

Fundamentos de lenguajes de programación

Abstracción de datos

Facultad de Ingeniería. Universidad del Valle

Junio de 2019

Contenido

1 Introducción

2 Estrategias para representar tipos de datos

3 Definición de tipos de datos

4 Sintaxis Abstracta

Abstracción de datos

- Cada vez que se define un conjunto de valores, se está definiendo un nuevo tipo de dato
- En un tipo de dato se define los valores, representaciones y operaciones sobre el mismo
- La representación de los datos es bastante compleja (bits)
- Para cambiar la representación de los datos se lleva a cabo una tarea llamada **Abstracción de datos**

Abstracción de datos

- La abstracción de datos divide en dos los tipos de datos:
interface e **implementación**
- La interfaz de un tipo de datos dice que representa el tipo de dato, sus operaciones y las propiedades de dichas operaciones
- La implementación proporciona una representación específica y un código para las operaciones que hacen uso de esa representación.

Abstracción de datos

- Un tipo de dato que es abstracto se denomina Tipo Abstracto de Dato (TAD).
- El resto del programa fuera del tipo de dato, llamado el cliente del tipo de dato, manipula el nuevo dato solo mediante las operaciones especificadas en la interfaz
- El código del cliente es independiente de la representación si manipula los valores del tipo de dato solo a través de los procedimientos en su interfaz.

Abstracción de datos

- Todo lo relacionado sobre el dato representado debe estar en el código de la implementación
- La parte más importante de la implementación es la especificación de como los datos son representados
- Se utiliza la implementación $\lceil v \rceil$ para la representación de dato v

Representación de números naturales:

$$(\text{zero}) = [0]$$

$$(\text{is-zero? } [n]) = \begin{cases} \text{\#t} & n = 0 \\ \text{\#f} & n \neq 0 \end{cases}$$

$$(\text{successor } [n]) = [n + 1] \quad (n \geq 0)$$

$$(\text{predecessor } [n + 1]) = [n] \quad (n \geq 0)$$

Representación de números naturales:

- En la anterior especificación no se indica cómo se representan los números naturales
 - A partir de la especificación se pueden escribir programas para la manipulación de los datos, sin importar su representación
-

Representación de números naturales:

```
(define plus
  (lambda (x y)
    (if (is-zero? x)
        y
        (successor (plus (predecessor x) y))
    )
  )
)
```

Satisface $(\text{plus } \lceil x \rceil \lceil y \rceil) = \lceil x + y \rceil$

Abstracción de datos

Ejemplo

Tres posibles representaciones para los enteros no negativos:

- 1 *Representación Unaria*: Donde un entero no negativo n es representado por una lista de n símbolos '#t'.

$$[0] = ()$$

$$[n + 1] = (\text{cons } \text{\#t } [n])$$

En esta representación, se satisface la especificación escribiendo:

```
(define zero '())  
(define iszero? null?)  
(define succ (lambda (n) (cons #t n)))  
(define pred cdr)
```

Abstracción de datos

Ejemplo

- 2 *Representación de Números de Scheme*: Se usa la representación interna de números de Scheme.

$$[n] = n$$

Se definen las entidades como:

```
(define zero 0)
(define iszero? zero?)
(define succ (lambda (n) (+ n 1)))
(define pred (lambda (n) (- n 1)))
```

Abstracción de datos

Ejemplo

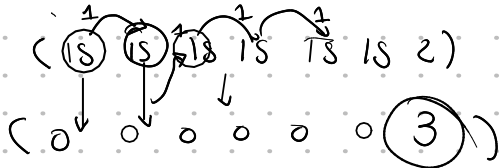
- 3 *Representación Bignum*: Los números son representados en base N , para algún entero grande N . Dicha representación es una lista que consiste de números entre 0 y $N - 1$.

$$[n] = \begin{cases} () & n = 0 \\ (\text{cons } r \ [q]) & n = qN + r, \ 0 \leq r < N \end{cases}$$

