



SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA

“SAPIENZA” UNIVERSITÀ DI ROMA
INGEGNERIA DELL'INFORMAZIONE,
INFORMATICA E STATISTICA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

Linguaggi di Programmazione

Appunti integrati con il libro "TODO", TODO 1, Autore 2, ...

Author
Alessio Bandiera

10 ottobre 2023

Indice

Informazioni e Contatti	1
1 Induzione	2
1.1 Algebre induttive	2
1.1.1 Assiomi di Peano	2
1.1.2 Algebre induttive	4
1.2 Strutture dati induttive	7
1.2.1 Liste	7
1.2.2 Alberi binari	8
2 Paradigma funzionale	11
2.1 Sintassi astratta	11
2.1.1 Grammatiche	11
2.1.2 Ambienti	15
2.1.3 Semantica operativa	16
2.2 Valutazioni	17
2.2.1 Valutazione eager	17
2.2.2 Valutazione lazy	18
2.3 Scoping	19
2.3.1 Scoping statico	19
2.3.2 Scoping dinamico	19

Informazioni e Contatti

Prerequisiti consigliati:

- Algebra
- TODO

Segnalazione errori ed eventuali migliorie:

Per segnalare eventuali errori e/o migliorie possibili, si prega di utilizzare il **sistema di Issues fornito da GitHub** all'interno della pagina della repository stessa contenente questi ed altri appunti (link fornito al di sotto), utilizzando uno dei template già forniti compilando direttamente i campi richiesti.

Gli appunti sono in continuo aggiornamento, pertanto, previa segnalazione, si prega di controllare se l'errore sia ancora presente nella versione più recente.

Licenza di distribuzione:

These documents are distributed under the [GNU Free Documentation License](#), a form of copyleft intended to be used on manuals, textbooks or other types of document in order to assure everyone the effective freedom to copy and redistribute it, with or without modifications, either commercially or non-commercially.

Contatti dell'autore e ulteriori link:

- Github: <https://github.com/ph04>
- Email: alessio.bandiera02@gmail.com
- LinkedIn: [Alessio Bandiera](#)

1

Induzione

1.1 Algebre induttive

1.1.1 Assiomi di Peano

Definizione 1: Assiomi di Peano

Gli **assiomi di Peano** sono 5 assiomi che definiscono l'insieme \mathbb{N} , e sono i seguenti:

- i) $0 \in \mathbb{N}$
- ii) $\exists \text{succ} : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, o equivalentemente, $\forall x \in \mathbb{N} \quad \text{succ}(x) \in \mathbb{N}$
- iii) $\forall x, y \in \mathbb{N} \quad x \neq y \implies \text{succ}(x) \neq \text{succ}(y)$
- iv) $\nexists x \in \mathbb{N} \mid \text{succ}(x) = 0$
- v) $\forall S \subseteq \mathbb{N} \quad (0 \in S \wedge (\forall x \in S \quad \text{succ}(x) \in S)) \implies S = \mathbb{N}$

Esempio 1.1.1.1 (\mathbb{N} di von Neumann). Una rappresentazione dell'insieme dei numeri naturali \mathbb{N} alternativa alla canonica

$$\mathbb{N} := \{0, 1, 2, \dots\}$$

è stata fornita da John von Neumann. Indicando tale rappresentazione con \aleph , si ha che, per Neumann

$$\begin{aligned} 0_{\aleph} &:= \emptyset = \{\} \\ 1_{\aleph} &:= \{0_{\aleph}\} = \{\{\}\} \\ 2_{\aleph} &:= \{0_{\aleph}, 1_{\aleph}\} = \{\{\}, \{\{\}\}\} \\ &\vdots \end{aligned}$$

e la funzione succ_{\aleph} è definita come segue

$$\text{succ}_{\aleph} : \aleph \rightarrow \aleph : x_{\aleph} \mapsto x_{\aleph} \cup \{x_{\aleph}\} = \{\mu_{\aleph} \in \aleph \mid |\mu_{\aleph}| \leq |x_{\aleph}|\}$$

ed in particolare $\forall x_{\mathbb{N}} \in \mathbb{N} \quad |x_{\mathbb{N}}| + 1 = |\text{succ}_{\mathbb{N}}(x_{\mathbb{N}})|$.

È possibile verificare che tale rappresentazione di \mathbb{N} soddisfa gli assiomi di Peano, in quanto

