

**UNIVERSIDADE DO ESTADO DE SANTA CATARINA – UDESC**  
**CENTRO DE CIÊNCIAS TECNOLÓGICAS – CCT**  
**BACHARELADO EM CIÊNCIA DA COMPUTAÇÃO – BCC**

**VINÍCIOS BIDIN SANTOS**

**INFERÊNCIA DE TIPOS PARA CPS**

**JOINVILLE**

**2024**

**VINÍCIOS BIDIN SANTOS**

**INFERÊNCIA DE TIPOS PARA CPS**

Trabalho de conclusão de curso submetido à Universidade do Estado de Santa Catarina como parte dos requisitos para a obtenção do grau de Bacharel em Ciência da Computação

Orientador: Cristiano Damiani Vasconcellos

Coorientador: Paulo Henrique Torrens

**JOINVILLE**

**2024**

Para gerar a ficha catalográfica de teses e  
dissertações acessar o link:  
<https://www.udesc.br/bu/manuais/ficha>

Santos, Vinícios Bidin  
Inferência de tipos para CPS / Vinícios Bidin Santos.  
- Joinville, 2024.  
29 p. : il. ; 30 cm.

Orientador: Cristiano Damiani Vasconcellos.  
Coorientador: Paulo Henrique Torrens.  
Trabalho de Conclusão de Curso - Universidade  
do Estado de Santa Catarina, Centro de Ciências  
Tecnológicas, Bacharelado em Ciência da Computação,  
Joinville, 2024.

1. Inferência de Tipos. 2. Estilo de Passagem de  
Continuação. 3. Algoritmo W. 4. Damas-Milner. 5. Haskell.  
I. Vasconcellos, Cristiano Damiani . II. Torrens, Paulo  
Henrique . III. Universidade do Estado de Santa Catarina,  
Centro de Ciências Tecnológicas, Bacharelado em Ciência  
da Computação. IV. Título.

**VINÍCIOS BIDIN SANTOS**

**INFERÊNCIA DE TIPOS PARA CPS**

Trabalho de conclusão de curso submetido à Universidade do Estado de Santa Catarina como parte dos requisitos para a obtenção do grau de Bacharel em Ciência da Computação

Orientador: Cristiano Damiani Vasconcellos

Coorientador: Paulo Henrique Torrens

**BANCA EXAMINADORA:**

Orientador:

---

Dr. Cristiano Damiani Vasconcellos  
UDESC

Coorientador:

---

Me. Paulo Henrique Torrens  
University of Kent

Membros:

---

Dra. Karina Girardi Roggia  
UDESC

---

Me. Gabriela Moreira  
UDESC

Joinville, Novembro de 2024

Um salve pra geral que me apoiou nesses anos!

*“Eu sou a senhora Marocas.”* (Senhora Marocas  
– Toy Story, [1995])

## RESUMO

Este trabalho propõe uma investigação sobre a inferência de tipos para o Estilo de Passagem de Continuação (CPS) - representação intermediária amplamente utilizada em compiladores de linguagens funcionais. A pesquisa se concentra na extensão do algoritmo W, tradicionalmente usado para inferência de tipos no sistema Damas-Milner, para abranger o cálculo de continuções. A proposta inclui a implementação dessa extensão na linguagem Haskell e a validação do algoritmo por meio de programas de teste, assegurando que os tipos inferidos estejam corretos.

**Palavras-chave:** Inferência de Tipos, Estilo de Passagem de Continuação (CPS), Algoritmo W, Damas-Milner, Haskell, Sistema de Tipos.

## **ABSTRACT**

This work proposes an investigation into type inference for Continuation Passing Style (CPS) - an intermediate representation widely used in compilers for functional languages. The research focuses on extending the W algorithm, traditionally used for type inference in the Damas-Milner system, to encompass continuation calculus. The proposal includes implementing this extension in the Haskell programming language and validating the algorithm through test programs, ensuring that the inferred types are correct.

**Keywords:** Type Inference, Continuation Passing Style (CPS), W Algorithm, Damas-Milner, Haskell, Type System.



## LISTA DE ILUSTRAÇÕES

Figura 1 – Sequência de representações intermediárias . . . . .	15
Figura 2 – Função soma em Haskell em Estilo Direto . . . . .	17
Figura 3 – Função soma em Haskell em CPS . . . . .	18
Figura 4 – Função fatorial em Haskell em Estilo Direto . . . . .	18
Figura 5 – Função fatorial em Haskell em CPS . . . . .	18

## **LISTA DE TABELAS**

## **LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS**

IR	Intermediate Representation
CPS	Continuation Passing Style
SSA	Static Single Attribution
ANF	Administrative Normal Form

