

# Cálculo de Programas

## Trabalho Prático

### MiEI+LCC — 2020/21

Departamento de Informática  
Universidade do Minho

Junho de 2021

|                  |                     |
|------------------|---------------------|
| <b>Grupo nr.</b> | 16                  |
| a93322           | Tiago Costa         |
| a93227           | Pedro Paulo Tavares |
| a93221           | André Vaz (         |

## 1 Preâmbulo

**Cálculo de Programas** tem como objectivo principal ensinar a programação de computadores como uma disciplina científica. Para isso parte-se de um repertório de *combinadores* que formam uma álgebra da programação (conjunto de leis universais e seus corolários) e usam-se esses combinadores para construir programas *composicionalmente*, isto é, agregando programas já existentes.

Na sequência pedagógica dos planos de estudo dos dois cursos que têm esta disciplina, opta-se pela aplicação deste método à programação em **Haskell** (sem prejuízo da sua aplicação a outras linguagens funcionais). Assim, o presente trabalho prático coloca os alunos perante problemas concretos que deverão ser implementados em **Haskell**. Há ainda um outro objectivo: o de ensinar a documentar programas, a validá-los e a produzir textos técnico-científicos de qualidade.

## 2 Documentação

Para cumprir de forma integrada os objectivos enunciados acima vamos recorrer a uma técnica de programação dita “*literária*” [1], cujo princípio base é o seguinte:

*Um programa e a sua documentação devem coincidir.*

Por outras palavras, o código fonte e a documentação de um programa deverão estar no mesmo ficheiro.

O ficheiro `cp2021t.pdf` que está a ler é já um exemplo de **programação literária**: foi gerado a partir do texto fonte `cp2021t.lhs`<sup>1</sup> que encontrará no **material pedagógico** desta disciplina descompactando o ficheiro `cp2021t.zip` e executando:

```
$ lhs2TeX cp2021t.lhs > cp2021t.tex
$ pdflatex cp2021t
```

em que `lhs2tex` é um pre-processor que faz “pretty printing” de código Haskell em **L<sup>A</sup>T<sub>E</sub>X** e que deve desde já instalar executando

```
$ cabal install lhs2tex --lib
```

Por outro lado, o mesmo ficheiro `cp2021t.lhs` é executável e contém o “kit” básico, escrito em **Haskell**, para realizar o trabalho. Basta executar

```
$ ghci cp2021t.lhs
```

---

<sup>1</sup>O suffixo ‘lhs’ quer dizer *literate Haskell*.

Abra o ficheiro `cp2021t.lhs` no seu editor de texto preferido e verifique que assim é: todo o texto que se encontra dentro do ambiente

```
\begin{code}
...
\end{code}
```

é seleccionado pelo **GHCi** para ser executado.

### 3 Como realizar o trabalho

Este trabalho teórico-prático deve ser realizado por grupos de 3 (ou 4) alunos. Os detalhes da avaliação (datas para submissão do relatório e sua defesa oral) são os que forem publicados na [página da disciplina](#) na *internet*.

Recomenda-se uma abordagem participativa dos membros do grupo de trabalho por forma a poderem responder às questões que serão colocadas na *defesa oral* do relatório.

Em que consiste, então, o *relatório* a que se refere o parágrafo anterior? É a edição do texto que está a ser lido, preenchendo o anexo **D** com as respostas. O relatório deverá conter ainda a identificação dos membros do grupo de trabalho, no local respectivo da folha de rosto.

Para gerar o PDF integral do relatório deve-se ainda correr os comando seguintes, que actualizam a bibliografia (com **BibTeX**) e o índice remissivo (com **makeindex**),

```
$ bibtex cp2021t.aux
$ makeindex cp2021t.idx
```

e recompilar o texto como acima se indicou. Dever-se-á ainda instalar o utilitário **QuickCheck**, que ajuda a validar programas em **Haskell** e a biblioteca **Gloss** para geração de gráficos 2D:

```
$ cabal install QuickCheck gloss --lib
```

Para testar uma propriedade **QuickCheck** *prop*, basta invocá-la com o comando:

```
> quickCheck prop
+++ OK, passed 100 tests.
```

Pode-se ainda controlar o número de casos de teste e sua complexidade, como o seguinte exemplo mostra:

```
> quickCheckWith stdArgs { maxSuccess = 200, maxSize = 10 } prop
+++ OK, passed 200 tests.
```

Qualquer programador tem, na vida real, de ler e analisar (muito!) código escrito por outros. No anexo **C** disponibiliza-se algum código **Haskell** relativo aos problemas que se seguem. Esse anexo deverá ser consultado e analisado à medida que isso for necessário.

#### 3.1 Stack

O **Stack** é um programa útil para criar, gerir e manter projetos em **Haskell**. Um projeto criado com o Stack possui uma estrutura de pastas muito específica:

- Os módulos auxiliares encontram-se na pasta *src*.
- O módulo principal encontra-se na pasta *app*.
- A lista de dependências externas encontra-se no ficheiro *package.yaml*.

Pode aceder ao **GHCi** utilizando o comando:

```
stack ghci
```

Garanta que se encontra na pasta mais externa **do projeto**. A primeira vez que correr este comando as dependências externas serão instaladas automaticamente.

Para gerar o PDF, garanta que se encontra na diretoria *app*.

## Problema 1

Os tipos de dados algébricos estudados ao longo desta disciplina oferecem uma grande capacidade expressiva ao programador. Graças à sua flexibilidade, torna-se trivial implementar DSLs e até mesmo linguagens de programação.

Paralelamente, um tópico bastante estudado no âmbito de Deep Learning é a derivação automática de expressões matemáticas, por exemplo, de derivadas. Duas técnicas que podem ser utilizadas para o cálculo de derivadas são:

- *Symbolic differentiation*
- *Automatic differentiation*

*Symbolic differentiation* consiste na aplicação sucessiva de transformações (leia-se: funções) que sejam congruentes com as regras de derivação. O resultado final será a expressão da derivada.

O leitor atento poderá notar um problema desta técnica: a expressão inicial pode crescer de forma descontrolada, levando a um cálculo pouco eficiente. *Automatic differentiation* tenta resolver este problema, calculando o valor da derivada da expressão em todos os passos. Para tal, é necessário calcular o valor da expressão e o valor da sua derivada.

Vamos de seguida definir uma linguagem de expressões matemáticas simples e implementar as duas técnicas de derivação automática. Para isso, seja dado o seguinte tipo de dados,

```
data ExpAr a = X
  | N a
  | Bin BinOp (ExpAr a) (ExpAr a)
  | Un UnOp (ExpAr a)
  deriving (Eq, Show)
```

onde *BinOp* e *UnOp* representam operações binárias e unárias, respectivamente:

```
data BinOp = Sum
  | Product
  deriving (Eq, Show)
data UnOp = Negate
  | E
  deriving (Eq, Show)
```

O construtor *E* simboliza o exponencial de base *e*.

Assim, cada expressão pode ser uma variável, um número, uma operação binária aplicada às devidas expressões, ou uma operação unária aplicada a uma expressão. Por exemplo,

*Bin Sum X (N 10)*

designa  $x + 10$  na notação matemática habitual.

