"Sapienza" Università di Roma
Ingegneria dell'Informazione,
Informatica e Statistica
Dipartimento di Informatica

Linguaggi di Programmazione

Author
Simone Bianco

5 ottobre 2023

Indice

Informazioni e Contatti

Appunti e riassunti personali raccolti in ambito del corso di *Linguaggi di Programmazione* offerto dal corso di laurea in Informatica dell'Università degli Studi di Roma "La Sapienza".

Ulteriori informazioni ed appunti possono essere trovati al seguente link:
https://github.com/Exyss/university-notes. Chiunque si senta libero di segnalare incorrettezze, migliorie o richieste tramite il sistema di Issues fornito da GitHub stesso o contattando in privato l'autore :

- Email: **bianco.simone@outlook.it**
- LinkedIn: **Simone Bianco**

Gli appunti sono in continuo aggiornamento, pertanto, previa segnalazione, si prega di controllare se le modifiche siano già state apportate nella versione più recente.

Prerequisiti consigliati per lo studio:

Apprendimento del materiale relativo al corso *Algebra*.

Licence:

1

Struttura e Rappresentazione

1.1 Algebre induttive

Definizione 1: Assiomi di Peano

L'insieme dei numeri naturali $\mathbb{N}$ è definito secondo i seguenti **assiomi di Peano**:

1. $0 \in \mathbb{N}$
2. $n \in \mathbb{N} \implies \text{succ}(n) \in \mathbb{N}$, dove $\text{succ} : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ è la funzione successore
3. $\forall n, m \in \mathbb{N}, \text{succ}(n) = \text{succ}(m) \implies n = m$, ossia succ è iniettiva
4. $\nexists n \in \mathbb{N} \mid \text{succ}(n) = 0$
5. $\forall S \subseteq \mathbb{N} \mid (0 \in S \wedge (n \in S \implies \text{succ}(n) \in S)) \implies S = \mathbb{N}$

Proposizione 1: Numeri naturali di Von Neumann

I numeri naturali data da Von Neumann, indicati con $\mathcal{N}$, definiti come:

$$0_{\mathcal{N}} := \{\}$$

$$1_{\mathcal{N}} := \{\, \{\} \,\}$$
$$2_{\mathcal{N}} := \{\, \{\}, \{\{\}\} \,\}$$
$$3_{\mathcal{N}} := \{\, \{\}, \{\{\}\}, \{\{\}, \{\{\}\}\} \,\}$$
$$\dots$$

dove $\text{succ}_{\mathcal{N}} : \mathcal{N} \to \mathcal{N} : n \mapsto n \cup \{n\}$, soddisfano gli assiomi di Peano

Dimostrazione.

1. $0_{\mathcal{N}} \in \mathcal{N}$ per definizione stessa di $\mathcal{N}$
2. $n \in \mathcal{N} \implies \text{succ}_{\mathcal{N}}(n) \in \mathcal{N}$ per definizione stessa di $\text{succ}_{\mathcal{N}}$
3. Siano $n, m \in \mathcal{N}$ tali che $n \neq m$. In tal caso, ne segue automaticamente che:

   $$n \neq m \implies n \cup \{n\} \neq m \cup \{m\} \iff \text{succ}_{\mathcal{N}}(n) \neq \text{succ}_{\mathcal{N}}(m)$$

   Per contro-nominale, dunque, otteniamo che:

   $$\text{succ}_{\mathcal{N}}(n) = \text{succ}_{\mathcal{N}}(m) \implies n = m$$

4. Supponiamo per assurdo che $\exists n \in \mathbb{N} \mid \text{succ}_{\mathcal{N}}(n) = 0_{\mathcal{N}}$. In tal caso, avremmo che:

   $$succ(n) = 0_{\mathcal{N}} \iff n \cup \{n\} = 0_{\mathcal{N}} \iff n \cup \{n\} = \{\}$$

   ma ciò risulta assurdo poiché implicherebbe che l'insieme $\{\}$ contenga degli elementi. Di conseguenza, l'unica possibilità è che $\nexists n \in \mathbb{N} \mid \text{succ}_{\mathcal{N}}(n) = 0_{\mathcal{N}}$

5. Supponiamo per assurdo che $\exists S \subseteq \mathcal{N} \mid (0_{\mathcal{N}} \in S \wedge (n \in S \implies \text{succ}_{\mathcal{N}}(n) \in S)) \wedge S \neq \mathcal{N}$. Consideriamo quindi $\mathcal{N} - S = \{n_1, \dots, n_k\}$. Per via del secondo assioma, ogni elemento di $\mathcal{N} - S$ deve avere un proprio successore e un proprio predecessore in $\mathcal{N}$.

