la funzione “successore”, che, applicata a 3, dà 4.
- un'applicazione del tipo $\text{fn } x \Rightarrow x 10$ “non ha semantica” (non è valutabile), in quanto 10 non è una funzione e non si può applicare a x

precedenza di *apply*

la precedenza nell'applicazione è a sinistra

$$MNL \equiv (MN)L$$

Def. 21: **Semantica eager dinamica di *Fun***

[*fn* dinamico eager]

$$E \vdash \text{fn } x \Rightarrow M \rightsquigarrow (x, M)$$

[*apply* dinamico eager]

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow (x, M') \quad E \vdash N \rightsquigarrow v \quad E(x, v) \vdash M' \rightsquigarrow v'}{E \vdash MN \rightsquigarrow v'}$$

Esempio:

esempio

Def. 22: **Semantica eager statica di Fun**

[fn statico eager]

$$E \vdash fn\ x \Longrightarrow M \rightsquigarrow (x, M, E)$$

[apply statico eager]

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow (x, M', E') \quad E \vdash N \rightsquigarrow v \quad E'(x, v) \vdash M' \rightsquigarrow v'}{E \vdash MN \rightsquigarrow v'}$$

Lemma 1: **Eager dinamico e statico in Fun** (Al contrario di Exp), si ha che:

$$Fun\ \text{eager dinamico} \neq Fun\ \text{eager statico}$$

Def. 23: **Semantica lazy dinamica di Fun**

[fn lazy statico]

$$E \vdash fn\ x \Longrightarrow M \rightsquigarrow (x, M)$$

[apply lazy statico]

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow (x, M') \quad E(x, N) \vdash M' \rightsquigarrow v}{E \vdash M\ N \rightsquigarrow v}$$

Def. 24: **Semantica lazy statica di Fun**

[fn lazy statico]

$$E \vdash fn\ x \Longrightarrow M \rightsquigarrow (x, (M, E))$$

[apply lazy statico]

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow (x, M', E') \quad E'(x, (N, E)) \vdash M' \rightsquigarrow v}{E \vdash M\ N \rightsquigarrow v}$$

Introduciamo un termine interessante - $(fn\ x \Longrightarrow xx)(fn\ x \Longrightarrow xx)$ - e tentiamo di valutarlo con un approccio eager (dinamico)

$$\frac{\frac{\frac{(x, (x, xx)) \vdash x \rightsquigarrow (x, xx) \quad (x, (x, xx)) \vdash x \rightsquigarrow (x, xx)}{(x, (x, xx)) \vdash xx \rightsquigarrow} \quad \emptyset \vdash fn\ x \Longrightarrow xx \rightsquigarrow (x, xx)}{\emptyset \vdash (fn\ x \Longrightarrow xx)(fn\ x \Longrightarrow xx)}}$$

Notiamo che il termine va in loop - infatti, si ha che, per valutare $(x, (x, xx)) \vdash xx$, bisogna prima valutare $(x, (x, xx)) \vdash xx$ (se stesso).

Termine ω

Chiamiamo ω il termine appena introdotto:

$$\omega = (fn\ x \implies xx)(fn\ x \implies xx)$$

Qui emerge una grande differenza tra valutazione eager e lazy: con un approccio eager, un'espressione del tipo $let\ x = \omega\ in\ 7$ va in loop, mentre con una valutazione lazy viene valutata correttamente.

Def. 25: Curryficazione

La **curryficazione** (o “applicazione parziale”) è la tecnica che consiste nel tradurre una funzione che accetta più argomenti in una sequenza di famiglie di funzioni, ciascuna delle quali accetta un singolo argomento.

Partendo da una funzione $f : (X \times Y) \rightarrow Z$ che prende due argomenti, la sua curryficazione tratta il primo argomento come un parametro, e crea una famiglia di funzioni $f_x : Y \rightarrow Z$ tale che, per ogni $x \in X$, c'è esattamente una funzione f_x tale che $\forall y \in Y, f_x(y) = f(x, y)$.

$$curry : [(X \times Y) \rightarrow Z] \rightarrow [X \rightarrow (Y \rightarrow Z)]$$

$$f \mapsto h : f(x, y) = h(x)(y)$$

Si trasforma quindi una funzione che prende due argomenti in una funzione ad un argomento che ritorna un'altra funzione t.c. $curry((f))(x)(y) = f(x, y)$.

(Il processo inverso prende il nome di **dec Curryficazione**).

Curryficazione in *Fun*

La curryficazione ci permette di introdurre una notazione contratta del fn :

$$[fn\ xy \implies] \equiv [fn\ x \implies (fn\ y \implies)]$$

Possiamo così introdurre **funzioni a più argomenti** all'interno del linguaggio *Fun*.

Lemma 2: Eager dinamico e statico in *Fun*

(Al contrario di *Exp*), si ha che:

$$Fun\ eager\ dinamico \neq Fun\ eager\ statico$$

ESEMPIO

$$\frac{\frac{Y \quad X \quad \frac{\frac{A \quad B}{Z} \quad C}{F}}{F}}{F}$$

Def. 26: Semantica operativa di *Fun* lazy dinamico

$$[fn\ lazy\ statico]$$

$$E \vdash fn\ x \implies M \rightsquigarrow (x, M)$$

$$[apply\ lazy\ statico]$$

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow (x, M') \quad E(x, N) \vdash M' \rightsquigarrow v}{E \vdash M N \rightsquigarrow v}$$

Def. 27: Semantica operativa di *Fun* lazy statico

[*fn* lazy statico]

$$E \vdash \text{fn } x \implies M \rightsquigarrow (x, (M, E))$$

[*apply* lazy statico]

$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow (x, M', E') \quad E'(x, (N, E)) \vdash M' \rightsquigarrow v}{E \vdash M N \rightsquigarrow v}$$

Def. 28: Curryficazione

La **curryficazione** è la tecnica che consiste nel tradurre una funzione che accetta più argomenti in una sequenza di famiglie di funzioni, ciascuna delle quali accetta un singolo argomento.

Partendo da una funzione $f : (X \times Y) \rightarrow Z$ che prende due argomenti, la sua curryficazione tratta il primo argomento come un parametro, e crea una famiglia di funzioni $f_x : Y \rightarrow Z$ tale che, per ogni $x \in X$, c'è esattamente una funzione f_x tale che $\forall y \in Y, f_x(y) = f(x, y)$.

$$\text{curry} : [(X \times Y) \rightarrow Z] \rightarrow [X \rightarrow (Y \rightarrow Z)]$$

$$f \mapsto h : f(x, y) = h(x)(y)$$

Si trasforma quindi una funzione che prende due argomenti in una funzione ad un argomento che ritorna un'altra funzione t.c. $\text{curry}((f))(x)(y) = f(x, y)$

3.1. Numeri di Church

Tra i diversi modi di rappresentare i numeri naturali, ci interessa presentare quello di Alonzo Church.

Per Church, il cui mondo è fatto di funzioni, un numero naturale n corrisponde all'applicare n volte una funzione x su un argomento y .

Possiamo, per esempio, rappresentare il numero 2 “di Church” in Fun in questo modo:

$$fn\ x\ y \implies x\ (x\ y) \equiv fn\ x \implies fn\ y \implies x\ (x\ y)$$

(ovvero, presa una funzione x e un valore y di partenza, si applica due volte la funzione x (prima al valore stesso “ $(x\ y)$ ”, e poi al risultato di questa applicazione - “ $x(\)$ ”))

Def. 29: Numeri di Church in Fun

Più in generale, indicando con $M^n N$ il termine $M(M(\dots(MN)\dots))$ (in cui si ripete n volte M), un numero c_n di Church si può rappresentare, con la sintassi di Fun , in questo modo:

$$c_n \equiv fn\ x\ y \implies x^n\ y$$

Possiamo rappresentare anche altri concetti essenziali come la funzione “successore”, la somma e il prodotto tramite numeri di Church.

Def. 30: *succ* di Church

La funzione **successore di Church**, seguendo lo stesso ragionamento, dovrà ricevere un numero di Church z in ingresso, e restituire il numero di Church che applica x a y , $z + 1$ volte:

$$succ \equiv fn\ z\ x\ y \implies x\ (z\ x\ y)$$

$$succ \equiv fn\ z \implies fn\ x \implies fn\ y \implies x\ (z\ x\ y)$$

essenzialmente, dato z numero di Church di cui calcolare il successore (che vuole quindi come parametri x funzione e y valore di partenza), si applica una volta in più x .

La funzione si può scrivere anche, equivalentemente, in questo modo:

$$fn\ z\ x\ y \implies z\ x\ (x\ y)$$

“anticipando” essenzialmente il $+1$ (prima si applica x una volta “in più”, e poi le altre z volte)

Facciamo un esempio concreto:

$$\begin{aligned} succ\ c_1 &= fn\ x\ y \Rightarrow x\ (c_1\ x\ y) \\ &= fn\ x\ y \Rightarrow x\ ((fn\ x\ y \Rightarrow xy)\ x\ y) \\ &= fn\ x\ y \Rightarrow x\ (x\ y) \end{aligned}$$

che corrisponde al due di Church !

Def. 31: Dechurchificazione

Perché questo abbia più senso, ci è utile poter ricondurre i numeri di Church all'algebra dei numeri naturali.

Possiamo, con questo scopo, definire una funzione *dechurch* (o “eval”), che, dato un numero di Church c_n , ci restituisce l'intero corrispondente n .

$$dechurch(M) = M\ (fn\ x \Rightarrow x + 1)\ 0$$

Quello che stiamo facendo, essenzialmente, è passare al numero di Church in input la funzione “successore” dei numeri naturali, e il numero 0. Il numero di Church applicherà quindi n volte *succ()* a partire da 0, ritornandoci n .

Facciamo un esempio. Dato $c_2 = fn\ x\ y \Rightarrow x\ (x\ y)$, calcoliamo *dechurch*(c_2) in questo modo:

$$\begin{aligned} dechurch(c_2) &= (fn\ x \Rightarrow fn\ y \Rightarrow x\ (x\ y))\ (fn\ x \Rightarrow x + 1)\ 0 \\ &\text{sostituisco } x : \\ &= (fn\ y \Rightarrow (fn\ x \Rightarrow x + 1)((fn\ x \Rightarrow x + 1)\ y))\ 0 \\ &\text{sostituisco } y : \\ &= (fn\ x \Rightarrow x + 1)((fn\ x \Rightarrow x + 1)\ 0) \\ &\text{applico:} \\ &= (fn\ x \Rightarrow x + 1)(0 + 1) \\ &= (fn\ x \Rightarrow x + 1)\ 1 \\ &= 1 + 1 \\ &= 2 \end{aligned}$$

Thm. 4

Si ha:

$$dechurch(church(M)) \rightsquigarrow k \iff M \rightsquigarrow k$$

Def. 32: Somma di Church

Seguendo lo stesso ragionamento usato per calcolare *succ* di Church, la **somma di Church** tra z e w è quella funzione che applica x w volte a y , e passa il risultato a z , (che la applicherà altre z volte).

$$plus \equiv fn\ z\ w\ x\ y \Rightarrow z\ x\ (w\ x\ y)$$

(passo a z , numero di Church che vuole quindi una funzione e un valore di partenza, come funzione x e come valore di partenza l'applicazione di x a partire da y , w volte)

Def. 33: Prodotto di Church

Allo stesso modo, possiamo calcolare il **prodotto di Church**.

