CDuce: un aperçu

Alain Frisch

INRIA Rocquencourt

15 octobre 2004 GT Cristal

- Aperçu du langage
 - XML
 - CDuce
 - Interface avec OCaml
- 2 Fondements théoriques
 - Types, modèles, sous-typage
 - Calcul, typage
 - Aspects algorithmiques
- Perspectives

XML dans la Vraie Vie ™

- Documents, bureautique, web.
- Format d'échange entre applications.
- Web-services.
- Stockage, bases de données.
- Fichiers de configuration, XUL, ...

Comment accompagner XML?

Point du vue des langages de programmation...

Intégrer données et applications: ça ne va pas de soi!

BD relationnelles

- Modèle de données assez simple.
- Langage SQL: faiblement typé.
- Intégration pauvre dans langages de programmation.
- (corollaires en terme de sûreté, sécurité, . . .)

BD objets

. . .

Spécificités de XML

- Notion de typage bien présente: DTD, XML Schema.
- Couplage « lâche » entre documents et types.
- Les documents sont plus importants que les types !
- Poids du passé, choix techniques douteux.
- Le contenu d'un document est une notion mal définie :-(

- « The essence of XML:
 - The problem it solves is not hard.
 - It doesn't solve it very well. »

P. Wadler (The Essence of XML - POPL 2003)

Développer avec XML

Niveau 0: représentation textuelle des documents XML

AWK, sed, Perl

Niveau 1: vue abstraite

SAX, DOM

Niveau 2: petits langages spécifiques pour XML, sans types

XSLT, XPath

Niveau 3: types XML pris avec sérieux

- Data-binding
- Nouveaux langages: XQuery, XDuce, CDuce, Xtatic, Xen.

Data-binding

Principe

Utiliser les types d'un langage hôte pour représenter les types XML.

Avantage

On reste dans le cadre d'un langage bien maîtrisé.

Problèmes

- On perd la souplesse des types XML (expressions régulières).
- On se repose sur un système de types trop grossier.
- Problème de robustesse: évolution des schémas XML.
- Impedance mismatch entre modèle XML et modèle OO.



CDuce

Langage:

- orienté XML;
- centré sur les types;
- avec des caractéristiques généralistes;
- (vaguement) efficace.

CDuce

- Outil d'expérimentation (valider la théorie, essayer algorithmes, optimisations, . . .).
- Néanmoins à peu près utilisable (et utilisé).

Scénarios d'utilisation

- Petits "adaptateurs" entre applications XML.
- Applications plus grosses.
- Applications web, web services.
- Couche d'E/S XML pour des applications OCaml.

Orienté XML, centré sur les données

- Litteraux XML dans la syntaxe.
- Fragments XML: citoyens de première classe, pas enfouis dans des objets.

Types

Les types sont partout dans CDuce:

- Validation statique
 - Ex.: est-ce que ça produit toujours du XHTML valide?
- Semantique dirigée par les types
 - Dispatch dynamique
 - Fonctions surchargées
- Compilation dirigée par les types
 - Optimisations rendues possibles par les types statiques
 - Évite des opérations inutiles/redondantes à l'exécution
 - Autorise un style plus déclaratif

```
v ==
 program>[
   <date day="monday">[
     <invited>[ <title>[ 'Conservation of information' ]
                <author>[ 'Thomas Knight, Jr.' ] ]
     <talk>[ <title>[ 'Scripting the type-inference process' ]
              <author>[ 'Bastiaan Heeren' ]
              <author>[ 'Jurriaan Hage' ]
              <author>[ 'Doaitse Swierstra' ] ] ] ]
t ==
 program>[
    <date day="monday">[
     <invited>[ <title>[ 'Conservation of information' ]
                 <author>[ 'Thomas Knight, Jr.' ] ]
     <talk>[ <title>[ 'Scripting the type-inference process' ]
              <author>[ 'Bastiaan Heeren' ]
              <author>[ 'Jurriaan Hage' ]
              <author>[ 'Doaitse Swierstra' ] ] ] ]
```

```
v ==
 program>[
   <date day="monday">[
      <invited>[ <title>[ 'Conservation of information' ]
                 <author>[ 'Thomas Knight, Jr.' ] ]
      <talk>[ <title>[ 'Scripting the type-inference process' ]
              <author>[ 'Bastiaan Heeren' ]
              <author>[ 'Jurriaan Hage' ]
              <author>[ 'Doaitse Swierstra' ] ] ] ]
t ==
 program>[
    <date day=String>[
      <invited>[ <title>[ PCDATA ]
                 <author>[ PCDATA ] ]
      <talk>[ <title>[ PCDATA ]
              <author>[ PCDATA ]
              <author>[ PCDATA ]
              <author>[ PCDATA ] ] ] ]
```

```
v ==
   program>[
     <date day="monday">[
       <invited>[ <title>[ 'Conservation of information' ]
                  <author>[ 'Thomas Knight, Jr.' ] ]
       <talk>[ <title>[ 'Scripting the type-inference process' ]
               <author>[ 'Bastiaan Heeren' ]
               <author>[ 'Jurriaan Hage' ]
               <author>[ 'Doaitse Swierstra' ] ] ] ]
 t ==
   program>[
     <date day=String>[
       <invited>[ Title Author ]
       <talk>[ Title Author Author Author ] ] ] ]
type Author = <author>[ PCDATA ]
type Title = <title> [ PCDATA ]
```

```
v ==
   program>[
     <date day="monday">[
       <invited>[ <title>[ 'Conservation of information' ]
                  <author>[ 'Thomas Knight, Jr.' ] ]
       <talk>[ <title>[ 'Scripting the type-inference process' ]
               <author>[ 'Bastiaan Heeren' ]
               <author>[ 'Jurriaan Hage' ]
               <author>[ 'Doaitse Swierstra' ] ] ] ]
 t ==
   program>[
     <date day=String>[
       <invited>[ Title Author+ ]
       <talk>[ Title Author+ ] ] ]
type Author = <author>[ PCDATA ]
type Title = <title> [ PCDATA ]
```

```
v ==
  program>[
    <date day="monday">[
      <invited>[ <title>[ 'Conservation of information' ]
                 <author>[ 'Thomas Knight, Jr.' ] ]
      <talk>[ <title>[ 'Scripting the type-inference process' ]
              <author>[ 'Bastiaan Heeren' ]
              <author>[ 'Jurriaan Hage' ]
              <author>[ 'Doaitse Swierstra' ] ] ] ]
 t ==
  Program
type Day = <date day=String>[ Invited? Talk+ ]
type Invited = <invited>[ Title Author+ ]
type Talk = <talk>[ Title Author+ ]
type Author = <author> [ PCDATA ]
type Title = <title>[ PCDATA ]
```

Filtrage

- Opération de base du langage.
- Le système de type garantit l'exhaustivité et infère le type (exact) des variables de capture.
- Détection des branches/motifs inutilisés.

Filtrage: un petit goût de ML

Les motifs sont des "types avec des variables de capture".

Filtrage: au delà de ML

• Dispatch sur le type:

Filtrage: au delà de ML

• Expressions régulières et capture:

```
fun (Invited|Talk -> [Author*]) <_>[ Title x::Author*] -> x

fun ([(Invited|Talk|Event)*] -> ([Invited*], [Talk*]))
    [ (i::Invited | t::Talk | _)* ] -> (i,t)

fun parse_email (String -> (String,String))
    | [ local::_* '0' domain::_* ] -> (local,domain)
    | _ -> raise "Invalid email address"
```

Fonctions

 Surchargées, de première classe, sous-typage, partage de nom, partage de code . . .

```
type Day = <date day=String>[ Invited? Talk+ ]
type Invited = <invited>[ Title Author+ ]
type Talk = <talk>[ Title Author+ ]
let patch_program (p:[Program], f:(Invited -> Invited) & (Talk -> Talk)):[Program] =
 xtransform p with (Invited | Talk) & x -> [ (f x) ]
let first_author ([Program] -> [Program]; Invited -> Invited; Talk -> Talk)
| [ Program ] & p -> patch_program (p,first_author)
| <invited>[ t a _* ] -> <invited>[ t a ]
| <talk>[ t a _* ] -> <talk>[ t a ]
(* On peut remplacer les deux dernières branches par:
 \langle (k) \rangle [ta *] \rightarrow \langle (k) \rangle [ta]
*)
```

