

Paradigme de Programare

Ș.I. dr. ing. Andrei Olaru

Departamentul Calculatoare

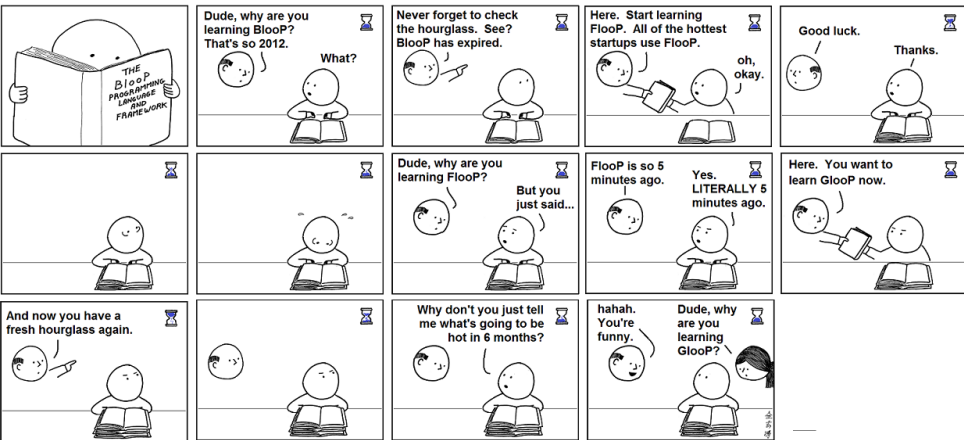
2015 – 2016, semestrul 2

Cursul 1: Introducere

- 1 Ce studiem la PP?
- 2 Exemplu
- 3 De ce studiem această materie?
- 4 Istoric: Paradigme și limbaje de programare
- 5 Introducere în Racket
- 6 Organizare

BlooP and FlooP and GloopP

[<http://abstrusegoose.com/503>]



[(CC) BY-NC abstrusegoose.com]

Ce?

Exemplu

De ce?

Istoric

Racket

Organizare

Ce studiem la PP?

- Paradigma funcțională și paradigma logică, paradigme de tip declarativ, în contrast cu paradigma imperativă.
- Racket: introducere în programare funcțională
- Calculul λ ca bază teoretică a paradigmei funcționale
- Racket: întârzierea evaluării și fluxuri
- Haskell: programare funcțională cu o sintaxă avansată
- Haskell: evaluare leneșă și fluxuri
- Haskell: tipuri, sinteză de tip, și clase
- Prolog: programare logică
- LPOI ca bază pentru programarea logică
- Prolog: strategii pentru controlul execuției
- Algorimi Markov: calcul bazat pe reguli de transformare

Exemplu



Exemplu

Să se determine dacă un element e se regăsește într-o listă L ($e \in L$)

Racket:

```
1 (define memList (lambda (e L)
2   (if (null? L)
3     #f
4     (if (equal? (car L) e)
5       #t
6       (memList e (cdr L)))
7   ))
8 ))
```


Haskell

```
1 memList x [] = False
2 memList x (y:t) = x == y || memList x t
```

Prolog:

```
1 memberA(E, [E|_]) :- !.  
2 memberA(E, [_|L]) :- memberA(E, L).
```

De ce studiem această materie?

I suppose it is tempting, if the only tool you have is a hammer, to treat everything as if it were a nail.

The law of instrument – Abraham Maslow

· până acum ați studiat paradigma imperativă (legată și cu paradigma orientată-obiect)

→ **un anumit mod** de a privi procesul de rezolvare al unei probleme și de a căuta soluții la probleme de programare.

· paradigmele funcțională și logică (și paradigma declarative în general) oferă o gamă diferită (complementară?) de **unelte** → **alte moduri** de a rezolva anumite probleme.

⇒ o pregătire ce permite accesul la poziții de calificare mai înaltă (arhitect, designer, etc.)

Sunt aceste paradigme relevante?

- **evaluarea leneșă** → prezentă în Python (de la v3), .NET (de la v4)
- **funcții anonime** → prezente în C++ (de la v11), C#/.NET (de la v3.0/v3.5), **Dart**, **Go**, Java (de la JDK8), JS/ES, Perl (de la v5), PHP (de la v5.0.1), Python, Ruby, **Swift**.
- **Prolog și programarea logică** sunt folosite în software-ul modern de A.I., e.g. **Watson**.
- În **industrie** sunt utilizate limbaje puternic funcționale precum **Erlang**, **Scala**, **F#**, **Clojure**.
- Limbaje **multi-paradigmă** → adaptarea paradigmei utilizate la necesități.

C, Pascal → procedural → paradigma imperativă → Mașina Turing
J, C++, Py → orientat-obiect

Racket, Haskell → paradigma funcțională → Mașina λ

Prolog → paradigma logică → FOL + Resolution

CLIPS → paradigma asociativă → Mașina Markov

echivalente !

T | **Teza Church-Turing**: efectiv calculabil = Turing calculabil

Ce diferă între paradigme?

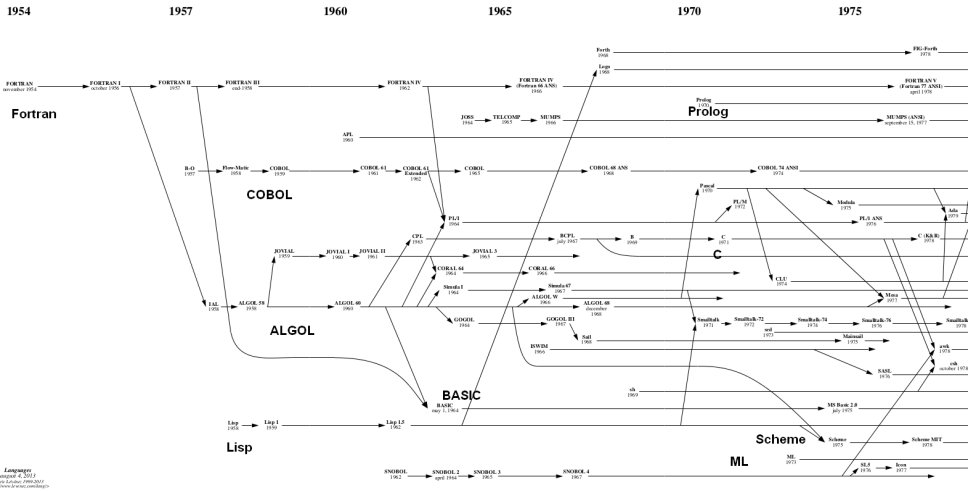
- diferă sintaxa ← aceasta este o diferență între limbaje
- diferă modul de construcție al expresiilor
- diferă structura programului ← **omoiconicitate**: structura programului este similară cu structura datelor și a expresiilor individuale

- modul de tipare al valorilor
 - ordinea de evaluare (generare a valorilor)
 - modul de legare al variabilelor (managementul valorilor)
- **Paradigma de programare** este dată de stilul fundamental de construcție al structurii și elementelor unui program.

- 1 Diverse perspective conceptuale asupra noțiunii de calculabilitate efectivă → **modele de calculabilitate**.
- 2 Influența perspectivei alese asupra procesului de modelare și rezolvare a problemelor → **paradigme de programare**.
- 3 **Limbaaje de programare** aferente paradigmelor, cu accent pe aspectul comparativ.

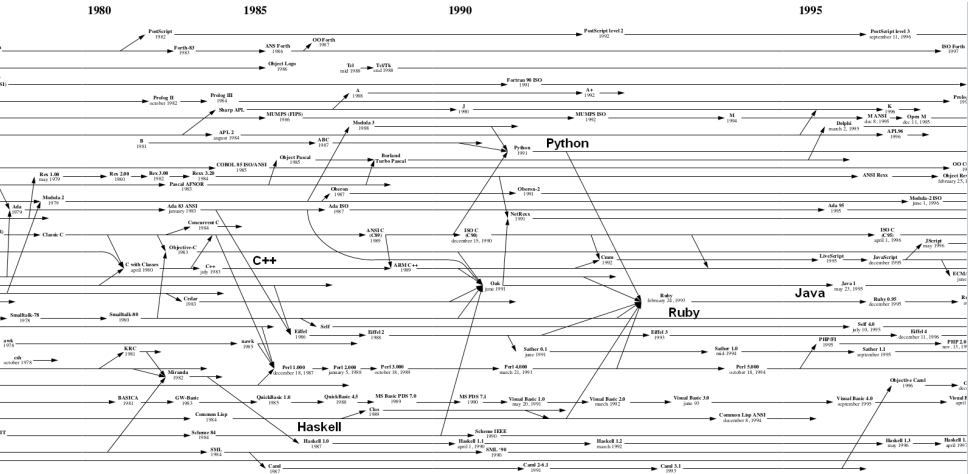
Istoric: Paradigme și limbaje de programare

Istorie 1950-1975



Language
Copyright © 2011
by A.P.P. 1999-2011
www.app.com.br

Istorie 1975-1995



Ce?

Exemplu

De ce?

Istoric

Racket

Organizare

2008

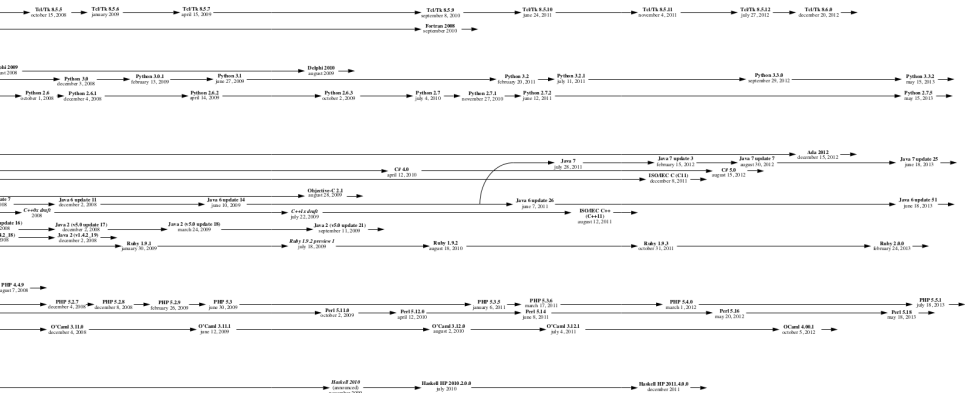
2009

2010

2011

2012

2013



Ce?

Exemplu

De ce?

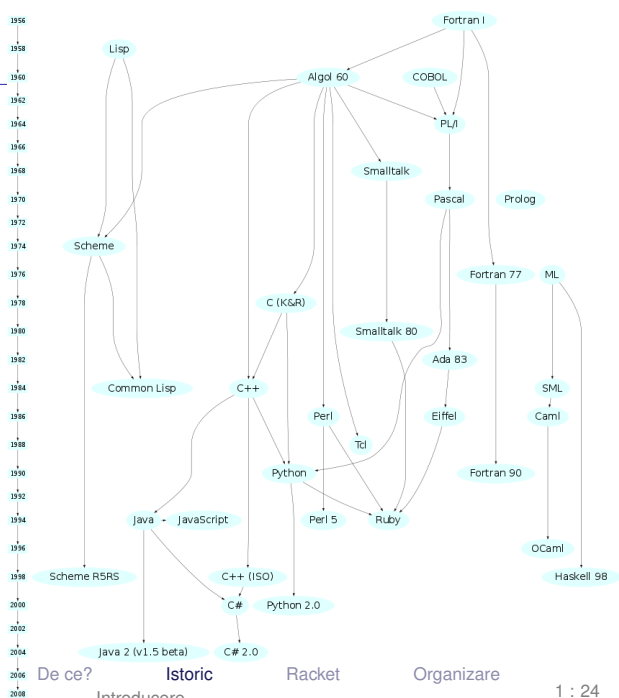
Historic

Racket

Organizare

Istorie

'56-'04 pe scurt



Ce?

Exemplu

De ce?

Istoric

Racket

Organizare

- imagine navigabilă (slides precedente):

[<http://www.levenez.com/lang/>]

- poster (până în 2004):

[http://oreilly.com/pub/a/oreilly/news/languageposter_0504.html]

- arbore din slide precedent și arbore extins:

[<http://rigaux.org/language-study/diagram.html>]

- Wikipedia:

[http://en.wikipedia.org/wiki/Generational_list_of_programming_languages]

Introducere în Racket

Ce?

Exemplu

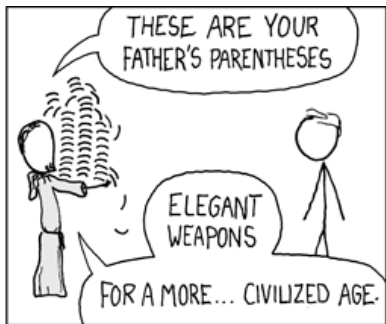
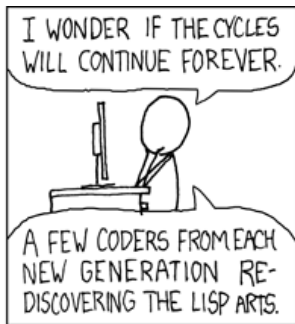
De ce?

Istoric

Racket

Organizare

[<http://xkcd.com/297/>]



[(CC) BY-NC xkcd.com]

- funcțional
- dialect de Lisp
- totul este văzut ca o funcție
- constante – expresii neevaluate
- perechi / liste pentru structurarea datelor
- apeluri de funcții – liste de apelare, evaluate
- evaluare aplicativă, funcții stricte, cu anumite excepții

Organizare

Ce?

Exemplu

De ce?

Istoric

Racket

Organizare

`http://elf.cs.pub.ro/pp/`

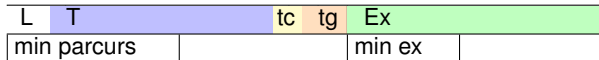
Regulament: `http://elf.cs.pub.ro/pp/regulament`

Teme și forumuri: `curs.cs` → L-2-PP-CA-CC

`http://cs.curs.pub.ro/2015/course/view.php?id=81`

Elementele cursului sunt comune la seriile CA și CC.

- Laborator: 1p** ← cu bonusuri, dar maxim 1p total
 (cu extensie până la 1.5 pentru performanță susținută)
- Teme: 4p (3 × 1.33p)** ← cu bonusuri, dar în limita a maxim 6p pe parcurs
- Teste la curs: 0.5p** ← punctare pe parcurs, la curs, din cursul anterior
- Test din materia de laborator: 0.5p** ← test grilă, de cunoaștere a limbajelor
- Examen: 4p** ← limbaje + teorie



Ce?

Exemplu

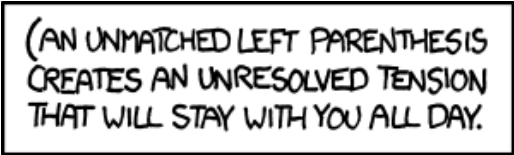
De ce?

Istoric

Racket

Organizare

(
[\[http://xkcd.com/859/\]](http://xkcd.com/859/)



(AN UNMATCHED LEFT PARENTHESIS
CREATES AN UNRESOLVED TENSION
THAT WILL STAY WITH YOU ALL DAY.

[(CC) BY-NC xkcd.com]

+ Dați feedback la acest curs aici:

[\[http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J\]](http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J)

- 7 Introducere
- 8 Discuție despre tipare
- 9 Legarea variabilelor
- 10 Evaluare
- 11 Construcția programelor prin recursivitate

Introducere

Racket vs. Scheme



Cum se numește limbajul despre care discutăm?

- Racket este dialect de Lisp/Scheme (așa cum Scheme este dialect de Lisp);
- la nivelul studiat, Racket este identic cu Scheme;
- Racket este derivat din Scheme, oferind instrumente mai puternice;
- Racket (fost PLT Scheme) este interpretat de mediul DrRacket (fost DrScheme);

[[http://en.wikipedia.org/wiki/Racket_\(programming_language\)](http://en.wikipedia.org/wiki/Racket_(programming_language))]

[<http://racket-lang.org/new-name.html>]

Discuție despre tipare



În Racket avem:

- numere: 1, 2, 1.5
- simbolii (literali): 'abcd, 'andrei
- valori booleene: #t, #f
- șiruri de caractere: "șir de caractere"

- perechi: `(cons 1 2)` → `'(1 . 2)`
- liste: `(cons 1 (cons 2 '()))` → `'(1 2)`

- funcții: `(λ (e f) (cons e f))` → `#<procedure>`

· Cum sunt gestionate tipurilor valorilor (variabilelor) la **compilare** (verificare) și la **execuție**?

· Rolul tipurilor: exprimare a intenției programatorului, abstractizare, documentare, optimizare, verificare

+ **Tipare** – modul de gestionare a tipurilor.

∴ Clasificare după **momentul** verificării:

- statică
- dinamică

∴ Clasificare după **rigiditatea** regulilor:

- tare
- slabă

Exemplu Tipare dinamică

Exemplu

Javascript:

```
var x = 5;  
if(condition) x = "here";  
print(x); → ce tip are x aici?
```

Exemplu Tipare statică

Exemplu

Java:

```
int x = 5;  
if(condition)  
    x = "here"; → Eroare la compilare: x este int.  
print(x);
```


⋮ Tipare statică

- La compilare
- Valori și variabile
- Rulare mai rapidă
- Rigidă: sancționează orice construcție
- Debugging mai facil
- Declarații explicite sau inferențe de tip
- Pascal, C, C++, Java, Haskell

⋮ Tipare dinamică

- La rulare
- Doar valori
- Rulare mai lentă (necesită verificarea tipurilor)
- Flexibilă: sancționează doar când este necesar
- Debugging mai dificil
- Permite metaprogramare (v. eval)
- Python, Scheme/Racket, Prolog, JavaScript, PHP

- Clasificare după **libertatea** de a agrega valori de tipuri diferite.

Ex Tipare tare

Exemplu

`1 + "23" → Eroare (Haskell)`

Ex Tipare slabă

Exemplu

`1 + "23" = 24 (Visual Basic)`

`1 + "23" = "123" (JavaScript)`



- este **dinamică**

```
1 (if #t 'something (+ 1 #t)) → 'something
```

```
2 (if #f 'something (+ 1 #t)) → Eroare
```

- este **tare**

```
1 (+ "1" 2) → Eroare
```

- dar, permite **liste** cu elemente de tipuri diferite.

Legarea variabilelor

⋮ Proprietăți

- identificador
- valoarea legată (la un anumit moment)
- domeniul de vizibilitate (*scope*) + durata de viață
- tip

⋮ Stări

- declarată: cunoaștem **identificadorul**
- definită: cunoaștem și **valoarea** → variabila a fost *legată*

· în Racket, variabilele (numele) sunt legate *static* prin construcțiile `lambda`, `let`, `let*`, `letrec`, și sunt vizibile în domeniul construcției unde au fost definite (excepție face `define`).

+ | **Legarea variabilelor** – modalitatea de **asociere** a apariției unei variabile cu definiția acesteia (deci cu valoarea).

+ | **Domeniul de vizibilitate** – *scope* – mulțimea punctelor din program unde o **definiție** (legare) este vizibilă.

- Este determinat de modalitatea de **legare** a variabilelor.

+ **Legare statică** – Variabilele din corpul unei expresii sunt extrase din **contextul** în care aceasta a fost **definită**.

- Domeniu de vizibilitate determinat prin construcțiile limbajului, putând fi desprins la **compilare**.

+ **Legare dinamică** – Valorile variabilelor depind de **momentul** în care o expresie este **evaluată**.

- Domeniu de vizibilitate (al unei legări) determinat la **execuție**.



- Variabile declarate (! și definite) în construcții interioare → **legate static**
 - lambda
 - let
 - let*
 - letrec

- Variabile *top-level* → **legate dinamic**
 - define



- Leagă **static** parametrii formali ai unei funcții

- Sintaxă:

```
1 (lambda (p1 ... pk ... pn) expr)
```

- Domeniul de vizibilitate al parametrului p_k : mulțimea punctelor din `expr` (care este **corpul funcției**), puncte în care apariția lui p_k este **liberă**.



- Aplicație:

```
1 ((lambda (p1 ... pn) expr)
2  a1 ... an)
```

- 1 Evaluare aplicativă: se evaluează **argumentele** a_k , în ordine **aleatoare** (nu se garantează o anumită ordine).
- 2 Se evaluează **corpul** funcției, $expr$, ținând cont de legările $p_k \leftarrow valoare(a_k)$.
- 3 Valoarea aplicației este **valoarea** lui $expr$.



Construcția `let`

Definiție, Exemplu, Semantică

- Leagă **static** variabile locale
- Sintaxă:

```
1 (let ( (v1 e1) ... (vk ek) ... (vn en) )  
2     expr)
```

- Domeniul de vizibilitate a variabilei v_k (cu valoarea e_k): mulțimea punctelor din `expr` (**corp let**), în care aparițiile lui v_k sunt **libere**.