## SUMÁRIO

<b>1</b>	<b>INTRODUÇÃO . . . . .</b>	<b>12</b>
1.1	OBJETIVO GERAL . . . . .	13
1.2	OBJETIVOS ESPECÍFICOS . . . . .	13
1.3	METODOLOGIA . . . . .	13
1.4	ESTRUTURA DO TRABALHO . . . . .	13
<b>2</b>	<b>REPRESENTAÇÃO INTERMEDIÁRIA DE CÓDIGO . . . . .</b>	<b>15</b>
2.1	CPS . . . . .	16
<b>3</b>	<b>TEORIA DE TIPOS . . . . .</b>	<b>20</b>
<b>4</b>	<b>SISTEMA DAMAS-MILNER . . . . .</b>	<b>24</b>
4.1	ALGORITMO W . . . . .	24
<b>5</b>	<b>FORMALIZAÇÃO . . . . .</b>	<b>25</b>
<b>6</b>	<b>IMPLEMENTAÇÃO . . . . .</b>	<b>26</b>
<b>7</b>	<b>CONCLUSÃO . . . . .</b>	<b>27</b>
	<b>REFERÊNCIAS . . . . .</b>	<b>28</b>

## 1 INTRODUÇÃO

A compilação de programas envolve diversas fases, cada uma com funções específicas, como análise léxica, análise sintática, análise semântica, otimizações, e, finalmente, a geração de código. Uma etapa crítica nesse processo é a otimização, que frequentemente se baseia em representações intermediárias (IRs). Essas representações atuam como ponte entre o código fonte e o código de máquina, permitindo que transformações e otimizações sejam aplicadas de maneira mais eficaz (PLOTKIN, 1975).

As representações intermediárias variam conforme o paradigma da linguagem de programação. Para linguagens imperativas, a Representação em Atribuição Única Estática (SSA) é amplamente adotada. Já em linguagens funcionais, a Forma Normal Administrativa (ANF) e o Estilo de Passagem de Continuação (CPS) se destacam. Este trabalho foca especificamente no CPS, uma IR que oferece vantagens particulares em termos de otimização e simplicidade na geração de código.

Essas características do CPS se tornam ainda mais evidentes quando comparamos como diferentes linguagens lidam com o fluxo de execução. Em linguagens de alto nível, por exemplo, a pilha de chamadas atua como uma abstração fundamental para gerenciar o controle de retorno das funções. No entanto, em linguagens de baixo nível, como *assembly*, não há tal abstração, exigindo que o controle do fluxo seja manualmente tratado por meio de endereços de retorno.

Nesse contexto, o CPS se destaca ao tornar as continuações explícitas no código. Ao invés de confiar na pilha de chamadas para gerenciar retornos, o CPS introduz um parâmetro adicional em cada função, representando a continuação — isto é, o que deve ser feito com o resultado da função (KENNEDY, 2007). Desta forma, em vez de simplesmente retornar um valor diretamente, a função invoca essa continuação, transferindo explicitamente o controle à próxima etapa da computação. Isso elimina a dependência da pilha de chamadas, simplificando o modelo de execução e tornando-o mais alinhado com as necessidades de linguagens de baixo nível.

Além disso, a adoção do CPS como representação intermediária vai além da tradução de linguagens de alto nível para código de máquina. O CPS facilita a aplicação de otimizações avançadas, como a eliminação de chamadas de cauda e a fusão de funções, além de permitir uma correspondência mais direta com o código gerado em linguagens de montagem (FLANAGAN et al., 1993).

Por outro lado, um ponto importante a ser considerado é que muitas implementações do CPS optam por uma representação não tipada (MORRISETT et al., 1999). Embora essa abordagem simplifique a implementação inicial, ele pode comprometer a segurança e a correção do código. Um sistema de tipos robusto pode não apenas garantir a correção de certas transformações e otimizações, mas também identificar uma classe inteira de erros antes da execução, proporcionando assim maior confiabilidade ao processo de compilação.

Diante dessas considerações, a linguagem de programação Haskell foi escolhida para

a implementação deste trabalho. Haskell, sendo uma linguagem funcional pura fortemente tipada, possui características desejáveis, como transparência referencial (SØNDERGAARD; SESTOFT, 1990) e um sistema de tipos robusto para explorar as vantagens do CPS e aplicar o sistema de tipos de maneira rigorosa. Dessa forma, a escolha de Haskell não apenas facilita o desenvolvimento de uma implementação segura e eficiente do CPS, como também conta com garantias de seguranças que são fundamentais para o sucesso deste trabalho.