Un autre exemple

```
type Person = FPerson | MPerson
type FPerson = <person gender="F">[ Name Children ]
type MPerson = <person gender="M">[ Name Children ]
type Children = <children>[Person*]
type Name = <name>[ PCDATA ]
type Man = <man name=String>[ Sons Daughters ]
type Woman = <woman name=String>[ Sons Daughters ]
type Sons = <sons>[ Man* ]
type Daughters = <daughters>[ Woman* ]
let split (MPerson -> Man : FPerson -> Woman)
  <person gender=g>[ <name>n <children>[(mc::MPerson | fc::FPerson)*] ] ->
     let tag = match g with "F" -> 'woman | "M" -> 'man in
     let s = map mc with x \rightarrow split x in
     let d = map fc with x -> split x in
     <(tag) name=n>[ <sons>s <daughters>d ]
```

Expressivité du filtrage

```
<person gender=g>[...] ->
    let tag = match g with "F" -> 'woman | "M" -> 'man in
peut être remplacé par:
 <person gender=("F" & (tag := 'woman) | (tag := 'man))>[...] ->
ou par:
 <person>[...] & (FPerson & (tag := 'woman) | MPerson & (tag := 'man)) ->
(Plus robuste aux changements de représentation !)
```

```
type Title = <title>String
type Author = <author>String
type Talk = <talk>[ Title Author+ ]

let x : Talk = <talk>[ <author>[ 'Alain Frisch' ] <title>[ 'CDuce' ] ]

\times

let x : Talk = <talk>[ <author>[ 'Alain Frisch' ] <title>[ 'CDuce' ] ]

This expression should have type:
    'title
but its inferred type is:
    'author
which is not a subtype, as shown by the sample:
    'author
    'author
```

```
type Title = <title>String
type Author = <author>String
type Talk = <talk>[ Title Author+ ]

fun mk_talk(s : String) : Talk = <talk>[ <title>s ]

fun mk_talk(s : String) : Talk = <talk>[ <title>s ]

This expression should have type:
[ Author+ ]
but its inferred type is:
[ ]
which is not a subtype, as shown by the sample:
[ ]
```

```
type Title = <title>String
type Author = <author>String
type Talk = <talk>[ Title Author+ ]
type Invited = <invited>[ Title Author+ ]
type Day = <date>[ Invited? Talk+ ]
fun (Day -> [Talk+]) <date>[ Invited? x::_*] -> x
fun (Dav -> [Talk+]) <date>[ ? x:: *] -> x
~
fun (Day -> [Talk+]) <date>[ _? x::_*] -> x
This expression should have type:
[ Talk+ ]
but its inferred type is:
[ Talk* ]
which is not a subtype, as shown by the sample:
Г 1
```

```
type Day = <date day=String>[ Invited? Talk+ ]
type Invited = <invited>[ Title Author+ ]
type Talk = <talk>[ Title Author+ ]
type Author = <author>[ PCDATA ]
type Title = <title>[ PCDATA ]
fun (p :[Program]):[Program] = xtransform p with Invited -> []
fun (p :[Program]):[Program] = xtransform p with <invited>c -> [<talk>c]
fun (p :[Program]):[Program] = xtransform p with Talk -> []
~
fun (p : [Program]): [Program] = xtransform p with Talk -> []
This expression should have type:
[ Program ]
but its inferred type is:
[ cprogram>[ <date day = String>[ Invited? ]* ] ]
which is not a subtype, as shown by the sample:
[ cprogram>[ <date day = "">[ ] ] ]
```

Interface avec OCaml

Appeler OCaml depuis CDuce

- Réutiliser bibliothèques (y compris bindings avec C).
- Structures de données et algorithmes complexes.
- Passer fonctions CDuce comme arguments.
- Instancier fonctions polymorphes avec types CDuce.

Utiliser une unité CDuce comme un module OCaml

- CDuce comme couche E/S pour applis OCaml.
- Présentation XHTML de résultats, CGI, sérialisation des données internes, gestion des fichiers de config.

Interface avec OCaml

Objectifs

On veut:

- Préserver sûreté du typage.
- Éviter d'écrire fonctions de coercions.

Approche retenue

Une fonction de traduction dans un seul sens: $OCaml \implies CDuce$. Pour un type $OCaml\ t$, déduire un type $CDuce\ \hat{t}$ et deux fonctions de coercion $t \leftrightarrow \hat{t}$.

Un mapping CDuce \Longrightarrow OCaml ne peut pas être compatible avec le sous-typage (sauf un mapping constant)!

