Revision: 1.3.1.12

Master d'informatique 2007-2008
Spécialité STL
« Implantation de langages »
ILP – MI016
Cours 7

C.Queinnec[a]

[a] http://www-spi.lip6.fr/~queinnec/

PLAN DU COURS 7

Intégration (pour *inlining*) de fonctions

- Préliminaires
- Normalisation
- Graphe d'appel
- Intégration
- Réflexions

ILP4 = ILP3 + intégration.

INTÉGRATION

L'optimisation reine : 20% d'amélioration.

Transformation de programme. On remplace des appels de fonctions par leur corps, après substitution de leurs variables par les paramètres d'appel.

```
function f (x y) {
   let t = x + y
   in 2*t;
}

{ z = 34;
  y = f(1, z);
}
```

```
{ z = 34;
  y = ({ let t = 1 + z;
         in 2*t;
       });
}
```

Mais les variables peuvent être modifiées :

```
function f (x y) {
   x = x + y;
   in 2*x;
}

{ z = 34;
  y = f(1, z);
}
```

```
{ z = 34;
  y = ({ x = 1;
         y = z;

         x = x + y;
         in 2*x;
       });
}
```

Il faut donc recréer les liaisons correspondantes pour les affectations.

Mais attention aux portées :

```
z = 2;
function f (x y) {
   return x + y + z;
}

{ z = 34;
  y = f(1, z);
}
```

```
z = 2;
{ z = 34;
  y = ({ x = 1;
         y = z;

         return x + y + z;
       });
}
```

Capture de la variable locale `z` par la référence libre à la variable globale `z` depuis la fonction `f`.

INTÉRÊTS

- Supprimer des invocations (sauvegarde registres, allocation en pile, restauration registres, responsabilité des registres (appelant ou appelé ?) etc.)
- Rapprocher des fragments de code indépendants (surtout avec précalculs statiques (*constant folding*) et suppression du code mort (*dead code elimination*).

```
function f(x, y) {
  if (x > 1 ) {
    x + y
  } else {
    x
  }
}

{ z = 2;
  print(3 + f(z, t));
```

```
{ z = 2;
  print(3 + (2 + t));
```

PROBLÈMES

- Respect des portées
- Équivalence expression/instruction
- Prévention des conflits de noms

SOLUTION

Renommage de toutes les variables locales (alpha-conversion) :

```
z = 2;
function f (x y) {
   let z = x + y + z;
   in 2*z;
}

{ z = 34;
  x = 5;
  y = f(1, x+z);
}
```

```
z = 2;
function f (x1 y1) {
   let z1 = x1 + y1 + z;
   in 2*z1;
}

{ z0 = 34;
  x0 = 5;
  y0 = f(1, x0+z0);
}
```

```
z = 2;
function f (x1 y1) {
   let z1 = x1 + y1 + z;
   in 2*z1;
}

{ z0 = 34;
  x0 = 5;
  y0 = f(1, x0+z0);
}
```

```
z = 2;
{ z0 = 34; // alpha-conversion :
  x0 = 5;
  y0 = ({  // liaisons :
          let x1 = 1
          and y1 = x0 + z0 in
            // corps :
            let z1 = x1 + y1 + z;
            in 2*z1;
       });
}
```

PAQUETAGES POUR ILP4

Le super-paquetage `fr.upmc.ilp.ilp4` contient les paquetages habituels :

`fr.upmc.ilp.ilp4.interfaces`	`interfaces diverses`
`fr.upmc.ilp.ilp4.ast`	`AST et analyses statiques`
`fr.upmc.ilp.ilp4.runtime`	`bibliothèque d'interprétation`
`fr.upmc.ilp.ilp4.cgen`	`compilation vers C`

Grammaire *Grammars/grammar4.rnc*

Nouveau patron *C/templateTest3.c*

Programmes ILP4 additionnels *Grammars/Samples/*-4.xml*

ÉQUIVALENCE EXPRESSION/INSTRUCTION

Ressource: Grammars/grammar4.rnc

Nouvelle grammaire où toute instruction est aussi une expression.