1. A definição das funções *inExpAr* e *baseExpAr* para este tipo é a seguinte:

```
inExpAr = [X, num_ops] where
  num_ops = [N, ops]
  ops = [bin, Un]
  bin (op, (a, b)) = Bin op a b
baseExpAr f g h j k l z = f + (g + (h × (j × k) + l × z))
```

Defina as funções *outExpAr* e *recExpAr*, e teste as propriedades que se seguem.

**Propriedade [QuickCheck] 1** *inExpAr* e *outExpAr* são testemunhas de um isomorfismo, isto é, *inExpAr* · *outExpAr* = *id* e *outExpAr* · *inExpAr* = *id*:

```
prop_in_out_idExpAr :: (Eq a) => ExpAr a -> Bool
prop_in_out_idExpAr = inExpAr · outExpAr == id
prop_out_in_idExpAr :: (Eq a) => OutExpAr a -> Bool
prop_out_in_idExpAr = outExpAr · inExpAr == id
```

2. Dada uma expressão aritmética e um escalar para substituir o  $X$ , a função

$$eval\_exp :: Floating a \Rightarrow a \rightarrow (ExpAr a) \rightarrow a$$

calcula o resultado da expressão. Na página 12 esta função está expressa como um catamorfismo. Defina o respectivo gene e, de seguida, teste as propriedades:

**Propriedade [QuickCheck] 2** A função *eval\_exp* respeita os elementos neutros das operações.

$$\begin{aligned} prop\_sum\_idr &:: (Floating a, Real a) \Rightarrow a \rightarrow ExpAr a \rightarrow Bool \\ prop\_sum\_idr a exp &= eval\_exp a exp \stackrel{?}{=} sum\_idr \textbf{ where} \\ sum\_idr &= eval\_exp a (Bin Sum exp (N 0)) \\ prop\_sum\_idl &:: (Floating a, Real a) \Rightarrow a \rightarrow ExpAr a \rightarrow Bool \\ prop\_sum\_idl a exp &= eval\_exp a exp \stackrel{?}{=} sum\_idl \textbf{ where} \\ sum\_idl &= eval\_exp a (Bin Sum (N 0) exp) \\ prop\_product\_idr &:: (Floating a, Real a) \Rightarrow a \rightarrow ExpAr a \rightarrow Bool \\ prop\_product\_idr a exp &= eval\_exp a exp \stackrel{?}{=} prod\_idr \textbf{ where} \\ prod\_idr &= eval\_exp a (Bin Product exp (N 1)) \\ prop\_product\_idl &:: (Floating a, Real a) \Rightarrow a \rightarrow ExpAr a \rightarrow Bool \\ prop\_product\_idl a exp &= eval\_exp a exp \stackrel{?}{=} prod\_idl \textbf{ where} \\ prod\_idl &= eval\_exp a (Bin Product (N 1) exp) \\ prop\_e\_id &:: (Floating a, Real a) \Rightarrow a \rightarrow Bool \\ prop\_e\_id a &= eval\_exp a (Un E (N 1)) \equiv expd 1 \\ prop\_negate\_id &:: (Floating a, Real a) \Rightarrow a \rightarrow Bool \\ prop\_negate\_id a &= eval\_exp a (Un Negate (N 0)) \equiv 0 \end{aligned}$$

**Propriedade [QuickCheck] 3** Negar duas vezes uma expressão tem o mesmo valor que não fazer nada.

$$\begin{aligned} prop\_double\_negate &:: (Floating a, Real a) \Rightarrow a \rightarrow ExpAr a \rightarrow Bool \\ prop\_double\_negate a exp &= eval\_exp a exp \stackrel{?}{=} eval\_exp a (Un Negate (Un Negate exp)) \end{aligned}$$

3. É possível otimizar o cálculo do valor de uma expressão aritmética tirando proveito dos elementos absorventes de cada operação. Implemente os genes da função

$$optimize\_eval :: (Floating a, Eq a) \Rightarrow a \rightarrow (ExpAr a) \rightarrow a$$

que se encontra na página 12 expressa como um hilomorfismo<sup>2</sup> e teste as propriedades:

**Propriedade [QuickCheck] 4** A função *optimize\_eval* respeita a semântica da função *eval*.

$$\begin{aligned} prop\_optimize\_respects\_semantics &:: (Floating a, Real a) \Rightarrow a \rightarrow ExpAr a \rightarrow Bool \\ prop\_optimize\_respects\_semantics a exp &= eval\_exp a exp \stackrel{?}{=} optimize\_eval a exp \end{aligned}$$

4. Para calcular a derivada de uma expressão, é necessário aplicar transformações à expressão original que respeitem as regras das derivadas:<sup>3</sup>

- Regra da soma:

$$\frac{d}{dx}(f(x) + g(x)) = \frac{d}{dx}(f(x)) + \frac{d}{dx}(g(x))$$

<sup>2</sup>Qual é a vantagem de implementar a função *optimize\_eval* utilizando um hilomorfismo em vez de utilizar um catamorfismo com um gene "inteligente"?

<sup>3</sup>Apesar da adição e multiplicação gozarem da propriedade comutativa, há que ter em atenção a ordem das operações por causa dos testes.

- Regra do produto:

$$\frac{d}{dx}(f(x)g(x)) = f(x) \cdot \frac{d}{dx}(g(x)) + \frac{d}{dx}(f(x)) \cdot g(x)$$

Defina o gene do catamorfismo que ocorre na função

$$sd :: Floating a \Rightarrow ExpAr a \rightarrow ExpAr a$$

que, dada uma expressão aritmética, calcula a sua derivada. Testes a fazer, de seguida:

**Propriedade [QuickCheck] 5** A função *sd* respeita as regras de derivação.

```
prop_const_rule :: (Real a, Floating a) => a -> Bool
prop_const_rule a = sd (N a) == N 0

prop_var_rule :: Bool
prop_var_rule = sd X == N 1

prop_sum_rule :: (Real a, Floating a) => ExpAr a -> ExpAr a -> Bool
prop_sum_rule exp1 exp2 = sd (Bin Sum exp1 exp2) == sum_rule where
  sum_rule = Bin Sum (sd exp1) (sd exp2)

prop_product_rule :: (Real a, Floating a) => ExpAr a -> ExpAr a -> Bool
prop_product_rule exp1 exp2 = sd (Bin Product exp1 exp2) == prod_rule where
  prod_rule = Bin Sum (Bin Product exp1 (sd exp2)) (Bin Product (sd exp1) exp2)

prop_e_rule :: (Real a, Floating a) => ExpAr a -> Bool
prop_e_rule exp = sd (Un E exp) == Bin Product (Un E exp) (sd exp)

prop_negate_rule :: (Real a, Floating a) => ExpAr a -> Bool
prop_negate_rule exp = sd (Un Negate exp) == Un Negate (sd exp)
```

5. Como foi visto, *Symbolic differentiation* não é a técnica mais eficaz para o cálculo do valor da derivada de uma expressão. *Automatic differentiation* resolve este problema calculando o valor da derivada em vez de manipular a expressão original.