   Poiché per ipotesi si ha che $n \in S \implies \text{succ}_{\mathcal{N}}(n) \in S$, ne segue che tutti i predecessori degli elementi in $\mathcal{N} - S$ non possano essere in S, poiché altrimenti tali elementi sarebbero in S. Inoltre, poiché $\text{succ}_{\mathcal{N}}$ è iniettiva, ne segue che i successori degli elementi in $\mathcal{N} - S$ non possano essere in S, poiché esiste già un predecessore in S per ogni elemento in S.

   Di conseguenza, ogni predecessore ed ogni successore degli elementi di $\mathcal{N} - S$ deve essere in $\mathcal{N} - S$ stesso. Consideriamo quindi (per comodità) la seguente catena di successori in $\mathcal{N} - S$:

   $$n_1 \to n_2 \to \dots \to n_k \to n_1$$

   Notiamo a questo punto che:

   $$\text{succ}^k_{\mathcal{N}}(n_1) = n_1 \implies n_1 \in n_1$$

   contraddicendo gli assiomi insiemistici per cui un insieme non possa essere contenuto in se stesso. Di conseguenza, l'unica possibilità è che $S = \mathcal{N}$

□

Principio 1: Principio di induzione

Sia P una proprietà che vale per $n = 0$. Dato $n \in \mathbb{N}$, se si verifica che la veridicità di P per n implica che P sia vera anche per $n+1$, allora P vale per tutto $\mathbb{N}$. In simboli, abbiamo che:

$$\forall P \ \ ((P(0) \land (P(n) \implies P(n+1)))) \implies \forall m \in \mathbb{N} \ \ P(m)$$

Osservazione 1

Il quinto assioma di Peano è equivalente al principio di induzione, poiché basta considerare $S \subseteq \mathbb{N}$ come l'insieme degli elementi per cui vale la proprietà desiderata

Osservazione 2

Dato $k \in \mathbb{N}$, il principio di induzione può essere utilizzato per dimostrare che una proprietà P valga $\forall n \in \mathbb{N} \mid n \geq k$. In altre parole, non è necessario che il principio valga per tutti i naturali a partire da 0.

Dimostrazione.

- Definendo una proprietà Q tale che $P(n) = Q(n-k)$, si ha che:

  $$\forall n - k \in \mathbb{N} \ \ Q(n-k) \iff P(n)$$

  dunque applicare il principio di induzione per P partendo da k equivale ad applicare il principio di induzione per Q partendo da 0, rispettando quindi il quinto assioma di Peano

□

Definizione 2: Insieme unità

Definiamo come **insieme unità** l'insieme $\mathbb{1} = \{()\}$, ossia l'insieme composto da una zerupla

Definizione 3: Funzione nullaria

Definiamo una funzione $f : \mathbb{1} \to S$, dunque avente $\mathbb{1}$ come dominio, come **funzione nullaria** (o funzione costante).

Inoltre, per comodità, indichiamo $f(x)$ direttamente con f, poiché $x = ()$

Esempio:

- Data la funzione $\mathrm{zero} : \mathbb{1} \to \mathbb{N} : x \mapsto 0$, indichiamo $\mathrm{zero}(x)$ direttamente come zero

Osservazione 3

Una funzione nullaria è sempre **iniettiva** in quanto esiste un solo elemento nel dominio.

Definizione 4: Segnatura di una funzione

Data una funzione f definiamo $f : D \to C$ come **segnatura di** f dove D è il **dominio di** f e C è il **codominio di** f

Definizione 5: Algebra

Definiamo come **algebra** (o struttura algebrica) una n-upla $(A, \gamma_1, \dots, \gamma_n)$ dove A è un insieme non vuoto, detto **dominio**, e $\gamma_1, \dots, \gamma_n$ sono delle operazioni definite su A stesso.