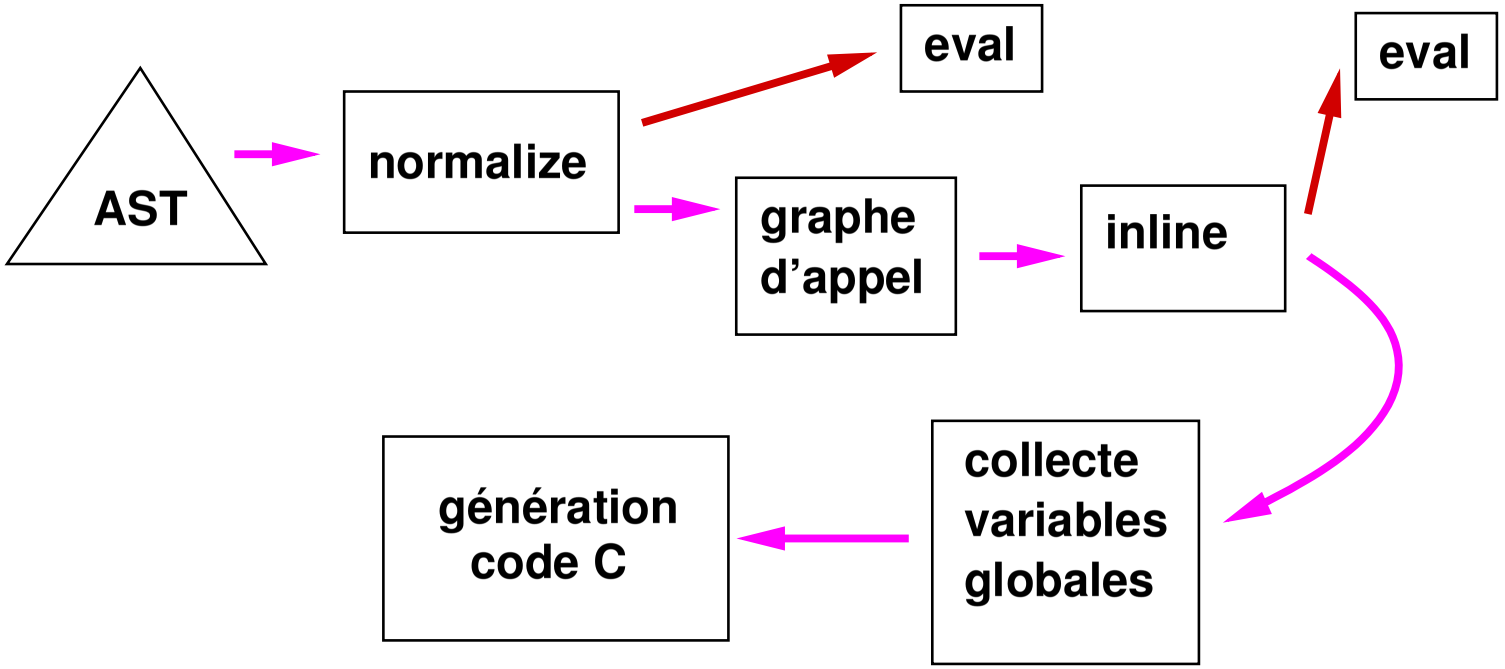
Je n'ai pas réussi à la définir incrémentiellement à partir des précédentes !

```
programme4 = element programme4 {
   definitionEtExpressions
}

definitionEtExpressions =
   definitionFonction *,
   expression +
```

```
expression =
    alternative                 | sequence
  | blocUnaire                  | blocLocal
  | boucle                      | try
  | affectation                 | invocation
  | constante                   | variable
  | operation                   | invocationPrimitive
```

PASSES DE TRAITEMENT

Quatre analyses statiques dont la normalisation des expressions de l'AST.



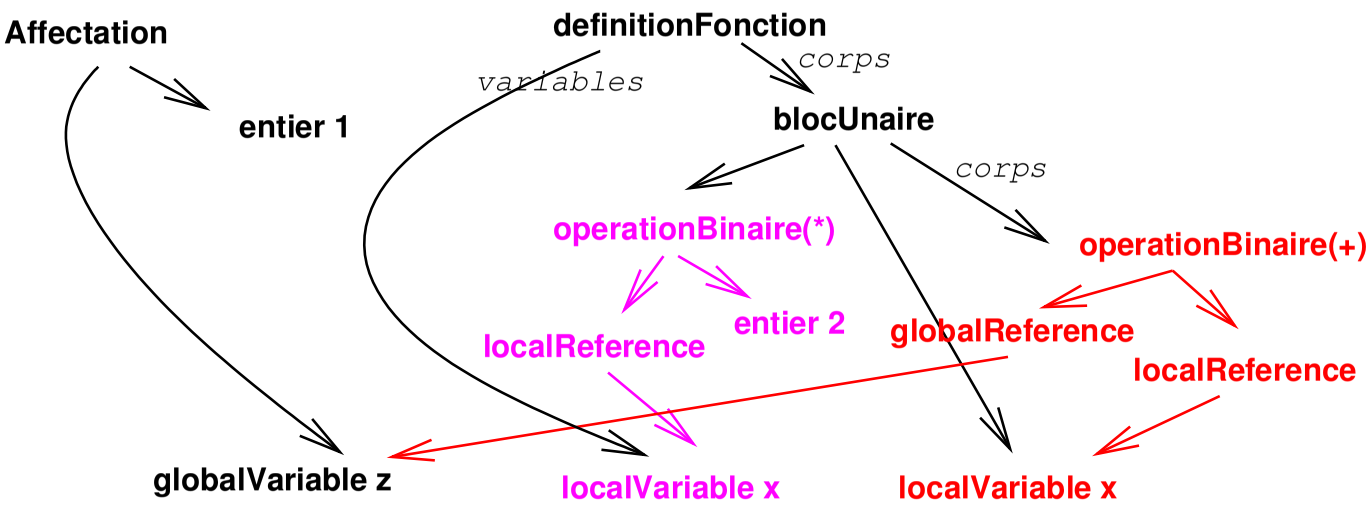
NORMALISATION

Partage physique des objets représentant les variables.

Taxonomie des variables locales, globales, globales fonctionnelles, prédéfinies.

