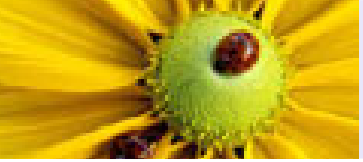
Linguaggi di Programmazione I – Lezione 2

Prof. Marco Faella
mailto://m.faella@unina.it
http://wpage.unina.it/mfaella
Materiale didattico elaborato con i Proff. Sette e Bonatti

14 marzo 2024



Panoramica della lezione

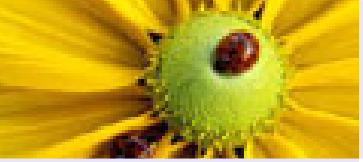
Modello imperativo

Data Object e legami

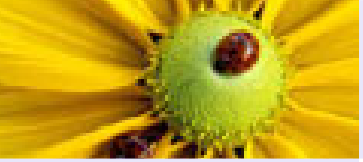
Legami di tipo

Blocchi di istruzioni

Legami di locazione

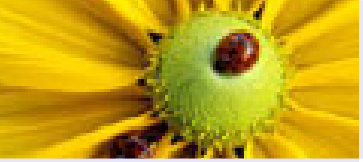


Modello imperativo



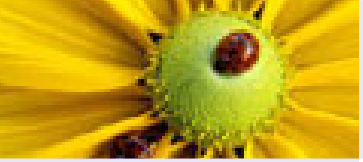
Memoria

- Consiste in un insieme di "contenitori di dati" ...
  - Ad es. parole (o celle) della memoria centrale
  - Tipicamente rappresentate dal loro indirizzo



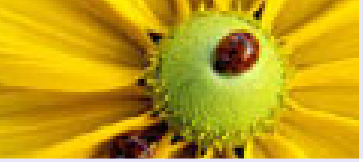
Memoria

- Consiste in un insieme di "contenitori di dati" ...
  - Ad es. parole (o celle) della memoria centrale
  - Tipicamente rappresentate dal loro indirizzo
- ... associati ai valori in essi contenuti
  - I valori delle variabili



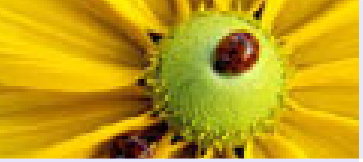
Memoria

- Consiste in un insieme di "contenitori di dati" ...
  - Ad es. parole (o celle) della memoria centrale
  - Tipicamente rappresentate dal loro indirizzo
- ... associati ai valori in essi contenuti
  - I valori delle variabili
- Dunque (concettualmente) la memoria è
  - Una funzione da uno spazio di locazioni ad uno spazio di valori
  - mem : Indirizzi $\rightarrow$ Valori
  - **mem(loc)** = "valore contenuto nella locazione loc"



Grammatica in forma Backus-Naur

- Una sintassi per le grammatiche context-free
- Invece di "`exp` $\rightarrow$ `exp + exp`"...
- ...scriveremo "`<exp> ::= <exp> + <exp>`"

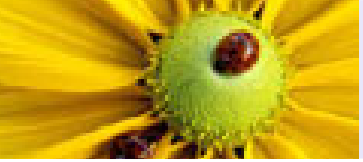


Grammatica in forma Backus-Naur

- Una sintassi per le grammatiche context-free
- Invece di "`exp` $\rightarrow$ `exp + exp`"...
- ...scriveremo "`<exp> ::= <exp> + <exp>`"

Si ricordi che:

- "exp" è un *simbolo non-terminale*
- "+" è un *simbolo terminale*
- "`<exp> ::= <exp> + <exp>`" è una *produzione* o *regola*

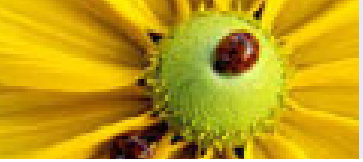


Assegnazioni

- Definizione grammaticale (sintassi):

```
<assegnazione> ::= <name> <assignment-operator> <expression>
```

`<name>` rappresenta la locazione dove viene posto il risultato mentre in `<expression>` sono specificati una computazione e i riferimenti ai valori necessari alla computazione.



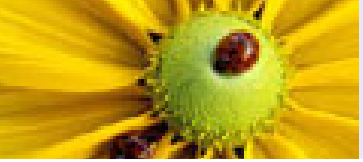
Assegnazioni

- Definizione grammaticale (sintassi):

```
<assegnazione> ::= <name> <assignment-operator> <expression>
```

<name> rappresenta la locazione dove viene posto il risultato mentre in <expression> sono specificati una computazione e i riferimenti ai valori necessari alla computazione.
Esempio in Pascal:

```
a := b + c;
```



Assegnazioni

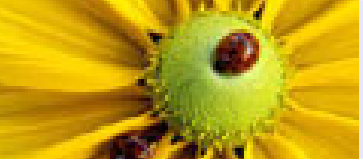
- Definizione grammaticale (sintassi):

```
<assegnazione> ::= <name> <assignment-operator> <expression>
```

  <name> rappresenta la locazione dove viene posto il risultato mentre in <expression> sono specificati una computazione e i riferimenti ai valori necessari alla computazione.
  Esempio in Pascal:

```
a := b + c;
```

- Esecuzione (significato, semantica):
  Il valore di <expression> va memorizzato nell'indirizzo rappresentato da <name>.



Assegnazioni

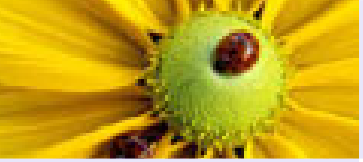
- Definizione grammaticale (sintassi):

```
<assegnazione> ::= <name> <assignment-operator> <expression>
```

  <name> rappresenta la locazione dove viene posto il risultato mentre in <expression> sono specificati una computazione e i riferimenti ai valori necessari alla computazione.
  Esempio in Pascal:

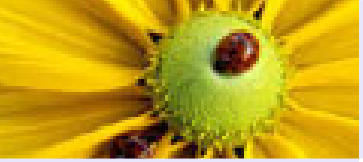
```
a := b + c;
```

- Esecuzione (significato, semantica):
  Il valore di <expression> va memorizzato nell'indirizzo rappresentato da <name>.
  Il valore di <expression> dipenderà dai valori contenuti negli indirizzi degli argomenti di <expression> rappresentati dai nomi di questi ottenuto seguendo le prescrizioni del codice associato al suo nome.



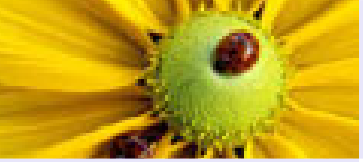
Modello imperativo

- È il più vicino agli elaboratori "standard".



Modello imperativo

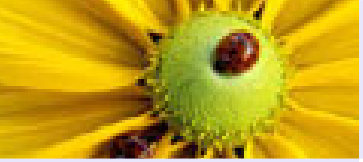
- È il più vicino agli elaboratori "standard".
- I programmi sono descrizioni di sequenze di modifiche della "memoria" del calcolatore.
  - può anche essere il modo di pilotare display ed altre periferiche: *memory-mapped IO*



Modello imperativo

- È il più vicino agli elaboratori "standard".
- I programmi sono descrizioni di sequenze di modifiche della "memoria" del calcolatore.
  - può anche essere il modo di pilotare display ed altre periferiche: *memory-mapped IO*
- Ogni unità di esecuzione consiste di 4 passi:

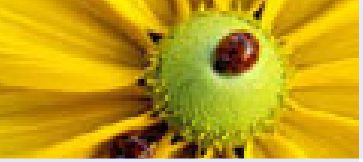
  1. ottenere indirizzi delle locazioni di operandi e risultato;



Modello imperativo

- È il più vicino agli elaboratori "standard".
- I programmi sono descrizioni di sequenze di modifiche della "memoria" del calcolatore.
  - può anche essere il modo di pilotare display ed altre periferiche: *memory-mapped IO*
- Ogni unità di esecuzione consiste di 4 passi:

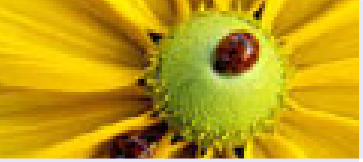
1. ottenere indirizzi delle locazioni di operandi e risultato;
2. ottenere dati di operandi da locazioni di operandi;



Modello imperativo

- È il più vicino agli elaboratori "standard".
- I programmi sono descrizioni di sequenze di modifiche della "memoria" del calcolatore.
  - può anche essere il modo di pilotare display ed altre periferiche: *memory-mapped IO*
- Ogni unità di esecuzione consiste di 4 passi:

1. ottenere indirizzi delle locazioni di operandi e risultato;
2. ottenere dati di operandi da locazioni di operandi;
3. valutare risultato;

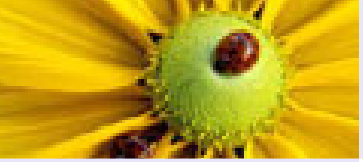


Modello imperativo

- È il più vicino agli elaboratori "standard".
- I programmi sono descrizioni di sequenze di modifiche della "memoria" del calcolatore.
  - può anche essere il modo di pilotare display ed altre periferiche: *memory-mapped IO*
- Ogni unità di esecuzione consiste di 4 passi:

1. ottenere indirizzi delle locazioni di operandi e risultato;
2. ottenere dati di operandi da locazioni di operandi;
3. valutare risultato;
4. memorizzare risultato in locazione risultato.

