

Projet Génie Logiciel
Apprentissage 1ère année

Ensimag – Grenoble INP

[TEXTE SUSCEPTIBLE DE CHANGER, SUITE AU CORONAVIRUS]
5 juin 2020 à 15:58

Table des matières

I	Organisation et évaluation du projet	7
[Introduction]	Introduction au projet Génie Logiciel	9
1	Buts	9
2	Comment lire ce document ?	9
3	Vue globale du travail à réaliser	10
4	Organisation du projet	10
[ExempleSansObjet]	Exemple introductif « sans objet »	11
1	Étape d'analyse syntaxique	11
2	Étape de vérifications contextuelles et décorations	12
3	Étape de génération de code	13
4	Définition de la partie « sans objet »	13
[RendusIntermediaires]	Description des rendus intermédiaires	17
[A-Rendre]	Description des produits du rendu final	21
1	Documents à rendre	21
2	Évaluation du compilateur par l'enseignant	23
3	Liste des produits à rendre (contenu attendu du dépôt Git)	23
4	Note sur la qualité du compilateur rendu	24
[Soutenance]	Soutenance	25
[GestionProjet]	Conseils sur la Gestion de projet	27
1	Répartition des tâches	27
2	Intégration en continue avec Git (+ maven)	28
3	Choix des incréments et développement dirigé par les tests	29
[Fraude]	Fraude, propriété intellectuelle et logiciels	31
1	Introduction	31
2	Protection du logiciel	31
3	Notion d'auteur du logiciel	32
4	Le titulaire des droits	32
5	Les droits d'auteur	32
6	L'exploitation des droits patrimoniaux	33
7	Cas d'exploitation spécifique : les logiciels libres	34
8	La défense des droits	34
[Consignes]	Consignes et conseils pour l'implémentation du compilateur Deca et de sa base de tests	35
1	Le compilateur decac	35
2	Étape A : Analyse lexicale et syntaxique	37
3	Étape B : Vérifications contextuelles	38

4	Étape C : Génération de code	39
5	Consignes particulières pour l'extension TRIGO	41
II Spécifications du compilateur decac		43
[Lexicographie] Lexicographie de Deca		45
[Syntaxe] Syntaxe concrète de Deca		49
[SyntaxeAbstraite] Syntaxe abstraite de Deca		53
1	Notations de la grammaire des arbres de syntaxe abstraite	53
2	Grammaire des arbres de syntaxe abstraite	54
[Decompilation] Décompilation des arbres de syntaxe abstraite		57
1	Notations de la grammaire attribuée de décompilation	57
2	Correspondance entre la syntaxe abstraite et la syntaxe concrète	58
3	Spécification de l'option <code>-p</code>	59
4	Grammaire attribuée de décompilation	60
[SyntaxeContextuelle] Syntaxe contextuelle du langage Deca		65
1	Introduction	65
2	Domaines d'attributs	65
3	Conventions d'écriture	69
4	Règles communes aux trois passes de vérifications contextuelles	71
5	Grammaire attribuée spécifiant la passe 1	72
6	Grammaire attribuée spécifiant la passe 2	72
7	Grammaire attribuée spécifiant la passe 3	74
8	Profils d'attributs des symboles non-terminaux et terminaux	81
9	Note sur les champs protégés	83
10	Implémentation de l'environnement	84
[BibliothequeStandard] Bibliothèque standard du langage Deca		89
1	Recherche de fichiers dans la bibliothèque standard	89
2	Extension TRIGO : le fichier <code>Math.decah</code>	89
3	Autres extensions utilisant la bibliothèque standard	90
4	Autres suggestions d'ajouts à la bibliothèque standard	90
[Semantique] Sémantique de Deca		93
1	Initialisation des variables et champs	93
2	Instruction « <code>new</code> »	93
3	Instruction « <code>return</code> »	93
4	Ordre d'évaluation	94
5	Débordements lors de l'évaluation des expressions	94
6	Procédures d'affichage	94
7	Appels de méthodes	94
8	Méthode « <code>equals</code> » de la classe <code>Object</code>	95
9	Opérateur de conversion de type : <code>(type)(valeur)</code>	95
10	Méthodes écrites en assembleur	95
11	Liste des catégories d'erreurs à l'exécution	95
[Decac] Description du compilateur decac		97
1	Ligne de commande	97
2	Formatage des messages d'erreur	98

[MachineAbstraite] Définition de la Machine Abstraite et de son langage d'assemblage	99
1 Données et mémoires	99
2 Modes d'adressages	100
3 Instructions	100
4 Syntaxe du langage d'assemblage	105
5 Exemple de programme assembleur : la factorielle récursive	105
[ConventionsLiaison] Conventions de liaison pour la Machine Abstraite	107
1 État de la pile lors de l'exécution du programme principal	107
2 Bloc d'activation d'une méthode	107
3 Nommage des étiquettes	107
III Compléments sur les outils et les méthodes de Génie Logiciel	109
[Environnement] Environnement de développement pour le projet Génie Logiciel	111
1 Organisation en répertoires	111
2 Travail en parallèle et gestion de versions	111
3 Utilisation de Maven, fichier pom.xml	113
4 Résumé des commandes utiles pour le projet	116
[SeanceMachine] Séance de prise en main de l'environnement du projet	119
1 Création des répertoires du projet	119
2 Modification du path et des variables d'environnement	120
3 Compiler, exécuter, déboguer	121
4 Utilisation de Git	125
5 Tout nettoyer	126
6 Regarder l'exemple ANTLR (Calculatrice)	126
7 Travailler sur l'analyseur lexical	126
[Git] Utilisation basique de Git	129
[Tests] Validation du compilateur Deca	137
1 Conseils généraux sur les tests	137
2 Gestion des risques et gestion des rendus	144
3 Consignes à respecter impérativement	145
[Cobertura] Utilisation de Cobertura pour la mesure de couverture	149
1 Découverte et utilisation manuelle de Cobertura	149
2 Couverture pour les tests automatisés	150
3 Méthode	150
[ProgrammationDefensive] Programmation défensive	151
1 Introduction	151
2 Test de précondition	151
3 Vérification des post-conditions et des invariants	152
4 Remarque sur la récupération des exceptions	153
5 Coût de la programmation défensive	154
[ConventionsCodage] Conventions et Styles de Codage	155
1 Introduction	155
2 Types abstraits de données	155
3 Règles de mise en forme du code	157
4 Fonctionnalités du langage Java	158

5	Affichages, traces, et debug	158
6	Représentation de l'arbre abstrait avec le patron « interprète »	160
IV Compléments sur la compilation du langage Deca		165
[Exemple] Exemple avec objet illustrant les étapes de compilation		167
1	Étape d'analyse syntaxique	167
2	Étape de vérifications contextuelles et décorations	169
3	Étape de génération de code	173
[ANTLR] ANTLR : ANother Tool for Language Recognition		177
1	ANTLR : vue d'ensemble	177
2	Structure d'un fichier source ANTLR	178
3	Analyse lexicale (Lexer) avec ANTLR	179
4	Analyse syntaxique (Parser) avec ANTLR	181
5	Exemple de programme utilisant ANTLR : calculette	186
[ArbreEnrichi] Arbres enrichis et décorés		191
1	Enrichissement avec le nœud ConvFloat	191
2	Les décors	192
3	Un exemple complet	192
[Gencode] Génération de code pour le langage Deca		195
1	Génération de code pour le langage Deca « sans objet »	195
2	Génération de code pour le langage Deca complet	195
3	Construction de la table des méthodes	197
4	Codage des champs	200
5	Codage des méthodes	203
6	Codage des déclarations	205
7	Codage des expressions	205
8	Codage des structures de contrôle	211
[Ima] Descriptif d'utilisation de l'interpréteur ima		213
1	Appel de ima	213
2	Utilisation de ima en mode metteur au point	213

Première partie

Organisation et évaluation du projet

[Introduction]

Introduction au projet Génie Logiciel

1 Buts

- Écrire en Java un compilateur pour le langage Deca (petit langage ressemblant à Java) : adopter le point de vue d'un compilateur permet de mieux comprendre les langages de programmation (et de progresser en programmation).
- Adopter une démarche qualité, avec un objectif de produire du code « zéro défaut », en développant une base de tests capable d'évaluer la conformité de ce compilateur à la spécification fournie dans la doc.
- Mettre en place une organisation projet et une démarche de développement, en sachant dès le départ que le projet est irréalisable parfaitement dans le temps imparti, et qu'il faudra donc adapter au fur et à mesure l'organisation et les objectifs en fonction des problèmes rencontrés.
- Utiliser des outils d'aide au développement : Maven, ANTLR, Git, Cobertura, un IDE (NetBeans, Eclipse, ...).
- Expérimenter des techniques agiles de développement : développement dirigé par les tests, intégration continue, programmation par paires, etc.
- Comprendre et respecter des spécifications, formelles (grammaires attribuées) ou non.
- Comprendre la façon dont les calculs sont traduits par les machines, par exemple sur les flottants.

2 Comment lire ce document ?

Ce document est constitué d'une collection de *sous-documents de référence* détaillant un aspect du projet GL. Pour gagner du temps en première lecture, il est conseillé de *ne pas chercher à comprendre chaque document en détail* mais plutôt de chercher d'abord à avoir une vue globale du projet. Chaque sous-document pourra être étudié en détail le moment venu (plusieurs relectures des sous-documents seront sans doute nécessaires).

Pour naviguer plus rapidement dans la version électronique du document, utilisez

- l'affichage du « panneau latéral » (ou « sommaire ») qui donne la table des matières dans une colonne à gauche.
- les hyperliens en couleurs, par exemple pour aller à la définition du langage de lexèmes **STRING** ou du non-terminal **expr** de la grammaire concrète ou encore pour aller à la figure 1 du document **[ExempleSansObjet]**. Il est souvent commode d'ouvrir l'hyperlien dans une nouvelle fenêtre à partir du menu contextuel (obtenu en cliquant sur le bouton droit).
- la fonction de recherche du visualisateur pdf (raccourci **Ctrl+F**). Par exemple : recherchez « **[Consignes]** » pour aller rapidement au document **[Consignes]**.
- les touches de navigation du visualisateur (e.g. **Ctrl+Début** pour retourner au début du document vers la table des matières).

Pensez aussi qu'il est aussi possible de copier-coller du texte depuis les documents pdf.

3 Vue globale du travail à réaliser

Pour lire ce document, il est essentiel d'avoir compris la structure du compilateur en 3 étapes :

- « **étape A** » Analyseur syntaxique
 - entrée : programme source
 - sortie : arbre abstrait primitif
- « **étape B** » Vérificateur de la syntaxe contextuelle
 - entrée : arbre abstrait primitif
 - sortie : arbre abstrait décoré
- « **étape C** » Générateur de code pour une machine abstraite
 - entrée : arbre abstrait décoré
 - sortie : programme en langage d'assemblage

Vous pouvez donc commencer par survoler le document [\[ExempleSansObjet\]](#) qui donne une vue détaillée du fonctionnement de ces 3 étapes sur un exemple très simple. Ensuite il est conseillé de lire les documents : [\[A-Rendre\]](#) et [\[Consignes\]](#).