Sappiamo che $u \times v = u + \underbrace{u + u + \dots + u}_{v \text{ volte}}$.

Sappiamo che un numero di Church ha come parametri una funzione e un valore da cui iniziare. Possiamo quindi “definire” una funzione $plus_u$ che somma u al suo input: $fn\ x \Rightarrow (plus\ x\ v)$ (in cui $plus$ è la somma di Church precedentemente definita).

Ora, ci basta fornire al numero v come parametri questa nuova funzione e c_0 come valore di inizio, perché questa, essenzialmente, sommi u v volte a partire da zero.

$$\begin{aligned} times &\equiv fn\ v \Rightarrow fn\ u \Rightarrow v\ (fn\ x \Rightarrow (plus\ x\ u))\ c_0 \\ &\equiv fn\ v\ u \Rightarrow v\ (plus_u)\ c_0 \end{aligned}$$

3.2. Primi cenni di SML

Standard ML (SML) è un linguaggio di programmazione funzionale di alto livello, appartenente alla famiglia di linguaggi *ML* (*Meta Language*). È stato standardizzato negli anni '90 e si distingue per il suo forte sistema di tipi statico con inferenza automatica. Il linguaggio discende direttamente da *ML*, sviluppato da Robin Milner nel 1973 come linguaggio di metaprogrammazione per dimostrazioni automatiche.

L'SML di cui tratta questo corso è SML/NJ, lo Standard ML of New Jersey.

Def. 34: Sintassi base di SML/NJ

Definiamo i costrutti base del linguaggio *Fun* in SML.

- definizione di una variabile:

```
val x = 10;
val y = 10 + x;
```

- *let*

```
val x = let val a = 3 in a + 5 end;
```

- *fn*

```
val succ = fn x => x+1;
fun succ x = x+1;
```

- *apply*

```
val due = succ 1;
val tre = succ (succ 1);
```

in SML, la precedenza nell'applicazione è a sinistra: $x\ x\ y \equiv (x\ x)\ y$

Possiamo ora definire i numeri di Church e le loro operazioni.

numeri di Church:

```

val zero = fn x => fn y => y;
fun zero x y = y;

val uno = fn f => fn x => f x;
fun uno x y = x y;

val due = fn f => fn x => f (f x);
fun due x y = x (x y);

```

Operazioni:

```

val succ = fn w => (fn x => fn y => x(w x y));

val plus = fn u => fn v => (u succ v);
val plus u v x y = v x(u x y);

val times = fn u => fn v => (u (fn z => (plus z v)) zero);

```

3.3. Ricorsione nel paradigma funzionale: combinatore di punto fisso**Def. 35: Punto fisso di una funzione**

Un punto fisso per una funzione $f : A \rightarrow A$ (endofunzione) è un elemento $x \in A$ t.c. $f(x) = x$.

Esempio 1: In un anello $(A, +, \cdot)$, l'elemento neutro della somma 0_A è un punto fisso per l'operazione di opposto (l'opposto dell'elemento neutro è se stesso).

Esempio 2: data la funzione F definita in questo modo:

$F\ f \equiv \text{if } (n>0) \text{ then } 1 \text{ else } n*f(n-1)$

(funzione che prende in input un'altra funzione g e ritorna la funzione $\text{if } (n>0) \text{ then } 1 \text{ else } n*g(n-1)$)
 (quindi, se le passiamo in input la funzione "72", abbiamo " $F\ 72 \equiv \text{if } (n>0) \text{ then } 1 \text{ else } n*72(n-1)$ ")

Qual è il suo punto fisso? Notiamo che è la funzione fattoriale.

Infatti, $F\ \text{fact} \equiv \text{if } (n>0) \text{ then } 1 \text{ else } n*\text{fact}(n-1) \equiv \text{fact}$ stessa!

Def. 36: Combinatore di punto fisso Y

("combinatore paradossale Y " di Haskell Curry)

Definiamo come **combinatore di punto fisso** una funzione che, data una funzione F , trova il suo punto fisso YF .

Quindi una funzione per cui si ha che $F(YF) = F$.

Nel *lambda calcolo*,

$$Y \equiv \lambda F. F \implies [(\lambda x. F(x)) (\lambda x. F(x))]$$

Applichiamo Y ad una funzione F :

$$\begin{aligned}
 YF &\equiv ((fn\ x \Rightarrow F(xx))(Fn\ x \Rightarrow F(xx)))F \\
 &\quad \text{sostituiamo il parametro } F \\
 &\xrightarrow{\beta} (fn\ x \Rightarrow F(xx))(fn\ x \Rightarrow F(xx)) \\
 &\quad \text{(notiamo che abbiamo ottenuto nuovamente } YF) \\
 &\quad \text{sostituiamo il parametro } (fn\ x \Rightarrow F(xx)) \\
 &\xrightarrow{\beta} F((fn\ x \Rightarrow F(xx))(fn\ x \Rightarrow F(xx))) \\
 &\equiv F(YF)
 \end{aligned}$$

Otteniamo quindi che $YF \equiv F(YF)$.

Possiamo continuare all'infinito: $YF = F(YF) = F(F(YF)) = \dots$: abbiamo introdotto la **ricorsione** nel lambda calcolo.

Thm. 5: Ricorsione nel lambda calcolo

Grazie al combinatore di punto fisso Y , possiamo ottenere la ricorsione nel lambda calcolo. Infatti, data una funzione F , l'espressione YF applica F ricorsivamente.

Paradigma imperativo

Ci è utile conoscere la differenza tra **call by reference** e **call by value**:

- **call by reference**: viene passato alla funzione un riferimento (l'indirizzo) alla variabile originale; qualsiasi modifica interna modifica direttamente il valore originale.
- **call by value**: viene passata alla funzione una copia del valore della variabile; qualsiasi modifica interna è fatta solo sulla copia e non influisce sul valore originale.

4.1. *Imp*: un semplice linguaggio imperativo

Def. 37: **Grammatica del linguaggio *Imp***

$$\begin{aligned}
 k &::= 0 \mid 1 \mid \dots \mid \text{true} \mid \text{false} \\
 M, N &::= k \mid x \mid M + N \mid M < N \\
 p, q &::= \text{skip} \mid p; q \mid \text{if } M \text{ then } p \text{ else } q \mid \text{while } M \text{ do } p \mid \\
 &\quad \text{var } x = M \text{ in } p \mid x := M
 \end{aligned}$$

dove:

- $M, N \in \text{Exp}$
- $p, q \in \text{Imp}$
- *skip* è il **programma che non fa niente**
- $p; q$ indica che verrà eseguito prima p , e poi q
- *if – then – else* esegue p se l'espressione M è vera e q altrimenti
- *while* esegue p finché M è vera
- *var* rappresenta l'**inizializzazione** di una nuova variabile all'interno di p (variabile locale in p)
- $:=$ rappresenta l'**assegnamento** di un valore ad una variabile già definita

Introduciamo il concetto di **locazioni** per prepararci al linguaggio *All*. Le locazioni, definite dall'insieme *Loc*, sono le locazioni di memoria, ovvero gli indirizzi dove si trovano i valori (essenzialmente come i puntatori).

Domini semantici

Definiamo Env , l'insieme degli ambienti, in questo modo:

$$Env = Var \xrightarrow{fin} Loc$$

(un ambiente associa alle variabili, invece dei valori, le loro locazioni di memoria)

Introduciamo anche un insieme $Store$ delle memorie:

$$Store = Loc \xrightarrow{fin} Val$$

che “estrae” i valori dalle loro locazioni di memoria.

Allo stesso modo in cui si possono concatenare ambienti, si possono concatenare anche memorie:

$$(S_1 S_2)(x) = \begin{cases} S_2(x) & \text{se } x \in \text{dom}(S_2) \\ S_1(x) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Def. 38: Semantiche operazionali

Imp definisce due relazioni di valutazione:

- una per le **espressioni** M (che producono valori senza avere side-effects):

$$\xrightarrow{M} \subseteq Env \times Exp \times Store \times Val$$

$$E \vdash M, S \xrightarrow{M} v$$

- e una per i **programmi** p (che non producono valori ma cambiano la memoria)

$$\xrightarrow{p} \subseteq Env \times Imp \times Store \times Store$$

$$E \vdash p, S \xrightarrow{p} S'$$

(ometteremo gli indici M e p perché deducibili dal contesto)

- Costante:

$$E \vdash k, S \rightsquigarrow k$$

- Variabile:

$$E \vdash x, S \rightsquigarrow v \quad (\text{se } E(x) = l \text{ ed } S(l) = v)$$

- Somma:

$$(\text{se } v_1 + v_2 = v) \frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow v_1 \quad E \vdash N, S \rightsquigarrow v_2}{E \vdash M + N, S \rightsquigarrow v}$$

- Minore (vero):

$$(\text{se } v_1 < v_2) \frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow v_1 \quad E \vdash N, S \rightsquigarrow v_2}{E \vdash M < N, S \rightsquigarrow \text{true}}$$

- Minore (falso):

$$(\text{se } v_1 \geq v_2) \quad \frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow v_1 \quad E \vdash N, S \rightsquigarrow v_2}{E \vdash M < N, S \rightsquigarrow \text{false}}$$

- Skip:

$$E \vdash \text{skip}, S \rightsquigarrow S$$

- Sequenza:

$$\frac{E \vdash p, S \rightsquigarrow S' \quad E \vdash q, S' \rightsquigarrow S''}{E \vdash p; q, S \rightsquigarrow S''}$$

- If (condizione vera):

$$\frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow \text{true} \quad E \vdash p, S \rightsquigarrow S'}{E \vdash \text{if } M \text{ then } p \text{ else } q, S \rightsquigarrow S'}$$

- If (condizione falsa):

$$\frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow \text{false} \quad E \vdash q, S \rightsquigarrow S'}{E \vdash \text{if } M \text{ then } p \text{ else } q, S \rightsquigarrow S'}$$

- While (condizione vera):

$$\frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow \text{true} \quad E \vdash p, S \rightsquigarrow S' \quad E \vdash \text{while } M \text{ do } p, S' \rightsquigarrow S''}{E \vdash \text{while } M \text{ do } p, S \rightsquigarrow S''}$$

- While (condizione falsa):

$$\frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow \text{false}}{E \vdash \text{while } M \text{ do } p, S \rightsquigarrow S}$$

- Inizializzazione:

$$(\text{con } l \text{ nuova}) \quad \frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow v \quad E(x, l) \vdash p, S(l, v) \rightsquigarrow S'}{E \vdash \text{var } x := M \text{ in } p, S \rightsquigarrow S'}$$

- Assegnamento:

$$\text{se } l = E(x) \quad \frac{E \vdash M, S \rightsquigarrow v}{E \vdash x := M, S \rightsquigarrow S(l, v)}$$

Notiamo che questa semantica non fa “garbage collection” !