- i) $0_{\mathbb{N}} := \emptyset \in \mathbb{N}$;
- ii) $\exists \text{succ}_{\mathbb{N}} : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, definita precedentemente;
- iii) $\forall x_{\mathbb{N}}, y_{\mathbb{N}} \in \mathbb{N} \quad x_{\mathbb{N}} \neq y_{\mathbb{N}} \implies |x_{\mathbb{N}}| \neq |y_{\mathbb{N}}| \implies |\text{succ}_{\mathbb{N}}(x_{\mathbb{N}})| \neq |\text{succ}_{\mathbb{N}}(y_{\mathbb{N}})| \implies \text{succ}_{\mathbb{N}}(x_{\mathbb{N}}) \neq \text{succ}_{\mathbb{N}}(y_{\mathbb{N}})$;
- iv) per assurdo, sia $x_{\mathbb{N}} \in \mathbb{N}$ tale che $\text{succ}_{\mathbb{N}}(x_{\mathbb{N}}) = 0_{\mathbb{N}} := \emptyset$; per definizione $\text{succ}_{\mathbb{N}}(x_{\mathbb{N}}) := \{\mu_{\mathbb{N}} \in \mathbb{N} \mid |\mu_{\mathbb{N}}| \leq |x_{\mathbb{N}}|\}$, ma non esiste $\mu_{\mathbb{N}} \in \mathbb{N}$ con cardinalità minore o uguale 0, e dunque $\nexists x_{\mathbb{N}} \in \mathbb{N} \mid \text{succ}_{\mathbb{N}}(x_{\mathbb{N}}) = 0_{\mathbb{N}}$;
- v) per assurdo, sia $S \subseteq \mathbb{N}$ tale che $0_{\mathbb{N}} \in S$ e $\forall x_S \in S \quad \text{succ}_{\mathbb{N}}(x_S) \in S$ ma $S \neq \mathbb{N} \iff \mathbb{N} - S \neq \emptyset \implies \exists \zeta_{\mathbb{N}} \in \mathbb{N} - S$, ed in particolare $\zeta_{\mathbb{N}} \neq 0_{\mathbb{N}}$; \mathbb{N} è chiuso su $\text{succ}_{\mathbb{N}}$ per il secondo assioma di Peano, e dunque $\zeta_{\mathbb{N}} \neq 0_{\mathbb{N}} \implies \exists \zeta'_{\mathbb{N}} \in \mathbb{N} \mid \text{succ}_{\mathbb{N}}(\zeta'_{\mathbb{N}}) = \zeta_{\mathbb{N}}$, e sicuramente $\zeta'_{\mathbb{N}} \notin S$, poiché altrimenti $\zeta_{\mathbb{N}} \in S$ anch'esso in quanto S è chiuso rispetto a $\text{succ}_{\mathbb{N}}$; allora, ripetendo il ragionamento analogo per l'intera catena di predecessori, S risulterebbe essere vuoto, ma ciò è impossibile poiché $0_{\mathbb{N}} \in S$ in ipotesi \nexists .

Principio 1: Principio di Induzione

Sia P una proprietà che vale per $n = 0$, e dunque $P(0)$ è vera; inoltre, per ogni $n \in \mathbb{N}$ si ha che $P(n) \implies P(n+1)$; allora, $P(n)$ è vera per ogni $n \in \mathbb{N}$.

In simboli, utilizzando la notazione della logica formale, si ha che

$$\frac{P(0) \quad \frac{\forall n \in \mathbb{N} \quad P(n)}{P(n+1)}}{\forall n \in \mathbb{N} \quad P(n)}$$

Osservazione 1: Quinto assioma di Peano

Si noti che il quinto degli assiomi di Peano ([Definizione 1](#)) equivale al principio di induzione ([Principio 1](#)). Infatti, il quinto assioma afferma che qualsiasi sottoinsieme S di \mathbb{N} avente lo 0, e caratterizzato dalla chiusura sulla funzione di successore succ , coincide con \mathbb{N} stesso.

1.1.2 Algebre induttive

Definizione 2: Segnatura di una funzione

Data una funzione f , si definisce

$$f : A \rightarrow B$$

come **segnatura della funzione** f , dove A è detto **dominio**, denotato con $\text{dom}(f)$ e B **codominio** di f .

Definizione 3: Algebra

Una **struttura algebrica**, o più semplicemente **algebra**, consiste di un insieme *non vuoto*, talvolta chiamato **insieme sostegno** (*carrier set* o *domain*), fornito di una o più operazioni su tale insieme, quest'ultime caratterizzate da un numero finito di assiomi da soddisfare.

Se A è il carrier set, e $\gamma_1, \dots, \gamma_n$ sono delle operazioni definite su A , allora con

$$(A, \gamma_1, \dots, \gamma_n)$$

si indica l'algebra costituita da tali componenti, e questo simbolismo prende il nome di **segnatura dell'algebra**.

Esempio 1.1.2.1 (Strutture algebriche con singola operazione). Esempi di strutture algebriche con un'operazione binaria sono i seguenti:

- semigrupperi
- monoidi
- gruppi
- gruppi abeliani

Esempio 1.1.2.2 (Strutture algebriche con due operazioni). Esempi di strutture algebriche con due operazioni binarie sono i seguenti:

- semianelli
- anelli
- campi

Definizione 4: Insieme unità

Con **insieme unità** si intende un qualsiasi insieme tale che $|\mathbb{1}| = 1$, e verrà indicato attraverso il simbolo $\mathbb{1}$.

Definizione 5: Funzione nullaria

Dato un insieme A , con **funzione nullaria** si intende una qualsiasi funzione con segnatura

$$f : \mathbb{1} \rightarrow A$$

Osservazione 2: Iniettività della funzione nullaria

Si noti che ogni funzione nullaria è iniettiva, poiché il dominio è costituito da un solo elemento.

Definizione 6: Algebra induttiva

Sia A un insieme, e siano $\gamma_1, \dots, \gamma_n$ funzioni definite su A di arbitraria arietà; allora, $(A, \gamma_1, \dots, \gamma_n)$ è definita **algebra induttiva** se si verificano le seguenti:

- i) $\gamma_1, \dots, \gamma_n$ sono iniettive
- ii) $\forall i, j \in [1, n] \mid i \neq j \quad \text{im}(\gamma_i) \cap \text{im}(\gamma_j) = \emptyset$, ovvero, le immagini dei costruttori sono a due a due disgiunte
- iii) $\forall S \subseteq A \quad (\forall i \in [1, n], a_1, \dots, a_k \in S, k \in \mathbb{N} \quad \gamma_i(a_1, \dots, a_k) \in S) \implies S = A$, o equivalentemente, in A non devono essere contenute algebre induttive.

