Implementazione dell'ambiente (linguaggio funzionale)

1

Contenuti

- ambiente locale dinamico, scoping statico
  - cosa serve in ogni attivazione (catena statica)
  - un problema con le funzioni esprimibili: la retention
  - implementazione: strutture dati e operazioni
  - cosa cambia nell'interprete iterativo
    - eliminazione del calcolo di punto fisso per la ricorsione
    - un esempio senza retention
- ottimizzazioni eseguibili durante la compilazione
  - traduzione dei riferimenti ed eliminazione dei nomi
- ambiente locale dinamico, scoping dinamico (digressione)
  - l'implementazione standard (deep binding)
  - cenni ad altre implementazioni (shallow binding)
  - sono possibili ottimizzazioni?

2

Ambiente locale dinamico

- per ogni attivazione entrata in un blocco o applicazione di funzione

  abbiamo attualmente nel record di attivazione l'intero ambiente
  - implementato come una funzione
- Le regole della semantica dell'ambiente locale dinamico non lo richiedono. In realta'possiamo inserire nel record di attivazione
  - una tabella che implementa il solo ambiente locale
  - e tutto quello che ci serve per reperire l'ambiente non locale in accordo con la regola di scoping
- quando l'attivazione termina
  - uscita dal blocco o ritorno della applicazione di funzione

  possiamo eliminare l'ambiente locale (e cose eventualmente associate) insieme a tutte le altre informazioni contenute nel record di attivazione

3

L'ambiente locale

- nel caso del blocco (Let) contiene una sola associazione
- nel caso della applicazione (Apply) contiene tante associazioni quanti sono i parametri
- rappresentiamo l'ambiente locale con una coppia di array corrispondenti
  - l'array dei nomi
  - l'array dei valori denotati

  la cui dimensione è determinata dalla sintassi del costrutto

4

Ambiente locale

- dato che la pila dei record di attivazione è realizzata con varie pile parallele, la pila di ambienti envstack è rimpiazzata (per ora) da due pile di ambienti locali
  - namestack, pila di array di identificatori
  - evalstack, pila di array di valori denotati
- in ogni istante le pile rappresentano la sequenza di ambienti locali corrispondenti alla catena di attivazioni (catena dinamica)

5

E l'ambiente non locale?

namestack, pila di array di identificatori

evalstack, pila di array di valori denotati

- in ogni istante le pile rappresentano la sequenza di ambienti locali corrispondenti alla catena di attivazioni (catena dinamica)
- **Scoping dinamico**, non serve altro
  - se un identificatore non esiste nell'ambiente locale, lo cerco negli ambienti locali che lo precedono nella pila
  - il primo che (eventualmente) trovo identifica l'associazione corretta perché è l'ultima creata nel tempo
- **Scoping statico**, la cosa non è così semplice
  - nel caso delle funzioni, l'ambiente non locale giusto non è quello che precede sulla pila quello locale, ma è quello che esisteva al momento dell'astrazione
  - tale ambiente ci è noto a tempo di esecuzione perché è contenuto nella chiusura (che è la semantica della funzione che applichiamo)

6

Scoping statico

namestack, pila di array di identificatori

evalstack, pila di array di valori denotati

- in ogni istante le pile rappresentano la sequenza di ambienti locali corrispondenti alla catena di attivazioni (catena dinamica)
- nel caso di una applicazione di funzione, l'ambiente non locale giusto è quello che esisteva al momento dell'astrazione
  - contenuto nella chiusura (che è la semantica della funzione che applichiamo)
- Analizziamo la **applyfun** dell'interprete iterativo

```
let applyfun ((ev1:eval),(ev2:eval list)) =
    ( match ev1 with
    | Funval(Fun(ii,aa),r) -> newframes(aa,bindlist(r, ii, ev2))
    | _ -> failwith ("attempt to apply a non-functional object"))
```

