

# Teoria das Categorias Mónades e Flechas em Java

Mozart L. Siqueira<sup>1</sup>, Pablo M. Parada<sup>2</sup>

Ciência da Computação

Centro Universitário La Salle - Unilasalle

E-mail: mozarts@unilasalle.edu.br<sup>1</sup>, pablo.paradabol@gmail.com<sup>2</sup>

**Resumo**—<escrever>

**Index Terms**—<escrever>

é reduzida. Programas completos são vistos como apenas uma aplicação de função.

## I. INTRODUÇÃO

<escrever>

## II. PARADIGMA FUNCIONAL

Influenciado principalmente pelo desenvolvimento do lambda calculus [1], compondo o grupo da programação declarativa, o paradigma funcional utiliza-se da ideia de expressar computações através de funções combinadas em expressões. Neste, funções determinam o que deverá ser computado, ao invés de como será computado [2]. Programas são construídos através da composição, tal que funções triviais (building blocks) são combinadas dando origem a novas funções que descrevem computações mais complexas.

Building blocks não devem fazer uso de variáveis que dependam de estado, isso significa que a computação deve ser pura e sem efeitos colaterais (side-effects). Também destaca-se o princípio de imutabilidade, onde o valor de uma variável é determinado em sua criação, não permitindo novas atribuições posteriormente. Ao expressar um programa em uma linguagem funcional obtém-se uma maneira concisa de solucionar problemas, sendo que este constitui-se de operações e objetos atômicos e regras gerais para sua composição [3].

Tais propriedades são apreciadas nos tempos atuais, visto que a Lei de Moore nos fornece cada vez mais núcleos, não necessariamente núcleos mais rápidos [4]. Em programas não-determinísticos, múltiplas threads podem alterar os dados representados por objetos imutáveis sem ocasionar os diversos problemas já conhecidos como dead locks e race conditions. Além do thread safety oferecido pela propriedade de imutabilidade, há também o conceito de funções transparentes referencialmente, ou seja, funções que não utilizam variáveis de estado. Em ambientes distribuídos onde a execução é subdivida em diferentes threads, a transparência referencial garante sempre o mesmo retorno, dados os mesmos argumentos.

O paradigma funcional expressa programas através de composições mantendo a imutabilidade e a transparência referencial, portanto apresenta características importantes para os tempos atuais. A complexidade intrínseca à ambientes distribuídos

## III. JAVA LAMBDA EXPRESSIONS

Na última década muitos dos problemas encontrados – como enviar não só dados, mas também comandos através de redes – já foram solucionados em linguagens que suportam o paradigma funcional [5]. Assim, linguagens multi-paradigma têm adicionado suporte à estas mesmas estruturas, aumentando sua flexibilidade e ganho para com os desenvolvedores. O suporte a lambda expressions em Java não tem como objetivo apenas substituir Anonymous Inner Classes, mas também ser capaz de trazer os benefícios deste paradigma ao ponto de incrementar o ecossistema da linguagem.

### A. Lambda Expressions e Anonymous Inner Classes

Ao fornecer suporte a funções de primeira classe, também chamadas de lambda expressions ou closures<sup>1</sup>, a linguagem Java habilita a substituição de anonymous inner classes (AIC) de forma transparente. Conforme a Listagem 1, em Java a ordenação de inteiros pode ser implementada a partir de uma AIC em conjunto do método sort da classe Arrays.

```
Integer[] integers = new Integer[]{5, 4, 3, 2, 1};

Arrays.sort(integers, new Comparator<Integer>() {
    public int compare(Integer a, Integer b) {
        return a.compareTo(b);
    }
});
```

### Listagem 1: Sort - Anonymous Inner Class

Neste trecho de código o método *sort* recebe como primeiro argumento um array de inteiros (já declarado na variável *integers*) e como segundo qualquer instância que satisfaça o contrato de *Comparator*. Assim, para satisfazer o segundo argumento, instância-se uma AIC através da palavra reservada

<sup>1</sup>Lambda expressions ou closures são funções que não exigem vínculos de classe, como exemplo podendo ser atribuída a uma variável. Com esta característica, uma função atua como dado, ou seja, pode ser passada como argumento para outras funções.

*new* que implementa o método *compare* declarado no contrato.