4.2. All: un linguaggio con procedure

All rappresenta il nucleo di un linguaggio “Algol-like”.

All estende $Exp \in Imp$ con un costrutto sintattico per indicizzare array. Inoltre, distingue tra espressioni “assegnabili” ($L - Exp$, ammesse alla sinistra di un assegnamento), e non.

Def. 39: Grammatica del linguaggio All

$$\begin{aligned}
 k &::= 0 \mid 1 \mid \dots \mid true \mid false \\
 V(\in L - Exp) &::= x \mid x[M] \\
 M, N &::= k \mid V \mid M + N \mid M < N \\
 p, q &::= skip \mid p; q \mid if\ M\ then\ p\ else\ q \mid while\ M\ do\ p \mid \\
 &\quad var\ x = M\ in\ p \mid arr\ x = [M_0, \dots, M_n]\ in\ p \mid V := M \mid \\
 &\quad proc\ y(x)\ is\ p\ in\ q \mid call\ y(M)
 \end{aligned}$$

dove:

- V rappresenta quindi le $L - Exp$
- $M, N \in Exp$
- $p, q \in Imp$ (programmi)
- arr dichiara un array x e gli assegna le espressioni M_0, \dots, M_n in p
- $proc$ dichiara una procedura (funzione) y con parametro x in p
- $call$ chiama la procedura y passandole come argomento M

Gli array in All sono associati a sequenze finite e non vuote di locazioni (che indichiamo con Loc^+ (con $+$ “chiusura positiva” della stella di Kleene, ovvero insieme di stringhe di lunghezza finita sull’alfabeto, esclusa la stringa vuota))

Domini semantici

Definiamo Env , l’insieme degli ambienti, in questo modo:

$$Env = Var \xrightarrow{fin} Loc^+ \cup (Var \times All \times Env)$$

(array, variabile, corpo della funzione e ambiente in cui valutarla)

Def. 40: Semantice operazionali

- introduciamo una nuova relazione di valutazione per le **espressioni assegnabili**:

$$\overset{V}{\rightsquigarrow} \subseteq Env \times L - Exp \times Store \times Loc$$

- oltre a quelle (già esistenti) per le **espressioni** M :

$$\overset{M}{\rightsquigarrow} \subseteq Env \times Exp \times Store \times Val$$

$$E \vdash M, S \overset{M}{\rightsquigarrow} v$$

- e per i **programmi** p :

$$\begin{aligned} \xrightarrow{p} &\subseteq Env \times Imp \times Store \times Store \\ E \vdash p, S &\xrightarrow{p} S' \end{aligned}$$

Oltre alle regole già definite in *Imp*, il linguaggio *All* definisce:

- Loc 1:

$$E \vdash x, S \xrightarrow{l} l \quad \text{se } E(x) = l$$

- Loc 2:

$$\frac{E \vdash M, S \xrightarrow{M} m}{E \vdash x[M], S \xrightarrow{l} l_m} \quad (\text{se } E(x) = \langle l_0, \dots, l_n \rangle \text{ e } 0 \leq m \leq n)$$

- Ref:

$$\frac{E \vdash V, S \xrightarrow{l} l}{E \vdash V, S \xrightarrow{v} v} \quad (\text{se } S(l) = v)$$

- Assign:

$$\frac{E \vdash M, S \xrightarrow{M} v \quad E \vdash V, S \xrightarrow{l} l}{E \vdash V := M, S \xrightarrow{p} S(l, v)}$$

- Arr:

$$\frac{E \vdash M_0, S \xrightarrow{v} v_0 \quad \dots \quad E \vdash M_n, S \xrightarrow{v} v_n \quad E(x, \langle l_0, \dots, l_n \rangle) \vdash p, S(l_i, v_i) \xrightarrow{v} S'}{E \vdash \text{arr } x = [M_0, \dots, M_n] \text{ in } p, S \xrightarrow{v} S'} (*)$$

(*) dove l_i è nuova, per $i = 0 \dots n$

- Proc:

$$\frac{E(y, \langle x, p, E \rangle) \vdash q, S \xrightarrow{v} S'}{E \vdash \text{proc } y(x) \text{ is } p \text{ in } q, S \xrightarrow{v} S'}$$

- Call by value:

$$\frac{E \vdash M, S \xrightarrow{M} v \quad E'(x, l) \vdash p, S(l, v) \xrightarrow{v} S'}{E \vdash \text{call } y(M), S \xrightarrow{v} S'} (*)$$

(*) se $E(y) = \langle x, p, E' \rangle$ e l è nuova

5.1. Correttezza nei linguaggi imperativi

5.1.1. Metodo delle invarianti

La correttezza dei programmi viene spesso definita in relazione al contenuto di determinate variabili (per esempio, il contenuto finale di `result` è $x+y$). Questo risulta facile da tracciare se il programma consta di sole assegnazioni, ma più difficile se per esempio contiene loops.

Una possibile soluzione a questo problema è l'utilizzo delle **invarianti**.

Def. 41: Invariante

Un predicato è detto **invariante** per una sequenza di operazioni quando il esso risulta vero prima e dopo l'esecuzione della sequenza.

Una **loop invariant** è un'invariante (quindi una proprietà, un predicato) per cui si può dimostrare che, data per assunta la sua verità prima dell'inizio del loop, essa rimarrà vera al termine di un'iterazione. Se si può dimostrare che è vera prima di entrare nel loop e rimane vera al termine della prima iterazione, si può dedurre che rimarrà vera anche una volta terminato il loop.

(Si tratta di una semplice dimostrazione per induzione: data P invariante, dobbiamo dimostrare $Q(n) = "P \text{ rimane vera dopo } n \text{ iterazioni}"$. $Q(1)$ è il caso base ed è vera per ipotesi; assumiamo per ipotesi induttiva che $Q(n-1)$ valga. Visto che sappiamo che il contenuto di un'iterazione non cambia la verità di P , possiamo dedurre che anche $Q(n)$ valga (e quindi che Q valga $\forall n$))

5.1.1.1. Correttezza della moltiplicazione egizia

Il papiro di Rhind (1650a.C.) descrive l'algoritmo usato dagli antichi egizi per svolgere la moltiplicazione.

L'algoritmo della moltiplicazione egizia tra x e y in questo modo:

- (1) Raddoppio x .
- (2) Se y è pari, lo divido per due; altrimenti, sottraggo uno e lo divido per due.
- (3) Ripeto i passi (1) e (2) fino a ottenere $y = 1$
- (4) Mantengo solo le coppie in cui y è dispari, e sommo tra loro tutti i valori x di quelle coppie.
- (5) Il risultato corrisponderà a $x \times y$.

Proviamo con 45×138 . Moltiplico e divido per due seguendo l'algoritmo:

45		138
90		69
180		34
360		17
720		8
1440		4
2880		2
5760		1

Mantengo solo le coppie con y dispari e sommo le x corrispondenti:

90		69
360		17
5760		1

$$90 + 360 + 5760 = 6210 = 45 \times 138$$

Definiamo l'algoritmo sotto forma di codice Java:

```
public class Aegypt {
    public static void main(String[] args) {
        int a = 45;
        int b = 138;
        int x = a, y = b, res = 0;

        while (y >= 1) {
            if (y % 2 == 0) {
                x = x + x;
                y = y/2;
            }
            else {
                res = res + x;
                y = y - 1;
            }
        }
        System.out.println(a + " times " + b + " is " + res);
    }
}
```

L'invariante di questo programma è:

$$y \geq 0 \ \&\& \ a * b = x * y + res$$

Infatti:

- vale pre-loop:

abbiamo $x=a$, $y=b$, $res=0$, quindi (sostituendo) $a*b = a*b + 0$ (e $y=b=45 \geq 0$)

- vale anche dopo una prima iterazione; abbiamo due casi:

(1) $y \% 2 == 0$ - entro nell'if:

res non cambia, e, se avevo $y \geq 0$ prima, sicuramente anche $y/2 \geq 0$

(2) $y \% 2 != 0$ - non entro nell'if:

- il “caso peggiore” per y è $y = 1$ (ultima iterazione del loop) - anche in quel caso, $y = 1 - 1 = 0$, e la proprietà $y \geq 0$ rimane vera.
- per $a*b = x*y + res$, invece: avendo $y--1$, stiamo moltiplicando x per un valore più piccolo di 1 (quindi stiamo essenzialmente sottraendo una x); questa sottrazione viene però compensata da $res += x$ (quello che viene tolto da $x*y$ viene riaggiunto a res).

Abbiamo quindi che $y \geq 0 \ \&\& \ a*b = x*y + res$ vale prima del loop, e dopo una qualsiasi iterazione del loop. Possiamo quindi concludere che è un’invariante per questo programma !

5.2. Logica di Hoare

(introdotta nel 1969 da C.A.R. Hoare (inventore del quicksort !))

La **logica di Hoare** è un sistema formale che rientra tra le semantiche assiomatiche e permette di valutare la correttezza di programmi utilizzando formalismi matematici.

Def. 42: Semantica della logica di Hoare

$$\begin{aligned}
 M, N &::= k \mid x \mid M + N \\
 A, B &::= true \mid false \mid A \supset B \mid M < N \mid M = N \\
 p, q &::= skip \mid p; q \mid x := M \supset N \mid if \ B \ then \ p \ else \ q \mid while \ B \ do \ p
 \end{aligned}$$

dove:

- M, N sono **espressioni numeriche**
- A, B sono **espressioni booleane**
- p, q sono **programmi**
- introduciamo il simbolo \supset per indicare l'**implicazione logica** \implies (Peano–Russell notation)

(usiamo una versione minimalista delle operazioni booleane - gli altri simboli si possono derivare (per esempio, $\neg A \equiv A \supset false$))

Def. 43: Tripla di Hoare

Siano A e B due espressioni booleane e p un programma.

La tripla:

$$\{A\} p \{B\}$$

significa “se A è soddisfatto prima dell’esecuzione di p , allora B è soddisfatto dopo la terminazione di p , se questa avviene.”

(essenzialmente, se eseguo p in uno “stato” che soddisfa A , ottengo uno “stato” che soddisfa B .)

A viene chiamata *precondizione*, e B *postcondizione*.

- nota bene ! questa interpretazione della tripla di Hoare si chiama **correttezza parziale**: la postcondizione vale infatti **a condizione che p termini**.