7

L'ambiente della chiusura

- Domanda: *l'ambiente contenuto nella chiusura esiste sempre sulla pila nel momento in cui applichiamo la funzione*?
- è facile convincersi che la risposta è "si" se ci limitiamo ad applicare funzioni reperite attraverso il loro nome (funzioni denotate!)
  - per la semantica del Let, siamo sicuri che l'applicazione di un Den "ide" può essere eseguita solo se è visibile
    - Si dimostra per induzione, contenuto nella pila
  - quello contenuto nella chiusura è
    - r stesso, se la funzione è ricorsiva
    - quello che precede r nella pila (cioè quello in cui è valutato il Let), se la funzione non è ricorsiva
- l'implementazione dovrà garantire che l'ambiente della chiusura sia comunque presente nella pila

8

Pila degli ambienti locali e scoping statico

- in ogni istante le pile rappresentano la sequenza di ambienti locali corrispondenti alla catena di attivazioni
- gli ambienti locali visibili come non locali secondo la regola di scoping statico formano (quasi sempre!) una sottosequenza di quella contenuta nella pila
  - tale sottosequenza riproduce a run time la struttura statica di annidamento di blocchi e funzioni

9

Ambienti locali e scoping statico

- se l'attivazione corrente è un blocco, l'ambiente non locale giusto è quello precedentemente sulla testa della pila
- se l'attivazione corrente è relativa alla applicazione di una funzione di nome "f", deve esserci sulla pila una attivazione del blocco o applicazione in cui "f" è stata dichiarata
- se la applicazione era relativa ad un nome locale, tale attivazione precede quella di "f" sulla pila
- se la applicazione era relativa ad un nome non locale, ci possono essere in mezzo altre attivazioni che non ci interessano
- se l'attivazione corrente è relativa alla applicazione di una funzione senza nome, ottenuta dalla valutazione di una espressione (le funzioni sono esprimibili!), dobbiamo preoccuparci di fare in modo che sulla pila ci sia anche l'ambiente della chiusura

10

Catena dinamica e catena statica

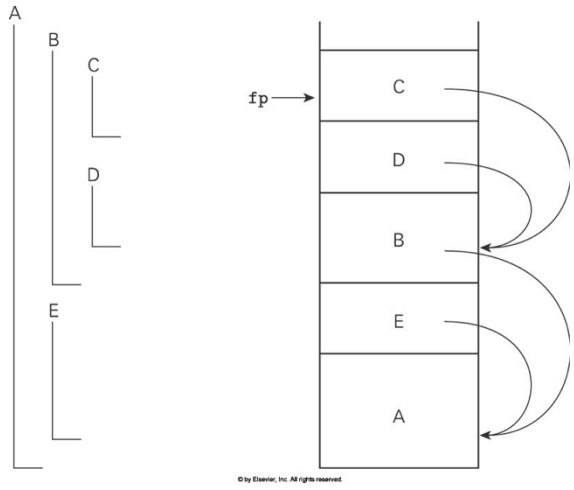
namestack, pila di array di identificatori
evalstack, pila di array di valori denotati

- in ogni istante le pile rappresentano la sequenza di ambienti locali corrispondenti alla catena di attivazioni (catena dinamica)
- gli ambienti locali visibili come non locali secondo la regola di scoping statico formano (quasi!) una sottosequenza di quella contenuta nella pila
- per ricostruire la struttura statica e determinare correttamente l'ambiente non locale, associamo ad ogni record di attivazione un puntatore (catena statica) al giusto ambiente locale sulla pila
  - quello precedentemente sulla testa della pila, se entro in un blocco
  - quello contenuto nella chiusura, se applico una funzione
- il tipo ambiente ha ora come implementazione un semplice intero
  - indice negli array che realizzano le pile

  anche all'interno delle chiusure
- una nuova pila nell'implementazione dell'ambiente

slinkstack, pila di (puntatori ad) ambienti

La catena statica



Scoping Statico

```
var a : integer;

procedure first
  a := 1;

procedure second
  var a : integer;
  first();

begin
  a := 2;
  second();
  write_integer(a);
end;
```