Defina o gene do catamorfismo que ocorre na função

$$ad :: Floating a \Rightarrow a \rightarrow ExpAr a \rightarrow a$$

que, dada uma expressão aritmética e um ponto, calcula o valor da sua derivada nesse ponto, sem transformar manipular a expressão original. Testes a fazer, de seguida:

**Propriedade [QuickCheck] 6** Calcular o valor da derivada num ponto *r* via *ad* é equivalente a calcular a derivada da expressão e avalia-la no ponto *r*.

```
prop_congruent :: (Floating a, Real a) => a -> ExpAr a -> Bool
prop_congruent a exp = ad a exp == eval_exp a (sd exp)
```

## Problema 2

Nesta disciplina estudou-se como fazer **programação dinâmica** por cálculo, recorrendo à lei de recursividade mútua.<sup>4</sup>

Para o caso de funções sobre os números naturais ( $\mathbb{N}_0$ , com functor  $F X = 1 + X$ ) é fácil derivar-se da lei que foi estudada uma *regra de algibeira* que se pode ensinar a programadores que não tenham estudado **Cálculo de Programas**. Apresenta-se de seguida essa regra, tomando como exemplo o cálculo do ciclo-for que implementa a função de Fibonacci, recordar o sistema

$$\begin{aligned} fib\ 0 &= 1 \\ fib\ (n + 1) &= f\ n \end{aligned}$$

---

<sup>4</sup>Lei (3.94) em [2], página 98.

$$f\ 0 = 1$$

$$f\ (n + 1) = fib\ n + f\ n$$

Obter-se-á de imediato

$$fib' = \pi_1 \cdot \text{for loop init where}$$

$$\text{loop } (fib, f) = (f, fib + f)$$

$$\text{init} = (1, 1)$$

usando as regras seguintes:

- O corpo do ciclo *loop* terá tantos argumentos quanto o número de funções mutuamente recursivas.
- Para as variáveis escolhem-se os próprios nomes das funções, pela ordem que se achar conveniente.<sup>5</sup>
- Para os resultados vão-se buscar as expressões respectivas, retirando a variável *n*.
- Em *init* colecionam-se os resultados dos casos de base das funções, pela mesma ordem.

Mais um exemplo, envolvendo polinómios do segundo grau  $ax^2 + bx + c$  em  $\mathbb{N}_0$ . Seguindo o método estudado nas aulas<sup>6</sup>, de  $f\ x = ax^2 + bx + c$  derivam-se duas funções mutuamente recursivas:

$$f\ 0 = c$$

$$f\ (n + 1) = f\ n + k\ n$$

$$k\ 0 = a + b$$

$$k\ (n + 1) = k\ n + 2\ a$$

Seguindo a regra acima, calcula-se de imediato a seguinte implementação, em Haskell:

$$f'\ a\ b\ c = \pi_1 \cdot \text{for loop init where}$$

$$\text{loop } (f, k) = (f + k, k + 2 * a)$$

$$\text{init} = (c, a + b)$$

O que se pede então, nesta pergunta? Dada a fórmula que dá o *n*-ésimo **número de Catalan**,

$$C_n = \frac{(2n)!}{(n+1)!(n!)} \quad (1)$$

derivar uma implementação de  $C_n$  que não calcule factoriais nenhuns. Isto é, derivar um ciclo-for

$$cat = \dots \cdot \text{for loop init where } \dots$$

que implemente esta função.

**Propriedade [QuickCheck] 7** A função proposta coincide com a definição dada:

$$prop\_cat = (\geq 0) \Rightarrow (catdef \equiv cat)$$

**Sugestão:** Começar por estudar muito bem o processo de cálculo dado no anexo B para o problema (semelhante) da função exponencial.

## Problema 3

As **curvas de Bézier**, designação dada em honra ao engenheiro **Pierre Bézier**, são curvas ubíquas na área de computação gráfica, animação e modelação. Uma curva de Bézier é uma curva paramétrica, definida por um conjunto  $\{P_0, \dots, P_N\}$  de pontos de controlo, onde  $N$  é a ordem da curva.

O algoritmo de *De Casteljau* é um método recursivo capaz de calcular curvas de Bézier num ponto. Apesar de ser mais lento do que outras abordagens, este algoritmo é numericamente mais estável, trocando velocidade por correção.

<sup>5</sup>Podem obviamente usar-se outros símbolos, mas numa primeira leitura dá jeito usarem-se tais nomes.

<sup>6</sup>Secção 3.17 de [2] e tópico **Recursividade mútua** nos vídeos das aulas teóricas.



Figura 1: Exemplos de curvas de Bézier retirados da [Wikipedia](#).

De forma sucinta, o valor de uma curva de Bézier de um só ponto  $\{P_0\}$  (ordem 0) é o próprio ponto  $P_0$ . O valor de uma curva de Bézier de ordem  $N$  é calculado através da interpolação linear da curva de Bézier dos primeiros  $N - 1$  pontos e da curva de Bézier dos últimos  $N - 1$  pontos.

A interpolação linear entre 2 números, no intervalo  $[0, 1]$ , é dada pela seguinte função:

```
linear1d :: Q → Q → OverTime Q
linear1d a b = formula a b where
  formula :: Q → Q → Float → Q
  formula x y t = ((1.0 :: Q) - (toQ t)) * x + (toQ t) * y
```

A interpolação linear entre 2 pontos de dimensão  $N$  é calculada através da interpolação linear de cada dimensão.

O tipo de dados *NPoint* representa um ponto com  $N$  dimensões.

```
type NPoint = [Q]
```

Por exemplo, um ponto de 2 dimensões e um ponto de 3 dimensões podem ser representados, respetivamente, por:

```
p2d = [1.2, 3.4]
p3d = [0.2, 10.3, 2.4]
```

O tipo de dados *OverTime a* representa um termo do tipo  $a$  num dado instante (dado por um *Float*).

```
type OverTime a = Float → a
```

O anexo C tem definida a função

```
calcLine :: NPoint → (NPoint → OverTime NPoint)
```

que calcula a interpolação linear entre 2 pontos, e a função

```
deCasteljau :: [NPoint] → OverTime NPoint
```

que implementa o algoritmo respectivo.

1. Implemente *calcLine* como um catamorfismo de listas, testando a sua definição com a propriedade:

**Propriedade [QuickCheck] 8** Definição alternativa.

```
prop_calcLine_def :: NPoint → NPoint → Float → Bool
prop_calcLine_def p q d = calcLine p q d ≡ zipWithM linear1d p q d
```

2. Implemente a função *deCasteljau* como um hilomorfismo, testando agora a propriedade:

**Propriedade [QuickCheck] 9** *Curvas de Bézier são simétricas.*

```
prop_bezier_sym :: [[Q]] → Gen Bool
prop_bezier_sym l = all (<Δ) · calc_difs · bezs ($) elements ps where
  calc_difs = (λ(x, y) → zipWith (λw v → if w ≥ v then w - v else v - w) x y)
  bezs t = (deCasteljau l t, deCasteljau (reverse l) (fromQ (1 - (toQ t))))
  Δ = 1e-2
```

3. Corra a função `runBezier` e aprecie o seu trabalho<sup>7</sup> clicando na janela que é aberta (que contém, a verde, um ponto inicial) com o botão esquerdo do rato para adicionar mais pontos. A tecla `Delete` apaga o ponto mais recente.

