

怎样写一个解释器

写一个解释器，通常是设计和实现程序语言的第一步。解释器是简单却又深奥的东西，以至于好多人都不会写，所以我决定写一篇这方面的入门读物。

虽然我试图从最基本的原理讲起，尽量不依赖于其它知识，但这并不是一本编程入门教材。我假设你已经理解 Scheme 语言，以及基本的编程技巧（比如递归）。如果你完全不了解这些，那我建议你读一下 [SICP](#) 的第一，二章，或者 [HtDP](#) 的前几章，习题可以不做。注意不要读太多书，否则你就回不来了；-) 当然你也可以直接读这篇文章，有不懂的地方再去查资料。

实现语言容易犯的一个错误，就是一开头就试图去实现很复杂的语言（比如 JavaScript 或者 Python）。这样你很快就会因为这些语言的复杂性，以及各种历史遗留的设计问题而受到挫折，最后不了了之。学习实现语言，最好是从最简单，最干净的语言开始，迅速写出一个可用的解释器。之后再逐步往里面添加特性，同时保持正确。这样你才能有条不紊地构造出复杂的解释器。

因为这个原因，这篇文章只针对一个很简单的语言，名叫“R2”。它可以作为一个简单的计算器用，还具有变量定义，函数定义和调用等功能。

我们的工具：Racket

本文的解释器是用 Scheme 语言实现的。Scheme 有很多的“实现”，这里我用的实现叫做 Racket，它可以在这里 [免费下载](#)。为了让程序简洁，我用了一点点 Racket 的模式匹配（pattern matching）功能。我对 Scheme 的实现没有特别的偏好，但 Racket 方便易用，适合教学。如果你用其它的 Scheme 实现，可能得自己做一些调整。

Racket 具有宏（macro），所以它其实可以变成很多种语言。如果你之前用过 DrRacket，那它的“语言设置”可能被你改成了 R5RS 之类的。所以如果下面的程序不能运行，你可能需要检查一下 DrRacket 的“语言设置”，把 Language 设置成“Racket”。



Racket 允许使用方括号而不只是圆括号，所以你可以写这样的代码：

```
(let ([x 1]
      [y 2])
  (+ x y))
```

方括号跟圆括号可以互换，唯一的要求是方括号必须和方括号匹配。通常我喜欢用方括号来表示“无动作”的数据（比如上面的 `[x 1]`, `[y 2]`），这样可以跟函数调用和其它具有“动作”的代码，产生“视觉差”。这对于代码的可读性是一个改善，因为到处都是圆括号的话，确实有点太单调，容易打瞌睡。

另外，Racket 程序的最上面都需要加上像 `#lang racket` 这样的语言选择标记，这样 Racket 才可以知道你想用哪个语言变种。

解释器是什么

准备工作就到这里。现在我来谈一下，解释器到底是什么。说白了，解释器跟计算器差不多。解释器是一个函数，你输入一个“表达式”，它就输出一个“值”，像这样：



比如，你输入表达式 `(+ 1 2)`，它就输出值，整数3。表达式是一种“表象”或者“符号”，而值却更加接近“本质”或者“意义”。我们“解释”了符号，得到它的意义，这也许就是为什么它叫做“解释器”。

需要注意的是，表达式是一个数据结构，而不是一个字符串。我们用一种叫“S 表达式”（S-expression）的结构来存储表达式。比如表达式 `'(+ 1 2)` 其实是一个链表（list），它里面的内容是三个符号（symbol）：`+`、`1` 和 `2`，而不是字符串`"(+ 1 2)"`。

从 S 表达式这样的“结构化数据”里提取信息，方便又可靠，而从字符串里提取信息，麻烦而且容易出错。Scheme（Lisp）语言里面大量使用结构化数据，少用字符串，这是 Lisp 系统比 Unix 系统先进的地方之一。

从计算理论的角度讲，每个程序都是一台机器的“描述”，而解释器就是在“模拟”这台机器的运转，也就是在进行“计算”。所以从某种意义上讲，解释器就是计算的本质。当然，不同的解释器就会带来不同的计算。

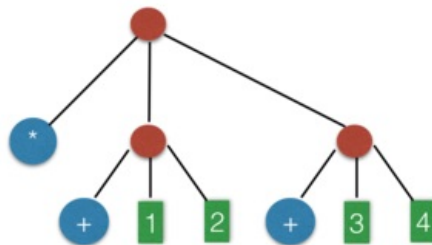
CPU 也是一个解释器，它专门解释执行机器语言。如果你深刻理解了解释器，就可以从本质上看出各种 CPU 的设计为什么是那个样子，它们有什么优缺点，而不只是被动的作为它们的使用者。

抽象语法树 (Abstract Syntax Tree)

用 S 表达式所表示的代码，本质上是一种叫做“树”（tree）的数据结构。更具体一点，这叫做“抽象语法树”（Abstract Syntax Tree，简称 AST）。下文为了简洁，我们省略掉“抽象”两个字，就叫它“语法树”。

跟普通的树结构一样，语法树里的节点，要么是一个“叶节点”，要么是一颗“子树”。叶节点是不能再细分的“原子”，比如数字，字符串，操作符，变量名。而子树是可以再细分的“结构”，比如算术表达式，函数定义，函数调用，等等。