## 1.1 OBJETIVO GERAL

Este trabalho visa explorar a inferência de tipos para CPS, propondo uma extensão do algoritmo W - um algoritmo de inferência de tipos para o sistema Damas-Milner - para CPS, definido em (TORRENS; ORCHARD; VASCONCELLOS, 2024) na linguagem de programação Haskell.

## 1.2 OBJETIVOS ESPECÍFICOS

- Formular uma extensão do algoritmo W para CPS;
- Implementar essa extensão em Haskell;
- Validar a implementação do algoritmo por meio do teste de inferência para expressões. Se possível, realizar a geração de programas para verificação de que o algoritmo infere corretamente os tipos a eles.

## 1.3 METODOLOGIA

A metodologia deste trabalho consistirá em duas principais etapas: pesquisa bibliográfica e implementação. A primeira etapa envolve uma extensa revisão de literatura sobre continuções e seu cálculo, bem como um aprofundamento do sistema Damas-Milner, com o objetivo de proporcionar uma compreensão completa ao autor. A segunda etapa trata da formulação do algoritmo W estendido para o cálculo de continuções, junto com sua implementação.

Para validar a implementação, será testado a inferência do algoritmo com testes. Caso seja possível, será feito ainda a geração de programas de teste, nos quais a inferência de tipos será verificada. A validação consistirá em comparar os tipos inferidos pelo algoritmo com os tipos esperados para esses programas.

## 1.4 ESTRUTURA DO TRABALHO

Este trabalho está estruturado de maneira que será fornecida, antes da formalização da extensão e implementação do algoritmo W, nos capítulos 5 e 6, uma fundamentação teórica. Inicialmente, será abordada a representação intermediária no capítulo 2, com um aprofundamento

em CPS na seção 2.1. Na sequência, o capítulo 3 discutirá a teoria de tipos, apresentando os conceitos e definições necessários para a compreensão do tema. O sistema Damas-Hindley-Milner será detalhado no capítulo 4, incluindo o algoritmo W, discutido de forma mais específica na seção 4.1. Por fim, o capítulo 7 trará as considerações finais, sintetizando os principais pontos e contribuições do trabalho.

## 2 REPRESENTAÇÃO INTERMEDIÁRIA DE CÓDIGO

Na computação, um compilador é um programa responsável por traduzir um código escrito em uma linguagem de programação para outra, geralmente do código-fonte para código de máquina, permitindo assim a execução do programa. Durante esse processo, é fundamental que o mínimo de informações seja perdido, uma vez que a semântica original deve ser preservada no processo de tradução. Uma abordagem comum utilizada para manter a integridade semântica e possibilitar otimizações, são as representações intermediárias (IR, do inglês *intermediate representation*) (COOPER; TORCZON, 2014).

Compiladores modernos, amplamente utilizados na indústria, empregam mais de uma IR para tirar proveito das vantagens de cada uma, uma vez que essas representações são projetadas para diferentes objetivos, como otimizações específicas. As IRs podem ser classificadas de acordo com o nível de abstração e são comumente aplicados em sequência. Representações com um nível maior de abstração são usadas próximas ao código-fonte, enquanto aquelas de nível mais baixo estão mais próximas do código de máquina (AHO et al., 2008), como ilustrado na figura 1.

Uma das principais informações que deve ser preservada em uma IR, é o fluxo de controle, isto é, a ordem em que as instruções do programa são executadas, como chamadas de função, *loops* e condições. Para garantir que o compilador mantenha a semântica correta do programa, o fluxo de controle deve ser repassado de alguma maneira durante o processo de tradução (COOPER; TORCZON, 2014). Uma das maneiras disso ser feito explicitamente, é com o uso de continuações, que são funções que descrevem o próximo passo de uma computação em um ponto particular da execução do programa.

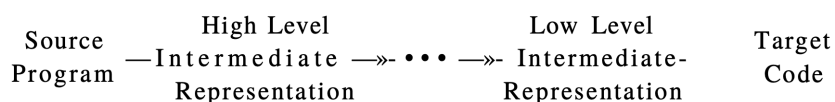


Figura 1 – Sequência de representações intermediárias  
Fonte: (AHO et al., 2008)



## 2.1 CPS

O estilo de passagem de continuções (CPS, do inglês *continuation passing style*) é uma técnica de transformação de código que torna o fluxo de controle de um programa explícito, ao converter o estilo convencional de chamadas de função em chamadas que passam explicitamente o controle para a próxima etapa, conhecida como continuação (do inglês, *continuation*) (APPEL, 1992). Em vez de retornar diretamente o resultado de uma função, o CPS transforma cada função para que, ao finalizar sua computação, ela invoque uma *continuation*, que representa o próximo passo a ser executado no programa.