Le funzioni $\gamma_1, \dots, \gamma_n$ prendono il nome di **costruttori dell'algebra**.

Osservazione 3: Terzo assioma delle algebre induttive

Si noti che nel terzo assioma della [Definizione 6](#) anche $S = \emptyset$ è un valido sottoinsieme di A , ma poiché non esistono $a_1, \dots, a_k \in \emptyset$, in esso ogni qualificazione è vera a vuoto. Di conseguenza, nel momento in cui si ammette $S = \emptyset$ nel terzo assioma, l'algebra risulta essere non induttiva necessariamente (a meno dell'algebra vuota).

Di conseguenza, questo terzo assioma forza la necessità della presenza di un costruttore nullario all'interno di ogni algebra induttiva, in modo da non poter ammettere $S = \emptyset$, poiché l'algebra deve essere chiusa su ognuno dei suoi costruttori.

Esempio 1.1.2.3 (Numeri naturali). $(\mathbb{N}, +)$ non è un algebra induttiva, poiché esistono $x_1, x_2, x_3, x_4 \in \mathbb{N}$ con $x_1 \neq x_3$ e $x_2 \neq x_4$ tali che $x_1 + x_2 = x_3 + x_4$; ad esempio, $2 + 3 = 5 = 1 + 4$, e $2 \neq 1$, $3 \neq 4$.

Esempio 1.1.2.4 (Algebra di Boole). Dato l'insieme $B = \{\text{true}, \text{false}\}$, e la funzione \neg definita come segue

$$\neg : B \rightarrow B : x \mapsto \begin{cases} \text{false} & x = \text{true} \\ \text{true} & x = \text{false} \end{cases}$$

è possibile dimostrare che l'algebra (B, \neg) non è induttiva; infatti, nonostante \neg sia iniettiva, e la seconda proprietà della [Definizione 6](#) sia vera a vuoto, (B, \neg) non pre-

senta costruttore nullario, e dunque non può costituire un'algebra induttiva (si noti l'Osservazione 3).

Esempio 1.1.2.5 (Algebre induttive). Sia zero la funzione definita come segue

$$\text{zero} : \mathbb{1} \rightarrow \mathbb{N} : x \mapsto 0$$

e si prenda in esame l'algebra $(\mathbb{N}, \text{succ}, \text{zero})$; allora si ha che

i) succ e zero sono iniettive, poiché

- succ è iniettiva per il terzo assioma di Peano (Definizione 1)
- zero è iniettiva per l'Osservazione 2

ii) $\text{im}(\text{succ}) \cap \text{im}(\text{zero}) = (\mathbb{N} - \{0\}) \cap \{0\} = \emptyset$

iii) TODO

Definizione 7: Omomorfismo

Un **omomorfismo** è una funzione, tra due algebre dello stesso tipo, tale da preservarne le strutture.

Formalmente, siano (A, μ_1, \dots, μ_n) e $(B, \delta_1, \dots, \delta_n)$ due algebre tali che ogni funzione μ_i abbia la stessa arietà e lo stesso numero di parametri esterni (denotati con k) di δ_i , pari rispettivamente ad η_i ed a ν_i , per qualche $i \in [1, n]$; allora, una funzione $f : A \rightarrow B$ è detta essere un **omomorfismo** tra le due algebre, se e solo se

$$\begin{aligned} \forall a_1, \dots, a_{\eta_1} \quad f(\mu_1(a_1, \dots, a_{\eta_1}), k_1, \dots, k_{\nu_1}) &= \delta_1(f(a_1), \dots, f(a_{\eta_1}), k_1, \dots, k_{\nu_1}) \\ &\vdots \\ \forall a_1, \dots, a_{\eta_n} \quad f(\mu_n(a_1, \dots, a_{\eta_n}), k_1, \dots, k_{\nu_n}) &= \delta_n(f(a_1), \dots, f(a_{\eta_n}), k_1, \dots, k_{\nu_n}) \end{aligned}$$

Esempio 1.1.2.6 (Omomorfismi). Si considerino i gruppi $(\mathbb{R}, +)$ e $(\mathbb{R}_{>0}, \cdot)$, e sia f definita come segue:

$$f : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}_{>0} : x \mapsto e^x$$

allora, si ha che

$$\forall x, y \in \mathbb{R} \quad f(x) \cdot f(y) = e^x \cdot e^y = e^{x+y} = f(x+y)$$

dunque f è un omomorfismo di gruppi.

Definizione 8: Isomorfismo

Un **isomorfismo** è un omomorfismo biiettivo.

Esempio 1.1.2.7 (Isomorfismi). Si consideri l'omomorfismo dell'Esempio 1.1.2.6; si noti che

$$\forall x, y \in \mathbb{R} \mid x \neq y \quad e^x \neq e^y \implies f(x) \neq f(y)$$

e dunque f è iniettiva; inoltre

$$\forall y \in \mathbb{R}_{>0} \quad \exists x \in \mathbb{R} \mid f(x) = e^x = y \iff y = \ln(x)$$

e dunque f è suriettiva. Allora, f è biettiva, e poiché è un omomorfismo, risulta essere un isomorfismo.