Ex Exemplu

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

· **Atenție!** Construcția `(let ((v1 e1) ... (vn en)) expr)` – **echivalentă** cu `((lambda (v1 ...vn) expr) e1 ...en)`



- Leagă **static** variabile locale

- Sintaxă:

```
1 (let* ((v1 e1) ... (vk ek) ... (vn en))
2   expr)
```

- Scope pentru variabila v_k = mulțimea punctelor din
 - restul **legărilor** (legări ulterioare) și
 - **corp** – `expr`

în care aparițiile lui v_k sunt **libere**



Exemplu

```
1 (let* ((x 1) (y x))
2   (+ x 2))
```



```
1 (let* ((v1 e1) ... (vn en))
2   expr)
```

echivalent cu

```
1 (let ((v1 e1))
2   ...
3   (let ((vn en))
4     expr) ... )
```

- Evaluarea expresiilor e_i se face **în ordine!**



- Leagă **static** variabile locale

- Sintaxă:

```
1 (letrec ((v1 e1) ... (vk ek) ... (vn en))
2     expr)
```

- Domeniul de vizibilitate a variabilei v_k = mulțimea punctelor din **întreaga** construcție, în care aparițiile lui v_k sunt **libere**



Ex | Exemplu

```
1 (letrec ((factorial
2         (lambda (n)
3           (if (zero? n) 1
4               (* n (factorial (- n 1)))))))
5   (factorial 5))
```



- Leagă **dinamic** variabile *top-level*.
- Avantaje:
 - definirea variabilelor *top-level* în **orice** ordine
 - definirea de funcții **mutual** recursive

Ex) Definiții echivalente:

```
1 (define f1
2   (lambda (x)
3     (add1 x)
4   ))
5
6 (define (f2 x)
7   (add1 x)
8 ))
```




Construcția `define`

Exemplu de legare dinamică

- în Scheme (e.g. limbajul Pretty Big), `define` leagă dinamic și permite definiții multiple (în Racket nu mai este acceptat acest comportament):

Ex Exemplu

```
1 (define x 0)
2 (define f (lambda () x))
3 (f)
4 (define x 1)
5 (f)
```

Output: 0 1

- Dezavantaj: codul devine neintuitiv și se corupe
transparența referențială

Evaluare



- Evaluare **aplicativă**: evaluarea parametrilor **înaintea** aplicării funcției asupra acestora (în ordine aleatoare).
- Funcții **stricte** (i.e. cu evaluare aplicativă)
 - **Excepții**: `if`, `cond`, `and`, `or`, `quote`.



- quote sau '
 - funcție **nestrictă**
 - întoarce parametrul **neevaluat**
- eval
 - funcție **strictă**
 - forțează **evaluarea** parametrului și întoarce valoarea acestuia



Exemplu

```
1 (define sum '(2 + 3))
2 sum ; (2 + 3)
3 (eval (list (cadr sum) (car sum) (caddr sum))) ; 5
```

Construcția programelor prin recursivitate



- **Recursivitatea** – element fundamental al paradigmei funcționale
 - Numai prin recursivitate (sau iterare) se pot realiza prelucrări pe date de dimensiuni nedefinite.

- Dar, este eficient să folosim recursivitatea?
 - recursivitatea (pe stivă) poate **încărca stiva**.



- **pe stivă:** $factorial(n) = n * factorial(n - 1)$
 - timp: liniar
 - spațiu: liniar (ocupat pe stivă)
 - dar, în procedural putem implementa factorialul în spațiu **constant**.

- **pe coadă:**

$$factorial(n) = fH(n, 1)$$

$$fH(n, p) = fH(n - 1, p * n), n > 1; p \text{ altfel}$$

- timp: liniar
- spațiu: constant

- beneficiu *tail call optimization*



- Tipare: dinamică vs. statică, tare vs. slabă;
- Legare: dinamică vs statică;
- Racket: tipare dinamică, tare; domeniu al variabilelor;
- construcții care leagă nume în Racket: lambda, let, let*, letrec, define;
- evaluare aplicativă;
- construcția funcțiilor prin recursivitate.

+ Dați feedback la acest curs aici:

[\[http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J\]](http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J)

- 12 Introducere
- 13 Lambda-expresii
- 14 Reducere
- 15 Evaluare
- 16 Limbajul lambda-0 și incursiune în TDA
- 17 Racket vs. lambda-0
- 18 Anexă: TDA
- 19 Recapitulare Calcul λ

Introducere

- ne punem problema dacă putem realiza un calcul sau nu \rightarrow pentru a demonstra trebuie să avem un model simplu al calculului (**cum realizăm calculul**, în mod formal).
- un model de calculabilitate trebuie să fie cât mai simplu, atât ca număr de **operații** disponibile cât și ca **mode de construcție a valorilor**.
- corectitudinea unui program se demonstrează mai ușor dacă limbajul de programare este mai apropiat de mașina teoretică (modelul abstract de calculabilitate).

- **Model de calculabilitate** (Alonzo Church, 1932) – introdus în cadrul cercetărilor asupra fundamentelor matematicii.

[http://en.wikipedia.org/wiki/Lambda_calculus]

- sistem formal pentru exprimarea calculului.
- **Echivalent** cu Mașina Turing (v. Teza Church-Turing)
- Axat pe conceptul matematic de **funcție** – totul este o funcție

- Aplicații importante în
 - **programare**
 - demonstrarea formală a **corectitudinii** programelor, datorită modelului simplu de execuție

- Baza teoretică a numeroase **limbaje**:
LISP, Scheme, Haskell, ML, F#, Clean, Clojure, Scala, Erlang etc.

Lambda-expresii



Exemplu

- 1 $x \rightarrow$ variabila (**numele**) x
- 2 $\lambda x.x \rightarrow$ funcția **identitate**
- 3 $\lambda x.\lambda y.x \rightarrow$ funcție **selector**
- 4 $(\lambda x.x y) \rightarrow$ **aplicația** funcției identitate asupra parametrului actual y
- 5 $(\lambda x.(x x) \lambda x.x) \rightarrow ?$



Intuitiv, evaluarea aplicației $(\lambda x.x y)$ presupune **substituția textuală** a lui x , în corp, prin $y \rightarrow$ rezultat y .

+ λ -expresie

- **Variabilă**: o variabilă x este o λ -expresie;
- **Funcție**: dacă x este o variabilă și E este o λ -expresie, atunci $\lambda x.E$ este o λ -expresie, reprezentând funcția anonimă, unară, cu parametrul formal x și corpul E ;
- **Aplicație**: dacă F și A sunt λ -expresii, atunci $(F A)$ este o λ -expresie, reprezentând aplicația expresiei F asupra parametrului actual A .



$$((\lambda x.\lambda y.x z) t)$$

$$\Downarrow$$

substituție

$$\Downarrow$$

$$(\lambda y.z t)$$

$$\Downarrow$$

substituție

$$\Downarrow$$

$$z$$

nu mai este nicio funcție de aplicat

· cum știm **ce** reducem, **cum** reducem, în ce **ordine**, și ce **apariții** ale variabilelor înlocuim?

Reducere

- β -redex: o λ -expresie de forma: $(\lambda x.E A)$
 - E – λ -expresie – este corpul funcției
 - A – λ -expresie – este parametrul actual

- β -redexul se reduce la $E_{[A/x]}$ – E cu toate aparițiile **libere** ale lui x din E înlocuite cu A prin substituție textuală.

+ **Apariție legată** O apariție x_n a unei variabile x este legată într-o expresie E dacă:

- $E = \lambda x.F$ sau
- $E = \dots \lambda x_n.F \dots$ sau
- $E = \dots \lambda x.F \dots$ și x_n apare în F .

+ **Apariție liberă** O apariție a unei variabile este liberă într-o expresie dacă nu este legată în acea expresie.

- Atenție! În raport cu o expresie dată!



· O apariție **legată în expresie** este o apariție a parametrului formal al unei funcții definite **în expresie**, în corpul funcției; o apariție **liberă** este o apariție a parametrului formal al unei funcții definite **în exteriorul** expresiei, sau nu este parametru formal al niciunei funcții.

• $x_{\langle 1 \rangle}$ ← apariție liberă

• $(\lambda y. x_{\langle 1 \rangle} z)$ ← apariție încă liberă, nu o leagă nimeni

• $\lambda x_{\langle 2 \rangle} . (\lambda y. x_{\langle 1 \rangle} z)$ ← $\lambda x_{\langle 2 \rangle}$ leagă apariția $x_{\langle 1 \rangle}$

• $(\lambda x_{\langle 2 \rangle} . (\lambda y. x_{\langle 1 \rangle} z) x_{\langle 3 \rangle})$ ← apariția x_3 este liberă – este în exteriorul corpului funcției cu parametrul formal x (λx_2)

corp λx_2

• $\lambda x_{\langle 4 \rangle} . (\lambda x_{\langle 2 \rangle} . (\lambda y. x_{\langle 1 \rangle} z) x_{\langle 3 \rangle})$ ← $\lambda x_{\langle 4 \rangle}$ leagă apariția $x_{\langle 3 \rangle}$

+ **O variabilă este legată** într-o expresie dacă **toate** aparițiile sale sunt legate în acea expresie.

+ **O variabilă este liberă** într-o expresie dacă nu este legată în acea expresie i.e. dacă **cel puțin o** apariție a sa este liberă în acea expresie.

- **Atenție!** În raport cu o **expresie** dată!

În expresia $E = (\lambda x.x x)$, evidențiem aparițiile lui x :

$$(\lambda \underset{\langle 1 \rangle}{x} . \underbrace{\underset{\langle 2 \rangle}{x} \underset{\langle 3 \rangle}{x}}_F)$$

- $x_{\langle 1 \rangle}$, $x_{\langle 2 \rangle}$ **legate** în E
- $x_{\langle 3 \rangle}$ **liberă** în E
- $x_{\langle 2 \rangle}$ **liberă** în F !
- x **liberă** în E și F



Exemplu

Variabile și apariții ale lor

 λ

Exemplu 2

În expresia $E = (\lambda x.\lambda z.(z x) (z y))$, evidențiem aparițiile:

$(\lambda_{\langle 1 \rangle} x_{\langle 1 \rangle} . \lambda_{\langle 1 \rangle} z_{\langle 1 \rangle} . (z_{\langle 2 \rangle} x_{\langle 2 \rangle}) (z_{\langle 3 \rangle} y_{\langle 1 \rangle}))$
 F

- $x_{\langle 1 \rangle}$, $x_{\langle 2 \rangle}$, $z_{\langle 1 \rangle}$, $z_{\langle 2 \rangle}$ **legate** în E
- $y_{\langle 1 \rangle}$, $z_{\langle 3 \rangle}$ **libere** în E
- $z_{\langle 1 \rangle}$, $z_{\langle 2 \rangle}$ **legate** în F
- $x_{\langle 2 \rangle}$ **liberă** în F
- x **legată** în E , dar **liberă** în F
- y **liberă** în E
- z **liberă** în E , dar **legată** în F



Exemplu

Variabile libere (*free variables*)

- $FV(x) = \{x\}$
- $FV(\lambda x.E) = FV(E) \setminus \{x\}$
- $FV((E_1 E_2)) = FV(E_1) \cup FV(E_2)$

Variabile legate (*bound variables*)

- $BV(x) = \emptyset$
- $BV(\lambda x.E) = BV(E) \cup \{x\}$
- $BV((E_1 E_2)) = BV(E_1) \setminus FV(E_2) \cup BV(E_2) \setminus FV(E_1)$

+ **O expresie închisă** este o expresie care **nu** conține variabile libere.

Ex) Exemplu

- $(\lambda x.x \ \lambda x.\lambda y.x) \rightarrow$ închisă
- $(\lambda x.x \ a) \rightarrow$ deschisă, deoarece a este liberă
- Variabilele **libere** dintr-o λ -expresie pot sta pentru alte λ -expresii – $\lambda x.((+ x) 1)$.
- Înaintea evaluării, o expresie trebuie adusă la forma **închisă**.
- Procesul de înlocuire trebuie să se **termine**.

+ | **β -reducere:** Evaluarea expresiei $(\lambda x.E A)$, cu E și A λ -expresii, prin **substituirea textuală** a tuturor aparițiilor **libere** ale parametrului **formal** al funcției, x , din corpul acesteia, E , cu parametrul **actual**, A :

$$(\lambda x.E A) \rightarrow_{\beta} E_{[A/x]}$$

+ | **β -redex** Expresia $(\lambda x.E A)$, cu E și A λ -expresii – o expresie pe care se poate aplica β -reducerea.

Ex

Exemplu

- $(\lambda x.x y) \rightarrow_{\beta} x_{[y/x]} \rightarrow y$
- $(\lambda x.\lambda x.x y) \rightarrow_{\beta} \lambda x.x_{[y/x]} \rightarrow \lambda x.x$
- $(\lambda x.\lambda y.x y) \rightarrow_{\beta} \lambda y.x_{[y/x]} \rightarrow \lambda y.y$ **Greșit!** Variabila liberă y devine **legată**, schimbându-și semnificația.
 $\rightarrow \lambda y^{(a)}.y^{(b)}$

Care este problema?

- **Problemă:** în expresia $(\lambda x.E A)$:
 - variabilele libere din A nu au nume comune cu variabilele legate din E : $FV(A) \cap BV(E) = \emptyset$
→ reducere întotdeauna **corectă**
 - există variabilele libere din A care au nume comune cu variabilele legate din E : $FV(A) \cap BV(E) \neq \emptyset$
→ reducere **potențial greșită**
- **Soluție:** redenumirea variabilelor legate din E , ce coincid cu cele libere din A → **α -conversie**.

Ex | Exemplu

$$(\lambda x.\lambda y.x y) \rightarrow_{\alpha} (\lambda x.\lambda z.x y) \rightarrow_{\beta} \lambda z.x_{[y/x]} \rightarrow \lambda z.y$$

+ **α -conversie:** Redenumirea sistematică a variabilelor **legate** dintr-o funcție: $\lambda x.E \rightarrow_{\alpha} \lambda y.E_{[y/x]}$. Se impun două condiții.



Exemplu

- $\lambda x.y \rightarrow_{\alpha} \lambda y.y_{[y/x]} \rightarrow \lambda y.y \rightarrow$ **Greșit!**
- $\lambda x.\lambda y.x \rightarrow_{\alpha} \lambda y.\lambda y.x_{[y/x]} \rightarrow \lambda y.\lambda y.y \rightarrow$ **Greșit!**

∴ Condiții

- y **nu** este o variabilă liberă, existentă deja în E
- orice apariție liberă în E **rămâne** liberă în $E_{[y/x]}$

- $\lambda x.(x y) \rightarrow_{\alpha} \lambda z.(z y) \rightarrow$ Corect!
- $\lambda x.\lambda x.(x y) \rightarrow_{\alpha} \lambda y.\lambda x.(x y) \rightarrow$ **Greșit!** y este liberă în $\lambda x.(x y)$
- $\lambda x.\lambda y.(y x) \rightarrow_{\alpha} \lambda y.\lambda y.(y y) \rightarrow$ **Greșit!** Apariția liberă a lui x din $\lambda y.(y x)$ devine legată, după substituire, în $\lambda y.(y y)$
- $\lambda x.\lambda y.(y y) \rightarrow_{\alpha} \lambda y.\lambda y.(y y) \rightarrow$ Corect!

+ | **Pas de reducere:** O secvență formată dintr-o α -conversie și o β -reducere, astfel încât a doua se produce **fără coliziuni**:

$$E_1 \rightarrow E_2 \equiv E_1 \rightarrow_{\alpha} E_3 \rightarrow_{\beta} E_2.$$

+ | **Secvență de reducere:** Succesiune de zero sau mai mulți pași de reducere:

$$E_1 \rightarrow^* E_2.$$

Reprezintă un element din închiderea reflexiv-tranzitivă a relației \rightarrow .

⋮ Reducere

- $E_1 \rightarrow E_2 \implies E_1 \rightarrow^* E_2$ – un pas este o secvență
- $E \rightarrow^* E$ – zero pași formează o secvență
- $E_1 \rightarrow^* E_2 \wedge E_2 \rightarrow^* E_3 \implies E_1 \rightarrow^* E_3$ – tranzitivitate



Exemplu

$$\begin{aligned} & ((\lambda x. \lambda y. ((y \ x) \ y) \ \lambda x. x) \rightarrow (\lambda z. (z \ y) \ \lambda x. x) \rightarrow (\lambda x. x \ y) \rightarrow y \\ & \implies \\ & ((\lambda x. \lambda y. ((y \ x) \ y) \ \lambda x. x) \rightarrow^* y \end{aligned}$$

Evaluare

· Dacă am vrea să construim o mașină de calcul care să aibă ca program o λ -expresie și să aibă ca operație de bază pasul de reducere, ne punem câteva întrebări:

- 1 Când se **termină** calculul? Se termină **întotdeauna**?
- 2 Comportamentul **depinde** de secvența de reducere?
- 3 Dacă mai multe secvențe de reducere se termină, obținem întotdeauna **același** rezultat?
- 4 Dacă rezultatul este unic, **cum** îl obținem?

Forme normale

Cum știm că s-a terminat calculul?

· Calculul **se termină** atunci când expresia nu mai poate fi redusă \rightarrow expresia nu mai conține β -redecși.

+ **Forma normală** a unei expresii este o formă (la care se ajunge prin **reducere**, care **nu** mai conține β -redecși i.e. care **nu** mai poate fi redusă.

+ **Forma normală funcțională – FNF** este o formă $\lambda x.F$, în care F poate **conține** β -redecși.

Ex | Exemplu

$(\lambda x.\lambda y.(x y) \lambda x.x) \rightarrow_{FNF} \lambda y.(\lambda x.x y) \rightarrow_{FN} \lambda y.y$



Exemplu

$\Omega = (\lambda x.(x x) \lambda x.(x x)) \rightarrow (\lambda x.(x x) \lambda x.(x x)) \rightarrow^* \dots$

Ω **nu** admite nicio secvență de reducere care se termină.

+ **Expresie reductibilă** este o expresie care admite (cel puțin o) secvență de reducere care se termină.

· expresia Ω **nu** este reductibilă.

Secvențe de reducere și terminare

 λ

Dar!

$$E = (\lambda x.y \ \Omega)$$

$$\rightarrow y \quad \text{sau}$$

$$\rightarrow E \rightarrow y \quad \text{sau}$$

$$\rightarrow E \rightarrow E \rightarrow y \quad \text{sau...}$$

$$\vdots$$
$$\xrightarrow{n^*} y, n \geq 0$$

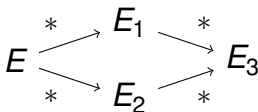
$$\xrightarrow{\infty^*} \dots$$



Exemplu

- E are o secvență de reducere care **nu** se termină;
- dar E are **forma normală** $y \Rightarrow E$ este reductibilă;
- lungimea secvențelor de reducere ale E este **nemărginită**.

T | Teorema Church-Rosser / diamantului Dacă $E \rightarrow^* E_1$ și $E \rightarrow^* E_2$, atunci **există** E_3 astfel încât $E_1 \rightarrow^* E_3$ și $E_2 \rightarrow^* E_3$.



C | Corolar Dacă o expresie este reductibilă, forma ei normală este **unică**. Ea corespunde **valorii** expresiei.



$(\lambda x. \lambda y. (x y) (\lambda x. x y))$

- $\rightarrow \lambda z. ((\lambda x. x y) z) \rightarrow \lambda z. (y z) \rightarrow_{\alpha} \lambda a. (y a)$
- $\rightarrow (\lambda x. \lambda y. (x y) y) \rightarrow \lambda w. (y w) \rightarrow_{\alpha} \lambda a. (y a)$

- Forma normală corespunde unei **clase** de expresii, echivalente sub **redenumiri** sistematice.
 - **Valoarea** este un anumit membru al acestei clase de echivalență.
- \Rightarrow Valorile sunt **echivalente** în raport cu **redenumirea**.

Modalități de reducere

 λ

Cum putem *organiza* reducerea?

+ **Reducere stânga-dreapta:** Reducerea celui mai superficial și mai din stânga β -redex.

Ex | Exemplu

$((\lambda x.x \ \lambda x.y) \ (\lambda x.(x \ x) \ \lambda x.(x \ x))) \rightarrow (\lambda x.y \ \Omega) \rightarrow y$

+ **Reducere dreapta-stânga:** Reducerea celui mai adânc și mai din dreapta β -redex.

Ex | Exemplu

$(\lambda x.(\lambda x.x \ \lambda x.y) \ (\lambda x.(x \ x) \ \lambda x.(x \ x))) \rightarrow$
 $(\lambda x.(\lambda x.x \ \lambda x.y) \ \underline{\Omega}) \rightarrow \dots$

T | **Teorema normalizării** Dacă o expresie este reductibilă, evaluarea **stânga-dreapta** a acesteia se termină.

- Teorema normalizării (normalizare = aducere la forma normală) **nu** garantează terminarea evaluării oricărei expresii, ci doar a celor **reductibile!**
- Dacă expresia este ireductibilă, **nicio** reducere nu se va termina.

- 1 Când se **termină** calculul? Se termină **întotdeauna**?
→ se termină cu **forma normală [funcțională]**. **NU** se termină decât dacă expresia este **reductibilă**.
- 2 Comportamentul **depinde** de secvența de reducere?
→ **DA**.
- 3 Dacă mai multe secvențe de reducere se termină, obținem întotdeauna **același** rezultat?
→ **DA**.
- 4 Dacă rezultatul este unic, **cum** îl obținem?
→ Reducere **stânga-dreapta**.
- 5 Care este valoarea expresiei?
→ Forma normală [funcțională] (**FNF**).

- **+** **Evaluare aplicativă** (*eager*) – corespunde reducerii **dreapta-stânga**. Parametrii funcțiilor sunt evaluați **înaintea** aplicării funcției.
- **+** **Evaluare normală** (*lazy*) – corespunde reducerii **stânga-dreapta**. Parametrii funcțiilor sunt evaluați **la cerere**.
- **+** **Funcție strictă** – funcție cu evaluare **aplicativă**.
- **+** **Funcție nestrictă** – funcție cu evaluare **normală**.

- Evaluarea **aplicativă** prezentă în majoritatea limbajelor: C, Java, Scheme, PHP etc.

Ex | Exemplu

$(+ (+ 2 3) (* 2 3)) \rightarrow (+ 5 6) \rightarrow 11$

- Nevoie de funcții **nestricte**, chiar în limbajele aplicative: if, and, or etc.