Esempi:

- La coppia $(\mathbb{N}, \text{succ})$ è un'algebra
- La coppia $(\mathbb{N}, \text{zero})$ è un'algebra

Definizione 6: Segnatura di un'algebra

Data un'algebra $(A, \gamma_1, \dots, \gamma_n)$, definiamo come **segnatura dell'algebra** l'insieme delle segnature delle operazioni definite su essa

Definizione 7: Segnature equivalenti

Date due algebre $(A, \gamma_1, \dots, \gamma_n)$ e $(B, \delta_1, \dots, \delta_n)$, definiamo le segnature di tali algebre come **equivalenti** se per ogni operazione γ definita su A esiste un'operazione δ definita su B per cui invertendo B con A all'interno della segnatura di δ si ottiene la segnatura di γ

Esempio:

- Date le due algebre $(\mathbb{N}, \text{zero}, \text{succ})$ e $(\mathcal{N}, \text{zero}_\mathcal{N}, \text{succ}_\mathcal{N})$, le segnature di tali algebre sono equivalenti poiché:
  - La segnatura di $\text{zero} : \mathbb{1} \to \mathbb{N}$ è equivalente alla segnatura di $\text{zero}_\mathcal{N} : \mathbb{1} \to \mathcal{N}$
  - La segnatura di $\text{succ} : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ è equivalente alla segnatura di $\text{succ}_\mathcal{N} : \mathcal{N} \to \mathcal{N}$

Definizione 8: Algebra induttiva e Costruttori

Definiamo l'algebra $(A, \gamma_1, \ldots, \gamma_n)$ come **induttiva** (o **iniziale**) se:

- $\gamma_1, \ldots, \gamma_n$ sono iniettive
- $\forall i \neq j \quad \mathrm{im}(\gamma_i) \cap \mathrm{im}(\gamma_j) = \varnothing$, ossia le immagini delle operazioni sono due a due disgiunte
- $\forall S \subseteq A \quad (\forall i \in [1, n], a_1, \ldots, a_k \in S \quad \gamma_i(a_1, \ldots, a_k) \in S) \implies S = A$, ossia è soddisfatto il principio di induzione per ogni operazione

Inoltre, definiamo $\gamma_1, \ldots, \gamma_n$ come **costruttori di** A.

Esempi:

- L'algebra $(\mathbb{N}, +)$ non è un'algebra induttiva poiché $+ : \mathbb{N} \times \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ non è iniettiva
- L'algebra $(\mathbb{N}, \mathrm{succ}, \mathrm{zero})$ è un'algebra induttiva poiché:
  - succ risulta essere iniettiva grazie al secondo assioma di Peano, mentre zero risulta essere iniettiva poiché funzione nullaria
  - $\mathrm{im}(\mathrm{succ}) \cap \mathrm{im}(\mathrm{zero}) = (\mathbb{N} - \{0\}) \cap \{0\} = \varnothing$
  - Sia $S \subseteq \mathbb{N}$ tale che $\forall x \in S \quad \mathrm{succ}(x) \in S$ e $\mathrm{zero} \in S$. Preso $x \in \mathbb{N}$, possiamo esprimere x come $x = \mathrm{succ}(\mathrm{succ}(...(\mathrm{zero})))$.

    Di conseguenza, poiché S è chiuso per succ e zero, otteniamo che:

    * $\mathrm{zero} \in S \implies \mathrm{succ}(\mathrm{zero}) \in S$
    * $\mathrm{succ}(\mathrm{zero}) \in S \implies \mathrm{succ}(\mathrm{succ}(\mathrm{zero})) \in S$
    * $\ldots$
    * $\mathrm{succ}(...(\mathrm{zero})) \in S \implies x = \mathrm{succ}(\mathrm{succ}(...(\mathrm{zero}))) \in S$

    Di conseguenza, otteniamo che $A \subseteq S$ e dunque che $S = A$

Osservazione 4

Equivalentemente, la terza condizione necessaria delle algebre induttive può essere considerata come

$$\nexists S \subsetneq A \mid (S, \gamma_1, \ldots, \gamma_n) \text{ è algebra induttiva}$$

Definizione 9: Omomorfismo

Date due strutture algebriche $(A, \gamma_1, \ldots, \gamma_k)$ e $(B, \delta_1, \ldots, \delta_k)$ dello stesso tipo, definiamo $f : A \to B$ come **omomorfismo** se

$$\forall a_1, \ldots, a_n \in A, i \in [1, k] \quad f(\gamma_i(a_1, \ldots, a_k)) = \delta_i(f(a_1), \ldots, f(a_k))$$

Esempi:

- Date le due algebre $(\mathbb{N}, \text{succ}, +)$ e $(\mathcal{N}, \text{succ}_{\mathcal{N}}, +_{\mathcal{N}})$, affinché la funzione $f : \mathbb{N} \to \mathcal{N}$ sia un omomorfismo è necessario che:

$$f(\text{succ}(n)) = \text{succ}_{\mathcal{N}}(f(n)) \qquad\qquad f(n+m) = f(n) +_{\mathcal{N}} f(m)$$

- Date le due algebre $(\mathbb{R}, +)$ e $(\mathbb{R}_{>0}, \cdot)$, la funzione $\exp : \mathbb{R} \to \mathbb{R}_{>0} : x \mapsto e^x$ è un omomorfismo:

$$\exp(x+y) = e^{x+y} = e^x e^y = \exp(x)\exp(y)$$

Definizione 10: Isomorfismo

Definiamo come **isomorfismo** un omomorfismo biettivo. Inoltre, definiamo due algebre $(A, \gamma_1, \dots, \gamma_n)$, $(B, \delta_1, \dots, \delta_n)$ come **isomorfe**, indicato con $A \cong B$, se esiste un isomorfismo tra loro.