举个简单的例子，表达式 `'(* (+ 1 2) (+ 3 4))`，就对应如下的语法树结构：



其中，`*`，两个`+`，`1`，`2`，`3`，`4` 都是叶节点，而那三个红色节点，都表示子树结构：`'(+ 1 2)`，`'(+ 3 4)`，`'(* (+ 1 2) (+ 3 4))`。

树遍历算法

在基础的数据结构课程里，我们都学过二叉树的遍历操作，也就是所谓先序遍历，中序遍历和后序遍历。语法树跟二叉树，其实没有很大区别，所以你也可以在它上面进行遍历。解释器的算法，就是在语法树上的一种遍历操作。由于这个渊源关系，我们先来做一个遍历二叉树的练习。做好了之后，我们就可以把这段代码扩展成一个解释器。

这个练习是这样：写出一个函数，名叫`tree-sum`，它对二叉树进行“求和”，把所有节点里的数加在一起，返回它们的和。举个例子，`(tree-sum '((1 2) (3 4)))`，执行后应该返回 `10`。注意：这是一颗二叉树，所以不会含有长度超过 2 的子树，你不需要考虑像 `((1 2) (3 4 5))` 这类情况。需要考虑的例子是像这样：`(1 2)`，`(1 (2 3))`，`((1 2) 3)`，`((1 2) (3 4))`，……

（为了达到最好的学习效果，你最好试一下写出这个函数再继续往下看。）

好了，希望你得到了跟我差不多的结果。我的代码是这个样子：

```
#lang racket

(define tree-sum
  (lambda (exp)
    (match exp
      [(? number? x) x] ; 对输入exp进行模式匹配
      [`,(e1 ,e2)      ; exp是一个数x吗？如果是，那么返回这个数x
       (let ([v1 (tree-sum e1)] ; exp是一个含有两棵子树的中间节点吗？
             [v2 (tree-sum e2)]) ; 递归调用tree-sum自己，对左子树e1求值
         (+ v1 v2)))])) ; 递归调用tree-sum自己，对右子树e2求值
                        ; 返回左右子树结果v1和v2的和
```

你可以通过以下的例子来测试它的正确性：

```
(tree-sum '(1 2))
;; => 3
(tree-sum '(1 (2 3)))
;; => 6
```

```
(tree-sum '((1 2) 3))
;; => 6
(tree-sum '((1 2) (3 4)))
;; => 10
```

(完整的代码和示例，可以在[这里下载](#)。)

这个算法很简单，我们可以把它用文字描述如下：

1. 如果输入 `exp` 是一个数，那就返回这个数。
2. 否则如果 `exp` 是像 `(,e1 ,e2)` 这样的子树，那么分别对 `e1` 和 `e2` 递归调用 `tree-sum`，进行求和，得到 `v1` 和 `v2`，然后返回 `v1 + v2` 的和。

你自己写出来的代码，也许用了 `if` 或者 `cond` 语句来进行分支，而我的代码里面使用的是 Racket 的模式匹配 (`match`)。这个例子用 `if` 或者 `cond` 其实也可以，但我之后要把这代码扩展成一个解释器，所以提前使用了 `match`。这样跟后面的代码对比的时候，就更容易看出规律来。接下来，我就简单讲一下这个 `match` 表达式的工作原理。

模式匹配

现在不得不插入一点 Racket 的技术细节，如果你已经学会使用 Racket 的模式匹配，可以跳过这一节。你也可以通过阅读 Racket 模式匹配的[文档](#)来代替这一节。但我建议你不要读太多文档，因为我接下去只用到很少的模式匹配功能，我把它们都解释如下。

模式匹配的形式一般是这样：

```
(match x
  [模式 结果]
  [模式 结果]
  ...
)
```

它先对 `x` 求值，然后根据值的结构来进行分支。每个分支由两部分组成，左边是一个模式，右边是一个结果。整个 `match` 语句的语义是这样：从上到下依次考虑，找到第一个可以匹配 `x` 的值的模式，返回它右边的结果。左边的模式在匹配之后，可能会绑定一些变量，这些变量可以在右边的表达式里使用。

模式匹配是一种分支语句，它在逻辑上就是 Scheme (Lisp) 的 `cond` 表达式，或者 Java 的嵌套条件语句 `if ... else if ... else ...`。然而跟条件语句里的“条件”不同，每条 `match` 语句左边的模式，可以准确而形象地描述数据结构的形状，而且可以在匹配的同时，对结构里的成员进行“绑定”。这样我们可以在右边方便的访问结构成员，而不需要使用访问函数 (accessor) 或者 `foo.x` 这样的属性语法 (attribute)。而且模式可以有嵌套的子结构，所以它能够一次性的表示复杂的数据结构。

举个实在点的例子。我的代码里用了这样一个 `match` 表达式：

```
(match exp
  [(? number? x) x]
  [(,e1 ,e2)
   (let ([v1 (tree-sum e1)]
         [v2 (tree-sum e2)])
     (+ v1 v2))])
```

第二行里面的 `(,e1 ,e2)` 是一个模式 (pattern)，它被用来匹配 `exp` 的值。如果 `exp` 是 `'(1 2)`，那么它与 `(,e1 ,e2)` 匹配的时候，就会把 `e1` 绑定到 `'1`，把 `e2` 绑定到 `'2`。这是因为它们结构相同：

```
(,e1 ,e2)
'( 1 2)
```