Entretanto, com closures o mesmo método *sort* pode ter seus argumentos simplificados. Conforme demonstrado na Listagem 2, ao invés de instanciar uma AIC, uma lambda expression é passada como segundo argumento, removendo a necessidade de instanciação de uma classe e a implementação de um contrato imposto por *Comparator*.

```
Arrays.sort(integers, (a, b) -> a.compareTo(b));
```

#### Listagem 2: Sort - Lambda Expression

De fato, apesar de expressarem o mesmo comportamento a nível de código, ambas funcionalidades possuem diferentes implementações sob a Máquina Virtual Java (JVM). AIC são compiladas, ou seja, geram novos arquivos contendo declarações de classes. Além do mais, ao utilizar a palavra reservada **this** referencia-se a própria instância anônima. Como representam instâncias de uma classe, estas devem ser carregadas pelo classloader e seus construtores invocados pela máquina virtual. Ambas etapas consomem memória, tanto heap [6] para alocação de objetos quanto permgen<sup>2</sup>.

Diferentemente de AIC, lambdas postergam a estratégia de compilação para em tempo de execução, utilizando a instrução *invokedynamic* [7]. Funções são traduzidas para métodos estáticos vinculados ao arquivo da classe correspondente a sua declaração, eliminando o consumo de memória. Agora, ao referir-se a **this**, a classe que delimita a lambda expression é acessada, ao contrário de AIC que acessa sua própria instância.

Dessa forma, o suporte a lambda expressions traz benefícios para os usuários da linguagem. Tal funcionalidade está além de uma mera substituição, pois acrescenta um novo paradigma no ecossistema Java.

#### IV. TEORIA DAS CATEGORIAS E SUAS ESTRUTURAS

A Teoria das Categorias (TC) foi inventada no início dos anos 1940 por Samuel Eilenberg e Saunders Mac Lane [8] como uma ponte entre os diferentes campos da topologia e álgebra [9]. Afim de demonstrar as relações entre estruturas e sistemas matemáticos [10], a TC estabelece uma linguagem formal capaz de encontrar aplicabilidade em várias áreas da ciência. Por volta dos anos 1980, computação e TC passaram a ser consideradas áreas correlatas de estudo [11].

Aplicações do modelo categorial ocorrem na composição de funções encorajada pelo paradigma funcional. Além do mais, em linguagens de programação, o estudo dos tipos pode ser representado através de categorias. Muitos modelos computacionais que fazem uso de estruturas de dados como grafos podem ser generalizados para categorias de grafos. Portanto, tais aplicações demonstram a capacidade de abstração e a importância da TC para a computação.

<sup>2</sup>Área de memória limitada separada da heap chamada Permanent Generation que possui a função de armazenar objetos de geração permanente como metadados, classes e métodos.

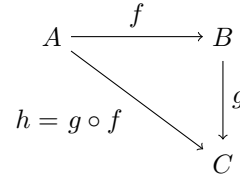


Figura 1: Funções entre coleções de objetos

Tal como a Teoria dos Grupos<sup>3</sup> abstrai a ideia do sistema de permutações como simetrias de um objeto geométrico, a TC manifesta-se como um sistema de funções entre conjuntos de objetos [12]. Esta abstração pode ser vista a partir da Figura 1, onde os conjuntos de objetos são representado por  $A$ ,  $B$  e  $C$ . Nesta mesma estrutura,  $f$  e  $g$  denotam os morfismos entre os diferentes conjuntos de objetos, tal que  $f : A \rightarrow B$  e  $g : B \rightarrow C$ . Por fim,  $h$  expressa a ideia de composição, sendo produto da união dos morfismos  $f$  e  $g$ .

A TC nasceu como uma ferramenta matemática, com propósito de estudar a relação objetos e morfismos. Contudo, tal conceito tornou-se uma ferramenta utilizada por diversas áreas da ciência. Na computação, diversos problemas são abstraídos através de estruturas da TC, pois ajudam na sua resolução.

##### A. Categoria – Objetos e Morfismos

Uma categoria consiste em uma coleção de coisas, todas relacionadas de algum modo. As coisas são nomeadas de objetos e as relações de morfismos [9].

**Definição** [9, 10]: define-se a categoria  $C$  como:

- (a) uma coleção  $Ob(C)$ , contendo os objetos de  $C$ ;
- (b) para cada par  $a, b \in Ob(C)$ , um conjunto  $Hom_C(a, b)$  chamado de morfismos de  $a$  para  $b$ ;
- (c) para cada objeto  $a \in Ob(C)$ , um morfismo de *identidade* em  $a$  denotado por  $id_a \in Hom_C(a, a)$ ;
- (d) para cada três objetos  $a, b, c \in Ob(C)$ , uma função de composição  $\circ : Hom_C(b, c) \times Hom_C(a, b) \rightarrow Hom_C(a, c)$ ;

Dado os objetos  $a, b \in Ob(C)$ , denota-se o morfismo  $f \in Hom_C(a, b)$  por  $f : a \rightarrow b$ ; onde  $a$  é o domínio e  $b$  o contradomínio.