In sostanza un assegnamento!

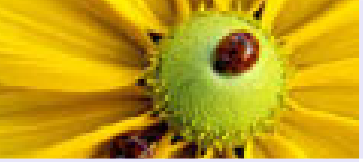


Modello imperativo

- È il più vicino agli elaboratori "standard".
- I programmi sono descrizioni di sequenze di modifiche della "memoria" del calcolatore.
  - può anche essere il modo di pilotare display ed altre periferiche: *memory-mapped IO*
- Ogni unità di esecuzione consiste di 4 passi:

  1. ottenere indirizzi delle locazioni di operandi e risultato;
  2. ottenere dati di operandi da locazioni di operandi;
  3. valutare risultato;
  4. memorizzare risultato in locazione risultato.

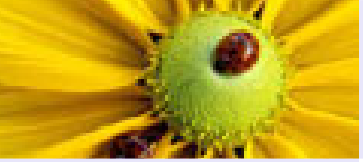
  In sostanza un assegnamento!
- Il modello imperativo usa dei nomi come astrazione di indirizzi di locazioni di memoria (variabili).



Ambiente (di esecuzione)

L'*ambiente* (environment) comprende:

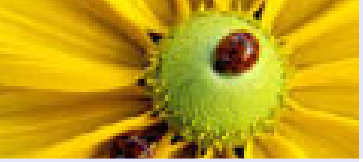
- Un **insieme di nomi** (di variabili, parametri, funzioni, etc.)
- ... associati a qualcosa da cui si può risalire al **valore** della variabile o del parametro.



Ambiente (di esecuzione)

L'*ambiente* (environment) comprende:

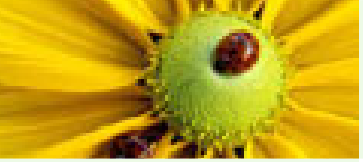
- Un **insieme di nomi** (di variabili, parametri, funzioni, etc.)
- ... associati a qualcosa da cui si può risalire al **valore** della variabile o del parametro.
- Concettualmente l'ambiente è: una funzione da un insieme di identificatori (i nomi) a un insieme di ...?
  env(id) = ???



Ambiente (di esecuzione)

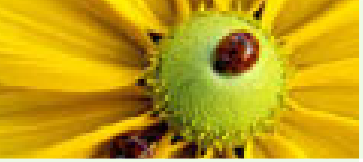
L'*ambiente* (environment) comprende:

- Un **insieme di nomi** (di variabili, parametri, funzioni, etc.)
- ... associati a qualcosa da cui si può risalire al **valore** della variabile o del parametro.
- Concettualmente l'ambiente è: una funzione da un insieme di identificatori (i nomi) a un insieme di ...?
  env(id) = ???
- Il codominio della funzione dipende dal paradigma computazionale del linguaggio.



Esempi di ambiente: imperativo

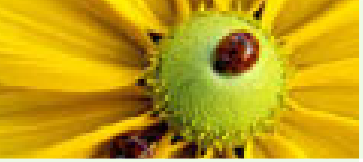
- Nel paradigma imperativo, la funzione env associa gli identificatori a locazioni di memoria, le quali, a loro volta, sono associate (funzione mem) al contenuto di memoria
- env: Nomi $\rightarrow$ Indirizzi
- **env(x) =** indirizzo della variabile di nome x
- Il valore di una variabile x è mem(env(x))



Esempi di ambiente: imperativo

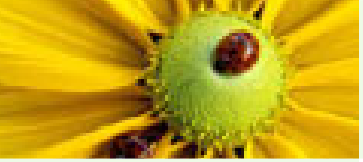
- Nel paradigma imperativo, la funzione env associa gli identificatori a locazioni di memoria, le quali, a loro volta, sono associate (funzione mem) al contenuto di memoria
- env: Nomi $\rightarrow$ Indirizzi
- **env(x) =** indirizzo della variabile di nome x
- Il valore di una variabile x è mem(env(x))
- Attenzione: env(x) è immutabile finchè x esiste...
  - vedremo che gli identificatori nascono e muoiono durante l'esecuzione

nel paradigma imperativo la funzione env identifica una associazione *immutabile* (la locazione di memoria associata a un nome non cambia);



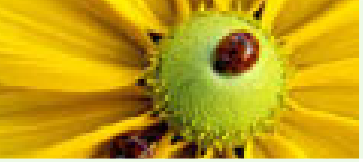
Esempi di ambiente: funzionale

- Nel paradigma funzionale (puro), il valore associato a un nome non cambia nel tempo
- Quindi, la funzione env associa direttamente gli identificatori al contenuto della memoria
- env: Nomi $\rightarrow$ Valori
- Il valore di una variabile x è env(x)



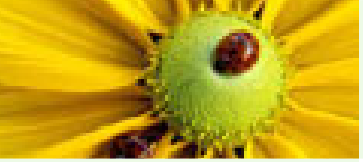
Esempi di ambiente: funzionale

- Nel paradigma funzionale (puro), il valore associato a un nome non cambia nel tempo
- Quindi, la funzione env associa direttamente gli identificatori al contenuto della memoria
- env: Nomi $\rightarrow$ Valori
- Il valore di una variabile x è env(x)
- Anche in questo caso, env è una associazione immutabile (fintanto che la variabile x è in scope)



Esempi di ambiente: funzionale

- Nel paradigma funzionale (puro), il valore associato a un nome non cambia nel tempo
- Quindi, la funzione env associa direttamente gli identificatori al contenuto della memoria
- env: Nomi $\rightarrow$ Valori
- Il valore di una variabile x è env(x)
- Anche in questo caso, env è una associazione immutabile (fintanto che la variabile x è in scope)
- Nel paradigma funzionale non esiste la funzione mem

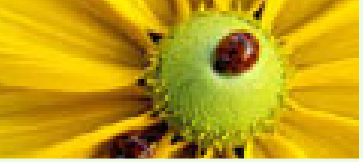


Esempio: assegnazione

In una assegnazione:

```
x := x + 1;
```

il valore dell'espressione a destra va salvato nella variabile a sinistra quindi:

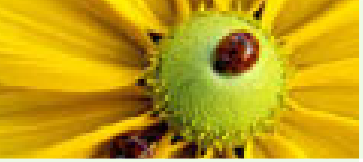


Esempio: assegnazione

In una assegnazione:

```
x := x + 1;
```

il valore dell'espressione a destra va salvato nella variabile a sinistra
quindi:
la x di sinistra indica la locazione associata al nome (cioè env(x))



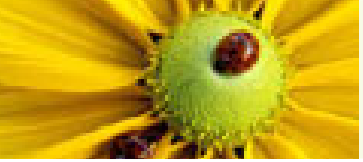
Esempio: assegnazione

In una assegnazione:

```
x := x + 1;
```

il valore dell'espressione a destra va salvato nella variabile a sinistra
quindi:
la x di sinistra indica la locazione associata al nome (cioè env(x))
la x di destra indica il valore della variabile (cioè mem(env(x)))
Possiamo quindi tradurre l'assegnazione così:

```
In env(x) store mem(env(x)) + 1
```



Esercizio

Date le seguenti definizioni di variabili nel linguaggio C:

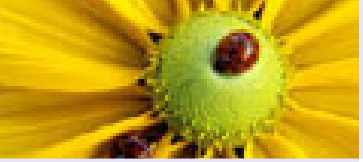
```
int a[3] = { 4, 5, 6 };
int *p, *q;
```

tradurre i seguenti assegnamenti in termini di `mem` ed `env`:

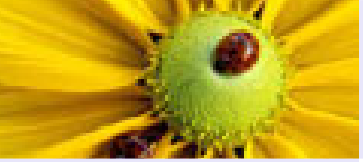
1. `a[2] = a[2] + 1`
2. `p = a`
3. `a[0] = a[0] + p[1]`
4. `q = p`
5. `q = &a[1]`
6. `q = p + 2`

Viceversa, tradurre in C i seguenti assegnamenti:

1. In `mem(env(p))` store 0
2. In `env(a)+1` store `mem(env(a))`
3. In `mem(env(p))+1` store 0
4. In `mem(env(p))+mem(env(a))` store `mem(mem(env(p)))`

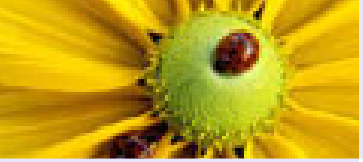


Data Object e legami



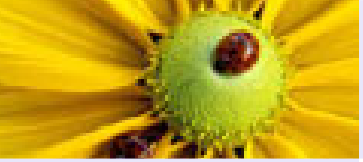
Data Object: un altro modo di astrarre l'implementazione dei dati

- Ogni variabile, parametro, oggetto, ... può essere rappresentato con un *data object*
- Un *data object* è una quadrupla (L, N, V, T), ove:
  - L: locazione.
  - N: nome.
  - V: valore.
  - T: tipo.



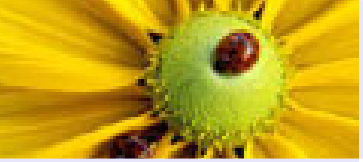
Data Object: un altro modo di astrarre l'implementazione dei dati

- Ogni variabile, parametro, oggetto, ... può essere rappresentato con un *data object*
- Un *data object* è una quadrupla (L, N, V, T), ove:
  - L: locazione.
  - N: nome.
  - V: valore.
  - T: tipo.
- Un *legame* (o *binding*) è la determinazione di una delle componenti.
  - ad esempio legame di locazione, di nome, di valore, di tipo



Data Object: un altro modo di astrarre l'implementazione dei dati

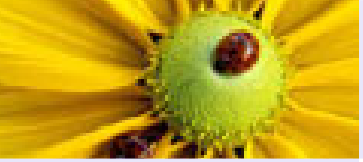
- Ogni variabile, parametro, oggetto, ... può essere rappresentato con un *data object*
- Un *data object* è una quadrupla (L, N, V, T), ove:
  - L: locazione.
  - N: nome.
  - V: valore.
  - T: tipo.
- Un *legame* (o *binding*) è la determinazione di una delle componenti.
  - ad esempio legame di locazione, di nome, di valore, di tipo
- Nel paradigma imperativo, dato un data object (L, N, V, T)
  - per il legame di locazione vale $L = env(N)$
  - per il legame di valore vale $V = mem(env(N))$



Modifiche di legami

Un legame può essere stabilito o modificato in diverse fasi:

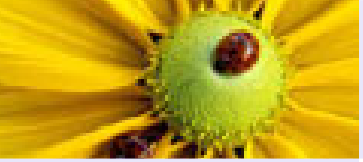
1. Durante la compilazione *(compile time)*.



Modifiche di legami

Un legame può essere stabilito o modificato in diverse fasi:

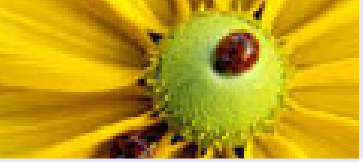
1. Durante la compilazione *(compile time)*.
2. Durante il caricamento in memoria *(load time)*.



Modifiche di legami

Un legame può essere stabilito o modificato in diverse fasi:

1. Durante la compilazione *(compile time)*.
2. Durante il caricamento in memoria *(load time)*.
3. Durante l'esecuzione *(run time)*.

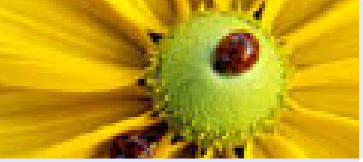


Modifiche di legami

Un legame può essere stabilito o modificato in diverse fasi:

1. Durante la compilazione *(compile time)*.
2. Durante il caricamento in memoria *(load time)*.
3. Durante l'esecuzione *(run time)*.

- il *location binding* avviene durante il caricamento in memoria, oppure a run-time (si veda la gestione dei blocchi più avanti);

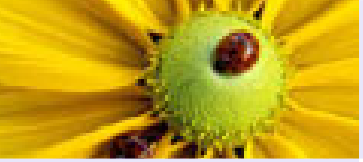


Modifiche di legami

Un legame può essere stabilito o modificato in diverse fasi:

1. Durante la compilazione *(compile time)*.
2. Durante il caricamento in memoria *(load time)*.
3. Durante l'esecuzione *(run time)*.

- il *location binding* avviene durante il caricamento in memoria, oppure a run-time (si veda la gestione dei blocchi più avanti);
- il *name binding* avviene durante la compilazione, nell'istante in cui il compilatore incontra una dichiarazione;

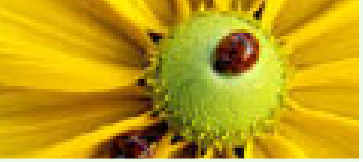


Modifiche di legami

Un legame può essere stabilito o modificato in diverse fasi:

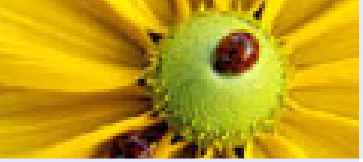
1. Durante la compilazione *(compile time)*.
2. Durante il caricamento in memoria *(load time)*.
3. Durante l'esecuzione *(run time)*.

- il *location binding* avviene durante il caricamento in memoria, oppure a run-time (si veda la gestione dei blocchi più avanti);
- il *name binding* avviene durante la compilazione, nell'istante in cui il compilatore incontra una dichiarazione;
- il *type binding* avviene (di solito, si veda dopo) durante la compilazione, nell'istante in cui il compilatore incontra una dichiarazione di tipo; un tipo è definito dal sottospazio di valori (e dai relativi operatori) che un *data object* può assumere.

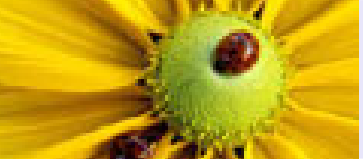


Data object in C

Inserire slide "Richiami di C e Memory Layout"

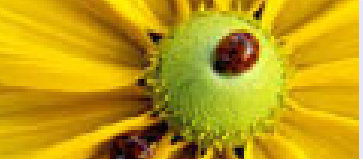


Legami di tipo



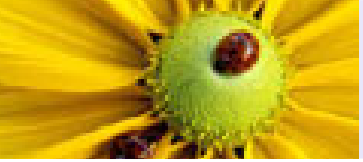
Legame di tipo

- Per definizione è correlato al legame di valore (ad es. il tipo di una variabile e il tipo del suo valore devono corrispondere).



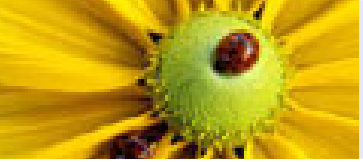
Legame di tipo

- Per definizione è correlato al legame di valore (ad es. il tipo di una variabile e il tipo del suo valore devono corrispondere).
- Ogni volta che il legame di valore viene modificato, occorrerebbe controllare (type checking) la coerenza con il legame di tipo.



Legame di tipo

- Per definizione è correlato al legame di valore (ad es. il tipo di una variabile e il tipo del suo valore devono corrispondere).
- Ogni volta che il legame di valore viene modificato, occorrerebbe controllare (type checking) la coerenza con il legame di tipo.
- Un linguaggio è *dinamicamente tipizzato* se il legame (e le variazioni di legame) e di conseguenza anche il controllo di coerenza (se avviene) avvengono durante l'esecuzione.



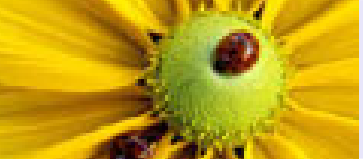
Legame di tipo

- Per definizione è correlato al legame di valore (ad es. il tipo di una variabile e il tipo del suo valore devono corrispondere).
- Ogni volta che il legame di valore viene modificato, occorrerebbe controllare (type checking) la coerenza con il legame di tipo.
- Un linguaggio è *dinamicamente tipizzato* se il legame (e le variazioni di legame) e di conseguenza anche il controllo di coerenza (se avviene) avvengono durante l'esecuzione.