## Problema 4

Seja dada a fórmula que calcula a média de uma lista não vazia  $x$ ,

$$\text{avg } x = \frac{1}{k} \sum_{i=1}^k x_i \quad (2)$$

onde  $k = \text{length } x$ . Isto é, para sabermos a média de uma lista precisamos de dois catamorfismos: o que faz o somatório e o que calcula o comprimento a lista. Contudo, é fácil de ver que

$$\begin{aligned} \text{avg } [a] &= a \\ \text{avg } (a : x) &= \frac{1}{k+1} (a + \sum_{i=1}^k x_i) = \frac{a + k(\text{avg } x)}{k+1} \text{ para } k = \text{length } x \end{aligned}$$

Logo `avg` está em recursividade mútua com `length` e o par de funções pode ser expresso por um único catamorfismo, significando que a lista apenas é percorrida uma vez.

1. Recorra à lei de recursividade mútua para derivar a função `avg_aux = ([b, q])` tal que `avg_aux = (avg, length)` em listas não vazias.
2. Generalize o raciocínio anterior para o cálculo da média de todos os elementos de uma `LTree` recorrendo a uma única travessia da árvore (i.e. catamorfismo).

Verifique as suas funções testando a propriedade seguinte:

**Propriedade [QuickCheck] 10** *A média de uma lista não vazia e de uma `LTree` com os mesmos elementos coincide, a menos de um erro de 0.1 milésimas:*

```
prop_avg :: [Double] → Property
prop_avg = nonempty ⇒ diff ≤ 0.000001 where
  diff l = avg l - (avgLTree · genLTree) l
  genLTree = ([lsplit])
  nonempty = (>[])
```

## Problema 5

(NB: Esta questão é **opcional** e funciona como **valorização** apenas para os alunos que desejarem fazê-la.)

Existem muitas linguagens funcionais para além do `Haskell`, que é a linguagem usada neste trabalho prático. Uma delas é o `F#` da Microsoft. Na directoria `fsharp` encontram-se os módulos `Cp`, `Nat` e `LTree` codificados em `F#`. O que se pede é a biblioteca `BTree` escrita na mesma linguagem.

Modo de execução: o código que tiverem produzido nesta pergunta deve ser colocado entre o `\begin{verbatim}` e o `\end{verbatim}` da correspondente parte do anexo `D`. Para além disso, os grupos podem demonstrar o código na oral.

<sup>7</sup>A representação em Gloss é uma adaptação de um `projeto` de Harold Cooper.



# Anexos

## A Como exprimir cálculos e diagramas em LaTeX/lhs2tex

Como primeiro exemplo, estudar o texto fonte deste trabalho para obter o efeito:<sup>8</sup>

$$\begin{aligned}
 id &= \langle f, g \rangle \\
 &\equiv \{ \text{universal property} \} \\
 &\quad \left\{ \begin{array}{l} \pi_1 \cdot id = f \\ \pi_2 \cdot id = g \end{array} \right. \\
 &\equiv \{ \text{identity} \} \\
 &\quad \left\{ \begin{array}{l} \pi_1 = f \\ \pi_2 = g \end{array} \right. \\
 &\square
 \end{aligned}$$

Os diagramas podem ser produzidos recorrendo à *package* L<sup>A</sup>T<sub>E</sub>X *xymatrix*, por exemplo:

$$\begin{array}{ccc}
 \mathbb{N}_0 & \xleftarrow{\text{in}} & 1 + \mathbb{N}_0 \\
 \downarrow \langle g \rangle & & \downarrow id + \langle g \rangle \\
 B & \xleftarrow{g} & 1 + B
 \end{array}$$

## B Programação dinâmica por recursividade múltipla

Neste anexo dão-se os detalhes da resolução do Exercício 3.30 dos apontamentos da disciplina<sup>9</sup>, onde se pretende implementar um ciclo que implemente o cálculo da aproximação até  $i = n$  da função exponencial  $\exp x = e^x$ , via série de Taylor:

$$\exp x = \sum_{i=0}^{\infty} \frac{x^i}{i!} \tag{3}$$

Seja  $e\ x\ n = \sum_{i=0}^n \frac{x^i}{i!}$  a função que dá essa aproximação. É fácil de ver que  $e\ x\ 0 = 1$  e que  $e\ x\ (n+1) = e\ x\ n + \frac{x^{n+1}}{(n+1)!}$ . Se definirmos  $h\ x\ n = \frac{x^{n+1}}{(n+1)!}$  teremos  $e\ x$  e  $h\ x$  em recursividade mútua. Se repetirmos o processo para  $h\ x\ n$  etc obteremos no total três funções nessa mesma situação:

$$\begin{aligned}
 e\ x\ 0 &= 1 \\
 e\ x\ (n+1) &= h\ x\ n + e\ x\ n \\
 h\ x\ 0 &= x \\
 h\ x\ (n+1) &= x / (s\ n) * h\ x\ n \\
 s\ 0 &= 2 \\
 s\ (n+1) &= 1 + s\ n
 \end{aligned}$$

Segundo a *regra de algibeira* descrita na página 3.1 deste enunciado, ter-se-á, de imediato:

$$\begin{aligned}
 e'\ x &= prj \cdot \text{for loop init where} \\
 init &= (1, x, 2) \\
 loop\ (e, h, s) &= (h + e, x / s * h, 1 + s) \\
 prj\ (e, h, s) &= e
 \end{aligned}$$

<sup>8</sup>Exemplos tirados de [2].

<sup>9</sup>Cf. [2], página 102.

## C Código fornecido

### Problema 1

```
expd :: Floating a => a -> a
expd = Prelude.exp
type OutExpAr a = () + (a + ((BinOp, (ExpAr a, ExpAr a)) + (UnOp, ExpAr a)))
```

### Problema 2

Definição da série de Catalan usando factoriais (1):

$$\text{catdef } n = (2 * n)! \div ((n + 1)! * n!)$$

Oráculo para inspecção dos primeiros 26 números de Catalan<sup>10</sup>:

```
oracle = [
  1, 1, 2, 5, 14, 42, 132, 429, 1430, 4862, 16796, 58786, 208012, 742900, 2674440, 9694845,
  35357670, 129644790, 477638700, 1767263190, 6564120420, 24466267020,
  91482563640, 343059613650, 1289904147324, 4861946401452
]
```

### Problema 3

Algoritmo:

```
deCasteljau :: [NPoint] -> OverTime NPoint
deCasteljau [] = nil
deCasteljau [p] = p
deCasteljau l = λpt -> (calcLine (p pt) (q pt)) pt where
  p = deCasteljau (init l)
  q = deCasteljau (tail l)
```