Ex | Exemplu

$(\text{if } (< 2 3) (+ 2 3) (* 2 3)) \rightarrow (< 2 3) \rightarrow \#t \rightarrow (+ 2 3) \rightarrow 5$

Limbajul lambda-0 și incursiune în TDA

- Am putea crea o mașină de calcul folosind calculul λ – mașină de calcul **ipotețică**;
- Mașina folosește limbajul $\lambda_0 \equiv$ calcul lambda;
- **Programul** \rightarrow λ -expresie;
 - + Legări top-level de expresii la nume.
- **Datele** \rightarrow λ -expresii;
- Funcționarea mașinii \rightarrow **reducere** – substituție textuală
 - evaluare normală;
 - terminarea evaluării cu forma normală funcțională;
 - se folosesc numai expresii închise.

· Scrieri **prescurtate**:

- $\lambda x_1.\lambda x_2.\dots.\lambda x_n.E \rightarrow \lambda x_1 x_2 \dots x_n.E$
- $((\dots((E A_1) A_2) \dots) A_n) \rightarrow (E A_1 A_2 \dots A_n)$

Ex | Exemplu

$\lambda x.\lambda y.(x y) \rightarrow \lambda x y.(x y)$

Tipuri de date

Cum reprezentăm datele? Cum interpretăm valorile?

- Putem reprezenta toate datele prin funcții cărora, **convențional**, le dăm o semnificație **abstractă**.

Ex) Exemplu

$$T \equiv_{\text{def}} \lambda x. \lambda y. x \equiv \lambda x y. x \qquad F \equiv_{\text{def}} \lambda x. \lambda y. y \equiv \lambda x y. y$$

- Pentru aceste **tipuri de date abstracte (TDA)** creăm operatori care transformă datele în mod coerent cu interpretarea pe care o dăm valorilor.

Ex) Exemplu

$$\text{not} \equiv_{\text{def}} \lambda x. (x F T)$$

$$(\text{not } T) \rightarrow (\lambda x. (x F T) T) \rightarrow (T F T) \rightarrow F$$

+ **Tip de date abstract – TDA** – Model matematic al unei mulțimi de valori și al operațiilor valide pe acestea.

: Componente

- **constructori de bază**: cum se generează valorile;
- **operatori**: ce se poate face cu acestea;
- **axiome**: cum lucrează operatorii / ce restricții există.

· Constructori: $\left| \begin{array}{l} T : \rightarrow Bool \\ F : \rightarrow Bool \end{array} \right.$

· Operatori: $\left| \begin{array}{l} not : Bool \rightarrow Bool \\ and : Bool^2 \rightarrow Bool \\ or : Bool^2 \rightarrow Bool \end{array} \right.$

· Axiome: $\left| \begin{array}{l} not : not(T) = F \\ \quad \quad not(F) = T \\ and : and(T, a) = a \\ \quad \quad and(F, a) = F \\ or : or(T, a) = T \\ \quad \quad or(F, a) = a \end{array} \right.$



Intuiție: **selecția** între cele două valori, *true* și *false*

- $T \equiv_{\text{def}} \lambda x y. x$
- $F \equiv_{\text{def}} \lambda x y. y$
- Comportament de **selector**:
 - $(T a b) \rightarrow (\lambda x y. x a b) \rightarrow a$
 - $(F a b) \rightarrow (\lambda x y. y a b) \rightarrow b$

- $not \equiv_{\text{def}} \lambda x.(x F T)$
 - $(not T) \rightarrow (\lambda x.(x F T) T) \rightarrow (T F T) \rightarrow F$
 - $(not F) \rightarrow (\lambda x.(x F T) F) \rightarrow (F F T) \rightarrow T$

- $and \equiv_{\text{def}} \lambda x y.(x y F)$
 - $(and T a) \rightarrow (\lambda x y.(x y F) T a) \rightarrow (T a F) \rightarrow a$
 - $(and F a) \rightarrow (\lambda x y.(x y F) F a) \rightarrow (F a F) \rightarrow F$

- $or \equiv_{\text{def}} \lambda x y.(x T y)$
 - $(or T a) \rightarrow (\lambda x y.(x T y) T a) \rightarrow (T T a) \rightarrow T$
 - $(or F a) \rightarrow (\lambda x y.(x T y) F a) \rightarrow (F T a) \rightarrow a$

- Intuiție: pereche \rightarrow funcție ce așteaptă **selectorul**, pentru a-l aplica asupra membrilor
- $pair \equiv_{\text{def}} \lambda x y z.(z x y)$
 - $(pair a b) \rightarrow (\lambda x y z.(z x y) a b) \rightarrow \lambda z.(z a b)$
- $fst \equiv_{\text{def}} \lambda p.(p T)$
 - $(fst (pair a b)) \rightarrow (\lambda p.(p T) \lambda z.(z a b)) \rightarrow (\lambda z.(z a b) T) \rightarrow (T a b) \rightarrow a$
- $snd \equiv_{\text{def}} \lambda p.(p F)$
 - $(snd (pair a b)) \rightarrow (\lambda p.(p F) \lambda z.(z a b)) \rightarrow (\lambda z.(z a b) F) \rightarrow (F a b) \rightarrow b$



Intuiție: listă \rightarrow pereche (*head*, *tail*)

- $nil \equiv_{\text{def}} \lambda x. T$
 - $cons \equiv_{\text{def}} pair$
 - $(cons\ e\ L) \rightarrow (\lambda x\ y\ z. (z\ x\ y)\ e\ L) \rightarrow \lambda z. (z\ e\ L)$
 - $car \equiv_{\text{def}} fst$ $cdr \equiv_{\text{def}} snd$
-



Intuiție: număr \rightarrow listă cu lungimea egală cu valoarea numărului

- $zero \equiv_{\text{def}} nil$
- $succ \equiv_{\text{def}} \lambda n. (cons\ nil\ n)$
- $pred \equiv_{\text{def}} cdr$

• **vezi și** [http://en.wikipedia.org/wiki/Lambda_calculus#Encoding_datatypes]

- Modalitate de exprimare a **intenției** programatorului;
- **Documentare**: ce operatori acționează asupra căror obiecte;
- Reprezentarea **particulară** a valorilor de tipuri diferite: 1, “Hello”, #t etc.;
- **Optimizarea** operațiilor specifice;
- Prevenirea **erorilor**;
- Facilitarea verificării **formale**;

- Un număr, o listă sau un arbore, posibil desemnate de **aceeași** valoare!
- Valori și operatori reprezentați de funcții, semnificația fiind dependentă de **context**.
- Valoare **aplicabilă** asupra unei alte valori \rightarrow operator!

- Incapacitatea Mașinii λ de a
 - interpreta **semnificația** expresiilor;
 - asigura **corectitudinea** acestora (dpdv al tipurilor).
 - Delegarea celor două aspecte **programatorului**;
 - **Orice** operatori aplicabili asupra **oricăror** valori;
 - Construcții eronate **acceptate** fără avertisment, dar calcule terminate cu
 - valori **fără** semnificație *sau*
 - expresii care **nu** sunt valori (nu au asociată o semnificație), dar sunt **ireductibile**
- **instabilitate**.

- **Flexibilitate** sporită în reprezentare;
 - Potrivită în situațiile în care reprezentarea **uniformă** obiectelor, ca liste de simboluri, este convenabilă.
- ... vin cu prețul unei dificultăți sporite în **depanare**, **verificare** și **mentenanță**

· Cum realizăm recursivitatea în λ_0 , dacă nu avem nume de funcții?

- **Textuală**: funcție care se autoapelează, folosindu-și numele;
- **Semantică**: ce **obiect** matematic este desemnat de o funcție recursivă, cu posibilitatea construirii de funcții recursive **anonime**.

- Lungimea unei liste:

length $\equiv_{\text{def}} \lambda L.(\text{if } (\text{null } L) \text{ zero } (\text{succ } (\underline{\text{length}} (\text{cdr } L))))$

- Cu ce **înlocuim** zona subliniată, pentru a evita recursivitatea textuală?

- Putem primi ca **parametru** o funcție echivalentă computațional cu *length*?

Length $\equiv_{\text{def}} \lambda f L.(\text{if } (\text{null } L) \text{ zero } (\text{succ } (f (\text{cdr } L))))$

- $(\text{Length } \text{length}) = \text{length} \rightarrow \text{length}$ este un **punct fix** al lui *Length*!

- Cum **obținem** punctul fix?

Combinator de punct fix

 λ

mai multe la

http://en.wikipedia.org/wiki/Lambda_calculus#Recursion_and_fixed_points



Exemplu

$Fix = \lambda f.(\lambda x.(f (x x)) \lambda x.(f (x x)))$

- $(Fix F) \rightarrow (\lambda x.(F (x x)) \lambda x.(F (x x))) \rightarrow (F (\lambda x.(F (x x)) \lambda x.(F (x x)))) \rightarrow (F (Fix F))$
- $(Fix F)$ este un **punct fix** al lui F .
- Fix se numește **combinator de punct fix**.
- $length \equiv_{\text{def}} (Fix Length) \rightarrow (Length (Fix Length)) \rightarrow \lambda L.(if (null L) zero (succ ((Fix Length) (cdr L))))$
- Funcție recursivă, **fără** a fi textual recursivă!

Racket vs. lambda-0

Racket vs. λ_0

 λ

Construcția expresiilor / sintaxă

	λ	Racket
Variabilă/nume	x	<code>x</code>
Funcție	$\lambda x. corp$	<code>(lambda (x) corp)</code>
uncurry	$\lambda x y. corp$	<code>(lambda (x y) corp)</code>
Aplicare	$(F A)$	<code>(f a)</code>
uncurry	$(F A1 A2)$	<code>(f a1 a2)</code>
Legare top-level	-	<code>(define nume expr)</code>
Program	λ -expresie închisă	colecție de legări top-level (<code>define</code>)
Valori	λ -expresii / TDA	valori de diverse tipuri (numere, liste, etc.)

- similar cu λ_0 , folosește S-expresii (bază Lisp);
- **tipat** – dinamic/latent
 - variabilele **nu** au tip;
 - valorile **au** tip (3, #f);
 - verificarea se face la **execuție**, în momentul aplicării unei funcții;
- evaluare **aplicativă**;
- permite recursivitate **textuală**;
- avem legări top-level.

- Baza formală a calculului λ :
- expresie λ , β -redex, variabile și apariții legate vs. libere, expresie închisă, α -conversie, β -reducere
- FN și FNF, reducere, reductibilitate, evaluare aplicativă și normală
- TDA și recursivitate pentru calcul lambda

+ Dați feedback la acest curs aici:

[<http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J>]

Anexă: TDA

→ Folosim notația:

- $\lambda x_1.\lambda x_2.\dots.\lambda x_n.E \rightarrow \lambda x_1 x_2 \dots x_n.E$
- $((\dots((E A_1) A_2) \dots) A_n) \rightarrow (E A_1 A_2 \dots A_n)$

→ Pentru definirea unui **Tip de Date Abstract** avem nevoie de:

- **Constructorii de bază** → un set minimal de funcții, prin aplicarea (eventual, repetată) cărora se poate construi oricare element din mulțimea de valori a tipului.
 - constructorii de bază construiesc **valorile**.
- **Operatori** → setul complet de funcții care pot lucra cu valorile din tipul de bază.
 - operatorii arată **ce operații** putem face cu valorile.
- **Axiome** → definesc rezultatul operatorilor pentru toate posibilele valori (ne ajutăm de constructorii de bază).
 - axiomele arată ce **rezultate** obținem din operații.

· Constructori: $\left\{ \begin{array}{l} T : \rightarrow Bool \\ F : \rightarrow Bool \end{array} \right.$

· Operatori: $\left\{ \begin{array}{l} not : Bool \rightarrow Bool \\ and : Bool^2 \rightarrow Bool \\ or : Bool^2 \rightarrow Bool \end{array} \right.$

· Axiome: $\left\{ \begin{array}{l} not : not(T) = F \\ \quad not(F) = T \\ and : and(T, a) = a \\ \quad and(F, a) = F \\ or : or(T, a) = T \\ \quad or(F, a) = a \end{array} \right.$



Intuiție: **selecția** între cele două valori, *true* și *false*

- $T \equiv_{\text{def}} \lambda x y. x$
- $F \equiv_{\text{def}} \lambda x y. y$
- Comportament de **selector**:
 - $(T a b) \rightarrow (\lambda x y. x a b) \rightarrow a$
 - $(F a b) \rightarrow (\lambda x y. y a b) \rightarrow b$

- $not \equiv_{\text{def}} \lambda x.(x F T)$
 - $(not T) \rightarrow (\lambda x.(x F T) T) \rightarrow (T F T) \rightarrow F$
 - $(not F) \rightarrow (\lambda x.(x F T) F) \rightarrow (F F T) \rightarrow T$

- $and \equiv_{\text{def}} \lambda x y.(x y F)$
 - $(and T a) \rightarrow (\lambda x y.(x y F) T a) \rightarrow (T a F) \rightarrow a$
 - $(and F a) \rightarrow (\lambda x y.(x y F) F a) \rightarrow (F a F) \rightarrow F$

- $or \equiv_{\text{def}} \lambda x y.(x T y)$
 - $(or T a) \rightarrow (\lambda x y.(x T y) T a) \rightarrow (T T a) \rightarrow T$
 - $(or F a) \rightarrow (\lambda x y.(x T y) F a) \rightarrow (F T a) \rightarrow a$

· Operator: $| \textit{if} : Bool \times A \times A \rightarrow A$

· Axiome: $\left| \begin{array}{l} \textit{if}(T, a, b) = a \\ \textit{if}(F, a, b) = b \end{array} \right.$

● Implementare: $\textit{if} \equiv_{\text{def}} \lambda c t e.(c t e)$

● $(\textit{if} T a b) \rightarrow (\lambda c t e.(c t e) T a b) \rightarrow (T a b) \rightarrow a$

● $(\textit{if} F a b) \rightarrow (\lambda c t e.(c t e) F a b) \rightarrow (F a b) \rightarrow b$

● Funcție **nrestrictă!**

· Constructori: $| \textit{pair} : A \times B \rightarrow \textit{Pair}$

· Operatori: $\left| \begin{array}{l} \textit{fst} : \textit{Pair} \rightarrow A \\ \textit{snd} : \textit{Pair} \rightarrow B \end{array} \right.$

· Axiome: $\left| \begin{array}{l} \textit{snd}(\textit{pair}(a, b)) = b \\ \textit{fst}(\textit{pair}(a, b)) = a \end{array} \right.$



Intuiție: pereche \rightarrow funcție ce așteaptă **selectorul**, pentru a-l aplica asupra membrilor

- $pair \equiv_{\text{def}} \lambda x y z. (z x y)$
 - $(pair a b) \rightarrow (\lambda x y z. (z x y) a b) \rightarrow \lambda z. (z a b)$
- $fst \equiv_{\text{def}} \lambda p. (p T)$
 - $(fst (pair a b)) \rightarrow (\lambda p. (p T) \lambda z. (z a b)) \rightarrow (\lambda z. (z a b) T) \rightarrow (T a b) \rightarrow a$
- $snd \equiv_{\text{def}} \lambda p. (p F)$
 - $(snd (pair a b)) \rightarrow (\lambda p. (p F) \lambda z. (z a b)) \rightarrow (\lambda z. (z a b) F) \rightarrow (F a b) \rightarrow b$

- Constructori:

nil	$:$	$\rightarrow List$
$cons$	$:$	$A \times List \rightarrow List$

- Operatori:

car	$:$	$List \setminus \{nil\} \rightarrow A$
cdr	$:$	$List \setminus \{nil\} \rightarrow List$
$null?$	$:$	$List \rightarrow Bool$
$append$	$:$	$List^2 \rightarrow List$

- Axiome:

car	$:$	$car(cons(e, L)) = e$
cdr	$:$	$cdr(cons(e, L)) = L$
$null?$	$:$	$null?(nil) = T$
		$null?(cons(e, L)) = F$
$append$	$:$	$append(nil, B) = B$
		$append(cons(e, A), B) = cons(e, append(A, B))$



Intuitie: listă \rightarrow pereche (*head*, *tail*)

- $nil \equiv_{\text{def}} \lambda x. T$
- $cons \equiv_{\text{def}} pair$
 - $(cons\ e\ L) \rightarrow (\lambda x\ y\ z. (z\ x\ y)\ e\ L) \rightarrow \lambda z. (z\ e\ L)$
- $car \equiv_{\text{def}} fst$
- $cdr \equiv_{\text{def}} snd$
- $null? \equiv_{\text{def}} \lambda L. (L\ \lambda x\ y. F)$
 - $(null?\ nil) \rightarrow (\lambda L. (L\ \lambda x\ y. F)\ \lambda x. T) \rightarrow (\lambda x. T\ \dots) \rightarrow T$
 - $(null?\ (cons\ e\ L)) \rightarrow (\lambda L. (L\ \lambda x\ y. F)\ \lambda z. (z\ e\ L)) \rightarrow (\lambda z. (z\ e\ L)\ \lambda x\ y. F) \rightarrow (\lambda x\ y. F\ e\ L) \rightarrow F$

- *append* \equiv_{def}
 $\lambda A B. (\text{if } (\text{null? } A) B (\text{cons } (\text{car } A) (\text{append } (\text{cdr } A) B)))$

. Problemă: expresia **nu** admite formă închisă! → vezi eliminarea recursivității textuale.

· Constructori: $\left| \begin{array}{l} \mathit{zero} : \rightarrow \mathit{Natural} \\ \mathit{succ} : \mathit{Natural} \rightarrow \mathit{Natural} \end{array} \right.$

· Operatori: $\left| \begin{array}{l} \mathit{pred} : \mathit{Natural} \setminus \{\mathit{zero}\} \rightarrow \mathit{Natural} \\ \mathit{zero?} : \mathit{Natural} \rightarrow \mathit{Bool} \\ \mathit{add} : \mathit{Natural}^2 \rightarrow \mathit{Natural} \end{array} \right.$

· Axiome: $\left| \begin{array}{l} \mathit{pred} : \mathit{pred}(\mathit{succ}(n)) = n \\ \mathit{zero?} : \mathit{zero?}(\mathit{zero}) = T \\ \mathit{zero?}(\mathit{succ}(n)) = F \\ \mathit{add} : \mathit{add}(\mathit{zero}, n) = n \\ \mathit{add}(\mathit{succ}(n), m) = \mathit{succ}(\mathit{add}(n, m)) \end{array} \right.$



Intuiție: număr \rightarrow **listă** cu lungimea egală cu valoarea numărului

- $zero \equiv_{\text{def}} nil$
- $succ \equiv_{\text{def}} \lambda n.(cons\ nil\ n)$
- $pred \equiv_{\text{def}} cdr$
- $zero? \equiv_{\text{def}} null$
- $add \equiv_{\text{def}} append$

Recapitulare Calcul λ

• O λ -expresie poate fi:

- x
- $\lambda x.E$ E λ -expresie
- $(F A)$ F, A λ -expresii

Exemple:

- $\lambda x.x$
- $\lambda x.\lambda y.(x y)$
- $(\lambda x.x \lambda x.x)$

- Sursa pentru β -reducere și pasul de reducere.
- Este o funcție care se poate aplica.

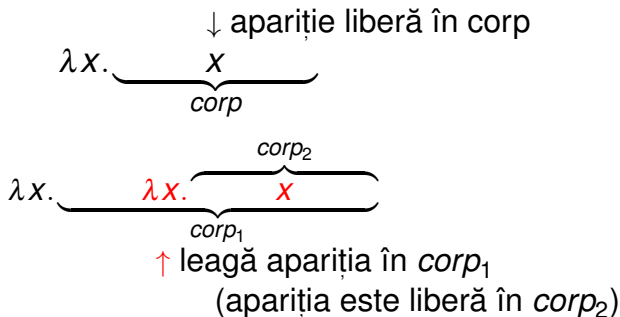
$$(\lambda x. \underbrace{\hspace{2cm}}_{corp} \underbrace{\hspace{4cm}}_{parametru\ actual})$$

- x : numele parametrului formal.

· substituție textuală

$$(\lambda x. \underbrace{\quad}_{corp} \underbrace{\quad}_{parametru\ actual}) \rightarrow_{\beta} \underbrace{\quad}_{corp} [parametru\ actual/x]$$

aparițiile libere ale lui x din corp sunt
substituite textual cu parametrul actual



- O apariție x este legată de cea mai interioară definiție λx , care conține apariția în corpul său. Dacă λx care îl leagă este inclus în expresia E , apariția este legată în E , altfel este liberă în E .
- x are o apariție liberă în $E \Rightarrow x$ variabilă liberă în E (altfel legată).
- \nexists variabile libere în $E \Rightarrow E$ închisă.

Condiții β -reducere pentru $(\lambda x.E A)$

 λ

Când este corect să efectuăm substituția?

- Variabilele **libere** din A nu devin **legate** în $E_{[A/x]}$
- Mai precis, numele variabilelor libere din A nu sunt nume de variabile care sunt legate în contextele din E în care apare x .
- Exemplu: $(\lambda x.\lambda y.(y x) \lambda z.y) \rightarrow$ incorect să efectuăm β -reducere.

α -conversie în $(\lambda x.E A)$

 λ

Cum rezolvăm problema anterioară?

- când? \rightarrow când variabilele din A devin legate în $E_{[A/x]}$
- ce redenumim? \rightarrow parametri formali ai tuturor funcțiilor din E care conțin apariții libere ale lui x în corp și au ca parametru formal numele unei variabile libere din A (redenumirea parametrilor formali implică folosirea noului nume în toate aparițiile libere ale parametrilor formali în corpurile funcțiilor respective).
- la ce redenumim? \rightarrow la un nume care nu este nume de variabilă liberă în A sau în propriul corp, și care nu devine legat în corp.