Au passage, les séquences d'une seule expression sont normalisées à cette seule expression. Vérification de l'arité des appels aux fonctions globales.

```
z = 1;
function f(x) {
  let x = 2*x
  in z+x
}
```



PRÉVENTION DES CONFLITS DE NOMS

- Deux références à une même variable (locale ou globale) sont représentées par le même objet en mémoire.
- Taxonomie des variables locales, globales, globales fonctionnelles, prédéfinies.
- Les séquences d'une seule expression sont normalisées à cette seule expression.
- Vérification de l'arité des appels aux fonctions globales.

L'identification des variables :

- améliore la comparaison (et notamment la vitesse de l'interprète (comme en Lisp avec la notion de symbole))
- réalise l'alpha-conversion.

COMPARAISON

Comparaison physique plutôt que structurelle :

```
// depuis LexicalEnvironment
  public Object lookup (final IVariable otherVariable)
    throws EvaluationException {
    if ( variable == otherVariable ) {
      return value;
    } else {
      return next.lookup(otherVariable);
    }
  }
```

NORMALISATION

La normalisation est encore un parcours avec deux environnements :

- l'environnement lexical `INormalizeLexicalEnvironment`
- l'environnement global `INormalizeGlobalEnvironment`

Chaque nœud de l'AST procure des méthodes pour ces différentes passes.

```
public interface IAST4
extends IAST2 {

    IAST4 normalize (INormalizeLexicalEnvironment lexenv,
                     INormalizeGlobalEnvironment common )
    throws NormalizeException;

    void findInvokedFunctions ()
    throws FindingInvokedFunctionsException;

    Set<IAST4globalFunctionVariable> getInvokedFunctions ();

    void inline () throws InliningException;
}
```

TAXONOMIE DES VARIABLES

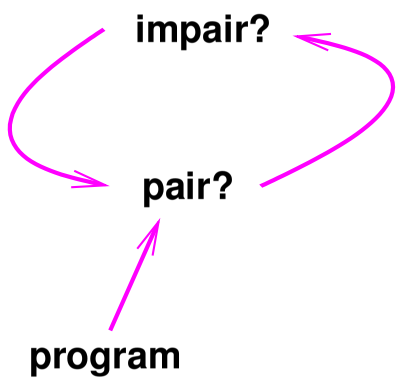
- Variables locales `CEASTlocalVariable`
- Variables globales `CEASTglobalVariable`
- Noms de fonctions globales `CEASTglobalFunctionVariable`
- Noms de fonctions prédéfinies `CEASTPredefinedVariable`

```
function foo (x) {
    ...
}

let x = 3
in x := 4;          CEASTlocalAssignment, localReference, localVariable
   g := foo(x);     CEASTglobalAssignment
   foo := g;        CEASTglobalVariable, CEASTglobalFunctionVariable
```

locale	CEASTlocalVariable	CEASTlocalAssignment	CEASTinvocation
globale	CEASTglobalVariable	CEASTglobalAssignment	CEASTglobalInvocation
prédéfinie	CEASTPredefinedVariable		CEASTprimitiveInvocat

Les variables globales fonctionnelles permettent de retrouver la définition de fonction ainsi nommée.

CALCUL DU GRAPHE D'APPELS




```
function pair? (n) {
    if ( n == 0 ) {
      return true;
    } else {
      return impair?(n - 1);
    }
}
function impair? (n) {
    if ( n == 0 ) {
      return false;
    } else {
      return pair?(n - 1);
    }
}
```

Après calcul du graphe d'appels,

- on n'intègre que les fonctions non récursives.
- Par contre, on intégrera toutes les fonctions non récursives.

CALCUL FERMETURE TRANSITIVE

Passe 1

```
pair?    → impair?
impair?  → pair?
program  → pair?
```

Passe 2

```
pair?    → impair?, pair?
impair?  → pair?, impair?
program  → pair?, impair?
```

Passe 3 : point fixe

```
pair?    → impair?, pair?    →récursive
impair?  → pair?, impair?    →récursive
program  → pair?, impair?
```

Ressource: Java/src/fr/upmc/ilp/ilp4/ast/CEASTprogram.java

```
public void findInvokedFunctions ()
throws FindingInvokedFunctionsException {
    IAST4functionDefinition[] definitions = getFunctionDefinitions();
    for ( int i = 0 ; i<definitions.length ; i++ ) {
        definitions[i].findInvokedFunctions();
    }
    boolean shouldContinue = true;
    while ( shouldContinue ) {
        shouldContinue = false;
        for ( int i = 0 ; i<definitions.length ; i++ ) {
            final IAST4functionDefinition currentFunction = definitions[i];
            for ( IAST4globalFunctionVariable gv :
                    currentFunction.getInvokedFunctions()
                        .toArray(IAST4GFV_EMPTY_ARRAY) ) {
                // currentFunction invoque gv donc elle invoque
                // (indirectement) les fonctions qu'invoque gv.
                final IAST4functionDefinition other =
                  gv.getFunctionDefinition();
                shouldContinue = shouldContinue
                    || currentFunction.addInvokedFunctions(
                            other.getInvokedFunctions());
```

```
                    // NOTA: la précédente méthode change la collection que l'on
                    // est en train d'inspecter ce qui pose des problèmes
                    // d'accès simultanés à cette collection d'où l'emploi d'un
                    // toArray() plus haut.
                }
            }
        }
        // Savoir ce qu'invoque le programme est de peu d'utilité!
        findAndAdjoinToInvokedFunctions(getBody());
    }
    protected static final IAST4globalFunctionVariable[] IAST4GFV_EMPTY_ARRAY =
        new IAST4globalFunctionVariable[0];
```

- `findInvokedFunctions` calcule un sous-ensemble des fonctions invoquées.
- `getInvokedFunctions` renvoie ce sous-ensemble.