Luego si $N = 16$, entonces:

$$\begin{aligned} [33] &= (\underline{1} \ 2) & ((1 \times 16^0) + (2 \times 16^1)) \\ [258] &= (2 \ 0 \ 1) & ((2 \times 16^0) + (0 \times 16^1) + (1 \times 16^2)). \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} & \rightarrow (1 \ 2) + 1 = (2 \ 2) \\ & \quad () \rightarrow (1) \rightarrow (2) \rightarrow (3) \rightarrow (4) \rightarrow (5) \rightarrow \dots \rightarrow (15) \rightarrow (0 \ 1) \end{aligned}$$



$$(2 \ 4) \xrightarrow{-1} (1 \ 4)$$

$$(0 \ 4) \xrightarrow{-1} (1S \ 3)$$

$$(0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 2) \rightarrow (1S \ 1S \ 1S \ 1S \ 1)$$

$$(0 \ 0 \ 1) \rightarrow (1S \ 1S)$$

Contenido

- 1 Introducción
- 2 Estrategias para representar tipos de datos
- 3 Definición de tipos de datos
- 4 Sintaxis Abstracta

Estrategias para representar tipos de datos

- Cuando es usada la abstracción de datos, los programas tienen la propiedad de independencia de representación.
- Se presentan algunas estrategias para representar tipos de datos. Se ilustran estas estrategias usando el ~~tipo de dato~~ *ambiente*.
- Un ambiente asocia un valor con cada elemento de un conjunto finito de variables.
- Un ambiente puede ser usado para asociar las variables con sus valores en la implementación de un lenguaje de programación.

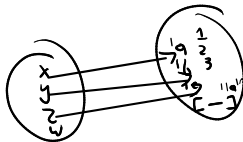
Estrategias para representar tipos de datos

- Las variables pueden ser representadas de cualquier manera, siempre y cuando sea posible chequear la igualdad entre dos variables.
- Las variables se pueden representar mediante símbolos, cadenas , referencias en una tabla hash o incluso mediante números.

Estrategias para representar tipos de datos

Tipo de dato Ambiente: Interfaz

- Un ambiente es una función cuyo dominio es un conjunto finito de variables y cuyo rango es el conjunto de todos los valores de Scheme.
- De acuerdo a la notación matemática, los ambientes representan todos los conjuntos de la forma $\{(s_1, v_1), \dots, (s_n, v_n)\}$, donde los s_i son símbolos diferentes y los v_i son valores de Scheme.



Estrategias para representar tipos de datos

Tipo de dato Ambiente: Interfaz

La interfaz del tipo de dato ambiente tiene tres procedimientos:

<code>(empty-env)</code>	$= [\emptyset]$
<code>(apply-env $[f]$ s)</code>	$= f(s)$
<code>(extend-env var v $[f]$)</code>	$= [g],$

donde $g(s') = \begin{cases} v & \text{si } s' = var \\ f(s') & \text{de otra forma} \end{cases}$

Estrategias para representar tipos de datos

Tipo de dato Ambiente: Interfaz

- El procedimiento `empty-env` debe producir una representación del ambiente vacío.
- El procedimiento `apply-env` aplica una representación de un ambiente a un argumento.
- El procedimiento `(extend-env var val env)` produce un nuevo ambiente que se comporta como `env`, excepto que su valor en el símbolo `var` es `val`.

```
(define e
  (extend-env 'd 6
    (extend-env 'y 8
      (extend-env 'x 7
        (extend-env 'y 14
          (empty-env))))))
```

Representación como estructura de datos:

- Cada ambiente puede ser construido mediante una expresión en la siguiente gramática:

```
<env-exp> ::= (empty-env)
           ::= (extend-env <identificador>
                          <scheme-value> <env-exp>)
```

- De acuerdo a esta gramática los ambientes pueden ser representados como listas en Scheme.

Estrategias para representar tipos de datos

Tipo de dato Ambiente: Implementación

Representación como estructura de datos:

empty-env: $() \rightarrow Env$

```
(define empty-env  
  (lambda () (list 'empty-env)))
```

extend-env: $Var \times SchemeValue \times Env \rightarrow Env$

```
(define extend-env  
  (lambda (var val env)  
    (list 'extend-env var val env)))
```

Estrategias para representar tipos de datos

Tipo de dato Ambiente: Implementación

Representación como estructura de datos:

apply-env: $Env \times Var \rightarrow SchemeValue$

```
(define apply-env
  (lambda (env search-var)
    (cond ((eqv? (car env) 'empty-env)
           (report-no-binding-found search-var))
          ((eqv? (car env) 'extend-env)
           (let ((saved-var (cadr env))
                 (saved-val (caddr env))
                 (saved-env (cadddr env)))
             (if (eqv? search-var saved-var)
                 saved-val
                 (apply-env saved-env search-var))))
          (else (report-invalid-env env))))))
```

Representación Procedimental:

- La interfaz del tipo de dato ambiente tiene una propiedad importante: ella tiene exactamente una entidad *observadora* *apply-env*.
- Esto permite representar un ambiente como un procedimiento que toma una variable y retorna su valor asociado.
- Se define *empty-env* y *extend-env* de tal manera que retornan un procedimiento que al ser aplicado devuelve el valor asociado a la variable en el ambiente.