说白了，模式就是一个可以含有“名字” (像 `e1` 和 `e2`) 的结构，像 `(,e1 ,e2)`。我们拿这个带有名字的结构，去匹配实际数据，像 `'(1 2)`。当它们一一对应之后，这些名字就被绑定到数据里对应位置的值。

第一行的“模式”比较特殊，`(? number? x)` 表示的，其实是一个普通的条件判断，相当于 `(number? exp)`，如果这个条件成立，那么它把 `exp` 的值绑定到 `x`，这样右边就可以用 `x` 来指代 `exp`。对于无法细分的结构 (比如数字，布尔值)，你只能用这种方式来“匹配”。看起来有点奇怪，不过习惯了就好了。

模式匹配对解释器和编译器的书写相当有用，因为程序的语法树往往具有嵌套的结构。不用模式匹配的话，往往要写冗长，复杂，不直观的代码，才能描述出期望的结构。而且由于结构的嵌套比较深，很容易漏掉边界情况，造成错误。模式匹配可以直观的描述期望的结构，避免漏掉边界情况，而且可以方便的访问结构成员。

由于这个原因，很多源于 ML 的语言 (比如 OCaml, Haskell) 都有模式匹配的功能。因为 ML (Meta-Language) 原来设计的用途，就是用来实现程序语言的。Racket 的模式匹配也是部分受了 ML 的启发，实际上它们的原理是一模一样的。

好了，树遍历的练习就做到这里。然而这跟解释器有什么关系呢？下面我们只把它改一下，就可以得到一个简单的解释器。

一个计算器

计算器也是一种解释器，只不过它只能处理算术表达式。我们的下一个目标，就是写出一个计算器。如果你给它 '(* (+ 1 2) (+ 3 4))'，它就输出 21。可不要小看这个计算器，稍后我们把它稍加改造，就可以得到一个更多功能的解释器。

上面的代码里，我们利用递归遍历，对树里的数字求和。那段代码里，其实已经隐藏了一个解释器的框架。你观察一下，一个算术表达式 '(* (+ 1 2) (+ 3 4))'，跟二叉树 '((1 2) (3 4))' 有什么不同？发现没有，这个算术表达式比起二叉树，只不过在每个子树结构里多出了一个操作符：一个 * 和两个 +。它不再是一棵二叉树，而是一种更通用的树结构。

这点区别，也就带来了二叉树求和与解释器算法的区别。对二叉树进行求和的时候，在每个子树节点，我们都做加法。而对表达式进行解释的时候，在每一个子树节点，我们不一定进行加法。根据子树的“操作符”不同，我们可能会选择加，减，乘，除四种操作。

好了，下面就是这个计算器的代码。它接受一个表达式，输出一个数字作为结果。

```
#lang racket ; 声明用 Racket 语言

(define calc
  (lambda (exp)
    (match exp
      [(? number? x) ; 分支匹配：表达式的两种情况
        ; 是数字，直接返回
        x]
      [(,op ,e1 ,e2) ; 匹配提取操作符op和两个操作数e1,e2
        (let ([v1 (calc e1)] ; 递归调用 calc 自己，得到 e1 的值
              [v2 (calc e2)]) ; 递归调用 calc 自己，得到 e2 的值
          (match op
            ['+ (+ v1 v2)] ; 分支匹配：操作符 op 的 4 种情况
            ['- (- v1 v2)] ; 如果是加号，输出结果为 (+ v1 v2)
            ['* (* v1 v2)] ; 如果是减号，乘号，除号，相似的处理
            ['/ (/ v1 v2)]))))))
```

你可以得到如下的结果：

```
(calc '(+ 1 2))
;; => 3
(calc '(* 2 3))
;; => 6
(calc '(* (+ 1 2) (+ 3 4)))
;; => 21
```

(完整的代码和示例，可以在[这里下载](#)。)

跟之前的二叉树求和代码比较一下，你会发现它们惊人的相似，因为解释器本来就是一个树遍历算法。不过你发现它们有什么不同吗？它们的不同点在于：

1. 算术表达式的模式里面，多出了一个“操作符” (op) 叶节点：(,op ,e1 ,e2)
2. 对子树 e1 和 e2 分别求值之后，我们不是返回 (+ v1 v2)，而是根据 op 的不同，返回不同的结果：

```
(match op
  ['+ (+ v1 v2)]
  ['- (- v1 v2)]
  ['* (* v1 v2)]
  ['/ (/ v1 v2)])
```

最后你发现，一个算术表达式的解释器，不过是一个稍加扩展的树遍历算法。

R2：一个很小的程序语言

实现了一个计算器，现在让我们过渡到一种更强大的语言。为了方便称呼，我给它起了一个萌萌哒名字，叫 R2。R2 比起之前的计算器，只多出四个元素，它们分别是：变量，函数，绑定，调用。再加上之前介绍的算术操作，我们就得到一个很简单的程序语言，它只有5种不同的构造。用 Scheme 的语法，这5种构造看起来就像这样：

- 变量：x
- 函数：(lambda (x) e)
- 绑定：(let ([x e1]) e2)
- 调用：(e1 e2)

- 算术：(\bullet e2 e2)

(其中， \bullet 是一个算术操作符，可以选择 +, -, *, / 其中之一)