MOCHE d'avoir ajouté un champ `invokedFunctions` à chaque expression !

INTÉGRATION

Pour tout nœud `CEASTglobalInvocation` et si la fonction invoquée n'est pas récursive : l'intégrer.

Le résultat de l'intégration est stocké dans le champ `inlined`.

L'ordre d'intégration importe peu à condition de passer partout mais seulement une seule fois.

```
public void inline () throws InliningException {
  if ( this.inlined != null ) {
      return;
  } else {
      // On analyse les arguments!
      for ( IAST4expression arg : getArguments() ) {
          arg.inline();
      }
      if ( getFunction() instanceof CEASTglobalFunctionVariable ) {
          final IAST4globalFunctionVariable gv =
              (CEASTglobalFunctionVariable) getFunction();
          final IAST4functionDefinition function = gv.getFunctionDefinition();
          if ( function.isRecursive() ) {
```

```
                // On n'intègre pas les fonctions récursives!
                return;
            } else {
                // La fonction a toutes les qualités requises, on l'intègre!
                this.inlined = new CEASTlocalBlock(
                        (IAST4variable[]) function.getVariables(),
                        getArguments(),
                        (IAST4expression) function.getBody());
                // inlined.inline(); // deja fait quand function fut analysée.
                return;
            }
        } else {
            // La fonction est le résultat d'un calcul, on ne l'intègre pas.
            return;
        }
    }
}
```

GÉNÉRATION DE CODE

Les fonctions non récursives sont éliminées puisqu'intégrées.

Pour les invocations intégrées, on utilise l'expression dans le champ `inlined`.

CONCLUSIONS SUR INTÉGRATION

- L'intégration supprime les instructions d'appel donc améliore la vitesse
- mais augmente la taille du code donc diminue l'efficacité de la mémoire virtuelle.
- Il est possible de déplier finiment les fonctions récursives.
- On peut prendre en compte l'augmentation de taille (globale ou locale) et en faire un critère d'intégration.
- On peut ajouter des déclarations `inline` pour indiquer les intégrations utiles.

TECHNIQUES JAVA

- Inversion expression/instruction
  - Usage plus fin des destinations
- Nouvel analyseur syntaxique plus générique
- Délégation
- Métaméthodes pour `inline` et annotations
- Visiteur

IAST4 ET IAST2

Toutes les catégories syntaxiques ont une interface étendue IAST4*. Elles dérivent toutes d'IAST4 (pour les nouvelles méthodes d'ILP4) et de l'interface équivalente IAST2*.

```
ilp4.IAST4
        IAST4program
        IAST4functionDefinition
        IAST4expression                 étend   IAST2expression
          IAST4instruction              étend IAST2instruction
            IAST4while                  étend   IAST2while
          IAST4variable
            IAST4localVariable
            IAST4globalVariable
              IAST4globalFunctionVariable
              IAST4predefinedVariable
```

Méthode unifiée `compile`. Du coup `compileExpression` et `compileInstruction` sont rendues obsolètes (`@Deprecated`).

SOUS-TYPAGE

Typer `o.message(arguments)` signifie que l'on sait statiquement que `o` est d'un type qui implante une méthode pour `message` et que les arguments de cette méthode sont appropriés.

A sous-type de B $\equiv$ un A peut partout remplacer un B sans perturber le typage.

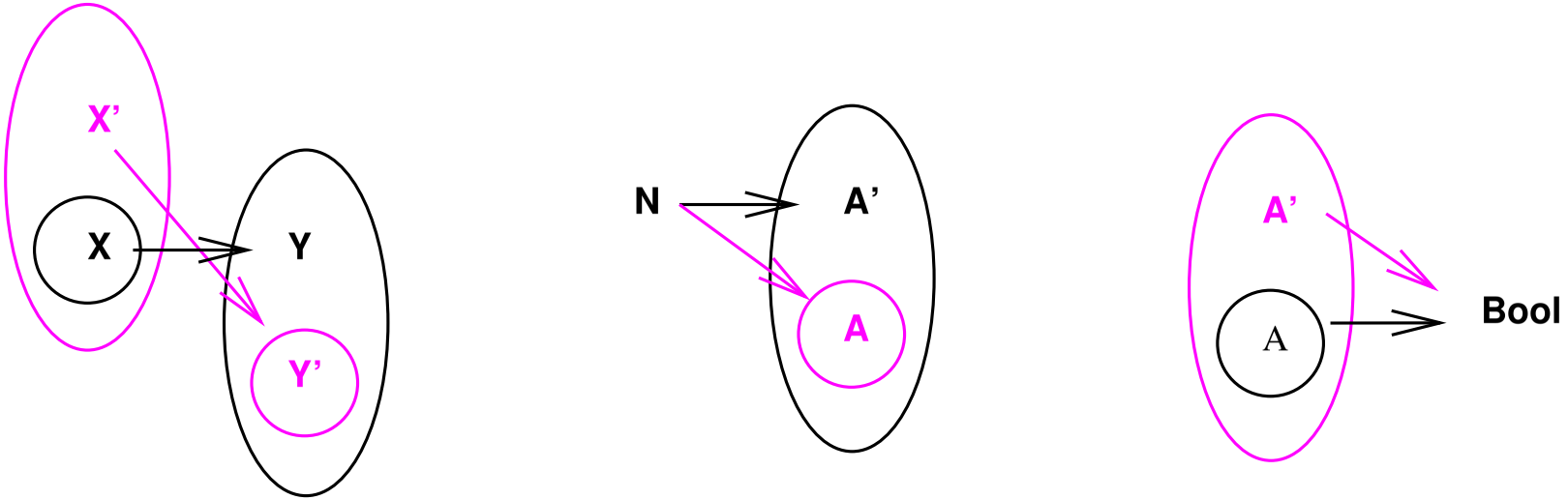
La classe A étend la classe B (en Java) implique que A est sous-type de B.