Estrategias para representar tipos de datos

Tipo de dato Ambiente: Implementación

Representación Procedimental:

empty-env: $() \rightarrow Env$

```
(define empty-env
  (lambda ()
    (lambda (search-var)
      (report-no-binding-found search-var))))
```

extend-env: $Var \times SchemeValue \times Env \rightarrow Env$

```
(define extend-env
  (lambda (saved-var saved-val saved-env)
    (lambda (search-var)
      (if (eqv? search-var saved-var)
          saved-val
          (apply-env saved-env search-var)))))
```


Estrategias para representar tipos de datos

Tipo de dato Ambiente: Implementación

Representación Procedimental:

apply-env: $Env \times Var \rightarrow SchemeValue$

```
(define apply-env  
  (lambda (env search-var)  
    (env search-var)))
```

Contenido

- 1 Introducción
- 2 Estrategias para representar tipos de datos
- 3 Definición de tipos de datos**
- 4 Sintaxis Abstracta

Interfaces para tipos de datos recursivos

Hasta el momento hemos visto como definir tipos de datos recursivos mediante diferentes métodos. Por ejemplo:

```
<Lc-exp> ::= <var-exp>      (<identifier>)  
          ::= <lambda-exp>   (lambda (<identifier>) <Lc-exp>)  
          ::= <app-exp>      (<Lc-exp> <Lc-exp>)
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

Por ejemplo para una representación basada en listas:

```
;;x
'x
;;(lambda (x) x)
(list 'lambda x 'x)
;;( (lambda (x) (lambda (y) (x y))) x)
(list 'lambda 'x (list 'lambda 'y (list 'x 'y)))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

Así mismo, hemos intentado manipular y operar tipos de datos recursivos. Por ejemplo, para las expresiones del cálculo λ se han definido procedimientos como `occurs-free?`:

```
(define occurs-free?
  (lambda (var exp)
    (cond
      ;;Caso var-exp
      [(symbol? exp) (eqv? var exp)]
      ;;Caso lambda-exp
      [(eqv? (car exp) 'lambda)
       (and (not (eqv? var (car (cadr exp))))
            (occurs-free? var (caddr exp)))]
      ;;Caso app-exp
      [else
       (or (occurs-free? var (car exp))
           (occurs-free? var (cadr exp)))])))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

- No obstante, esta definición de `occurs-free?` es difícil de leer (es difícil decir que `(car (cadr exp))` se refiere a la declaración de una variable en una expresión lambda o que `(caddr exp)` se refiere a su cuerpo).
- Esta definición establece cierta dependencia con la implementación de las expresiones del cálculo λ como listas.

Interfaces para tipos de datos recursivos

- Se puede mejorar estos aspectos introduciendo interfaces para la creación y manipulación de datos de un cierto tipo.
- Una interfaz para un tipo de dato consta de procedimientos *constructores* y procedimientos *observadores*.
- Los procedimientos observadores pueden ser predicados o extractores.

Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz para expresiones cálculo λ

Para las expresiones del cálculo λ tenemos la siguiente interfaz:

■ Constructores:

$\text{var-exp} \quad : \text{Var} \rightarrow \text{Lc-exp}$

$\text{lambda-exp} \quad : \text{Var} \times \text{Lc-exp} \rightarrow \text{Lc-exp}$

$\text{app-exp} \quad : \text{Lc-exp} \times \text{Lc-exp} \rightarrow \text{Lc-exp}$

■ Predicados:

$\text{var-exp?} \quad : \text{Lc-exp} \rightarrow \text{Bool}$

$\text{lambda-exp?} \quad : \text{Lc-exp} \rightarrow \text{Bool}$

$\text{app-exp?} \quad : \text{Lc-exp} \rightarrow \text{Bool}$

Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz para expresiones cálculo λ

■ Extractores:

<code>var-exp->var</code>	$: Lc-exp \rightarrow Var$
<code>lambda-exp->bound-var</code>	$: Lc-exp \rightarrow Var$
<code>lambda-exp->body</code>	$: Lc-exp \rightarrow Lc-exp$
<code>app-exp->rator</code>	$: Lc-exp \rightarrow Lc-exp$
<code>app-exp->rand</code>	$: Lc-exp \rightarrow Lc-exp$

Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz para expresiones cálculo λ

Ahora es posible escribir una versión de `occurs-free?` que depende solo de la interfaz.