4 Organisation du projet

[TEXTE SUSCEPTIBLE DE CHANGER, SUITE AU CORONAVIRUS]

L'organisation 2020 du projet est chamboulée par la crise du coronavirus. Des adaptations auront lieu au fur et à mesure. Voir la version en ligne sur

<https://chamilo.grenoble-inp.fr/courses/ENSIMAG3MM1PGL>

[ExempleSansObjet]

Exemple introductif « sans objet »

Ce document présente les étapes du compilateur `decac` sur un exemple très simple (mais pas trop). Il définit par la même occasion la partie « sans objet » du langage qui est à implémenter en premier (voir section 4). Un autre exemple, contenant des classes, est donné en section [\[Exemple\]](#).

On considère le programme Deca suivant dans un fichier “`moitie.deca`” contenant :

```
1 // affichage en flottant de la moitié du carré d'un entier
2 {
3     int x ;
4     x=readInt() ;
5     println(0.5*(x*x)) ;
6 }
```

Pour obtenir le fichier assembleur (donné en section 3), on utilise le script `decac` du répertoire “`src/main/bin`”. Pour obtenir un fichier de sortie aux différentes étapes intermédiaires, on utilise les scripts du répertoire “`src/test/script/launchers`”. Ces répertoires sont à ajouter dans votre variable du shell `PATH` pour pouvoir les exécuter comme dans ce document. Par ailleurs, il est *impératif* d'utiliser ces scripts pour mettre en place des tests de non-régression pour chacune des étapes du compilateur (voir sections 1.3 à 1.6 du document [\[Tests\]](#)).

1 Étape d'analyse syntaxique

1.1 Analyse lexicale

L'analyse lexicale transforme la suite de caractères du fichier d'entrée en suite de lexèmes. Elle est spécifiée dans le document [\[Lexicographie\]](#) (avec les restrictions de la section 4 pour la partie « sans objet »). Ci-dessous, on écrit chaque lexème sous la forme d'une ligne de la forme suivante :

TYPE_LEXEME: [...='SUITE_CARACTÈRES',<...>,NUMÉRO_DE_LIGNE:NUMÉRO_DE_COLONNE]

Ainsi, le résultat de l'analyse lexicale peut être visualisé via la commande “`test_lex moitie.deca`” :

```
'{' : [0,59:59='{' ,<42>,2:0]
IDENT: [1,64:66='int' ,<25>,3:3]
IDENT: [2,68:68='x' ,<25>,3:7]
';' : [3,70:70=';' ,<44>,3:9]
IDENT: [4,75:75='x' ,<25>,4:3]
'=' : [5,76:76='=' ,<47>,4:4]
'readInt' : [6,77:83='readInt' ,<10>,4:5]
'(' : [7,84:84='(' ,<45>,4:12]
')' : [8,85:85=')' ,<46>,4:13]
';' : [9,87:87=';' ,<44>,4:15]
'println' : [10,93:99='println' ,<13>,5:3]
'(' : [11,100:100='(' ,<45>,5:10]
```

```

FLOAT: [@12,101:103='0.5',<24>,5:11]
'*': [@13,104:104='*',<28>,5:14]
'(': [@14,105:105='(',<45>,5:15]
IDENT: [@15,106:106='x',<25>,5:16]
'*': [@16,107:107='*',<28>,5:17]
IDENT: [@17,108:108='x',<25>,5:18]
')': [@18,109:109=')',<46>,5:19]
')': [@19,110:110=')',<46>,5:20]
';': [@20,112:112=';',<44>,5:22]
'}': [@21,115:115='}',<43>,6:0]

```

1.2 Arbre de syntaxe abstraite

Sur un programme syntaxiquement correct, l’analyseur syntaxique transforme la suite de lexèmes en un arbre de syntaxe abstraite (sinon, il affiche un message d’erreur). Les programmes syntaxiquement corrects sont décrits dans le document [\[Syntaxe\]](#) (avec les restrictions de la section 4 pour la partie « sans objet »). La structure des arbres de syntaxe abstraite est décrite dans le document [\[SyntaxeAbstraite\]](#). Pour l’exemple d’entrée, on obtient l’arbre de syntaxe via la commande “`test_synt moitie.deca`”, ce qui affiche le texte de la figure 1.

Sur cette figure, les arbres de syntaxe abstraite sont représentés de manière à refléter la structure d’arbre décrite par la grammaire d’arbre (cf. [\[SyntaxeAbstraite\]](#)). Chaque nœud est affiché sur une ligne telle que :

- la taille de l’indentation est proportionnelle à la profondeur du nœud ;
- les fils (ou éléments) d’une liste commencent par “[>” et sont reliés entre eux par une double ligne verticale formée de “||” ;
- les fils d’un non-terminal (i.e. qui ne sont pas une liste) sont situés en dessous de lui et sont reliés entre eux par une simple ligne verticale formée de “|” ;
- un nœud commençant par “+>” est le fils d’un non-terminal, mais n’est pas son dernier fils ;
- un nœud commençant par “>” est soit la racine, soit le dernier fils d’un non-terminal ;
- les nœuds listes d’un non-terminal “LIST_A” de la grammaire d’arbres, sont de la forme

```
ListA [List with n elements]
```

- les autres nœuds sont de la forme

```
[NUMÉRO_DE_LIGNE:NUMÉRO_DE_COLONNE] NOM_DU_NOEUD (ATTRIBUTS_EVENTUELS)
```

2 Étape de vérifications contextuelles et décorations

Cette étape a deux objectifs :

1. Rejeter les programmes « mal typés » (c’est-à-dire qui sont non dérivables avec les grammaires attribuées de [\[SyntaxeContextuelle\]](#)) ou « non supportés » au sens de la section 4 (pour la partie « sans objet »).
2. Ajouter des informations de typage dans l’arbre de syntaxe pour préparer la génération de code (celles-ci sont décrites dans le document [\[ArbreEnrichi\]](#)).

Lorsque le programme est bien contextuellement correct, l’arbre de syntaxe décoré est obtenu via la commande “`test_context moitie.deca`” et est indiqué en figure 2. Les décorations apparaissent comme des informations supplémentaires dans l’arbre de syntaxe situées sous un nœud : typiquement, des informations de type attachées aux identificateurs ou sur chaque nœud d’une sous-expression. Un nœud de conversion en flottant est ici aussi ajouté pour préparer la génération de code.

3 Étape de génération de code

La dernière étape du compilateur produit le fichier assembleur à partir de l'arbre décoré. La machine cible du compilateur est décrite dans [MachineAbstraite]. La sémantique de Deca (c'est-à-dire le comportement attendu des programmes Deca à l'exécution) est décrite dans [Semantique]. Voir aussi les explications de la section 4.

Concrètement, la commande “decac moitie.deca” produit un fichier moitie.ass dont le contenu est par exemple :

```
; start main program
    TST0 #1          ; 0 (temporary & params on stack) + 1 (variables) + 0 (registers)
    BOV stack_overflow_error
    ADDSP #1
; Main program
; Variables declarations:
; Beginning of main instructions:
; allocate R2 (> 1 register available in assignment with non-trivial RHS)
    RINT
    BOV io_error
    LOAD R1, R3
; release R2
    STORE R3, 1(GB)      ; assignment
    LOAD R3, R2          ; return value of assignment
; Expression value computed in R2 ignored
    LOAD #0x1.0p-1, R2    ; Float constant
; allocate R2 (> 1 reg available in binary expression with non-trivial RHS)
    LOAD 1(GB), R3
; simple binary expression
    MUL 1(GB), R3        ;
; No need for overflow check for type int
    FLOAT R3, R3
; release R2
; non-trivial expression, registers available
    MUL R3, R2          ;
    BOV overflow_error    ; Overflow check for previous operation
    LOAD R2, R1          ; Load in R1 to be able to display
    WFLOAT
    WNL
    HALT
; end main program
overflow_error:
    WSTR "Error: Overflow during arithmetic operation"
    WNL
    ERROR
stack_overflow_error:
    WSTR "Error: Stack Overflow"
    WNL
    ERROR
io_error:
    WSTR "Error: Input/Output error"
    WNL
    ERROR
```

4 Définition de la partie « sans objet »

Le langage « Deca sans objet » est un sous-ensemble du langage Deca décrit dans les documents de la partie II, hormis les restrictions suivantes :

Syntaxe concrète spécifiée dans [Lexicographie] et [Syntaxe], sauf que les constructions suivantes ne sont pas supportées :

```
return instanceof . new this null class
```

Les constructions « ' (' type ') ' ' (' expr ') ' » et « ident ' (' list_expr ') ' » ne sont pas non plus supportées.

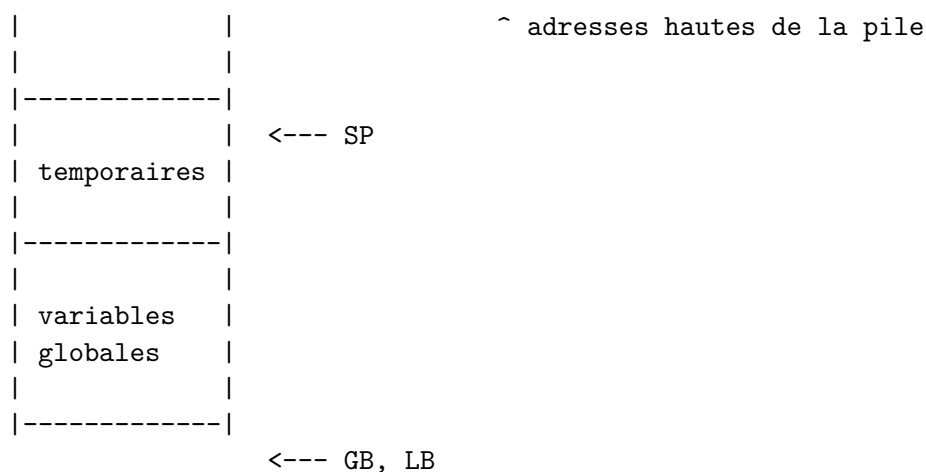
Syntaxe abstraite spécifiée en [SyntaxeAbstraite] et [Decompilation] est inchangée (elle comporte des noeuds inutilisés) ;

Syntaxe contextuelle réduite uniquement aux règles communes (section 4 de [SyntaxeContextuelle]) et à celles de la passe 3 (section 7) sauf que :

- l'environnement env_types_predef décrit en section 2.3 ne contient pas le type Object ;
- et la règle (3.1) sur l'axiome de la grammaire est remplacée par

```
program          → Program[ [ ε ] main ↓env_types_predef ]
```

Conventions de liaison Par rapport au document [ConventionsLiaison], l'état de la pile à l'exécution est plus simplement décrit par :



Le document [Gencode] donne des précisions sur la génération du code exécutable sans objet.

```

'> [2, 0] Program
+> ListDeclClass [List with 0 elements]
'> [2, 0] Main
+> ListDeclVar [List with 1 elements]
| []> [3, 7] DeclVar
|   +> [3, 3] Identifier (int)
|   +> [3, 7] Identifier (x)
|   '> NoInitialization
'> ListInst [List with 2 elements]
[]> [4, 4] Assign
|| +> [4, 3] Identifier (x)
|| '> [4, 5] ReadInt
[]> [5, 3] Println
'> ListExpr [List with 1 elements]
[]> [5, 14] Multiply
+> [5, 11] Float (0.5)
'> [5, 17] Multiply
+> [5, 16] Identifier (x)
'> [5, 18] Identifier (x)