$[\alpha\text{-conversie}] + \beta\text{-reducere}$ fără coliziuni

- 1 avem β -redex
- 2 dacă este cazul, efectuăm α -conversie
- 3 efectuăm β -reducere

Secvență de reducere

 λ

Cum facem o reducere completă?

Secvență de reducere = \rightarrow^*

· Dacă expresia este reductibilă (are o secvență de reducere care se termină), reducerea în ordine **stânga-dreapta** se va termina cu valoarea expresiei.

Cursul 4: Programare funcțională în Racket II





- Exemple mai avansate de legare în Racket
- Exemple mai avansate de utilizare Racket

+ Dați feedback la acest curs aici:

[\[http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J\]](http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J)



- 20 Întârzierea evaluării
- 21 Fluxuri
- 22 Căutare leneșă în spațiul stărilor
- 23 Anexă: Evaluare și legarea variabilelor în Racket
- 24 Anexă: Efecte laterale

Întârzierea evaluării



Exemplu

Să se implementeze funcția **nestrictă** *prod*, astfel încât al doilea parametru să fie evaluat doar dacă primul este *true*:

- $prod(F, y) = 0$
- $prod(T, y) = y(y + 1)$

Dar, evaluarea parametrului *y* al funcției să se facă numai o singură dată.

- Problema de rezolvat: evaluarea **la cerere**.



Varianta 1

Încercare → implementare directă

```
1 (define prod
2   (lambda (x y)
3     (if x (* y (+ y 1)) 0)))
4
5 (define test
6   (lambda (x)
7     (let ((y 5))
8       (prod x (and (display "y ") y))))))
9
10 (test #f)
11 (test #t)
```

Output: y 0 | y 30

- Implementarea nu respectă **specificația**, deoarece **ambii** parametri sunt evaluați în momentul aplicării

Varianta 2



Încercare → quote & eval

```
1 (define prod
2   (lambda (x y)
3     (if x (* (eval y) (+ (eval y) 1)) 0)))
4
5 (define test
6   (lambda (x)
7     (let ((y 5))
8       (prod x (quote (and (display "y ") y))))))
9
10 (test #f)
11 (test #t)
```

Output: 0 | y undefined

- `x = #f` → comportament corect: `y` neevaluat
- `x = #t` → **eroare**: `quote` nu salvează contextul

(

Paranteză!



+ **Context computațional** Contextul computațional al unui punct P , dintr-un program, la momentul t , este mulțimea variabilelor ale căror domenii de vizibilitate îl conțin pe P , la momentul t .

- Legare **statică** → mulțimea variabilelor care îl conțin pe P în domeniul **lexical** de vizibilitate
- Legare **dinamică** → mulțimea variabilelor definite cel mai recent, la momentul t , și referite din P



Ex | Exemplu Ce variabile locale conține contextul computațional al punctului P ?

```
1 (lambda (x y)
2   (lambda (z)
3     (let ((x (car y)))
4       ; ..P..)))
```



+ **Închidere funcțională:** funcție care își salvează **contextul**, pe care îl va folosi, în momentul **aplicării**, pentru evaluarea corpului.

· **Notăție:** închiderea funcției f în contextul $C \rightarrow \langle f; C \rangle$

Ex | Exemplu

$\langle \lambda x.z; \{z \leftarrow 2\} \rangle$

)

închidem paranteza



Varianta 3

Încercare → închideri funcționale

```
1 (define prod
2   (lambda (x y)
3     (if x (* (y) (+ (y) 1)) 0))) ; (y)
4
5 (define test
6   (lambda (x)
7     (let ((y 5))
8       (prod x
9         (lambda () (and (display "y ") y)))))))
10
11 (test #f)
12 (test #t)
```

Output: 0 | y y 30

- Comportament corect: y evaluat **la cerere**
- $x = \#t \rightarrow y$ evaluat de 2 ori \rightarrow **ineficient**

Varianta 4



Promisiuni: delay & force

```
1 (define prod
2   (lambda (x y)
3     (if x (* (force y) (+ (force y) 1)) 0)))
4
5 (define test
6   (lambda (x)
7     (let ((y 5))
8       (prod x
9         (delay (and (display "y ") y))))))
10
11 (test #f)
12 (test #t)
```

Output: 0 | y 30

- Rezultat corect: y evaluat **la cerere**, o **singură dată**
→ evaluare **leneșă**



- Rezultatul încă **neevaluat** al unei expresii
- Valori de **prim rang** în limbaj
- `delay`
 - construiește o promisiune;
 - funcție nestrictă.
- `force`
 - forțează respectarea unei promisiuni, evaluând expresia doar la **prima** aplicare, și **salvându-i** valoarea;
 - începând cu a doua invocare, întoarce, direct, valoarea **memorată**.



- Salvarea **contextului computațional** al expresiei a cărei evaluare este întârziată și evaluarea ei ulterioară în **acel** context → asemănător cu închiderile funcționale.
- Salvarea **rezultatului** primei evaluări a expresiei
- **Distingerea** primei forțări de celelalte → **efect lateral**.



Evaluare întârziată

Abstractizare a implementării cu **promisiuni**

Ex) Continuare a exemplului cu funcția prod

```
1 (define-syntax-rule (pack expr) (delay expr))
2
3 (define unpack force)
4
5
6 (define prod (lambda (x y)
7   (if x (* (unpack y) (+ (unpack y) 1)) 0)))
8 (define test (lambda (x)
9   (let ((y 5))
10    (prod x (pack (and (display "y␣") y)))) )))
```

· utilizarea nu depinde de implementare (am definit funcțiile pack și unpack care **abstractizează** implementarea concretă a evaluării întârziate).



Evaluare întârziată

Abstractizare a implementării cu închideri

Ex | Continuare a exemplului cu funcția prod

```
1 (define-syntax-rule (pack expr) (lambda () expr) )
2
3 (define unpack (lambda (p) (p)))
4
5
6 (define prod (lambda (x y)
7   (if x (* (unpack y) (+ (unpack y) 1)) 0)))
8 (define test (lambda (x)
9   (let ((y 5))
10    (prod x (pack (and (display "y␣") y)))) )))
```

· utilizarea nu depinde de implementare (același cod ca anterior, altă implementare a funcționalității de evaluare întârziată).

Fluxuri



Ex | Determinați suma numerelor pare¹ din intervalul $[a, b]$.

```
1 (define even-sum-iter ; varianta 1
2   (lambda (a b)
3     (let iter ((n a)
4               (sum 0))
5       (cond ((> n b) sum)
6             ((even? n) (iter (+ n 1) (+ sum n)))
7             (else (iter (+ n 1) sum))))))
8
9
10 (define even-sum-lists ; varianta 2
11   (lambda (a b)
12     (foldl + 0 (filter even? (interval a b)))))
```

¹stă pentru o verificare potențial mai complexă, e.g. numere prime

[Întârzierea evaluării](#) [Fluxuri](#) [Căutare în spațiul stărilor](#) [Evaluare - legare](#) [Anexă: Efecte laterale](#)

Evaluare leneșă în Racket



- Varianta 1 – iterativă (d.p.d.v. proces):
 - **eficientă**, datorită spațiului suplimentar constant;
 - **ne-elegantă** → trebuie să implementăm generarea numerelor.
- Varianta 2 – folosește liste:
 - **ineficientă**, datorită spațiului posibil mare, ocupat la un moment dat – toate numerele din intervalul $[a, b]$.
 - **elegantă** și concisă;
- Cum **îmbinăm** avantajele celor 2 abordări? Putem stoca **procesul** fără a stoca **rezultatul** procesului?



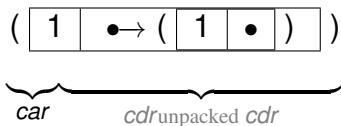
Fluxuri



- Secvențe construite **parțial**, extinse la cerere, ce creează **iluzia** completitudinii structurii;
- Îmbinarea **eleganței** manipulării listelor cu **eficiența** calculului incremental;
- Bariera de abstractizare:
 - componentele **listelor** evaluate la **construcție** (`cons`)
 - componentele **fluxurilor** evaluate la **selecție** (`cdr`)
- Construcție și utilizare:
 - **separate** la nivel conceptual → **modularitate**;
 - **întrepătrunse** la nivel de proces (utilizarea necesită construcția concretă).



- o listă este o **pereche**;
- explorarea listei se face prin operatorii `car` – primul element – și `cdr` – **restul** listei;
- am dori să **generăm** `cdr` algoritmic, dar **la cererere**.





- cons, car, cdr, nil, null?

```
1 (define-macro stream-cons (lambda (head tail)
2   '(cons ,head (pack ,tail))))
3
4 (define stream-car car)
5
6 (define stream-cdr (lambda (s)
7   (unpack (cdr s))))
8
9 (define stream-nil '())
10
11 (define stream-null? null?)
```



- selecție / eliminare dintr-un flux a n elemente.

```
1 (define stream-take (lambda (s n)
2   (cond ((zero? n) '())
3         ((stream-null? s) '())
4         (else (cons (stream-car s)
5                       (stream-take (stream-cdr s) (- n 1))))))
6 )))
7
8 (define stream-drop (lambda (s n)
9   (cond ((zero? n) s)
10         ((stream-null? s) s)
11         (else (stream-drop (stream-cdr s) (- n 1))))
12 )))
```



- operatori de aplicare și filtrare pe liste.

```
1 (define stream-map (lambda (f s)
2   (if (stream-null? s) s
3       (stream-cons (f (stream-car s))
4                     (stream-map f (stream-cdr s))))
5 )))
6
7 (define stream-filter (lambda (f? s)
8   (cond ((stream-null? s) s)
9         ((f? (stream-car s))
10          (stream-cons (stream-car s)
11                        (stream-filter f? (stream-cdr s))))
12         (else (stream-filter f? (stream-cdr s))))
13 )))
```



```
1 (define stream-zip (lambda (f s1 s2)
2   (if (stream-null? s1) s2
3     (stream-cons (f (stream-car s1) (stream-car s2))
4       (stream-zip f (stream-cdr s1) (stream-cdr s2))))
5 )))
6
7 (define stream-append (lambda (s1 s2)
8   (if (stream-null? s1) s2
9     (stream-cons (stream-car s1)
10      (stream-append (stream-cdr s1) s2))))))
11
12 (define list->stream (lambda (L)
13   (if (null? L) stream-null
14     (stream-cons (car L) (list->stream (cdr L))))))
```



- Definiție cu închideri:

```
(define ones (lambda ()(cons 1 (lambda ()(ones))))))
```

- Definiție cu fluxuri:

```
1 (define ones (stream-cons 1 ones))  
2 (stream-take 5 ones) ; (1 1 1 1 1)
```

- Definiție cu promisiuni:

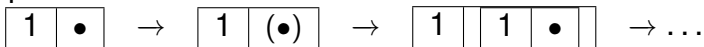
```
(define ones (delay (cons 1 ones)))
```

Fluxuri – Exemple

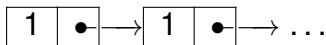
Flux de numere 1 – discuție



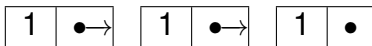
- Ca proces:



- Structural:



- Extinderea se realizează în spațiu constant:





```
1 (define naturals-from (lambda (n)
2   (stream-cons n (naturals-from (+ n 1)))))
3
4 (define naturals (naturals-from 0))

1 (define naturals
2   (stream-cons 0
3     (stream-zip-with + ones naturals)))
```

· Atenție:

- Închideri: multiple parcurgeri ale fluxului determină **reevaluarea** porțiunilor deja explorate.
- Promisiuni: parcurgerea fluxului determină evaluarea **dincolo** de porțiunile deja explorate.

Fluxul numerelor pare



În două variante

```
1 (define even-naturals
2   (stream-filter even? naturals))
3
4 (define even-naturals
5   (stream-zip-with + naturals naturals))
```




- Ciurul lui **Eratostene**.
- Pornim de la fluxul numerelor **naturale**, începând cu 2.
- Elementul **curent** din fluxul inițial aparține fluxului numerelor prime.
- **Restul** fluxului generat se obține
 - eliminând **multiplii** elementului curent din fluxul inițial;
 - continuând procesul de **filtrare**, cu elementul următor.



```
1 (define sieve (lambda (s)
2   (if (stream-null? s) s
3     (stream-cons (stream-car s)
4       (sieve (stream-filter
5         (lambda (n) (not (zero?
6           (remainder n (stream-car s))))))
7       (stream-cdr s)
8     )))
9 )))
10
11 (define primes (sieve (naturals-from 2)))
```

Căutare leneșă în spațiul stărilor



+ **Spațiul stărilor unei probleme** Mulțimea configurațiilor valide din universul problemei.



Exemplu

Fie problema Pal_n : *Să se determine palindroamele de lungime cel puțin n , ce se pot forma cu elementele unui alfabet fixat.*

Stările problemei → **toate** șirurile generabile cu elementele alfabetului respectiv.



- Starea **inițială**: șirul vid
- Operatorii de generare a stărilor **succesor** ale unei stări: inserarea unui caracter la începutul unui șir dat
- Operatorul de verificare a proprietății de **scop** a unei stări: palindrom



- Spațiul stărilor ca **graf**:
 - noduri: **stări**
 - muchii (orientate): **transformări** ale stărilor în stări succesor

- Posibile strategii de **căutare**:
 - lățime: **completă** și optimală
 - adâncime: **incompletă** și suboptimală



```
1 (define breadth-search-goal
2   (lambda (init expand goal?)
3     (letrec ((search (lambda (states)
4       (if (null? states) '()
5         (let ((state (car states)) (states (cdr states)))
6           (if (goal? state) state
7             (search (append states (expand state))))
8         )))))
9   (search (list init))))
```

- Generarea unei **singure** soluții
- Cum le obținem pe **celelalte**, mai ales dacă spațiul e **infinite**?

Căutare în lățime



Leneșă (1) – fluxul stărilor *scop*

```
1 (define lazy-breadth-search (lambda (init expand)
2   (letrec ((search (lambda (states)
3     (if (stream-null? states) states
4       (let ((state (stream-car states))
5         (states (stream-cdr states))))
6     (stream-cons state
7       (search (stream-append states
8         (expand state))))
9     ))))))
10 (search (stream-cons init stream-nil))
11 )))
```




```
1 (define lazy-breadth-search-goal
2   (lambda (init expand goal?)
3     (stream-filter goal?
4       (lazy-breadth-search init expand)))
5 ))
```

- Nivel înalt, conceptual: **separare** între explorarea spațiului și identificarea stărilor *scop*.
- Nivel scăzut, al instrucțiunilor: **întrepătrunderea** celor două aspecte.
- Aplicații:
 - Palindroame
 - Problema reginelor



- Evaluare întârziată → variante de implementare
- Fluxuri → implementare și utilizări
- Căutare într-un spațiu de stări infinit

+ Dați feedback la acest curs aici:

[<http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J>]

Anexă: Evaluare și legarea variabilelor în Racket



- Racket nu suportă re-definirea unui simbol prin `define`.
- Pentru rularea acestor exemple, alegeți limbajul Pretty Big pentru execuție.



Ex Exemplu

```
1 (define x 0)
2 (define f (lambda () x))
3 (f)
4 (define x 1)
5 (f)
```

Output: 0 1



Ex | Exemplu

```
1 (define factorial (lambda (n)
2   (if (zero? n) 1
3       (* n (factorial (- n 1))))))
4
5 (factorial 5)
6
7 (define g factorial)
8 (define factorial (lambda (x) x))
9
10 (g 5)
```

Output: 120 20



Ex | Exemplu

```
1 (define x 0)
2 (define f (lambda () x))
3 (define x 1)
4
5 (define g
6   (lambda (x)
7     (f)))
8
9 (g 2)
```

Output: 1



Exemplul 4

Ex | Exemplu

```
1 (define comp
2   (lambda (f) (lambda (g) (lambda (x) (f (g x))))))
3 (define inc (lambda (x) (+ x 1)))
4 (define comp-inc (comp inc))
5
6 (define double (lambda (x) (* x 2)))
7 (define comp-inc-double (comp-inc double))
8 (comp-inc-double 5) ; 11
9
10 (define inc (lambda (x) x))
11 (comp-inc-double 5) ; tot 11
```




- $comp-inc \equiv \langle \lambda g.\lambda x.(f (g x)); \{f \leftarrow \lambda x.(+ x 1)\} \rangle$
- $comp-inc-double \equiv \langle \lambda x.(f (g x)); \{f \leftarrow \lambda x.(+ x 1), g \leftarrow \lambda x.(* x 2)\} \rangle$
- **Inutilitatea** redefinirii lui `inc`: valoarea sa (o funcție) fusese deja **salvată** în context, în momentul aplicării

Anexă: Efecte laterale



- **Modifică** valoarea unei variabile

Ex | Exemplu

```
1 (define x 0)
2 (define f (lambda (p)
3     (set! x p)
4     x))
5 (f 3) ; 3
6 x ; 3
```

- Diferență la nivel de **intenție** față de `let`-uri și `define`, care urmăresc definirea de variabile **noi** și nu modificarea celor existente!



- Avantaje:
 - Modelarea obiectelor a căror stare variază în **timp**
 - Evitarea pasării **explicite** a fiecărei modificări de stare

- Dezavantaj: pierderea **transparenței referențiale**.

Cursul 6: Programare funcțională în Haskell



25 Introducere

26 Sintaxă

27 Evaluare

Introducere



- din 1990;
- GHC – Glasgow Haskell Compiler (The Glorious Glasgow Haskell Compilation System)
 - dialect Haskell standard *de facto*;
 - compilează în/folosind C;
- Haskell Platform
 - include manager de pachete, debugger, generator de parsere, unelte de documentație, legare la cod C, etc.
- nume luat după logicianul Haskell Curry;
- aplicații: Pugs, Darcs, Linspire, Xmonad, Cryptol, seL4, Pandoc, web frameworks.



Criteriu	Racket	Haskell
Funcții	<i>Curry</i> sau <i>uncurry</i>	<i>Curry</i>
Tipare	Dinamică, tare (-liste)	Statică, tare
Legarea variabilelor	Statică	Statică
Evaluare	Aplicativă	Normală
Transferul parametrilor	<i>Call by sharing</i>	<i>Call by need</i>
Efecte laterale	set!*	Interzise

Sintaxă



- toate funcțiile sunt *Curry*;
- aplicabile asupra **oricâtor** parametri la un moment dat.

Ex | **Exemplu** : Definiții **echivalente** ale funcției `add`:

```
1 add1           = \x y -> x + y
2 add2           = \x -> \y -> x + y
3 add3 x y       = x + y
4
5 result         = add1 1 2      -- echivalent, ((add1 1) 2)
6 result2        = add3 1 2      -- echivalent, ((add3 1) 2)
7 inc            = add1 1
```



- Aplicabilitatea **parțială** a operatorilor infixati
- **Transformări** operator \rightarrow funcție și funcție \rightarrow operator

Ex | Exemplu Definiții **echivalente** ale funcțiilor `add` și `inc`:

```
1 add4           = (+)
2 result1       = (+) 1 2
3 result2       = 1 'add4' 2
4
5 inc1          = (1 +)
6 inc2          = (+ 1)
7 inc3          = (1 'add4' )
8 inc4          = ('add4' 1)
```



- Definirea comportamentului funcțiilor pornind de la **structura** parametrilor → traducerea axiomelor TDA.

Ex | Exemplu

```
1 add5 0 y          = y          -- add5 1 2
2 add5 (x + 1) y   = 1 + add5 x y
3
4 sumList []        = 0          -- sumList [1,2,3]
5 sumList (hd:tl)   = hd + sumList tl
6
7 sumPair (x, y)    = x + y      -- sumPair (1,2)
8
9 sumTriplet (x, y, z@(hd:_)) = -- sumTriplet
10    x + y + hd + sumList z     -- (1,2,[3,4,5])
```



- Definirea listelor prin **proprietățile** elementelor, ca într-o specificare matematică

Ex | Exemplu

```
1 squares lst      = [x * x | x <- lst]
2
3 quickSort []     = []
4 quickSort (h:t) = quickSort [x | x <- t, x <= h]
5                 ++ [h]
6                 ++ quickSort [x | x <- t, x > h]
7
8 interval         = [0 .. 10]
9 evenInterval     = [0, 2 .. 10]
10 naturals        = [0 ..]
```

Evaluare



- Evaluare **leneșă**: parametri evaluați **la cerere**, **cel mult o dată**, eventual **parțial**, în cazul obiectelor structurate
- Transferul parametrilor: *call by need*
- Funcții **nestricte**!

Ex | Exemplu

```
1 f (x, y) z = x + x
```

Evaluare:

```
1 f (2 + 3, 3 + 5) (5 + 8)
```

```
2 → (2 + 3) + (2 + 3)
```

```
3 → 5 + 5      reutilizăm rezultatul primei evaluări!
```

```
4 → 10            ceilalți parametri nu sunt evaluați
```



Ex | Exemplu

```
1 frontSum (x:y:zs) = x + y
2 frontSum [x]      = x
3
4 notNil []         = False
5 notNil (_:_)     = True
6
7 frontInterval m n
8   | notNil xs = frontSum xs
9   | otherwise = n
10 where
11     xs = [m .. n]
```




- 1 **Pattern matching**: evaluarea parametrilor **suficient** cât să se constate (ne-)potrivirea cu *pattern*-ul;
- 2 Evaluarea **gărzilor** (|);
- 3 Evaluarea variabilelor **locale**, **la cerere** (`where`, `let`).