Quindi, definiamo come **formula** un'espressione che appartiene alla grammatica:

$$\varphi ::= \{A\} p \{B\}$$

Def. 44: Regole di inferenza generali

- regola del **true**:

$$\frac{}{\{P\} C \{true\}} (true)$$

- regola del **false**:

$$\frac{}{\{false\} C \{P\}} (false)$$

- regola dello **strengthening**, ovvero rafforzamento della precondizione:

$$\frac{P \supset Q \quad \{Q\} C \{R\}}{\{P\} C \{R\}} (str)$$

- regola dello **weakening**, ovvero indebolimento della postcondizione:

$$\frac{\{P\} C \{Q\} \quad Q \supset R}{\{P\} C \{R\}} (weak)$$

- regola dell'**and**:

$$\frac{\{P\} C \{Q_0\} \quad \dots \quad \{P\} C \{Q_n\}}{\{P\} C \{Q_0 \wedge \dots \wedge Q_n\}} (and)$$

- regola dell'**or**:

$$\frac{\{P_0\} C \{Q\} \quad \dots \quad \{P_n\} C \{Q\}}{\{P_0 \vee \dots \vee P_n\} C \{Q\}} (or)$$

Def. 45: Regole di inferenza per i programmi

- regola dello **skip**:

$$\frac{}{\{P\} skip \{P\}} (skip)$$

- regola dell'**assign**:

$$\frac{}{\{[E/x]P\} x := E \{P\}} (assign)$$

- regola dell'**if-then-else**:

$$\frac{\{P \wedge Q\} C_1 \{R\} \quad \{P \wedge \neg Q\} C_2 \{R\}}{\{P\} if Q then C_1 else C_2 \{R\}} (if)$$

- regola del **while**:

$$\frac{\{P \wedge Q\} C \{P\}}{\{P\} while Q do C \{P \wedge \neg Q\}} (while)$$

- regola della **concatenazione**:

$$\frac{\{P\} C_1 \{Q\} \quad \{Q\} C_2 \{R\}}{\{P\} C_1; C_2 \{R\}} (comp)$$

5.2.1. Correttezza della divisione intera

Il seguente programma calcola la divisione intera di $x \div y$.

```
b := x;
a := 0;
while (b >= y) do
  b = b-y;
  a = a+1;
```

(il resto si trova in b)

Vogliamo trovare la **tripla di Hoare** per questo programma, e dimostrare la sua correttezza.

Notiamo che una tripla adatta sarebbe:

$$\{x \geq 0\} p \{ay + b = x \wedge b \geq 0 \wedge b < y\}$$

(Analizziamola:

- il programma va in loop quando $y \leq 0 \leq x$, ma controllare $y \geq 0$ non ci interessa perché ne stiamo dimostrando la *correttezza parziale*. Ci basta quindi $x \geq 0$, per assicurarci che si entri nel *while*.
- $ay + b = x$ indica la corretta esecuzione della divisione
- $b \geq 0$ è necessario, in quanto il resto non può essere negativo (non possiamo dividere una o più volte di troppo)
- $b < y$ ci assicura che la divisione sia finita (che non avremmo potuto dividere una volta in più)

)

Notiamo che anche un programma come

```
a := 0;
b := 0;
y := 1;
x := 0;
```

rispetterebbe la tripla di Hoare (senza però eseguire la divisione intera tra x e y).

Per impedire una situazione come questa dovremmo usare il simbolo $'$ per riferirci, nella postcondizione, ai valori che le variabili avevano ad inizio programma.

La tripla diventerebbe quindi $ay' + b = x' \wedge b \geq 0 \wedge b < y$. (Alternativamente, potremmo far sì che i programmi non possano modificare i valori di input).

In ogni caso, prenderemo come buona la specifica senza apici.

Passiamo ora a dimostrare la correttezza della tripla tramite le regole di inferenza della logica di Hoare.

Dividiamo il programma in sezioni per semplificarne la dimostrazione.

- $b := x;$

Dobbiamo avere $b = x \wedge b \geq 0$ (per la preconditione della tripla di Hoare).

$$\frac{?? \quad b := x \quad \{b = x \wedge b \geq 0\}}{\{x \geq 0\} b := x \{b = x \wedge b \geq 0\}}$$

Qual è la più debole preconditione che, dato $b := x$, ci permette di affermare che sicuramente $\{b = x \wedge b \geq 0\}$ sarà soddisfatta?

La weakest precondition ci viene data dalla regola dell'**assign**, $\{[M/x]A\} x := M \{A\}$. (la preconditione è la postcondizione, in cui si sostituisce x con M)

$$\frac{\{x = x \wedge x \geq 0\} \quad b := x \quad \{b = x \wedge b \geq 0\}}{\{x \geq 0\} b := x \{b = x \wedge b \geq 0\}}$$

Notiamo però che la preconditione della regola dell'assign non corrisponde a quella della tripla di Hoare che stiamo cercando di dimostrare. Ci serve un altro passaggio per determinare la sua correttezza. Usiamo la regola dello **strengthening** per arrivare dalla premessa che vogliamo dimostrare a quella che abbiamo.

$$\frac{(x \geq 0) \supset (x = x \wedge x \geq 0) \quad \{x = x \wedge x \geq 0\} b := x \{b = x \wedge b \geq 0\}}{\{x \geq 0\} b := x \{b = x \wedge b \geq 0\}}$$

Non ci serve dimostrare la correttezza dell'implicazione $(x \geq 0) \supset (x = x \wedge x \geq 0)$, in quanto presumiamo che nella nostra logica le verità dell'aritmetica (come $x = x$) e i teoremi della logica classica (come $a \wedge b \supset a$) siano già dimostrati.

Ci interessa ora continuare la composizione della dimostrazione passando alla prossima sezione del programma, e utilizzando la post-condizione appena dimostrata come pre-condizione.

■ $a := 0$

Usiamo lo stesso ragionamento visto sopra (assign + strengthening).

$$\frac{(b = x \wedge b \geq 0) \supset (0y + b = y \wedge b \geq 0) \quad \{0y + b = x \wedge b \geq 0\} a := 0 \{ay + b = x \wedge b \geq 0\}}{\{b = x \wedge b \geq 0\} a := 0 \{ay + b = x \wedge b \geq 0\}}$$

■ $b := x; a := 0;$

Ora dobbiamo mettere insieme le due dimostrazioni. Visto che la pre-condizione della seconda corrisponde alla post-condizione della prima, possiamo usare la regola della **concatenazione**:

$$\frac{\{x \geq 0\} b := x \{b = x \wedge b \geq 0\} \quad \{b = x \wedge b \geq 0\} a := 0 \{ay + b = x \wedge b \geq 0\}}{\{x \geq 0\} b := x; a := 0 \{ay + b = x \wedge b \geq 0\}}$$

Sappiamo quindi che, prima di entrare nel *while*, la condizione $\{ay + b = x \wedge b \geq 0\}$, che da ora in poi chiameremo A , è soddisfatta.

■ **while** ($b \geq y$) **do** $b := b - y; a := a + 1;$

Dobbiamo quindi applicare la regola del **while** $\left(\frac{\{P \wedge Q\} C \{P\}}{\{P\} \text{ while } Q \text{ do } C \{P \wedge \neg Q\}} (\text{while}) \right)$

La situazione è quindi:

$$\frac{\{A \wedge b \geq y\} b := b - y; a := a + 1; \{A\}}{\{ay + b = x \wedge b \geq 0\} \text{ while } (b \geq y) \text{ do } b := b - y; a := a + 1 \{A \wedge \neg(b < y)\}}$$

Per sviluppare la dimostrazione di $\{A \wedge b \geq y\} \ b := b - y; \ a := a + 1; \ \{A\}$, possiamo usare una strategia analoga a quella vista sopra.

Dobbiamo trovare una “condizione ponte” per poter utilizzare la regola della concatenazione. Ci conviene partire dalla destra e applicare la regola dell’assegnamento per trovare la weakest precondition.

Otteniamo quindi:

$$\{(a+1)y + b = x \wedge b \geq 0 \wedge b < y\} \ a := a + 1; \ \{A\}$$

Usiamo la pre-condizione appena trovata come post-condizione per applicare la regola dell’assign su $b := b - y$:

$$\{(a+1)y + (b-y) = x \wedge b - y \geq 0 \wedge b < y\} \ b := b - y; \ \{(a+1)y + b = x \wedge b \geq 0\}$$

Abbiamo in questo modo trovato una condizione che faccia da “ponte” tra i due assegnamenti e ci permetta di utilizzare la regola della concatenazione.

Ma notiamo che, anche in questo caso, la nostra premessa $\{(a+1)y + (b-y) = x \wedge b - y \geq 0 \wedge b < y\}$ non coincide con $A \wedge b \geq y$, pre-condizione da cui partiamo per la regola del while. Appliciamo quindi anche in questo caso lo strengthening:

$$\{A \wedge b \geq y\} \supset \{(a+1)y + (b-y) = x \wedge b - y \geq 0\}$$

(ovvero $(ay + b = x \wedge b \geq y) \supset (ay + b = x \wedge b - y \geq 0)$, evidentemente vero nell’aritmetica).

(Il tutto, in un unico albero di inferenza:

$$\frac{\frac{\frac{\{(a+1)y + b = x \wedge b \geq 0\} \ a := a + 1 \ \{ay + b = x \wedge b \geq 0\}}{\{(a+1)y + b = x \wedge b \geq 0\} \ a := a + 1 \ \{A\}} \quad \frac{\frac{\{(a+1)y + (b-y) = x \wedge (b-y) \geq 0\} \ b := b - y \ \{(a+1)y + b = x \wedge b \geq 0\}}{\{(a+1)y + (b-y) = x \wedge b - y \geq 0\} \ b := b - y \ \{(a+1)y + b = x \wedge b \geq 0\}}}{\frac{\{(a+1)y + (b-y) = x \wedge b - y \geq 0\} \ b := b - y; \ a := a + 1 \ \{A\}}{\{ay + b = x \wedge b \geq y\} \ b := b - y; \ a := a + 1 \ \{A\}}}$$

)

5.3. Correttezza nei linguaggi funzionali

Per dimostrare la correttezza dei programmi funzionali, adottiamo una **logica equazionale**.

5.3.1. Omomorfismi e operatori di ricorsione

Prima di definire le regole di questa logica, ci è utile re-introdurre una proposizione trattata all’inizio del corso (“omomorfismo tra algebre con la stessa segnatura”, p.8).

Prop. 1: Omomorfismi e numeri naturali

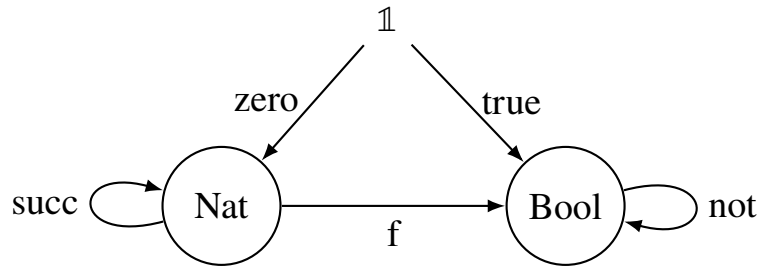
Dati un insieme A , un elemento $a \in A$ ed una funzione $h : A \rightarrow A$, esiste **una sola** $f : \mathbb{N} \rightarrow A$ (omomorfismo) tale che $f(0) = a$ e $f(\text{succ } n) = h(f(n))$

Notiamo che l’algebra fornita non deve essere necessariamente induttiva (è \mathbb{N} ad esserlo).