13

Scoping Dinamico

```
var a : integer;

procedure first
  a := 1;

procedure second
  var a : integer;
  first();

begin
  a := 2;
  second();
  write_integer(a);
end;
```

14

Funzioni esprimibili e *retention*

- in un linguaggio funzionale di ordine superiore (come il linguaggio didattico), è possibile che la valutazione di una applicazione di funzione

  Appl(e1,e2)

  ritorni una funzione, cioè un valore (chiusura) del tipo Funval(e,ρ) in cui
  - e è un'espressione di tipo Fun
  - ρ è l'ambiente in cui la funzione è stata costruita, cioè l'ambiente contenuto nel frame della applicazione Appl(e1,e2), che serve per risolvere eventuali riferimenti non locali di e
- quando la valutazione dell'applicazione Appl(e1,e2) ritorna, normalmente si dovrebbero eliminare tutte le pile:
  - oltre a cstack e tempvalstack, anche le pile che realizzano l'ambiente

15

retention

- non è possibile eseguire il pop sulle pile relative all'ambiente, perché l'ambiente ρ attualmente testa della pila è utilizzato dentro la chiusura che si trova sulla pila dei valori temporanei
- in tale situazione è necessario ricorrere alla *retention*, in cui l'ambiente locale viene conservato
  - le teste delle pile che realizzano l'ambiente vengono conservate (ed etichettate come Retained, in una ulteriore pila parallela tagstack)
  - la computazione continua in uno stato in cui l'ambiente corrente non è necessariamente quello in testa alle pile
  - gli ambienti conservati devono prima o dopo essere eliminati, riportando le pile di ambienti nello stato normale

16

L'ambiente e le pile che lo realizzano

```
type 't env = int
let (currentenv: eval env ref) = ref(0)
let namestack = emptystack(stacksize,[| "dummy" |])
let evalstack = emptystack(stacksize,[| Unbound |])
let slinkstack = emptystack(stacksize, !currentenv)
type tag = Retained| Standard
let tagstack = emptystack(stacksize, Standard)
```

17

Envstack (revisited)

namestack, pila di array di identificatori
evalstack, pila di array di valori denotati
slinkstack, pila di ambienti
tagstack, pila di etichette per la retention

```
let svuotaenv() = svuota(namestack); svuota(tagstack); svuota(evalstack);
    svuota(slinkstack)
let topenv() = !currentenv
let popenv () = pop(namestack); pop(evalstack); pop(slinkstack);
    pop(tagstack); currentenv := !currentenv - 1
let pushenv(r) = if r = !currentenv then
 (push([||],namestack); push([||],evalstack); push(Standard,tagstack);
    push(r,slinkstack);
  currentenv := lungh(namestack) ) else currentenv := r
```

18

Le operazioni sull'ambiente 1

```
let applyenv ((x: eval env), (y: ide)) =
    let n = ref(x) in
    let den = ref(Unbound) in
    while !n > -1 do
            let lenv = access(namestack,!n) in
            let nl = Array.length lenv in
            let index = ref(0) in
            while !index < nl do
                    if Array.get lenv !index = y then
              (den := Array.get (access(evalstack,!n)) !index;
              index := nl)
              else index := !index + 1
            done;
            if not(!den = Unbound) then  n := -1 else n := access(slinkstack,!n)
    done;
    !den
```

- ritrovo l'associazione non locale seguendo all'indietro i puntatori di catena statica

```
let bind ((r:eval env),i,d) =
      push(Array.create 1 i,namestack);
      push(Array.create 1 d,evalstack);
      push(r,slinkstack);
      push(Standard,tagstack);
      (lungh(namestack): eval env)
```