```

FIGURE 1 – Arbre de syntaxe abstraite non décoré

```

'> [2, 0] Program
+> ListDeclClass [List with 0 elements]
'> [2, 0] Main
+> ListDeclVar [List with 1 elements]
| []> [3, 7] DeclVar
|   +> [3, 3] Identifier (int)
|   | definition: type (builtin), type=int
|   +> [3, 7] Identifier (x)
|   | definition: variable defined at [3, 7], type=int
|   '> NoInitialization
'> ListInst [List with 2 elements]
[]> [4, 4] Assign
|| type: int
|| +> [4, 3] Identifier (x)
|| | definition: variable defined at [3, 7], type=int
|| '> [4, 5] ReadInt
|| type: int
[]> [5, 3] Println
'> ListExpr [List with 1 elements]
[]> [5, 14] Multiply
type: float
+> [5, 11] Float (0.5)
| type: float
'> ConvFloat
type: float
'> [5, 17] Multiply
type: int
+> [5, 16] Identifier (x)
| definition: variable defined at [3, 7], type=int
'> [5, 18] Identifier (x)
definition: variable defined at [3, 7], type=int

```

FIGURE 2 – Arbre de syntaxe décoré

[RendusIntermediaires]

Description des rendus intermédiaires

[TEXTE SUSCEPTIBLE DE CHANGER, SUITE AU CORONAVIRUS]

Les dates des rendus intermédiaires sont précisées sur

<https://chamilo.grenoble-inp.fr/courses/ENSIMAG3MM1PGL>

Rendu initial : incrément « print-variable »

Pour ce rendu, on vous demande de réaliser le sous-ensemble « print-variable » de Deca. Dans ce sous-ensemble, on se limite à des programmes sans objets (voir section 4 de [ExempleSansObjet]), où les instructions respectent la grammaire ci-dessous, et où les déclarations de variables sont elles-mêmes limitées aux types `int` et `float`.

```
inst
→ ident '=' expr ';'
| 'print' '(' list_expr ')' ';'
| 'println' '(' list_expr ')' ';'

expr
→ INT
| FLOAT
| STRING
| ident
```

Votre dépôt git doit contenir une implémentation de [Decac] capable de compiler un fichier `.deca` fourni sur la ligne de commande, lorsque que celui-ci est écrit dans ce sous-langage et qu'il est contextuellement valide. Votre implémentation doit aussi retourner un message d'erreur propre quand le fichier en entrée n'est pas compilable. On ne demande pas ici d'implémenter les différentes options du compilateur [Decac]. Par contre, il est **obligatoire** d'utiliser le squelette fourni, y compris les fichiers ANTLR (sinon, vous allez manquer l'objectif principal du premier sprint décrit section 4 de [Introduction] : « gagner en compétences sur le code source » avant le travail en grandes équipes). Vous devez donc extraire de [Consignes] les informations utiles sur le code fourni pour ce rendu initial.

Pour vérifier si vous respectez ces spécifications, vous devez exécuter le script `renduInitial.sh` du répertoire `src/test/script`. Ce script ne détecte aucun problème s'il termine en affichant le message ci-dessous (où `n` est un certain entier) :

```
### SCORE: n PASSED / n TESTS ###
```

Sinon, il faut trouver la cause du problème et la corriger.

Si le script `renduInitial.sh` passe sur votre compilateur avant la date du rendu initiale, vous pouvez implémenter un sous-langage plus grand. Il faut alors résumer ce que vous savez traiter dans le fichier `README.txt` (à la racine du `Projet_GL`) et fournir des nouveaux fichiers tests `.deca` (et les fichiers `.expected` correspondants) de manière à ce que le script `renduInitial.sh` puisse en attester.

Rendu intermédiaire 1 : incrément « devinette-dichotomique »

Vous devez fournir les mêmes produits que ceux spécifiés dans le document [\[A-Rendre\]](#), si ce n'est que vous ne serez évalués que sur l'incrément « devinette-dicho » de Deca décrit ci-dessous et les options `-p` et `-v` de [\[Decac\]](#).

L'incrément « devinette-dicho » de Deca étend l'incrément « print-variable » ci-dessus avec uniquement les constructions suivantes :

```

inst
→ ...
| 'while' '(' expr ')' '{' list_inst '}'
| 'if' '(' expr ')' '{' list_inst '}' ('else' '{' list_inst '}')?

expr
→ primary_expr
| expr '||' expr
| expr '&&' expr
| '!' expr
| primary_expr '==' primary_expr
| primary_expr '<' primary_expr
| primary_expr '<=' primary_expr

primary_expr
→ INT
| FLOAT
| STRING
| ident
| 'readInt' '(' ')'
| '(' expr ')'

```

Typiquement, cet incrément permet d'accepter le programme de jeu à la *devinette dichotomique* ci-dessous.¹

```

{
    int secret, user;
    secret = 421;
    println("Quel est mon nombre entre 0 et 1000 ?");
    user = readInt();
    while (! (user == secret)) {
        if (user < secret) {
            print("Trop petit !");
        } else {
            print("Trop grand !");
        }
        println(" Autre proposition ?");
        user = readInt();
    }
    println("Bravo...");
}

```

Remarquons que cet incrément est *beaucoup plus simple* que l'incrément « sans-objet ». En particulier, il n'exige pas de savoir traiter les expressions arithmétiques complexes, mais uniquement les expressions booléennes (sans variable booléenne).

Rendu intermédiaire 2 : incrément « sans-objet »

Vous devez fournir les mêmes produits que ceux spécifiés dans le document [A-Rendre], si ce n'est que vous ne serez évalués que sur l'incrément « sans-objet » de Deca et les options -p, -v, -r et -P de [Decac].

Le « Deca sans-objet » est spécifié en section 4 de [ExempleSansObjet].

[A-Rendre]

Description des produits du rendu final

Ce document récapitule les différents produits à rendre à la fin du projet GL. Les dates et heures de rendu sont données dans le document [\[Introduction\]](#). Des rendus intermédiaires, ne portant que sur une partie du langage, sont faits en cours de projet : voir [\[RendusIntermediaires\]](#) pour les détails.

Les deux produits principaux que vous devez rendre sont *votre* compilateur (qui sera notamment testé sur la base de tests des enseignants) et *votre* base de tests Déca (qui sera notamment testée avec des versions volontairement bogguées du compilateur des enseignants). Voir la section 3 pour les détails. On commence ici par détailler les documents que vous devez rendre et qui vont aussi servir à évaluer la *qualité* de votre développement.

1 Documents à rendre

Les documents à rendre sont les suivants :

- 1.1** Une documentation pour l'utilisateur décrivant ce qu'implémente le compilateur : le manuel utilisateur.
- 1.2** Une documentation sur l'implémentation : la documentation de conception.
- 1.3** Une documentation sur la validation.
- 1.4** Une documentation sur la [\[BibliothèqueStandard\]](#).

1.1 Manuel utilisateur

La documentation utilisateur doit être **concise**. Elle s'adresse à un (futur) utilisateur du compilateur, qui a déjà à sa disposition les spécifications détaillées du langage Deca. Elle doit contenir en particulier :

- Les limitations ou les points propres à l'implémentation de votre compilateur (par exemple, les portions du langage non ou mal implémentées). On précisera les effets de ces limitations pour l'utilisateur en diagnostiquant éventuellement la cause de ces limitations.
- Les messages d'erreur qui peuvent être retournés à l'utilisateur (erreurs de lexicographie, de syntaxe hors-contexte, de syntaxe contextuelle, d'exécution du code assembleur). On précisera la liste des messages d'erreurs et les configurations qui les provoquent.
- Les extensions éventuelles de la [\[BibliothèqueStandard\]](#).
- Le mode opératoire pour utiliser vos extensions (options de la commande decac, configurations à utiliser etc.).
- Les limitations de vos extensions (par exemple, pour l'extension TRIGO, on attend les marges d'erreur des calculs ; pour l'extension BYTE, on attend le sous-ensemble du langage supporté ; etc.).

Ce manuel doit être au format PDF et être ajouté dans le dépôt Git sous le nom `docs/Manuel-Utilisateur.pdf` (avant l'heure limite).

1.2 Documentation de conception

La documentation de conception s'adresse à un développeur qui souhaiterait maintenir et/ou faire évoluer le compilateur. Elle décrit l'organisation générale de l'implémentation, c'est-à-dire :

- les architectures (liste des classes et leurs dépendances) ;
- les spécifications sur le code du compilateur autres que celles fournies et leurs justifications ;
- la description des algorithmes et structures de données employés autres que ceux fournis et leurs justifications.

Il faut éviter de donner des listings de code ou de rentrer dans les détails de la liste des méthodes par classes (le javadoc est là pour ça). Répétons-le : il faut absolument vous limiter aux informations supplémentaires par rapport aux documents fournis par les enseignants.

Ce document doit être au format PDF et être ajouté dans le dépôt sous le nom `docs/Conception.pdf` (avant l'heure limite).

1.3 Documentation de validation

Voir les consignes sur le contenu du document en section 3.3 de [Tests].

Ce document doit être au format PDF et être ajouté dans le dépôt sous le nom `docs/Validation.pdf` (avant l'heure limite).

1.4 Documentation de la Bibliothèque Standard

Vous devez rendre une documentation détaillée de votre [BibliothèqueStandard]. Cette documentation doit aborder en particulier :

- Une spécification de l'extension.
- Une analyse bibliographique.
- Vos choix de conception, d'architecture, et d'algorithmes.
- Votre méthode de validation.
- Les résultats de la validation de l'extension.

A titre d'exemple, on détaille ce que pourrait contenir une documentation pour l'extension TRIGO.

Documentation technique de l'extension TRIGO

Cette documentation doit aborder en particulier :

- La conception de la classe `Math`, les algorithmes utilisés et les choix mathématiques et informatiques que vous avez faits. Cette partie du projet étant beaucoup moins guidée que le reste du compilateur, vous aurez beaucoup plus de choix à expliquer et à justifier que dans la documentation du compilateur.
- Une analyse théorique de la précision que vous pouvez attendre de ces algorithmes.
- La validation des algorithmes et de leur implémentation en Deca. Contrairement à la validation du compilateur, la validation de l'extension TRIGO fait intervenir la notion de précision des calculs (cf. section 5 du document [Consignes]).
- Références bibliographiques pour les algorithmes et méthodes que vous avez envisagés.

La documentation doit être lisible par un informaticien sensibilisé au calcul sur nombres flottants. Elle doit être écrite comme un rapport scientifique, en citant précisément les sources des travaux utilisés et en identifiant les contributions propres de l'approche proposée.