La classe A implante l'interface B (en Java) implique que A est sous-type de B.

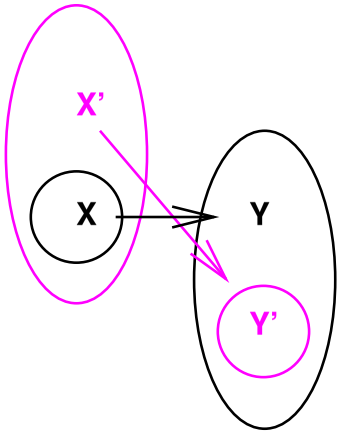
L'interface A étend l'interface B (en Java) implique que A est sous-type de B.

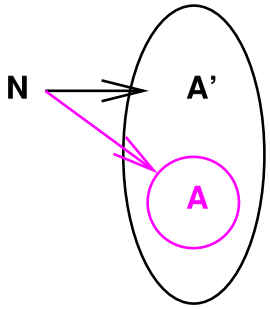
CONTRAVARIANCE/COVARIANCE

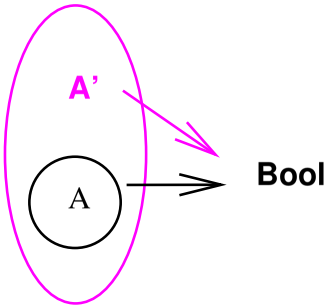
Une fonction $X' \to Y'$ est un sous-type de $X \to Y$ ssi $X \subset X'$ et $Y' \subset Y$.



NB : J'utilise l'inclusion ensembliste comme notation pour le sous-typage.



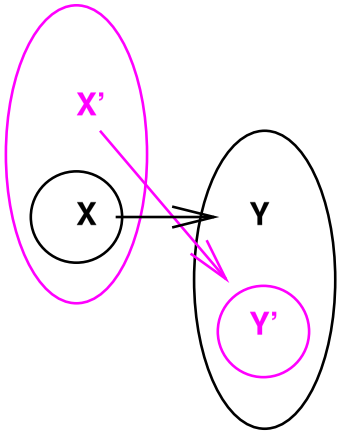


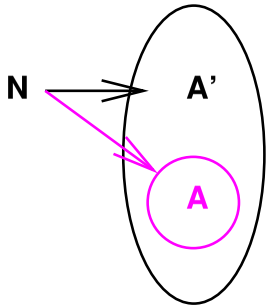


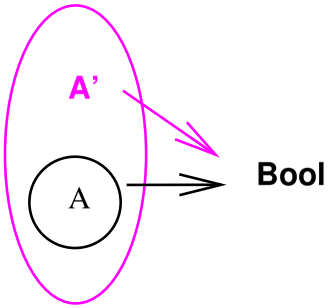
Cas des tableaux : si $A \subset A'$ alors $N \to A$ sous-type de $N \to A'$ donc `A[]` sous-type de `A'[]`.

Attention, en Java, le type d'un tableau est statique et ne dépend pas du type de ses éléments :

```
Point[] ps = new Point[]{ new PointColore() };
// PointColore[] pcs = (PointColore[]) ps    // erroné!
PointColore[] pcs = new PointColore[ps.length];
for ( int i=0 ; i<pcs.length ; i++ ) {
   pcs[i] = (PointColore) ps[i];
}
```



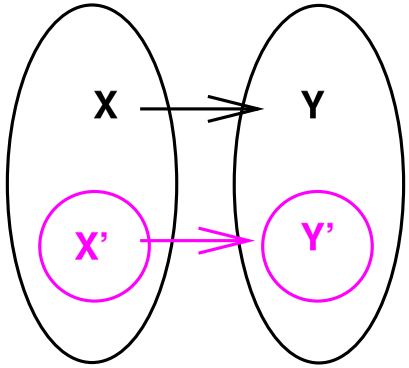




Cas des ensembles : Si $A \subset A'$ alors $A' \to$ Bool sous-type de $A \to$ Bool mais `Set<A'>` n'est pas en Java un sous-type de `Set<A>` ni vice-versa. Par contre `Set<A>` est un sous-type de `Collection<A>`.

```
Set<Point> ss = new HashSet<Point>();
ss.add(new PointColore());
Set<PointColore> spc = new HashSet<PointColore>();
// spc.add(new Point()); évidemment illégal !
// spc.addAll(ss);       illégal !
// ss = (Set<Point>) spc; erroné !
// spc = (Set<PointColore>) ss; erroné !
ss.addAll(spc);
```

Exemple de covariance :



En ILP4

Certaines méthodes retournent des types plus précis que suggérés dans l'interface : des instances satisfaisant IAST4* plutôt qu'IAST2*.