O cálculo lambda, definido por Church (1932), é um sistema formal que serve como base para a maioria das linguagens funcionais. Ele é capaz de representar qualquer computação utilizando abstrações e aplicações através de reduções. Sua sintaxe consiste em três regras simples que definem os elementos principais do sistema: variável, abstração e aplicação, conforme apresentados a seguir:

$$e ::= x \mid \lambda x.e \mid ee \quad (1)$$

A partir dessa sintaxe, um termo  $e$  pode possuir apenas uma das três formas. A primeira forma refere-se às variáveis, que representam identificadores no sistema. A segunda forma, chamada de abstração, define uma função lambda: uma função que associa o identificador  $x$  a um termo  $e$ , seu corpo, com  $x$  vinculado ao termo  $e$ . Finalmente, a aplicação ocorre quando um termo  $e$  é aplicado a outro  $e$ , representando a chamada de uma função.

Para avaliar expressões no cálculo lambda, usamos três tipos de redução:  $\alpha$ ,  $\beta$  e  $\eta$ , que seguem as seguintes definições:

**$\alpha$ -redução:** Renomeação de variáveis ligadas.

$$\lambda x.e[x] \rightarrow \lambda y.e[y] \quad (2)$$

**$\beta$ -redução:** Aplicação de função.

$$(\lambda x.e_1)e_2 \rightarrow e_1[e_2/x] \quad (3)$$

**$\eta$ -redução:** Expansão de função.

$$\lambda x.(ex) \rightarrow e \quad \text{se } x \text{ não ocorre livre em } e \quad (4)$$

As reduções são responsáveis pela semântica operacional do cálculo lambda. A  $\alpha$ -redução permite a renomeação de variáveis ligadas, enquanto a  $\beta$ -redução descreve a aplicação de funções, substituindo o parâmetro da função por um valor passado como argumento. Por fim, a  $\eta$ -redução lida com a simplificação de funções quando elas aplicam diretamente seu argumento.

A transformação para CPS se baseia nessa estrutura formal. No cálculo lambda tradicional, o fluxo de execução é implícito: as funções são aplicadas e seus resultados são retornados

Figura 2 – Função soma em Haskell em Estilo Direto

Fonte: o autor

```

1 add :: Int -> Int -> Int
2 add x y = x + y

```

automaticamente. No entanto, no CPS, o fluxo de controle é explicitamente representado como uma série de chamadas a funções. Cada função, em vez de retornar diretamente um valor, recebe um argumento extra, a continuação, que indica o próximo passo da computação.

Por exemplo, a expressão  $\lambda x.x + 1$  no cálculo lambda tradicional retornaria o valor  $x + 1$ . Ao transformar essa expressão para CPS, ela se torna  $\lambda x.\lambda k.k(x + 1)$ .

Aqui,  $k$  é a continuação que processa o resultado  $x + 1$ . Essa técnica é especialmente poderosa no contexto de compiladores, uma vez que facilita várias formas de otimizações e análises, como eliminação de chamadas de função (TCO, do inglês *tail-call optimization*), expansão *inline*, representação de *closures*, alocação de registradores, entre outras (APPEL, 1992). Ao transformar o código para CPS, todo o fluxo de execução do programa é capturado como uma série de chamadas encadeadas de funções, sem depender de uma pilha de execução implícita.

O cálculo de continuações (do inglês, *CPS-calculus*), conforme definido por Thielecke (1997), é um sistema formal que leva o CPS além de seu uso tradicional como uma técnica de transformação de código, tratando-o como um modelo computacional por si só. Enquanto o CPS é utilizado como uma IR em compiladores, o cálculo de continuações oferece uma estrutura para raciocinar formalmente sobre computações onde o fluxo de controle é explicitamente representado. Os termos do cálculo de continuações, chamados de comandos, são descritos pelas seguintes regras:

$$M ::= x\langle\vec{x}\rangle \mid M\{x\langle\vec{x}\rangle = M\} \quad (5)$$

Aqui,  $x\langle\vec{x}\rangle$  representa um salto (*jump*), isto é, uma chamada para a continuação  $x$  com os parâmetros  $\vec{x}$ , sendo essencialmente uma chamada direta para a continuação, enquanto  $M\{x\langle\vec{x}\rangle = M\}$  representa um vínculo (*binding*), onde o corpo  $M$  está vinculado à continuação  $x$  com os parâmetros  $\vec{x}$ , isto é, uma chamada intermediária que, ao ser chamada, executará o próximo passo da computação.

A tradução para CPS converte um código escrito em estilo direto (onde o controle de fluxo é implícito) para o estilo de passagem de continuações (FLANAGAN et al., 1993). A principal ideia por trás dessa transformação é modificar as funções para que elas não retornem um valor diretamente, mas, em vez disso, passem o resultado para uma continuação, que representará o próximo passo da computação.