19

Le operazioni sull'ambiente 2

```
let bindlist(r, il, el) =
   let n = List.length il in
   let ii = Array.create n "dummy" in
   let dd = Array.create n Unbound in
   let ri = ref(il) in
   let rd = ref(el) in
   let index = ref(0) in
   while !index < n do
     let i = List.hd !ri in
     let d = List.hd !rd in
     ( ri := List.tl !ri;
       rd := List.tl !rd;
       Array.set ii !index i;
       Array.set dd !index d;
       index := !index + 1)
    done;
    push(ii, namestack);
    push(dd,evalstack);
    push(r,slinkstack);
    push(Standard,tagstack);
    (lungh(namestack): eval env)

let emptyenv(x) = currentenv := -1; svuota(namestack);
   svuota(evalstack); svuota(slinkstack); svuota(tagstack); !currentenv
```

20

Gestione (parziale) della retention

```
let retained (n:eval env) = access(tagstack,n) = Retained

let retain () =  setta(tagstack, !currentenv, Retained);
       let cont = ref(lungh(namestack)) in
       while !cont > -1  & retained(!cont) do cont := !cont - 1 done; currentenv := !cont

let to_be_retained (v:eval) = match v with
   | Funval (e, r1) -> not(r1 < !currentenv)
   | _ -> false

let retainorpopenv (r, valore) =
   if (topenv() = r) then () else
   if !currentenv < lungh(namestack) then retain() else
   if to_be_retained(valore) then retain() else
      (popenv(); let index = ref(!currentenv) in
        while !index > r do
          if retained(!index) then (currentenv := !currentenv - 1;
          index := !index -1) else (index := r)
        done )

let collectretained (r) = let index = ref(lungh(namestack)) in
      while !index > r do
       pop(namestack); pop(evalstack);
       pop(slinkstack); pop(tagstack);
       index := !index -1
      done;

      currentenv := lungh(namestack)
```

21

Le novità nell'interprete iterativo: ricorsione

- il fatto che l'ambiente sia un intero (puntatore nelle pile degli ambienti) ci obbliga a modificare l'implementazione delle funzioni ricorsive
  - dobbiamo eliminare il calcolo di punto fisso che era necessario per determinare l'ambiente da inserire nella chiusura
  - possiamo direttamente inserire nella chiusura la prossima posizione nelle pile degli ambienti
    - dove verrà inserita esattamente l'associazione per il nome della funzione ricorsiva
    - l'ambiente corrispondente non esiste ancora, ma ci sarà quando la chiusura verrà utilizzata

```
let makefunrec (f, (a:exp),(x:eval env)) =
  makefun(a, ((lungh(namestack) + 1): eval env))
```

22

Le novità nell'interprete iterativo: retention

```
let sem ((e:exp), (r:eval env)) =
   push(emptystack(1,Unbound),tempvalstack);
   newframes(e,r);
   while not(empty(cstack)) do
      while not(empty(top(cstack))) do
    ...
      done;
         let valore= top(top(tempvalstack)) in
      pop(top(tempvalstack));
      pop(cstack);
      pop(tempvalstack);
      push(valore,top(tempvalstack));
      retainorpopenv (r, valore)
   done;
  collectretained(r);
  let valore = top(top(tempvalstack)) in
  pop(tempvalstack); valore
```


Un esempio che non funziona senza retention

```
# sem(
  Appl(
    Appl(
      Fun(["x"],
         Fun(["y"],Sum(Den("x"),Den("y")))),
      [Eint 3]),
    [Eint 5])),
emptyenv Unbound);;
```

- l'applicazione rossa pusha sulla pila dei temporanei il valore
  `Funval(Fun(["y"],Sum(Den("x"),Den("y")))),r)`
  ed `r` punta ad un ambiente che contiene l'associazione fra `"x"` e `Dint 3`
- senza retention, l'ambiente dell'applicazione rossa viene poppato e rimpiazzato da quello della applicazione nera
  - il cui link statico punta (per errore) a lui stesso
- l'applicazione di tale ambiente ad `"x"` porta in un ciclo infinito
  - `applyenv` quando non trova il nome cerca nell'ambiente puntato dal link statico