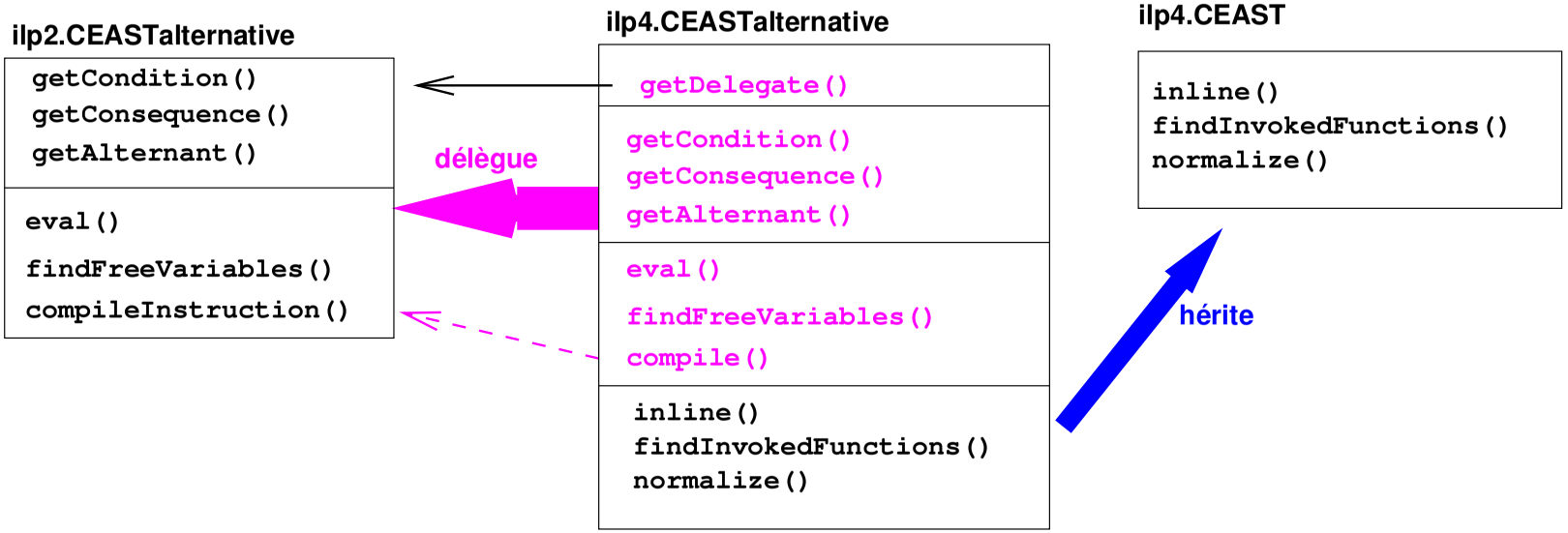
Certaines méthodes s'attendent à des types plus précis qu'imposés par l'interface : des instances satisfaisant IAST4* plutôt qu'IAST2*. Il faut donc les convertir et pour aider à la mise au point existent les méthodes statiques `CEAST.narrowToIAST4*()`.

```
public interface IAST4assignment
extends IAST4expression, IAST2assignment {
    IAST4variable   getVariable ();      // raffinement
    IAST4expression getValue ();         // raffinement
}
```

```
public class CEASTassignment
extends CEASTexpression          // ilp4.ast.CEASTexpression
implements IAST4assignment {

  public CEASTassignment (final IAST4variable variable,
                          final IAST4expression value) {
       ...
  }

  @ILPvariable             // annotation
  public IAST4variable getVariable () {
    return CEAST.narrowToIAST4variable(...);
  }

  @ILPexpression           // annotation
  public IAST4expression getValue() {
    return CEAST.narrowToIAST4expression(...);
  }
```