Estas operações em  $C$  devem satisfazer os seguintes axiomas:

(*Identidade*) Para todo objeto  $a, b \in Ob(C)$  e todo morfismo  $f : a \rightarrow b$ , tem-se  $id_b \circ f = f = f \circ id_a$ ;

<sup>3</sup>Teoria que estuda as estruturas algébricas de grupos. Um grupo é formado por um conjunto de elementos finito ou infinito associado a uma operação binária, como por exemplo a adição ou multiplicação.

(Associatividade) Sejam os objetos  $a, b, c, d \in Ob(C)$  e os morfismos  $f : a \rightarrow b$ ,  $g : b \rightarrow c$  e  $h : c \rightarrow d$ . Então  $(h \circ g) \circ f = h \circ (g \circ f)$ .

Ambos axiomas podem ser representados pelos diagramas comutativos das Figura 2 e Figura 3.

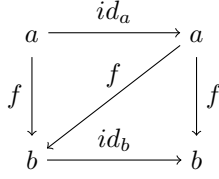


Figura 2: Identidade



Figura 3: Associatividade

### B. Funtor – Morfismos entre Categorias

Um funtor é um mapeamento entre duas categorias de tal modo que o domínio, contradomínio, objetos e morfismos são preservados [12].

**Definição** [9, 10]: para as categorias  $C$  e  $D$ , um funtor  $F : C \rightarrow D$  com domínio  $C$  e contradomínio  $D$  consiste em duas funções relacionadas. São elas:

- (a) a função de objeto  $F$  que atribui cada objeto  $a \in Ob(C)$  para um objeto  $F(a) \in Ob(D)$ ;
- (b) e a função de flecha (também chamada  $F$ ) que atribui cada morfismo  $f : a \rightarrow b \in Hom_C(a, b)$  para um morfismo  $F(f) : F(a) \rightarrow F(b) \in Hom_D(a, b)$ .

Tal que os seguintes axiomas são satisfeitos:

(Identidade) Para todo objeto  $a \in Ob(C)$  existe um morfismo  $F(id_a) = id_{F(a)}$  que preserva a identidade;

(Associatividade) Sejam os objetos  $a, b, c \in Ob(C)$  e os morfismos  $f : a \rightarrow b$  e  $g : b \rightarrow c$ . Então  $F(g \circ f) = F(g) \circ F(f)$ .

Estas funções capazes de preservar as características das categorias  $C$  e  $D$  também podem ser ilustradas a partir da Figura 4.

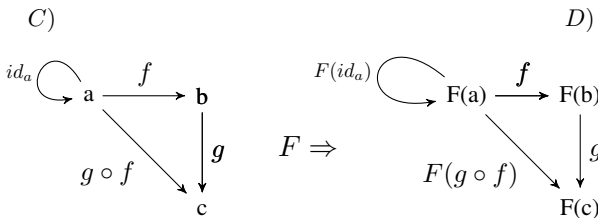


Figura 4: Funtor  $F$

### C. Mônade – Endofuntor e Transformações Naturais

Podendo ser visto como um padrão estrutural que ocorre diversos ramos da matemática [9], a construção fundamental mônade (também chamada de tripla) estrutura-se a partir de um endofuntor<sup>4</sup> e das transformações naturais<sup>5</sup> de identidade e multiplicação.

**Definição** [10, 12]: dada a mônade  $T = (T, \eta, \mu)$  em uma categoria  $C$  consiste em:

- (a) um endofuntor  $T$ , tal que  $T : C \rightarrow C$ ;
- (b) nas transformações naturais:

(Identidade)  $\eta : id_C \rightarrow T$ ;

(Multiplicação)  $\mu : T^2 \rightarrow T$ , onde  $T^2 = T \circ T$ .

Fazendo com que os diagramas da Figura 5 e Figura 6 comutem, respeitando os axiomas de identidade (esquerda e direita) e associatividade.



Figura 5: Identidade à Esquerda e à Direita



Figura 6: Associatividade

### D. Flechas – Categoria de Kleisli

A partir de uma tripla obtemos a Categoria de Kleisli (CK), capaz de representar a mesma estrutura monádica através de uma sintaxe diferente [13]. Mantendo definições similares as já apresentadas em IV-A, a CK destaca-se por abstrair a estrutura de objetos e morfismos sendo capaz compor o endofuntor subjacente.

**Definição** [10, 13, 14]: dada a tripla  $(T, \eta, \mu)$  sob a categoria  $C$ , então define-se  $C_T$  como:

- (a) cada objeto  $a \in Ob(C)$ , um novo objeto  $a_T$ ;

<sup>4</sup>Um funtor que mapeia uma categoria para ela mesma.