Osservazione 5

Data una funzione $f : A \to B$, si ha che:

$$f \text{ è biettiva} \iff \exists f^{-1} : B \to A$$

(*dimostrazione omessa*)

Osservazione 6

Data una funzione $f : A \to B$, si ha che:

$$f \text{ è un isomorfismo} \iff f^{-1} \text{ è un isomorfismo}$$

(*dimostrazione omessa*)

Esempio:

- Date le due algebre $(\mathbb{R}, +)$ e $(\mathbb{R}_{>0}, \cdot)$, la funzione $\exp : \mathbb{R} \to \mathbb{R}_{>0} : x \mapsto e^x$ è un isomorfismo, poiché:
  - exp è un omomorfismo
  - $\exists \ln : \mathbb{R}_{>0} \to \mathbb{R} \mid \ln(\exp(x)) = x$, dunque f è biettiva.

Lemma 1

Data un'algebra induttiva $(A, \gamma_1, \ldots, \gamma_n)$, per ogni algebra $(B, \delta_1, \ldots, \delta_n)$ con la stessa segnatura di A si ha che

$$\exists! \text{ omomorfismo } f : A \to B$$

Nota: l'algebra di B non deve necessariamente essere induttiva

(*dimostrazione omessa*)

Teorema 1: Lemma di Lambek (versione ridotta)

Date due algebre induttive $(A, \gamma_1, \ldots, \gamma_n)$ e $(B, \delta_1, \ldots, \delta_n)$ si ha che $A \cong B$

Dimostrazione.

- Per il lemma precedente, si ha che:

$$\exists! \text{ omomorfismo } f : A \to B$$

$$\exists! \text{ omomorfismo } g : B \to A$$

- Consideriamo quindi la funzione $g \circ f : A \to Axg(f(x))$ e verifichiamo che essa sia un omomorfismo

$$g \circ f(x+y) = g(f(x+y)) = g(f(x)+f(y)) = g(f(x))+g(f(y)) = g \circ f(x)+g \circ f(y)$$

- Tuttavia, per ogni algebra esiste sempre l'isomorfismo identità $\mathrm{id} : A \to A : x \mapsto x$ e poiché per il lemma precedente esiste necessariamente un unico omomorfismo tra A e A, ne segue necessariamente che $g \circ f = \mathrm{id}$
- Di conseguenza, si ha che

$$g \circ f = \mathrm{id} \iff g = f^{-1} \implies g, f \text{ biettive} \implies g, f \text{ isomorfismi} \implies A \cong B$$

□

Esempio:

- Date le due algebre induttive $(\mathbb{N}, \mathrm{zero}, \mathrm{succ})$ e $(\mathcal{N}, \mathrm{zero}_{\mathcal{N}}, \mathrm{succ}_{\mathcal{N}})$ sono isomorfe tra loro poiché aventi la stessa segnatura algebrica
- Difatti, come già dimostrato, $\mathbb{N}$ e $\mathcal{N}$ sono solamente due modi diversi per rappresentare lo stesso identico concetto algebrico

1.2 Strutture dati induttive

Definizione 11: Insieme delle liste finite

Definiamo `List<T>` come l'insieme delle liste finite di elementi di T

Esempio:

- Dato `List<Int>`, si ha che $[3 \to 5 \to 1] \in$ `List<Int>`

Proposizione 2: Algebra induttiva delle liste finite

La tripla $(\texttt{List<T>}, \text{empty}, \text{cons})$, dove:

- $\text{empty} : \mathbb{1} \to \texttt{List<T>} : x \mapsto [\ ]$ è la funzione nullaria che restituisce la **lista vuota**
- $\text{cons} : \texttt{List<T>} \times T \to \texttt{List<T>} : x, ([x_1 \to \ldots \to x_n]) \mapsto [x \to x_1 \to \ldots x_n]$ è la funzione di **costruzione delle liste**

è un'algebra induttiva

Dimostrazione.