2 Évaluation du compilateur par l’enseignant

Vous devez réaliser votre compilateur par incréments successifs : chaque incrément étant un sous-ensemble des programmes Deca. Votre travail sera uniquement évalué sur la base de ce qui *fonctionne* : une fonctionnalité qui ne fonctionne pas sera considérée comme n’étant pas implémentée. Il est fortement déconseillé de calquer votre planning de développement sur l’ordre des traitements du compilateur (« étape A », « étape B » et « étape C ») : vous risquez ainsi de n’avoir un compilateur fonctionnel que sur une minuscule portion du langage. Voir la discussion sur l’ordre de développement dans l’introduction du document [Consignes].

[TEXTE SUSCEPTIBLE DE CHANGER, SUITE AU CORONAVIRUS]

Par ailleurs, étant donné les interdépendances entre les différents aspects du langage et du compilateur, on ne peut pas implémenter les fonctionnalités dans n’importe quel ordre. Voilà un ordre de priorité recommandé pour les incréments successifs :

1. programme affichant juste “*hello world*” ;
2. incrément « print-variable » (cf [RendusIntermediaires]) ;
3. Déca « devinette-dichotomique » (cf [RendusIntermediaires]) ;
4. Déca « sans-objet » ;
5. objets supportés dans les étapes « A » et « B » (e.g. `decac -p` et `decac -v`) ;
6. génération de code pour allocation des objets & affectation/accès à des champs ;
7. génération de code des méthodes & de l’héritage ;
8. génération de code pour cast et instanceof ;
9. support de la [BibliothequeStandard] et/ou optimisations du code assembleur généré (à documenter dans `docs/Manuel-Utilisateur.pdf` et `docs/Conception.pdf`)

Évidemment, la liste ci-dessus « à gros grains » doit elle-même être décomposée en sous-incréments. Par exemple, pour la le Déca « devinette-dichotomique », on peut commencer par traiter les « if-then-else » avec des conditions limitées à des comparaisons, avant de traiter les boucles « while », puis le reste des expressions booléennes. Ceci dit, il est conseillé d’avoir bien compris les algorithmes donnés à ce sujet dans [Gencode] (en section 7.2 et section 8) avant de se lancer. Cela permettra de concevoir la génération de code de d’une façon compatible avec ces algorithmes dès le départ. Autrement dit, il faut essayer de concevoir assez « globalement » le code (au moins mentalement) en testant « au fur et à mesure » (presque) chaque ligne de code introduite/modifiée.

3 Liste des produits à rendre (contenu attendu du dépôt Git)

Vous serez évalués sur le dernier commit fait et envoyé dans la *branche* « *master* » du dépôt partagé (via `git push`) avant l’heure limite (cf. [Introduction]). Votre dépôt devra contenir au moins (respectez les conventions de nommage des fichiers) :

- Les sources Java du compilateur (voir détails dans [Consignes] et section 4 ci-dessous)
- Votre base de tests et vos scripts de tests (voir détails dans [Tests] et notamment sa section 3) ;
- `docs/Manuel-Utilisateur.pdf` : manuel utilisateur (cf. section 1.1).
- `docs/Conception.pdf` : documentation de conception (cf. section 1.2).
- `docs/Validation.pdf` : documentation de validation (cf. section 1.3).
- `docs/BibliothequeStandard.pdf` : documentation éventuelle de la bibliothèque standard (cf. section 1.4).

4 Note sur la qualité du compilateur rendu

Un objectif est bien entendu de rendre un compilateur avec le moins de défauts possibles. Une attention particulière sera portée sur les « erreurs bêtes » faciles à corriger mais avec un impact majeur sur le fonctionnement du compilateur (exemples : code Java non-compilable suite à un `git add` oublié, compilateur ne respectant pas l'interface en ligne de commande, cf. section 2 du document [Tests]). Il est *impératif* que votre compilateur passe tous les tests du script `common-tests.sh` fourni.

[Soutenance]

Soutenance

[TEXTE SUSCEPTIBLE DE CHANGER, SUITE AU CORONAVIRUS]

Le format de la soutenance n'est pour l'instant pas connu. Il sera précisé pendant la semaine du 8 juin (passage à plein temps) sur un [forum Chamilo](#).

[GestionProjet]

Conseils sur la Gestion de projet

Ce document a pour but de compléter les informations données en cours de Gestion de projet en se focalisant sur des conseils spécifiques à ce projet.

1 Répartition des tâches

Votre première tâche va consister à définir vos rôles respectifs dans l'équipe (Charte de travail en équipe). Il s'agit de réfléchir à comment organiser l'équipe en sous-équipes (pas forcément fixes) qui travaillent en parallèle. Cette section liste quelques idées en vrac qui ont juste pour but d'alimenter votre propre réflexion.

1.1 Différentes tâches de coordination

Il y a différentes tâches de coordination qui sont en étroites interactions mais qu'il convient de bien distinguer :

1. la classification des priorités du développement (cf. section 3) ;
2. intégration effective du code des sous-équipes (cf. section 2) ;
3. la gestion des conflits (arbitrage) ;
4. le soutien aux sous-équipes surchargées ou en difficultés ;
5. animation des réunions collectives.

Il n'y a aucun intérêt à priori à ce que ces tâches soient faites par la même personne : c'est en effet sans doute mieux lorsque le « responsable intégration » qui refuse le code d'une sous-équipe ne soit pas la personne chargée de résoudre les conflits (il est alors juge et partie).

Par ailleurs, la tâche 1 sera sans doute mieux réussie si elle implique tout le monde (bénéficie des connaissances de chacun & maximise enthousiasme des développeurs). De même, la tâche 4 peut être réalisée par n'importe quel membre d'une sous-équipe qui se trouve en sous-emploi.

Ceci dit, il est raisonnable que le « chef de projet » assume une de ces tâches (la 3 ou la 5 typiquement).

1.2 Rotation sur les aspects centraux du développement

Il est bien que tous les membres de l'équipe aient eu une vue complète de certains aspects du développement. En effet, la compréhension fine de ces aspects par tout le monde favorisera un code globalement de meilleure qualité (et fera que chacun bénéficiera des enseignements du projet GL). Voici une liste non-exhaustive de ces aspects :

- structure des arbres abstraits et des décorations.
- traitements des déclarations et utilisations d'identificateurs dans les différents passes de l'étape B. et de l'étape C.
- différents traitements des erreurs aux différentes passes.

- gestion des registres, gestion de noms d'étiquette et de la mémoire de l'exécutable dans l'étape C (TST0, table des méthodes, etc.).
- etc

Pour permettre à tous de partager cette connaissance, on peut s'organiser pour que chacun participe au développement du code associé à ces aspects, dans les différentes étapes du compilateur. Cette rotation dans le développement est intéressante à coupler avec de la programmation par paire, dans lequel on associe un « expert » du code en question avec un « novice » qui va se former rapidement grâce à cette interaction.

1.3 Programmation par paire

La **programmation par paire** où deux développeurs travaillent en binôme sur un même poste de travail (et échange leur rôle régulièrement) a l'avantage de favoriser la prise de recul : celui qui ne tape pas a plus de temps de pour réfléchir/critiquer sur le code écrit par l'autre. Se confronter aux idées de l'autre peut aussi permettre à chacun de progresser.

NB : par contre, la programmation par triplet a tendance à ne pas être très efficace (il y en a un qui ne fait pas grand-chose).

1.4 Spécialisation sur des sujets très techniques

Sur des sujets très techniques (par exemple, des algorithmes assez complexes de génération de code), il peut être intéressant d'avoir uniquement quelques personnes qui font l'investissement de se spécialiser sur le sujet pour éviter aux autres d'avoir à le faire.

1.5 Confrontation de l'implémentation & de la validation

Une sous-équipe se charge de l'implémentation tandis qu'une autre se charge de la validation. Cette deuxième sous-équipe se charge notamment d'écrire des jeux de tests, des scripts de tests (cf. [Tests]). L'intérêt de ce découpage est que les mauvaises interprétations de la spécification ont moins de chance de rester inaperçues (par rapport à l'organisation où celui qui programme la fonctionnalité est aussi celui qui la teste).

Notons que certaines tâches (lister les messages d'erreurs, programmer un mécanisme centralisé pour les messages d'erreurs, etc.) se retrouvent naturellement à la frontière de « spécialité » de ces deux sous-équipes. L'équipe qui sera la moins « débordée » (l'équipe de validation ?) peut prendre ces tâches en charge.

Pour que le projet GL bénéficie à tous, il est souhaitable que tout le monde alterne des tâches de validation et de développement. Ne faire qu'écrire des tests pendant tout le projet GL n'est pas très enrichissant.

2 Intégration en continue avec Git (+ maven)

Il est conseillé de prévoir dès le départ une infrastructure Git avec branches. Pour une introduction au mécanisme des branches Git, voir

<http://git-scm.com/book/en/Git-Branching-Basic-Branching-and-Merging>.

Voir aussi la section 4.3 du document [Environnement] qui résume les principales commandes Git utiles pour le projet.

L'objectif est en effet d'avoir une branche « *master* » **qui ne régresse jamais** ! De cette façon, vous êtes sûrs que le jour de l'évaluation, c'est bien la meilleure version de votre compilateur qui sera éva-

luée par l'enseignant (voir section 3 de [A-Rendre]).

Pour cela, il est conseillé de prévoir une branche « *develop* » réservée à l'intégration des différents composants de l'incrément courant (voir section 3). L'idée est que cette branche est éventuellement autorisée à régresser *dans des conditions bien définies*. En effet, en cas de restructuration importante du code, il est parfois indispensable de commencer par « casser ce qui marchait ». Et il faut aussi pouvoir partager cette restructuration entre les différentes équipes. Bref, il faut parfois « savoir reculer pour bien sauter ».

Du coup, chaque sous-tâche de l'incrément courant (correction de bogues, développement d'un composant, etc.) correspond à une sous-branche spécifique de « *develop* ». Ainsi, chaque sous-équipe ne développe du code que dans des branches qui lui sont propres.

Voir <http://git-scm.com/book/en/Git-Branching-Branching-Workflows>.

Pour bien fonctionner avec ce « workflow », il faut quand même se donner des règles explicites d'utilisation de Git. Par exemple :

- Seul le « responsable intégration » peut fusionner la branche « *develop* » dans « *master* ». Il ne le fait que si les tests de non-régression passent (et si l'incrément courant est jugé atteint). Avec le « workflow » suggéré ci-dessus, la fusion correspond toujours à un *fast-forward* (pas de conflit possible!).
- Chaque sous-équipe a le droit de fusionner sa branche dans « *develop* » que dans des conditions convenues collectivement (ou avec accord du « responsable intégration »). En particulier, les régressions doivent être bien contrôlées et rester exceptionnelles.
- Chaque développeur peut toujours faire « commit » dans sa branche locale. (Le « commit » doit juste être vu comme un moyen de conserver du code, même s'il n'est pas parfait). Par contre, il ne peut faire « push » dans sa branche de sous-équipe, que si les autres développeurs de sa sous-équipe sont prêts à accepter son code.

En conclusion, mettre-au-point ce mode de fonctionnement collectif avec Git peut prendre un peu de temps au départ. Mais cela peut vous faire gagner beaucoup de temps par la suite. En particulier, vous serez ainsi bien préparés pour l'épreuve des « améliorations » pendant la [Soutenance].

Voir aussi http://en.wikipedia.org/wiki/Continuous_integration.