Traduction des types

```
int
                                                                     min_int - -max_int
string
                                                                     Latin1
t_1 * t_2
t_1 \rightarrow t_2
 A_1 \text{ of } t_1 \mid \dots \mid A_n \text{ of } t_n \\ [`A_1 \text{ of } t_1 \mid \dots \mid `A_n \text{ of } t_n] \\ \{I_1 = t_1; \dots; I_n = t_n\}   (`A_1, \hat{t_1}) \mid \dots \mid (`A_n, \hat{t_n}) \\ \{|I_1 = \hat{t_1}; \dots; I_n = \hat{t_n}|\} 
t list
                                                                      [t*] \\ \{|\mathsf{get} = [] \to \hat{t}; \mathsf{set} = \hat{t} \to []|\} 
t ref
t (abstrait)
CDuce.Value.t
                                                                     Any
                                                                     Int
Big_int.big_int
```

Appeler OCaml depuis CDuce

- Soit v une valeur OCaml de type t.
- Pour l'utiliser depuis CDuce: appliquer la coercion $t \to \hat{t}$.

Caractéristiques OCaml non gérées

- Objets (faisable)
- Tableaux (facile)
- Types récursifs non réguliers (impossible)
- Types abstraits paramétrés (faisable)

Appeler OCaml depuis CDuce

- L'instanciation des variables de type OCaml par des types
 CDuce est-elle sûre?
- Oui!
 Si f: ∀α.τ[α], alors f: τ[X] pour n'importe quel ensemble X de valeurs.

Appeler CDuce depuis OCaml

- CDuce produit des unités de compilation OCaml (l'interface .cmi est donnée par le programmeur).
- ocamlc -c a.mli

 → a.cmi
- cduce --compile a.cd → a.cdo
- ocamlc -c -impl a.cdo -pp cdo2ml \sim a.cmo
- ocamlc -o prog ... a.cmo ... \sim prog

```
a.cd a.mli

let aux ((Int,Int) -> Int)
| (x, 0 | 1) -> x
| (x, n) -> aux (x * n, n - 1) val fact: Big_int.big_int -> Big_int.big_int

let fact (x : Int) : Int = aux (1. x)
```

Autres caractéristiques

- Généralistes: enregistrements, tuples, entiers, exceptions, références, . . .
- Chaînes + expressions régulières (types, motifs)
- Connecteurs booléens (types, motifs)
- Autres itérateurs
- Fragment de XPath, select..from..where...

- Aperçu du langage
 - XML
 - CDuce
 - Interface avec OCaml
- 2 Fondements théoriques
 - Types, modèles, sous-typage
 - Calcul, typage
 - Aspects algorithmiques
- 3 Perspectives

Algèbres de termes cycliques

- Les types et les motifs sont des objets cycliques (graphes/automates) sans lieur.
- On veut pouvoir les manipuler comme des termes (constructeurs/destructeurs) d'une algèbre, et laisser les questions de partage et de représentation à l'implémentation.
- On veut faire passer de la théorie des automates pour de la théorie des types!
- Petit cadre catégorique pour faire ça proprement.

Algèbres de termes cycliques

- Soit $F: Set \rightarrow Set$ un foncteur « signature ». Une F-coalgèbre est un couple (T, τ) avec T ensemble, $\tau: T \rightarrow FT$.
- Coalgèbre régulière: tout élément de T est dans une sous-coalèbre finie.
 - ullet \Rightarrow terminaison des algorithmes.
- Coalgèbre récursive: toute extension finie se retracte (par un morphisme) dans T.
 - ⇒ existence de types récursifs introduits par des systèmes d'équations.
- Remarque: pas de propriété universelle (pas d'unicité des solutions ⇒ liberté laissé à l'implémentation pour avoir plus ou moins de partage).
- Constructions: partage optimal, partage minimal, partage modulo renommage des lieurs.

Types

Foncteur:
$$F = \mathcal{B} \circ S$$

$$a \in SX := b$$
 type de base constructeur produit $x \times x$ constructeur flèche (XML, enregistrements) $t \in \mathcal{B}A := a$ atome $t \vee t \mid t \wedge t \mid \neg t$ connecteurs booléens $0 \mid 1$ types vide, plein

- Garantit bonne formation de la récursion (exclure $\mu\alpha$. α V α).
- En fait, égalité modulo tautologies booléennes pour \mathcal{B} ; par exemple, formes normales disjonctives:

$$\mathcal{B} \mathcal{A} = \mathcal{P}_f(\mathcal{P}_f(\mathcal{A}) \times \mathcal{P}_f(\mathcal{A}))$$



Types

- Les types décrivent des ensembles de valeurs.
- Sous-typage sémantique (ensembliste):

$$t \leq s \iff \llbracket t \rrbracket \subseteq \llbracket s \rrbracket$$

οù

$$[\![t]\!] = \{v \mid \vdash v : t\}$$

Problème: définition circulaire entre sous-typage et typage!