1. La funzione empty risulta essere iniettiva poiché nullaria.

   Dati $\ell_1, \ell_2 \in \texttt{List<T>}$ e $x_1, x_2 \in T$, supponiamo che:

   $$\text{cons}(y_1, \ell_1) = \text{cons}(y_2, \ell_2) = [x_1 \to x_2 \to \ldots \to x_n]$$

   Per definizione stessa di cons, si ha che:

   $$\text{cons}(y_1, \ell_1) = \text{cons}(y_2, \ell_2) = [x \to x_1 \to \ldots \to x_n]$$

   $$\implies y_1 = y_2 = x, \ell_1 = \ell_2 = [x_1 \to \ldots \to x_n]$$

   dunque anche cons risulta iniettiva
2. $\text{im}(\text{empty}) \cap \text{im}(\text{cons}) = \{[\,]\} \cap (\texttt{List<T>} - \{[\,]\}) = \varnothing$
3. Sia $S \subseteq \texttt{List<T>}$ tale che $\forall x \in T, \ell \in \texttt{List<T>}\ \ \text{cons}(x, \ell) \in S$ e empty $\in S$.

   Preso $\ell := [x_1 \to x_2 \to \ldots \to x_n] \in \texttt{List<T>}$, possiamo esprimere ℓ come

   $$\ell = \text{cons}(x_1, \text{cons}(x_2, ...cons(x_n, \text{empty})))$$

   Di conseguenza, poiché S è chiuso per cons e empty e poiché empty $\in S$, otteniamo che ogni valore della catena sia contenuto in S, implicando che $x \in S$ e quindi che $\texttt{List<T>} \subseteq S$, concludendo che $S = \texttt{List<T>}$

□

Osservazione 7

La tripla $(\texttt{List<T>}_\infty, \text{empty}, \text{cons})$, dove $\texttt{List<T>}_\infty$ è l'insieme delle liste infinite di elementi di T **non è un'algebra induttiva**, poiché $\texttt{List<T>} \subsetneq \texttt{List<T>}_\infty$ e poiché $(\texttt{List<T>}, \text{empty}, \text{cons})$ è un'algebra induttiva

Osservazione 8

Tramite i costruttori di un'algebra induttiva è possibile definire le ulteriori operazioni "aggiuntive" di tale algebra

Esempio:

- Data l'algebra induttiva $(\texttt{List<T>}, \text{empty}, \text{cons})$, definiamo la seguente operazione

$$\text{concat} : \texttt{List<T>} \times \texttt{List<T>} \to \texttt{List<T>}$$

dove:

$$\begin{cases} \text{concat}(\text{empty}, \ell) = \ell \\ \text{concat}(\text{cons}(n, \ell), \ell') = \text{cons}(n, \text{concat}(\ell, \ell')) \end{cases}$$

- Ad esempio, in $\texttt{List<Int>}$, abbiamo che:

$$\text{concat}([1 \to 5], [7 \to 2]) = \text{concat}(\text{cons}(1, [5], [7 \to 2])) = \text{cons}(1, \text{concat}([5], [7 \to 2])) =$$

$$\text{cons}(1, \text{concat}(\text{cons}(5, \text{empty}), [7 \to 2])) = \text{cons}(1, \text{cons}(5, \text{concat}(\text{empty}, [7 \to 2]))) =$$

$$\text{cons}(1, \text{cons}(5, [7 \to 2])) = \text{cons}(1, [5 \to 7 \to 2]) = [1 \to 5 \to 7 \to 2]$$

Definizione 12: Insieme degli alberi binari finiti

Definiamo $\texttt{BinTree}$ come l'insieme degli alberi binari finiti

Proposizione 3: Algebra induttiva degli alberi binari finiti

La tripla $(\texttt{BinTree}, \text{leaf}, \text{branch})$, dove:

- $\text{leaf} : \mathbb{1} \to \texttt{BinTree} : x \mapsto \circ$ è la funzione nullaria che restituisce una **foglia**
- $\text{branch} : \texttt{BinTree} \times \texttt{BinTree} \to \texttt{BinTree} : (t_{sx}, t_{dx}) \mapsto t$ è la funzione di **costruzione dei rami**, ossia tale che

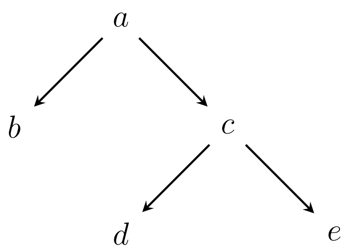
$$\begin{tikzcd} & t \arrow[dl] \arrow[dr] & \\ t_{sx} & & t_{dx} \end{tikzcd}$$

è un'algebra induttiva

(*dimostrazione omessa*)

Esempio:

- Il seguente albero



corrisponde a:

$$a = \text{branch}(\text{leaf}, \text{branch}(\text{leaf}, \text{leaf}))$$

Definizione 13: Induzione strutturale

Definiamo come **induzione strutturale** il metodo dimostrativo generalizzante il principio di induzione e basato sulle proprietà di un'algebra induttiva.