  Esempio: nei linguaggi di scripting e Python

```
x = 1; ... x = "abc";
```

  Inizialmente il tipo di x è numerico, poi è stringa (il legame di tipo cambia in seguito ad un cambio del legame di valore).



Legame di tipo

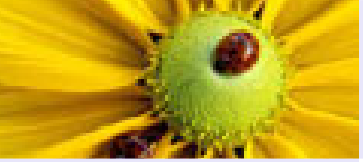
- Per definizione è correlato al legame di valore (ad es. il tipo di una variabile e il tipo del suo valore devono corrispondere).
- Ogni volta che il legame di valore viene modificato, occorrerebbe controllare (type checking) la coerenza con il legame di tipo.
- Un linguaggio è *dinamicamente tipizzato* se il legame (e le variazioni di legame) e di conseguenza anche il controllo di coerenza (se avviene) avvengono durante l'esecuzione.

  Esempio: nei linguaggi di scripting e Python

```
x = 1; ... x = "abc";
```

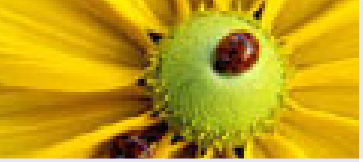
  Inizialmente il tipo di x è numerico, poi è stringa (il legame di tipo cambia in seguito ad un cambio del legame di valore).

- Un linguaggio è *staticamente tipizzato* se il legame avviene durante la compilazione; in questo caso il controllo di coerenza (se avviene) può avvenire in entrambe le fasi.



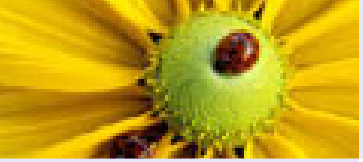
Type checking (1)

È il meccanismo di controllo di coerenza della coppia dei legami valore-tipo.



Type checking (1)

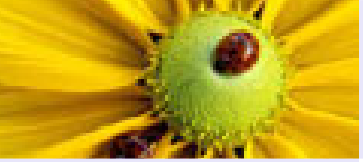
È il meccanismo di controllo di coerenza della coppia dei legami valore-tipo.
Può avvenire: a) durante la compilazione, b) durante l'esecuzione, c) per nulla.



Type checking (1)

È il meccanismo di controllo di coerenza della coppia dei legami valore-tipo.
Può avvenire: a) durante la compilazione, b) durante l'esecuzione, c) per nulla.

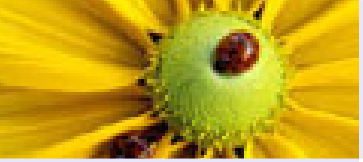
- Un linguaggio è *fortemente tipizzato* se il controllo di coerenza avviene sempre



Type checking (1)

È il meccanismo di controllo di coerenza della coppia dei legami valore-tipo.
Può avvenire: a) durante la compilazione, b) durante l'esecuzione, c) per nulla.

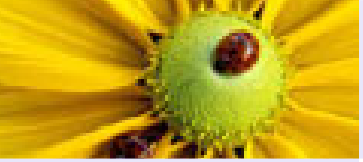
- Un linguaggio è *fortemente tipizzato* se il controllo di coerenza avviene sempre
  - Java è fortemente tipizzato (vedremo poi).



Type checking (1)

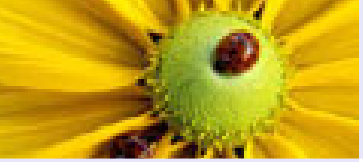
È il meccanismo di controllo di coerenza della coppia dei legami valore-tipo.
Può avvenire: a) durante la compilazione, b) durante l'esecuzione, c) per nulla.

- Un linguaggio è *fortemente tipizzato* se il controllo di coerenza avviene sempre
  - Java è fortemente tipizzato (vedremo poi).
  - Pascal è quasi fortemente tipizzato (una sola eccezione di assenza di controllo: i record con varianti).



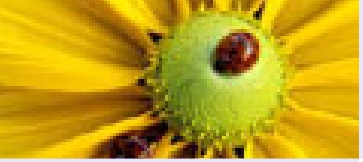
Type checking (2)

- Un linguaggio è *debolmente tipizzato* se il controllo di coerenza può non avvenire affatto in numerosi casi.



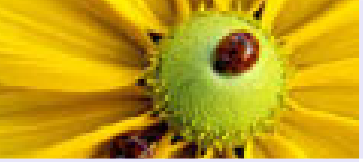
Type checking (2)

- Un linguaggio è *debolmente tipizzato* se il controllo di coerenza può non avvenire affatto in numerosi casi.
  - C è debolmente tipizzato:
    (1) supporta le operazioni di *casting* (o *coercizione di tipo*), che consentono di forzare, in esecuzione, l'interpretazione di un qualunque valore secondo un qualunque tipo;



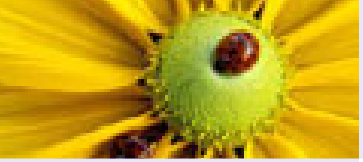
Type checking (2)

- Un linguaggio è *debolmente tipizzato* se il controllo di coerenza può non avvenire affatto in numerosi casi.
  - C è debolmente tipizzato:
    (1) supporta le operazioni di *casting* (o *coercizione di tipo*), che consentono di forzare, in esecuzione, l'interpretazione di un qualunque valore secondo un qualunque tipo;
    (2) supporta conversioni implicite (senza cast) tra tutti i tipi di puntatori;



Type checking (2)

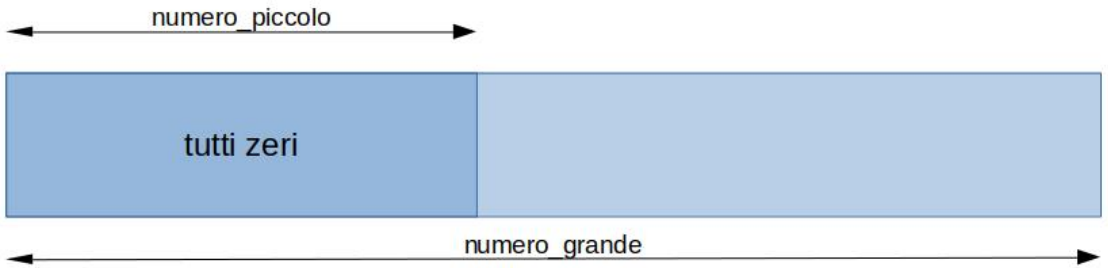
- Un linguaggio è *debolmente tipizzato* se il controllo di coerenza può non avvenire affatto in numerosi casi.
  - C è debolmente tipizzato:
    (1) supporta le operazioni di *casting* (o *coercizione di tipo*), che consentono di forzare, in esecuzione, l'interpretazione di un qualunque valore secondo un qualunque tipo;
    (2) supporta conversioni implicite (senza cast) tra tutti i tipi di puntatori;
    (3) supporta le *unioni*, che sovrappongono la locazione di variabili di tipo diverso, senza controllare se il valore corrisponde al tipo con cui viene usato



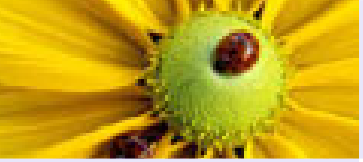
Esempio di uso sbagliato di union non segnalato


```
union numero
{
  int numero_piccolo;
  double numero_grande;
} numeri;

void main() {
  numeri.numero_grande = 3.0;
  printf("%d\n", numeri.numero_piccolo);
}
```



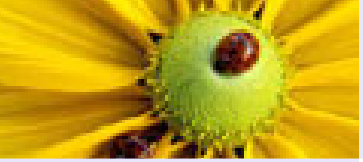
- si inserisce un double ma si legge come fosse un int
- viene stampato '0'
- il compilatore non segnala l'errore



Il linguaggio perfetto (1)

Sarebbe bello se esistesse un linguaggio Turing completo, in cui il type checking avvenisse completamente durante la compilazione *e in cui il compilatore non generasse più errori del necessario* – Linguaggio Perfetto (LP).

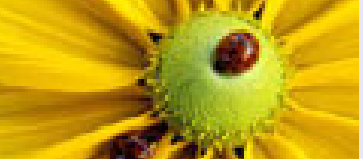
- LP, se esistesse, sarebbe staticamente e fortemente tipizzato (il più "forte" di tutti i fortemente tipizzati).



Il linguaggio perfetto (1)

Sarebbe bello se esistesse un linguaggio Turing completo, in cui il type checking avvenisse completamente durante la compilazione *e in cui il compilatore non generasse più errori del necessario* – Linguaggio Perfetto (LP).