1.2 Strutture dati induttive

1.2.1 Liste

Definizione 9: Liste

Una **lista** è una collezione ordinata di elementi, e l'insieme delle liste di lunghezza finita viene denotato con $\text{List}\langle T \rangle$, dove T è il tipo degli elementi che le liste contengono, ed il simbolo T verrà identificato con l'insieme di tutti gli oggetti aventi tipo T .

Dati $a_1, \dots, a_n \in T$, una lista $l \in \text{List}\langle T \rangle$ contenente tali elementi può essere rappresentata come segue:

$$[a_1, \dots, a_n]$$

Definizione 10: Algebra delle liste finite

L'algebra delle liste finite è definita come segue:

$$(\text{List}\langle T \rangle, \text{empty}, \text{cons})$$

dove i costruttori sono i seguenti:

$$\begin{aligned} \text{empty} &: \mathbb{1} \rightarrow \text{List}\langle T \rangle : x \mapsto [] \\ \text{cons} &: \text{List}\langle T \rangle \times T \rightarrow \text{List}\langle T \rangle : ([a_1, \dots, a_n], x) \mapsto [a_1, \dots, a_n, x] \end{aligned}$$

Proposizione 1: Liste finite induttive

L'algebra delle liste finite è induttiva.

Dimostrazione. Si noti che:

- empty ha dominio in $\mathbb{1}$, e poiché questo contiene un solo elemento, empty è necessariamente iniettiva;
- $\forall l, l' \in \text{List}\langle T \rangle, x, x' \in T \quad \text{cons}(l, x) = \text{cons}(l', x') \implies \begin{cases} l = l' \\ x = x' \end{cases}$ altrimenti l ed l' avrebbero avuto lunghezze diverse, oppure avrebbero contenuto diversi elementi;
- $\text{im}(\text{empty}) \cap \text{im}(\text{cons}) = \emptyset$, poiché solo empty può restituire $[]$, in quanto cons restituisce sempre una lista contenente almeno l'elemento fornito in input;

- sia $S \subseteq \text{List}\langle T \rangle$ tale da essere chiuso rispetto a cons , e contenente la lista vuota; per assurdo, sia $\text{List}\langle T \rangle - S \neq \emptyset \implies \exists l \in \text{List}\langle T \rangle - S$, ma $\text{List}\langle T \rangle$ è chiuso rispetto a cons , ed in particolare $\exists x \in T, l' \in \text{List}\langle T \rangle \mid \text{cons}(l', x) = l$, ma poiché $l \notin S$, allora necessariamente $l' \notin S$, poiché S è chiuso rispetto a cons , e quindi $l' \in S \implies l \in S$, ma l è stato scelto in $\text{List}\langle T \rangle - S$; ripetendo tale ragionamento induttivamente, si ottiene che S è vuoto, ma questo è impossibile poiché $[] \in \text{List}\langle T \rangle$ in ipotesi \nmid .

Dunque, l'algebra delle liste finite risulta essere induttiva. \square

Osservazione 4: Algebra delle liste infinite

Se all'algebra delle liste finite venissero aggiunte anche le liste infinite, l'algebra risultante non sarebbe induttiva, in quanto conterrebbe l'algebra delle liste finite, la quale è induttiva per la [Proposizione 1](#), e verrebbe dunque contraddetto il terzo assioma della [Definizione 6](#).

Osservazione 5: Concatenazione di liste finite

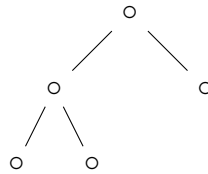
È possibile estendere l'algebra delle liste finite per supportare l'operazione di concatenazione tra liste, come segue:

$$\text{concat} : \text{List}\langle T \rangle \times \text{List}\langle T \rangle \rightarrow \text{List}\langle T \rangle : (l, l') \mapsto \begin{cases} l' & l = [] \\ \text{cons}(x, \text{concat}(t, l')) & \exists x \in T, t \in \text{List}\langle T \rangle \mid l = \text{cons}(t, x) \end{cases}$$

1.2.2 Alberi binari

Definizione 11: Albero binario

Un **albero binario** è una struttura dati che è possibile rappresentare graficamente come segue:



Il primo nodo, poiché non è figlio di nessuno, è detto **radice**, e poiché l'albero è *binario*, ogni nodo ha 0 — nel qual caso è definito **foglia** — oppure 2 figli. L'insieme degli alberi binari viene denotato con **B-tree**.

Definizione 12: Algebra degli alberi binari finiti

L'algebra degli alberi binari finiti è definita come segue:

$$(\mathbf{B\text{-}tree}, \text{leaf}, \text{branch})$$

dove i costruttori sono i seguenti:

$$\text{leaf} : \mathbb{1} \rightarrow \mathbf{B\text{-}tree} : x \mapsto \circ$$

$$\text{branch} : \mathbf{B\text{-}tree} \times \mathbf{B\text{-}tree} \rightarrow \mathbf{B\text{-}tree} : (b, b') \mapsto$$

**Proposizione 2: Alberi binari finiti induttivi**

L'algebra degli alberi binari finiti è induttiva.

Dimostrazione. Omessa. □

Osservazione 6: Algebra degli alberi binari infiniti

Analogamente all'[Osservazione 4](#), l'algebra degli alberi binari finiti ed infiniti non è induttiva.