DÉLÉGATION

Les nouvelles classes `ilp4.CEAST*` réalisent les interfaces `IAST4*` mais héritent d'`ilp4.CEAST` pour partager le code de certaines nouvelles méthodes, elles n'héritent donc pas d'`ilp[23].CEAST*` pourtant les comportements qui s'y trouvent (`eval`, `compile`, `findFreeVariables`) sont ceux que l'on désire.



```
public class CEASTassignment
extends CEASTexpression          // ilp4.ast.CEASTexpression
implements IAST4assignment {

  public CEASTassignment (final IAST4variable variable,
                          final IAST4expression value) {
      this.delegate =
          new fr.upmc.ilp.ilp2.ast.CEASTassignment(
                  variable, value );
  }
  private fr.upmc.ilp.ilp2.ast.CEASTassignment delegate;

  @Override
  public IAST2assignment getDelegate () {
      return this.delegate;
  }
  @ILPvariable
  public IAST4variable getVariable () {
    return CEAST.narrowToIAST4variable(getDelegate().getVariable());
  }
  @ILPexpression
  public IAST4expression getValue() {
    return CEAST.narrowToIAST4expression(getDelegate().getValue());
```

```
  }

public abstract class CEASTexpression
extends CEAST
implements IAST4expression {
    public abstract IAST2 getDelegate ();

    public Object eval (final ILexicalEnvironment lexenv,
                        final ICommon common)
    throws EvaluationException {
        return getDelegate().eval(lexenv, common);
    }

    public void compile (final StringBuffer buffer,
                         final ICgenLexicalEnvironment lexenv,
                         final ICgenEnvironment common,
                         final IDestination destination)
    throws CgenerationException {
        final IAST2expression delegate = (IAST2expression) getDelegate();
        delegate.compileExpression(buffer, lexenv, common, destination);
    }
```

NOUVEL ANALYSEUR PAR RÉFLEXION

Toutes les classes d'AST ont une méthode statique `create(Element, IParser)` pour analyser un noeud DOM.

```
public class CEASTParser extends AbstractParser {

    public CEASTParser ()
    throws CEASTparseException {
        this.parsers = new HashMap<String, Method>();
        addParser("programme4", CEASTprogram.class);
        addParser("alternative", CEASTalternative.class);
        ...
    }
    private final HashMap<String, Method> parsers;

    /** Ajout d'une caracteristique a ILP. Lorsque l'element XML nommé
     * name est lu, la methode clazz.create(e, parser) sera invoquee. */

    public void addParser (String name, Class clazz)
    throws CEASTparseException {
      try {
        final Method method = clazz.getMethod("parse",
```

```
          new Class[]{ Element.class, IParser.class } );
        if ( ! Modifier.isStatic(method.getModifiers()) ) {
          final String msg = "Non static parse() method!";
          throw new CEASTparseException(msg);
        };
        parsers.put(name, method);
      } catch (SecurityException e1) {
        final String msg = "Cannot access parse() method!";
        throw new CEASTparseException(msg);
      } catch (NoSuchMethodException e1) {
        final String msg = "Cannot find parse() method!";
        throw new CEASTparseException(msg);
      }
    }

    public IAST4 parse (final Node n)
      throws CEASTparseException {
      switch ( n.getNodeType() ) {

      case Node.DOCUMENT_NODE: {
        final Document d = (Document) n;
        return this.parse(d.getDocumentElement());
      }
```

```
case Node.ELEMENT_NODE: {
  final Element e = (Element) n;
  final String name = e.getTagName();

  if ( parsers.containsKey(name) ) {
      final Method method = parsers.get(name);
      try {
        Object result = method.invoke(null, new Object[]{e, this});
        return CEAST.narrowToIAST4(result);
      } catch (IllegalArgumentException exc) {
        throw new CEASTparseException(exc);
      } catch (IllegalAccessException exc) {
        throw new CEASTparseException(exc);
      } catch (InvocationTargetException exc) {
          Throwable t = exc.getTargetException();
          if ( t instanceof CEASTparseException ) {
              throw (CEASTparseException) t;
          } else {
              throw new CEASTparseException(exc);
          }
      }

  } else {
```

```
        final String msg = "Unknown element name: " + name;
        throw new CEASTparseException(msg);
      }
    }

    default: {
      final String msg = "Unknown node type: " + n.getNodeName();
      throw new CEASTparseException(msg);
    }
    }
  }
```

ANALYSES STATIQUES

La détermination des fonctions invoquées est un simple parcours de l'AST. À partir de chaque noeud, on explore les sous-arbres contenant des expressions.

Pour `findFreeVariables()`, on ne traitait spécialement que les `CEASTglobalFunctionVariable` en remplissant un `Set<IAST2variable>`.

Pour `inline()` et `findInvokedFunctions()`, on ne traite spécialement que les `CEASTglobalInvocation`. Pour `inline()` on renseigne le champ `inlined`. Pour `findInvokedFunctions()` on remplit un `Set<IAST4globalFunctionVariable>`.

Pour `normalize()` on reconstruit un AST équivalent.

OÙ SONT LES SOUS-EXPRESSIONS ?

Dans tous ces cas, on se demande où sont les sous-expressions composant l'expression. On identifie les accesseurs menant à des sous-expressions avec l'annotation `@ILPexpression` et ceux menant à des variables avec l'annotation `@ILPvariable`. On pourrait avoir une méthode par défaut qui arpente tout noeud et ses sous-expressions.

ANNOTATIONS

```
package fr.upmc.ilp.annotation;
import java.lang.annotation.*;

@Documented
@Retention(RetentionPolicy.RUNTIME)
@Inherited
@Target(ElementType.METHOD)
public @interface ILPexpression {

    /** Indique si la valeur obtenue par la methode peut etre null. */

    boolean neverNull () default true;

    /** Indique si la valeur obtenue est en fait un vecteur d'expressions. */

    boolean isArray () default false;
}
```

Malheureusement pas d'héritage d'annotation !