3 Choix des incréments et développement dirigé par les tests

La section 2 du document [A-Rendre] esquisse une méthode pour choisir des incréments cohérents. Il est conseillé de bien découper les incréments de façon à en faire *plusieurs par jours*. De cette façon, vous allez voir votre branche « *master* » progresser rapidement (voir section 2).

La définition de chaque incrément doit s'accompagner de la définition d'un ou plusieurs jeux de tests (typiquement des petits programmes Deca de quelques lignes) dans la catégorie « *valid* » ou « *invalid* » (cf. [Tests]) qui définissent à *quelles conditions l'incrément est atteint*. Ces jeux de tests enrichissent ensuite la base de tests de non-régression.

Voir aussi http://en.wikipedia.org/wiki/Test-driven_development.

[Fraude]

Fraude, propriété intellectuelle et logiciels

1 Introduction

Chaque participant au projet GL accepte de fait la charte « Fraude interdite et sanctionnée pour les TP et projets » disponible sur http://intranet.ensimag.fr/teide/Charte_contre_la_fraude.php. Cette charte¹ est nécessaire pour défendre les droits de propriété intellectuelle des enseignants et de l'Ensimag sur le matériel de conception préparatoire mis à la disposition de leurs étudiants dans une finalité pédagogique (en entreprise : finalité économique ou sociétale).

Le but de ce document est de vous apporter un éclairage juridique et stratégique sur des notions étroitement liées au génie logiciel autour de la fraude ou des sanctions (en entreprise : la contrefaçon, le plagiat ou plus généralement les risques, garanties ou responsabilités liés à la production), la (ré)utilisation licite de droits de propriété intellectuelle (en entreprise : l'intelligence économique ou la veille technologique pour l'agrégation de composants logiciels exploitables ou la production outillée de code logiciels comme avec [ANTLR]) et l'acquisition ou la défense de ces droits (en entreprise : secret et savoir-faire industriels, brevet et autres titres de propriété intellectuelle déterminants pour la compétitivité et l'innovation, dans un environnement concurrentiel).

Ce document ne se substitue pas à un audit juridique et autres expertises. Dans le projet GL (et plus tard), il ne faut pas oublier les possibilités d'analyse (internes ou par des concurrents) et la capacité d'autres outils de génie logiciel de détection automatique de fraude ou d'incompatibilité de licence ou d'activité anormale dans un système de production (et leurs évolutions : ces méthodes et outils s'améliorent sans cesse, avec les capacités de mémorisation ou d'accès à l'ensemble des projets connus et avec les capacités de calcul sur la totalité du processus de production logicielle).

En résumé, il n'est pas nécessaire de maîtriser le contenu de ce document pour faire le projet GL si vous respectez les consignes, mais ces notions vous seront probablement utiles plus tard.

2 Protection du logiciel

Le logiciel est protégé par le droit d'auteur. En France, le logiciel en tant que tel ne peut pas faire l'objet d'un brevet. Le brevet pourra être déposé sur la méthode ou le procédé lié(e) au logiciel.

Article L112-2 CPI ² : « Sont considérés notamment comme œuvres de l'esprit au sens du présent code : (...) 13° les logiciels, y compris le matériel de conception préparatoire. »

1. Dans les projets libres, l'équivalent est la charte de contributeur ; dans les projets en entreprise, l'équivalent est le contrat de travail et règlement intérieur ou autres conventions ou contrats (pour les stagiaires : convention de stage et cession des droits en contrepartie de l'accueil), ouvrant les accès en contribution au projet.

2. Code de la Propriété Intellectuelle (CPI) <http://www.legifrance.gouv.fr/affichCode.do?cidTexte=LEGITEXT000006069414>.

3 Notion d’auteur du logiciel

L’auteur du logiciel est celui qui le crée, c’est-à-dire celui qui écrit des lignes de code originales mais également celui qui participe au matériel de conception préparatoire (les spécifications) et à la documentation. Il n’y a besoin d’aucune formalité pour protéger le logiciel, à la différence d’une invention brevetable ou d’une marque qui doit faire l’objet d’un dépôt de titre auprès de l’INPI en France.

Un dépôt du logiciel auprès de l’Agence pour la Protection des Programmes³ est néanmoins recommandé pour se constituer une preuve de l’existence du logiciel à une date donnée.

4 Le titulaire des droits

Article L111-1 CPI : « L’auteur d’une œuvre de l’esprit jouit sur cette œuvre, du seul fait de sa création, d’un droit de propriété incorporelle exclusif et opposable à tous. »

Il faut néanmoins distinguer l’auteur du titulaire des droits sur le logiciel, qui peuvent être deux personnes différentes.

Il existe ainsi une spécificité en matière de logiciel lorsque l’auteur est salarié. Dans ce cas, les droits portant sur le logiciel sont automatiquement dévolus à l’employeur. L’employeur est alors le titulaire des droits, l’auteur salarié gardant sa qualité d’auteur.

Article L113-9 CPI : « Les droits patrimoniaux sur les logiciels et leur documentation créés par un ou plusieurs employés dans l’exercice de leurs fonctions ou d’après les instructions de leur employeur sont dévolus à l’employeur qui est seul habilité à les exercer (...). »

5 Les droits d’auteur

Le droit d’auteur se scinde en deux catégories : les droits patrimoniaux et les droits moraux.

5.1 Les droits moraux et leur application aux logiciels

Les droits moraux sont perpétuels, inaliénables, insaisissables et imprescriptibles, et se composent du droit à la paternité et au respect de son œuvre, du droit de divulgation de l’œuvre, du droit de repentir ou de retrait⁴.

Mais dans le cas d’un logiciel, la jurisprudence a déterminé que le droit moral de l’auteur se réduisait seulement au droit au nom.

5.2 Les droits patrimoniaux

Les droits patrimoniaux sont cessibles, saisissables, prescriptibles et transmissibles. Le titulaire des droits patrimoniaux en bénéficient durant sa vie + 70 ans⁵.

Ces droits patrimoniaux, en matière de logiciel, sont les suivants⁶ :

- **le droit de reproduction** Dans la mesure où le chargement, l’affichage, l’exécution, la transmission ou le stockage du logiciel nécessitent une reproduction, ces actes ne sont possibles qu’avec l’autorisation du titulaire des droits.

3. L’Agence pour la Protection des Programmes (APP) <http://www.app.asso.fr/> attribue un numéro IDDN aux logiciels (équivalent du ISBN pour les livres).

4. articles L121-1 et suivants CPI

5. 70 ans à compter du 1er janvier de l’année suivant la divulgation de l’œuvre si le titulaire est une personne morale

6. article L122-6 CPI, et ses exceptions article L122-6-1

- **le droit d'adaptation**

Consiste dans la traduction, l'adaptation, l'arrangement ou toute autre modification d'un logiciel et la reproduction du logiciel en résultant.

- **le droit de mise sur le marché**

Consiste dans la mise sur le marché à titre onéreux ou gratuit, y compris la location, du ou des exemplaires d'un logiciel par tout procédé.

Mais il existe des exceptions, c'est-à-dire que pour réaliser les actions suivantes, il n'est pas nécessaire d'obtenir l'autorisation du titulaire des droits :

- **le droit de réaliser les actes nécessaires pour permettre l'utilisation du logiciel**

Cela comporte notamment le droit de corriger les erreurs.

Toutefois, le titulaire des droits peut se réserver par contrat le droit de réaliser ces actes.

- **le droit de réaliser une copie de sauvegarde**

Uniquement lorsque celle-ci est nécessaire pour préserver l'utilisation du logiciel et doit être réalisée par la personne ayant le droit d'utiliser le logiciel.

- **le droit d'observer, étudier et tester**

Consiste dans l'observation, l'étude ou le test du fonctionnement du logiciel afin de déterminer les idées et principes qui sont à la base du logiciel.

- **le droit de reproduire ou traduire le logiciel à des fins d'interopérabilité**

Ces actes doivent être accomplis par la personne ayant le droit d'utiliser le logiciel (ou pour son compte) et uniquement si les informations nécessaires à l'interopérabilité n'ont pas déjà été rendues accessibles.

Ces actes doivent être limités aux parties du logiciel nécessaires à l'interopérabilité.

Les informations ainsi obtenues ne peuvent être utilisées à d'autres fins que l'interopérabilité, ne doivent pas être communiquées à des tiers (sauf si cela est nécessaire à l'interopérabilité) et ne peuvent être utilisées pour la production d'un logiciel similaire ou pour tout autre acte portant atteinte au droit d'auteur.

6 L'exploitation des droits patrimoniaux

Il faut faire la distinction entre deux actes juridiques différents :

- **la vente du support matériel du logiciel**

Il s'agit d'un acte de vente classique.

L'acheteur est propriétaire du support mais ne peut pas pour autant utiliser le logiciel comme il le souhaite (restriction par un fichier licence à la lecture du support par exemple).

- **la concession d'un droit d'utilisation du logiciel**

Ceci fait l'objet d'un contrat particulier par lequel le titulaire des droits va lister un certain nombre d'actes que l'utilisateur pourra faire ou ne pas faire.

Tout acte d'exploitation des droits patrimoniaux d'un logiciel nécessite un contrat :

- **le contrat de licence**

Ce document octroie au licencié le droit d'utiliser et/ou d'exploiter le logiciel selon des conditions négociées entre le titulaire des droits et le licencié.

Le titulaire des droits reste propriétaire du logiciel.

- **le contrat de cession**

Ce document a pour objet de céder un certain nombre de droits à un cessionnaire.

Le cessionnaire devient propriétaire des droits cédés par le titulaire dans les conditions fixées par le contrat.

Dans tous les cas, le contrat doit obligatoirement comporter un certain nombre de mentions ⁷.

7. L'article L131-3 CPI précise que la transmission des droits de l'auteur est subordonnée à la condition que chacun des droits cédés fasse l'objet d'une mention distincte dans l'acte et que le domaine d'exploitation des droits cédés soit délimité quant à son étendue et à sa destination, quant au lieu et quant à la durée.

7 Cas d'exploitation spécifique : les logiciels libres

Le logiciel libre est un logiciel diffusé sous une licence dite libre⁸ qui donne à chacun le droit de l'utiliser, de l'étudier, de le modifier, de le reproduire et de le diffuser.

Logiciel libre ne veut pas dire logiciel sans droits (ni sans responsabilités) : seul le titulaire des droits peut autoriser l'utilisateur par le biais d'un texte de licence à exploiter son logiciel.

Il existe plusieurs types de licences libres :

- **licences copyleft** (fort copyleft : CeCILL⁹, GPL - faible copyleft : LGPL, CeCILL-C)
 Licences à fort copyleft : Ces licences imposent que toute redistribution du logiciel, modifié ou non, se fasse sous les termes de la licence initiale. Elles sont dites « contaminantes ».
 Licences à faible copyleft : généralement il s'agit de licences permissives en matière d'aggrégation de composants. Elles ont été créées en premier lieu à destination des bibliothèques logicielles.
- **licences de type BSD** (Licence Apache, MIT, BSD, CeCILL-B)
 Ce sont des licences sont très permissives et elles offrent une grande liberté d'utilisation du logiciel. Habituellement, seule la citation des auteurs est demandée.
- **le domaine public**
 Le logiciel appartient à tous. Les droits patrimoniaux disparaissent et le logiciel peut alors être utilisé librement. Cette notion est théorique car aucun logiciel n'est encore tombé dans le domaine public. Cependant, on trouve des logiciels « domaine public » qui sont en réalité des logiciels dont les auteurs ont renoncé à faire valoir leurs droits. Mais cette notion n'a aucun équivalent en droit français.