Analisi statiche e ottimizzazioni

- se lo scoping è statico, chi legge il programma ed il compilatore possono
  - controllare che ogni riferimento ad un nome abbia effettivamente una associazione
    - oppure segnalare staticamente l'errore
  - inferire-controllare il tipo per ogni espressione e
    - segnalare gli eventuali errori di tipo
- sono possibili anche delle ottimizzazioni legate alle seguente proprietà
- dato che ogni attivazione di funzione avrà come puntatore di catena statica il puntatore all'ambiente locale in cui la funzione è stata definita
  - sempre lo stesso per tutte le attivazioni (anche ricorsive) relative alla stessa definizione
- il numero di passi che a tempo di esecuzione dovrò fare lungo la catena statica per trovare l'associazione (non locale) per l'identificatore "x" è costante
  - non dipende dalla catena delle attivazioni a tempo di esecuzione
  - è esattamente la differenza fra le profondità di annidamento del blocco in cui "x" è dichiarato e quello in cui è usato

25

Traduzione ed eliminazione dei nomi

- il numero di passi che a tempo di esecuzione dovrò fare lungo la catena statica per trovare l'associazione (non locale) per l'identificatore "x" è esattamente la differenza fra le profondità di annidamento del blocco in cui "x" è dichiarato e quello in cui è usato
- ogni riferimento Den ide nel codice può essere staticamente tradotto in una coppia (m,n) di numeri interi
  - m è la differenza fra le profondità di nesting dei blocchi (0 se ide si trova nell'ambiente locale)
  - n è la posizione relativa (partendo da 0) della dichiarazione di ide fra quelle contenute nel blocco
- l'interprete o il supporto a tempo di esecuzione (la nuova applyenv) interpreteranno la coppia (m,n) come segue
  - effettua m passi lungo la catena statica partendo dall'ambiente locale attualmente sulla testa della pila
  - restituisci il contenuto dell'elemento in posizione n nell'array di valori denotati così ottenuto
- l'accesso diventa efficiente (non c'è più ricerca per nome)
- si può economizzare nella rappresentazione degli ambienti locali che non necessitano più di memorizzare i nomi
  - si può eliminare la pila namestack

26

L'utile esercizio di traduzione dei nomi

- dato il programma, per tradurre una specifica occorrenza di Den ide bisogna
  - identificare con precisione la struttura di annidamento
  - identificare il blocco o funzione dove occorre l'associazione per ide (o scoprire subito che non c'è) e vedere in che posizione è ide in tale ambiente
  - contare la differenza delle profondità di nesting
- un modo conveniente per ottenere questo risultato è costruire una analisi statica
  - una esecuzione del programma con l'interprete appena definito
  - che esegue solo i costrutti che hanno a che fare con l'ambiente (ignorando tutti gli altri)
    - e dell'ambiente guarda solo nomi e link statici (namestack e slinkstack)
  - che costruisce un nuovo ambiente locale seguendo la struttura statica (Let, Fun, Rec) e non quella dinamica (Let e Apply)
  - facendo attenzione ad associare ad ogni espressione l'ambiente in cui deve essere valutata
- chiaramente diverso dalla costruzione dell'ambiente a tempo di esecuzione
  - basata sulle applicazioni e non sulle definizioni di funzione
- ma sappiamo che per la traduzione dei nomi è la struttura statica quella che conta

27

Un esempio di traduzione dei nomi

```
Let("expo",
  Rec
   ("expo",
       Fun (["base";"esp"],
          Let("f",
            Fun
             (["x"],
              Ifthenelse(
               Iszero (Den "esp"),
                Appl(Den "f", [Eint 1]),
                Prod(Den "x",
                    Appl(Den "expo",
                       [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)])))),
            Appl (Den "f", [Den "base"])))),
    Appl (Den "expo", [Den "x"; Eint 3]))
```