Pași în aplicarea funcțiilor

Exemplu – revisited



Ex) execuția exemplului anterior

```
1 f 3 5
   evaluare pattern
2 ?? notNil xs           evaluare
   prima gardă
3 ??     where         necesar xs
   → evaluare where
4 ??           xs = [3 .. 5]
5 ??           → 3:[4 .. 5]
6 ?? → notNil (3:[4 .. 5])
7 ?? → True
8 → front xs           evaluare
   valoare gardă
9     where
10          xs = 3:[4 .. 5]    xs deja calculat
11          → 3:4:[5]
12 → front (3:4:[5])
13 → 3 + 4 → 7
```

Introducere

Sintaxă

Evaluare



- Evaluarea **parțială** a structurilor – liste, tupluri etc.
- Listele sunt, implicit, văzute ca **fluxuri**!

Ex | Exemplu

```
1 ones           = 1 : ones
2
3 naturalsFrom n = n : (naturalsFrom (n + 1))
4 naturals1      = naturalsFrom 0
5 naturals2      = 0 : (zipWith (+) ones naturals2)
6
7 evenNaturals1  = filter even naturals1
8 evenNaturals2 = zipWith (+) naturals1 naturals2
9
10 fibo          = 0 : 1 : (zipWith (+) fibo (tail fibo))
```



- Haskell, diferențe față de Racket
- pattern matching și list comprehensions
- evaluare în Haskell

+ Dați feedback la acest curs aici:

[<http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J>]



28 Tipare

29 Sinteză de tip

Tipare



- Tipuri ca **mulțimi** de valori:
 - `Bool = {True, False}`
 - `Natural = {0, 1, 2, ...}`
 - `Char = {'a', 'b', 'c', ...}`
- **Rolul** tipurilor (vezi cursuri anterioare);
- Tipare **statică**:
 - etapa de tipare **anterioară** etapei de evaluare;
 - asocierea **fiecărei** expresii din program cu un tip;
- Tipare **tare**: absența conversiilor **implicite** de tip;
- Expresii de:
 - **program**: `5, 2 + 3, x && (not y)`
 - **tip**: `Integer, [Char], Char -> Bool, a`

**Ex** | Exemplu

```

1  5                :: Integer
2  'a'              :: Char
3  (+1)             :: Integer -> Integer
4  [1,2,3]          :: [Integer] -- liste de un singur tip !
5  (True, "Hello") :: (Bool, [Char])
6  etc.

```

- Tipurile de bază sunt tipurile elementare din limbaj:
Bool, Char, Integer, Int, Float, ...
- Reprezentare uniformă:

```

1  data Integer    = ... | -2 | -1 | 0 | 1 | 2 | ...
2  data Char       = 'a' | 'b' | 'c' | ...

```




- **Funcții** de tip, ce **îmbogățesc** tipurile din limbaj.

Ex) Constructorii de tip predefiniți

```
1  -- Constructorul de tip functie: ->
2  (-> Bool Bool) ⇒ Bool -> Bool
3  (-> Bool (Bool -> Bool)) ⇒ Bool -> (Bool -> Bool)
4
5  -- Constructorul de tip lista: []
6  ([] Bool) ⇒ [Bool]
7  ([] [Bool]) ⇒ [[Bool]]
8
9  -- Constructorul de tip tuplu: (,...,)
10 ((,) Bool Char) ⇒ (Bool, Char)
11 ((, ,) Bool ((,) Char [Bool]) Bool)
12           ⇒ (Bool, (Char, [Bool]), Bool)
```



- Constructorul `->` este asociativ **dreapta**:

`Integer -> Integer -> Integer`

\equiv `Integer -> (Integer -> Integer)`

Ex | Exemplu

```
1 add6      :: Integer -> Integer -> Integer
2 add6 x y  = x + y
3
4 f         :: (Integer -> Integer) -> Integer
5 f g      = (g 3) + 1
6
7 idd      :: a -> a           -- functie polimorfica
8 idd x    = x                -- a: variabila de tip!
```

Constructorul de tip Natural

Exemplu de definire TDA 1



Ex | Exemplu

```
1 data Natural      = Zero
2                   | Succ Natural
3   deriving (Show, Eq)
4
5 unu                = Succ Zero
6 doi                = Succ unu
7
8 addNat Zero n      = n
9 addNat (Succ m) n = Succ (addNat m n)
```



- Constructor de `tip`: `Natural`
 - nular;
 - **se confundă** cu tipul pe care-l construiește.
- Constructori de `date`:
 - `Zero`: nular
 - `Succ`: unar
- Constructorii de date ca **funcții**, dar utilizabile în *pattern matching*.

```
1 Zero :: Natural
2 Succ :: Natural -> Natural
```

Constructorul de tip Pair

Exemplu de definire TDA 2



Ex | Exemplu

```
1 data Pair a b    = P a b
2     deriving (Show, Eq)
3
4 pair1            = P 2 True
5 pair2            = P 1 pair1
6
7 myFst (P x y)    = x
8 mySnd (P x y)    = y
```



- Constructor de `tip`: `Pair`
 - polimorfic, binar;
 - generează un tip în momentul **aplicării** asupra 2 tipuri.

- Constructor de `date`: `P`, binar:

```
1 P :: a -> b -> Pair a b
```



+ | **Polimorfism parametric** Manifestarea **aceluiși** comportament pentru parametri de tipuri **diferite**. Exemplu: `id`, `Pair`.

+ | **Polimorfism ad-hoc** Manifestarea unor comportamente **diferite** pentru parametri de tipuri **diferite**. Exemplu: `==`.

· mai multe detalii în cursul următor.

Sinteză de tip



+ **Sintează de tip – *type inference*** – Determinarea automată a tipului unei expresii, pe baza unor reguli precise.

- Adnotările **explicite** de tip, deși posibile, **necesare** în majoritatea cazurilor
- Dependentă de:
 - **componentele** expresiei
 - **contextul** lexical al expresiei
- Reprezentarea tipurilor → **expresii** de tip:
 - **constante** de tip: tipuri de bază;
 - **variabile** de tip: pot fi legate la orice expresii de tip;
 - **aplicații** ale constructorilor de tip pe expresii de tip.



+ | **Progres** O expresie bine-tipată (căreia i se poate asocia un tip):

- este o **valoare** (nu este o aplicare de funcție) *sau*
- (este aplicarea unei funcții și) poate fi **redușă** (vezi β -redex).

+ | **Conservare** Evaluarea unei expresii bine-tipate produce o expresie **bine-tipată** – de obicei, cu același tip.

- dacă **sinteza de tip** pentru expresia E dă tipul t , atunci după reducere, valoarea expresiei E va fi de tipul t .

Exemple de sinteză de tip

Câteva reguli simplificate de sinteză de tip



- Formă:
$$\frac{\text{premisă-1} \dots \text{premisă-m}}{\text{concluzie-1} \dots \text{concluzie-n}} \text{ (nume)}$$

- Funcție:
$$\frac{\text{Var} :: a \quad \text{Expr} :: b}{\backslash \text{Var} \rightarrow \text{Expr} :: a \rightarrow b} \text{ (TLambda)}$$
- Aplicație:
$$\frac{\text{Expr1} :: a \rightarrow b \quad \text{Expr2} :: a}{(\text{Expr1} \text{ Expr2}) :: b} \text{ (TApp)}$$
- Operatorul +:
$$\frac{\text{Expr1} :: \text{Int} \quad \text{Expr2} :: \text{Int}}{\text{Expr1} + \text{Expr2} :: \text{Int}} \text{ (T+)}$$
- Literalii întregi:
$$\frac{}{0, 1, 2, \dots :: \text{Int}} \text{ (TInt)}$$



Ex Exemplul 1

1 `f g = (g 3) + 1`

$$\frac{g :: a \quad (g\ 3) + 1 :: b}{f :: a \rightarrow b} \quad (\text{TLambda})$$

$$\frac{(g\ 3) :: \text{Int} \quad 1 :: \text{Int}}{(g\ 3) + 1 :: \text{Int}} \quad (\text{T+})$$

$\Rightarrow b = \text{Int}$

$$\frac{g :: c \rightarrow d \quad 3 :: c}{(g\ 3) :: d} \quad (\text{TApp})$$

$\Rightarrow a = c \rightarrow d, c = \text{Int}, d = \text{Int}$

$\Rightarrow f :: (\text{Int} \rightarrow \text{Int}) \rightarrow \text{Int}$



Ex | Exemplul 2

1 `fix f = f (fix f)`

$$\frac{f :: a \quad f (\text{fix } f) :: b}{\text{fix} :: a \rightarrow b} \quad (\text{TLambda})$$

$$\frac{f :: c \rightarrow d \quad (\text{fix } f) :: c}{(f (\text{fix } f)) :: d} \quad (\text{TApp})$$

$$\Rightarrow a = c \rightarrow d, b = d$$

$$\frac{\text{fix} :: e \rightarrow g \quad f :: e}{(\text{fix } f) :: g} \quad (\text{TApp})$$

$$\Rightarrow a \rightarrow b = e \rightarrow g, a = e, b = g, c = g$$

$$\Rightarrow f :: (c \rightarrow d) \rightarrow b = (g \rightarrow g) \rightarrow g$$



Ex Exemplul 3

1 f x = (x x)

$$\frac{x :: a \quad (x x) :: b}{f :: a \rightarrow b} \quad (\text{TLambda})$$

$$\frac{x :: c \rightarrow d \quad x :: c}{(x x) :: d} \quad (\text{TApp})$$

Ecuția $c \rightarrow d = c$ **nu** are soluție (\nexists tipuri recursive)
 \Rightarrow funcția **nu** poate fi tipată.



- la baza sintezei de tip: **unificarea** → legarea variabilelor în timpul procesului de sinteză, în scopul **unificării** diverselor formule de tip elaborate.

+ **Unificare** Procesul de identificare a valorilor **variabilelor** din 2 sau mai multe formule, astfel încât **substituirea** variabilelor prin valorile asociate să conducă la **coincidența** formulelor.

+ **Substituție** O substituție este o mulțime de **legări** variabilă - valoare.



- O **variabilă de tip** a unifică cu o **expresie de tip** E doar dacă:
 - $E = a$ *sau*
 - $E \neq a$ și E nu conține a (*occurrence check*).
Exemplu: a unifică cu $b \rightarrow c$ dar nu cu $a \rightarrow b$.
- **2 constante** de tip unifică doar dacă sunt egale;
- **2 aplicații** de tip unifică doar dacă implică același constructor de tip și argumente ce unifică recursiv.



Ex) Exemplu

- Pentru a unifica expresiile de tip:
 - $t1 = (a, [b])$
 - $t2 = (\text{Int}, c)$
- putem avea substituțiile (variante):
 - $S1 = \{a \leftarrow \text{Int}, b \leftarrow \text{Int}, c \leftarrow [\text{Int}]\}$
 - $S2 = \{a \leftarrow \text{Int}, c \leftarrow [b]\}$
- Forme comune pentru $s1$ respectiv $s2$:
 - $t1/S1 = t2/S1 = (\text{Int}, [\text{Int}])$
 - $t1/S2 = t2/S2 = (\text{Int}, [b])$

+ **Most general unifier – MGU** Cea mai generală substituție sub care formulele unifică. Exemplu: $s2$.



Ex Exemplu

- Tipurile: $t1 = (a, [b])$, $t2 = (Int, c)$
 - MGU: $S = \{a \leftarrow Int, c \leftarrow [b]\}$
 - Tipuri mai particulare (instanțe): $(Integer, [Integer])$, $(Integer, [Char])$, etc
- Funcția: $\backslash x \rightarrow x$
 - Tipuri corecte: $Int \rightarrow Int$, $Bool \rightarrow Bool$, $a \rightarrow a$

+ Tip principal al unei expresii – Cel mai **general** tip care descrie **complet** natura expresiei. Se obține prin utilizarea MGU.



- tipuri în Haskell
- expresii de tip și construcție de tipuri
- sinteză de tip, unificare

+ Dați feedback la acest curs aici:

[\[http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J\]](http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J)



- 30 Motivație
- 31 Clase Haskell
- 32 Aplicații ale claselor

Motivație



Ex | Exemplu

Să se definească operația `show`, capabilă să producă reprezentarea oricărui obiect ca șir de caractere. Comportamentul este **specific** fiecărui tip (polimorfism **ad-hoc**).

```
1 show 3 → "3"
2 show True → "True"
3 show 'a' → "'a'"
4 show "a" → "\"a\""
```



```
1 showBool True    = "True"
2 showBool False  = "False"
3
4 showChar c       = "'" ++ [c] ++ "'"
5
6 showString s     = "\" ++ s ++ "\"
```

- Dorim să implementăm funcția `showNewLine`, care adaugă caracterul “linie nouă” la reprezentarea ca șir:

```
1 showNewLine x = (show...? x) ++ "\n"
```

- `showNewLine` **nu** poate fi polimorfică \Rightarrow avem nevoie de `showNewLineBool`, `showNewLineChar` etc.
- Alternativ, trimiterea ca **parametru** a funcției `show*` corespunzătoare:

```
1 showNewLine sh x = (sh x) ++ "\n"
```

```
2 showNewLineBool = showNewLine showBool
```

- **Prea general**, fiind posibilă trimiterea unei funcții cu alt comportament, în măsura în care respectă tipul.

- Definirea **mulțimii** Show, a **tipurilor** care expun show

```
1 class Show a where
2     show :: a -> String
```

- Precizarea **apartenenței** unui tip la această mulțime (instanța *aderă* la clasă)

```
1 instance Show Bool where
2     show True  = "True"
3     show False = "False"
4
5 instance Show Char where
6     show c = "'" ++ [c] ++ "'"
```

⇒ Funcția showNewLine **polimorfică!**

```
1 showNewLine x = show x ++ "\n"
```

- Ce **tip** au funcțiile `show`, respectiv `showNewLine`?

```
1 show      :: Show a => a -> String
```

```
2 showNewLine :: Show a => a -> String
```

Semnificație: *Dacă tipul `a` este membru al clasei `Show`, (i.e. funcția `show` este definită pe valorile tipului `a`), atunci funcțiile au tipul `a -> String`.*

- **Context**: constrângeri suplimentare asupra variabilelor

din tipul funcției: $\underbrace{\text{Show } a \Rightarrow}_{\text{context}}$

- **Propagarea** constrângerilor din contextul lui `show` către contextul lui `showNewLine`.

- Contexte utilizabile și la **instanțiere**:

```
1 instance (Show a, Show b) => Show (a, b) where
2     show (x, y) = "(" ++ (show x)
3                   ++ ", " ++ (show y)
4                   ++ ")"
```

- Tipul *pereche* reprezentabil ca șir doar dacă tipurile celor doi membri respectă **aceeași** proprietate (dată de contextul `Show`).

Clase Haskell



Haskell

- Clasele sunt mulțimi de **tipuri** (superclase);
- **Instanțierea** claselor de către tipuri;
- Operațiile specifice clasei sunt implementate în cadrul declarației de instanțiere (**în afara** definiției tipului).

POO (e.g. Java)

- Clasele sunt mulțimi de **obiecte** (tipuri); interfețele sunt mulțimi de tipuri;
- **Implementarea** interfețelor de către clase;
- Operațiile specifice interfeței sunt implementate **în cadrul** definiției tipului (clasei).



+ **Clasa** – Mulțime de tipuri ce pot supraîncarca operațiile specifice clasei. Reprezintă o modalitate structurată de control asupra polimorfismului **ad-hoc**. Exemplu: clasa `Show`, cu operația `show`.

+ **Instanță a unei clase** – Tip care supraîncarcă operațiile clasei. Exemplu: tipul `Bool` în raport cu clasa `Show`.

- *clasa* definește funcțiile **suportate**;
- *clasa* se definește peste o variabilă care stă pentru **constructorul unui tip**;
- *instanța* definește **implementarea** funcțiilor.



```
1 class Show a where
2     show :: a -> String
3
4 class Eq a where
5     (==), (/=) :: a -> a -> Bool
6     x /= y      = not (x == y)
7     x == y      = not (x /= y)
```

- Posibilitatea scrierii de definiții **implicite** (v. liniile 6–7).
- Necesitatea suprascrierii **cel puțin unuia** din cei 2 operatori ai clasei `Eq` pentru instanțierea corectă.



```
1 class Eq a => Ord a where
2     (<), (<=), (>=), (>) :: a -> a -> Bool
3     ...
```

- contextele – utilizabile și la **definirea** unei clase.
- clasa `Ord` **moștenește** clasa `Eq`, cu preluarea operațiilor din clasa moștenită.
- este **necesară** aderarea la clasa `Eq` în momentul instanțierii clasei `Ord`.
- este **suficientă** supradefinirea lui `(<=)` la instanțiere.



- **Anumite** tipuri de date (definite folosind `Data`) pot beneficia de implementarea **automată** a anumitor funcționalități, oferite de tipurile predefinite în `Prelude`:
 - `Eq`, `Read`, `Show`, `Ord`, `Enum`, `Ix`, `Bounded`.

```
1 data Alarm = Soft | Loud | Deafening
2     deriving (Eq, Ord, Show)
```

- variabilele de tipul `Alarm` pot fi comparate, testate la egalitate, și afișate.

Aplicații ale claselor



Ex | invert

Fie constructorii de tip:

```
1 data Pair a = P a a
2
3 data NestedList a
4     = Atom a
5     | List [NestedList a]
```

Să se definească operația `invert`, aplicabilă pe valori de tipuri diferite, inclusiv `Pair a` și `NestedList a`, comportamentul fiind **specific** fiecărui tip.



invert

Implementare

```
1 class Invertible a where
2     invert  ::  a -> a
3     invert  =  id
4
5 instance Invertible (Pair a) where
6     invert (P x y) = P y x
7
8 instance Invertible a => Invertible (NestedList a) where
9     invert (Atom x) =  Atom (invert x)
10    invert (List x) =  List $ reverse $ map invert x
11
12 instance Invertible a => Invertible [a] where
13     invert lst = reverse $ map invert lst
14 instance Invertible Int ...
```

- Necesitatea **contextului**, în cazul tipurilor `[a]` și `NestedList a`, pentru inversarea elementelor **înselor**.



Ex | contents

Să se definească operația `contents`, aplicabilă pe obiecte **structurate**, inclusiv pe cele aparținând tipurilor `Pair a` și `NestedList a`, care întoarce elementele din componentă, sub forma unei **liste** Haskell.

```
1 class Container a where
2     contents :: a -> [...?]
```

- `a` este tipul unui **container**, e.g. `NestedList b`
- Elementele listei întoarse sunt cele din **container**
- Cum **precizăm** tipul acestora (`b`)?



contents

Varianta 1a

```
1 class Container a where
2     contents :: a -> [a]
3
4 instance Container [x] where
5     contents = id
```

Testăm pentru `contents [1,2,3]`:

- Conform definiției clasei:

```
1 contents :: Container [a] => [a] -> [[a]]
```

- Conform supraîncărcării funcției (`id`):

```
1 contents :: Container [a] => [a] -> [a]
```

- Ecuația `[a] = [[a]]` nu are soluție \Rightarrow eroare.



contents

Varianta 1b

```
1 class Container a where
2     contents :: a -> [b]
3
4 instance Container [x] where
5     contents = id
```

Testăm pentru `contents [1,2,3]`:

- Conform definiției clasei:

```
1 contents :: Container [a] => [a] -> [b]
```

- Conform supraîncărcării funcției (`id`):

```
1 contents :: Container [a] => [a] -> [a]
```

- Ecuația $[a] = [b]$ **are** soluție pentru $a = b$, dar tipul $[a] -> [a]$ **insuficient** de general (prea specific) în raport cu $[a] -> [b] \Rightarrow$ **eroare!**



Soluție clasa primește **constructorul** de tip, și nu tipul container propriu-zis (rezultat după aplicarea constructorului) \Rightarrow includem tipul conținut de container în expresia de tip a funcției `contents`:

```
1 class Container t where
2     contents :: t a -> [a]
3
4 instance Container Pair where
5     contents (P x y) = [x, y]
6
7 instance Container NestedList where
8     contents (Atom x)   = [x]
9     contents (Seq x)   = concatMap contents x
10
11 instance Container [] where contents = id
```




```
1 fun1      :: Eq a => a -> a -> a -> a
2 fun1 x y z = if x == y then x else z
3
4 fun2      :: (Container a, Invertible (a b),
5              Eq (a b)) => (a b) -> (a b) -> [b]
6 fun2 x y   = if (invert x) == (invert y)
7              then contents x
8              else contents y
9
10 fun3      :: Invertible a => [a] -> [a] -> [a]
11 fun3 x y   = (invert x) ++ (invert y)
12
13 fun4      :: Ord a => a -> a -> a -> a
14 fun4 x y z = if x == y then z else
15              if x > y then x else y
```



- **Simplificarea** contextului lui `fun3`, de la `Invertible [a]` la `Invert a`.
- **Simplificarea** contextului lui `fun4`, de la `(Eq a, Ord a)` la `Ord a`, din moment ce clasa `Ord` este **derivată** din clasa `Eq`.



- Clase Haskell
- polimorfism ad-hoc, instanțiere de clase
- derivare a unei clase, context

+ Dați feedback la acest curs aici:

[<http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J>]

- 33 Caracteristici ale paradigmelor de programare
- 34 Variabile și valori de prim rang
- 35 Legarea variabilelor
- 36 Modul de evaluare

Caracteristici ale paradigmelor de programare

- **Paradigma de programare** – un mod de a:
 - aborda rezolvarea unei probleme printr-un program;
 - structura un program;
 - reprezenta datele dintr-un program;
 - implementa diversele aspecte dintr-un program (**cum** prelucrăm datele);
- Un limbaj poate include caracteristici dintr-una sau mai multe paradigme;
 - în general există o paradigmă dominantă;
- **Atenție!** Paradigma nu are legătură cu sintaxa limbajului!