- LP, se esistesse, sarebbe staticamente e fortemente tipizzato (il più "forte" di tutti i fortemente tipizzati).
- LP non può esistere.



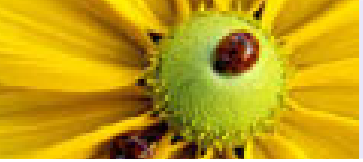
Il linguaggio perfetto (2)

- Se LP esistesse, allora il compilatore, per essere capace di decidere la correttezza dell'ultima assegnazione in:

```
int x;
P;
x = "pippo";
```

dove `P` è un generico programma, dovrebbe essere capace di decidere la terminazione di P (l'istruzione errata viene eseguita se e solo se la chiamata a P termina)

quindi LP non sarebbe Turing completo, contro l'ipotesi.



Il linguaggio perfetto (2)

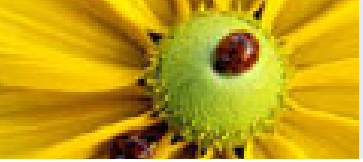
- Se LP esistesse, allora il compilatore, per essere capace di decidere la correttezza dell'ultima assegnazione in:

```
int x;
P;
x = "pippo";
```

  dove `P` è un generico programma, dovrebbe essere capace di decidere la terminazione di P (l'istruzione errata viene eseguita se e solo se la chiamata a P termina)

  quindi LP non sarebbe Turing completo, contro l'ipotesi.

- I compilatori, in situazioni come la precedente, ignorano se una istruzione viene eseguita o meno e segnalano comunque un errore nell'ultima linea.



Il linguaggio perfetto (2)

- Se LP esistesse, allora il compilatore, per essere capace di decidere la correttezza dell'ultima assegnazione in:

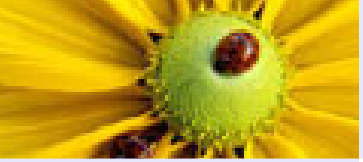
```
int x;
P;
x = "pippo";
```

dove P è un generico programma, dovrebbe essere capace di decidere la terminazione di P (l'istruzione errata viene eseguita se e solo se la chiamata a P termina)

quindi LP non sarebbe Turing completo, contro l'ipotesi.

- I compilatori, in situazioni come la precedente, ignorano se una istruzione viene eseguita o meno e segnalano comunque un errore nell'ultima linea.
Per esempio, questo programma Pascal non compila anche se l'istruzione errata non verrebbe eseguita:

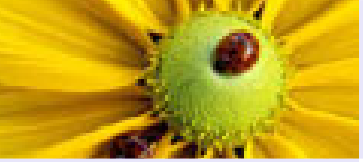
```
program wrong (input, output);
var i: integer;
begin
  if false then i:= 3.14;
           else i:= 0;
end.
```



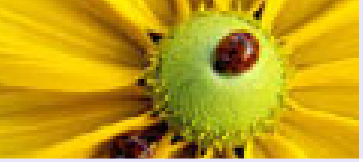
Altre approssimazioni del controllo di tipi

- Alcuni controlli di tipo sono impossibili a tempo di compilazione
  - ad esempio la correttezza dei "down cast" in Java, che vedremo più avanti
- Quindi la strategia per i linguaggi fortemente e staticamente tipati è
  - fare quanti più controlli possibile a tempo di compilazione
  - eseguire i rimanenti a tempo di esecuzione

  perchè prima si scoprono gli errori e più il testing diventa economico



Blocchi di istruzioni

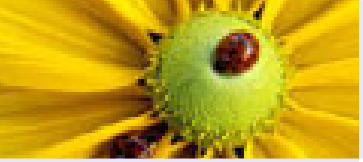


Scope

Si definisce *scope* o *ambito di validità* di un legame, l'insieme degli enunciati del programma in cui quel legame è valido.

I linguaggi moderni limitano lo scope usando *blocchi* di codice

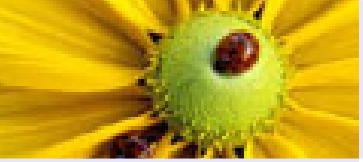
I blocchi possono anche prendere la forma di procedure, funzioni, classi, etc.



Necessità dei blocchi

Istruzioni raggruppate in blocchi per meglio definire:

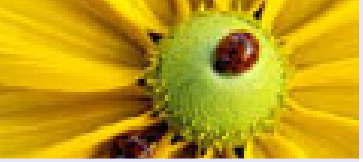
- ambito delle strutture di controllo *(Dove finisce il corpo di questo ciclo?)*



Necessità dei blocchi

Istruzioni raggruppate in blocchi per meglio definire:

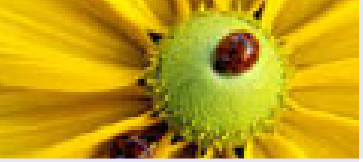
- ambito delle strutture di controllo *(Dove finisce il corpo di questo ciclo?)*
- ambito di una procedura *(Dove finisce questa procedura?)*



Necessità dei blocchi

Istruzioni raggruppate in blocchi per meglio definire:

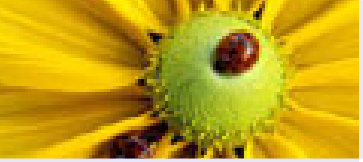
- ambito delle strutture di controllo *(Dove finisce il corpo di questo ciclo?)*
- ambito di una procedura *(Dove finisce questa procedura?)*
- unità di compilazione separata;



Necessità dei blocchi

Istruzioni raggruppate in blocchi per meglio definire:

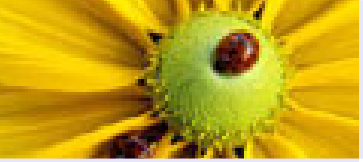
- ambito delle strutture di controllo *(Dove finisce il corpo di questo ciclo?)*
- ambito di una procedura *(Dove finisce questa procedura?)*
- unità di compilazione separata;
- ambito di validità dei legami di nome *(Dove è visibile questo nome?)*



Esempi di blocchi (Java)


```
public class Conto { // blocco
   private int x;

   public void preleva(int importo) { // blocco
      if (x >= importo) { // blocco
         x -= importo;
      } else {            // blocco
         throw new IllegalArgumentException();
      }
   }
}
```

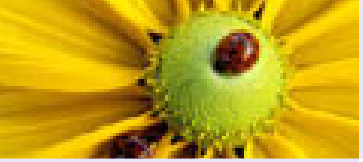


Definizioni

A scopo didattico, introduciamo un semplice pseudo-linguaggio di *blocchi di codice*.

Un blocco contiene due parti:

- una sezione di dichiarazione di nomi (cioè, variabili);

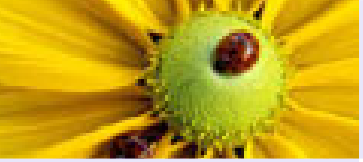


Definizioni

A scopo didattico, introduciamo un semplice pseudo-linguaggio di *blocchi di codice*.

Un blocco contiene due parti:

- una sezione di dichiarazione di nomi (cioè, variabili);
- una sezione che comprende gli enunciati sui quali hanno validità quei legami di nome.



Definizioni

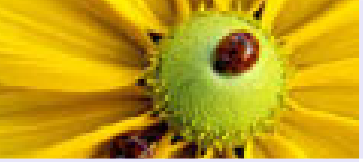
A scopo didattico, introduciamo un semplice pseudo-linguaggio di *blocchi di codice*.

Un blocco contiene due parti:

- una sezione di dichiarazione di nomi (cioè, variabili);
- una sezione che comprende gli enunciati sui quali hanno validità quei legami di nome.

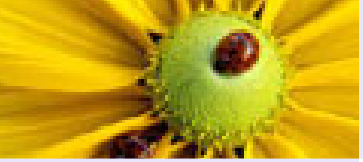
Esempio:

```
...
BLOCK A;
  DECLARE I;
BEGIN A
...                {I DEL BLOCCO A}
END A;
...
```



Ambito di validità di legami

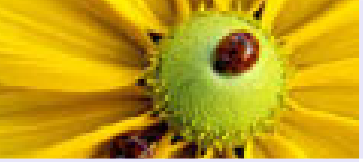
Essenzialmente due tipi di ambito di validità (scoping):



Ambito di validità di legami

Essenzialmente due tipi di ambito di validità (scoping):

Scoping statico o lessicale
Blocchi annidati vedono e usano i legami dei blocchi più esterni (*legami non locali*) e possono aggiungere legami locali o sovrapporne di nuovi.