28

Sviluppo dell'esempio 1

0 | expo | -1

```
Let("expo",
  Rec
   ("expo",
       Fun (["base";"esp"],
          Let("f",
            Fun
             (["x"],
              Ifthenelse(
               Iszero (Den "esp"),
                Appl(Den "f", [Eint 1]),
                Prod(Den "x",
                     Appl(Den "expo",
                        [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)]))))),
            Appl (Den "f", [Den "base"])))),
     Appl (Den "expo", [Den "x"; Eint 3]))
```

da valutare nell'ambiente 0

```
Appl (Den "expo", [Den "x"; Eint 3]))
        0,0        errore
```

29

Sviluppo dell'esempio 2

```
Let("expo",
  Rec
   ("expo",
       Fun (["base";"esp"],
          Let("f",
            Fun
             (["x"],
              Ifthenelse(
               Iszero (Den "esp"),
                Appl(Den "f", [Eint 1]),
                Prod(Den "x",
                     Appl(Den "expo",
                        [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)]))))),
            Appl (Den "f", [Den "base"])))),
     Appl (Den "expo", [Den "x"; Eint 3]))
```

da valutare nell'ambiente -1

```
Rec
  ("expo",
      Fun (["base";"esp"],
         Let("f",
           Fun
            (["x"],
             Ifthenelse(
              Iszero (Den "esp"),
               Appl(Den "f", [Eint 1]),
               Prod(Den "x",
                    Appl(Den "expo",
                       [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)]))))),
           Appl (Den "f", [Den "base"])))
```

30

Sviluppo dell'esempio 3

0	expo	-1
1	base	0
	esp	

```
Let("expo",
  Rec
   ("expo",
      Fun (["base";"esp"],
         Let("f",
           Fun
            (["x"],
             Ifthenelse(
              Iszero (Den "esp"),
               Appl(Den "f", [Eint 1]),
               Prod(Den "x",
                   Appl(Den "expo",
                      [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)])))),
           Appl (Den "f", [Den "base"])))),
    Appl (Den "expo", [Den "x"; Eint 3]))
```

da valutare nell'ambiente 0

```
Fun (["base";"esp"],
         Let("f",
           Fun
            (["x"],
             Ifthenelse(
              Iszero (Den "esp"),
               Appl(Den "f", [Eint 1]),
               Prod(Den "x",
                   Appl(Den "expo",
                      [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)])))),
           Appl (Den "f", [Den "base"]))
```

31

Sviluppo dell'esempio 4

0	expo	-1
1	base	0
	esp	
2	f	1

```
Let("expo",
  Rec
   ("expo",
      Fun (["base";"esp"],
         Let("f",
           Fun
            (["x"],
             Ifthenelse(
              Iszero (Den "esp"),
               Appl(Den "f", [Eint 1]),
               Prod(Den "x",
                   Appl(Den "expo",
                      [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)])))),
           Appl (Den "f", [Den "base"])))),
    Appl (Den "expo", [Den "x"; Eint 3]))
```

da valutare nell'ambiente 2

```
Appl (Den "f", [Den "base"])
      0,0          1,0
```

32

Sviluppo dell'esempio 5

0	expo	-1
1	base	0
	esp	
2	f	1
3	x	1

```
Let("expo",
  Rec
   ("expo",
      Fun (["base";"esp"],
         Let("f",
           Fun
            (["x"],
             Ifthenelse(
              Iszero (Den "esp"),
               Appl(Den "f", [Eint 1]),
               Prod(Den "x",
                   Appl(Den "expo",
                      [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)]))))),
           Appl (Den "f", [Den "base"])))),
    Appl (Den "expo", [Den "x"; Eint 3]))
```

da valutare nell'ambiente 1

```
Fun (["x"], Ifthenelse(
              Iszero (Den "esp"),
               Appl(Den "f", [Eint 1]),
               Prod(Den "x",
                   Appl(Den "expo",
                      [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)])))),
```