- paradigmele sunt legate teoretic de o **mașină de calcul** în care prelucrările caracteristice paradigmei se fac la nivelul mașinii;
- **dar** putem executa orice program, scris în orice paradigmă, pe orice mașină.

- În principal, paradigma este definită de
 - elementele principale din sintaxa limbajului – e.g. existența și semnificația **variabilelor**, semnificația **operatorilor** asupra datelor, modul de construire a programului;
 - modul de construire a **tipurilor** variabilelor;
 - modul de definire și statutul **operatorilor** – elementele principale de prelucrare a datelor din program (e.g. obiecte, funcții, predicate);
 - **legarea** variabilelor, efecte laterale, transparență referențială, modul de transfer al parametrilor pentru elementele de prelucrare a datelor.

Variabile și valori de prim rang

- În majoritatea limbajelor există variabile, ca **NUME** date unor valori – rezultatul anumitor procesări (calcul, inferențe, substituții);
- variabilele pot fi o **referință** pentru un spațiu de memorie sau pentru un rezultat abstract;
- elementele de procesare a datelor pot sau nu să fie **valori de prim rang** (să poată fi asociate cu variabile).

- + **Valoare de prim rang** – O valoare care poate fi:
- creată dinamic
 - stocată într-o variabilă
 - trimisă ca parametru unei funcții
 - întoarsă dintr-o funcție

Ex | Să se scrie funcția `compose`, ce primește ca parametri alte 2 **funcții**, `f` și `g`, și întoarce **funcția** obținută prin compunerea lor, `f ∘ g`.

```
1 int compose(int (*f)(int), int (*g)(int), int x) {  
2     return (*f)((*g)(x));  
3 }
```

- în C, funcțiile **nu** sunt valori de prim rang;
- pot scrie o funcție care compune două funcții pe o anumită valoare (ca mai sus)
- pot întoarce pointer la o funcție existentă
- dar nu pot crea o referință (pointer) la o funcție **nouă**, care să fie folosit apoi ca o funcție obișnuită

```
1 abstract class Func<U, V> {
2     public abstract V apply(U u);
3
4     public <T> Func<T, V> compose(final Func<T, U> f) {
5         final Func<U, V> outer = this;
6
7         return new Func<T, V>() {
8             public V apply(T t) {
9                 return outer.apply(f.apply(t));
10            }
11        };
12    }
13 }
```

- În Java, funcțiile **nu** sunt valori de prim rang – pot crea rezultatul dar este complicat, și rezultatul nu este o funcție obișnuită, ci un obiect.

- Racket:

```
1 (define compose
2   (lambda (f g)
3     (lambda (x)
4       (f (g x))))))
```

- Haskell:

```
1 compose = (.)
```

- În Racket și Haskell, funcțiile **sunt** valori de prim rang.
- mai mult, ele pot fi aplicate parțial, și putem avea **funcționale** – funcții care iau alte funcții ca parametru.

Legarea variabilelor

· două posibilități esențiale:

- un nume este întotdeauna legat (într-un anumit context) la aceeași valoare / la același calcul \Rightarrow numele **stă pentru un calcul**;
 - legare **statică**.

- un nume poate fi legat la mai multe valori pe parcursul execuției \Rightarrow numele **stă pentru un spațiu de stocare** – fiecare element de stocare fiind identificat printr-un nume;
 - legare **dinamică**.

Ex | Exemplu În expresia $2 + (i = 3)$, subexpresia $(i = 3)$:

- produce **valoarea** 3, conducând la rezultatul 5 al întregii expresii;
- are **efectul lateral** de inițializare a lui i cu 3.

+ | **Efect lateral** Pe lângă valoarea pe care o produce, o expresie sau o funcție poate **modifica** starea globală.

- Inerente în situațiile în care programul interacționează cu exteriorul → **I/O!**



În expresia $x-- + ++x$, cu $x = 0$:

- evaluarea stânga \rightarrow dreapta produce $0 + 0 = 0$
- evaluarea dreapta \rightarrow stânga produce $1 + 1 = 2$
- dacă înlocuim cele două subexpresii cu valorile pe care le reprezintă, obținem

$$x + (x + 1) = 0 + 1 = 1$$

- Importanța **ordinii de evaluare!**
- Dependențe **implicite**, puțin lizibile și posibile generatoare de bug-uri.

- În prezența efectelor laterale, programarea leneșă devine foarte dificilă;
- Efectele laterale pot fi gestionate corect numai atunci când **secvența** evaluării este garantată → garanție inexistentă în programarea leneșă.
 - nu știm când anume va fi **nevoie** de valoarea unei expresii.

+ **Transparență referențială** Confundarea unui obiect (“valoare”) cu referința la acesta.

+ **Expresie transparentă referențial**: posedă o unică valoare, cu care poate fi substituită, **păstrând** semnificația programului.

Ex | Exemplu

- $x-- + ++x \rightarrow$ **nu**, valoarea depinde de ordinea de evaluare
- $x = x + 1 \rightarrow$ **nu**, două evaluări consecutive vor produce rezultate diferite
- $x \rightarrow$ ar putea fi, în funcție de statutul lui x (globală, statică etc.)

+ | **Funcție transparentă referențială:** rezultatul întors depinde **exclusiv** de parametri.

Ex | Exemplu

```
int transparent(int x) {
    return x + 1;
}

int opaque(int x) {
    int g = 0;
    return x + ++g;
}
```

- `opaque(3) - opaque(3) != 0!`
- **Funcții transparente:** `log`, `sin` etc.
- **Funcții opace:** `time`, `read` etc.

- **Lizibilitatea** codului;
- Demonstrarea formală a **corectitudinii** programului – mai ușoară datorită lipsei **stării**;
- **Optimizare** prin reordonarea instrucțiunilor de către compilator și prin caching;
- **Paralelizare** masivă, prin eliminarea modificărilor concurente.

Modul de evaluare

Caracteristici

Variabile & valori

Legarea variabilelor

Evaluare

Concluzie – Paradigma Funcțională
Paradigme de Programare – Andrei Olaru

9 : 20

- modul de evaluare al expresiilor dictează modul în care este executat programul;
- este legat de funcționarea **mașinii teoretice** corespunzătoare paradigmei;
- ne interesează în special ordinea în care expresiile se evaluează;
- în final, întregul program se evaluează la o valoare;
- important în modul de evaluare este modul de **evaluare / transfer a parametrilor**.

- Evaluare **aplicativă** – parametrii sunt evaluați înainte de evaluarea corpului funcției.
 - *Call by value*
 - *Call by sharing*
 - *Call by reference*

- Evaluare **normală** – funcția este evaluată fără ca parametrii să fie evaluați înainte.
 - *Call by name*
 - *Call by need*



Exemplu

```
1 // C sau Java
2 void f(int x) {
3     x = 3;
4 }
```

```
1 // C
2 void g(struct str s) {
3     s.member = 3;
4 }
```

- Efectul liniilor 3 este **invizibil** la apelant.
 - Evaluarea parametrilor **înaintea** aplicației funcției și transferul unei **copii** a valorii acestuia
 - Modificări locale **invizibile** la apelant
 - C, C++, tipurile primitive Java

- Variantă a *call by value*;
- Trimiterea unei **referințe** la obiect;
- Modificări locale asupra **referinței** invizibile la apelant;
- Modificări locale asupra **obiectului** referit vizibile la apelant;
- Racket, Java;

- Trimiterea unei **referințe** la obiect;
- Modificări locale asupra referinței și obiectului referit **vizibile** la apelant;
- Folosirea “&” în C++.

- Argumente **neevaluate** în momentul aplicării funcției → substituție directă (textuală) în corpul funcției;
- Evaluare parametrilor la cerere, de **fiecare** dată când este nevoie de valoarea acestora;
- în calculul λ .

- Variantă a *call by name*;
- Evaluarea unui parametru doar la **prima** utilizare a acestuia;
- **Memorarea** valorii unui parametru deja evaluat și returnarea acesteia în cazul utilizării repetate a aceluiași parametru (datorită transparenței referențiale, o aceeași expresie are întotdeauna aceeași valoare) – **memoizare**;
- În Haskell.

- caracteristicile unei paradigme;
- variabile, funcții ca valori de prim rang;
- legare, efecte laterale, transparentă referențială;
- evaluare și moduri de transfer al parametrilor.

+ Dați feedback la acest curs aici:

[<http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J>]

Cursul 10: Prolog și logica cu predicate de ordinul I



- 37 Introducere în Prolog
- 38 Logica propozițională
- 39 Evaluarea valorii de adevăr
- 40 Rezoluția

Introducere în Prolog



- introdus în anii 1970 ;
- programul → mulțime de propoziții logice în LPOI;
- mediul de execuție = demonstrator de teoreme care spune:
 - dacă un fapt este adevărat sau fals;
 - în ce condiții este un fapt adevărat.

- Resursă Prolog pe Wikibooks:

[<https://en.wikibooks.org/wiki/Prolog>]



- fundamentare teoretică a procesului de raționament;
- motor de raționament ca unic mod de execuție;
→ modalități limitate de control al execuției.
- căutare automată a valorilor pentru variabilele nelegate (dacă este necesar);
- posibilitatea demonstrațiilor și deducțiilor **simbolice**.



- formalism simbolic pentru reprezentarea faptelor și raționament.
- se bazează pe ideea de **valoare de adevăr** – e.g. *Adevărat* sau *Fals*.
- permite realizarea de argumente (argumentare) și demonstrații – deducție, inducție, rezoluție, etc.



- program scris folosind propoziții logice (clauze Horn pentru Prolog);
- mediul de execuție poate folosi propozițiile pentru a **demonstra** teoreme sau pentru a **deduce** fapte.
- pentru a înțelege cum funcționează programele scrise într-un limbaj de programare logică trebuie să înțelegem
 - ce sunt propozițiile, ce înseamnă și cum pot fi ele reprezentate;
 - cum funcționează procesele teoretice pe care se bazează mediul de execuție.

Logica propozițională

- Cadru pentru:
 - descrierea proprietăților obiectelor, prin intermediul unui limbaj, cu o semantică asociată;
 - deducerea de noi proprietăți, pe baza celor existente.
- Expresia din limbaj: propoziția, corespunzătoare unei afirmații, ce poate fi adevărată sau falsă.
- Exemplu: “Afară este frumos.”
- Accepții asupra unei propoziții:
 - secvența de simboluri utilizate sau
 - înțelesul propriu-zis al acesteia, într-o interpretare.

- 2 categorii de propoziții
 - simple \rightarrow fapte **atomice**: “Afară este frumos.”
 - compuse \rightarrow **relații** între propoziții mai simple: “Telefonul sună și câinele latră.”
- Propoziții simple: p, q, r, \dots
- Negatii: $\neg \alpha$
- Conjuncții: $(\alpha \wedge \beta)$
- Disjuncții: $(\alpha \vee \beta)$
- Implicații: $(\alpha \Rightarrow \beta)$
- Echivalențe: $(\alpha \Leftrightarrow \beta)$

- Scop: dezvoltarea unor mecanisme de prelucrare, aplicabile **independent** de valoarea de adevăr a propozițiilor într-o situație particulară.
- Accent pe **relațiile** între propozițiile compuse și cele constituente.
- Pentru explicitarea propozițiilor → utilizarea conceptului de **interpretare**.

+ **Interpretare** Mulțime de **asocieri** între fiecare propoziție **simplă** din limbaj și o valoare de adevăr.



Exemplu

Interpretarea I :

- $p^I = false$
- $q^I = true$
- $r^I = false$

Interpretarea J :

- $p^J = true$
- $q^J = true$
- $r^J = true$

- cum știi dacă p este adevărat sau fals? Pot ști dacă știu **interpretarea** – p este doar un *nume* pe care îl dau unei propoziții concrete.

- Sub o interpretare **fixată** \rightarrow **dependența** valorii de adevăr a unei propoziții compuse de valorile de adevăr ale celor constituente

- **Negație**: $(\neg\alpha)^I = \begin{cases} true & \text{dacă } \alpha^I = false \\ false & \text{altfel} \end{cases}$

- **Conjunție**:

$$(\alpha \wedge \beta)^I = \begin{cases} true & \text{dacă } \alpha^I = true \text{ și } \beta^I = true \\ false & \text{altfel} \end{cases}$$

- **Disjuncție**:

$$(\alpha \vee \beta)^I = \begin{cases} false & \text{dacă } \alpha^I = false \text{ și } \beta^I = false \\ true & \text{altfel} \end{cases}$$

- **Implicație:**

$$(\alpha \Rightarrow \beta)^I = \begin{cases} false & \text{dacă } \alpha^I = true \text{ și } \beta^I = false \\ true & \text{altfel} \end{cases}$$

- **Echivalență:**

$$(\alpha \Leftrightarrow \beta)^I = \begin{cases} true & \text{dacă } \alpha \Rightarrow \beta \wedge \beta \Rightarrow \alpha \\ false & \text{altfel} \end{cases}$$

Evaluarea valorii de adevăr

Cum determinăm valoarea de adevăr?

+ **Evaluare** Determinarea **valorii de adevăr** a unei **propoziții**, sub o **interpretare**, prin aplicarea regulilor semantice anterioare.



Exemplu

- Interpretarea I :

- $p^I = false$
- $q^I = true$
- $r^I = false$

- Propoziția: $\phi = (p \wedge q) \vee (q \Rightarrow r)$

$$\phi^I = (false \wedge true) \vee (true \Rightarrow false) = false \vee false = false$$

+ | **Satisfiabilitate** Proprietatea unei propoziții care este adevărată sub **cel puțin o** interpretare. Acea interpretare **satisface** propoziția.

+ | **Validitate** Proprietatea unei propoziții care este adevărată în **toate** interpretările. Propoziția se mai numește **tautologie**.

Ex | Exemplu Propoziția $p \vee \neg p$ este **validă**.

+ | **Nesatisfiabilitate** Proprietatea unei propoziții care este falsă în **toate** interpretările. Propoziția se mai numește **contradicție**.

Ex | Exemplu Propoziția $p \wedge \neg p$ este **nesatisfiabilă**.

Ex) Metoda tabelii de adevăr

p	q	r	$(p \wedge q) \vee (q \Rightarrow r)$
<i>true</i>	<i>true</i>	<i>true</i>	<i>true</i>
<i>true</i>	<i>true</i>	<i>false</i>	<i>true</i>
<i>true</i>	<i>false</i>	<i>true</i>	<i>true</i>
<i>true</i>	<i>false</i>	<i>false</i>	<i>true</i>
<i>false</i>	<i>true</i>	<i>true</i>	<i>true</i>
<i>false</i>	<i>true</i>	<i>false</i>	<i>false</i>
<i>false</i>	<i>false</i>	<i>true</i>	<i>false</i>
<i>false</i>	<i>false</i>	<i>false</i>	<i>false</i>

\Rightarrow Propoziția $(p \wedge q) \vee (q \Rightarrow r)$ este **satisfiabilă**.

+ **Derivabilitate logică** Proprietatea unei propoziții de a reprezenta **consecința logică** a unei mulțimi de alte propoziții, numite **premise**. Mulțimea de propoziții Δ derivă propoziția ϕ ($\Delta \models \phi$) dacă și numai dacă **orice** interpretare care satisface toate propozițiile din Δ satisface și ϕ .



Exemplu

- $\{p\} \models p \vee q$
- $\{p, q\} \models p \wedge q$
- $\{p\} \not\models p \wedge q$
- $\{p, p \Rightarrow q\} \models q$

- Verificabilă prin metoda tabelii de adevăr: **toate** intrările pentru care **premisele** sunt adevărate trebuie să inducă adevărul **concluziei**.

Demonstrăm că $\{p, p \Rightarrow q\} \models q$.

p	q	$p \Rightarrow q$
<i>true</i>	<i>true</i>	<i>true</i>
<i>true</i>	<i>false</i>	<i>false</i>
<i>false</i>	<i>true</i>	<i>true</i>
<i>false</i>	<i>false</i>	<i>true</i>

Singura intrare în care ambele premise, p și $p \Rightarrow q$, sunt adevărate, precizează și adevărul concluziei, q .



Exemplu

- $\{\phi_1, \dots, \phi_n\} \models \phi$

sau

- Propoziția $\phi_1 \wedge \dots \wedge \phi_n \Rightarrow \phi$ este **validă**

sau

- Propoziția $\phi_1 \wedge \dots \wedge \phi_n \wedge \neg \phi$ este **nesatisfiabilă**

- Creșterea **exponențială** a numărului de interpretări în raport cu numărul de propoziții simple.
- De aici, **diminuarea** valorii practice a metodelor **semantice**, precum cea a tabelii de adevăr.
- Alternativ, metode **sintactice**, care manipulează doar reprezentarea simbolică.
 - Inferență \rightarrow Derivare **mecanică** \rightarrow demers de **calcul**, în scopul verificării derivabilității logice.
 - folosind **metodele de inferență**, putem construi o **mașină de calcul**.

Definiție

+ **Inferența** – Derivarea **mecanică** a concluziilor unui set de premise.

+ **Regulă de inferență** – **Procedură** de calcul capabilă să deriveze concluziile unui set de premise. Derivabilitatea mecanică a concluziei ϕ din mulțimea de premise Δ , utilizând **regula de inferență** *inf*, se notează $\Delta \vdash_{inf} \phi$.

⊗ Modus Ponens (MP) :

$$\alpha \Rightarrow \beta$$

$$\alpha$$

$$\beta$$

⊗ Modus Tollens :

$$\alpha \Rightarrow \beta$$

$$\neg \beta$$

$$\neg \alpha$$

+ | **Consistență (*soundness*)** – Regula de inferență determină **numai** propoziții care sunt, într-adevăr, **consecințe logice** ale premiselor. $\Delta \vdash_{inf} \phi \Rightarrow \Delta \models \phi$.

+ | **Completitudine (*completeness*)** – Regula de inferență determină **toate consecințele logice** ale premiselor. $\Delta \models \phi \Rightarrow \Delta \vdash_{inf} \phi$.

- Ideal, **ambele** proprietăți – “nici în plus, nici în minus”.
- **Incompletitudinea** regulii *Modus Ponens*, din imposibilitatea scrierii oricărei propoziții ca implicație.

Rezoluția

- Regulă de inferență foarte puternică.
- Baza unui demonstrator de teoreme **consistent și complet**.
- Spațiul de căutare mai mic decât în alte sisteme.
- Se bazează pe lucrul cu propoziții în **forma clauzală**:
 - propoziție = mulțime de **clauze** (semnificație conjunctivă)
 - clauză = mulțime de **literali** (semnificație disjunctivă)
 - literal = **atom** sau **atom negat**
 - atom = **propoziție simplă**

Definiții

+ **Literal** – Propoziție **simplă** sau **negația** ei.

Ex) p și $\neg p$.

+ **Expresie clauzală** – **Literal** sau **disjuncție** de literali.

Ex) $p \vee \neg q \vee r$.

+ **Clauză** – **Mulțime** de literali dintr-o expresie clauzală.

Ex) $\{p, \neg q, r\}$.

+ **Forma clauzală – CNF** – Reprezentarea unei propoziții sub forma unei **mulțimi de clauze**, implicit legate prin conjuncții.

Ex | FNC

Forma clauzală a propoziției

$$p \wedge (\neg q \vee r) \wedge (\neg p \vee \neg r)$$

este

$$\{p\}, \{\neg q, r\}, \{\neg p, \neg r\}.$$

- Orice propoziție **convertibilă** în această formă astfel:

- 1 Eliminarea **implicațiilor**:

$$\alpha \Rightarrow \beta \rightarrow \neg \alpha \vee \beta$$

- 2 Avansarea **negațiilor** până la literali:

$$\neg(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \neg \alpha \vee \neg \beta,$$

$$\neg(\alpha \vee \beta) \rightarrow \neg \alpha \wedge \neg \beta,$$

$$\neg(\neg \alpha) \rightarrow \alpha$$

- 3 **Distribuirea** lui \vee față de \wedge :

$$\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \rightarrow (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$$

- 4 Transformarea expresiilor în **clauze**:

$$\phi_1 \vee \dots \vee \phi_n \rightarrow \{\phi_1, \dots, \phi_n\}$$

$$\phi_1 \wedge \dots \wedge \phi_n \rightarrow \{\phi_1\}, \dots, \{\phi_n\}$$



Exemplu

Transformăm propoziția $p \wedge (q \Rightarrow r)$ în formă clauzală.

1. $p \wedge (\neg q \vee r)$ Eliminare implicații
2. $\{p\}, \{\neg q, r\}$ Formare clauze



Exemplu

Transformăm propoziția $\neg(p \wedge (q \Rightarrow r))$ în formă clauzală.