8 La défense des droits

La défense des droits et les sanctions sont proportionnées aux enjeux économiques et sociétaux.

Les sanctions pénales :

Article L335-2 CPI (applicable aux logiciels) : « Toute édition d'écrits, de composition musicale, de dessin, de peinture ou de toute autre production, imprimée ou gravée en entier ou en partie, au mépris des lois et règlements relatifs à la propriété des auteurs, est une contrefaçon et toute contrefaçon est un délit.

La contrefaçon en France d'ouvrages publiés en France ou à l'étranger est punie de trois ans d'emprisonnement et de 300 000 euros d'amende. Seront punis des mêmes peines le débit, l'exportation et l'importation des ouvrages contrefaisants.

Lorsque les délits prévus par le présent article ont été commis en bande organisée, les peines sont portées à cinq ans d'emprisonnement et à 500 000 euros d'amende. »

Les sanctions civiles :

Article L331-1-3 CPI (et suivants) : « Pour fixer les dommages et intérêts, la juridiction prend en considération les conséquences économiques négatives, dont le manque à gagner, subies par la partie lésée, les bénéfices réalisés par l'auteur de l'atteinte aux droits et le préjudice moral causé au titulaire de ces droits du fait de l'atteinte.

Toutefois, la juridiction peut, à titre d'alternative et sur demande de la partie lésée, allouer à titre de dommages et intérêts une somme forfaitaire qui ne peut être inférieure au montant des redevances ou droits qui auraient été dus si l'auteur de l'atteinte avait demandé l'autorisation d'utiliser le droit auquel il a porté atteinte. »

Les autres sanctions (y compris non judiciaires) : pédagogiques ou liées à l'image de marque ou à la renommée de l'entreprise ou de la personne.

8. Il n'y a pas de définition immuable, par exemple : <http://www.gnu.org/philosophy/free-sw.fr.html#History>.

9. CeCILL : CEA CNRS Inria Logiciel Libre, famille de licences libres françaises <http://www.cecill.info>.

[Consignes]

Consignes et conseils pour l'implémentation du compilateur Deca et de sa base de tests

Ce document donne une vue d'ensemble du travail à réaliser, étape par étape. Pour plus de détails, on peut se référer au squelette de code : certaines parties sont guidées avec des commentaires A FAIRE, et l'exception `UnsupportedOperationException` est levée sur la plupart des portions non-implémentées. Une manière de voir ce qui reste à faire est donc :

```
git grep -e 'A FAIRE' -e 'UnsupportedOperationException'
```

Il est conseillé de suivre les indications de **[ProgrammationDefensive]** pour écrire votre code : vous gagnerez beaucoup de temps au débogage.

Attention, ce document ne donne pas l'ordre du développement du compilateur et de sa base de tests : il décrit juste les tâches à faire pour implémenter chaque étape du compilateur (et des tests associés). Vous devez trouver l'ordre du développement par vous-mêmes. On conseille typiquement de suivre une démarche incrémentale par « user stories », c'est-à-dire où chaque incrément correspond à une « fonctionnalité » du point de vue de l'utilisateur. Dans le cas d'un compilateur, un tel incrément correspond typiquement à un « sous-ensemble cohérent » du langage. Autrement dit, si on représente le développement comme une *marche* dans la grille en 2 dimensions ci-dessous, qui part de la case « DÉPART » pour aller en direction de la case « OBJECTIF FINAL », il s'agit de construire le compilateur et ses tests ligne à ligne plutôt que colonne par colonne. Et, bien sûr, en vérifiant que les tests passent comme attendu au fur et à mesure...

décomposition interne de decac					
niveaux de complexité de decac	{		étape A	étape B	étape C
		incrément 1	DÉPART		
		incrément 2			
		incrément 3			
		...			
		Déca sans-objet			OBJECTIF INTERMÉDIAIRE
		...			
		Déca complet			OBJECTIF FINAL

En cas de doute sur l'ordre de développement que vous envisagez, demandez conseil à votre enseignant.

1 Le compilateur decac

Le compilateur à proprement parler est le programme principal qui appelle les étapes A, B et C sur les programmes sources. Ce document le présente en premier, pour donner une vue d'ensemble du compilateur, et annoncer certaines contraintes sur le style de codage, qu'il sera nécessaire d'appliquer par la suite. La compilation d'un fichier se fait essentiellement en enchaînant ces trois instructions Java :

```
AbstractProgram prog = doLexingAndParsing(sourceName, err); // étape A
prog.verifyProgram(this); // étape B
prog.codeGenProgram(this); // étape C
```

1.1 Code fourni

- Une classe `DecacCompiler`, qui est la classe permettant la compilation d'un fichier Deca. La classe contient des méthodes qui permettent d'enchaîner les étapes A, B et C (cf. ci-dessus), et d'autres objets utilisés pendant la compilation (par exemple, une instance de `IMAprogram` dans laquelle le code sera généré, et d'autres classes à ajouter, notamment `SymbolTable`).
- Une classe `CompilerOption`, qui permet de gérer les options du compilateur (récupérer les options passées sur la ligne de commande, et les mettre à disposition du reste du programme).
- Une classe `DecacMain`, la classe principale du compilateur, qui s'occupe d'instancier `CompilerOption` pour gérer la ligne de commande, puis d'instancier `DecacCompiler` (Dans le cas où `decac` est appelé sur plusieurs fichiers Deca, cette classe sera instanciée une fois par fichier à compiler) et de lancer la compilation de chaque fichier.
- Des exceptions `DecacFatalError` et `CLIException` levées en cas de problème avec la ligne de commande `decac`.

1.2 Travail demandé

Les classes `DecacCompiler`, `CompilerOption` et `DecacMain` sont incomplètes. Attention en particulier à implémenter les options (`-b`, `-p`, `-v`, `-n`, `-r` ...) et à respecter le format de sortie, sans quoi votre compilateur ne pourra pas être évalué automatiquement.

Un point qui demande une attention particulière est l'implémentation de l'option `-P` (parallel). En utilisant le packaging `java.util.concurrent` de la bibliothèque standard (depuis Java 1.5), l'implémentation à proprement parler se fait en quelques dizaines de lignes. Une solution possible :

- Utiliser `java.util.concurrent.Executors` pour créer un ensemble de fils d'exécution travailleurs (worker threads). Par exemple, utiliser `Executors.newFixedThreadPool` et `java.lang.Runtime.getRuntime().availableProcessors()` pour créer autant de fils d'exécution que de processeurs sur la machine.
- Soumettre aux travailleurs une tâche par fichier à exécuter (`ExecutorService.submit()`). On obtient un ensemble de `Future<Boolean>`, c'est à dire une classe représentant une valeur qui n'est peut-être pas encore calculée. Ici, la valeur est la valeur de retour de `DecacCompiler.compile()`
- Pour chaque `Future`, appeler la méthode `get` qui va attendre que la compilation soit terminée si ce n'est pas déjà le cas.

1.3 Gestion du parallélisme

Le fait que `decac` puisse compiler plusieurs fichiers en parallèle a une conséquence très importante sur l'ensemble du compilateur : il n'est pas possible d'utiliser des variables globales (i.e. des variables `static`).

Supposons par exemple que les définitions de classes Deca soient stockées dans une structure de données `EnvironmentType`, partagée entre les instances de `DecacCompiler`. Le compilateur pourrait compiler un premier fichier Deca et trouver une définition de classe (disons, `MaClasse`), qui serait ajoutée à l'environnement. Pendant ce temps, un autre fil d'exécution qui compilerait un programme incorrect utilisant la classe `MaClasse` sans la définir pourrait accéder à l'environnement, trouver la définition de `MaClasse` ajoutée par l'autre fil d'exécution, et considérer à tort le programme comme correct.

On peut remarquer que c'est le fait de partager l'environnement qui pose problème, et pas seulement le fait d'avoir des accès concurrents. Ajouter des synchronisations (mutex, mot clé `synchronized` en

Java) ne résoudrait pas le problème. En fait, même compiler plusieurs fichiers en séquence poserait déjà certains problèmes (mais ceux-ci pourraient être résolus en faisant une réinitialisation brutale entre deux compilations).

Il est donc indispensable d'écrire l'ensemble du projet sans utiliser de variable globale. Les structures de données partagées entre différents paquetages du compilateur doivent être définies comme membres de la classe `DecacCompiler` et non comme variable globale. Par exemple, la structure `EnvironmentType` mentionnée ci-dessus (utilisée en étape B) est définie comme un champ de `DecacCompiler`. C'est le cas aussi pour l'instance de `IMAPProgram` dans laquelle le code assembleur est généré, et pour d'autres paquetages que vous aurez besoin d'ajouter en particulier en étape C.

Faire des mesures et optimisations de performances est plus difficile qu'il n'y paraît, puisque la JVM utilise elle-même plusieurs threads (par exemple pour le garbage collector). On cherchera donc avant tout à avoir du code propre et parallélisable, mais les performances ne sont pas très importantes pour notre projet.

2 Étape A : Analyse lexicale et syntaxique

Il s'agit de mettre en œuvre un analyseur syntaxique, pour Deca, qui construit l'arbre abstrait primitif du programme. Une partie importante du travail consiste donc à fournir une **preuve constructive** du théorème 1 de **[Decompilation]** sous la forme d'un programme source ANTLR.¹ La lexicographie est décrite dans **[Lexicographie]**, la syntaxe est décrite dans **[Syntaxe]**, les arbres de syntaxe abstraite sont décrits dans **[SyntaxeAbstraite]** et **[Decompilation]**.

Un programme syntaxiquement correct peut être rejeté par l'analyseur si ses caractéristiques provoquent un dépassement des limites de l'implémentation : domaine des valeurs entières et flottantes, mémoire disponible, etc.

2.1 Principaux répertoires concernés

src/main/antlr4/fr/ensimag/deca/syntax/ : Fichiers sources pour le générateur d'analyseur ANTLR,

src/main/java/fr/ensimag/deca/syntax/ : Fichiers sources Java,

src/main/java/fr/ensimag/deca/tree/ : Implémentation de l'arbre abstrait (utilisé également dans les étapes B et C),

src/test/java/fr/ensimag/deca/syntax/ : Fichiers de tests Java (en particulier, tests JUnit),

src/test/script/ et **src/test/script/launchers/** : Scripts de tests (utilisé également dans les étapes B et C),

src/test/deca/syntax/ : Cas de tests en Deca (cf. **[Tests]**). Pour cette étape comme pour les étapes B et C, quelques tests sont fournis dans les répertoires `valid/provided` et `invalid/provided`, à vous d'en ajouter !