- Le sous-typage dépend du typage des valeurs.
- Le typage des valeurs dépend du typage des expressions $(\lambda$ -abstractions !).
- Le typage des expressions dépend du sous-typage (règle de subsomption !).
- → développement d'une méthode d'amorçage

Amorçage

- On considère des interprétations booléennes de l'algèbre de types [-]: T → P(D) ([t₁Vt₂] = [t₁] ∪ [t₂], ...).
- Soit [_] une telle interprétation. On pose:

$$\mathbb{E}D = \mathcal{C} + D \times D + D^{D}$$

$$\mathbb{E}[\![-]\!] : T \to \mathcal{P}(\mathbb{E}D)$$

$$\mathbb{E}[\![t_{1} \times t_{2}]\!] = [\![t_{1}]\!] \times [\![t_{2}]\!]$$

$$\mathbb{E}[\![t_{1} \to t_{2}]\!] = \{ f : D \to D \mid f([\![t_{1}]\!]) \subseteq [\![t_{2}]\!] \}$$

- « Moralement » on veut $D = \mathbb{E}D$. C'est impossible!
- On dit que [_] est un modèle si:

$$\forall t. \ \llbracket t \rrbracket = \emptyset \iff \mathbb{E} \llbracket t \rrbracket = \emptyset$$

ou encore:

$$\forall t, s. \ \llbracket t \rrbracket \subseteq \llbracket s \rrbracket \iff \mathbb{E} \llbracket t \rrbracket \subseteq \mathbb{E} \llbracket s \rrbracket$$

Amorçage

- Chaque modèle induit une relation de sous-typage: $t \le s \iff [\![t]\!] \subseteq [\![s]\!]$.
- Toute la théorie qui suit ne dépend pas du choix du modèle d'amorce.
- On peut construire un modèle universel (qui induit la plus grande relation ≤), des modèles non universels (pas facile !).

Raisonnements dans les modèles

- Propriétés simples: transitivité de \leq , variance des constructeurs, tautologies booléennes, égalités ensemblistes $(t_1 \times s_1) \wedge (t_2 \times s_2) \simeq (t_1 \wedge t_2) \times (s_1 \wedge s_2)$.
- Très utile pour préparer l'étude algorithmique du sous-typage et pour mener l'étude méta-théorique du système de types!

Règles de sous-typage

$$\bigwedge_{i \in I} t_i \times s_i \leq \bigvee_{i \in J} t_i \times s_i$$

$$\iff$$

$$\forall J' \subseteq J. \left(\bigwedge_{i \in I} t_i \leq \bigvee_{i \in J'} t_i \right) \text{ou} \left(\bigwedge_{i \in I} s_i \leq \bigvee_{i \in J \setminus J'} s_i \right)$$

$$\bigwedge_{i \in I} t_i \rightarrow s_i \leq \bigvee_{i \in J} t_i \rightarrow s_i$$

$$\iff$$

$$\exists j \in J. \forall I' \subseteq I. \left(t_j \leq \bigvee_{i \in I'} t_i \right) \text{ou} \left(I' \neq I \text{ et } \bigwedge_{i \in I \setminus I'} s_i \leq s_j \right)$$

Typage de l'application fonctionnelle

Exemple avancé de raisonnement ensembliste.

$$\frac{\mathsf{app} : ((t {\rightarrow} s) {\times} t) {\rightarrow} s}{\mathsf{app} : t_1 {\rightarrow} s_1 \quad \mathsf{app} : t_2 {\rightarrow} s_2} \; (\mathsf{app} \land)$$

$$\frac{\mathsf{app} : t_1 {\rightarrow} s_1 \quad \mathsf{app} : t_2 {\rightarrow} s_2}{\mathsf{app} : (t_1 \land t_2) {\rightarrow} (s_1 \land s_2)} \; (\mathsf{app} \land)$$

$$\frac{\mathsf{app} : t_1 {\rightarrow} s_1 \quad \mathsf{app} : t_2 {\rightarrow} s_2}{\mathsf{app} : (t_1 \lor t_2) {\rightarrow} (s_1 \lor s_2)} \; (\mathsf{app} \lor)$$

$$\frac{\mathsf{app} : t' {\rightarrow} s' \quad t \leq t' \quad s' \leq s}{\mathsf{app} : t {\rightarrow} s} \; (\mathsf{app} \leq)$$