1. $\neg(p \wedge (\neg q \vee r))$ Eliminare implicații
2. $\neg p \vee \neg(\neg q \vee r)$ Împinge negații (1)
3. $\neg p \vee (q \wedge \neg r)$ Împinge negații (2,3)
4. $(\neg p \vee q) \wedge (\neg p \vee \neg r)$ Distribuire \vee
5. $\{\neg p, q\}, \{\neg p, \neg r\}$ Formare clauze



Ideea :

$$\frac{\{p \Rightarrow q\} \quad \{\neg p \Rightarrow r\}}{\{q, r\}}$$

- “Anularea” lui p
- p falsă $\rightarrow \neg p$ adevărată $\rightarrow r$ adevărată
- p adevărată $\rightarrow q$ adevărată
- $p \vee \neg p \Rightarrow$ Cel puțin una dintre q și r adevărată ($q \vee r$)
- Forma generală a pasului de rezoluție:

$$\frac{\{p_1, \dots, r, \dots, p_m\} \quad \{q_1, \dots, \neg r, \dots, q_n\}}{\{p_1, \dots, p_m, q_1, \dots, q_n\}}$$

- Clauza **vidă** \rightarrow indicator de **contradicție** între premise

$$\frac{\{\neg p\} \\ \{p\}}{\{\} = \emptyset}$$

- **Mai mult de 2** rezolvenți posibili \rightarrow se alege doar unul:

$$\frac{\{p, q\} \\ \{\neg p, \neg q\}}{\{p, \neg p\} \text{ sau } \{q, \neg q\}}$$

- *Modus Ponens*:

$$\frac{p \Rightarrow q \quad p}{q} \sim \frac{\{\neg p, q\} \quad \{p\}}{\{q\}}$$

- *Modus Tollens*

$$\frac{p \Rightarrow q \quad \neg q}{\neg p} \sim \frac{\{\neg p, q\} \quad \{\neg q\}}{\{\neg p\}}$$

- *Tranzitivitatea implicației*:

$$\frac{p \Rightarrow q \quad q \Rightarrow r}{p \Rightarrow r} \sim \frac{\{\neg p, q\} \quad \{\neg q, r\}}{\{\neg p, r\}}$$

- Demonstrarea **nesatisfiabilității** \rightarrow derivarea clauzei **vide**.
- Demonstrarea **derivabilității** concluziei ϕ din premisele $\phi_1, \dots, \phi_n \rightarrow$ demonstrarea **nesatisfiabilității** propoziției $\phi_1 \wedge \dots \wedge \phi_n \wedge \neg\phi$.
- Demonstrarea **validității** propoziției $\phi \rightarrow$ demonstrarea **nesatisfiabilității** propoziției $\neg\phi$.

- 0 Am premisele ϕ_1, \dots, ϕ_n și concluzia dorită ϕ
- 1 Transform ϕ_1, \dots, ϕ_n și $\neg\phi$ în FNC
 \Rightarrow mulțime de clauze $\phi_1, \dots, \phi_n, \neg\phi$
- 2 Aleg două clauze și aplic pasul de rezoluție
- 3 **Dacă** rezultatul pasului de rezoluție este clauza vidă (\emptyset)
- 4 **atunci** am terminat demonstrația cu succes
- 5 **altfel** merg la pasul 2

Demonstrăm că $\{p \Rightarrow q, q \Rightarrow r\} \vdash p \Rightarrow r$,

i.e. mulțimea $\{p \Rightarrow q, q \Rightarrow r, \neg(p \Rightarrow r)\}$ conține o **contradicție**.

Exemplu

1. $\{\neg p, q\}$ Premisă
2. $\{\neg q, r\}$ Premisă
3. $\{p\}$ Concluzie negată
4. $\{\neg r\}$ Concluzie negată
5. $\{q\}$ Rezoluție 1, 3
6. $\{r\}$ Rezoluție 2, 5
7. $\{\}$ Rezoluție 4, 6 \rightarrow clauza vidă

T | **Teorema Rezoluției:** Rezoluția propozițională este consistentă și completă, i.e. $\Delta \models \phi \Leftrightarrow \Delta \vdash_{rez} \phi$.

- **Terminare garantată** a procedurii de aplicare a rezoluției: număr **finit** de clauze \rightarrow număr **finit** de concluzii.

- Introducere în Prolog
- Bazele logicii propoziționale, Sintaxă și Semantică
- Inferență, Rezoluție, Forme normale

+ Dați feedback la acest curs aici:

[<http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J>]

- 41 Introducere
- 42 Sintaxă
- 43 Semantică
- 44 Forme normale
- 45 Unificare și rezoluție

Introducere

- **Extensie** a logicii propoziționale, cu explicitarea:
 - **obiectelor** din universul problemei;
 - **relațiilor** dintre acestea.
- Logica propozițională:
 - p : “Andrei este prieten cu Bogdan.”
 - q : “Bogdan este prieten cu Andrei.”
 - $p \Leftrightarrow q$
 - **Opacitate** în raport cu obiectele și relațiile referite.
- FOL:
 - Generalizare: $prieten(x, y)$: “ x este prieten cu y .”
 - $\forall x. \forall y. (prieten(x, y) \Leftrightarrow prieten(y, x))$
 - Aplicare pe cazuri **particulare**.
 - **Transparentă** în raport cu obiectele și relațiile referite.

Sintaxă

- + **Constante** – obiecte particulare din universul discursului: $c, d, andrei, bogdan, \dots$
- + **Variabile** – obiecte generice: x, y, \dots
- + **Simboluri funcționale** – $succesor, +, abs \dots$
- + **Simboluri relaționale** (**predicate**) – relații n -are peste obiectele din universul discursului:
 $prieten = \{(andrei, bogdan), (bogdan, andrei), \dots\}$,
 $impar = \{1, 3, \dots\}, \dots$
- + **Conectori logici** $\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow, \Leftarrow$
- + **Cuantificatori** \forall, \exists

+ Termeni (obiecte):

- Constante;
- Variabile;
- Aplicații de funcții: $f(t_1, \dots, t_n)$, unde f este un simbol **funcțional** n -ar și t_1, \dots, t_n sunt termeni.

Ex Exemple

- $\text{succesor}(4)$: succesul lui 4, și anume 5.
- $+(2, x)$: aplicația funcției de adunare asupra numerelor 2 și x , și, totodată, suma lor.

+ | **Atomi** (relatii): atomul $p(t_1, \dots, t_n)$, unde p este un **predicat** n -ar și t_1, \dots, t_n sunt termeni.

Ex) Exemple

- $impar(3)$
- $varsta(ion, 20)$
- $= (+ (2, 3), 5)$

+ **Propoziții** (fapte) – dacă x variabilă, A atom, și α și β propoziții, atunci o propoziție are forma:

- Fals, Adevărat: \perp, \top
- **Atomi**: A
- **Negații**: $\neg\alpha$
- **Conectori**: $\alpha \wedge \beta, \alpha \Rightarrow \beta, \dots$
- **Cuantificări**: $\forall x.\alpha, \exists x.\alpha$

“Sora Ioanei are un prieten deștept”



Exemplu

$$\exists X. \underbrace{\underbrace{\underbrace{X}_{\text{termen}}, \underbrace{\overbrace{\text{sora}(\text{ioana})}_{\text{termen}}}_{\text{termen}}}_{\text{atom/propoziție}} \wedge \underbrace{\text{deștept}(X)}_{\text{atom/propoziție}}}_{\text{propoziție}}$$

Semantică

+ **Interpretarea** constă din:

- Un **domeniu** nevid, D , de concepte (obiecte)
- Pentru fiecare **constantă** c , un element $c^I \in D$
- Pentru fiecare simbol **funcțional**, n -ar f , o funcție $f^I : D^n \rightarrow D$
- Pentru fiecare **predicat** n -ar p , o funcție $p^I : D^n \rightarrow \{false, true\}$.

- Atom:

$$(p(t_1, \dots, t_n))' = p'(t_1', \dots, t_n')$$

- Negăție, conectori, implicații: v. logica propozițională

- Cuantificare **universală**:

$$(\forall x. \alpha)' = \begin{cases} false & \text{dacă } \exists d \in D. \alpha'_{[d/x]} = false \\ true & \text{altfel} \end{cases}$$

- Cuantificare **existențială**:

$$(\exists x. \alpha)' = \begin{cases} true & \text{dacă } \exists d \in D. \alpha'_{[d/x]} = true \\ false & \text{altfel} \end{cases}$$

Ex) Exemple cu cuantificatori

- 1 “Vrabia mălai visează.”
 $\forall x.(vrabie(x) \Rightarrow viseaza(x, malai))$
- 2 “Unele vrăbii visează mălai.”
 $\exists x.(vrabie(x) \wedge viseaza(x, malai))$
- 3 “Nu toate vrăbiile visează mălai.”
 $\exists x.(vrabie(x) \wedge \neg viseaza(x, malai))$
- 4 “Nicio vrabie nu visează mălai.”
 $\forall x.(vrabie(x) \Rightarrow \neg viseaza(x, malai))$
- 5 “Numai vrăbiile visează mălai.”
 $\forall x.(viseaza(x, malai) \Rightarrow vrabie(x))$

- $\forall x.(vrabie(x) \Rightarrow viseaza(x, malai))$
→ corect: “Toate vrăbiile visează mălai.”
- $\forall x.(vrabie(x) \wedge viseaza(x, malai))$
→ **greșit**: “Toți sunt vrăbii și toți visează mălai.”
- $\exists x.(vrabie(x) \wedge viseaza(x, malai))$
→ corect: “Unele vrăbii visează mălai.”
- $\exists x.(vrabie(x) \Rightarrow viseaza(x, malai))$
→ **greșit**: probabil nu are semnificația pe care o intenționăm. Este adevărată și dacă luăm un x care nu este vrabie (fals implică orice).

- **Necomutativitate:**

- $\forall x. \exists y. \text{viseaza}(x, y) \rightarrow$ “Toți visează la ceva anume.”
- $\exists x. \forall y. \text{viseaza}(x, y) \rightarrow$ “Există cineva care visează la orice.”

- **Dualitate:**

- $\neg(\forall x. \alpha) \equiv \exists x. \neg \alpha$
- $\neg(\exists x. \alpha) \equiv \forall x. \neg \alpha$

- Satisfiabilitate.
- Validitate.
- Derivabilitate.
- Inferență.

Forme normale

+ **Literal** – Atom sau **negația** unui atom.

⊗ Exemlu *prieten*(x, y), \neg *prieten*(x, y).

+ **Clauză** – **Mulțime** de literali dintr-o expresie clauzală.

⊗ Exemlu {*prieten*(x, y), \neg *doctor*(x)}.

+ **Forma normală conjunctivă – FNC** – Reprezentare ca **mulțime de clauze**, cu semnificație conjunctivă.

+ **Forma normală implicativă – FNI** – Reprezentare ca **mulțime de clauze** cu clauzele în forma **grupată**
 $\{\neg A_1, \dots, \neg A_m, B_1, \dots, B_n\}, \Leftrightarrow (A_1 \wedge \dots \wedge A_m) \Rightarrow (B_1 \vee \dots \vee B_n)$

+ **Clauză Horn** – Clauză în care un **singur** literal este în formă pozitivă:

$$\{\neg A_1, \dots, \neg A_n, A\},$$

corespunzătoare **implicației**

$$A_1 \wedge \dots \wedge A_n \Rightarrow A.$$

Ex | **Exemplu** Transformarea propoziției

$vrabie(x) \vee ciocarlie(x) \Rightarrow pasare(x)$ în formă normală, utilizând clauze Horn:

FNC: $\{\neg vrabie(x), pasare(x)\}, \{\neg ciocarlie(x), pasare(x)\}$

- 1 Eliminarea **implicațiilor** (\Rightarrow)
- 2 Împingerea **negațiilor** până în fața literalilor (\neg)
- 3 **Redenumirea** variabilelor cuantificate pentru obținerea **unicității** de nume (R):

$$\forall x.p(x) \wedge \forall x.q(x) \vee \exists x.r(x) \rightarrow \forall x.p(x) \wedge \forall y.q(y) \vee \exists z.r(z)$$

- 4 Deplasarea cuantificatorilor la **începutul** expresiei, conservându-le **ordinea** (forma normală *prenex*) (P):

$$\forall x.p(x) \wedge \forall y.q(y) \vee \exists z.r(z) \rightarrow \forall x.\forall y.\exists z.(p(x) \wedge q(y) \vee r(z))$$

5 Eliminarea cuantificatorilor **existențiali** (skolemizare) (S):

- Dacă **nu** este precedat de cuantificatori universali:
înlocuirea aparițiilor variabilei cuantificate printr-o **constantă** (bine aleasă):

$$\exists x.p(x) \rightarrow p(c_x)$$

- Dacă este **precedat** de cuantificatori universali:
înlocuirea aparițiilor variabilei cuantificate prin aplicația unei **funcții** unice asupra variabilelor anterior cuantificate universal:

$$\begin{aligned} &\forall x.\forall y.\exists z.(p(x) \wedge q(y) \vee r(z)) \\ &\rightarrow \forall x.\forall y.(p(x) \wedge q(y) \vee r(f_z(x, y))) \end{aligned}$$

- 6 Eliminarea cuantificatorilor **universali**, considerați, acum, impliciți (\forall):

$$\forall x. \forall y. (p(x) \wedge q(y) \vee r(f_z(x, y))) \rightarrow p(x) \wedge q(y) \vee r(f_z(x, y))$$

- 7 **Distribuirea** lui \vee față de \wedge (\vee/\wedge):

$$\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \rightarrow (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$$

- 8 Transformarea expresiilor în **clauze** (C).

Ex Exemplu “Cine rezolvă toate laboratoarele este apreciat de cineva.”

$\forall x. (\forall y. (lab(y) \Rightarrow rezolva(x, y)) \Rightarrow \exists y. apreciaza(y, x))$

$\not\equiv \forall x. (\neg \forall y. (\neg lab(y) \vee rezolva(x, y)) \vee \exists y. apreciaza(y, x))$

$\Rightarrow \forall x. (\exists y. \neg (\neg lab(y) \vee rezolva(x, y)) \vee \exists y. apreciaza(y, x))$

$\Rightarrow \forall x. (\exists y. (lab(y) \wedge \neg rezolva(x, y)) \vee \exists y. apreciaza(y, x))$

R $\forall x. (\exists y. (lab(y) \wedge \neg rezolva(x, y)) \vee \exists z. apreciaza(z, x))$

P $\forall x. \exists y. \exists z. ((lab(y) \wedge \neg rezolva(x, y)) \vee apreciaza(z, x))$

S $\forall x. ((lab(f_y(x)) \wedge \neg rezolva(x, f_y(x))) \vee apreciaza(f_z(x), x))$

$\not\equiv (lab(f_y(x)) \wedge \neg rezolva(x, f_y(x))) \vee apreciaza(f_z(x), x)$

$\vee/\wedge (lab(f_y(x)) \vee apr(f_z(x), x)) \wedge (\neg rez(x, f_y(x)) \vee apr(f_z(x), x))$

C $\{lab(f_y(x)), apr(f_z(x), x)\}, \{\neg rez(x, f_y(x)), apr(f_z(x), x)\}$

Unificare și rezoluție

- Utilizată pentru **rezoluție**
- vezi și sinteza de tip în Haskell



cum știm dacă folosind ipoteza $om(Marcel)$ și propoziția $\forall om(x) \Rightarrow are_inima(x)$ putem demonstra că $are_inima(Marcel) \rightarrow$ unificând $om(Marcel)$ și $\forall om(x)$.

- **reguli:**
 - o propoziție unifică cu o propoziție de aceeași formă
 - două predicate unifică dacă au același nume și parametri care unifică (om cu om , x cu $Marcel$)
 - o constantă unifică cu o constantă cu același nume
 - o variabilă unifică cu un termen care nu conține variabila (x cu $Marcel$)

- Problemă **NP-completă**;

- Posibile legări **ciclice**;

- Exemplu:

$prieten(x, coleg_banca(x))$ și

$prieten(coleg_banca(y), y)$

MGU: $S = \{x \leftarrow coleg_banca(y), y \leftarrow coleg_banca(x)\}$

$\Rightarrow x \leftarrow coleg_banca(coleg_banca(x)) \rightarrow$ **imposibil!**

- Soluție: verificarea apariției unei variabile în **valoarea** la care a fost legată (*occurrence check*);

- Rezoluția pentru clauze **Horn**:

$$A_1 \wedge \dots \wedge A_m \Rightarrow A$$

$$B_1 \wedge \dots \wedge A' \wedge \dots \wedge B_n \Rightarrow B$$

$$\text{unificare}(A, A') = S$$

$$\text{subst}(S, A_1 \wedge \dots \wedge A_m \wedge B_1 \wedge \dots \wedge B_n \Rightarrow B)$$

- $\text{unificare}(\alpha, \beta) \rightarrow$ **substituția** sub care unifică propozițiile α și β ;
- $\text{subst}(S, \alpha) \rightarrow$ propoziția rezultată în urma **aplicării** substituției S asupra propoziției α .



Horses and hounds

- 1 Horses are faster than dogs.
- 2 There is a greyhound that is faster than any rabbit.
- 3 Harry is a horse and Ralph is a rabbit.
- 4 Is Harry faster than Ralph?

Exemplu Horses and Hounds

- 1 $\forall x.\forall y.horse(x) \wedge dog(y) \Rightarrow faster(x, y)$
 $\rightarrow \neg horse(x) \vee \neg dog(y) \vee faster(x, y)$
- 2 $\exists x.greyhound(x) \wedge (\forall y.rabbit(y) \Rightarrow faster(x, y))$
 $\rightarrow greyhound(Greg) ; \neg rabbit(y) \vee faster(Greg, y)$
- 3 $horse(Harry) ; rabbit(Ralph)$
- 4 $\neg faster(Harry, Ralph)$ (concluzia negată)
- 5 $\neg greyhound(x) \vee dog(x)$ (common knowledge)
- 6 $\neg faster(x, y) \vee \neg faster(y, z) \vee faster(x, z)$ (tranzitivitate)
- 7 $1 + 3a \rightarrow \neg dog(y) \vee faster(Harry, y)$ (cu $\{Harry/x\}$)
- 8 $2a + 5 \rightarrow dog(Greg)$ (cu $\{Greg/x\}$)
- 9 $7 + 8 \rightarrow faster(Harry, Greg)$ (cu $\{Greg/y\}$)
- 10 $2b + 3b \rightarrow faster(Greg, Ralph)$ (cu $\{Ralph/y\}$)
- 11 $6 + 9 + 10 \rightarrow faster(Harry, Ralph) \{Harry/x, Greg/y, Ralph/z\}$
- 12 $11 + 4 \rightarrow \square$ q.e.d.

- sintaxa și semantica în LPOI
- Forme normale, Unificare, Rezoluție în LPOI

+ Dați feedback la acest curs aici:

[<http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J>]



46 Procesul de demonstrare

47 Controlul execuției

Procesul de demonstrare



- 1 Inițializarea **stivei de scopuri** cu scopul solicitat;
- 2 Inițializarea **substituției** (utilizate pe parcursul unificării) cu mulțimea vidă;
- 3 Extragerea scopului din **vârful** stivei și determinarea **primei** clauze din program cu a cărei concluzie **unifică**;
- 4 Îmbogățirea corespunzătoare a **substituției** și adăugarea **premiselor** clauzei în stivă, în ordinea din program;
- 5 Salt la pasul 3.



- 6 În cazul **imposibilității** satisfacerii scopului din vârful stivei, **revenirea** la scopul anterior (*backtracking*), și încercarea altei modalități de satisfacere;
- 7 **Succes** la **golirea** stivei de scopuri;
- 8 **Eșec** la imposibilitatea satisfacerii **ultimului** scop din stivă.



Ex Exemplu

```
1 parent( andrei , bogdan ).
2 parent( andrei , bianca ).
3 parent( bogdan , cristi ).
4
5 grandparent( X , Y ) :- parent( X , Z ) , parent( Z , Y ) .
```

- $true \Rightarrow parent(andrei , bogdan)$
- $true \Rightarrow parent(andrei , bianca)$
- $true \Rightarrow parent(bogdan , cristi)$
- $\forall x . \forall y . \forall z . (parent(x , z) \wedge parent(z , y) \Rightarrow grandparent(x , y))$

Exemplul genealogic (1)



$S = \emptyset$

$G = \{gp(X, Y)\}$



$gp(X1, Y1) :- p(X1, Z1), p(Z1, Y1)$



$S = \{X = X1, Y = Y1\}$

$G = \{p(X1, Z1), p(Z1, Y1)\};$



$p(\text{andrei}, \text{bogdan})$



... 1



$p(\text{andrei}, \text{bianca})$



... 2



$p(\text{bogdan}, \text{cristi})$

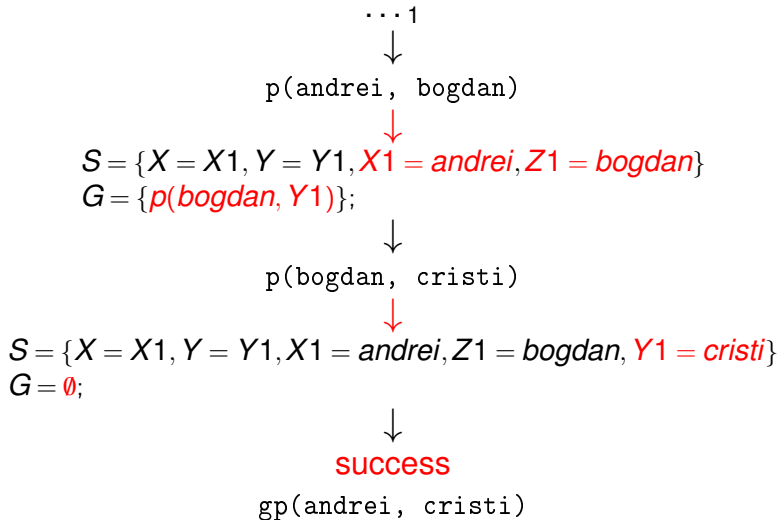


... 3

Exemplul genealogic (2)

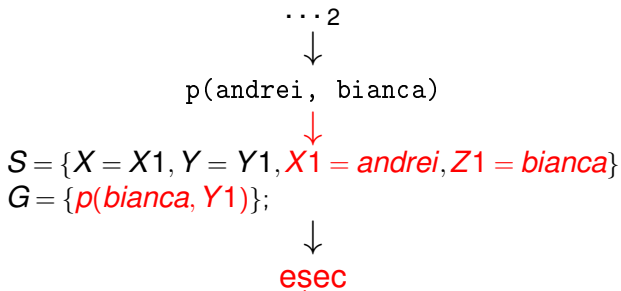


Ramura 1



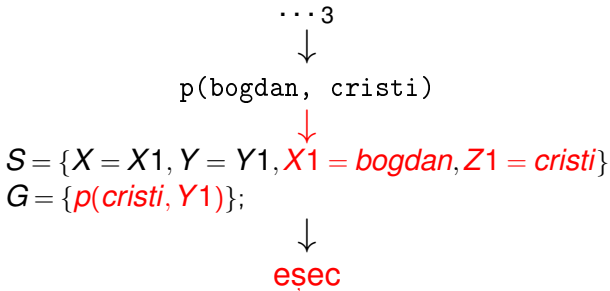
Exemplul genealogic (3)

Ramura 2



Exemplul genealogic (4)

Ramura 3





- Ordinea evaluării / încercării demonstrării scopurilor
 - Ordinea **clauzelor** în program;
 - Ordinea **premiselor** în cadrul regulilor.