Função auxiliar:

```
calcLine :: NPoint -> (NPoint -> OverTime NPoint)
calcLine [] = nil
calcLine (p : x) = g p (calcLine x) where
  g :: (Q, NPoint -> OverTime NPoint) -> (NPoint -> OverTime NPoint)
  g (d, f) l = case l of
    [] -> nil
    (x : xs) -> λz -> concat $ (sequenceA [singl · linear1d d x, f xs]) z
```

2D:

```
bezier2d :: [NPoint] -> OverTime (Float, Float)
bezier2d [] = (0, 0)
bezier2d l = λz -> (fromQ × fromQ) · (λ[x, y] -> (x, y)) $ ((deCasteljau l) z)
```

Modelo:

```
data World = World { points :: [NPoint]
  , time :: Float
  }
initW :: World
initW = World [] 0
```

---

<sup>10</sup>Fonte: [Wikipedia](#).

```

tick :: Float → World → World
tick dt world = world { time = (time world) + dt }

actions :: Event → World → World
actions (EventKey (MouseButton LeftButton) Down _ p) world =
  world { points = (points world) ++ [(λ(x,y) → map toQ [x,y]) p] }
actions (EventKey (SpecialKey KeyDelete) Down _ _) world =
  world { points = cond (≡ []) id init (points world) }
actions _ world = world

scaleTime :: World → Float
scaleTime w = (1 + cos (time w)) / 2

bezier2dAtTime :: World → (Float, Float)
bezier2dAtTime w = (bezier2dAt w) (scaleTime w)

bezier2dAt :: World → OverTime (Float, Float)
bezier2dAt w = bezier2d (points w)

thicCirc :: Picture
thicCirc = ThickCircle 4 10

ps :: [Float]
ps = map fromQ ps' where
  ps' :: [Q]
  ps' = [0, 0.01 .. 1] -- interval

```

Gloss:

```

picture :: World → Picture
picture world = Pictures
  [ animateBezier (scaleTime world) (points world)
  , Color white · Line · map (bezier2dAt world) $ ps
  , Color blue · Pictures $ [ Translate (fromQ x) (fromQ y) thicCirc | [x,y] ← points world ]
  , Color green $ Translate cx cy thicCirc
  ] where
  (cx, cy) = bezier2dAtTime world

```

Animação:

```

animateBezier :: Float → [NPoint] → Picture
animateBezier _ [] = Blank
animateBezier _ [_] = Blank
animateBezier t l = Pictures
  [ animateBezier t (init l)
  , animateBezier t (tail l)
  , Color red · Line $ [a, b]
  , Color orange $ Translate ax ay thicCirc
  , Color orange $ Translate bx by thicCirc
  ] where
  a@(ax, ay) = bezier2d (init l) t
  b@(bx, by) = bezier2d (tail l) t

```

Propriedades e main:

```

runBezier :: IO ()
runBezier = play (InWindow "Bézier" (600,600) (0,0))
  black 50 initW picture actions tick

runBezierSym :: IO ()
runBezierSym = quickCheckWith (stdArgs { maxSize = 20, maxSuccess = 200 }) prop_bezier_sym

```

Compilação e execução dentro do interpretador:<sup>11</sup>

```

main = runBezier
run = do { system "ghc cp2021t"; system "./cp2021t" }

```

---

<sup>11</sup>Pode ser útil em testes envolvendo **Gloss**. Nesse caso, o teste em causa deve fazer parte de uma função *main*.

## QuickCheck

Código para geração de testes:

```
instance Arbitrary UnOp where
  arbitrary = elements [Negate, E]
instance Arbitrary BinOp where
  arbitrary = elements [Sum, Product]
instance (Arbitrary a) => Arbitrary (ExpAr a) where
  arbitrary = do
    binop <- arbitrary
    unop <- arbitrary
    exp1 <- arbitrary
    exp2 <- arbitrary
    a <- arbitrary
    frequency · map (id × pure) $ [(20, X), (15, N a), (35, Bin binop exp1 exp2), (30, Un unop exp1)]
infixr 5  $\stackrel{?}{=}$ 
( $\stackrel{?}{=}$ ) :: Real a => a -> a -> Bool
( $\stackrel{?}{=}$ ) x y = (to $_{\mathbb{Q}}$  x) == (to $_{\mathbb{Q}}$  y)
```

## Outras funções auxiliares

Lógicas:

```
infixr 0 =>
(=>) :: (Testable prop) => (a -> Bool) -> (a -> prop) -> a -> Property
p => f =  $\lambda a \rightarrow p\ a \Rightarrow f\ a$ 
infixr 0 <=>
(<=>) :: (a -> Bool) -> (a -> Bool) -> a -> Property
p <=> f =  $\lambda a \rightarrow (p\ a \Rightarrow \text{property}\ (f\ a)) \ \&\&\. (f\ a \Rightarrow \text{property}\ (p\ a))$ 
infixr 4  $\equiv$ 
( $\equiv$ ) :: Eq b => (a -> b) -> (a -> b) -> (a -> Bool)
f  $\equiv$  g =  $\lambda a \rightarrow f\ a \equiv g\ a$ 
infixr 4 <=
(<=) :: Ord b => (a -> b) -> (a -> b) -> (a -> Bool)
f <= g =  $\lambda a \rightarrow f\ a <= g\ a$ 
infixr 4  $\wedge$ 
( $\wedge$ ) :: (a -> Bool) -> (a -> Bool) -> (a -> Bool)
f  $\wedge$  g =  $\lambda a \rightarrow ((f\ a) \wedge (g\ a))$ 
```

## D Soluções dos alunos

Os alunos devem colocar neste anexo as suas soluções para os exercícios propostos, de acordo com o "layout" que se fornece. Não podem ser alterados os nomes ou tipos das funções dadas, mas pode ser adicionado texto, diagramas e/ou outras funções auxiliares que sejam necessárias.

Valoriza-se a escrita de *pouco* código que corresponda a soluções simples e elegantes.

### Problema 1

São dadas:

```
cataExpAr g = g · recExpAr (cataExpAr g) · outExpAr
anaExpAr g = inExpAr · recExpAr (anaExpAr g) · g
hyloExpAr h g = cataExpAr h · anaExpAr g
```

```

eval_exp :: Floating a => a -> (ExpAr a) -> a
eval_exp a = cataExpAr (g_eval_exp a)

optimize_eval :: (Floating a, Eq a) => a -> (ExpAr a) -> a
optimize_eval a = hyloExpAr (g_eval_exp a) clean

sd :: Floating a => ExpAr a -> ExpAr a
sd = π2 · cataExpAr sd_gen

ad :: Floating a => a -> ExpAr a -> a
ad v = π2 · cataExpAr (ad_gen v)

```

Definir:

Para definirmos a função outExpAr temos de ter em atenção o tipo de saída, ou seja, OutExpAr. É então fácil definir esta função tal como todos os outros tipos já previamente definidos. Para o construtor X inserimos o único elemento do tipo 1 na parte esquerda do coproduto. E seguimos o mesmo raciocínio para os outros construtores.

```

outExpAr :: ExpAr a -> OutExpAr a
outExpAr X = i1 ()
outExpAr (N a) = i2 · i1 $ a
outExpAr (Bin op a b) = i2 · i2 · i1 $ (op, (a, b))
outExpAr (Un op a) = i2 · i2 · i2 $ (op, a)

```

A função recExpAr é o functor do tipo ExpAr, ou seja, queremos preservar os respetivos construtores e aplicar a função g à expressão.

```
recExpAr g = baseExpAr id id id g g id g
```

A função eval\_exp é um catamorfismo, logo temos de definir o gene desta. Assim, a função g\_eval\_exp é o gene deste catamorfismo. Através de um diagrama é fácil de ver o catamorfismo.

$$\begin{array}{ccc}
\text{ExpAr } A & \xleftarrow{\text{in}} & \text{OutExpAr } A \\
\downarrow \langle g\_eval\_exp \rangle & & \downarrow \text{recExpAr } eval\_exp \\
A & \xleftarrow{g\_eval\_exp} & 1 + (A + ((BinOp, (A, A)) + (UnOp, A)))
\end{array}$$

Através do diagrama conseguimos perceber que para avaliar uma expressão temos vários pontos :

- Se tivermos X, temos que dar o valor que recebemos.
- Se tivermos uma constante (N *natural*) devolvemos esse natural
- Se tivermos uma operação binária temos de aplicar essa operação de forma *uncurried* porque recebemos um par
- Se tivermos uma operação unária basta aplicar a função

```

g_eval_exp a = [a, [id, [binOp, unOp]]] where
  binOp Sum = (+)
  binOp Product = (*)
  unOp Negate = negate
  unOp E = expd

```

Para a otimização desta avaliação de expressões podemos implementar esta avaliação como um hilomorfismo. A vantagem desta forma de avaliação em vez de um "gene" inteligente é o facto de se a expressão crescer de forma descontrolada e, por vezes, sem necessidade porque é um produto por zero.

Assim, o passo de *divide* deste hilomorfismo, é a função *clean*, que tira partido dos elementos absorventes das operações. Ou seja, o resultado do produto por zero de uma expressão pode ser logo zero.

```

clean X = i1 ()
clean (N a) = i2 (i1 a)

```

```

clean (Bin Sum (N 0) a) = clean a
clean (Bin Sum a (N 0)) = clean a
clean (Bin Product (N 0) _) = i2 (i1 0)
clean (Bin Product _ (N 0)) = i2 (i1 0)
clean (Bin op a b) = i2 · i2 · i1 $ (op, (a, b))
clean (Un op a) = i2 · i2 · i2 $ (op, a)
{-gopt = either (const a) (either id (either (uncurry binOp) (uncurry unOp))) where binOp Sum = uncurry (+)

```

Para a derivada de uma expressão seguindo *symbolic differentiation*, alterando a expressão de forma recursiva. Para o gene deste catamorfismo temos de obrigatoriamente dar um par de expressões porque na primeira componente do par temos de preservar a expressão original para a regra do produto. Deste modo temos que o gene deste catamorfismo é composto pelas várias regras da derivação :

- Se recebemos um X então a sua derivada é 1. O par é então (X,N 1)
- Se recebemos um número natural devolvemos o par (N x, N 0)
- Se recebemos a soma de duas expressões já derivadas é apenas darmos a soma dessas derivadas
- Se recebemos o produto então temos de aplicar a regra do produto usando a pré-condição de termos a expressão original reservada
- No caso quer da exponenciação quer da negção é apenas aplicar a regra da exponenciação e negar a derivada da expressão resultante respetivamente

```

sd_gen :: Floating a =>
  () + (a + ((BinOp, ((ExpAr a, ExpAr a), (ExpAr a, ExpAr a))) + (UnOp, (ExpAr a, ExpAr a)))) -> (ExpAr a
sd_gen = [sd1, [sd2, [sd3, sd4]]] where
  sd1 x = (X, (N 1))
  sd2 y = ((N y), (N 0))
  sd3 (Sum, ((a, b), (c, d))) = (Bin Sum a c, Bin Sum b d)
  sd3 (Product, ((a, b), (c, d))) = (Bin Product a c, Bin Sum (Bin Product a d) (Bin Product b c))
  sd4 (E, (a, b)) = (Un E a, Bin Product (Un E a) b)
  sd4 (Negate, (a, b)) = (Un Negate a, Un Negate b)

```

Como referido a técnica de derivação seguindo *symbolic differentiation* não é a mais efeciente, havendo por isso a possibilidade de derivar a expressão no ponto. Assim, o gene deste catamorfismo torna-se fácil de definir. Usando o mesmo diagrama definido mais acima neste documento basta substituir o tipo de retorno por Naturais e, assim, passamos não a lidar com expressões mas sim com números, sendo a derivação mais fácil.

```

ad_gen v = [g1, [g2, [g3, g4]]] where
  g1 x = (v, 1)
  g2 y = (y, 0)
  g3 (Sum, ((a, b), (c, d))) = (a + c, b + d)
  g3 (Product, ((a, b), (c, d))) = (a * c, (a * d) + (b * c))
  g4 (E, (a, b)) = ((expd a), (expd a) * b)
  g4 (Negate, (a, b)) = ((negate a), negate b)

```

## Problema 2

Definir

```

c 0 = 1
c (n + 1) = ((c n) * f n) 'div' h n
f 0 = 2
f (n + 1) = faux n + f n
faux 0 = 10
faux (n + 1) = 8 + faux n

```

```

h 0 = 2
h (n + 1) = haux n + h n
haux 0 = 4
haux (n + 1) = 2 + haux n
loop (c, f, faux, h, haux) = ((c * f) 'div' h, faux + f, 8 + faux, haux + h, 2 + haux)
inic = (1, 2, 10, 2, 4)
prj (c, f, faux, h, haux) = c

```

por forma a que

$cat = prj \cdot \text{for loop } inic$

seja a função pretendida. **NB:** usar divisão inteira. Apresentar de seguida a justificação da solução encontrada.

Partindo da expressão dada podemos expressar como uma recursão.

```

c 0 = 1
c (n + 1) = (c n) * (2 n + 2) * (2 n + 1) ÷ (n + 2) * (n + 1)

```

De notar que decidimos agrupar a chamada de  $C_n$  com  $((2n + 2) * (2n + 1))$  e só depois realizar a divisão graças a ser a divisão inteira, e, por isso, não realizarmos arredondamentos.

Seguidamente, seguindo a regra de algebrá dada, temos então de transformar estas dependências de  $n$  por funções que sejam também elas recursivas e não dependam de  $n$ .

Definimos assim as seguintes funções :

```

f n = (2 n + 2) * (2 n + 1)
faux n = 8 n + 10
h n = (n + 2) * (n + 1)
haux n = 2 n + 4

```

Após isto é apenas aplicar de forma direta a regra dada.