Osservazione 7: Nodi di un albero binario finito

È possibile estendere l'algebra degli alberi binari finiti per supportare l'operazione per contare i nodi di un albero, come segue:

$$\text{nodes} : \mathbf{B\text{-}tree} \rightarrow \mathbb{N} : b \mapsto \begin{cases} 1 & b = \circ \\ 1 + \text{nodes}(t) + \text{nodes}(t') & \exists t, t' \in \mathbf{B\text{-}tree} \mid b = \text{branch}(t, t') \end{cases}$$

Osservazione 8: Foglie di un albero binario finito

È possibile estendere l'algebra degli alberi binari finiti per supportare l'operazione per contare le foglie di un albero, come segue:

$$\text{leaves} : \mathbf{B\text{-}tree} \rightarrow \mathbb{N} : b \mapsto \begin{cases} 1 & b = \circ \\ \text{leaves}(t) + \text{leaves}(t') & \exists t, t' \in \mathbf{B\text{-}tree} \mid b = \text{branch}(t, t') \end{cases}$$

Teorema 1: Relazione tra foglie e nodi

Ogni albero binario finito, avente n foglie, ha $2n - 1$ nodi.

Dimostrazione. La seguente dimostrazione procede per *induzione strutturale*, dunque effettuando l'induzione sulla morfologia della struttura dati, e non sul numero n di foglie.

Caso base. Il caso base è costituito dunque da \circ , l'albero ottenuto attraverso il costruttore nullario leaf, ed infatti si ha che

$$\text{leaves}(\circ) = 1 \implies 2 \cdot 1 - 1 = 1$$

e \circ ha esattamente 1 nodo.

Ipotesi induttiva. Un albero binario finito, avente n foglie, ha $2n - 1$ nodi.

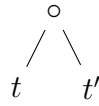
Passo induttivo. Sia $b \in \mathbf{B-tree}$ tale che esistano $t, t' \in \mathbf{B-tree}$ tali che $\text{branch}(t, t') = b$, e siano

$$\begin{cases} \text{leaves}(t) = n \\ \text{leaves}(t') = n' \end{cases}$$

Si noti che, per ipotesi induttiva, si ha che

$$\begin{cases} \text{nodes}(t) = 2n - 1 \\ \text{nodes}(t') = 2n' - 1 \end{cases}$$

ed inoltre, poiché $b = \text{branch}(t, t')$, b ha la forma seguente



dunque, per definizione di leaves si ha che

$$\text{leaves}(b) = \text{leaves}(t) + \text{leaves}(t') = n + n'$$

e, dalla morfologia di b , segue che

$$\text{nodes}(b) = \text{nodes}(t) + \text{nodes}(t') + 1 = 2n - 1 + 2n' - 1 + 1 = 2(n + n') - 1$$

ed è quindi verificata la tesi, poiché

$$\text{leaves}(b) = n + n' \implies \text{nodes}(b) = 2(n + n') - 1$$

□

2

Paradigma funzionale

2.1 Sintassi astratta

2.1.1 Grammatiche

Definizione 13: Grammatica

Una **grammatica** è un insieme di regole che definiscono come manipolare un insieme di stringhe, agendo su elementi sintattici detti **termini**.

Definizione 14: Forma di Backus-Naur (BNF)

La **forma di Backus-Naur** (*Backus-Naur Form*) è una notazione utilizzata per descrivere la sintassi di grammatiche, ed è definita come segue:

$$\langle \text{symbol} \rangle, \dots, \langle \text{symbol} \rangle ::= _expression_ \mid \dots \mid _expression_$$

dove

- $\langle \text{symbol} \rangle$ è una *metavariabile non terminale*, ovvero, può essere sostituito con regole definite dalla grammatica; si noti che le regole possono essere utilizzate ricorsivamente;
- il simbolo $::=$ indica che ciò che è posto alla sua sinistra deve essere sostituito con ciò che è alla sua destra;
- $_expression_$ è un'espressione che verrà usata per rimpiazzare le metavariable non terminali, attraverso le regole definite dalla grammatica; le *metavariable* che compongono le espressioni possono essere **costanti**, **variabili**, **termini** o **espressioni** contenenti combinazioni delle precedenti, presentando eventualmente anche operazioni sintattiche specifiche.

Esempio 2.1.1.1 (Grammatica *Exp*). Sia *Exp* la seguente grammatica:

$$M, N ::= 0 \mid 1 \mid \dots \mid x \mid M + N \mid M * N$$

essa definisce le regole per utilizzare i numeri in \mathbb{N} , ammettendo inoltre le operazioni sintattiche di $+$ e $*$.

All'interno di questa grammatica dunque, le metavariables utilizzate sono le seguenti:

- *costanti*: $0, 1, \dots$
- *variabili*: x
- *termini*: M ed N
- *espressioni*: $M + N$ e $M * N$ (tecnicamente anche le precedenti sono espressioni, ma queste in particolare sfruttano operazioni sintattiche precise)

Definizione 15: Variabili

Data una grammatica di G , con Var si indica l'**insieme delle variabili** di G .

Definizione 16: Valori

Data una grammatica, con Val si indica l'**insieme dei valori** che ogni termine della grammatica può assumere.

Esempio 2.1.1.2 (Variabili e valori di *Exp*). Si prenda in considerazione la grammatica *Exp* dell'[Esempio 2.1.1.4](#); in essa, si ha che

$$\begin{aligned}\text{Var} &= \{x\} \\ \text{Val} &= \{0, 1, \dots\}\end{aligned}$$

Definizione 17: Linguaggio di una grammatica

Sia G una grammatica; allora, il suo **linguaggio** è l'insieme delle stringhe che è possibile costruire attraverso le regole dettate da G .