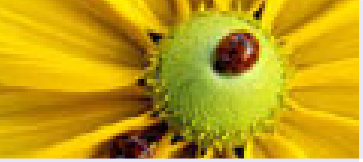


Ambito di validità di legami

Essenzialmente due tipi di ambito di validità (scoping):

Scoping statico o lessicale
Blocchi annidati vedono e usano i legami dei blocchi più esterni (*legami non locali*) e possono aggiungere legami locali o sovrapporne di nuovi.

Scoping dinamico
Concetto qui esaminato solo in relazione ai blocchi annidati, ma che assume il proprio senso maggiore quando vi sono procedure chiamanti e chiamate. In questo caso la procedura chiamata vede e usa i legami visti e usati dalla procedura chiamante.



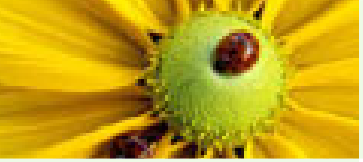
Ambito di validità di legami

Essenzialmente due tipi di ambito di validità (scoping):

Scoping statico o lessicale
Blocchi annidati vedono e usano i legami dei blocchi più esterni (*legami non locali*) e possono aggiungere legami locali o sovrapporne di nuovi.

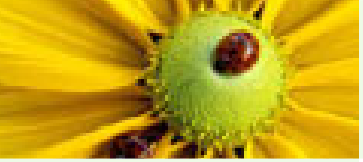
Scoping dinamico
Concetto qui esaminato solo in relazione ai blocchi annidati, ma che assume il proprio senso maggiore quando vi sono procedure chiamanti e chiamate. In questo caso la procedura chiamata vede e usa i legami visti e usati dalla procedura chiamante.

Esamineremo tutti i dettagli nella prossima lezione.



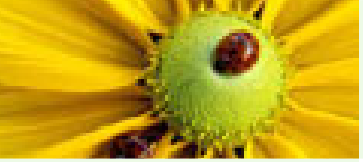
Esempio di scoping statico


```
PROGRAM P;
  DECLARE X;
BEGIN P
  ...                  {X da P}
```



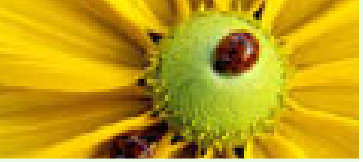
Esempio di scoping statico


```
PROGRAM P;
  DECLARE X;
BEGIN P
  ...                  {X da P}
  BLOCK A;
    DECLARE Y;
  BEGIN A
    ...                {X da P, Y da A}
```



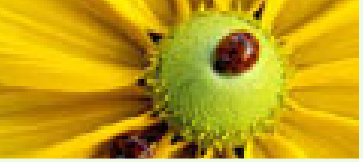
Esempio di scoping statico


```
PROGRAM P;
  DECLARE X;
BEGIN P
  ...                 {X da P}
  BLOCK A;
    DECLARE Y;
  BEGIN A
    ...               {X da P, Y da A}
    BLOCK B;
      DECLARE Z;
    BEGIN B
      ...             {X da P, Y da A, Z da B}
```



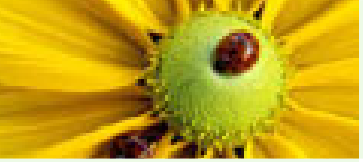
Esempio di scoping statico


```
PROGRAM P;
  DECLARE X;
BEGIN P
  ...                 {X da P}
  BLOCK A;
    DECLARE Y;
  BEGIN A
    ...               {X da P, Y da A}
    BLOCK B;
      DECLARE Z;
    BEGIN B
      ...             {X da P, Y da A, Z da B}
    END B;
    ...               {X da P, Y da A}
```



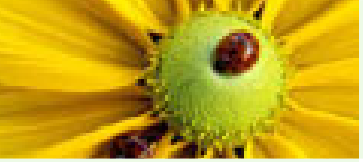
Esempio di scoping statico


```
PROGRAM P;
  DECLARE X;
BEGIN P
  ...                 {X da P}
  BLOCK A;
    DECLARE Y;
  BEGIN A
    ...               {X da P, Y da A}
    BLOCK B;
      DECLARE Z;
    BEGIN B
      ...             {X da P, Y da A, Z da B}
    END B;
    ...               {X da P, Y da A}
  END A;
  ...                 {X da P}
```



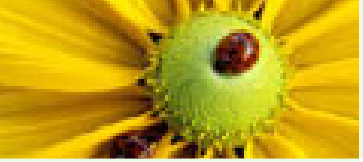
Esempio di scoping statico


```
PROGRAM P;
  DECLARE X;
BEGIN P
  ...                 {X da P}
  BLOCK A;
    DECLARE Y;
  BEGIN A
    ...               {X da P, Y da A}
    BLOCK B;
      DECLARE Z;
    BEGIN B
      ...             {X da P, Y da A, Z da B}
    END B;
    ...               {X da P, Y da A}
  END A;
  ...                 {X da P}
  BLOCK C;
    DECLARE Z;
  START C
    ...               {X da P, Z da C}
```



Esempio di scoping statico


```
PROGRAM P;
  DECLARE X;
BEGIN P
  ...                 {X da P}
  BLOCK A;
    DECLARE Y;
  BEGIN A
    ...               {X da P, Y da A}
    BLOCK B;
      DECLARE Z;
    BEGIN B
      ...             {X da P, Y da A, Z da B}
    END B;
    ...               {X da P, Y da A}
  END A;
  ...                 {X da P}
  BLOCK C;
    DECLARE Z;
  START C
    ...               {X da P, Z da C}
  END C;
  ...                 {X da P}
END P;
```

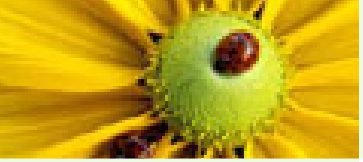


Mascheramento

- Si parla di *mascheramento* o *shadowing* quando un blocco interno ridefinisce un nome che era già definito in un blocco esterno
- In tal caso, la nuova definizione nasconde (maschera) la vecchia, finché non si esce dal blocco interno

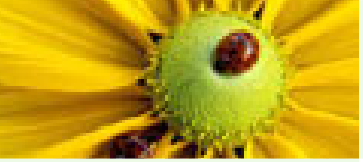
In C:

```
void f(int n) {
    int i = 0;
    {
        int n = 0; // maschera n
        n++;       // incrementa la nuova n
    }
    n--;           // decrementa la vecchia n (il par. formale)
}
```



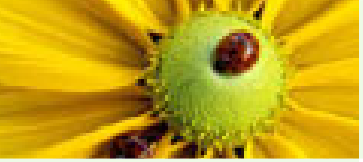
Mascheramento


```
PROGRAM P;
  DECLARE X,Y;
BEGIN P
  ...                    {X e Y da P}
```



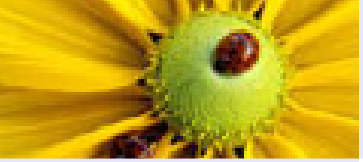
Mascheramento


```
PROGRAM P;
  DECLARE X,Y;
BEGIN P
  ...                  {X e Y da P}
  BLOCK A;
    DECLARE X,Z;
  BEGIN A
    ...                {X e Z da A, Y da P}
```

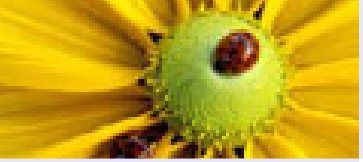


Mascheramento


```
PROGRAM P;
  DECLARE X,Y;
BEGIN P
  ...                  {X e Y da P}
  BLOCK A;
    DECLARE X,Z;
  BEGIN A
    ...                {X e Z da A, Y da P}
  END A;
  ...                  {X e Y da P}
END P;
```

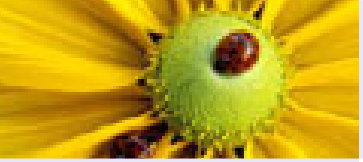


Legami di locazione



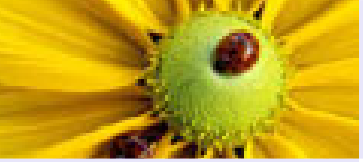
Legami di locazione e scope

- Stabilire un legame di locazione si chiama *allocare memoria*
- Se una variabile è in scope, deve avere un legame di locazione
- Non vale il viceversa: un legame di locazione può essere attivo mentre la variabile non è in scope (ad es., per mascheramento)
- Quindi, lo scope (ambito di visibilità) di una variabile è un **sottoinsieme** dell'ambito di validità del suo legame di locazione