### Problema 3

```

calcLine :: NPoint → (NPoint → OverTime NPoint)
calcLine = cataList h where
  h = [h1, h2]
  h1 x = nil
  h2 (d, f) [] = nil
  h2 (d, f) (x : xs) = λz → concat $ (sequenceA [singl · linear1d d x, f xs]) z

```

Para definir o catamorfismo *calcLine* baseamo-nos na função auxiliar dada e transformamo-la num catamorfismo. Assim, temos que o diagrama deste catamorfismo é :

$$\begin{array}{ccc}
 NPoint & \xleftarrow{\quad \text{in} \quad} & 1 + Q * NPoint \\
 \downarrow \text{calcLine} & & \downarrow \text{id} + \text{id} * \text{calcLine} \\
 (NPoint \rightarrow \text{OverTime } NPoint) & \xleftarrow[\quad h \quad]{} & 1 + Q * (Npoint \rightarrow \text{OverTime } NPoint)
 \end{array}$$

Deste modo o gene torna-se fácil de compreender. Caso a lista recebida seja vazia temos de dar uma função que receba 2 argumentos e produza a lista vazia. Caso contrário temos o "passo de recursão" e o que temos de fazer é calcular a tal interpolação linear.

```

deCasteljau [] = nil
deCasteljau l = (hyloAlgForm alg coalg) l where
  coalg = (id + ⟨cons · (id × init), π₂⟩) · outNVL
  alg = [alg1, alg2] where

```

$$\begin{aligned}
alg1 \ x &= \underline{x} \\
alg2 \ (f, g) &= \lambda pt \rightarrow calcLine \ (f \ pt) \ (g \ pt) \ pt \\
hyloAlgForm &= hyloLTree
\end{aligned}$$

Para definirmos o hylomorfismo deste problema baseamo-nos na função auxiliar dada pelo professor. Deste modo inferimos que a estrutura auxiliar que o anamorfismo deveria criar era um LTree em que cada folha (Leaf) tem elementos do tipo NPoint. Assim, aquando da aplicação do catamorfismo, basta aplicar ao Fork a função calcLine que obtemos o tipo OverTime NPoint. Partimos também do princípio que a lista que recebemos não é vazia porque fazemos primeiro essa verificação e, por isso, usamos a definição de outNVL para o anamorfismo. Diagrama que fundamenta melhor o esquema do hylomorfismo :

Anamorfismo :

$$\begin{array}{ccc}
[NPoint] & \xrightarrow{(id * (cons \cdot (id \times init), \pi_2)) \cdot outNVL} & NPoint + [NPoint] * [NPoint] \\
\downarrow coalg & & \downarrow id + coalg * coalg \\
LTree \ NPoint & \xleftarrow{inLTree} & NPoint + LTree \ NPoint * LTree \ NPoint
\end{array}$$

Catamorfismo :

$$\begin{array}{ccc}
LTree \ NPoint & \xleftarrow{in} & NPoint + LTree \ NPoint * LTree \ NPoint \\
\downarrow alg & & \downarrow id + alg * alg \\
OverTime \ NPoint & \xleftarrow{[alg1, alg2]} & NPoint + OverTime \ NPoint * OverTime \ NPoint
\end{array}$$

## Problema 4

Solução para listas não vazias:

$$avg = \pi_1 \cdot avg\_aux$$

Para este problema é necessário definir o "conjunto de leis" dos catamorfismos para listas não vazias. Assim, definimos o *inNVL*, o *outNVL*, o *recNVL* e claro, por fim, o *cataNVL*. Depois de termos este conjunto definido temos de olhar para o gene deste catamorfismo e perceber 2 coisas :

A função *length* pode ser calculada de forma pointwise seguindo o diagrama.

$$\begin{array}{ccc}
A * & \xleftarrow{inNVL} & A + A * (A *) \\
\downarrow \langle avg, length \rangle & & \downarrow id + id * \langle avg, length \rangle \\
A & \xleftarrow{len\_gen} & A + A * (A * A)
\end{array}$$

A partir deste podemos facilmente obter o gene (*len\_gen*):

$$\begin{aligned}
len\_gen &= [g1, g2] \text{ where} \\
g1 \ x &= [x] \\
g2 \ (x, (avg, len)) &= 1 + len
\end{aligned}$$

Mas a partir das leis do cálculo podemos tornar então em pointfree

$$\begin{aligned}
g1 \ x &= [x] \\
&\equiv \{ \text{def. singl} \} \\
g1 \ x &= singl \ x \\
&\equiv \{ \text{igualdade extensional} \} \\
g1 &= singl \\
&\square
\end{aligned}$$



Da mesma maneira podemos então a partir de  $g2$  derivar a sua versão pointfree

$$\begin{aligned}
& g2 \ (x, (avg, len)) = 1 + len \\
\equiv & \quad \{ \text{def. succ} \} \\
& g2 \ (x, (avg, len)) = \text{succ} \ len \\
\equiv & \quad \{ \text{def.comp, def.proj} \} \\
& g2 \ (x, (avg, len)) = \text{succ} \cdot \pi_2 \cdot \pi_2 \ (x, (avg, len)) \\
\equiv & \quad \{ \text{igualdade extensional} \} \\
& g2 = \text{succ} \cdot \pi_2 \cdot \pi_2 \\
& \square
\end{aligned}$$

Seguindo o mesmo raciocínio e usando o mesmo diagrama, obtemos a  $avg$ .

Neste momento temos então um split de eithers mas queremos um either de splits. Momento oportuno para aplicarmos a Lei da Troca e obtermos o que abaixo está definido :

$$\begin{aligned}
inNVL &= [singl, cons] \\
outNVL \ [x] &= i_1 \ x \\
outNVL \ (a : l) &= i_2 \ (a, l) \\
recNVL \ f &= id + id \times f \\
cataNVL \ g &= g \cdot recNVL \ (cataNVL \ g) \cdot outNVL \\
avg\_aux &= cataNVL \ [\langle id, \underline{1} \rangle, \langle \text{algorit}, \text{succ} \cdot \pi_2 \cdot \pi_2 \rangle] \ \textbf{where} \\
& \text{algorit} \ (x, (avg, len)) = (x + len * avg) / (1 + len)
\end{aligned}$$

Solução para árvores de tipo **LTree**:

$$\begin{aligned}
avgLTree &= \pi_1 \cdot \langle gene \rangle \ \textbf{where} \\
gene &= [\langle id, \underline{1} \rangle, \langle \widehat{avgLTreeaux}, \widehat{(+)} \cdot (\pi_2 \times \pi_2) \rangle] \ \textbf{where} \\
& \widehat{avgLTreeaux} \ ((avgLeft, lenLeft), (avgRight, lenRight)) = \\
& \quad ((avgLeft * lenLeft) + (avgRight * lenRight)) / (lenLeft + lenRight)
\end{aligned}$$

Para o tipo LTree podemos também, mais uma vez, aproveitar o diagrama para construirmos o gene deste catamorfismo.

$$\begin{array}{ccc}
LTree \ A & \xleftarrow{inLTree} & A + (LTree \ A * LTree \ A) \\
\downarrow \langle avgLTree, lenLTree \rangle & & \downarrow id + (\langle avgLTree, lenLTree \rangle, \langle avgLTree, lenLTree \rangle) \\
A * A & \xleftarrow{tree\_gen} & A + ((A * A) * (A * A))
\end{array}$$