一般程序语言还有很多其它构造，可是一开头就试图去实现所有那些，只会让人糊涂。最好是把这少数几个东西搞清楚，确保它们正确之后，才慢慢加入其它元素。

这些构造的语义，跟 Scheme 里面的同名构造几乎一模一样。如果你不清楚什么是“绑定”，那你可以把它看成是普通语言里的“变量声明”。

需要注意的是，跟一般语言不同，我们的函数只接受一个参数。这不是一个严重的限制，因为在我们的语言里，函数可以被作为值传递，也就是所谓“first-class function”。所以你可以用嵌套的函数定义来表示有两个以上参数的函数。

举个例子，`(lambda (x) (lambda (y) (+ x y)))` 是个嵌套的函数定义，它也可以被看成是有两个参数 (x 和 y) 的函数，这个函数返回 x 和 y 的和。当这样的函数被调用的时候，需要两层调用，就像这样：

```
((lambda (x)
  (lambda (y) (+ x y)))
  1)
 2)
;; => 3
```

这种做法在PL术语里面，叫做咖喱 (currying)。看起来啰嗦，但这样我们的解释器可以很简单。等我们理解了基本的解释器，再实现真正的多参数函数也不迟。

另外，我们的绑定语法 `(let ([x e1]) e2)`，比起 Scheme 的绑定也有一些局限。我们的 `let` 只能绑定一个变量，而 Scheme 可以绑定多个，像这样 `(let ([x 1] [y 2]) (+ x y))`。这也不是一个严重的限制，因为我们可以啰嗦一点，用嵌套的 `let` 绑定：

```
(let ([x 1])
  (let ([y 2])
    (+ x y)))
```

R2 的解释器

下面是我们今天要完成的解释器，它可以运行一个 R2 程序。你可以先留意一下各部分的注释。

```
#lang racket

;;; 以下三个定义 env0, ext-env, lookup 是对环境 (environment) 的基本操作：

;; 空环境
(define env0 '())

;; 扩展。对环境 env 进行扩展，把 x 映射到 v，得到一个新的环境
(define ext-env
  (lambda (x v env)
    (cons `(,x . ,v) env)))

;; 查找。在环境中 env 中查找 x 的值。如果没找到就返回 #f
(define lookup
  (lambda (x env)
    (let ([p (assq x env)])
      (cond
        [(not p) #f]
        [else (cdr p)]))))

;; 闭包的数据结构定义，包含一个函数定义 f 和它定义时所在的环境
(struct Closure (f env))

;; 解释器的递归定义（接受两个参数，表达式 exp 和环境 env）
;; 共 5 种情况（变量，函数，绑定，调用，数字，算术表达式）
(define interp
  (lambda (exp env)
    (match exp
      [(? symbol? x) ; 对exp进行模式匹配
       ; 变量
       (let ([v (lookup x env)])
         (cond
           [(not v)
            (error "undefined variable" x)]
           [else v]))]
      [else])))
```

```

[ (? number? x) x] ; 数字
[ `(lambda (,x) ,e) ; 函数
  (Closure exp env)]
[ `(let ([,x ,e1]) ,e2) ; 绑定
  (let ([v1 (interp e1 env)])
    (interp e2 (ext-env x v1 env))))]
[ `(,e1 ,e2) ; 调用
  (let ([v1 (interp e1 env)]
        [v2 (interp e2 env)])
    (match v1
      [(Closure `(lambda (,x) ,e) env-save)
       (interp e (ext-env x v2 env-save))])])])
[ `(,op ,e1 ,e2) ; 算术表达式
  (let ([v1 (interp e1 env)]
        [v2 (interp e2 env)])
    (match op
      ['+ (+ v1 v2)]
      ['- (- v1 v2)]
      ['* (* v1 v2)]
      ['/ (/ v1 v2)])))]))

```

;; 解释器的“用户界面”函数。它把 interp 包装起来，掩盖第二个参数，初始值为 env0

```

(define r2
  (lambda (exp)
    (interp exp env0)))

```

这里有一些测试例子：

```

(r2 '(+ 1 2))
;; => 3

(r2 '(* 2 3))
;; => 6

(r2 '(* 2 (+ 3 4)))
;; => 14

(r2 '(* (+ 1 2) (+ 3 4)))
;; => 21

(r2 '((lambda (x) (* 2 x)) 3))
;; => 6

(r2
 '(let ([x 2])
   (let ([f (lambda (y) (* x y))])
     (f 3))))
;; => 6

(r2
 '(let ([x 2])
   (let ([f (lambda (y) (* x y))])
     (let ([x 4])
       (f 3)))))
;; => 6

```

(完整的代码和示例，可以在[这里下载](#)。)

在接下来的几节，我们来仔细看看这个解释器的各个部分。

对基本算术操作的解释

算术操作一般都是程序里最基本的构造，它们不能再被细分为多个步骤，所以我们先来看看对算术操作的处理。以下就是 R2 解释器处理算术的部分，它是 interp 的最后一个分支。

```

(match exp
  ...
  [ `(,op ,e1 ,e2)
    (let ([v1 (interp e1 env)]
          [v2 (interp e2 env)])
      (match op
        ['+ (+ v1 v2)]
        ['- (- v1 v2)]
        ['* (* v1 v2)]
        ['/ (/ v1 v2)]))])