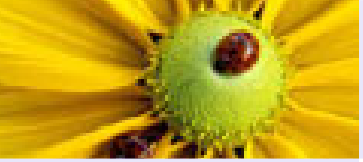
Tecniche di allocazione di memoria

- **Statica:** l'indirizzo viene fissato a load-time e tale allocazione vale per tutta l'esecuzione
- **Dinamica**
  - Su stack: l'indirizzo viene fissato a runtime su richiesta (ad es., all'inizio di un blocco) e viene rilasciato al termine del blocco corrente
  - Su heap: l'indirizzo viene fissato a runtime su richiesta e rilasciato su richiesta oppure automaticamente quando non più utilizzato (garbage collection)



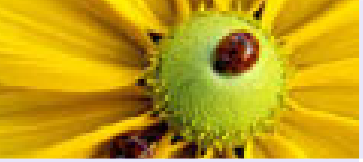
Allocazione statica di memoria

Si dice *allocazione statica di memoria* quando il legame di locazione è fissato e costante al tempo di caricamento (load-time)



Allocazione statica di memoria

Si dice *allocazione statica di memoria* quando il legame di locazione è fissato e costante al tempo di caricamento (load-time)
Tipico delle variabili globali (se previste dal linguaggio)

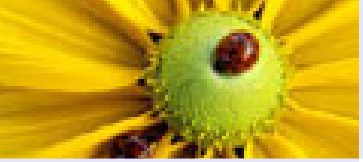


Allocazione statica di memoria

Si dice *allocazione statica di memoria* quando il legame di locazione è fissato e costante al tempo di caricamento (load-time)
Tipico delle variabili globali (se previste dal linguaggio)
In C:

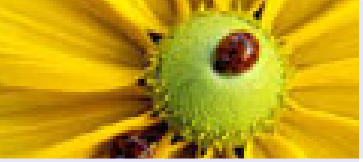
```
int g; // alloc. statica e scope globale

void f(int n) {
   static int a; // alloc. statica e scope locale
   int i;
   ...
}
```



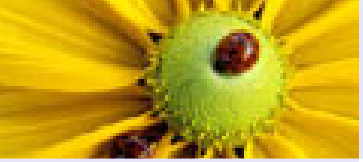
Allocazione dinamica di memoria su stack

- Si dice *allocazione dinamica di memoria tramite stack* quando il legame di locazione è creato all'inizio dell'esecuzione di un blocco e viene rilasciato automaticamente a fine blocco



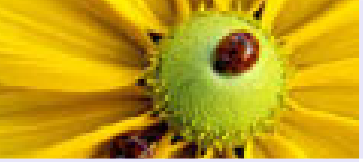
Allocazione dinamica di memoria su stack

- Si dice *allocazione dinamica di memoria tramite stack* quando il legame di locazione è creato all'inizio dell'esecuzione di un blocco e viene rilasciato automaticamente a fine blocco
- Essa è realizzata attraverso il *Record di Attivazione (RdA)* di un blocco



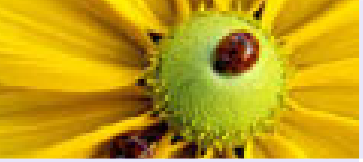
Allocazione dinamica di memoria su stack

- Si dice *allocazione dinamica di memoria tramite stack* quando il legame di locazione è creato all'inizio dell'esecuzione di un blocco e viene rilasciato automaticamente a fine blocco
- Essa è realizzata attraverso il *Record di Attivazione (RdA)* di un blocco
- L'RdA contiene tutte le informazioni necessarie all'esecuzione del blocco e alla prosecuzione dell'esecuzione dopo la fine del blocco



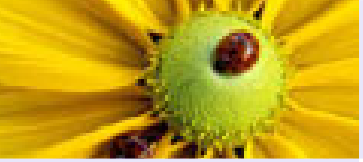
L'RdA di un blocco anonimo

- Contenuto dell'RdA nel caso di un blocco anonimo o *in-line*:
  - Puntatore di catena dinamica (link all'RdA precedente)
  - Ambiente locale (variabili locali e spazio per risultati intermedi)



L'RdA di un blocco anonimo

- Contenuto dell'RdA nel caso di un blocco anonimo o *in-line*:
  - Puntatore di catena dinamica (link all'RdA precedente)
  - Ambiente locale (variabili locali e spazio per risultati intermedi)
- Quando invece il blocco è più complesso (ad es., è una procedura e può essere invocato), l'RdA è più complesso, come si vedrà in seguito

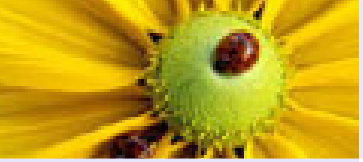


Allocazione dinamica in C

In C:

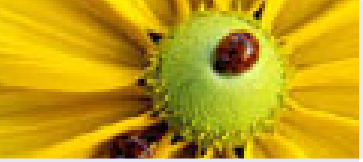
```
int g;

void f(int n) {  // n: alloc. din. su stack e scope locale (f)
   static int a;
   int i;        // i: alloc. din. su stack e scope locale (f)
   {
      int j;  // j: alloc. din. su stack e scope locale (blocco)
   }
   // p: alloc. din. su heap e scope locale (f)
   int *p = (int*) malloc(sizeof(int));
   ...
}
```



Stack di esecuzione

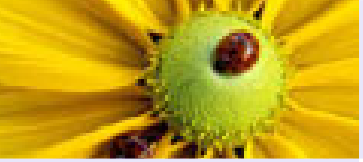
In ogni momento dell'esecuzione lo *stack (o pila) di esecuzione* contiene gli RdA "attivi":



Stack di esecuzione

In ogni momento dell'esecuzione lo *stack (o pila) di esecuzione* contiene gli RdA "attivi":

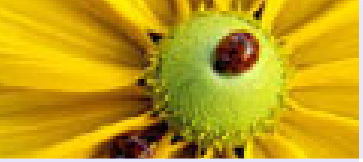
1. il top dello stack contiene l'RdA del blocco correntemente in esecuzione;



Stack di esecuzione

In ogni momento dell'esecuzione lo *stack (o pila) di esecuzione* contiene gli RdA "attivi":

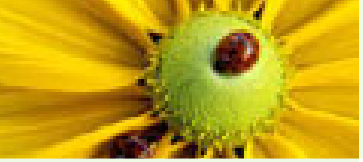
1. il top dello stack contiene l'RdA del blocco correntemente in esecuzione;
2. ogni volta che si entra in un blocco, l'RdA del blocco viene creato e posto sullo stack (push);



Stack di esecuzione

In ogni momento dell'esecuzione lo *stack (o pila) di esecuzione* contiene gli RdA "attivi":

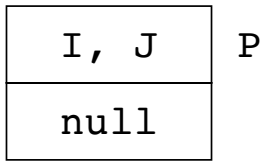
1. il top dello stack contiene l'RdA del blocco correntemente in esecuzione;
2. ogni volta che si entra in un blocco, l'RdA del blocco viene creato e posto sullo stack (push);
3. ogni volta che si esce da un blocco, viene eliminato l'RdA in cima allo stack (pop)



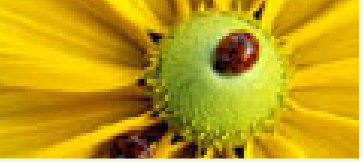
Esempio di allocazione dinamica su stack

All'ingresso in P (supponendo che anche I e J siano allocate sullo stack)

Contenuto dello stack di attivazione



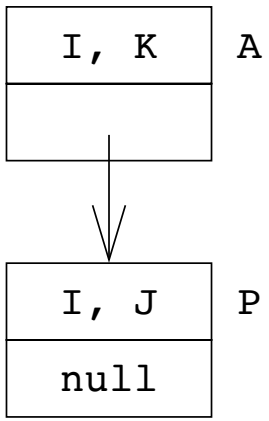

```
PROGRAM P;
  DECLARE I,J;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE I,K;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE I,L;
    BEGIN B
      ...          {I e L da B, K da A, J da P}
    END B;
    ...            {I e K da A, J da P}
  END A;
  BLOCK C;
    DECLARE I,N;
  BEGIN C
    ...            {I e N da C, J da P}
  END C;
...                {I e J da P}
END P;
```



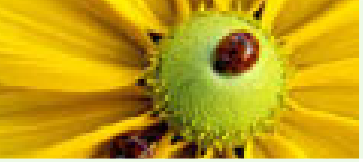
Esempio di allocazione dinamica su stack