Esempio 2.1.1.3 (Linguaggio di *Exp*). Si prenda in considerazione *Exp*, la grammatica definita all'interno dell'[Esempio 2.1.1.1](#); in essa, prendendo ad esempio le stringhe "4" e "23", si può ottenere la stringa

$$+("4", "23") = "4 + 23"$$

dove la *polish notation* — alla sinistra dell'uguale — e la forma sintattica canonica — alla sua destra — verranno utilizzate intercambiabilmente, poiché puro *syntactic sugar*.

Osservazione 9: Valutazione di Exp

Si prenda in considerazione la grammatica Exp dell'Esempio 2.1.1.1; su di essa, è possibile definire ricorsivamente una funzione $eval$, in grado di valutare le stringhe che tale grammatica può produrre, come segue:

$$\begin{aligned} eval(0) &= 0 \\ eval(1) &= 1 \\ &\vdots \\ eval(M + N) &= eval(M) + eval(N) \\ eval(M * N) &= eval(M) * eval(N) \end{aligned}$$

Osservazione 10: Ambiguità di Exp

Si prenda in considerazione la grammatica Exp dell'Esempio 2.1.1.1; si noti che tale grammatica è ambigua, poichè ad esempio

$$+("5", *("6", "7")) = "5 + 6 * 7" = *(+("5", "6"), "7")$$

e da ciò segue anche che $\text{im}(+) \cap \text{im}(*) \neq \emptyset$.

Osservazione 11: Disambiguazione di Exp

Si noti che l'ambiguità trattata nell'Osservazione 10 non permetterebbe di poter definire la funzione $eval$, descritta nell'Osservazione 9. Dunque, per risolvere tale ambiguità, a meno di parentesi (che *non* sono definite all'interno della grammatica) o dell'esplicitazione della composizione di funzioni utilizzata, verrà sottointesa la normale precedenza degli operatori aritmetica durante la valutazione delle stringhe.

Definizione 18: Clausola let

Sia G una grammatica; allora, è possibile definire su G una funzione let , come segue:

$$let : \text{Var} \times G \times G \rightarrow G$$

e verrà utilizzata attraverso la sintassi

$$let \text{ *variable* } = \text{ _expression_1 } \text{ in } \text{ _expression_2 }$$

ed alla variabile ***variable*** verrà assegnata l'espressione _expression_1 durante la valutazione di _expression_2 ; la variabile ***variable***, all'interno di _expression_2 , prende il nome di **variabile locale**.

Una variabile alla quale non è stata assegnata nessuna espressione prende il nome di **variabile libera** (*unbound variable* in inglese); una variabile non libera è detta **variabile legata** (*bound variable*).

Esempio 2.1.1.4 (Estensione di Exp). Sia Exp un'estensione della grammatica presente all'interno dell'[Esempio 2.1.1.1](#), descritta come segue:

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

In essa, sono presenti:

- *costanti*: indicate con k , che sta ad indicare che in Exp è ammessa qualsiasi costante; di fatto, è possibile pensare a k come una funzione definita come segue:

$$k : \mathbb{N} \rightarrow Exp : x \mapsto "x"$$

- *variabili*: x
- *termini*: M ed N
- *espressioni*: $M + N$, $M * N$ e $\text{let } x = M \text{ in } N$

Esempio 2.1.1.5 (Clausole let). Sia Exp la grammatica dell'[Esempio 2.1.1.4](#); un esempio di espressione su Exp , che utilizza la clausola let della [Definizione 18](#), è la seguente:

$$\text{let } x = 3 \text{ in } (x + 1)$$

e nel momento in cui viene valutata tale espressione, si ha che

$$x = 3 \implies x + 1 = 3 + 1 = 4$$

e dunque il valore dell'espressione è 4.

Esempio 2.1.1.6 (Variabili libere). Sia Exp la grammatica dell'[Esempio 2.1.1.4](#), ed ammettendo la variabile y in essa, si consideri la seguente espressione:

$$\text{let } x = 3 \text{ in } (x + y)$$

in essa, la variabile x è posta pari a 3, ma ad y non è stato assegnato alcun valore, e dunque risulta essere una variabile libera.

Osservazione 12: Variabili libere di un'espressione

Sia Exp la grammatica dell'[Esempio 2.1.1.4](#); su di essa, è possibile definire, ricorsivamente, una funzione in grado di restituire le variabili unbound di una data espressione, come segue:

$$\text{free} : Exp \rightarrow \mathcal{P}(\text{Var}) : e \mapsto \begin{cases} \emptyset & \exists \eta \in \mathbb{N} \mid e = k(\eta) \\ \{x\} & \exists x \in \text{Var} \mid e = x \\ \text{free}(M) \cup \text{free}(N) & \exists M, N \in Exp \mid e = M + N \vee e = M * N \\ \text{free}(M) \cup (\text{free}(N) - \{x\}) & \exists x \in \text{Var}, M, N \in Exp \mid e = (\text{let } x = M \text{ in } N) \end{cases}$$

2.1.2 Ambienti

Definizione 19: Ambiente di una grammatica

Data una grammatica tale che Val sia un insieme finito, un **ambiente** della grammatica è una funzione della forma

$$E : \text{Var} \rightarrow \text{Val}$$

che associa dunque una variabile, ad un possibile valore che può assumere con espressioni della grammatica di riferimento. L'insieme di tutti gli ambienti della grammatica è denotato con Env .