```

;; 递归调用 interp 自己，得到 e1 的值
;; 递归调用 interp 自己，得到 e2 的值
;; 分支：处理操作符 op 的 4 种情况
;; 如果是加号，输出结果为 (+ v1 v2)
;; 如果是减号，乘号，除号，相似的处理

```
[('/ (/ v1 v2)))]))
```

你可以看到它几乎跟刚才写的计算器一模一样，不过现在 `interp` 的调用多了一个参数 `env` 而已。这个 `env` 是所谓“环境”，我们下面很快就讲。

对数字的解释

对数字的解释很简单，把它们原封不动返回就可以了。

```
[(? number? x) x]
```

变量和函数

变量和函数是解释器里最麻烦的部分，所以我们来仔细看看。

变量 (variable) 的产生，是数学史上的最大突破之一。因为变量可以被绑定到不同的值，从而使函数的实现成为可能。比如数学函数 $f(x) = x * 2$ ，其中 x 是一个变量，它把输入的值传递到函数体 $x * 2$ 里面。如果没有变量，函数就不可能实现。

对变量最基本的操作，是对它的“绑定” (binding) 和“取值” (evaluate)。什么是绑定呢？拿上面的函数 $f(x)$ 作为例子。当我们调用 $f(1)$ 时，函数体里面的 x 等于 1，所以 $x * 2$ 的值是 2，而当我们调用 $f(2)$ 时，函数体里面的 x 等于 2，所以 $x * 2$ 的值是 4。这里，两次对 f 的调用，分别对 x 进行了两次绑定。第一次 x 被绑定到了 1，第二次被绑定到了 2。

你可以把“绑定”理解成这样一个动作，就像当你把插头插进电源插座的那一瞬间。插头的插脚就是 $f(x)$ 里面的那个 x ，而 $x * 2$ 里面的 x ，则是电线的另外一端。所以当你把插头插进插座，电流就通过这根电线到达另外一端。如果电线导电性能良好，两头的电压应该相等。

环境

我们的解释器只能一步一步的做事情。比如，当它需要求 $f(1)$ 的值的时候，它分成两步操作：

1. 把 x 绑定到 1，这样函数体内才能看见这个绑定。
2. 进入 f 的函数体，对 $x * 2$ 进行求值。

这就像一个人做出这两个动作：

1. 把插头插进插座。
2. 到电线的另外一头，测量它的电压，并且把结果乘以 2。

在第一步和第二步之间，我们如何记住 x 的值呢？通过所谓“环境”！我们用环境记录变量的值，并且把它们传递到变量的“可见区域”。变量的可见区域，用术语说叫做“作用域” (scope)。

在我们的解释器里，用于处理环境的代码如下：

```
;; 空环境
(define env0 '())

;; 对环境 env 进行扩展，把 x 映射到 v
(define ext-env
  (lambda (x v env)
    (cons `(,x . ,v) env)))

;; 取值。在环境中 env 中查找 x 的值
(define lookup
  (lambda (x env)
    (let ([p (assq x env)])
      (cond
        [(not p) #f]
        [else (cdr p)]))))
```

这里我们用一种最简单的数据结构，Scheme 的 association list，来表示环境。Association list 看起来像这个样子： $((x . 1) (y . 2) (z . 5))$ 。它是一个两元组 (pair) 的链表，左边的元素是 key，右边的元素是 value。写得直观一点就是：

```
((x . 1)
 (y . 2)
 (z . 5))
```

查表操作就是从头到尾搜索，如果左边的 key 是要找的变量，就返回整个 pair。简单吧？效率很低，但是足够完成我

们现在的任务。

ext-env 函数扩展一个环境。比如，如果原来的环境 env1 是 ((y . 2) (x . 1)) 那么 (ext-env x 3 env1)，就会返回 ((x . 3) (y . 2) (x . 1))。也就是把 (x . 3) 加到 env1 的最前面去。

那我们什么时候需要扩展环境呢？当我们进行绑定的时候。绑定可能出现在函数调用时，也可能出现在 let 绑定时。我们选择的数据结构，使得环境自然而然的具有了作用域 (scope) 的特性。

环境其实是一个堆栈 (stack)。内层的绑定，会出现在环境的最上面，这就是在“压栈”。这样我们查找变量的时候，会优先找到最内层定义的变量。

举个例子：

```
(let ([x 1])           ; env='()。绑定x到1。
  (let ([y 2])         ; env='((x . 1))。绑定y到2。
    (let ([x 3])       ; env='((y . 2) (x . 1))。绑定x到3。
      (+ x y))))      ; env='((x . 3) (y . 2) (x . 1))。查找x，得到3；查找y，得到2。
;; => 5
```

这段代码会返回5。这是因为最内层的绑定，把 (x . 3) 放到了环境的最前面，这样查找 x 的时候，我们首先看到 (x . 3)，然后就返回值3。之前放进去的 (x . 1) 仍然存在，但是我们先看到了最上面的那个 (x . 3)，所以它被忽略了。

这并不等于说 (x . 1) 就可以被改写或者丢弃，因为它仍然是有用的。你只需要看一个稍微不同的例子，就知道这是怎么回事：

```
(let ([x 1])           ; env='()。绑定x到1。
  (+ (let ([x 2])      ; env='((x . 1))。绑定x到2。
      x)               ; env='((x . 2) (x . 1))。查找x，得到2。
    x))               ; env='((x . 1))。查找x，得到1。
;; => 3               ; 两个不同的x的和，1+2等于3。
```