33

Sviluppo dell'esempio 6

0	expo	-1
1	base	0
	esp	
2	f	1
3	x	1

```
Let("expo",
  Rec
   ("expo",
      Fun (["base";"esp"],
         Let("f",
           Fun
            (["x"],
             Ifthenelse(
              Iszero (Den "esp"),
               Appl(Den "f", [Eint 1]),
               Prod(Den "x",
                   Appl(Den "expo",
                      [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)]))))),
           Appl (Den "f", [Den "base"])))),
    Appl (Den "expo", [Den "x"; Eint 3]))
```

da valutare nell'ambiente 3

```
Ifthenelse(Iszero (Den "esp"),
                1,1
 Appl(Den "f", [Eint 1]),
      errore
        Prod(Den "x", Appl(Den "expo",
              0,0              2,0
               [Den "x";Diff(Den "esp", Eint 1)])))
                 0,0            1,1
```

34

Scoping dinamico

- con la implementazione vista
  - pila dei record di attivazione
    - che per l'ambiente è realizzata attraverso namestack ed evalstack
  - con record (ambienti locali) creati a distrutti all'ingresso e uscita da blocchi e applicazioni di funzione
- l'associazione per il riferimento non locale ad "x" è la prima associazione per "x" che si trova scorrendo la pila all'indietro
  - è una ricerca fatta sul nome in namestack
  - i nomi devono essere mantenuti
- è l'implementazione più comune in LISP (deep binding), dove tuttavia la pila di ambienti locali (A-list)
  - è tenuta separata dalla pila dei records di attivazione
  - è rappresentata con una S-espressione (lista di coppie)
    - memorizzata nella heap come tutte le S-espressioni
    - accessibile e manipolabile come S-espressione da parte dei programmi
- l'implementazione semplice dell'ambiente
  - che è l'unico vantaggio dello scoping dinamico

si complica se introduciamo le chiusure per trattare gli argomenti funzionali e, soprattutto, i ritorni funzionali à la LISP

35

Shallow Binding

- si può semplificare il costo di un riferimento non locale
  - accesso diretto senza ricerca

complicando la gestione di creazione e distruzione di attivazioni

- l'ambiente è realizzato con un'unica tabella centrale che contiene tutte le associazioni attive (locali e non locali)
  - ha una entry per ogni nome utilizzato nel programma
  - in corrispondenza del nome, oltre all'oggetto denotato, c'è un flag che indica se l'associazione è o non è attiva
- i riferimenti (locali e non locali) sono compilati in accessi diretti alla tabella a tempo di esecuzione
  - non c'è più ricerca, basta controllare il bit di attivazione
- i nomi possono sparire dalla tabella ed essere rimpiazzati dalla posizione nella tabella
- diventa molto più complessa la gestione di creazione e distruzione di associazioni
  - la creazione di una nuova associazione locale rende necessario salvare quella corrente (se attiva) in una pila (detta pila nascosta)
  - al ritorno bisogna ripristinare le associazioni dalla pila nascosta
- la convenienza rispetto al deep binding dipende dallo "stile di programmazione"
  - se il programma usa molti riferimenti non locali e pochi Let e Apply

36

Scoping dinamico e scoping statico

- con lo scoping dinamico
  - si vede anche dalle implementazioni dell'ambiente

  non è possibile effettuare nessuna analisi e nessuna ottimizzazione a tempo di compilazione
- lo scoping statico porta a programmi più sicuri
  - rilevamento statico di errori di nome
  - quando si usa un identificatore si sa a chi ci si vuole riferire
  - verifica e inferenza dei tipi statici
- e più efficienti
  - si possono far sparire i nomi dalle tabelle che realizzano gli ambienti locali
  - i riferimenti possono essere trasformati in algoritmi di accesso che sono essenzialmente indirizzamenti indiretti e non richiedono ricerca
- il problema della non compilabilità separata (ALGOL, PASCAL) si risolve (C) combinando la struttura a blocchi con scoping statico con un meccanismo di moduli separati con regole di visibilità

37