<sup>5</sup>Mapeamento entre dois funtores que possuem o mesmo domínio e contradomínio, tal que satisfaça a condição de naturalidade.

- (b) cada morfismo  $f : a \rightarrow T_b$ , um novo morfismo  $f^* : a_T \rightarrow b_T$ .

Dado os morfismos  $f^* : a_T \rightarrow b_T$ ,  $g^* : b_T \rightarrow c_T$  e  $h : c \rightarrow d_T$  e o operador de extensão  $-^*$ , então:

$$(Composi\c{c}ao) \ g^* \circ f^* = (\mu_c \circ T(g) \circ f)^*.$$

Similar as outras estruturas desta se\c{c}ao,  $C_T$  deve obedecer as seguintes leis:

$$(Identidade \ \grave{a} \ Esquerda) \ f^* \circ \eta_a = f;$$

$$(Identidade \ \grave{a} \ Direita) \ \eta_a^* \circ h = id_{T(a)} \circ h;$$

$$(Associatividade) \ (g^* \circ (f^* \circ h)) = (g^* \circ f)^* \circ h.$$

## V. APLICA\c{C}AO EM HASKELL

As fun\c{c}oes do paradigma funcional podem ser vistas como morfismos na categoria dos tipos. Percebendo estas rela\c{c}oes, Wadler [15–18] utilizou o conceito de m\o{nade para estruturar programas puramente funcionais em Haskell. Assim, o primeiro problema pertencente ao conjunto Awkward Squad foi solucionado [19].

A introdu\c{c}ao da m\o{nade para E/S (entrada e sa\i{d}a) padronizou a maneira de executar estas a\c{c}oes e encapsular seus efeitos colaterais. Assim, outras m\o{nades foram adicionadas \a linguagem, estendendo as bibliotecas padr\o{es} para fornecer suporte a exce\c{c}oes, nulidade, concorr\ec{e}ncia, etc. Logo, m\o{nades trouxeram utilidade para a linguagem, pois confrontaram o Awkward Squad [19].

Com a r\apida ado\c{c}ao de m\o{nades para a solu\c{c}ao de problemas envolvendo E/S, constatou-se que outros conceitos da TC tamb\em poderiam ser aproveitados. Qualquer estrutura recursiva (listas, mapas, \a{r}vores, grafos) que possa ser iterada \e representada por um funtor. A categoria de Haskell, chamada Hask, preocupa-se em tratar tipos como objetos e fun\c{c}oes como morfismos, fornecendo fun\c{c}oes de composi\c{c}ao e identidade.

Type classes definem comportamentos gen\ericos que podem ser implementados por um conjunto variado de tipos. Esta funcionalidade tornou a implementa\c{c}ao das estruturas previamente mencionadas dispon\i{v}eis para qualquer tipo de dado, dependendo apenas da implementa\c{c}ao de suas instancias [20].

Conforme a Typeclassopedia [21], a Figura 7 demonstra as rela\c{c}oes entre as type classes, identificadas por flechas tracejadas e pontilhadas:

- (a) (*Tracejadas*) Determinam rela\c{c}oes de \e-um, ou seja, se existe uma flecha de  $A$  para  $B$ , ent\ao todo  $B$  \e um  $A$ ;
- (b) (*Pontilhadas*) Indicam algum tipo de rela\c{c}ao, como por exemplo a equival\ec{e}ncia entre *Monoid* e *MonadPlus*.

A implementa\c{c}ao de uma type class pode ser visualizada na Listagem 3, onde a primeira declara\c{c}ao incorpora uma

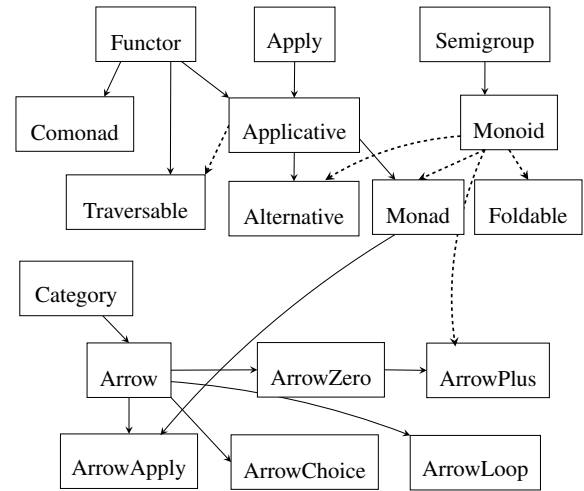


Figura 7: Hierarquia de type classes<sup>6</sup>

nova classe com nome *Eq*, uma vari\avel de tipo  $a$  e um comportamento explicitado pela fun\c{c}ao *equals*.

```
class Eq a where
  equals :: a -> a -> Bool
```