Por exemplo, a Figura 2 apresenta um programa na linguagem Haskell que soma dois números no estilo direto, retornando o valor após realizar o cálculo. Já a Figura 3 mostra um

Figura 3 – Função soma em Haskell em CPS

Fonte: o autor

```

1 addCps :: Int -> Int -> (Int -> r) -> r
2 addCps x y k = k (x + y)

```

Figura 4 – Função fatorial em Haskell em Estilo Direto

Fonte: o autor

```

1 sub :: Int -> Int -> Int
2 sub x y = x - y
3
4 mult :: Int -> Int -> Int
5 mult x y = x * y
6
7 factorial :: Int -> Int
8 factorial 0 = 1
9 factorial n = mult n (factorial (sub n 1))

```

Figura 5 – Função fatorial em Haskell em CPS

Fonte: o autor

```

1 subCps :: Int -> Int -> (Int -> r) -> r
2 subCps x y k = k (x - y)
3
4 multCps :: Int -> Int -> (Int -> r) -> r
5 multCps x y k = k (x * y)
6
7 factorialCps :: Int -> (Int -> r) -> r
8 factorialCps 0 k = k (1)
9 factorialCps n k =
10   subCps n 1 (\nMinus1 ->
11     factorialCps nMinus1 (\factNMinus1 ->
12       multCps n factNMinus1 k))

```

programa equivalente em CPS. Nesta versão, o controle de fluxo do programa é explícito, pois a função  $k$  é chamada para processar o resultado da soma dos argumentos.

Para ilustrar melhor, a Figura 4 apresenta um programa em Haskell que calcula o fatorial no estilo direto, utilizando funções definidas para multiplicação e subtração. Na Figura 5, um programa similar em CPS é definido, com as funções auxiliares também transformadas para CPS. Na função `factorialCps` é possível notar duas funções lambda (continuações), `nMinus1` e `factNMinus1`. A primeira continuação guarda o resultado da operação  $n - 1$ , enquanto a segunda recebe recursivamente o cálculo do fatorial de  $n - 1$ , multiplica por  $n$  e finalmente passa o resultado para a continuação  $k$ .

Outro fato importante a se observado nos códigos apresentados é a tipagem das funções. Na função de soma, definida na Figura 2, a função tem tipo  $\text{Int} \rightarrow \text{Int} \rightarrow \text{Int}$ , ou seja, ela recebe

dois inteiros e retorna um inteiro. Já a função de soma em CPS, definido na Figura 3, possui o tipo  $Int \rightarrow Int \rightarrow (Int \rightarrow r) \rightarrow r$ . Isso significa que a função recebe dois inteiros e uma continuação, que é uma função de tipo  $Int \rightarrow r$ , onde  $r$  pode ser qualquer tipo, e retorna esse mesmo tipo  $r$ .

Essa transformação de tipo reflete a diferença fundamental entre o estilo direto e o CPS: em vez de retornar um valor diretamente, a função em CPS recebe uma continuação que especifica o próximo passo da computação. O mesmo padrão pode ser observado nas funções para o cálculo do fatorial nas Figuras 4 e 5. No estilo direto, a função `factorial` tem o tipo  $Int \rightarrow Int$ , enquanto na versão CPS, a função `factorialCps` tem o tipo  $Int \rightarrow (Int \rightarrow r) \rightarrow r$ .

Essa correspondência entre os tipos não é uma coincidência. Como discutido por (TORRENS, 2019), uma função em estilo direto com tipo  $A \rightarrow B$  pode ser transformada em uma função em CPS com o tipo  $A \times (B \rightarrow \perp) \rightarrow \perp$ . Aqui,  $\perp$  representa o tipo dos valores que nunca retornam, uma característica associada ao estilo de passagem de continuations, onde as funções são compostas de forma a encadear continuações até que a execução termine de maneira explícita.

### 3 TEORIA DE TIPOS

A Teoria de Tipos, conforme apresentada por (COQUAND, 2022), foi introduzida por Russell em 1908 ao encontrar um paradoxo na Teoria de Conjuntos, conhecido atualmente como o Paradoxo de Russell:

$$\text{Seja } R = \{x \mid x \notin x\}, \text{ então } R \in R \iff R \notin R \quad (6)$$

Ou seja, considere  $R$  como o conjunto dos conjuntos que não contêm a si mesmos. A contradição surge ao observar que, se o conjunto  $R$  contém a si mesmo, isso implica que  $R$  não contém a si mesmo, e vice-versa.