- Recomandare: premisele **mai ușor** de satisfăcut și **mai specifice** primele – exemplu: axiome.



Forward chaining (data-driven)

- Derivarea **tuturor** concluziilor, pornind de la datele inițiale;
- **Opre** la obținerea scopului (scopurilor);

Backward chaining (goal-driven)

- Utilizarea **exclusivă** a regulilor care pot contribui efectiv la satisfacerea scopului;
- Determinarea regulilor a căror concluzie **unifică** cu scopul;
- Încercarea de satisfacere a **premiselor** acestor reguli ș.a.m.d.



1. **BackwardChaining**(*rules, goals, subst*)
lista **regulilor** din program, stiva de **scopuri**, **substituția** curentă, inițial vidă.
returns satisfiabilitatea scopurilor
2. **if** *goals* = \emptyset **then**
3. **return** SUCCESS
4. *goal* \leftarrow *head*(*goals*)
5. *goals* \leftarrow *tail*(*goals*)
6. **for-each** *rule* \in *rules* **do** // în ordinea din program
7. **if** *unify*(*goal, conclusion*(*rule*), *subst*) \rightarrow *bindings*
8. *newGoals* \leftarrow *premises*(*rule*) \cup *goals* // **adâncime**
9. *newSubst* \leftarrow *subst* \cup *bindings*
10. **if** *BackwardChaining*(*rules, newGoals, newSubst*)
11. **then return** SUCCESS
12. **return** FAILURE

Controlul execuției



Ex | Minimul a două numere

```
1 min(X, Y, M) :- X =< Y, M is X.
2 min(X, Y, M) :- X > Y, M is Y.
3
4 min2(X, Y, M) :- X =< Y, M = X.
5 min2(X, Y, M) :- X > Y, M = Y.
6
7 % Echivalent cu min2.
8 min3(X, Y, X) :- X =< Y.
9 min3(X, Y, Y) :- X > Y.
```


Exemplu – Minimul a două numere



Utilizare

```
1  ?- min(1+2, 3+4, M).
2  M = 3 ;
3  false.
4
5  ?- min(3+4, 1+2, M).
6  M = 3.
7
8  ?- min2(1+2, 3+4, M).
9  M = 1+2 ;
10 false.
11
12 ?- min2(3+4, 1+2, M).
13 M = 1+2.
```

Exemplu – Minimul a două numere



Observații

- Condiții mutual exclusive: $X =< Y$ și $X > Y \rightarrow$ cum putem **elimina** redundanța?

Ex) Exemplu

```
1 min4(X, Y, X) :- X =< Y.  
2 min4(X, Y, Y).
```

```
1 ?- min4(1+2, 3+4, M).  
2 M = 1+2 ;  
3 M = 3+4.
```

- **Greșit!**



- Soluție: **oprirea** recursivității după prima satisfacere a scopului.

Ex Exemplu

```
1 min5(X, Y, X) :- X =< Y, !.
```

```
2 min5(X, Y, Y).
```

```
1 ?- min5(1+2, 3+4, M).
```

```
2 M = 1+2.
```



- La **prima** întâlnire → **satisfacere**;
- La **a doua** întâlnire în momentul revenirii (*backtracking*) → **eșec**, cu inhibarea **tuturor** căilor ulterioare de satisfacere a scopului care a unificat cu concluzia regulii curente;
- Utilitate în **eficientizarea** programelor.



Ex | Exemplu

```
1 girl(mary).
2 girl(ann).
3
4 boy(john).
5 boy(bill).
6
7 pair(X, Y) :- girl(X), boy(Y).
8 pair(bella, harry).
9
10 pair2(X, Y) :- girl(X), !, boy(Y).
11 pair2(bella, harry).
```

Operatorul *cut*

Utilizare



```
1  ?- pair(X, Y).
2  X = mary,
3  Y = john ;
4  X = mary,
5  Y = bill ;
6  X = ann,
7  Y = john ;
8  X = ann,
9  Y = bill ;
10 X = bella,
11 Y = harry.
```

```
1  ?- pair2(X, Y).
2  X = mary,
3  Y = john ;
4  X = mary,
5  Y = bill.
```



Ex) Exemplu

```
1 nott(P) :- P, !, fail.  
2 nott(P).
```

- P: atom – exemplu: boy(john)
- dacă P este **satisfiabil**:
 - eșecul **primei** reguli, din cauza lui fail;
 - abandonarea celei **de-a doua** reguli, din cauza lui !;
 - rezultat: nott(P) **nesatisfiabil**.
- dacă P este **nesatisfiabil**:
 - eșecul **primei** reguli;
 - succesul celei **de-a doua** reguli;
 - rezultat: nott(P) **satisfiabil**.



- Prolog: structura unui program, funcționarea unei demonstrații
- ordinea evaluării, algoritmul de control al demonstrației
- tehnici de control al execuției.

+ Dați feedback la acest curs aici:

[<http://goo.gl/forms/SjDsW06v5J>]



- 48 Introducere
- 49 Mașina algoritmică Markov
- 50 Aplicații

Introducere



- Model de calculabilitate efectivă, **echivalent** cu Mașina Turing și Calculul Lambda;
- Principiul de funcționare: *pattern matching* + substituție;
- Fundamentul teoretic al paradigmei **asociative** și al limbajelor bazate pe **reguli** (de forma *dacă-atunci*).



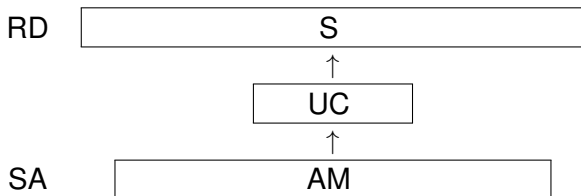
- Potrivită mai ales în cazul problemelor ce **nu** admit o soluție precisă algoritmică (ieftină);
- Codificarea **cunoștințelor** specifice unui domeniu și aplicarea lor într-o manieră **euristică**;
- Descrierea **proprietăților** soluției, prin contrast cu pașii care trebuie realizați pentru obținerea acesteia (**ce** trebuie obținut vs. **cum**);
- Absența unui flux explicit de control, deciziile fiind determinate, implicit, de cunoștințele valabile la un anumit moment → **data-driven control**.

Mașina algoritmică Markov



(implementări fără variabile generice)

- **online:** [http://utilitymill.com/utility/markov_rewriter]
- **Windows:** [<http://yad-studio.github.io/>]
- **mai multe:**
[http://en.wikipedia.org/wiki/Markov_algorithm#External_links]



- Registrul de **date**, RD, cu secvența de **simboluri**, S
 - RD nemărginit la dreapta
 - $S \in (A_b \cup A_l)^*$, $A_b \cap A_l = \emptyset$ – alfabet de bază și de lucru
- Unitatea de **control**, UC
- Spațiul de stocare a **algoritmului**, SA, ce conține algoritmul Markov, AM
 - format din **reguli**.



- Unitatea de bază a unui algoritm Markov → **regula asociativă de substituție**:

șablon **identificare** (LHS) → șablon **substituție** (RHS)

- Exemplu: $ag_1c \rightarrow ac$
- **șabloanele** → secvențe de simboluri:
 - **constante**: simboluri din A_b
 - **variabile locale**: simboluri din A_l
 - **variabile generice**: simboluri speciale, din mulțimea G , legați la simboluri din A_b
- Dacă RHS este “.” → regulă **terminală**, ce încheie execuția mașinii (halt).



- De obicei, notate cu g , urmat de un indice;
- Mulțimea valorilor pe care le poate lua o variabilă \rightarrow **domeniul** variabilei – $\text{Dom}(g) \subseteq A_b \cup A_l$;
- Legate la exact **un simbol** la un moment dat;
- Durata de viață \rightarrow timpul aplicării regulii – sunt legate la identificarea șablonului și legarea se pierde după înlocuirea șablonului de identificare cu cel de substituție;
- Utilizabile în RHS **doar** în cazul apariției în LHS.



- Mulțime **ordonată** de **reguli**, îmbogățite cu **declarații**:
 - de partiționare a mulțimii A_b
 - de variabile generice

Ex | **Exemplu** Eliminarea din dintr-un șir de simboluri din mulțimea $A \cup B$ simbolurilor ce aparțin mulțimii B :

```
1  setDiff1(A, B); A g1; B g2;      1  setDiff2(A, B); B g2;
2      ag2 -> a;                    2      g2 -> ;
3      ag1 -> g1a;                  3      -> .;
4      a -> .;                      4  end
5      -> a;
6  end
```

- $A, B \subseteq A_b$
- $g_1, g_2 \rightarrow$ variabile generice
- a nedeclarată \rightarrow variabilă locală ($a \in A_l$)



+ **Aplicabilitatea unei reguli** Regula $r : a_1 \dots a_n \rightarrow b_1 \dots b_m$ este aplicabilă dacă și numai dacă există un **subșir** $c_1 \dots c_n$, în RD, astfel încât $\forall i = \overline{1, n}$ **exact 1** condiție din cele de mai jos este îndeplinită:

- $a_i \in A_b \cup A_1 \wedge a_i = c_i$
- $a_i \in G \wedge c_i \in \text{Dom}(a_i) \wedge (\forall j = \overline{1, n} . a_j = a_i \Rightarrow c_j = c_i)$,
- oriunde mai apare aceeași variabilă generică în șablonul de identificare, în poziția corespunzătoare din subșir avem același simbol.



+ Aplicarea regulii

$r : a_1 \dots a_n \rightarrow b_1 \dots b_m$ asupra unui subșir

$s : c_1 \dots c_n$, în raport cu care este **aplicabilă**, constă în **substituirea** lui s prin subșirul $q_1 \dots q_m$, calculat astfel încât pentru $\forall i = \overline{1, n}$:

- $b_i \in A_b \cup A_1 \Rightarrow q_i = b_i$
- $b_i \in G \wedge (\exists j = \overline{1, n} . b_i = a_j) \Rightarrow q_i = c_j$



Ex Exemplu

- $A_b = \{1, 2, 3\}$
- $A_1 = \{x, y\}$
- $\text{Dom}(g_1) = \{2\}$
- $\text{Dom}(g_2) = A_b$
- $S = 1111112x2y31111$
- $r : 1g_1xg_1yg_2 \rightarrow 1g_2x$

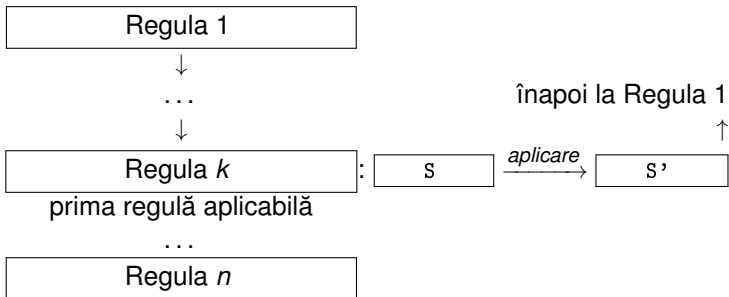
$S = 11111 \quad 1 \quad 2 \quad x \quad 2 \quad y \quad 3 \quad 1111$

$r : \quad \quad \quad 1 \quad g_1 \quad x \quad g_1 \quad y \quad g_2 \rightarrow 1g_2x$

$S' = 1111113x1111$



- Cazuri speciale: aplicabilitatea:
 - unei reguli pentru mai multe subșiruri;
 - mai multor reguli pentru același subșir.
- La un anumit moment, este posibilă aplicarea propriu-zisă a unei singure reguli asupra unui singur subșir;
- Nedeterminism inerent, ce trebuie exploatat, sau rezolvat;
- Convenție care poate fi făcută:
 - aplicarea primei reguli aplicabile, asupra
 - celui mai din stânga subșir asupra căreia este aplicabilă





Ex Inversarea intrării

- Ideea: mutarea, **pe rând**, a fiecărui element în poziția corespunzătoare. Mutarea se face prin pași incrementali de interschimbare a elementelor învecinate.

```
1 Reverse(A); A g1, g2;  
2     ag1g2 -> g2ag1;  
3     ag1 -> bg1;  
4     abg1 -> g1a;  
5     a -> .;  
6     -> a;  
7 end
```

- $$\begin{aligned} \bullet \text{ DOP} &\xrightarrow{6} \text{aDOP} \xrightarrow{2} \text{0aDP} \xrightarrow{2} \text{OPaD} \xrightarrow{3} \text{OPbD} \xrightarrow{6} \text{aOPbD} \\ &\xrightarrow{2} \text{PaObD} \xrightarrow{3} \text{PbObD} \xrightarrow{6} \text{aPbObD} \xrightarrow{3} \text{bPbObD} \xrightarrow{6} \text{abPbObD} \\ &\xrightarrow{4} \text{PabObD} \xrightarrow{4} \text{POabD} \xrightarrow{4} \text{PODa} \xrightarrow{5} . \end{aligned}$$

Aplicații



- “C Language Integrated Production System”;
- Sistem bazat pe **reguli** → “producție” = regulă;
- Principiu de funcționare similar cu al **mașinii Markov**;
- Dezvoltat la NASA în anii 1980;



Exemplu: Minimul a două numere – reprezentare individuală

Ex Exemplu

```
1 (defacts numbers
2   (number 1)
3   (number 2))
4
5 (defrule min
6   (number ?m)
7   (number ?x)
8   (test (< ?m ?x))
9   =>
10  (assert (min ?m)))
```



- Reprezentarea datelor prin **fapte** → similare simbolurilor mașinii Markov;
- Afirmații despre **atributele** obiectelor;
- Date **simbolice**, construite conform unor **șabloane**;
- Mulțimea de fapte → **baza de cunoștințe** (*factual knowledge base*)

```
1 > (facts)
2 f-0      (initial-fact)
3 f-1      (number 1)
4 f-2      (number 2)
5 For a total of 3 facts.
```



- Similare regulilor mașinii Markov;
- Șablon de **identificare** → secvență de **fapte parametrizate** (vezi variabilele generice ale algoritmilor Markov) și **restricții**;
- Șablon de **acțiune** → secvență acțiuni (assert, retract);
- *Pattern matching* **secvențial** pe faptele din șablonul de identificare;
- **Domeniul de vizibilitate** a unei variabile → restul regulii, după prima apariție a variabilei, în șablonul de identificare.



- Tuplul (regulă, fapte asupra cărora este aplicabilă) → **înregistrare de activare** (*activation record*);
- Reguli posibil aplicabile asupra diferitelor porțiuni ale **acelorași** fapte;
- Mușimea înregistrărilor de activare → **agenda**.

Înregistrări de activare



Exemplu – reluat de mai devreme: minimul a 2 numere

```
1 > (facts)
2 f-0      (initial-fact)
3 f-1      (number 1)
4 f-2      (number 2)
5 For a total of 3 facts.
6
7 > (agenda)
8 0        min: f-1,f-2
9 For a total of 1 activation.
10
11 > (run)
12 FIRE    1 min: f-1,f-2
13 ==> f-3      (min 1)
```



- Principiul refracției:
 - Aplicarea unei reguli o **singură dată** asupra aceluiași fapt și aceluiași porțiuni ale acestora;
 - Altfel, programe care **nu** s-ar termina.
- Terminare:
 - Aplicarea unui număr maxim de reguli \rightarrow (run n);
 - Întâlnirea acțiunii (**halt**);
 - Golirea agendei.



Ex | Exempu

```
1 (deffacts numbers
2   (numbers 1 2))
3
4 (defrule min
5   (numbers $? ?m $?)
6   (numbers $? ?x $?)
7   (test (< ?m ?x))
8   =>
9   (assert (min ?m)))
```

- Observați utilizarea \$? pentru potrivirea unei secvențe, potențial vidă.



```
1 > (facts)
2 f-0      (initial-fact)
3 f-1      (numbers 1 2)
4 For a total of 2 facts.
5
6 > (agenda)
7 0        min: f-1,f-1
8 For a total of 1 activation.
```

CLIPS – Exemple

Suma oricâtor numere (1)



Ex | Exemplu

```
1 (deffacts numbers (numbers 1 2 3 4 5))
2
3 (defrule init
4   ; implicit, (initial-fact)
5   =>
6   (assert (sum 0)))
7
8 (defrule sum
9   ?f <- (sum ?s)
10  (numbers $? ?x $?)
11  =>
12  (retract ?f)
13  (assert (sum (+ ?s ?x))))
```

CLIPS – Exemple

Suma oricâtor numere (2) – Interogare



```
1 > (facts)
2 f-0      (initial-fact)
3 f-1      (numbers 1 2 3 4 5)
4 For a total of 2 facts.
5
6 > (agenda)
7 0        init: *
8 For a total of 1 activation.
9
10 > (run 1)
11 FIRE    1 init: *
12 ==> f-2      (sum 0)
```



```
1 > (agenda)
2 0      sum: f-2,f-1
3 0      sum: f-2,f-1
4 0      sum: f-2,f-1
5 0      sum: f-2,f-1
6 0      sum: f-2,f-1
7 For a total of 5 activations.
8
9 > (run)
10 ciclează!
```



- **Eroarea**: adăugarea unui nou fapt `sum` induce aplicabilitatea repetată a regulii, asupra elementelor **deja** însumate;
- **Corect**: consultarea primului număr din listă și eliminarea acestuia.



Ex Exemplu

```
1 (deffacts numbers (numbers 1 2 3 4 5))
2 (defrule init
3   =>
4     (assert (sum 0)))
5
6 (defrule sum
7   ?f <- (sum ?s)
8   ?g <- (numbers ?x $?rest)
9   =>
10    (retract ?f)
11    (assert (sum (+ ?s ?x)))
12    (retract ?g)
13    (assert (numbers $?rest)))
```

CLIPS – Exemple



Suma oricător numere (6) – Interogare pe implementarea corectă

```
1 > (run)
2 FIRE      1 init: *
3 ==> f-2      (sum 0)
4 FIRE      2 sum: f-2,f-1
5 <== f-2      (sum 0)
6 ==> f-3      (sum 1)
7 <== f-1      (numbers 1 2 3 4 5)
8 ==> f-4      (numbers 2 3 4 5)
9 FIRE      3 sum: f-3,f-4
10 <== f-3      (sum 1)
11 ==> f-5      (sum 3)
12 <== f-4      (numbers 2 3 4 5)
13 ==> f-6      (numbers 3 4 5)
```


CLIPS – Exemple



Suma oricător numere (7) – Interogare pe implementarea corectă

```
1 FIRE      4 sum: f-5, f-6
2 <== f-5    (sum 3)
3 ==> f-7    (sum 6)
4 <== f-6    (numbers 3 4 5)
5 ==> f-8    (numbers 4 5)
6 FIRE      5 sum: f-7, f-8
7 <== f-7    (sum 6)
8 ==> f-9    (sum 10)
9 <== f-8    (numbers 4 5)
10 ==> f-10  (numbers 5)
11 FIRE     6 sum: f-9, f-10
12 <== f-9    (sum 10)
13 ==> f-11  (sum 15)
14 <== f-10  (numbers 5)
15 ==> f-12  (numbers)
```



Transformarea fișierelor XML – Exemplu

Ex Exemplu

```
1 <?xml version="1.0" ?>
2 <persons>
3   <person username="JS1">
4     <name>John</name>
5     <family-name>Smith</family-name>
6   </person>
7   <person username="MI1">
8     <name>Morka</name>
9     <family-name>Ismincius</family-name>
10  </person>
11 </persons>
```

⇓ XSLT ⇓

```
1 <?xml version="1.0" encoding="UTF-8"?>
2 <root>
3   <name username="JS1">John</name>
4   <name username="MI1">Morka</name>
5 </root>
```



Transformarea fișierelor XML – Exemplu: sursa

```
1 <?xml version="1.0" encoding="UTF-8"?>
2 <xsl:stylesheet xmlns:xsl="http://..." version="1.0">
3   <xsl:output method="xml" indent="yes"/>
4
5   <xsl:template match="/persons">
6     <root>
7       <xsl:apply-templates select="person"/>
8     </root>
9   </xsl:template>
10
11   <xsl:template match="person">
12     <name username="{@username}">
13       <xsl:value-of select="name" />
14     </name>
15   </xsl:template>
16
17 </xsl:stylesheet>
```



- Ce este și cum funcționează mașina algoritmică Markov: structură, variabile, reguli, algoritmul unității de control.
- Introducere în CLIPS – fapte, reguli, execuție.
- Exemplu de fișier XSLT.

+ | Nu uitați să dați feedback la curs.