Listagem 3: Type class *Eq*<sup>7</sup>

Na Listagem 4, instancia-se *Eq* para os tipos *Int* e *Char*. A primeira instancia declara que *Int* pertence a *Eq*, e que a implementa\c{c}ao de igualdade de inteiros \e dada por *primEqInt*. Similarmente, *Char* pertence *Eq* e fornece a implementa\c{c}ao de igualdade por *primEqChar*. Logo, como  $a$  \e um par\ametro de tipo, as assinaturas de *primEqInt* e *primEqChar* s\ao tipadas  $Int \rightarrow Int \rightarrow Bool$  e  $Char \rightarrow Char \rightarrow Bool$  consecutivamente [22].

```
instance Eq Int where
  equals = primEqInt

instance Eq Char where
  equals = primEqChar
```

Listagem 4: Instancias *Eq*<sup>7</sup>

Com a instancia de *Eq Int* \e poss\ivel comparar dois inteiros tal que *equals(1 + 1, 2)* retorna *True*; ou *equals(1 + 1, 0)* retorna *False*. De maneira similar, com *Eq Char* \e poss\ivel comparar dois caracteres, onde *equals('a', 'a')* retorna *True*; ou *equals('a', 'b')* retorna *False*.

### A. Monad

Para a programaa\c{c}ao funcional, m\o{nades oferecem um contexto computacional que encapsula efeitos colaterais. Al\em disso, tal contexto mon\adico permite o encadeamento de

<sup>6</sup>Fonte: <https://wiki.haskell.org/Typeclassopedia>. Acessado em 17/09/2015.

<sup>7</sup>Fonte: C. V. Hall *et al.*, Type Classes in Haskell, p. 3, 1996.

funções que operam sob um determinado tipo. Em Haskell, esta abstração é expressa através da type class *Monad*.

```
class Monad m where
  (>>=) :: m a -> (a -> m b) -> m b
  (>>)  :: (>>) m a -> m b -> m b
  return :: a -> m a
```

Listagem 5: Type class *Monad*<sup>8</sup>

Conforme a Listagem 5, a type class *Monad* consiste em um tipo construtor *m* e as operações *>>=*, *>>* e *return*. A operação *>>* existe apenas como um facilitador para a composição de funções no contexto *m*. *>>=* e *return* são equivalentes as transformações naturais de multiplicação e identidade.

A operação *return* encapsula o tipo *a* no contexto monádico *m a* e retorna este como resultado. A próxima é *bind*, declarada simbolicamente por *>>=*, que habilita o encadeamento de funções. *Bind* aplica a função  $a \rightarrow m b$  no contexto monádico *m a*, retornando uma nova instancia de *Monad* do tipo *m b*.

Todas instâncias de *Monad* devem seguir as leis monádicas de associatividade e identidade. Estes axiomas são demonstrados na Listagem 6.

```
return a >>= k = k a
m >>= return = m
m >>= (\x -> k x >>= h) = (m >>= k) >>= h
```

Listagem 6: Leis para *Monad*<sup>8</sup>

A possibilidade de encadear funções com *>>=* é tão importante que diversas linguagens funcionais oferecem suporte sintático para mónades. Em Haskell, esta sintaxe especial é chamada de **do notation** [23].

```
putStr "x: " >>
getLine >>= \l ->
return (words l)
```

Listagem 7: Encadeando Funções com *Bind* e *Then*<sup>8</sup>

Na Listagem 7 as funções *putStr* e *getLine* são encadeadas pelos operadores *>>* e *>>=*. Estas mesmas funções podem ser encadeadas utilizando a utilizando o suporte sintático de **do notation**, conforme a Listagem 8.

```
do
  putStr "x: "
  l <- getLine
  return (words l)
```

Listagem 8: Encadeando Funções com *Do Notation*<sup>8</sup>

Com esta notação, um código pertencente ao paradigma funcional é escrito de forma imperativa, ou seja, a computação é declarada passo a passo. Assim, obtém-se uma sintaxe simplificada para expressar efeitos colaterais em linguagens puramente funcionais como Haskell.