Outra maneira de descrever esse paradoxo é através do Paradoxo do Barbeiro: imagine uma cidade com apenas um barbeiro, onde ele somente barbeia aqueles que não se barbeiam. O paradoxo surge quando perguntamos: “Quem barbeia o barbeiro?”. Ele não pode fazer sua própria barba, pois barbeia apenas aqueles que não fazem a própria barba. No entanto, se ele não faz sua própria barba, então pertence ao grupo daqueles que devem ser barbeados pelo barbeiro, logo, ele deveria barbear-se. Essa situação gera uma contradição semelhante ao Paradoxo de Russell.

Atualmente, a principal aplicação da Teoria de Tipos está na formalização de sistemas de tipos para linguagens de programação. Ela tem diversas utilidades, como em assistentes de prova que utilizam sistemas de tipos para codificar provas. Por exemplo, o Coq utiliza o Cálculo de Construções (COQUAND; HUET, 1988). Além disso, a Teoria de Tipos é fundamental em algoritmos de checagem de tipos, que fazem parte da análise semântica em compiladores, bem como na inferência de tipos em linguagens de programação, como o Cálculo Lambda Simplesmente Tipado.

No contexto das linguagens de programação, podemos distinguir três categorias principais de tipos: tipos simples, tipos polimórficos e tipos dependentes (PIERCE, 2002). Tipos simples atribuem um tipo fixo a cada termo, enquanto tipos polimórficos introduzem a noção de generalidade, permitindo que funções possam ser aplicadas a argumentos de diferentes tipos sem a necessidade de serem redefinidas para cada um. Já os tipos dependentes permitem que tipos dependam de valores.

Um exemplo de tipo simples é uma função que opera sobre números inteiros. Esta função recebe um número inteiro e retorna outro número inteiro. Seu tipo, portanto, é representado como  $Int \rightarrow Int$ , indicando que tanto a entrada quanto a saída são do tipo inteiro.

Um exemplo de polimorfismo é a função identidade, que recebe um elemento de qualquer tipo e retorna o mesmo elemento. Seu tipo é expresso como  $a \rightarrow a$ , onde  $a$  pode ser qualquer tipo. Este tipo polimórfico indica que a função identidade pode ser usada com diferentes tipos de dados sem precisar ser modificada.

Em linguagens com suporte a tipos dependentes, um exemplo seria o de um vetor cujo comprimento (número de elementos) faz parte de seu tipo. Nesse caso, uma função de con-

catenação de vetores deve garantir que somente vetores com tipos compatíveis em relação ao comprimento possam ser concatenados. O tipo da função de concatenação seria algo como<sup>1</sup>  $Vector(n) \rightarrow Vector(m) \rightarrow Vector(n + m)$ , onde  $n$  e  $m$  são valores que representam os comprimentos dos vetores e fazem parte da definição de tipo.

O polimorfismo desempenha um papel crucial na inferência de tipos. Em linguagens com suporte a inferência de tipos, como Haskell, o sistema de tipos é capaz de deduzir tanto tipos específicos quanto tipos genéricos, sempre que possível, para permitir polimorfismo (PIERCE, 2002). O polimorfismo refere-se à capacidade de uma função ou expressão operar sobre diferentes tipos de dados de forma genérica. Um exemplo clássico é a função identidade,  $\lambda x.x$ , que pode ser tipada como  $\forall \alpha. \alpha \rightarrow \alpha$ , indicando que a função aceita um valor de qualquer tipo  $\alpha$  e retorna um valor do mesmo tipo. Esse tipo é conhecido como polimorfismo universal (PIERCE, 2002).

Já a função de soma apresentada na Figura 2 demonstra outro tipo de polimorfismo. Como possui tipagem explícita  $Int \rightarrow Int \rightarrow Int$ , apenas valores do tipo inteiro podem ser somados. No entanto, essa mesma função pode ser generalizada para permitir a soma de quaisquer números, contanto que sejam do mesmo tipo. Aqui entra o conceito de restrição de classe de tipos.

Em Haskell, uma classe de tipos é um conjunto de tipos que compartilham um conjunto comum de operações. A classe `Num`, por exemplo, é a classe de tipos que suportam operações numéricas, como adição e multiplicação. Quando o tipo de uma função não é especificado em sua definição, o sistema de inferência de tipos deduz o tipo mais geral possível. Para a função de soma, o tipo inferido seria  $Num\ a \Rightarrow a \rightarrow a \rightarrow a$ . Esse tipo indica que a função pode ser aplicada a qualquer tipo  $a$ , desde que  $a$  pertença à classe `Num`, ou seja, a função é polimórfica, mas com a restrição de que os tipos envolvidos devem ser numéricos.