Thm: si
$$t \simeq \bigvee_{i=1}^{n} t_1^i \times t_2^i$$
, alors: (app: $t \rightarrow s$) $\iff \forall i. \ t_1^i \leq t_2^i \rightarrow s$

Méthode: passer par une interprétation ensembliste de l'application dans un modèle D' déduit de D; $\operatorname{app}(\llbracket t \rrbracket') \subseteq \llbracket s \rrbracket'$.

Calcul, système de types

$$\frac{\Gamma \vdash c : b_c}{\Gamma \vdash c : t_0} \frac{\Gamma \vdash e : t \quad o : t \to s}{\Gamma \vdash o(e) : s}$$

$$\frac{\Gamma \vdash e : t_1 \quad t_1 \le t_2}{\Gamma \vdash e : t_2} \frac{\Gamma \vdash e_1 : t_1 \quad \Gamma \vdash e_2 : t_2}{\Gamma \vdash (e_1, e_2) : t_1 \times t_2}$$

Calcul, système de types

$$t = \bigwedge_{i=1..n} (t_i \rightarrow s_i) \land \bigwedge_{j=1..m} \neg (t'_j \rightarrow s'_j) \not\simeq 0$$

$$\forall i = 1..n. (f:t), (x:t_i), \Gamma \vdash e:s_i$$

$$\Gamma \vdash \mu f(t_1 \rightarrow s_1; \dots; t_n \rightarrow s_n). \lambda x.e:t$$

$$\begin{array}{c} \Gamma \vdash e : t_0 \leq \langle p_1 \mathrel{\int} \mathsf{V} \mathrel{\langle} p_2 \mathrel{\rangle} \\ ((t_0 \land \mathrel{\langle} p_1 \mathrel{\rangle})/p_1), \Gamma \vdash e_1 : s_1 \\ ((t_0 \backslash \mathrel{\langle} p_2 \mathrel{\rangle})/p_2), \Gamma \vdash e_2 : s_2 \\ \hline \Gamma \vdash \mathtt{match} \ e \ \mathtt{with} \ p_1 \to e_1 \mid p_2 \to e_2 : s_1 \mathsf{V} s_2 \end{array}$$

(p), (t/p) sont définis de manière sémantique)

Résultats

- On obtient un modèle en prenant $[\![t]\!]_{\mathcal{V}} = \{v \mid \vdash v : t\}$. Il est équivalent au modèle d'amorce !
- Sûreté pour une sémantique à petits pas.
- Pas de type « principal », mais l'ensemble des types d'une expression est un filtre; algorithme d'inférence.
- Implémentation de l'algorithme de typage avec propagation bidirectionnelle des contraintes pour localiser erreurs.
- Exactitude du typage de l'application:

$$\mathsf{app}: t {\rightarrow} s \iff \forall v \in \llbracket t \rrbracket_{\mathcal{V}}.\mathsf{app}(v) \overset{*}{\sim} v' \Rightarrow v' \in \llbracket s \rrbracket_{\mathcal{V}}$$

Calcul du sous-typage

- Pour un modèle universel, le prédicat unaire $P(t) \equiv [\![t]\!] \neq \emptyset$ est un prédicat inductif (mais pas sur la structure de t qui est cyclique !).
- Modularisation de l'algorithme de sous-typage.
- Utiliser des raisonnements sémantiques pour déduire une définition de P comme solution minimale d'un système de contraintes booléennes $\{\Phi(t)\Rightarrow P(t)\mid t\in T\}$ où $\Phi(t)$ est une formule booléenne positive construite sur des P(t').
 - Plusieurs versions possibles.
 - Heuristiques pour traiter cas usuels.
- Utiliser un solveur léger de contraintes booléennes.