2.2 Code fourni

Le squelette de code contient en particulier :

- Une implémentation incomplète de `SymbolTable`, la table de symboles (qui associe chaque identificateur Déca à une objet `String unique`), ainsi qu'un test unitaire (JUnit) `SymbolTest` pour vous aider à tester la table de symboles, et pour vous servir d'exemple pour écrire de nouveaux tests unitaires (pour `SymbolTable` et pour d'autres classes).
- Des classes de base pour l'analyseur lexical et l'analyseur syntaxique : `AbstractDecaLexer` et `AbstractDecaParser`
- Des exceptions pour certaines catégories d'erreur : `CircularInclude`, `IncludeFileNotFound` et `InvalidLValue`.

1. Vérifier cette preuve n'est pas forcément évident ;-)

- Un ensemble de classes pour représenter un arbre abstrait : le contenu du paquetage `fr.ensimag.deca.tree` et en particulier la classe de base `Tree` commune à tous les nœuds. Les classes correspondant aux nœuds du langage sans-objet sont toutes fournies (mais incomplètes) ; il faudra ajouter de nouvelles classes pour gérer le langage complet. Voir le document [\[ConventionsCodage\]](#) pour les détails sur l'implémentation de l'arbre abstrait en utilisant le patron « interprète ».
- Des squelettes d'analyseurs lexicaux et syntaxiques : `DecaLexer.g4` et `DecaParser.g4`, à compléter.

Par ailleurs, des programmes de tests sont fournis : `test_lex` et `test_synt` (qui sont des scripts lanceurs pour les classes `ManualTestLex` et `ManualTestSynt`). Ces programmes lisent depuis un fichier ou depuis leur entrée standard, et affichent le résultat de l'analyse.

Des exemples de scripts de tests automatiques sont également fournis (`basic-lex.sh` et `basic-synt.sh`). Comme leurs noms l'indiquent, ces scripts sont très basiques, et ne sont là que pour servir d'exemple pour écrire de meilleurs scripts.

2.3 Travail demandé

On demande :

- De la documentation (cf. [\[A-Rendre\]](#)),
- Une implémentation de l'analyse,
- Des jeux de tests, dans le répertoire `src/test/` (cf. [\[Tests\]](#)).

2.4 Conseils

L'implémentation de l'analyse lexicale et syntaxique se fait en utilisant l'outil ANTLR, dont une documentation rapide est fournie dans le document [\[ANTLR\]](#).

Un point potentiellement délicat est l'implémentation du `#include` dans l'analyse lexicale, mais la quasi-totalité du code nécessaire vous est fournie par la classe `AbstractDecaLexer`, avec la méthode `doInclude(String includeDirective)`. Il vous suffira donc d'écrire une règle dans `DecaLexer.g4` et d'appeler la fonction `doInclude` dans l'action associée à cette règle.

L'implémentation fournie gère pour vous l'inclusion de fichier (en utilisant l'instruction `setCharStream` pour changer temporairement l'entrée du lexer), la détection d'inclusion circulaire, et la recherche dans la bibliothèque standard, qui se fait avec l'instruction Java suivante (`name` est le nom du fichier à inclure) :

```
ClassLoader.getResource("include/" + name);
```

En pratique, cela signifie donc que les fichiers de la bibliothèque standard seront placés dans le répertoire `src/main/resources/include/`. La commande `mvn compile` va copier ces fichiers dans `target/classes/include/`, et l'appel à `getResource` ira chercher les fichiers dans ce répertoire. Attention pendant le développement : il faudra modifier les fichiers de `src/main/resources/include/` et relancer `mvn compile`. Si vous éditez les fichiers de `target/classes/include/` directement, les modifications seront écrasées à la prochaine compilation.

Remarque : la commande `mvn package` génère un fichier `.jar` qui contient tous les fichiers `.class` de Decac et de ses dépendances, et les fichiers de la bibliothèque standard. L'implémentation de `doInclude` est capable de lire les fichiers depuis le `.jar` généré. Ce n'est pas très important dans le cadre du projet, mais serait important dans la vraie vie pour faciliter la distribution du compilateur.

3 Étape B : Vérifications contextuelles

Il s'agit d'une part de vérifier la syntaxe contextuelle de Deca décrite dans le document [\[Syntaxe-Contextuelle\]](#) et d'autre part d'enrichir l'arbre abstrait et d'y ajouter des informations contextuelles. Ces « décorations » sont décrites dans [\[ArbreEnrichi\]](#).

3.1 Principaux répertoires concernés

`src/main/java/fr/ensimag/deca/tree/` : Implémentation des parcours de l'arbre abstrait,

`src/main/java/fr/ensimag/deca/context/` : Fichiers sources Java,

`src/test/java/fr/ensimag/deca/context/` : Fichiers de tests Java

`src/test/deca/context/` : Cas de tests en Deca.

3.2 Code fourni

On fournit :

- Un squelette de classe `EnvironmentType` pour représenter l'environnement des types (i.e. `EnvironmentType` dans [SyntaxeContextuelle]). Au départ cette classe est juste initialisée sur l'environnement des *types prédéfinis* (i.e. `env_types_predef` dans [SyntaxeContextuelle]) du Déca « sans-objet ». Il faudra l'étendre au moment du passage au Déca « objet ».
- Une classe abstraite `Type`, dont dérivent les classes `StringType`, `VoidType`, `BooleanType`, `IntType`, `FloatType`, `NullType` et `ClassType`;
- Des classes `*Definition` et une classe `Signature` permettant de représenter les définitions d'identificateurs Deca (définition de types, de variables, de classes ...);
- Un squelette de classe `EnvironmentExp`, qui devra implémenter un dictionnaire qui associe à chaque identificateur sa définition, lorsque celle-ci est instance de `ExpDefinition`;
- Une exception `ContextualError`, à lever pour arrêter l'exécution du compilateur en cas d'erreur contextuelle.

Comme pour l'étape A, on fournit également un programme `test_context` (script lanceur pour la classe `ManualTestContext`) permettant de tester l'analyse contextuelle sans avoir terminé le compilateur.

3.3 Conseils

Cette partie est conséquente et nécessite de procéder de manière très méthodique. Pour être exhaustif il faut procéder par incréments en considérant successivement les différentes « passes » de la vérification et les différents sous-ensembles du langage.

Il sera demandé une architecture modulaire de l'étape de vérifications contextuelles, vous devez donc introduire de nouveaux paquetages. Par contre, il est très important de garder un code le mieux factorisé possible (i.e. d'éviter la duplication de code inutile). La hiérarchie de classes qui vous est proposée pour l'arbre abstrait (dans le squelette de code et la grammaire d'arbres) permet cela en utilisant judicieusement l'héritage. Par exemple, la classe `Plus` devra contenir très peu de code, vu que sa spécification est très proche d'autres classes comme `Minus` ou même `And`. Le code gérant l'opérateur `+` sera autant que possible écrit dans une des classes de base de `Plus`. Par exemple, la décompilation est la même pour tous les opérateurs binaires et est donc implémentée dans `AbstractBinaryExpr.decompile()`, qui utilise une méthode `getOperatorName()` qui devra être implémenté dans chaque classe fille (pour la classe `Plus`, elle renvoie la chaîne `"+"`). Les vérifications contextuelles sont trop différentes pour être factorisées entre opérateurs arithmétiques et booléens, mais sont exactement les mêmes pour tous les opérateurs arithmétiques, donc elles sont implémentées un niveau plus bas dans la hiérarchie de classe, dans `AbstractOpArith.verifyExpr()`.

Dans l'implémentation des vérifications contextuelles, on cherchera à commenter l'implémentation en référence au document de spécification [SyntaxeContextuelle].

4 Étape C : Génération de code

Il s'agit de produire une suite d'instructions de la machine abstraite qui corresponde à l'arbre d'un programme Deca contextuellement correct, en s'inspirant des algorithmes décrits dans [Gencode]. La

machine abstraite est décrite dans [MachineAbstraite] et est exécutable avec le programme fourni `ima` décrit dans [Ima]. La sémantique de Deca est décrite dans [Semantique]. L'interface en ligne de commande est décrite dans [Decac] (cf. également la section 1 ci-dessus).

Cette étape étant la dernière de la chaîne de compilation, on ne cherchera pas à la tester unitairement (c'est possible de tester la génération de code indépendamment des étapes A et B, mais très fastidieux : ça prend beaucoup de temps d'écrire les tests). La génération de code va donc de paire avec l'implémentation de l'interface en ligne de commande du compilateur, décrite section 1. En d'autres termes, il n'y a pas besoin d'un équivalent de `test_lex`, `test_synt` et `test_verif` pour l'étape C, on utilisera directement `decac`.

4.1 Principaux répertoires concernés

`src/main/java/fr/ensimag/deca/tree/` : Implémentation des parcours de l'arbre abstrait,

`src/main/java/fr/ensimag/deca/codegen/` : Fichiers sources Java,

`src/test/java/fr/ensimag/deca/codegen/` : Fichiers de tests Java,

`src/test/deca/codegen/` : Cas de tests en Deca.

4.2 Code fourni

On fournit :

- Un paquetage vide `fr.ensimag.deca.codegen`, dans lequel pourront être ajoutées des classes utiles à la génération de code.
- Une structure de données représentant la syntaxe abstraite d'un programme en langage d'assemblage IMA, dans le paquetage `fr.ensimag.deca.ima.pseudocode`. La classe représentant un programme complet est `IMAProgram`.

A titre d'exemple, on fournit aussi un embryon d'implémentation de la génération de code des instructions à partir de l'arbre de syntaxe d'un programme Deca. Celui-ci ne sait traiter que les programmes Deca qui se réduisent à une suite de `print` ou `println` sur des chaînes de caractères (voir les méthodes `codegenInst` des classes `AbstractPrint` et `Println` et la méthode `StringLiteral.codeGenPrint`). La classe de test `fr.ensimag.deca.tree.ManualTestInitialGencode` exécute cet embryon de génération de code sur un mini-exemple sans utiliser les étapes A et B. Ainsi, après avoir fait "`mvn test-compile`" à la racine du projet, lancer

```
mvn -q exec:java -Dexec.classpathScope="test" \
-Dexec.mainClass="fr.ensimag.deca.tree.ManualTestInitialGencode"
```

doit afficher

---- From the following Abstract Syntax Tree ----

```
'> Program
  +> ListDeclClass [List with 0 elements]
    '> Main
      +> ListDeclVar [List with 0 elements]
        '> ListInst [List with 2 elements]
          []> Print
            || '> ListExpr [List with 1 elements]
              || []> StringLiteral (Hello )
            []> Println
              '> ListExpr [List with 1 elements]
                []> StringLiteral (everybody !)
```

---- We generate the following assembly code ----

```
; Main program
; Beginning of main instructions:
```



```
WSTR "Hello "
WSTR "everybody !"
WNL
HALT
```

4.3 Travail demandé et conseils

L'essentiel du travail consiste à ajouter les méthodes permettant la génération de code aux classes définissant les nœuds de l'arbre. Au final, la génération de code sera faite par le compilateur en appelant la méthode `AbstractProgram.codeGenProgram()`. Les méthodes des classes de l'arbre doivent rester très courtes : les portions de code non-triviales (gestion des registres et de la pile par exemple) seront factorisées dans d'autres classes, à ajouter dans le paquetage `fr.ensimag.deca.codegen`.