Dessa forma, a função pode ser usada tanto para somar inteiros quanto para somar valores de outros tipos numéricos, como `Float` ou `Double`. O polimorfismo restrito (ou polimorfismo ad-hoc) é o que permite essa generalização (PIERCE, 2002), pois a função é capaz de operar sobre múltiplos tipos, mas dentro de uma classe específica de tipos, garantindo flexibilidade e segurança no sistema de tipos.

O Cálculo Lambda Simplesmente Tipado é uma das primeiras e mais simples variantes do Cálculo Lambda que incorpora tipos em sua estrutura (CHURCH, 1940). Enquanto o cálculo lambda original não faz distinção entre diferentes tipos de dados, no Cálculo Lambda Simplesmente Tipado, os termos são anotados com tipos. Cada função recebe e retorna valores de tipos específicos, o que permite prevenir uma série de erros comuns em programas, como a aplicação de funções a argumentos incorretos.

Além disso, o sistema de tipos serve como uma ferramenta de verificação durante a compilação de programas, assegurando que erros de tipo sejam detectados antes da execução. Dessa forma, ele não apenas facilita a criação de software mais robusto, mas também oferece uma base formal para o estudo de linguagens de programação (PIERCE, 2002).

<sup>1</sup> A notação exata pode variar entre diferentes linguagens de programação que suportam tipos dependentes. A estrutura apresentada serve apenas como uma ilustração conceitual do comportamento esperado.

A sintaxe básica do Cálculo Lambda Simplesmente Tipado inclui:

- Variáveis:  $x, y, z, \dots$
- Tipos:  $T ::= \mathbf{Int} \mid \mathbf{Bool} \mid T \rightarrow T$
- Termos:  $\lambda x : T. \tau \mid \tau_1 \tau_2 \mid x$

No Cálculo Lambda Simplesmente Tipado, cada variável possui um tipo atribuído e os termos são construídos com base nesses tipos. Por exemplo, a abstração de função  $\lambda x : T. \tau$  define uma função onde a variável  $x$  é de tipo  $T$  e o corpo da função,  $\tau$ , é um termo. A aplicação de função  $\tau_1 \tau_2$  indica que  $\tau_1$  é uma função que é aplicada ao argumento  $\tau_2$ , o qual deve ter um tipo compatível com o tipo esperado por  $\tau_1$ .

Essa formalização facilita a composição de funções e o raciocínio sobre a estrutura dos programas, pois cada termo pode ser avaliado dentro de um contexto de tipagem. A sintaxe dos tipos, como  $T \rightarrow T$ , define uma função que aceita um argumento do tipo  $T$  e retorna um valor também do tipo  $T$ .

A inferência de tipos no Cálculo Lambda Simplesmente Tipado assegura que cada expressão tenha um tipo bem-definido, baseado nas regras de tipagem. A tipagem de termos é feita através de um conjunto de regras formais que garantem a consistência dos tipos no programa. Por exemplo, a regra de tipagem para abstrações lambda é a seguinte:

$$\frac{\Gamma, x : T_1 \vdash \tau : T_2}{\Gamma \vdash (\lambda x : T_1. \tau) : T_1 \rightarrow T_2}$$

Isso significa que, se o termo  $t$  possui o tipo  $T_2$  sob o contexto onde  $x$  possui o tipo  $T_1$ , então a abstração  $\lambda x : T_1. \tau$  tem o tipo  $T_1 \rightarrow T_2$ . Essa verificação de tipo garante que, ao aplicar a função, o tipo do argumento corresponde ao tipo esperado pela função.

O Cálculo Lambda Simplesmente Tipado está intimamente relacionado com a lógica intuicionista proposicional. Esse vínculo é formalizado pela Correspondência Curry-Howard, que estabelece uma correspondência direta entre proposições lógicas e tipos, e entre provas e programas. Em outras palavras, tipos podem ser interpretados como proposições lógicas, e termos tipados como provas dessas proposições (PIERCE, 2002).

Por exemplo, o tipo  $A \rightarrow B$  no Cálculo Lambda Simplesmente Tipado pode ser visto como a implicação lógica se  $A$ , então  $B$ . Assim, uma função que aceita um argumento do tipo  $A$  e retorna um valor do tipo  $B$  é equivalente a uma prova de que  $A$  implica em  $B$ . Esse princípio permite usar ferramentas da teoria de tipos para construir provas formais de teoremas em lógica intuicionista, fornecendo uma base teórica robusta para assistentes de prova automatizados, como o Coq (COQUAND; HUET, 1988).

Além disso, a Correspondência Curry-Howard não apenas conecta tipos e lógica, mas também oferece um método sistemático para projetar e raciocinar sobre sistemas de inferência de tipos, garantindo que programas tipados sejam corretos em relação às especificações lógicas.