## B. Arrow

Conforme o exemplo de programação tácita <sup>11</sup> da Listagem 9, Hughes [24] constrói uma função que conta o numero de ocorrências de uma palavra em um *String*.

```
count w = length . filter (==w) . words
```

Listagem 9: Função *count*<sup>12</sup>

A função *count* é implementada pela união de *length*, *filter*, *==* e *words*. Por último mas não menos importante, a função de composição *(.)* atua na implementação de *count* como um operador de ligação entre as funções menores. Entretanto, funções com efeitos colaterais não são compostas tão facilmente. Conforme a Listagem 10, *readFile* retorna um *String* encapsulado pela mónade *IO*. Em contrapartida, *count* espera um *String* como argumento, não um tipo construtor *m*.

```
readFile :: FilePath -> IO String
```

Listagem 10: Funções de *E/S*<sup>1210</sup>

Não há como por exemplo utilizar *(.)* para unir *readFile* e *count*, ou seja, não é possível ler um arquivo do disco e contar a ocorrência de uma determinada palavra. Entretanto, a união destas é desejável. Sendo assim, para permitir a composição destes tipos de funções, Hughes introduziu a type class *Arrow*. Na Listagem 11, *Arrow* denota uma computação pelos tipos *b*, *c* e *d*, um tipo construtor *a* e as operações *arr* e *>>>*.

```
class Arrow a where
  arr :: (b -> c) -> a b c
  (>>>) :: a b c -> a c d -> a b d
```

Listagem 11: Type class *Arrow*<sup>9</sup>

Destas, a mais comum é *arr*, declarada com a assinatura  $(b \rightarrow c) \rightarrow a b c$ . Dada qualquer função com entrada *b* e saída *c*, *arr f* constrói uma instância de *Arrow* a partir de *f* [25].

<sup>8</sup>Fonte: S. Marlow *et al.*, Haskell 2010 Language Report, p. 25–81, 2010.

<sup>9</sup>Fonte: A. Courtney e E. Conal, Genuinely functional user interfaces, p. 5, 2001.

<sup>10</sup>Fonte: <http://hackage.haskell.org/package/base-4.8.1.0/docs/Prelude.html>. Acessado em: 26/09/2015.

<sup>11</sup>Um paradigma de programação no qual as funções não identificam seus argumentos, em vez disso são construídas a partir de funções combinatórias que manipulam os argumentos.

A segunda operação é definida simbolicamente por  $(\gg\gg)$  com assinatura  $a\ b\ c \rightarrow a\ c\ d \rightarrow a\ b\ d$ . Recebe como argumento uma instância definida por  $a\ c\ d$  e retorna  $a\ b\ d$ . Logo,  $(\gg\gg)$  aplica sequencialmente as funções passadas para  $arr$ , gerando uma computação de entrada  $b$  e saída  $d$  encapsuladas em uma instância de *Arrow*.

Tem-se na Listagem 12 uma instancia de *Arrow* que fornece a composição de funções ordinárias. Nesta,  $arr$  é implementada pela função de identidade  $id$ , disponível no pacote *Prelude*. Na operação de composição  $(\gg\gg)$ , utiliza-se  $(.)$  e  $flip$  [24]. Assim, define-se o tipo *Arrow*  $(\rightarrow)$ , instancia de *Arrow* para funções ordinárias. Sua assinatura é dada por  $a \rightarrow b$ , sendo  $a$  e  $b$  tipos quaisquer.

```
instance Arrow (->) where
  arr    = id
  (>>>) = flip (.)
```

Listagem 12: Arrow - Composição de Funções<sup>12</sup>

Além disso, a definição do tipo *Kleisli* para *Arrow* na Listagem 13 e 14 provê a composição de mónades. Os tipos de entrada e saída são definidos explicitamente em *Kleisli*, diferentemente de *Monad*. Portanto, *Arrow* (*Kleisli m*) generaliza *Monad* [24].

```
newtype Kleisli m a b = Kleisli {
  runKleisli :: a -> m b
}
```

Listagem 13: Definição do tipo *Kleisli*<sup>12</sup>

```
instance Monad m => Arrow (Kleisli m) where
  ...
  first (Kleisli f) = Kleisli \(a,c) ->
    do b <- f a
    return (b,c)
```

Listagem 14: Instância para *Monad*<sup>12</sup>

Apesar de possuir nove axiomas, na Listagem 18 estão listados apenas os necessários para as operações de composição e identidade [26].

```
arr id >>> f = f
f >>> arr id = f
(f >>> g) >>> h = f >>> (g >>> h)
arr (g . f) = arr f >>> arr g
...
```

Listagem 15: Leis para *Arrow*<sup>13</sup>

## VI. MÓNADES EM JAVA

A linguagem Java originou-se a partir de um projeto de pesquisa, tendo como objetivo de desenvolver uma plataforma

capaz de operar em tempo real. Em sua criação, decisões arquiteturais e de design foram embasadas em linguagens como SmallTalk, Eiffel, Objective C e Cedar/Mesa [27]. Para ser considerada uma linguagem orientada a objetos, Java suporta encapsulamento, polimorfismo e herança desde sua elaboração.