In particolare, viene ipotizzato che una proprietà P valga per ogni argomento di ogni costruttore dell'algebra e tramite il terzo assioma viene dimostrato che tale proprietà valga per tutti gli elementi dell'algebra stessa

Teorema 2: Relazione tra nodi e foglie

Dato $t \in \texttt{BinTree}$ avente n foglie, il numero di nodi di t è pari a $2n - 1$

Dimostrazione per induzione strutturale.

- Definiamo l'operazione

$$\text{leaves} : \texttt{BinTree} \to \mathbb{N} : t \mapsto \text{Numero di foglie in } b$$

dove:

$$\begin{cases} \text{leaves}(\text{leaf}) = 1 \\ \text{leaves}(\text{branch}(b_1, b_2)) = \text{leaves}(b_1) + \text{leaves}(b_2) \end{cases}$$

- Dato $t \in \texttt{BinTree}$, sia k il numero di nodi di t e sia $n = \text{leaves(t)}$

Caso base. Se $t = \text{leaf}$, allora t è composto da $k = 1$ nodi e $n = \textbf{leaves}(\text{leaf}) = 1$ foglie. Difatti, si ha che:

$$k = 1 = 2n - 1$$

Ipotesi induttiva. Ogni argomento t' di ogni costruttore possiede $k' = 2\textbf{leaves}(t') - 1$ nodi

Passo induttivo. Se $t \neq \text{leaf}$, allora $\exists t_1, t_2 \in \texttt{BinTree} \mid t = \text{branch}(\text{t}_1, \text{t}_2)$ dove t_1 e t_2 possiedono rispettivamente k_1 e k_2 nodi. Inoltre, si ha che:

$$k = k_1 + k_2 + 1$$

In quanto t_1 e t_2 sono argomenti del costruttore branch, per ipotesi induttiva si ha che:

$$k = k_1 + k_2 + 1 = 2\text{leaves}(t_1) - 1 + 2\text{leaves}(t_2) - 1 + 1 = 2(\text{leaves}(t_1) + \text{leaves}(t_2)) - 1 =$$

$$= 2(\text{leaves}(\text{branch}(t_1, t_2))) - 1 = 2(\text{leaves}(t)) - 1$$

$\square$

1.3 Sintassi astratta

Definizione 14: Linguaggio

Definiamo come **linguaggio** un insieme di stringhe

Definizione 15: Grammatica

Definiamo come **grammatica** un insieme di regole, dette **termini**, che definiscono come poter manipolare le stringhe di un linguaggio.

La **forma di Backus-Naur** è una notazione utilizzata per descrivere grammatiche ed è definita come:

`<symbol>` ::= `_expression_`

dove:

- `<symbol>` è una simbolo non-terminale espresso dalla grammatica
- L'operatore ::= indica che ciò che si trova alla sua sinistra possa essere sostituito con ciò che si trova alla sua destra
- `<_expression_>` consiste in una o più sequenze di simboli terminali o non-terminali dove ogni sequenza è separata da una barra verticale (ossia |) indicante una scelta possibile per l'operatore ::=

Esempio:

- Consideriamo il linguaggio L espresso dalla grammatica:

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

  Tale grammatica indica che i simboli non-terminali M e N possono essere sostituiti con:

  - Un numero naturale
  - Un'espressione $M + N$ o $M * N$ dove M e N sono due ulteriori simboli terminali o non-terminali

- Ad esempio, abbiamo che la stringa `"5 + 7"` sia ben definita dalla grammatica, mentre la stringa `"5 + +"` non lo sia

Definizione 16: Sintassi astratta

La **sintassi astratta** di un linguaggio è una definizione induttiva di un insieme T di termini, permettendo di definire strutture algebriche senza dover necessariamente definire concretamente le sue operazioni

Esempio:

- Consideriamo ancora il linguaggio L definito dalla grammatica

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

- Definiamo quindi la funzione $\text{eval} : L \to \mathbb{N}$ in grado di valutare le espressioni del linguaggio:

$$\begin{aligned} \text{eval}(\texttt{"0"}) &= 0 \\ \text{eval}(\texttt{"1"}) &= 1 \\ &\dots \\ \text{eval}(\texttt{"M + N"}) &= \text{eval}(\texttt{"M"}) + \text{eval}("N") \\ \text{eval}(\texttt{"M * N"}) &= \text{eval}(\texttt{"M"}) + \text{eval}("N") \end{aligned}$$