Prendiamo per esempio *Bool*, l’algebra (non induttiva) dei booleani (definita a p. 7)

Le due algebre \mathbb{N} e *Bool* hanno la stessa segnatura. Per il teorema, esiste quindi un unico omomorfismo (chiamiamolo f) tra di loro, tale che:

- $f(\text{zero}) = \text{true}$
- $f(\text{succ } x) = \text{not}(f(x))$



Notiamo che questa funzione corrisponde perfettamente alla funzione `is_even` precedentemente definita in SML in questo modo:

```

fun is_even 0 = true
  | is_even(succ n) = not(is_even n);

```

`is_even` è quindi l'unico omomorfismo tra \mathbb{N} e *Bool*.

Def. 46: Operatore ρ

Indichiamo con ρ la funzione che, dati a e h (“costruttori”) come nella proposizione 1, ci restituisce l'omorfismo f .

Si ha dunque:

- $f = \rho a h$
- $\rho a h \text{ zero} = a$
- $\rho a h (\text{succ } n) = h(\rho a h n)$.

Applicando ricorsivamente queste equazioni, si ottiene:

$$\rho a h n = \rho a h \underbrace{(\text{succ}(\dots(\text{succ } 0) \dots))}_{n \text{ volte}} = h(\dots(h a) \dots)$$

Ovvero, $\rho a h n$ itera n volte h a partire da a . Viene per questo chiamato *iteratore*.

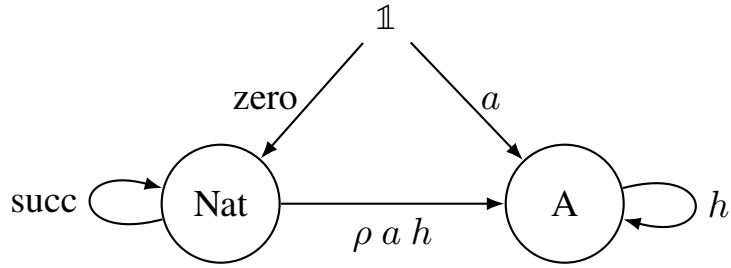
Possiamo anche usare ρ per definire i numeri di Church:

$$c_n h a = \rho a h n$$

(visto che un numero di Church è definito come un applicare n volte h a partire da a)

Quindi, essenzialmente, ρ prende gli equivalenti di “zero” e “succ” e restituisce l'omomorfismo da \mathbb{N} all'insieme che è definito dai costruttori forniti.

Si ha quindi questa situazione:



Definiamo quindi un primo linguaggio funzionale che contenga quanto introdotto.

Def. 47: Fun_ρ

La grammatica di questo linguaggio è:

$$M, N ::= zero \mid x \mid fn\ x \Rightarrow M \mid MN \mid succ(M) \mid \rho(M, N)$$

e deve essere vero che:

- $\rho(M, N)zero = M$
(l'omomorfismo, applicato su *zero*, deve portare al costruttore unario dell'altra algebra, ovvero *M* (come l'elemento neutro))
- $\rho(M, N)(succ\ L) = N(\rho(M, N)L)$
(l'omomorfismo, applicato su *succ L*, deve portare all'operazione di *A* applicata su *L*, ma nell'altro insieme, ovvero $\rho(M, N)L$)

Possiamo, per esempio, usare i costrutti di questo linguaggio per definire *is_even* tramite ρ .

$$is_even \equiv \rho\ true\ not$$

Notiamo però che questo linguaggio non è ancora perfetto.

Consideriamo per esempio l'algebra induttiva delle liste finite di numeri naturali definita dai costruttori *empty* : $1 \rightarrow N - List$ e *cons* : $(N - List \times \mathbb{N}) \rightarrow N - List$ (definita a come a p.6).

Possiamo definirla in SML in questo modo:

```
datatype N-list = empty of Unit
| cons of (N-list * N);
```

Introduciamo anche una funzione *nicelist*:

```
fun nicelist(0) = empty()
| nicelist(succ n) = cons(nicelist n, succ n);
```

Per capire meglio come funzionino i costruttori ricorsivi, ci può essere utile simulare il costruttore *cons*. Vediamo cosa succede se costruiamo *nicelist(succ 2)*
 $nicelist(succ\ 2) = cons(nicelist\ 2, succ\ 2)$

$$\begin{aligned}
\langle 3, \underbrace{\quad}_{\text{nicelist 2}} \rangle &= \langle 3, 2, 1 \rangle \\
\langle 2, \underbrace{\quad}_{\text{nicelist 1}} \rangle & \\
\langle 1, \underbrace{\quad}_{\text{nicelist 0} = \emptyset} \rangle &
\end{aligned}$$

Contrariamente a quanto avveniva prima, per calcolare $\text{nicelist}(\text{succ } n)$ non ci basta $\text{nicelist}(n)$, ma ci serve anche n stesso (l'equivalente di succ non è più una endofunzione, prende anche da un altro dominio).

Dobbiamo quindi introdurre una nuova versione della Proposizione 1.

Prop. 2: Omomorfismi e numeri naturali (v. 2)

Dati un insieme A , un elemento $a \in A$ e una funzione $h : A \rightarrow (\mathbb{N} \rightarrow A)$, esiste una sola funzione $f : \mathbb{N} \rightarrow A$ tale che $f(0) = a$ e $f(\text{succ } n) = h(f(n), n)$.

Definiamo quindi un equivalente di ρ che restituisca questo omomorfismo. Lo chiamiamo rec .

Def. 48: Operatore rec

L'operatore rec , dato un elemento $a \in A$ e una funzione $A \rightarrow (\mathbb{N} \rightarrow A)$, restituisce l'unico omomorfismo $\mathbb{N} \rightarrow A$.

L'operatore rec appartiene al *System-T* di Gödel.

Introduciamo quindi un linguaggio funzionale che contenga rec .

Def. 49: Fun_{rec}

La grammatica di questo linguaggio è:

$$M, N ::= \text{zero} \mid x \mid \text{fn } x \implies M \mid MN \mid \text{succ}(M) \mid \text{rec}(M, N)$$

dove:

- $\text{rec } MN \text{ zero} = M$
- $\text{rec } MN \text{ succ}(L) = N((\text{rec } M, N)L)L \quad h(f(n), n)$

Possiamo usare rec anche per fare tutto ciò che faceva ρ (ci basta “ignorare” il secondo argomento della funzione N fornita).

Per esempio, la funzione is_even si può definire tramite rec in questo modo:

$$\text{is_even} \equiv \text{rec}(\text{true}, \text{fn } yz \implies \text{not } y)$$

(rec vuole una funzione a due argomenti, ma noi ne utilizziamo semplicemente uno solo (ignoriamo z))

Possiamo definire anche altre funzioni a noi note tramite rec :

$$\text{fact} \equiv \text{rec}(1, \text{fn } yz \implies y * (\text{succ } z))$$

$$\text{plus} \equiv \text{fn } xy \implies \text{rec}(y, \text{fn } wz \implies \text{succ } w)x$$

Simulazione *rec*

Per capire meglio come funzioni *rec*, facciamo una simulazione su *plus*.

Proviamo a calcolare $plus(2, 3)$, dove $x = 2$ e $y = 3$.

Sia $R = rec(3, fn\ w\ z \Rightarrow succ(w))$ (l'omomorfismo).

Dunque $plus(x, y) = R(x)$.

Abbiamo $R(x) = \begin{cases} y & \text{se } x = zero \\ succ(R(L)) & \text{se } x = succ(L) \end{cases}$

Simuliamo quindi una possibile esecuzione:

$$\begin{aligned}
 plus(2, 3) &\equiv R(2) \\
 &\equiv R(succ(1)) & 2 = succ(1) \\
 &\equiv succ(R(1)) & x = 2 = succ(1) \text{ quindi } R(x) = succ(R(1)) \\
 &\equiv succ(R(succ(0))) & 1 = succ(0) \\
 &\equiv succ(succ(R(0))) & \text{stesso passo ricorsivo (succ(R(0)))} \\
 &\equiv succ(succ(3)) & \text{caso base } M: rec\ M\ N\ zero = M = 3. \\
 &\equiv succ(4) \\
 &\equiv 5
 \end{aligned}$$

5.3.2. Logica equazionale

Introduciamo ora le regole di un sistema logico per la verifica formale dei programmi di Fun_{rec} . Si tratta di un sistema equazionale, che ha come unico predicato l'uguaglianza: $M = N$.

Def. 50: Regole di inferenza per i programmi

- regola di α -equivalenza:

$$\frac{fn\ x \Rightarrow M = fn\ y \Rightarrow [y/x]M}{fn\ x \Rightarrow M = fn\ y \Rightarrow [y/x]M} [\alpha]$$

- regola β (come nel lambda calcolo):

$$\frac{(fn\ x \Rightarrow M)N = [N/x]M}{(fn\ x \Rightarrow M)N = [N/x]M} [\beta]$$

- regola di ricorsione (caso base):

$$\frac{}{rec(M, N)0 = M} [rec_0]$$

- regola di ricorsione (passo induttivo):

$$\frac{}{rec(M, N)(succ\ L) = N(rec(M, N)L)L} [rec_{succ}]$$

- principio di induzione:

$$\frac{P(0) \quad P(x) \Rightarrow P(succ\ x)}{\forall n. P(n)} [Ind]$$

- regola di congruenza:

$$\frac{M = N \quad M = N'}{N = N'} [Cong]$$

- regola del contesto:

$$\frac{M = M' \quad N = N'}{MN = M'N'} [Cont]$$

- regola di λ -astrazione:

$$\frac{M = N}{fn\ x \implies M = fn\ x \implies N} [\lambda_{Astr}/\xi]$$

Nota bene: quando applichiamo l'operatore di sostituzione, dobbiamo fare attenzione. Per esempio, se applicassimo $[y/x]fn\ y \implies x$ senza fare attenzione, otterremmo $fn\ y \implies y$, che ci permetterebbe di dimostrare affermazioni false.

Se per esempio abbiamo

$$fn\ y \implies (fn\ x \implies fn\ y \implies x)y$$

sostituendo “bovinamente”, l'ultima y , che è legata al fn più esterno, entra nello scope del fn più interno (si dice che “viene catturata”).

Per evitarlo, ci è utile la α -regola. Possiamo assumere che l'operatore di sostituzione rinomini eventuali variabili legate per evitarne la cattura.

Per esempio, visto che $fn\ y \implies x$ è α -equivalente a $fn\ z \implies x$, otteniamo:

$$(fn\ x \implies fn\ y \implies x)y = [y/x]fn\ y \implies x = [y/x]fn\ z \implies x = fn\ z \implies y$$

Il predicato di uguaglianza $M = N$ rappresenta una **relazione di equivalenza**, in quanto gode delle tre proprietà di:

- riflessività:

$$\frac{M}{M = M}$$

ottenuta da:

$$\frac{\frac{M}{(rec\ M\ N)\ 0 = M} \quad (rec\ M\ N)\ 0 = M}{M = M}$$

- simmetria:

$$\frac{M = N}{N = M}$$

ottenuta da:

$$\frac{[rifl] \frac{M = N}{M = N} \quad M}{[cong] \frac{M = N \quad M = M}{N = M}}$$

- transitività:

$$\frac{M = N \quad N = L}{M = L}$$

ottenuta da:

$$\begin{array}{c} \text{[sim]} \\ \text{[cong]} \end{array} \frac{\frac{M = N \quad N = L}{N = M} \quad N = L}{M = L}$$

5.3.2.1. Correttezza di plus

Def. 51: plus

La funzione *plus*

$$\text{plus } M \ N = \begin{cases} N & M = 0 \\ \text{succ}(\text{plus } n \ N) & M = \text{succ } n \end{cases}$$

può essere definita tramite *rec* in questo modo:

$$\text{plus} \equiv \text{fn } x \Rightarrow (\text{fn } y \Rightarrow (\text{rec } y \ (\text{fn } w \Rightarrow \text{fn } z \Rightarrow \text{succ } w)) \ x)$$

Vogliamo dimostrare che l'operatore *plus* gode della proprietà commutativa.