Obtemos então o seguinte gene para a len desta árvore:

$$\begin{aligned}
lenLTree \ (Leaf) &= 1 \\
lenLTree \ (Fork \ (e, d)) &= lenLTree \ e + lenLTree \ d
\end{aligned}$$

Usando as leis do cálculo obtemos então :

$$\begin{aligned}
& \left\{ \begin{array}{l} lenLTree \ (Leaf) = 1 \\ lenLTree \ (Fork \ (e, d)) = lenLTree \ e + lenLTree \ d \end{array} \right. \\
\equiv & \quad \{ \text{def.comp, def.const, def-x} \} \\
& \left\{ \begin{array}{l} (lenLTree \cdot Leaf) \ x = \underline{1} \ x \\ (lenLTree \cdot Fork) \ (e, d) = \widehat{(+)} \cdot (lenLTree * lenLTree) \ (e, d) \end{array} \right. \\
\equiv & \quad \{ \text{def.split, def.proj, igualdade extensional} \}
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
& \begin{cases} (lenLTree \cdot Leaf) = \underline{1} \\ (lenLTree \cdot Fork) = \widehat{(+)} \cdot (\pi_2 \cdot \langle avgLTree, lenLTree \rangle, \pi_2 \cdot \langle avgLTree, lenLTree \rangle) \end{cases} \\
& \equiv \{ \text{def. inLtree, def.funtor-x, eq-+, def-fusao} \} \\
& lenLTree \cdot inLtree = [\underline{1}, \widehat{(+)} \cdot (\pi_2 * \pi_2) \cdot (\langle avgLTree, lenLTree \rangle, \langle avgLTree, lenLTree \rangle)] \\
& \equiv \{ \text{def.absorcao-+, def-funtor, universal-cata} \} \\
& len = (\underline{1}, (\widehat{(+)} \cdot (\pi_2 * \pi_2))) \\
& \square
\end{aligned}$$

Para o gene do avgLTree decidimos deixar em versão pointwise porque é de mais fácil leitura e é a aplicação direta do algoritmo dado. Para finalizar, como na definição anterior, temos um split de eithers e queremos então um either de splits, usamos por isso a Lei da troca e obtemos a definição que nós propusemos.

## Problema 5

Inserir em baixo o código **F#** desenvolvido, entre `\begin{verbatim}` e `\end{verbatim}`:

```

module BTree

open Cp

// (1) Datatype definition -----
type BTree<'a> = Empty | Node of ('a * (BTree<'a> * BTree<'a>))

let inBTree x = either (konst Empty) Node x

let outBTree x =
  match x with
  | Empty -> i1 ()
  | Node (y, (t1,t2)) -> i2 (y, (t1,t2))

// (2) Ana + cata + hylo -----
// recBTree g = id -|- (id >< (g >< g))

let baseBTree f g = id -|- (f >< (g >< g))

let recBTree g = baseBTree id g
let rec cataBTree a = a << (recBTree (cataBTree a)) << outBTree

let rec anaBTree f = inBTree << (recBTree (anaBTree f) ) << f

let hyloBTree a c = cataBTree a << anaBTree c

// (3) Map -----
let fmap f = cataBTree ( inBTree << baseBTree f id )

// (4) Examples -----
// (4.1) Inversion (mirror) -----
let invBTree x =  cataBTree (inBTree << (id -|- (id >< swap))) x

// (4.2) Counting -----

```

```

let countBTree x = cataBTree (either (konst 0) (succ << (uncurry (+)) << p2)) x

// (4.3) Serialization -----

let inord y =
  let join(x, (l,r))=l@[x]@r
  in either nil join y

let inordt x = cataBTree (inord) x

let preord x =
  let f(x, (l,r))=x::l@r
  in (either nil f) x

let preordt x = cataBTree preord x

let postordt x =
  let f(x, (l,r))=l@r@[x]
  in cataBTree (either nil f) x

// (4.4) Quicksort -----

let rec part p li =
  match li with
  | [] -> ([],[])
  | (h::t) -> if not(p h) then let (s,l) = part p t in (h::s,l) else let (s,l) =

let qsep li =
  match li with
  | [] -> i1 ()
  | (h::t) -> i2(h, (part ((<) h) t) )

let qSort x = hyloBTree inord qsep x

// (4.5) Traces -----

let tunion(a, (l,r)) = (List.map (List.append [a]) l)@(List.map(List.append [a]) r)

let traces x = cataBTree (either (konst [[]]) tunion) x

// (4.6) Towers of Hanoi -----

let present x = inord x

let strategy (d,x) =
  match x with
  | 0 -> Left ()
  | _ -> Right ((x-1,d), ((not d,x-1), (not d,x-1)))

let hanoi x = hyloBTree present strategy x

// (5) Depth and balancing (using mutual recursion) -----

let baldepth x =

```

```

let f((b1,d1),(b2,d2)) = ((b1,b2),(d1,d2))
let h(a,((b1,b2),(d1,d2))) = (b1 && b2 && abs(d1-d2)<=1,1+max d1 d2)
let g x = either (konst(true,1)) (h<<(id><f)) x
in cataBTree g x

let depthBTree x = p2(baldepth x)
let balBTree x = p1(baldepth x)

```

# Índice

- LaTeX, 1
  - bibtex, 2
  - lhs2TeX, 1
  - makeindex, 2
- Combinador “pointfree”
  - cata, 8, 9, 13
  - either, 3, 8, 13–18
- Curvas de Bézier, 6, 7
- Cálculo de Programas, 1, 2, 5
  - Material Pedagógico, 1
  - BTree.hs, 8
  - Cp.hs, 8
  - LTree.hs, 8, 17
  - Nat.hs, 8
- Deep Learning), 3
- DSL (linguagem específica para domínio), 3
- F#, 8, 18
- Functor, 5, 11
- Função
  - $\pi_1$ , 6, 9, 16, 17
  - $\pi_2$ , 9, 13, 15–18
  - for, 6, 9, 15
  - length, 8, 16
  - map, 11, 12
  - succ, 17
  - uncurry, 3, 13, 17, 18
- Haskell, 1, 2, 8
  - Gloss, 2, 11
  - interpretador
    - GHCi, 2
  - Literate Haskell, 1
  - QuickCheck, 2
  - Stack, 2
- Números de Catalan, 6, 10
- Números naturais ( $I$ 
  - $N$ ), 5, 6, 9
- Programação
  - dinâmica, 5
  - literária, 1
- Racionais, 7, 8, 10–12
- U.Minho
  - Departamento de Informática, 1

## Referências

- [1] D.E. Knuth. *Literate Programming*. CSLI Lecture Notes Number 27. Stanford University Center for the Study of Language and Information, Stanford, CA, USA, 1992.
- [2] J.N. Oliveira. *Program Design by Calculation*, 2018. Draft of textbook in preparation. viii+297 pages. Informatics Department, University of Minho.