DÉTERMINATION DES INVOCATIONS

La méthode par défaut est :

```
public void findInvokedFunctions ()
throws FindingInvokedFunctionsException {
    final Class clazz = this.getClass();
    for ( final Method m : clazz.getMethods() ) {
        try {
            final ILPexpression e = m.getAnnotation(ILPexpression.class);
            if ( e != null ) {
                // FIXME: mettre en cache cette recherche!
                if ( e.isArray() ) {
                    final Object[] results = (Object[])
                        m.invoke(this, EMPTY_ARGUMENT_ARRAY);
                    for ( Object result : results ) {
                        if ( e.neverNull() || result != null ) {
                            final IAST4expression component =
                                CEAST.narrowToIAST4expression(result);
                            this.findAndAdjoinToInvokedFunctions(component);
                        };
                    }
                } else {
```

```
                        final Object result =
                            m.invoke(this, EMPTY_ARGUMENT_ARRAY);
                        if ( e.neverNull() || result != null ) {
                            final IAST4expression component =
                                CEAST.narrowToIAST4expression(result);
                            this.findAndAdjoinToInvokedFunctions(component);
                        };
                    }
                }
            } catch (IllegalArgumentException e) {
                throw new FindingInvokedFunctionsException(e);
            } catch (IllegalAccessException e) {
                throw new FindingInvokedFunctionsException(e);
            } catch (InvocationTargetException e) {
                throw new FindingInvokedFunctionsException(e);
            }
        }
    }
    private final Set<IAST4globalFunctionVariable> invokedFunctions;
    // NOTE: un tel champ par instance est dispendieux!
```

PLUS DE DESTINATION

L'inversion expression/instruction fait que toute expression ILP peut maintenant contenir des fragments qui ne peuvent être compilés que sous forme d'instructions C.

$\longrightarrow$**d**
alternative

```
if ( ILP_isEquivalentToTrue( condition ) ) {
   consequence ;
} else {
   alternant ;
}
```

```
// en ILP2
public void compileInstruction (final StringBuffer buffer,
                                 final ICgenLexicalEnvironment lexenv,
                                 final ICgenEnvironment common,
                                 final IDestination destination)
throws CgenerationException {
  buffer.append(" if ( ILP_isEquivalentToTrue( ");
  getCondition().compileExpression(buffer, lexenv, common);
  buffer.append(" ) ) {\n");
  getConsequent().compileInstruction(buffer, lexenv, common, destination);
  buffer.append(";\n} else {\n");
  getAlternant().compileInstruction(buffer, lexenv, common, destination);
  buffer.append(";\n}");
}
```

$\longrightarrow$**d**
alternative

```
{ ILP_Object tmp;

   →tmp
  condition;
  if ( ILP_isEquivalentToTrue( tmp ) ) {
       →d
    consequence ;
  } else {
       →d
    alternant ;
  }
}
```

```
// en ILP4
public void compile (final StringBuffer buffer,
                     final ICgenLexicalEnvironment lexenv,
                     final ICgenEnvironment common,
                     final IDestination destination)
throws CgenerationException {
  final IAST4variable tmp = CEASTlocalVariable.generateVariable();
  buffer.append("{ ");
  tmp.compileDeclaration(buffer, lexenv, common);
  final ICgenLexicalEnvironment bodyLexenv = lexenv.extend(tmp);
  getCondition().compile(buffer, lexenv, common, new AssignDestination(tmp));
  buffer.append(";\n if ( ILP_isEquivalentToTrue( ");
  tmp.compile(buffer, bodyLexenv, common, NoDestination.create());
  buffer.append(" ) ) {\n");
  getConsequent().compile(buffer, lexenv, common, destination);
  buffer.append(";\n } else {\n");
  getAlternant().compile(buffer, lexenv, common, destination);
  buffer.append(";\n }\n}");
}
```

VISITEUR

```
public interface IAST4visitor {
    void visit (IAST4alternative iast);
    void visit (IAST4assignment iast);
    ...
}
public interface IAST4visitable {
    void accept (IAST4visitor visitor);
}
```

```
public class XMLwriter implements IAST4visitor {
   public void visit (IAST4alternative iast) {
      ...
      iast.getCondition().accept(this);
      iast.getConsequent().accept(this);
      iast.getAlternant().accept(this);
      ... }
   public void visit (IAST4assignment iast) {
      ...
      iast.getVariable().accept(this);
      iast.getValue().accept(this);
      ... }
  ...
}
```

Mais la discrimination n'a plus à être écrite :

```
// dans CEASTalternative:
  public void accept (IAST4visitor visitor) {
      visitor.visit(this);
  }
// dans CEASTassignment:
  public void accept (IAST4visitor visitor) {
      visitor.visit(this);
  }
```

L'état du parcours est stocké dans le visiteur, voir exemple `XMLwriter`. La différence avec la méthode `analyze` d'ILP1 est qu'il n'y a plus besoin d'écrire le code de discrimination, on a mis à profit le mécanisme d'envoi de message pour ce faire (au prix d'une duplication de code toutefois).

POUR LA PROCHAINE FOIS

- Tester ILP4 sur des exemples
- Lire le code de ce grand saut technologique
- Refaire la collecte des variables globales comme un visiteur.