In simboli, gli ambienti verranno scritti come insiemi di coppie (x, k) con $x \in \text{Var}, k \in \text{Val}$, che descriveranno la mappa definita dall'ambiente stesso. Si noti che $E(x)$ è indefinito per ogni $x \in \text{Var} - \text{dom}(E)$.

Esempio 2.1.2.1 (Ambiente di Exp). Sia Exp la grammatica dell'Esempio 2.1.1.4; allora, un possibile ambiente di Exp , denotato con $E \in \text{Env}$, è il seguente:

$$E := \{(z, 3), (y, 9)\}$$

ed esso esprime la possibilità che in Exp z possa essere valutato pari a 3, mentre y pari a 9.

Definizione 20: Concatenazione di ambienti

Siano E_1 ed E_2 due ambienti di una grammatica; si definisce la **concatenazione** di E_1 ed E_2 la seguente funzione

$$E_1 E_2 : \text{Env} \times \text{Env} \rightarrow \text{Env} : x \mapsto \begin{cases} E_2 & x \in \text{dom}(E_2) \vee x \in \text{dom}(E_1) \cup \text{dom}(E_2) \\ E_1(x) & x \in \text{dom}(E_1) \end{cases}$$

dunque, nella concatenazione E_2 sovrascrive le tuple che sono presenti anche in E_1 .

Esempio 2.1.2.2 (Concatenazione di ambienti). Sia Exp la grammatica descritta all'interno del Esempio 2.1.1.4, e siano

$$\begin{aligned} E_1 &:= \{(z, 3), (y, 9)\} \\ E_2 &:= \{(z, 4)\} \end{aligned}$$

due suoi ambienti; allora si ha che

$$E_1 E_2 := \{(z, 4), (y, 9)\}$$

2.1.3 Semantica operativa

Definizione 21: Semantica operativa di una grammatica

Data una grammatica G , si definisce **semantica operativa** della grammatica una relazione, indicata col simbolo \rightsquigarrow , definita come segue:

$$\rightsquigarrow \subseteq \text{Env} \times G \times \text{Val}$$

Un elemento $(E, M, v) \in \rightsquigarrow$ è detto **giudizio operativo**, e viene scritto col seguente simbolismo:

$$E \vdash M \rightsquigarrow v$$

e si legge "valutando M , nell'ambiente E si ottiene v ".

Esempio 2.1.3.1 (label=sem op exp). [Semantica operativa di Exp] Sia Exp la grammatica definita all'interno dell'Esempio 2.1.1.4, e sia E un suo ambiente; allora, sono vere le seguenti asserzioni:

$$\begin{aligned} & [const] \quad E \vdash k \rightsquigarrow k \\ & \forall x \in \text{Var} \quad \exists v \in \text{Val} \mid E(x) = v \implies [var] \quad E \vdash x \rightsquigarrow v \\ & \forall v', v'' \in \text{Val}, M, N \in Exp \quad \exists v \in \text{Val} \mid v = v' + v'' \implies [plus] \quad \frac{E \vdash M \rightsquigarrow v' \quad E \vdash N \rightsquigarrow v''}{E \vdash M + N \rightsquigarrow v} \\ & \forall v', v'' \in \text{Val}, M, N \in Exp \quad \exists v \in \text{Val} \mid v = v' \cdot v'' \implies [times] \quad \frac{E \vdash M \rightsquigarrow v' \quad E \vdash N \rightsquigarrow v''}{E \vdash M * N \rightsquigarrow v} \\ & \forall v, v' \in \text{Val}, x \in \text{Var}, M, N \in Exp \quad [let] \quad \frac{E \vdash M \rightsquigarrow v' \quad E\{(x, v')\} \vdash N \rightsquigarrow v}{E \vdash let \ x = M \ in \ N \rightsquigarrow v} \end{aligned}$$

Definizione 22: Equivalenza operativa

Sia G una grammatica, e siano M ed N due sue espressioni; queste sono dette **operazionalmente equivalenti**, se è vera la seguente proposizione:

$$\forall E \in \text{Env}, v \in \text{Val} \quad E \vdash M \rightsquigarrow v \iff E \vdash N \rightsquigarrow v$$

e viene indicato con $M \sim N$.

Definizione 23: Albero di valutazione

Con **albero di valutazione** di un'espressione e , si definisce l'albero, composto da inferenze logiche, ottenuto dalla valutazione di e .

Osservazione 13: Ambiente iniziale

Per qualsiasi grammatica, meno di specifiche si assume che, all'interno di una valutazione, l'ambiente iniziale sia $\emptyset \subseteq \text{Env}$.

Esempio 2.1.3.2 (Alberi di valutazione su *Exp*). Sia *Exp* la grammatica definita all'interno dell'Esempio 2.1.1.4; allora, l'albero di valutazione dell'espressione

$$\text{let } x = 3 \text{ in } x + 4$$

è il seguente

$$\frac{\emptyset \vdash 3 \rightsquigarrow 3 \quad \frac{\{(x, 3)\} \vdash x \rightsquigarrow 3 \quad \{(x, 3)\} \vdash 4 \rightsquigarrow 4}{\{(x, 3)\} \vdash x + 4 \rightsquigarrow 7}}{\emptyset \vdash \text{let } x = 3 \text{ in } x + 4 \rightsquigarrow 7}$$

ed è valutabile poiché $x \in \text{dom}(\{(x, 1)\}) = \{x\}$.