A inferência de tipos desempenha um papel fundamental na programação funcional moderna, especialmente em linguagens como Haskell e ML, que utilizam o Sistema Damas-Milner. O Algoritmo W, que será discutido em detalhe no próximo capítulo, é amplamente utilizado para deduzir automaticamente os tipos em expressões (PIERCE, 2002).



## **4 SISTEMA DAMAS-MILNER**

### **4.1 ALGORITMO W**

## **5 FORMALIZAÇÃO**

## **6 IMPLEMENTAÇÃO**

## **7 CONCLUSÃO**

## REFERÊNCIAS

- AHO, Alfred V et al. **Compiladores: Princípios, técnicas e ferramentas**. 2th. ed. São Paulo, SP, Brasil: Pearson Education, 2008. Citado na página 15.
- APPEL, Andrew W. **Compiling with continuations**. USA: Cambridge University Press, 1992. ISBN 0521416957. Citado 2 vezes nas páginas 16 e 17.
- CHURCH, Alonzo. A set of postulates for the foundation of logic. **Annals of mathematics**, JSTOR, p. 346–366, 1932. Citado na página 16.
- CHURCH, Alonzo. A formulation of the simple theory of types. **J. Symb. Log.**, Cambridge University Press (CUP), v. 5, n. 2, p. 56–68, jun. 1940. Citado na página 21.
- COOPER, Keith D; TORCZON, Linda. **Contruindo Compiladores**. 2th. ed. Rio de Janeiro, RJ, Brasil: Elsevier, 2014. Citado na página 15.
- COQUAND, Thierry. Type Theory. In: ZALTA, Edward N.; NODELMAN, Uri (Ed.). **The Stanford Encyclopedia of Philosophy**. Fall 2022. [S.l.]: Metaphysics Research Lab, Stanford University, 2022. Citado na página 20.
- COQUAND, Thierry; HUET, Gérard. The calculus of constructions. **Information and Computation**, v. 76, n. 2, p. 95–120, 1988. ISSN 0890-5401. Disponível em: <<https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0890540188900053>>. Citado 2 vezes nas páginas 20 e 22.
- FLANAGAN, Cormac et al. The essence of compiling with continuations. **SIGPLAN Not.**, Association for Computing Machinery, New York, NY, USA, v. 28, n. 6, p. 237–247, jun 1993. ISSN 0362-1340. Disponível em: <<https://doi.org/10.1145/173262.155113>>. Citado 2 vezes nas páginas 12 e 17.
- KENNEDY, Andrew. Compiling with continuations, continued. In: **Proceedings of the 12th ACM SIGPLAN International Conference on Functional Programming**. New York, NY, USA: Association for Computing Machinery, 2007. (ICFP '07), p. 177–190. ISBN 9781595938152. Disponível em: <<https://doi.org/10.1145/1291151.1291179>>. Citado na página 12.
- MORRISETT, Greg et al. From system f to typed assembly language. **ACM Trans. Program. Lang. Syst.**, Association for Computing Machinery, New York, NY, USA, v. 21, n. 3, p. 527–568, may 1999. ISSN 0164-0925. Disponível em: <<https://doi.org/10.1145/319301.319345>>. Citado na página 12.
- PIERCE, Benjamin C. **Types and Programming Languages**. 1st. ed. [S.l.]: The MIT Press, 2002. ISBN 0262162091. Citado 4 vezes nas páginas 20, 21, 22 e 23.
- PLOTKIN, G.D. Call-by-name, call-by-value and the  $\lambda$ -calculus. **Theoretical Computer Science**, v. 1, n. 2, p. 125–159, 1975. ISSN 0304-3975. Disponível em: <<https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0304397575900171>>. Citado na página 12.
- SØNDERGAARD, Harald; SESTOFT, Peter. Referential transparency, definiteness and unfoldability. **Acta Inform.**, Springer Nature, v. 27, n. 6, maio 1990. Citado na página 13.

THIELECKE, Hayo. **Categorical Structure of Continuation Passing Style**. [S.l.]: University of Edinburgh. College of Science and Engineering. School of Informatics., 1997. Citado na página 17.

TORRENS, Paulo; ORCHARD, Dominic; VASCONCELLOS, Cristiano. On the operational theory of the cps-calculus: Towards a theoretical foundation for irs. **Proc. ACM Program. Lang.**, Association for Computing Machinery, New York, NY, USA, v. 8, n. ICFP, aug 2024. Disponível em: <<https://doi.org/10.1145/3674630>>. Citado na página 13.

TORRENS, Paulo Henrique. **Um Cálculo de Continuações com Tipos Dependentes**. Dissertação (Mestrado) — UDESC, 2019. Citado na página 19.