Desde sua quinta versão, tendo como base o trabalho de Bracha *et al.* [28, 29], Java conta com tipos genéricos. A abstração de tipos nos permite utilizar tipos parametrizáveis, generalizando implementações de interfaces, classes e métodos. Com isto o compilador é capaz de checar os tipos em tempo de compilação, evitando erros de conversão e em tempo de execução.

Recentemente obteve-se o suporte a funções anônimas. Estas foram adicionadas a partir do Lambda Project [4], na versão 8 da JDK. Esta funcionalidade é essencial para a implementação de um contrato monádico, pois acrescenta características equivalentes as já existentes em linguagens como Haskell. Logo, contando com as funcionalidades já citadas e as recém adicionadas na plataforma, Java é capaz de fornecer suporte a mónades e flechas.

### A. Problema dos Tipos Construtores

Construtores de classe constroem objetos, respectivamente, tipos construtores constroem tipos. Tipos construtores possuem aridade, ou seja, recebem tipos como argumento [30]. Se um tipo construtor não receber argumentos, este é chamado de tipo construtor nulário. Um tipo qualquer  $A$  origina-se a partir de um construtor nulário, assim como um tipo  $C(A)$  é aplicado para construtores de aridade  $n$ .

Tipos genéricos são equivalentes a construtores unários, incapazes de representar tipos construtores com aridade  $n$ . Tendo como exemplo o mesmo tipo  $C(A)$  anterior, este poderia ser expresso por genéricos se  $C$  fosse estaticamente definido. Portanto, para qualquer  $C$  definido estaticamente como *List*, *Set*, *Queue*, *Map*, e assim em diante, é possível parametrizar  $A$  com genéricos.

Entretanto, para a construção da interface monádica é necessário expressar um tipo construtor de aridade  $n$ . A declaração de um tipo *Monad*( $M(A)$ ) utilizando tipos genéricos é inválida, ocasiona um erro em tempo de compilação. Logo, a declaração de interface abaixo não pode ser expressa na linguagem.

```
public interface Monad<M<A>>> {}
```

Listagem 16: Interface *Monad* inválida

Afim de solucionar esta inconsistência, na Listagem 17 propõe-se o tipo *Kind*( $A, K$ ). Sendo capaz de simular tipos construtores, este possui os parâmetros de tipo genérico  $A$  e  $K$ .

<sup>12</sup>Fonte: J. Hughes, Programming with Arrows, p. 73–81, 2005.

<sup>13</sup>Fonte: S. Lindley e P. Wadler, Idioms are oblivious, arrows are meticulous, monads are promiscuous, p. 97–98, 2011.

- (a) ( $A$ ) tomando como exemplo o tipo construtor inválido  $Monad(M(A))$ , este primeiro parâmetro genérico é equivalente ao valor encapsulado  $A$  nesta declaração.
- (b) ( $K$ ) tal parâmetro unifica  $A$  e  $M$ , ou seja, determina uma restrição na qual  $K$  herda  $Kind$  e parametriza este com um tipo curinga e o próprio  $K$  que representa  $Kind$ .

```
public interface Kind<A, K extends Kind<?, K>> {}
```

#### Listagem 17: Interface Kind

Apesar de impor uma restrição hierárquica entre os tipos genéricos em sua declaração, *Kind* consegue simular tipos construtores em algumas funções. Com a nova inferência de tipos do compilador Java, esta interface garante

```
public interface Monad<A, M extends Kind<?, M>>
    extends Functor<A>, Kind<A, M> {

    <B, MB extends Kind<B, M>> Monad<B, M>
        flatMap(Function<? super A, MB> f);

    @Override
    <B> Monad<B, M> map(Function<? super A, ?
        extends B> f);
}
```

#### Listagem 18: Leis para *Arrow*<sup>13</sup>

interface *Monad* [listagem monad] foi utilizada para representar a type class da listagem x. Ambas, type class e interfaces, nomeiam e descrevem um conjunto de operações, a partir de entradas e saídas. Contudo, estas diferenciam entre si, pois uma type class limita o comportamento de um tipo enquanto uma interface limita o comportamento de uma classe. Além disso, para definir o contrato monádico é necessário declarar também o contrato de functor, visto que todo monad é um functor.