Lemma 3: commutatività

Si ha che $\text{plus } M \ N \equiv \text{plus } N \ M$

Procediamo per induzione su n per dimostrare $P(n) : \forall m. \text{plus } m \ n = \text{plus } n \ m$

(1) **C.B.** ($n = 0$): $\text{plus } 0 \ m = \text{plus } m \ 0$.

■ $Q(0)$ è valido per identità:

$$\text{plus } 0 \ 0 = \text{plus } 0 \ 0$$

■ assumiamo $Q(y)$, e verifichiamo $Q(\text{succ } y)$

$$\begin{aligned} \text{plus}(\text{succ } y) \ 0 &= \text{succ}(\text{plus } y \ 0) && \text{def} \\ &= \text{succ}(\text{plus } 0 \ y) && \text{ip. ind.} \\ &= \text{succ } y \\ &= \text{plus } 0 \ (\text{succ } y) \end{aligned}$$

Quindi, per la regola di induzione:

$$\frac{\frac{Q(0) \quad Q(y) \implies Q(\text{succ } y)}{\forall x Q(x)}}{P(0)}$$

(2) **P.I.**:

Assumiamo $P(n) : \text{plus } n \ m \equiv \text{plus } m \ n$.

Dobbiamo dimostrare $P(\text{succ } n) : \text{plus}(\text{succ } n) \ m \equiv \text{plus } m \ (\text{succ } n)$.

Definiamo il predicato ausiliario $R(x) := [\text{plus } (\text{succ } n) \ x = \text{plus } x \ (\text{succ } n)]$.

Per induzione su x :

■ **Base** $R(0)$:

$$\begin{aligned} \text{plus } 0 \ (\text{succ } n) &= \text{succ } n && (\text{def}) \\ &= \text{succ } (\text{plus } 0 \ n) && (\text{def}) \\ &= \text{succ } (\text{plus } n \ 0) && (P(n) \text{ con } m = 0) \\ &= \text{plus } (\text{succ } n) \ 0 && (\text{def inversa}) \end{aligned}$$

■ **Passo** $R(y) \implies R(\text{succ } y)$:

Assumiamo $R(y) : \text{plus } (\text{succ } n) y = \text{plus } y (\text{succ } n)$.

Sviluppiamo il lato sinistro:

$$\begin{aligned}
 \text{plus } (\text{succ } y) (\text{succ } n) &= \text{succ } (\text{plus } y (\text{succ } n)) && (\text{def}) \\
 &= \text{succ } (\text{plus } (\text{succ } n) y) && (R(y)) \\
 &= \text{succ } (\text{succ } (\text{plus } n y)) && (\text{def}) \\
 &= \text{succ } (\text{succ } (\text{plus } y n)) && (P(n) \text{ con } m = y) \\
 &= \text{succ } (\text{plus } (\text{succ } y) n) && (\text{def inversa}) \\
 &= \text{succ } (\text{plus } n (\text{succ } y)) && (P(n) \text{ con } m = \text{succ } y) \\
 &= \text{plus } (\text{succ } n) (\text{succ } y) && (\text{def inversa})
 \end{aligned}$$

Per la regola di induzione:

$$\frac{R(0) \quad R(y) \implies R(\text{succ } y)}{\frac{\forall x R(x)}{P(\text{succ } n)}}$$

Abbiamo quindi dimostrato $P(\text{succ } n)$.

Per il principio di induzione, otteniamo quindi:

$$\frac{P(0) \quad P(n) \implies P(\text{succ } n)}{\forall n P(n)}$$

Abbiamo quindi che $\text{plus } M N \equiv \text{plus } N M$. □

5.3.2.2. Correttezza di twice

Def. 52: twice

La funzione *twice*

$$\text{twice } M = \begin{cases} 0 & M = 0 \\ \text{succ}(\text{succ}(\text{twice } n)) & M = \text{succ } n \end{cases}$$

può essere definita tramite *rec* in questo modo:

$$\text{twice} \equiv \text{rec}(0, fn y z \Rightarrow \text{succ}(\text{succ } z))$$

Lemma 4: twice e plus

Si ha:

$$\text{twice } n \equiv \text{plus } n n$$

(1) **C.B.** ($n = 0$):

$$\underbrace{\text{twice } 0}_{=0} \equiv \underbrace{\text{plus } 0 0}_{=0}$$

(2) **P.I.** Supponiamo $\text{twice } n \equiv \text{plus } n n$.

Dimostriamo

$$\text{twice}(\text{succ } n) \equiv \text{plus}(\text{succ } n)(\text{succ } n)$$

`twice (succ n)` = `succ(succ(twice n))` (def)
 = `succ(succ(plus n n))` (I.I.)
 = `succ(plus (succ n) n)` (def plus)
 = `succ(plus n (succ n))` (commutatività)
 = `plus (succ n) (succ n)` (def. plus)

□

Un **sistema dei tipi** per un linguaggio di programmazione è un insieme di regole che consentono di dare un tipo ad espressioni, comandi ed altri costrutti del linguaggio.

Un linguaggio si dice *tipato* se per esso è definito un tale sistema, e *non tipato* altrimenti. Un linguaggio si dice *fortemente tipato* se il tipo di tutte le variabili è determinato a tempo di compilazione, e *dinamicamente tipato* se è determinato a tempo di esecuzione.

Lo scopo di un sistema dei tipi è evitare che durante l'esecuzione del programma occorran errori legati ai tipi di dato.

La definizione di una **teoria dei tipi**, ovvero un sistema di tipi di dato sotto forma di regole formali di deduzione permette, se si definisce anche una semantica formale, di dimostrare matematicamente proprietà dinamiche di un linguaggio.

6.1. F1: il Lambda Calcolo tipato semplice

F1 è un sistema di *secondo ordine*, ovvero senza parametrizzazione o astrazione sui tipi.

Def. 53: **Grammatica di F1**

$$\begin{aligned} \text{Types} \ni A, B &::= K \mid A \rightarrow B \\ \text{Terms} \ni M, N &::= k \mid x \mid \text{fn } x : A \Rightarrow B \mid M N \end{aligned}$$

dove:

- K indica un generico **tipo costante** o tipo base (*int*, *bool* ...)
- Terms è l'insieme dei “termini grezzi” del linguaggio (grezzi perché non necessariamente tipabili)
- k indica una costante di tipo K
- $x \in \text{Var}$ indica una **variabile**

Def. 54: **Contesti**

Nel lambda calcolo tipato semplice, definiamo come **insieme dei contesti** l'insieme delle funzioni parziali che associano ogni variabile al suo tipo:

$$Ctx = \{f \mid f : Var \xrightarrow{fin} Types\}$$

Una generica metavariable Γ indica un generico **contesto dei tipi** (quindi una mappa), esprimibile tramite una lista ordinata $x_1 : \Gamma(x_1) = A_1, x_2 : A_2, \dots, x_n : A_n$ di variabili x_i distinte, associate al loro tipo A_i secondo Γ .

I contesti si possono concatenare analogamente agli ambienti e alle memorie.

Def. 55: Asserzione di tipi (judgements)

Il sistema $F1$ permette di dedurre **asserzioni di tipo**, ovvero clausole del tipo:

$$\Gamma \vdash M : A$$

all'interno della *semantica di tipi*, indicata con il simbolo “:”, definita come:

$$: \subseteq Ctx \times Terms \times Types$$

Def. 56: Regole di inferenza

■ Costanti:

$$\frac{}{\Gamma \vdash k : K}$$

■ Variabili:

$$\frac{}{\Gamma \vdash x : A} \quad (\text{se } \Gamma(x) = A)$$

■ Funzione:

$$\frac{\Gamma, x : A \vdash M : B}{\Gamma \vdash \lambda x : A. M : A \rightarrow B}$$

■ Applicazione:

$$\frac{\Gamma \vdash M : A \rightarrow B \quad \Gamma \vdash N : A}{\Gamma \vdash MN : B}$$

Esempio:

Consideriamo il termine

$$(fn\ x : int \rightarrow bool \Rightarrow x\ 5)\ (fn\ y : int \Rightarrow true)$$

Deriviamo il suo tipo in questo modo:

$$\frac{\frac{\frac{x : int \rightarrow bool \vdash x : int \rightarrow bool \quad \Gamma \vdash 5 : int}{x : int \rightarrow bool \vdash x\ 5 : bool}}{\emptyset \vdash fn\ x : int \rightarrow bool \Rightarrow x\ 5 : (int \rightarrow bool) \rightarrow bool} \quad \frac{y : int \vdash true : bool}{\emptyset \vdash fn\ y : int \Rightarrow true : bool}}{(fn\ x : int \rightarrow bool \Rightarrow x\ 5)\ (fn\ y : int \Rightarrow true) : bool}$$

6.1.1. Espressioni non tipabili

Non tutte le espressioni sono però tipabili in $F1$

Prendiamo per esempio l'espressione

$$fn\ x \Rightarrow xx$$

Questa si deriverebbe con albero:

$$\frac{\frac{x : A \vdash x : A \rightarrow B \quad x : A \vdash x : A}{x : A \vdash xx : B}}{\emptyset \vdash fn\ x : A \Rightarrow xx : A \rightarrow B}$$

che richiede che x sia allo stesso momento di tipo A e $A \rightarrow B$, ovvero che $A \equiv A \rightarrow B$.

Un tale tipo (detto “circolare”) non esiste, e il termine non è perciò tipabile in $F1$.

6.2. F2: il Lambda Calcolo polimorfo

Il sistema $F2$ (o System F) estende il lambda calcolo tipato introducendo il polimorfismo parametrico esplicito.

6.2.1. Polimorfismo

Def. 57: Polimorfismo

Il polimorfismo è la possibilità per un'espressione di assumere molteplici tipi in base al contesto considerato.

Il polimorfismo è introdotto dai sistemi di tipo di *secondo ordine* attraverso **variabili di tipo**, che permettono di descrivere in maniera generica i termini.

Consideriamo per esempio il termine:

$$fn\ x \Rightarrow ((x\ 5)((x\ true)\ false))$$

Notiamo che questo termine non è tipabile in $F1$, in quanto x dovrebbe essere allo stesso tempo:

- una funzione che prende un intero in input
- una funzione che prende un booleano in input
- una funzione che restituisce un'altra funzione $Bool \rightarrow Bool$

All'interno di un sistema dei tipi di secondo ordine, che permette di quantificare universalmente sui tipi, invece, il termine risulta tipabile senza problemi con il tipo $\forall X.(X \rightarrow (Bool \rightarrow Bool))$.