2.2 Valutazioni

2.2.1 Valutazione eager

Definizione 24: Valutazione eager

Data una grammatica, la valutazione **eager** (detta anche *call-by-name*) valuta una data espressione della grammatica non appena questa viene legata ad una variabile.

Esempio 2.2.1.1 (Valutazione eager su *Exp*). Sia *Exp* la grammatica definita all'interno dell'Esempio 2.1.1.4, e si consideri la seguente espressione:

$$\text{let } x = M \text{ in } x + x$$

essa, valutata attraverso valutazione eager, produce il seguente albero di derivazione:

$$\frac{\dots \quad \frac{\{(x, v')\} \vdash x \rightsquigarrow v' \quad \{(x, v')\} \vdash x \rightsquigarrow v'}{\{(x, v')\} \vdash x + x \rightsquigarrow v}}{\emptyset \vdash \text{let } x = M \text{ in } x + x \rightsquigarrow v}$$

dove $v, v' \in \text{Var} \mid v = v' + v'$. Si noti dunque che le espressioni M e $x + x$ sono state valutate entrambe sullo stesso livello.

Esempio 2.2.1.2 (Valutazione eager su *Exp*). Sia *Exp* la grammatica definita all'interno dell'Esempio 2.1.1.4, e si consideri la seguente espressione:

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

essa, valutata attraverso valutazione eager, produce il seguente albero di derivazione:

$$\frac{\emptyset \vdash 3 \rightsquigarrow 3 \quad \frac{\{(x, 3)\} \vdash x \rightsquigarrow 3 \quad \frac{\{(x, 3), (y, 3)\} \vdash 7 \rightsquigarrow 7 \quad \frac{\{(x, 3), (y, 3)\} \{ (x, 7) \} \vdash y \rightsquigarrow 3 \quad \{(x, 3), (y, 3)\} \{ (x, 7) \} \vdash x \rightsquigarrow 7}{\{(x, 3), (y, 3)\} \{ (x, 7) \} \vdash y + x \rightsquigarrow 10}}{\{(x, 3), (y, 3)\} \vdash \text{let } x = 7 \text{ in } y + x \rightsquigarrow 10}}{\{(x, 3)\} \vdash \text{let } y = x \text{ in } (\text{let } x = 7 \text{ in } y + x) \rightsquigarrow 10}}{\emptyset \vdash \text{let } x = 3 \text{ in } (\text{let } y = x \text{ in } (\text{let } x = 7 \text{ in } y + x)) \rightsquigarrow 10}$$

2.2.2 Valutazione lazy

Definizione 25: Valutazione lazy

Data una grammatica, la valutazione **lazy** (detta anche *call-by-need*) valuta una data espressione e della grammatica solo quando il suo valore viene richiesto da un'altra espressione, che dunque dipende dal valore di e .

Osservazione 14: Exp lazy

Sia Exp la grammatica definita nell'Esempio 2.1.1.4; per poter valutare le sue espressioni in maniera lazy, è necessario ridefinire alcune regole di inferenza definite all'interno dell'??.

- l'insieme degli ambienti di Exp viene ridefinito come segue:

$$\text{Env} := \{f \mid \text{Var} \xrightarrow{\text{fin}} \text{Val} \cup \text{Exp}\}$$

dunque gli ambienti possono associare delle variabili anche a delle espressioni, in modo da poter ritardare la valutazione di quest'ultime fin quando non diventa strettamente necessario valutarle;

- $\forall E \subseteq \text{Env}, x \in \text{Var} \quad x \in \text{dom}(E) \wedge M := E(x) \implies \frac{E \vdash M \rightsquigarrow v}{E \vdash x \rightsquigarrow v}$, e questa regola di inferenza include la possibilità di calcolare le variabili il cui valore è associato ad espressioni all'interno dell'ambiente corrente;
- $\forall x \in \text{Var}, M, N \in \text{Exp} \quad [\text{let}] \quad \frac{E\{(x, M)\} \vdash N \rightsquigarrow v}{E \vdash \text{let } x = M \text{ in } N \rightsquigarrow v}$

Esempio 2.2.2.1 (Valutazione lazy su Exp). Sia Exp la grammatica definita all'interno dell'Esempio 2.1.1.4, e si consideri la seguente espressione

$$\text{let } x = M \text{ in } x + x$$

essa, valutata attraverso valutazione lazy, produce il seguente albero di derivazione:

$$\frac{\frac{\dots}{\{(x, M)\} \vdash M \rightsquigarrow v'} \quad \frac{\dots}{\{(x, M)\} \vdash M \rightsquigarrow v'}}{\frac{\{(x, M)\} \vdash x \rightsquigarrow v' \quad \{(x, M)\} \vdash x \rightsquigarrow v'}{\{(x, M)\} \vdash x + x \rightsquigarrow v}} \\ \hline \emptyset \vdash \text{let } x = M \text{ in } x + x \rightsquigarrow v$$

dove $v, v' \in \text{Var} \mid v = v' + v'$. Si noti dunque che è stata valutata prima M , poi $x + x$, poiché la seconda espressione dipendeva dal valore della prima.

2.3 Scoping

2.3.1 Scoping statico

2.3.2 Scoping dinamico