这个例子会返回3。它是第3行和第4行里面两个 x 的和。由于第3行的 x 处于内层 let 里面，那里的环境是 ((x . 2) (x . 1))，所以查找 x 的值得到2。第4行的 x 在内层 let 外面，但是在外层 let 里面，那里的环境是 ((x . 1))，所以查找 x 的值得到1。这很符合直觉，因为 x 总是找到最内层的定义。

值得注意的是，环境被扩展以后，形成了一个新的环境，而原来的环境并没有被改变。比如，上面的 ((y . 2) (x . 1)) 并没有删除或者修改，只不过是“引用”到一个更大的列表里去了。

这样不对已有数据进行修改 (mutation) 的数据结构，叫做“函数式数据结构”。函数式数据结构只生成新的数据，而不改变或者删除老的。它可能引用老的结构，然而却不改变老的结构。这种“不修改” (immutable) 的性质，在我们的解释器里是很重要的，因为当我们扩展一个环境，进入递归，返回之后，外层的代码必须仍然可以访问原来外层的环境。

当然，我们也可以用另外的，更高效的数据结构（比如平衡树，串接起来的哈希表）来表示环境。如果你学究一点，甚至可以用函数来表示环境。这里为了代码简单，我们选择了最笨，然而正确，容易理解的数据结构。

对变量的解释

了解了变量，函数和环境，我们来看看解释器对变量的“取值”操作，也就是 match 的第一种情况。

```
[(? symbol? x) (lookup x env)]
```

这就是在环境中，沿着从内向外的“作用域顺序”，查找变量的值。

这里的 (? symbol? x) 是一种特殊的模式，它使用 Scheme 函数 symbol? 来判断输入是否是一个符号，如果是，就把它绑定到 x，然后你就可以在右边用 x 来指称这个输入。

对绑定的解释

现在我们来看看对 let 绑定的解释：

```
[`(let ([,x ,e1]) ,e2)
 (let ([v1 (interp e1 env)])      ; 解释右边表达式e1，得到值v1
   (interp e2 (ext-env x v1 env)))] ; 把(x . v1)扩充到环境顶部，对e2求值
```

通过代码里的注释，你也许已经可以理解它在做什么。我们先对表达式 e1 求值，得到 v1。然后我们把 (x . v1) 扩充到环境里，这样 (let ([x e1]) ...) 内部都可以看到 x 的值。然后我们使用这个扩充后的环境，递归调用解释器本身，对 let 的主体 e2 求值。它的返回值就是这个 let 绑定的值。

Lexical Scoping 和 Dynamic Scoping

下面我们准备谈谈函数定义和调用。对函数的解释是一个微妙的问题，很容易弄错，这是由于函数体内也许会含有外层的变量，叫做“自由变量”。所以在分析函数的代码之前，我们来了解一下不同的“作用域”（scoping）规则。

我们举个例子来解释这个问题。下面这段代码，它的值应该是多少呢？

```
(let ([x 2])
  (let ([f (lambda (y) (* x y))])
    (let ([x 4])
      (f 3))))
```

在这里，f 函数体 (lambda (y) (* x y)) 里的那个 x，就是一个“自由变量”。x 并不是这个函数的参数，也不是在这个函数里面定义的，所以我们必须到函数外面去找 x 的值。

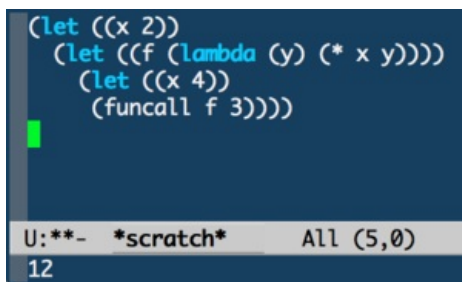
我们的代码里面，有两个地方对 x 进行了绑定，一个等于2，一个等于4，那么 x 到底应该是指向哪一个绑定呢？这似乎无关痛痒，然而当我们调用 (f 3) 的时候，严重的问题来了。f 的函数体是 (* x y)，我们知道 y 的值来自参数 3，可是 x 的值是多少呢？它应该是2，还是4呢？

在历史上，这段代码可能有两种不同的结果，这种区别一直延续到今天。如果你在 Scheme (Racket) 里面写以上的代码，它的结果是6。

```
;; Scheme
(let ([x 2])
  (let ([f (lambda (y) (* x y))])
    (let ([x 4])
      (f 3))))

;; => 6
```

现在我们来看看，在 Emacs Lisp 里面输入等价的代码，得到什么结果。如果你不熟悉 Emacs Lisp 的用法，那你可以跟我做：把代码输入 Emacs 的那个叫 *scratch* 的 buffer。把光标放在代码最后，然后按 C-x C-e，这样 Emacs 会执行这段代码，然后在 minibuffer 里显示结果：



The screenshot shows the Emacs editor with the *scratch* buffer. The code entered is: (let ((x 2)) (let ((f (lambda (y) (* x y)))) (let ((x 4)) (funcall f 3))))). The minibuffer at the bottom shows the result 12.