Solveur avec backtracking

```
eval(t, N, P) :=
 if t \in P then (1, N, P)
 else if t \in N then (0, N, P)
 else match eval(\Phi(t), N \cup \{t\}, P) with
        (0, N', P') \rightarrow (0, N', P')
       | (1, N', P') \rightarrow (1, N, P' \cup \{t\})
eval(\phi_1 \land \phi_2, N, P) :=
 match eval(\phi_1, N, P) with
        (0, N', P') \rightarrow (0, N', P')
        | (1, N', P') \rightarrow \text{eval}(\phi_2, N', P')
eval(\phi_1 \lor \phi_2, N, P) :=
 match eval(\phi_1, N, P) with
        \mid (0, N', P') \rightarrow \text{eval}(\phi_2, N', P')
        | (1, N', P') \rightarrow (1, N', P')
eval(0, N, P) := (0, N, P)
eval(1, N, P) := (1, N, P)
```

On peut implémenter N et P avec une structure persistente (table de hash) + une pile pour backtracker N !

Solveur sans backtracking

Idées:

- Garder les dépendences entre assertions en cours de vérification et leurs conséquences.
- Retarder autant que possible le déroulement des formules booléennes.
- Utiliser la structure du treillis $\{0,1\}$ (hauteur 2) pour simplifier !

Compilation du filtrage

Implementation du filtrage

- → Sans backtracking
- → Utilise les informations de types statiques
- → Factorisation des captures
- → Autorise un style plus déclaratif (→ robuste)

```
type A = <a>[ Int* ]
type B = <b>[ Char* ]

fun ([A+|B+] -> Int) [A+] -> 0 | [B+] -> 1

cu
fun ([A+|B+] -> Int) [ <a> * ] -> 0 | -> 1
```

Représentation des valeurs

- Concaténation en temps constant (représentation symbolique), avec applatissement à la demande.
- Représentation compacte des chaînes de caractères.
- Hash-consing des tags XML.

- Aperçu du langage
 - XML
 - CDuce
 - Interface avec OCaml
- 2 Fondements théoriques
 - Types, modèles, sous-typage
 - Calcul, typage
 - Aspects algorithmiques
- 3 Perspectives

XML

- Gérer les pointeurs dans les documents (aka ID/IDREF), et inter-documents (XLink/XPointer).
- Typer l'opération « père » (le type parle du contexte, pas seulement du sous-arbre).
- Intéractions avec le typage par nom (approche de XML Schema / XQuery / XSLT).

Compilation

- Variantes d'heuristiques pour la compilation du filtrage (moins spécialiser pour avoir code plus compact).
- Techniques de fusing/déroulement/spécialisation pour profiter autant que possible de l'implémentation efficace du filtrage.
- Résolution statique de la surcharge à l'appel des fonctions.
- Représentation des valeurs.

Polymorphisme paramétrique

- On a: polymorphisme par sous-typage et par surcharge.
- On veut: opérations génériques.
- 2 pistes:
 - Polymorphisme paramétrique: ajoute de variables dans l'algèbre de types; quantification universelle.
 - Itérateurs récursifs génériques dont le typage est repoussé à l'application: généralisation des itérateurs prédéfinis, du filtrage, encodage de XPath, tout ça avec un typage très précis. Typage = dérouler l'itérateur et le type de l'argument pour les synchroniser...

Rapprocher CDuce et ML

- Objectif: extension conservative (ou pas) de ML avec un type XML, sous-typage sémantique, et filtrage XML (annotations explicites!).
- En fait, étendre ML avec: une algèbre de types externes pour laquelle on dispose de ≤ (implicite) et V; - des constructions avec typage bottom-up.
- Refinement types, inférence locale, HM(X), ...
- Pour aller plus loin: mélanger plus en profondeur les algèbres de types (variables ML dans le type XML) . . .

Travaux en cours autour de CDuce

- Sous-typage sémantique des canaux du π -calcul (R. De Nicola, D. Varacca, G. Castagna)
- Securité & analyse de flot d'information (M. Burelle, G. Castagna)
- Langage de requête CQL (C. Miachon, V. Benzaken)
- Intégration XPath / filtrage (K. Nguyen, G. Castagna, A. Frisch)
- Error mining dans CDuce (D. Colazzo, G. Castagna, A. Frisch)
- BD XML native (V. Benzaken, I. Manolescu)
- Polymorphisme paramétrique (H. Hosoya, G. Castagna, A. Frisch)

Merci!

http://www.cduce.org/