All'ingresso in A

Contenuto dello stack di attivazione



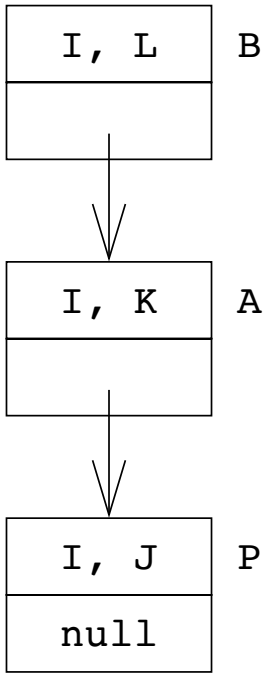

```
PROGRAM P;
  DECLARE I,J;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE I,K;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE I,L;
    BEGIN B
      ...          {I e L da B, K da A, J da P}
    END B;
    ...            {I e K da A, J da P}
  END A;
  BLOCK C;
    DECLARE I,N;
  BEGIN C
    ...            {I e N da C, J da P}
  END C;
...                {I e J da P}
END P;
```



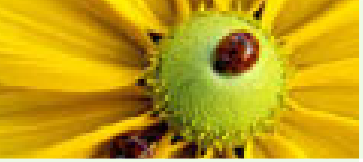
Esempio di allocazione dinamica su stack

All'ingresso in B

Contenuto dello stack di attivazione



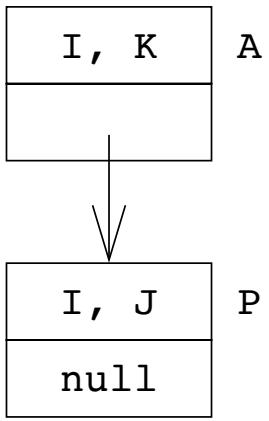

```
PROGRAM P;
  DECLARE I,J;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE I,K;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE I,L;
    BEGIN B
      ...          {I e L da B, K da A, J da P}
    END B;
    ...            {I e K da A, J da P}
  END A;
  BLOCK C;
    DECLARE I,N;
  BEGIN C
    ...            {I e N da C, J da P}
  END C;
...                {I e J da P}
END P;
```



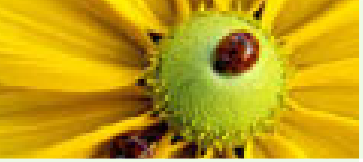
Esempio di allocazione dinamica su stack

All'uscita da B

Contenuto dello stack di attivazione



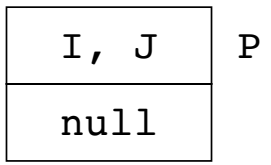

```
PROGRAM P;
  DECLARE I,J;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE I,K;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE I,L;
    BEGIN B
      ...          {I e L da B, K da A, J da P}
    END B;
    ...            {I e K da A, J da P}
  END A;
  BLOCK C;
    DECLARE I,N;
  BEGIN C
    ...            {I e N da C, J da P}
  END C;
...                {I e J da P}
END P;
```



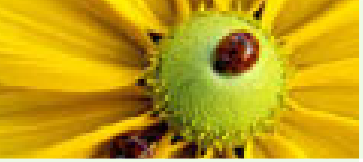
Esempio di allocazione dinamica su stack

All'uscita da A

Contenuto dello stack di attivazione



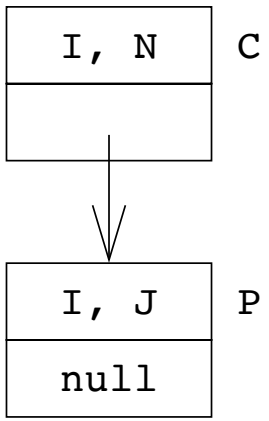

```
PROGRAM P;
  DECLARE I,J;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE I,K;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE I,L;
    BEGIN B
      ...          {I e L da B, K da A, J da P}
    END B;
    ...            {I e K da A, J da P}
  END A;
  BLOCK C;
    DECLARE I,N;
  BEGIN C
    ...            {I e N da C, J da P}
  END C;
...                {I e J da P}
END P;
```



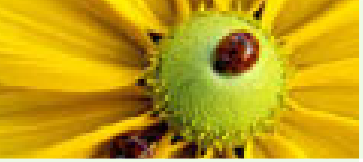
Esempio di allocazione dinamica su stack

All'ingresso in C

Contenuto dello stack di attivazione



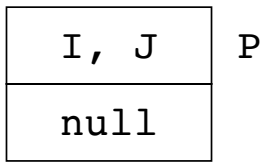

```
PROGRAM P;
  DECLARE I,J;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE I,K;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE I,L;
    BEGIN B
      ...          {I e L da B, K da A, J da P}
    END B;
    ...            {I e K da A, J da P}
  END A;
  BLOCK C;
    DECLARE I,N;
  BEGIN C
    ...            {I e N da C, J da P}
  END C;
...                {I e J da P}
END P;
```



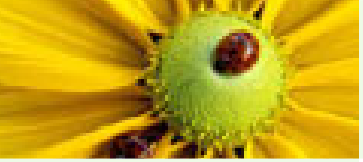
Esempio di allocazione dinamica su stack

All'uscita da C

Contenuto dello stack di attivazione




```
PROGRAM P;
  DECLARE I,J;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE I,K;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE I,L;
    BEGIN B
      ...          {I e L da B, K da A, J da P}
    END B;
    ...            {I e K da A, J da P}
  END A;
  BLOCK C;
    DECLARE I,N;
  BEGIN C
    ...            {I e N da C, J da P}
  END C;
...                {I e J da P}
END P;
```

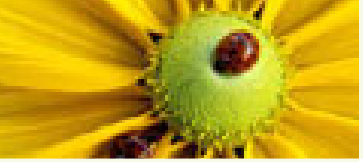


Esempio di allocazione dinamica su stack

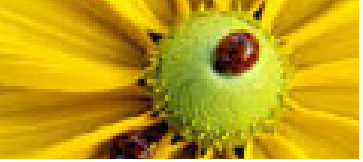
All'uscita da P

Contenuto dello stack di attivazione

```
PROGRAM P;
  DECLARE I,J;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE I,K;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE I,L;
    BEGIN B
      ...          {I e L da B, K da A, J da P}
    END B;
    ...            {I e K da A, J da P}
  END A;
  BLOCK C;
    DECLARE I,N;
  BEGIN C
    ...            {I e N da C, J da P}
  END C;
...                {I e J da P}
END P;
```



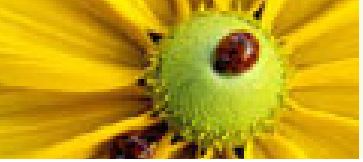
Esercizi



Esercizio 1

Si considerino i seguenti blocchi annidati. Per ciascun blocco, determinare i legami di ogni variabile. Evidenziare le variabili locali e non locali.

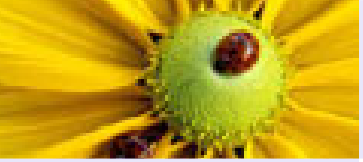
```
PROGRAM P;
  BLOCK B1;
    DECLARE A,B,C;
  BEGIN B1
    BLOCK B2;
      DECLARE C,D;
    BEGIN B2
      BLOCK B3;
        DECLARE B,D,F;
      BEGIN
        ...
      END B3;
      ...
    END B2;
    BLOCK B4;
      DECLARE B,C,D;
    BEGIN B4
      ...
    END B4;
    ...
  END B1;
END P;
```



Esercizio 2

Tracciare il contenuto dello stack di esecuzione durante l'esecuzione del seguente pseudo-programma.

```
PROGRAM P;
  DECLARE X,Y;
BEGIN P
  BLOCK A;
    DECLARE X,Y,Z;
  BEGIN A
    BLOCK B;
      DECLARE Y;
    BEGIN B
      BLOCK C;
        DECLARE X,Y;
      BEGIN C
        ...
      END C;
      BLOCK D;
        DECLARE Z;
      BEGIN D
        ...
      END D;
      ...
    END B;
  END A;
  BLOCK E;
    DECLARE Z;
  BEGIN E
    BLOCK F;
      DECLARE X;
    BEGIN F
      ...
    END F;
    ...
  END E;
  ...
END P;
```



Bibliografia

Capitoli 6 ("I nomi e l'ambiente") e 7 ("La gestione della memoria") di *Linguaggi di Programmazione, principi e paradigmi*, di Gabbrielli e Martini (2a edizione)