结果是12！如果你把代码最内层的 x 绑定修成其它的值，输出会随之改变。

奇怪吧？Scheme 和 Emacs Lisp，到底有什么不一样呢？实际上，这两种看似差不多的“Lisp 方言”，采用了两种完全不同的作用域方式。Scheme 的方式叫做 lexical scoping（或者 static scoping），而 Emacs 的方式叫做 dynamic scoping。

那么哪一种方式更好呢？或者用哪一种都无所谓？答案是，dynamic scoping 是非常错误的做法。历史的教训告诉我们，它会带来许许多多莫名其妙的 bug，导致 dynamic scoping 的语言几乎完全没效用。这是为什么呢？

原因在于，像 (let ((x 4)) ...) 这样的变量绑定，只应该影响它内部“看得见”的 x 的值。当我们看见 (let ((x 4)) (f 3)) 的时候，并没有在 let 的内部看见任何叫“x”的变量，所以我们“直觉”的认为，(let ((x 4)) ...) 对 x 的绑定，不应该引起 (f 3) 的结果变化。

然而对于 dynamic scoping，我们的直觉却是错误的。因为 f 的函数体里面有一个 x，虽然我们没有在 (f 3) 这个调用里面看见它，然而它却存在于 f 定义的地方。要知道，f 定义的地方也许隔着几百行代码，甚至在另外一个文件里面。而且调用函数的人凭什么应该知道，f 的定义里面有一个自由变量，它的名字叫做 x？所以 dynamic scoping 在设计学的角度来看，是一个反人类的设计：)

相反，lexical scoping 却是符合人们直觉的。虽然在 (let ((x 4)) (f 3)) 里面，我们把 x 绑定到了 4，然而 f 的函数体并不是在那里定义的，我们也没在那里看见任何 x，所以 f 的函数体里面的 x，仍然指向我们定义它的时候看得见的那个 x，也就是最上面的那个 (let ([x 2]) ...)，它的值是 2。所以 (f 3) 的值应该等于 6，而不是12。

对函数的解释

为了实现 lexical scoping，我们必须把函数做成“闭包”（closure）。闭包是一种特殊的数据结构，它由两个元素组

成：函数的定义和当前的环境。我们把闭包定义为一个 Racket 的 struct 结构：

```
(struct Closure (f env))
```

有了这个数据结构，我们对 `(lambda (x) e)` 的解释就可以写成这样：

```
[`(lambda (,x) ,e)
 (Closure exp env)]
```

注意这里的 `exp` 就是 ``(lambda (,x) ,e)`` 自己。

有意思的是，我们的解释器遇到 `(lambda (x) e)`，几乎没有做任何计算。它只是把这个函数包装了一下，把它与当前的环境一起，打包放到一个数据结构 (Closure) 里面。这个闭包结构，记录了我们在函数定义的位置“看得见”的那个环境。稍候在调用的时候，我们就能从这个闭包的环境里面，得到函数体内的自由变量的值。

对调用的解释

好了，我们终于到了最后的关头，函数调用。为了直观，我们把函数调用的代码拷贝如下：

```
[`(,e1 ,e2)
 (let ([v1 (interp e1 env)]          ; 计算函数 e1 的值
       [v2 (interp e2 env)]])       ; 计算参数 e2 的值
 (match v1
  [(Closure `(lambda (,x) ,e) env-save) ; 用模式匹配的方式取出闭包里的各个子结构
   (interp e (ext-env x v2 env-save))]) ; 在闭包的环境env-save中把x绑定到v2, 解释函数体
```

函数调用都是 `(e1 e2)` 这样的形式，`e1` 表示函数，`e2` 是它的参数。我们需要先分别求出函数 `e1` 和参数 `e2` 的值。

函数调用就像把一个电器的插头插进插座，使它开始运转。比如，当 `(lambda (x) (* x 2))` 被作用于 1 时，我们把 `x` 绑定到 1，然后解释它的函数体 `(* x 2)`。但是这里有一个问题，函数体内的自由变量应该取什么值呢？从上面闭包的讨论，你已经知道了，自由变量的值，应该从闭包的环境查询。

操作数 `e1` 的值 `v1` 是一个闭包，它里面包含一个函数定义时保存的环境 `env-save`。我们把这个环境 `env-save` 取出来，那我们就可以查询它，得到函数体内自由变量的值。然而函数体内不仅有自由变量，还有对函数参数的使用，所以我们必须扩展这个 `env-save` 环境，把参数的值加进去。这就是为什么我们使用 `(ext-env x v2 env-save)`，而不只是 `env-save`。

你可能会奇怪，那么解释器的环境 `env` 难道这里就不用了吗？是的。我们通过 `env` 来计算 `e1` 和 `e2` 的值，是因为 `e1` 和 `e2` 里面的变量，在“当前环境”(`env`) 里面看得见。可是函数体的定义，在当前环境下是看不见的。它的代码在别的地方，而那个地方看得见的环境，被我们存在闭包里了，它就是 `env-save`。所以我们将 `v1` 里面的闭包环境 `env-save` 取出来，用于计算函数体的值。

有意思的是，如果我们用 `env`，而不是 `env-save` 来解释函数体，那我们的语言就变成了 `dynamic scoping`。现在来实验一下：你可以把 `(interp e (ext-env x v2 env-save))` 里面的 `env-save` 改成 `env`，再试试我们之前讨论过的代码，它的输出就会变成 12。那就是我们之前讲过的，`dynamic scoping` 的结果。

```
(r2
 '(let ([x 2])
      (let ([f (lambda (y) (* x y))])
        (let ([x 4])
          (f 3)))))
```

```
;; => 12
```