- Notiamo quindi che la grammatica definisca in modo astratto (ma concretamente tramite eval) le seguenti operazioni:

$$\begin{aligned} 0 : \mathbb{1} \to \mathbb{N} : x \mapsto 0 \\ 1 : \mathbb{1} \to \mathbb{N} : x \mapsto 1 \\ \dots \\ \text{plus} : \mathbb{N} \times \mathbb{N} \to \mathbb{N} : (m, n) \mapsto m + n \\ \text{times} : \mathbb{N} \times \mathbb{N} \to \mathbb{N} : (m, n) \mapsto m \cdot n \end{aligned}$$

- Notiamo però che le operazioni plus e times non risultano essere né iniettive né con immagini disgiunte. Di conseguenza, la funzione eval non ci permette di definire un'algebra induttiva.
- Tuttavia, per tale linguaggio è comunque possibile definire (in qualche modo, ad esempio fissando una precedenza per le operazioni rompendo proprietà come l'associatività e la commutatività) una funzione che possa descrivere un'algebra induttiva.

Teorema 3: Algebra dei termini

Dato un linguaggio L rappresentato da una sintassi astratta per termini definiti in T, esiste sempre un'algebra induttiva (T, α)

(*dimostrazione omessa*)

2

Paradigma funzionale

2.1 *Exp*: un semplice linguaggio funzionale

Definizione 17: Il linguaggio *Exp*

Definiamo come *Exp* il linguaggio rappresentato dalla seguente grammatica:

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

dove:

- $k \in Val = \{0, 1, \ldots\}$ ossia è una costante
- $x \in Var = \{x, y, z, \ldots\}$ ossia è una variabile
- $+ : Exp \times Exp \rightarrow$ la quale somma le due espressioni
- $let : Var \times Exp \times Exp \rightarrow Exp$ la quale assegna alla variabile x l'espressione M all'interno della valutazione di N. Inoltre, x prende il nome di variabile locale all'interno di N

Esempi:

- L'espressione $let\ x = 3 \text{ in } x + 1$ indica che la variabile x assuma valore 3 all'interno della valutazione di $x + 1$. Di conseguenza, il risultato della valutazione dell'espressione è 4
- L'espressione $let\ x = 3 \text{ in } 7$ viene valutata come 7
- L'espressione $let\ y = 9 \text{ in } (let\ x = (let\ y = 2 \text{ in } y + 1) \text{ in } x + y)$ viene valutata come 12 (si consiglia di cercare di capire come le clausole interne sovrascrivano i valori delle clausole esterne. Se ciò risultasse complesso, più avanti verranno forniti strumenti matematici per valutare in modo corretto le clausole *let* annidate)

Definizione 18: Scope di una variabile

Data un'espressione e una variabile x, definiamo come **scope di** x la porzione la porzione dell'espressione all'interno della quale una variabile può essere riferita, ossia per cui ne è definito il valore.

Una variabile il cui valore non è assegnato in una porzione dell'espressione viene detta **variabile libera**

Definizione 19: Variabile libera

Data un'espressione $expr \in Exp$, definiamo $x \in expr$ come **libera** se x non ha un valore assegnato durate la valutazione di $expr$.

Esempio:

- L'espressione $let\ x = (let\ y = 2 \text{ in } y + 1) \text{ in } x + y$ non è coerente con la grammatica di Exp, poiché y non è definito durante la valutazione di $x + y$. Di conseguenza, non è possibile valutare tale espressione.

Proposizione 4: Calcolo delle variabili libere

Dato il linguaggio Exp, la funzione

$$\text{free} : Exp \to \mathcal{P}(Var)$$

restituisce l'insieme di tutte le **variabili libere** di un'espressione dove:

$$\begin{cases} \text{free}(k) = \varnothing \\ \text{free}(x) = \{x\} \\ \text{free}(M + N) = \text{free}(M) \cup \text{free}(N) \\ \text{free}(let\ x = M \text{ in } N) = \text{free}(M) \cup (\text{free}(N) - \{x\}) \end{cases}$$

Nota: $\mathcal{P}(Var)$ è l'insieme potenza di Var, ossia l'insieme di tutti i suoi sottoinsiemi possibili e dove

Esempio:

- Riprendendo l'esempio precedente, notiamo che:

$$\text{free}(let\ x = (let\ y = 2 \text{ in } y + 1) \text{ in } x + y) =$$

$$= \text{free}(let\ y = 2 \text{ in } y + 1) \cup (\text{free}(x + y) - \{x\}) =$$
$$= \text{free}(let\ y = 2 \text{ in } y + 1) \cup ((\text{free}(x) \cup \text{free}(y)) - \{x\}) =$$
$$= \text{free}(let\ y = 2 \text{ in } y + 1) \cup ((\{x\} \cup \{y\}) - \{x\}) =$$
$$= \text{free}(let\ y = 2 \text{ in } y + 1) \cup \{y\} =$$

$$
\begin{aligned}
&= (\text{free}(2) \cup (\text{free}(y+1) - \{y\})) \cup \{y\} = \\
&= ((\text{free}(y)) - \{y\}) \cup \{y\} = \\
&= \{y\}
\end{aligned}
$$

dunque l'espressione è invalutabile

Definizione 20: Insieme degli ambienti

Dato il linguaggio *Exp*, definiamo come **insieme degli ambienti di** *Exp*, indicato con *Env*, l'insieme delle funzioni parziali (ossia non necessariamente definite su tutto il dominio) che associano ogni variabile al proprio valore:

$$Env = \{f \mid f : Var \xrightarrow{fin} v\}$$

Definizione 21: Concatenazione di ambienti

Dato il linguaggio *Exp*, definiamo l'operazione di **concatenazione di ambienti**, ossia:

$$\cdot : Env \times Env \to Env$$

dove:

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

Nota: tale operazione può essere interpretata come una sovrascrittura in E_1 di tutte le variabili definite in E_2

Esempio:

- Dati gli ambienti $E_1 = \{(x, 4), (y, 3)\}$ e $E_2 = \{(x, 5)\}$, si ha che

$$(E_1 E_2)(x) = 5$$

$$(E_1 E_2)(y) = 3$$

Proposizione 5: Regola di inferenza

Data la proposizione:

$$\text{Premessa 1} \wedge \ldots \wedge \text{Premessa n} \implies \text{Conclusione}$$

definiamo come **regola di inferenza** la notazione alternativa:

$$\frac{\text{Premessa 1} \quad \ldots \quad \text{Premessa n}}{\text{Conclusione}}$$

Definizione 22: Giudizio operazionale

Data la relazione di *semantica operazionale*, ossia:

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

definiamo come **giudizio operazionale** la tripla $(E, M, v) \in \rightsquigarrow$ descritta dalla notazione

$$E \vdash M \rightsquigarrow v$$

la quale viene letta come "nell'ambiente E, M viene valutato come v".

Tale relazione gode del seguente insieme di regole:

- $E \vdash k \rightsquigarrow k$
- Se $E(x) = v$, ossia se x è definita in E, allora $E \vdash x \rightsquigarrow v$
- Se $u = v + v'$, allora:
$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow v \quad E \vdash N \rightsquigarrow v'}{E \vdash M + N \rightsquigarrow u}$$
- Vale che:
$$\frac{E \vdash M \rightsquigarrow v \quad E\{(x, v)\} \vdash N \rightsquigarrow v'}{E \vdash let\ x = M \text{ in } N \rightsquigarrow v'}$$

Esempio:

- L'espressione $let\ y = k$ in $(let\ x = k'$ in $x + y)$ segue la regola:

$$\frac{E \vdash k \rightsquigarrow k \qquad \dfrac{E\{y,k\} \vdash k' \rightsquigarrow k' \qquad \dfrac{E\{(y,k)\}\{x,k'\} \vdash x \rightsquigarrow v' \quad E\{(y,k),(x,k')\} \vdash y \rightsquigarrow v''}{E\{(y,k)\}\{x,k'\} \vdash x + y \rightsquigarrow v}}{E\{(y,k)\} \vdash let\ x = k' \text{ in } x + y \rightsquigarrow v}}{E \vdash let\ y = k \text{ in } (let\ x = k' \text{ in } x + y) \rightsquigarrow v}$$

  dove $v = v' + v''$

- Per valutare l'intera espressione, in questo caso, ci basta in realtà valutare i termini "più in alto":
  - $E\{(y,k)\}\{x,k'\} \vdash x \rightsquigarrow v' \implies v' = k'$
  - $E\{(y,k)\}\{x,k'\} \vdash y \rightsquigarrow v'' \implies v'' =$
- Di conseguenza, essendo l'output v e poiché dall'inferenza otteniamo che $v = v' + v''$, ne segue automaticamente che l'espressione totale venga valutata in $v = k' + k''$