6.2.2. Sistema F2

Def. 58: Grammatica di $F2$

La sintassi prevede due livelli distinti: termini e tipi.

$$\begin{aligned} M, N &::= k \mid x \mid fn\ x : A \Rightarrow M \mid MN \mid \Lambda X.M \mid MB \\ A, B &::= K \mid A \rightarrow B \mid X \mid \forall X.A \end{aligned}$$

6.2.3. Semantica e meccanismi di astrazione

Per comprendere a fondo il funzionamento di $F2$, è fondamentale distinguere i due livelli di astrazione introdotti dai sistemi del secondo ordine. Mentre in $F1$ i termini vengono tipati in un contesto che assegna tipi alle variabili, in $F2$ le variabili agiscono da segnaposto non solo per i termini, ma anche per i tipi. Termini e tipi operano quindi su livelli distinti e i simboli \forall e Λ ne gestiscono l'interazione.

6.2.3.1. Il Quantificatore Universale ($\forall X.A$)

Il simbolo \forall non denota un singolo tipo, bensì una **famiglia di tipi**. Asserire che un termine possiede il tipo $\forall X.A$ equivale a una quantificazione logica universale: significa garantire che la struttura A è valida per *qualsiasi* tipo concreto venga sostituito alla variabile X .

Da un punto di vista semantico, questo implica una proprietà di uniformità (o parametricità): il comportamento del termine non deve dipendere dalle specificità del tipo X - esso deve funzionare allo stesso modo sia che X sia un *int*, sia che sia un *bool*.

6.2.3.2. L'Astrazione sui Tipi ($\Lambda X.M$)

Il simbolo Λ è l'operatore costruttivo che realizza la quantificazione universale. Utilizziamo la sintassi $\Lambda X.M$ per **dichiarare la variabile** di tipo X all'interno dell'espressione M .

Possiamo interpretare questo costrutto in due modi complementari:

- *come definizione (Definition)*: è il meccanismo che produce un termine di tipo $\forall X.A$. Il corpo M è definito in modo parametrico rispetto a X e il calcolo è sospeso fintanto che non viene fornito un tipo concreto.
- *come funzione (Type \rightarrow Term)*: mentre l'astrazione classica (fn) mappa valori in valori, l'astrazione Λ definisce una funzione che *mappa tipi in termini*.

Possiamo formalizzare la distinzione tra le due forme di astrazione osservando il loro dominio e codominio:

■ Astrazione sui Termini (fn):

$$fn\ x : A \Rightarrow M$$

È una funzione $Termine \rightarrow Termine$. Accetta un valore a runtime e restituisce un valore calcolato.

■ Astrazione sui Tipi (Λ):

$$\Lambda X.M$$

È una funzione $Tipo \rightarrow Termine$. Accetta un tipo in fase di specializzazione e restituisce un nuovo termine eseguibile.

6.2.3.3. L'Istanziamento dei Tipi (Specialization)

Per utilizzare un'espressione polimorfa definita tramite Λ , è necessario prima **istanziarne** (o specializzarne) il tipo. La sintassi dell'istanziamento è MA (dove M è il termine polimorfo e A è il tipo specifico).

Questo passaggio è cruciale per l'esecuzione:

- (1) elimina il quantificatore \forall dal tipo
- (2) sostituisce tutte le occorrenze della variabile di tipo X con il tipo concreto A nel corpo del termine ($M[A/X]$)

(3) produce un termine specializzato pronto per essere applicato a un valore

Esempio: L'Identità Polimorfa

L'oggetto matematico "identità polimorfa" si definisce così:

$$ID_{poly} = \Lambda X. (fn\ x : X \Rightarrow x)$$

Il suo tipo è $\forall X. (X \rightarrow X)$.

Se vogliamo usare questa funzione per restituire l'intero 5, dobbiamo procedere in due passaggi:

(1) *Istanziamento del tipo (Type Application)*

Passiamo il tipo int alla Λ . La X diventa int .

$$(\Lambda X. fn\ x : X \Rightarrow x)\ int \longrightarrow_{\beta} (fn\ x : int \Rightarrow x)$$

Ora abbiamo ottenuto una normale funzione identità sugli interi (come in $F1$).

(2) *Applicazione del termine (Term Application)*

Ora possiamo passare il valore 5 alla funzione fn .

$$(fn\ x : int \Rightarrow x)\ 5 \longrightarrow_{\beta} 5$$

L'espressione completa è quindi:

$$\underbrace{((\Lambda X. fn\ x : X \Rightarrow x)\ int)\ 5}_{\text{produce una funzione } int \rightarrow int}$$

Def. 59: Variabili libere

La funzione:

$$free : Types \cup Ctx \rightarrow \mathcal{P}(Var)$$

restituisce l'insieme di tutte le **variabili di tipo libere**, dove:

$$\begin{cases} free(K) = \emptyset \\ free(X) = \{X\} \\ free(A \rightarrow B) = free(A) \cup free(B) \\ free(\forall X. A) = free(A) - \{X\} \\ free(\Gamma) = \bigcup_{x:A \in \Gamma} free(A) \end{cases}$$

(essenzialmente $X \in free(\Gamma)$ se non compare in Γ oppure se compare, ma non "legato" (es. in $x : X$ è libero, in $y : \forall X. X \rightarrow X$ è "legato"))

Def. 60: Regole di inferenza

Oltre a quelle di $F1$, $F2$ introduce le seguenti regole:

■ Generalizzazione dei tipi:

$$\frac{\Gamma \vdash M : A}{\Gamma \vdash \Lambda X.M : \forall X.A} \text{ (se } X \notin \text{free}(\Gamma)\text{)}$$

permette di astrarre sul tipo, creando un termine polimorfo

■ **Specializzazione del tipo:**

$$\frac{\Gamma \vdash M : \forall X.A}{\Gamma \vdash M B : [B/X]A}$$

permette di istanziare un termine polimorfo con un tipo concreto B

Condizione laterale

La regola di introduzione del \forall impone che la variabile di tipo X non sia libera nel contesto Γ ($X \notin \text{free}(\Gamma)$).

Se violassimo questa condizione, il sistema diventerebbe logicamente incoerente.

Supponiamo di avere $x : X$ nel contesto (quindi X libero). Se si ignorasse la regola della condizione laterale, si potrebbe generalizzare X anche se è già in uso.

Questo ci permetterebbe di costruire un termine che converte “magicamente” una variabile x (di tipo generico X) in un intero, forzandone il tipo:

$$\frac{\frac{\frac{x : X \vdash x : X}{x : X \vdash \Lambda X.x : \forall X.X}}{x : X \vdash (\Lambda X.x) \text{ int} : \text{int}}}{\emptyset \vdash \lambda x : X.(\Lambda X.x) \text{ int} : X \rightarrow \text{int}} \quad \frac{\emptyset \vdash \lambda x : X.(\Lambda X.x) \text{ int} : X \rightarrow \text{int}}{\emptyset \vdash \Lambda X.\lambda x : X.(\Lambda X.x) \text{ int} : \forall X.(X \rightarrow \text{int})}$$

Chiamiamo M il termine risultante dalla derivazione sopra:

$$M = \Lambda X.\lambda x : X.(\Lambda X.x) \text{ int}$$

Usiamo M per costruire un intero dal nulla.

Considerando la valutazione del termine $M (int \rightarrow int)(M int)$:

$$\frac{\frac{\emptyset \vdash M : \forall X.(X \rightarrow int)}{\emptyset \vdash M (int \rightarrow int) : (int \rightarrow int) \rightarrow int} \quad \frac{\emptyset \vdash M : \forall X.(X \rightarrow int)}{\emptyset \vdash M int : int \rightarrow int}}{\emptyset \vdash M (int \rightarrow int)(M int) : int}$$

il termine $M (int \rightarrow int)(M int)$ corrisponderebbe ad un intero, nonostante al suo interno non sia presente alcun numero intero.

Avremmo “costruito un intero fatto di aria fritta”: il sistema prevederebbe l’esistenza di un intero senza sapere quale esso sia, violando la natura costruttiva del calcolo.

6.2.4. Proprietà del Sistema F2

- **Inferenza Indecidibile:** non esiste un algoritmo che, dato un termine non annotato, possa ricostruirne il tipo in F2 (l’utente deve scrivere esplicitamente i tipi.)
- **Mancanza di Punto Fisso:** in F2 puro non è possibile tipare il combinatore di punto fisso (Y), quindi la

ricorsione generale non è supportata direttamente.

- Ogni termine di $F2$ **termina**.

6.3. Fun_τ : il sistema dei tipi di Hindley-Milner

Il sistema dei tipi di Hindley-Milner (sistema HM) è il sistema utilizzato dal linguaggio Standard ML. Si può formalizzare tramite

Per garantire la decidibilità dell'inferenza dei tipi (Algoritmo W), il linguaggio ML impone delle restrizioni rispetto a $F2$.

6.3.1. Gerarchia dei Tipi in ML

I tipi sono divisi in due categorie:

- (1) **Prime Types (τ):** Tipi monomorfi (base o funzioni di tipi base). Non contengono \forall .

$$\tau ::= K \mid X \mid \tau \rightarrow \tau$$

- (2) **Type Schemes (σ):** Schemi polimorfi dove i quantificatori sono solo esterni.

$$\sigma ::= \tau \mid \forall X. \sigma$$

Limitazione di ML

In ML, una funzione non può prendere in input un oggetto polimorfo. Non posso scrivere un tipo come $(\forall X. X \rightarrow X) \rightarrow int$. Il polimorfismo è "prenex": i quantificatori stanno solo in cima.

6.3.2. Il Polimorfismo del Let (Let-Polymorphism)

Dato che non possiamo passare polimorfismo tramite fn , ML usa il costrutto *let* per introdurre generalizzazione.

Sintassi e Semantica

$$let\ x = M\ in\ N$$

Semanticamente equivale a $(fn\ x \Rightarrow N)M$, ma viene tipato diversamente.

6.3.2.1. Differenza tra fn e *let*

Consideriamo il termine auto-applicativo:

$$fn\ x \Rightarrow x\ x$$

- **In ML (con fn):** Non è tipabile. x dovrebbe avere un tipo polimorfo per essere usata sia come funzione che come argomento, ma gli argomenti di fn devono essere monomorfi (τ).
- **In ML (con *let*):**

$$let\ x = (fn\ y \Rightarrow y)\ in\ (x\ x)$$

È tipabile e corretto.

Perché funziona? Nel *let*, il sistema calcola il tipo di M ($fn\ y \Rightarrow y : \alpha \rightarrow \alpha$), lo **generalizza** in uno schema $(\forall \alpha. \alpha \rightarrow \alpha)$ e lo assegna a x . Nel corpo N , ogni occorrenza di x può essere **istanziata** con tipi diversi (es. la prima come $(int \rightarrow int) \rightarrow (int \rightarrow int)$ e la seconda come $int \rightarrow int$).