```
(define occurs-free?
  (lambda (search-var exp)
    (cond
      ((var-exp? exp) (eqv? search-var (var-exp->var exp)))
      ((lambda-exp? exp)
       (and
        (not (eqv? search-var (lambda-exp->bound-var exp)))
        (occurs-free? search-var (lambda-exp->body exp))))
      (else
       (or
        (occurs-free? search-var (app-exp->rator exp))
        (occurs-free? search-var (app-exp->rand exp)))))))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

- La interfaz para el tipo de dato ambiente consta de los constructores `empty-env` y `extended-env` y del procedimiento observador `apply-env`.
- La interfaz para el tipo de dato lista consta de los constructores `empty-list` y `cons`, de los procedimientos extractores `car` y `cdr` y del predicado `list?`.

Interfaces para tipos de datos recursivos

Diseño de interfaces para tipos de datos recursivos

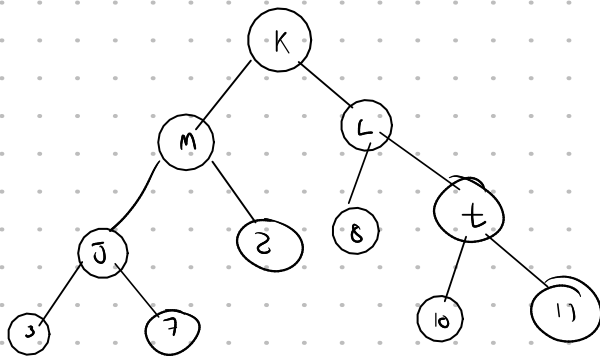
Receta general para el diseño de interfaces de datos recursivos

- 1 Incluir un constructor para cada clase de dato (regla de producción) en el tipo de dato.
- 2 Incluir un predicado para cada clase de dato en el tipo de dato.
- 3 Incluir un extractor para cada pieza de dato pasada a un constructor del tipo de dato.

$\langle \text{arbol-b} \rangle ::= (\text{hoja}) \langle \text{int} \rangle$
 $\quad ::= (\text{nodo}) \langle \text{simbolo} \rangle$
 $\quad \quad \langle \text{arbol-b} \rangle \langle \text{arbol-b} \rangle$

Diseñe funciones

- 1) Que sume las hojas del arbol
- 2) Buscar el máximo*



Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz `define-datatype`

Enero :)

- Para tipos de datos complejos, resulta tedioso construir interfaces rápidamente.
- La interfaz `define-datatype` es una herramienta de Scheme para construir e implementar interfaces para tipos de datos.

Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz define-datatype

- Las interfaces son especificadas mediante la expresión `define-datatype` que tiene la forma general:

```
(define-datatype nombre-tipo nombre-predicado-tipo  
  {(nombre-variante {(nombre-campo predicado )}* )}* )
```

- Esta declaración crea un tipo de dato llamado *nombre-tipo* con algunas variantes.
- Cada variante tiene un nombre (*nombre-variante*) y cero o más campos, cada uno con un nombre y un predicado asociado.

Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz `define-datatype`

- Dos tipos no pueden tener el mismo nombre, tampoco dos variantes, aunque pertenezcan a tipos diferentes, pueden tener el mismo nombre.
- Para cada variante, un procedimiento constructor es creado. Si hay n campos en una variante, su constructor recibe n argumentos, prueba si cada uno de ellos satisface el predicado asociado y retorna un nuevo valor de dicha variante del tipo de dato.
- El nombre *nombre-predicado-tipo* es ligado a un predicado. Este predicado determina si su argumento es un valor perteneciente al tipo `nombre-tipo`.

Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz define-datatype: Ejemplos

Expresiones cálculo λ

```
(define-datatype lc-exp lc-exp?
  (var-exp (id identifier?))
  (lambda-exp (id identifier?)
               (body lc-exp?))
  (app-exp (rator lc-exp?)
            (rand lc-exp?)))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz define-datatype: Ejemplos

Tipo de dato s-list

```
(define-datatype s-list s-list?
  (empty-s-list)
  (non-empty-s-list (first s-exp?)
                    (rest s-list?)))

(define-datatype s-exp s-exp?
  (symbol-s-exp (sym symbol?))
  (s-list-s-exp (slst s-list?)))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

Interfaz define-datatype: Ejemplos

Tipo de dato s-list

```
(define-datatype s-list s-list?
  (an-s-list (sexps (list-of s-exp?))))

(define list-of
  (lambda (pred)
    (lambda (val)
      (or (null? val)
          (and (pair? val)
               (pred (car val))
               ((list-of pred) (cdr val))))))))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

cases

- Para determinar a que objeto de un tipo de dato pertenece una variante y extraer sus componentes, se usa la forma `cases`, la cual tiene la sintaxis general:

```
(cases nombre-tipo expresion  
  {(nombre-variante ( {nombre-campo}*) consecuente)}*  
  (else por-defecto))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

cases

- La expresión `cases` evalúa *expresion*. Esto da como resultado un valor *v* de tipo *nombre-tipo*.
- Si *v* es una variante *nombre-variante*, cada uno de los campos *nombre-campo* son asociados al valor del correspondiente campo de *v*. Luego la expresión *consecuente* es evaluada y su valor es retornado.
- Si *v* no es una de las variantes y la cláusula `else` es especificada, la expresión *por-defecto* es evaluada y su valor retornado.
- Si no existe una cláusula `else`, entonces tiene que existir una variante para todos los tipos de dato.

Interfaces para tipos de datos recursivos

cases: Ejemplo

```
(define occurs-free?
  (lambda (search-var exp)
    (cases lc-exp exp
      (var-exp (var)
        (eqv? var search-var))
      (lambda-exp (bound-var body)
        (and (not (eqv? search-var bound-var))
              (occurs-free? search-var body)))
      (app-exp (rator rand)
        (or (occurs-free? search-var rator)
            (occurs-free? search-var rand)))))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

Más ejemplos

Tipo de dato bin-tree

```
(define-datatype bintree bintree?
  (leaf-node (datum number?))
  (interior-node (key symbol?)
                 (left bintree?)
                 (right bintree?)))
```


Interfaces para tipos de datos recursivos

Más ejemplos

Tipo de dato bin-tree

Definir un procedimiento que permita encontrar la suma de los enteros en las hojas de un árbol. Usando cases se tiene:

```
(define leaf-sum
  (lambda (tree)
    (cases bintree tree
      (leaf-node (datum) datum)
      (interior-node (key left right)
        (+ (leaf-sum left) (leaf-sum right))))))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

Más ejemplos

Ambientes

```
(define-datatype environment environment?
  (empty-env-record)
  (extended-env-record (syms (list-of symbol?))
                        (vals (list-of scheme-value?))
                        (env environment?)))

(define scheme-value? (lambda (v) #t))
```

Interfaces para tipos de datos recursivos

Más ejemplos

Ambientes

```
(define apply-env
  (lambda (env sym)
    (cases environment env
      (empty-env-record ()
        (eopl:error 'apply-env
          "No binding for ~s" sym))
      (extended-env-record (syms vals env)
        (let ((pos (list-find-position sym syms)))
          (if (number? pos)
              (list-ref vals pos)
              (apply-env env sym))))))))
```

Contenido

- 1 Introducción
- 2 Estrategias para representar tipos de datos
- 3 Definición de tipos de datos
- 4 Sintaxis Abstracta**

- Dada la gramática de las expresiones del cálculo lambda:

$$\begin{aligned}\langle \text{expresión} \rangle &::= \langle \text{identificador} \rangle \\ &::= (\text{lambda } (\langle \text{identificador} \rangle) \langle \text{expresión} \rangle) \\ &::= (\langle \text{expresión} \rangle \langle \text{expresión} \rangle)\end{aligned}$$

- Se puede representar cada expresión del cálculo lambda usando el tipo de dato `lc-exp` definido anteriormente mediante `define-datatype`