#### REFERÊNCIAS

- [1] P. Hudak, “Conception, evolution, and application of functional programming languages,” *ACM Computing Surveys (CSUR)*, vol. 21, no. 3, pp. 359–411, 1989.
- [2] K. Loudon et al., *Programming Languages: Principles and Practices*. Cengage Learning, 2011.
- [3] G. Michaelson, *An Introduction to Functional Programming Through Lambda Calculus*. Courier Corporation, 2011.
- [4] B. Goetz et al., “State of the lambda,” Set. 2013, White Paper. [Online]. Available: <http://cr.openjdk.java.net/~briangoetz/lambda/lambda-state-final.html>
- [5] R. Fischer, *Java Closures and Lambda*, 1st ed. Apress, 2015.
- [6] C. Hunt and B. John, *Java Performance*. Prentice Hall Press, 2011.
- [7] B. Goetz, “Translation of lambda expressions,” Abr. 2012, White Paper. [Online]. Available: <http://cr.openjdk.java.net/~briangoetz/lambda/lambda-translation.html>
- [8] S. Eilenberg and S. MacLane, “General theory of natural equivalences,” *Transactions of the American Mathematical Society*, pp. 231–294, 1945.
- [9] D. I. Spivak, *Category Theory for the Sciences*. The MIT Press, 2014, no. 1.
- [10] S. Mac Lane, *Categories for the Working Mathematician*, ser. Graduate Texts in Mathematics. Springer-Verlag, 1971, no. 5.
- [11] P. B. Menezes and C. E. Ramisch, “Características da teoria das categorias e sua importância para a ciência da computação,” in *STC 2006 - I Simpósio de Teoria das Categorias*. Universidade Federal do Rio Grande do Sul, Mar. 2006.
- [12] S. Awodey, *Category Theory - Oxford Logic Guides*, 2nd ed. Oxford University Press, 2010, vol. 52.
- [13] J. M. Hill and K. Clarke, “An introduction to category theory, category theory monads, and their relationship to functional programming,” Technical Report QMW-DCS-681, Department of Computer Science, Queen Mary and Westfield College, Tech. Rep., 1994.
- [14] M. C. Pedicchio and W. Tholen, *Categorical Foundations Special Topics in Order, Topology, Algebra, and Sheaf Theory*. Cambridge University Press, 2004, no. 97.
- [15] S. L. Peyton Jones and P. Wadler, “Imperative functional programming,” in *Proceedings of the 20th ACM SIGPLAN-SIGACT symposium on Principles of programming languages*. ACM, 1993, pp. 71–84.
- [16] P. Wadler, “Monads for functional programming,” in *Advanced Functional Programming*. Springer, 1995, pp. 24–52.
- [17] —, “Comprehending monads,” *Mathematical structures in computer science*, vol. 2, no. 04, pp. 461–493, 1992.
- [18] —, “The essence of functional programming,” in *Proceedings of the 19th ACM SIGPLAN-SIGACT symposium on Principles of programming languages*. ACM, 1992, pp. 1–14.
- [19] S. P. Jones, “Tackling the awkward squad: monadic input/output, concurrency, exceptions, and foreign-language calls in haskell,” in *Engineering Theories of Software Construction*. Press, 2001, pp. 47–96.
- [20] B. O’Sullivan et al., *Real world haskell: Code you can believe in*, 1st ed. O’Reilly Media, Inc., 2008.
- [21] B. Yorgey, “Typeclassopedia,” <https://wiki.haskell.org/Typeclassopedia>, Mar. 2009, Acessado em 17/09/2015.
- [22] C. V. Hall et al., “Type classes in haskell,” *ACM Trans. Program. Lang. Syst.*, vol. 18, no. 2, pp. 109–138, 1996.
- [23] S. Marlow et al., “Haskell 2010 language report,” Disponível em: <http://www.haskell.org/onlinereport/haskell2010>, 2010.
- [24] J. Hughes, “Programming with arrows,” in *Advanced Functional Programming*, ser. Lecture Notes in Computer Science, V. Vene and T. Uustalu, Eds. Springer Berlin

- Heidelberg, 2005, vol. 3622, pp. 73–129.
- [25] A. Courtney and C. Elliott, “Genuinely functional user interfaces,” in *Haskell workshop*, 2001, pp. 41–69.
  - [26] S. Lindley, P. Wadler and J. Yallop, “Idioms are oblivious, arrows are meticulous, monads are promiscuous,” *Electronic Notes in Theoretical Computer Science*, vol. 229, no. 5, pp. 97–117, 2011.
  - [27] J. Gosling and H. McGilton, “The java language environment,” *Sun Microsystems Computer Company*, vol. 2550, 1995.
  - [28] G. Bracha, “Generics in the java programming language,” *Sun Microsystems Computer Company*, pp. 1–23, 2004.
  - [29] G. Bracha *et al.*, “Making the future safe for the past: Adding genericity to the java programming language,” *ACM Sigplan Notices*, vol. 33, no. 10, pp. 183–200, 1998.
  - [30] B. C. Pierce, *Types and programming languages*. MIT Press, 2002.