6.4. Fun_τ : Il Sistema dei Tipi di ML

Il linguaggio Fun_τ rappresenta il formalismo teorico alla base del sistema dei tipi di ML (Standard ML). A differenza del System F (F2), dove i tipi sono completamente espliciti, in ML i tipi vengono spesso omessi e calcolati tramite un algoritmo di inferenza. Dal punto di vista della potenza espressiva, Fun_τ si colloca tra il lambda calcolo tipato semplice (F1) e il sistema F2, introducendo una forma limitata di polimorfismo, nota come **sistema di Hindley-Milner**.

6.4.1. Monotipi e Politipi

La caratteristica fondamentale che distingue Fun_τ da F2 è la stratificazione dei tipi in due categorie distinte. Questa restrizione è necessaria per garantire l'inferenza automatica dei tipi.

Def. 61: Grammatica dei Tipi

In Fun_τ , i tipi sono divisi in due livelli gerarchici:

- **Tipi Primitivi** (τ , monotipi):

Non contengono quantificatori universali (\forall). Rappresentano i tipi concreti o variabili di tipi semplici.

$$\tau ::= K \mid X \mid \tau_1 \rightarrow \tau_2$$

dove K sono costanti (es. *int*, *bool*) e X variabili di tipo.

- **Schemi di Tipo** (σ , politipi):

Possono contenere quantificatori, ma *solo al livello più esterno* (Forma Normale Prenessa).

$$\sigma ::= \tau \mid \forall X. \sigma$$

Gli schemi rappresentano tipi polimorfi generici.

Restrizione del Polimorfismo

Questa grammatica implica che il costruttore di funzione \rightarrow può collegare solo tipi primitivi τ , mai schemi σ .

- Il tipo $(\forall X. X) \rightarrow (\forall X. X)$ è *legale in F2 ma non in ML*.
- In Fun_τ non esistono funzioni che prendono in input oggetti polimorfi; l'astrazione è possibile solo sui tipi primitivi.

Def. 62: Grammatica dei Termini

I termini di Fun_τ sono del tipo:

$$M, N ::= k \mid x \mid fn\ x \Rightarrow M \mid MN \mid let\ x = M\ in\ N$$

6.4.2. Istanza Generica

Il meccanismo che permette di utilizzare uno schema polimorfo in contesti concreti è la relazione di *Specializzazione* o *Istanza Generica*.

Def. 63: Definizione: Istanza Generica (\succ)

Uno schema $\sigma' = \forall Y_1 \dots Y_m. \tau'$ è un'istanza generica di $\sigma = \forall X_1 \dots X_n. \tau$, scritto $\sigma \succ \sigma'$ (oppure $\sigma' \sqsubseteq \sigma$), se:

$$\tau' = [\tau_1, \dots, \tau_n / X_1, \dots, X_n] \tau$$

dove le τ_i sono tipi primitivi e nessuna variabile Y_j appare libera in σ .

Esempi di specializzazione:

- Dato $\sigma = \forall X. X \rightarrow X$, il tipo $int \rightarrow int$ è istanza generica ($\sigma \succ int \rightarrow int$).
- Dato $\sigma = \forall X, Y. X \rightarrow Y$, lo schema $\forall Z. (int \rightarrow Z) \rightarrow bool$ è istanza generica.
- *Non valido:* Se $\sigma = \forall X. Y \rightarrow X$, allora $\forall Y. (int \rightarrow Y) \rightarrow X$ non è istanza generica perché Y è libera in σ e non può essere catturata dalla quantificazione.

6.4.3. Regole di Inferenza di Fun_τ

Il sistema di tipi utilizza giudizi della forma $\Gamma \vdash M : \sigma$. Oltre alle regole standard per variabili e costanti, Fun_τ introduce regole specifiche per gestire la generalizzazione e specializzazione.

Def. 64: Regole standard■ **Costanti:**

$$\frac{}{\Gamma \vdash k : K}$$

■ **Variabili:**

$$\frac{}{\Gamma \vdash x : \sigma} \quad (\text{se } \Gamma(x) = \sigma)$$

■ **Funzione:**

$$\frac{\Gamma, x : \tau \vdash M : \tau'}{\Gamma \vdash fn\ x \Rightarrow M : \tau \rightarrow \tau'}$$

■ **Applicazione:**

$$\frac{\Gamma \vdash M : \tau \rightarrow \tau' \quad \Gamma \vdash N : \tau}{\Gamma \vdash M\ N : \tau'}$$

Def. 65: Regole del Polimorfismo■ **Generalizzazione (Gen):**

Permette di introdurre il polimorfismo astraendo su una variabile di tipo X , a patto che non sia vincolata nel contesto.

$$\frac{\Gamma \vdash M : \sigma}{\Gamma \vdash M : \forall X. \sigma} \quad (\text{se } X \notin \text{free}(\Gamma))$$

■ **Specializzazione (Spec):**

Permette di utilizzare un termine polimorfo come se avesse un tipo più specifico (istanza generica).

$$\frac{\Gamma \vdash M : \sigma}{\Gamma \vdash M : \sigma'} \text{ (se } (\sigma \succ \sigma') \text{)}$$

In ML questa regola è implicita: l'interprete specializza automaticamente il tipo quando necessario per far combaciare i tipi nell'applicazione.

6.4.4. Il Let-Polimorfismo

Mentre le funzioni (λ o fn) accettano solo argomenti monomorfi, il costrutto `let` permette di legare una variabile a uno schema polimorfo.

Def. 66: **Regola Let-in**

$$\frac{\Gamma \vdash M : \sigma \quad \Gamma, x : \sigma \vdash N : \sigma'}{\Gamma \vdash \text{let } x = M \text{ in } N : \sigma'}$$

Nota: La variabile x viene inserita nel contesto per la valutazione del corpo N con tipo σ (schema), e non τ (primitivo).

6.4.4.1. Let vs Fn

Sebbene operazionalmente `let x = M in N` possa sembrare simile a `(fn x => N) M`, il sistema dei tipi li tratta in modo profondamente diverso.

Consideriamo il termine:

$$\text{let } x = (fn\ y \Rightarrow y) \text{ in } (x\ 5, x\ true)$$

- (1) L'identità $fn\ y \Rightarrow y$ ha tipo $\forall Y. Y \rightarrow Y$.
- (2) Grazie alla regola `let`, x nel corpo ha questo schema polimorfo.
- (3) Nella prima occorrenza $(x\ 5)$, x si specializza in $int \rightarrow int$.
- (4) Nella seconda occorrenza $(x\ true)$, x si specializza in $bool \rightarrow bool$.

Al contrario, il termine equivalente con `lambda`:

$$(fn\ x \Rightarrow (x\ 5, x\ true))(fn\ y \Rightarrow y)$$

Non è tipabile in Fun_{τ} . La regola di astrazione (fn) obbligherebbe il parametro formale x ad avere un unico tipo primitivo τ (dovrebbe essere contemporaneamente $int \rightarrow \dots$ e $bool \rightarrow \dots$).

6.5. Isomorfismo di Curry-Howard

L'isomorfismo di Curry-Howard stabilisce una corrispondenza tra la logica formale e la teoria dei tipi. Esso rivela che le regole di derivazione logica e le regole di tipizzazione del lambda calcolo non sono semplicemente simili, ma sono sostanzialmente la stessa cosa vista sotto due lenti diverse.

6.5.1. Corrispondenza tra Regole

Per intuire l'isomorfismo, osserviamo il parallelismo tra le regole fondamentali della logica intuizionista e quelle del lambda calcolo tipato.

6.5.1.1. Modus Ponens e Applicazione

In logica, la regola del Modus Ponens afferma che se A implica B ed A è vero, allora B è vero. Nei tipi, la regola di *Applicazione* afferma che se abbiamo una funzione da A a B e un argomento di tipo A , otteniamo un risultato di tipo B .

Logica (Modus Ponens)	Tipi (Applicazione)
$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B}$	$\frac{\Gamma \vdash M : A \rightarrow B \quad \Gamma \vdash N : A}{\Gamma \vdash MN : B}$

6.5.1.2. Deduzione e Astrazione

Analogamente, il teorema di deduzione corrisponde alla creazione di una funzione (*Astrazione*). Se assumendo l'ipotesi A possiamo dimostrare B , allora anche l'implicazione $A \rightarrow B$ è dimostrabile. Parallelamente, se in un contesto con una variabile $x : A$ possiamo costruire un termine $M : B$, allora esiste la funzione $A \rightarrow B$.

Logica (teo. di Deduzione)	Tipi (Astrazione)
$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \rightarrow B}$	$\frac{\Gamma, x : A \vdash M : B}{\Gamma \vdash \text{fn } x \Rightarrow M : A \rightarrow B}$

6.5.2. Tipi e programmi, proposizioni e dimostrazioni

L'isomorfismo si articola su due livelli: la corrispondenza tra le formule (proposizioni/tipi) e quella tra i meccanismi di prova (deduzioni/programmi).

Def. 67: Proposizioni come Tipi

Esiste una mappatura diretta tra i connettivi logici e i costruttori di tipo:

Logica Proposizionale	Sistema dei Tipi
Implicazione ($A \Rightarrow B$)	Tipo Funzione ($A \rightarrow B$)
Congiunzione ($A \wedge B$)	Tipo Prodotto ($A \times B$)
Disgiunzione ($A \vee B$)	Unione Disgiunta ($A + B$)
Vero (<i>True</i>)	Tipo Unitario (1 o <i>Unit</i>)
Falso (<i>False</i>)	Tipo Vuoto (\emptyset o <i>Void</i>)

Def. 68: Dimostrazioni come Programmi

Esiste una corrispondenza tra la struttura di una dimostrazione logica e la struttura di un programma:

Deduzione Naturale	Lambda Calcolo Tipato
Ipotesi	Variabili libere
Eliminazione dell'implicazione	Applicazione di funzione
Introduzione dell'implicazione	Astrazione (def. di funzione)
Dimostrazione completa	Termine chiuso (programma)

6.5.2.1. Dimostrazioni come Programmi

Una conseguenza fondamentale di questo isomorfismo è la possibilità di verificare la validità logica attraverso la programmazione.

Validità Logica e Abitabilità

Dato un tipo A e la sua proposizione corrispondente φ_A :

Esiste un termine chiuso M tale che $\vdash M : A \iff \varphi_A$ è una tautologia

- **Tipo Abitato:** Se riusciamo a scrivere una funzione (un programma che termina) con un certo tipo, abbiamo effettivamente fornito una *dimostrazione costruttiva* della proposizione logica corrispondente.
- **Tipo Vuoto:** Se un tipo non ha abitanti (non è possibile scrivere un termine per quel tipo), la proposizione corrispondente è logicamente falsa (o non dimostrabile).

Esempio: Consideriamo il tipo $\forall X, Y. X \rightarrow (Y \rightarrow X)$.

- **Logica:** Corrisponde all'assioma $A \rightarrow (B \rightarrow A)$.
- **Programma:** Corrisponde al termine $\text{fn } x \Rightarrow \text{fn } y \Rightarrow x$. Questo programma è valido e ben tipato, il che conferma che la proposizione logica è una tautologia.