你也许发现了，如果我们的语言是 `dynamic scoping`，那就没必要使用闭包了，因为我们根本不需要闭包里面保存的环境。这样一来，`dynamic scoping` 的解释器就可以写成这样：

```
(define interp
 (lambda (exp env)
  (match exp
   ... ...
   [(lambda (,x) ,e) ; 函数：直接返回自己的表达式
    exp]
   ... ...
   [(,e1 ,e2)
    (let ([v1 (interp e1 env)]
          [v2 (interp e2 env)])
      (match v1
       [(lambda (,x) ,e) ; 调用：直接使用函数的表达式本身
        (interp e (ext-env x v2 env))])])
    ... ...
  )))
```

注意到这个解释器的函数有多容易实现吗？它就是这个函数的表达式自己，原封不动。用函数的表达式本身来表示它的值，是很直接很简单的做法，也是大部分人一开头就会想到的。然而这样实现出来的语言，就不知不觉地采用了 dynamic scoping。

这就是为什么很多早期的 Lisp 语言，比如 Emacs Lisp，都使用 dynamic scoping。这并不是因为它们的设计者在 dynamic scoping 和 lexical scoping 两者之中做出了选择，而是因为使用函数的表达式本身来作为它的值，是最直接，一般人都会首先想到的做法。

另外，在这里我们也看到环境用“函数式数据结构”表示的好处。闭包被调用时它的环境被扩展，但是这并不会影响原来的那个环境，我们得到的是一个新的环境。所以当函数调用返回之后，函数的参数绑定就自动“注销”了。

如果你用一个非函数式的数据结构，在绑定参数时不生成新的环境，而是对已有环境进行赋值，那么这个赋值操作就会永久性的改变原来环境的内容。所以你在函数返回之后必须删除参数的绑定。这样不但麻烦，而且在复杂的情况下很容易出错。

思考题：可能有些人看过 lambda calculus，这些人可能知道 `(let ([x e1]) e2)` 其实等价于一个函数调用：`((lambda (x) e2) e1)`。现在问题来了，我们在讨论函数和调用的时候，很深入的讨论了关于 lexical scoping 和 dynamic scoping 的差别。既然 let 绑定等价于一个函数定义和调用，为什么之前我们讨论对绑定的时候，没有讨论过 lexical scoping 和 dynamic scoping 的问题，也没有制造过闭包呢？

不足之处

现在你已经学会了如何写出一个简单的解释器，它可以处理一个相当强大的函数式语言。出于教学的考虑，这个解释器并没有考虑实用的需求，所以它并不能作为工业应用。在这里，我指出它的一些不足之处。

1. 缺少必要的语言构造。我们的语言里缺少好些实用语言必须的构造：递归，数组，赋值操作，字符串，自定义数据结构，..... 作为一篇基础性的读物，我不能把这些都加进来。如果你对 these 有兴趣，可以看看其它书籍，或者等待我的后续作品。
2. 不合法代码的检测和报告。你也许发现了，这个解释器的 match 表达式，全都假定了输入都是合法的程序，它并没有检查不合法的情况。如果你给它一个不合法的程序，它不会马上报错，而是会真去算它，以至于导致奇怪的后果。一个实用的解释器，必须加入对代码格式进行全面检测，在运行之前就报告不合法的代码结构。
3. 低效率的数据结构。在 association list 里面查找变量，是线性的复杂度。当程序有很多变量的时候就有性能问题。一个实用的解释器，需要更高效的数据结构。这种数据结构不一定非得是函数式的。你也可以用非函数式的数据结构（比如哈希表），经过一定的改造，达到同样的性质，却具有更高的效率。另外，你还可以把环境转化成一个数组。给环境里的每个变量分配一个下标（index），在这个数组里就可以找到它的值。如果你用数组表示环境，那么这个解释器就向编译器迈进了一步。
4. S 表达式的歧义问题。为了教学需要，我们的解释器直接使用 S 表达式来表达语法树，用模式匹配来进行分支遍历。在实际的语言里，这种方式会带来比较大的问题。因为 S 表达式是一种通用的数据结构，用它表示的东西，看起来都差不多的样子。一旦程序的语法构造多起来，直接对 S 表达式进行模式匹配，会造成歧义。

比如 `(,op ,e1 ,e2)`，你以为它只匹配二元算术操作，比如 `(+ 1 2)`。但它其实也可以匹配一个 let 绑定：`(let ([x 1]) (* x 2))`。这是因为它们顶层元素的数目是一样的。为了消除歧义，你得小心的安排模式的顺序，比如你必须把 `(let ([,x ,e1]) ,e2)` 的模式放在 `(,op ,e1 ,e2)` 前面。所以最好的办法，是不要直接在 S 表达式上写解释器，而是先写一个“parser”，这个 parser 把 S 表达式转换成 Racket 的 struct 结构。然后解释器再在 struct 上面进行分支匹配。这样解释器不用担心歧义问题，而且会带来效率的提升。

付费方式

如果你喜欢这篇文章，可以到这里[付费购买](#)。