- Una BNF especifica una representación particular de un tipo de dato que usa los valores generados por la gramática
- Esta representación es llamada *sintaxis concreta* o *representación externa*
- Para procesar dichos datos, se requiere convertirlos a una *representación interna* o *sintaxis abstracta*, en la cual los símbolos terminales (como paréntesis) no necesiten ser almacenados ya que no llevan información

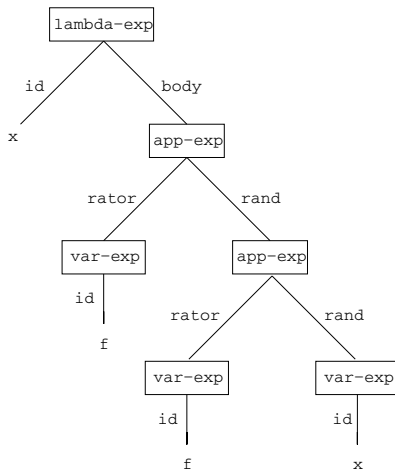
Sintaxis Abstracta

- Para crear una sintaxis abstracta a partir de una sintaxis concreta, se debe nombrar cada regla de producción de la sintaxis concreta y cada ocurrencia de un símbolo no terminal
- Para la gramática de las expresiones del cálculo λ , se puede resumir las opciones (sintaxis concreta y abstracta) usando la siguiente notación:

$$\begin{aligned}\langle \text{expresión} \rangle & ::= \langle \text{identificador} \rangle \\ & \quad \boxed{\text{var-exp (id)}} \\ & ::= (\text{lambda } (\langle \text{identificador} \rangle) \langle \text{expresión} \rangle) \\ & \quad \boxed{\text{lambda-exp (id body)}} \\ & ::= (\langle \text{expresión} \rangle \langle \text{expresión} \rangle) \\ & \quad \boxed{\text{app-exp (rator rand)}}\end{aligned}$$

- La sintaxis abstracta de una expresión es más fácil de comprender visualizándola como un *árbol de sintaxis abstracta*
- El siguiente ejemplo muestra el árbol para la expresión `(lambda (x) (f (f x)))`:

Sintaxis Abstracta



- Los árboles de sintaxis son útiles en lenguajes de programación de procesamiento de sistemas ya que los programas que procesan otros programas (como los interpretadores o compiladores) son casi siempre *dirigidos por sintaxis*
- Esto es que cada parte de un programa es guiado por la regla gramatical asociada con dicha parte, y cualquier subparte correspondiente a un símbolo no terminal puede ser accedido con facilidad

- Cuando se procesa la expresión $(\text{lambda } (x) (f (f x)))$, primero se debe reconocer como una expresión del cálculo lambda, correspondiente a la regla:

$$\langle \text{expresión} \rangle ::= (\text{lambda } (\langle \text{identificador} \rangle) \langle \text{expresión} \rangle)$$

- El parámetro formal es x y el cuerpo es $(f (f x))$. El cuerpo debe ser reconocido como una app-exp, y así sucesivamente.

Sintaxis Abstracta

El problema de convertir un árbol de sintaxis abstracta a una representación lista-y-símbolo (con lo cual Scheme mostraría las expresiones en su sintaxis concreta), se resuelve con el procedimiento:

```
(define unparse-expression
  (lambda (exp)
    (cases expression exp
      (var-exp (id) id)
      (lambda-exp (id body)
        (list 'lambda (list id)
              (unparse-expression body)))
      (app-exp (rator rand)
        (list (unparse-expression rator)
              (unparse-expression rand)))))
```

- La tarea de derivar el árbol de sintaxis abstracta a partir de una cadena de caracteres es denominado *parsing*, y es llevado a cabo por un programa llamado *parser* (analizador sintáctico)
- El siguiente procedimiento deriva la representación en sintaxis concreta a árboles de sintaxis abstracta:

Sintaxis Abstracta

```
(define parse-expression
  (lambda (datum)
    (cond
      ((symbol? datum) (var-exp datum))
      ((pair? datum)
       (if (eqv? (car datum) 'lambda)
           (lambda-exp (caadr datum)
                       (parse-expression (caddr datum)))
           (app-exp
            (parse-expression (car datum))
            (parse-expression (cadr datum)))))
      (else (eopl:error 'parse-expression
                        "Invalid concrete syntax ~s" datum)))))
```

Preguntas

?

Próxima sesión

- Semántica de los conceptos fundamentales de los lenguajes de programación.
- Primer interpretador.