Pour les nœuds de l'arbre correspondant à des déclarations, le parcours d'arbre se contente en général de calculer l'emplacement mémoire correspondant à la déclaration, et décore les définitions en utilisant `Definition.setOperand()`. La génération de code a proprement parler utilisera `getOperand()` pour retrouver l'opérande à utiliser dans le code généré sans avoir à la recalculer.

5 Consignes particulières pour l'extension TRIGO

La classe `Math` ne fait pas partie du *langage* Deca. En terme d'implémentation, cela signifie que le compilateur Decac n'a rien de particulier à faire pour l'implémentation de cette classe, si ce n'est gérer correctement le `#include` (cf. 2.4) et éventuellement implémenter une optimisation de la génération de code des expressions de la forme "`a + b*c`" via l'instruction FMA (cf. discussion ci-dessous), ainsi que les méthodes `asm`. La classe `Math` sera implémentée en Deca, dans le fichier `src/main/resources/include/Math.decah`. On peut si besoin utiliser les méthodes écrites en assembleur (la spécification autorise l'ajout de méthodes à la classe `Math` pourvu que leur nom commence par le caractère `'_'`).

Idéalement, les calculs devraient renvoyer l'arrondi au flottant représentable le plus proche de la valeur exacte de la fonction mathématique concernée, qui soit à l'intérieur du codomaine de cette fonction. C'est le mieux qu'on puisse faire avec une représentation en nombre flottant. En pratique, atteindre ce niveau de précision est très difficile, on pourra donc se contenter d'une précision un peu moins bonne, à condition de documenter correctement les limitations de votre implémentation.

Quelques pistes pour évaluer/améliorer la précision de votre classe `Math` :

- L'unité de précision élémentaire sur les nombres flottants est l'intervalle entre deux flottants représentables (« **Unit in the last place** », ou « ULP »). On peut remarquer que calculer l'arrondi correct de la valeur exacte est plus difficile que d'en calculer un arrondi à 1 ULP près.
- Certains bugs sont plus faciles à identifier avec une représentation graphique. Il peut être intéressant de tracer des courbes (vue d'ensemble, ou vue zoomée sur des points particuliers de la courbe) et de comparer avec les courbes obtenues avec d'autres logiciels.
- L'affichage d'un flottant en décimal fait un arrondi, et n'affiche pas la valeur exacte contenue dans le flottant. Un affichage hexadécimal (`printfx`, `printlnx`) permet d'afficher tous les bits significatifs du flottant. Par exemple, `0x1.FFFFFEp0` et `0x1.0p1` sont deux flottants différents, mais tous deux affichés `2.00000e+00` en décimal. Inversement, la lecture d'un littéral flottant décimal se fait avec un arrondi par le compilateur, alors que les littéraux hexadécimaux peuvent représenter tous les flottants possibles.
- Considérer toutes les sources d'imprécision. En général, on utilise des formules qui sont mathématiquement approchées (approximation d'une série infinie par une somme finie), mais le fait que les opérations se fassent sur des valeurs flottantes au lieu de nombres réels apporte d'autres imprécisions (liées à l'informatique et non aux mathématiques).
- Typiquement, lorsque le calcul d'une fonction mathématique réelle est approximé par l'évaluation d'un polynôme, on calcule cette évaluation par **la méthode de Horner**. Pour améliorer la précision de ce calcul dans un programme assembleur, il est bon d'utiliser l'instruction **FMA**

(voir section 3.4 du document [\[MachineAbstraite\]](#)). Celle-ci permet en effet de réaliser le calcul d’une expression “ $a+(b*c)$ ” (avec a , b et c expressions de type `float`) en n’ayant qu’une seule erreur d’arrondi, au lieu de 2 si on utilise un `MUL` suivi d’un `ADD`.

La quantité de travail à fournir sur la classe `Math` dépend fortement du niveau de précision recherché. Obtenir le meilleur arrondi possible pour toutes les valeurs d’entrée est un problème très difficile (la première version de la norme IEEE754, publiée en 1985, ne demandait pas ce niveau de précision car il n’y avait pas d’algorithme connu qui le permette à l’époque), et inversement obtenir une précision à quelques dizaines d’ULP pour un petit sous-ensemble des valeurs d’entrée possibles se fait en quelques dizaines de minutes. Nous attendons des étudiants Ensimag qu’ils soient capables de trouver le meilleur compromis entre ces deux extrêmes et qu’ils soient capables d’argumenter et de justifier la précision qu’ils peuvent obtenir pour chaque fonction, en différenciant selon les sous-domaines du domaine de définition.

Deuxième partie

Spécifications du compilateur decac

[Lexicographie]

Lexicographie de Deca

Conventions de notation dans ce document

- Les éléments entre quotes (comme '0', '. ') désignent les caractères ou séquences de caractères correspondants ; '' désigne la séquence de caractères vide.
- Les mots notés en majuscules (comme `LETTER`, `DIGIT`) désignent des langages réguliers.
- Les noms de langages en italique (comme *SOUSREGLE*) sont utilisés dans d'autres règles, mais ne désignent pas des unités lexicales de Deca.
- Les opérateurs sur les langages utilisés sont les notations habituelles d'expressions régulières.
- On appelle « caractère de formatage » : la tabulation horizontale et la fin de ligne ('\\n'). Cette dernière est désignée par `EOL`.

Unités lexicales

Les unités lexicales de Deca sont les mots réservés, les identificateurs, les symboles spéciaux, les littéraux entiers, flottants (décimaux et hexadécimaux) et chaînes de caractères.

Mots réservés

Les séquences de lettres suivantes sont des mots réservés :

<code>asm</code>	<code>class</code>	<code>extends</code>	<code>else</code>	<code>false</code>	<code>if</code>
<code>instanceof</code>	<code>new</code>	<code>null</code>	<code>readInt</code>	<code>readFloat</code>	<code>print</code>
<code>println</code>	<code>printlnx</code>	<code>printx</code>	<code>protected</code>	<code>return</code>	<code>this</code>
<code>true</code>	<code>while</code>				

Identificateurs

```
LETTER = 'a' + ... + 'z' + 'A' + ... + 'Z'
DIGIT  = '0' + ... + '9'
IDENT  = (LETTER + '$' + '_' ) (LETTER + DIGIT + '$' + '_')*
```

Exception : les mots réservés ne sont pas des identificateurs.

Symboles spéciaux

Les caractères suivants, ainsi que les associations suivantes de deux caractères ont un sens particulier en Deca :

```
'<'  '>'  '='  '+'  '-'  '*'  '/'  '%'  '.'  ','  '('  ')'  '{'  '}'
'!'  ';'  '=='  '!='  '>='  '<='  '&&'  '||'
```

Littéraux entiers

```
POSITIVE_DIGIT = '1' + ... + '9'
INT             = '0' + POSITIVE_DIGIT DIGIT*
```

Une erreur de compilation est levée si un littéral entier n'est pas codable comme un entier signé positif sur 32 bits.

Littéraux flottants

```
NUM           = DIGIT+
SIGN          = '+' + '-' + ''
EXP           = ('E' + 'e') SIGN NUM
DEC           = NUM '.' NUM
FLOATDEC      = (DEC + DEC EXP) ('F' + 'f' + '')
DIGITHEX      = '0' + ... + '9' + 'A' + ... + 'F' + 'a' + ... + 'f'
NUMHEX        = DIGITHEX+
FLOATHEX      = ('0x' + '0X') NUMHEX '.' NUMHEX ('P' + 'p') SIGN NUM ('F' + 'f' + '')
FLOAT         = FLOATDEC + FLOATHEX
```

Les littéraux flottants sont convertis en arrondissant si besoin au **flottant IEEE-754 simple précision** le plus proche. Une erreur de compilation est levée si un littéral est trop grand et que l'arrondi se fait vers l'infini, ou bien qu'un littéral non nul est trop petit et que l'arrondi se fait vers zéro.

Le suffixe `f` est autorisé mais ignoré, pour permettre une meilleure compatibilité de Deca avec Java.

Chaînes de caractères

On définit `STRING_CAR` comme l'ensemble de tous les caractères, à l'exception des caractères `'''`, `'\'` et de `EOL` (fin de ligne).

```
STRING          = ''' (STRING_CAR + '\\\"' + '\\\\')* '''
MULTI_LINE_STRING = ''' (STRING_CAR + EOL + '\\\"' + '\\\\')* '''
```

(Avec par convention : `'\\\"'` représente un caractère `'\'` suivi d'un caractère `'''`. `'\\\\'` représente deux caractères `'\'` successifs)

Commentaires

Un commentaire « classique » commence par `'/*'` et termine par `'*/'`. Le commentaire s'arrête au premier `'*/'` suivant le début du commentaire.

Un commentaire « mono-ligne » est une suite de caractères (autres qu'une fin de ligne) qui commence par deux `'/'` successifs et s'étend jusqu'à la fin de la ligne ou du fichier.

Séparateurs

Les séparateurs de Deca sont `' '` (caractère d'espace) et les caractères de formatage (tabulation horizontale, fin de ligne `'\n'` ou retour chariot `'\r'`) ou des commentaires.

Inclusion de fichier

Un programme Deca peut inclure un autre fichier avec la syntaxe

```
FILENAME = (LETTER + DIGIT + '.' + '-' + '_' )+  
INCLUDE = '#include' ( ' ')* ' "' FILENAME ' "'
```

Une inclusion de fichier ne produit pas directement de lexème, mais change temporairement le fichier d'entrée : le fichier passé en argument du `#include` est lu, puis la lecture reprend après le `#include` quand le fichier inclus est terminé.

Le fichier à inclure est cherché dans le même répertoire que le fichier source. S'il n'existe pas de fichier avec ce nom dans le répertoire, alors le fichier est cherché dans la bibliothèque standard fournie avec le compilateur, qui est décrite dans le document [\[BibliothequeStandard\]](#).

[Syntaxe]

Syntaxe concrète de Deca

La syntaxe concrète de Deca est définie par la grammaire ci-dessous. Celle-ci utilise une syntaxe étendue avec expressions régulières proche des grammaires **[ANTLR]**.

Conventions de la grammaire concrète

Chaque terminal de cette grammaire représente :

1. soit le lexème spécial **EOF** marquant la fin de fichier
2. soit un lexème concret comme **'while'** ou **','**
3. soit le nom d'un langage régulier de lexèmes concrets, comme **IDENT**

La règle de membre gauche **assign_expr** serait plus clairement écrite sous la forme

```
assign_expr
→ or_expr
| lvalue '=' assign_expr

lvalue
→ ident
| select_expr '.' ident
| '(' lvalue ')'
```

Malheureusement, comme le langage **lvalue** est inclus dans le langage **or_expr**, une telle grammaire **[ANTLR]** induit une analyse très inefficace du langage **assign_expr**. En pratique, on vérifie donc que l'expression à gauche d'une affectation est une **lvalue** grâce aux attributs d'arbre abstrait manipulés par l'analyseur syntaxique (c'est ce qui est exprimé par le commentaire dans la règle de **assign_expr**).

Les règles d'associativité et de précedence déterminant le parenthésage implicite des opérateurs se déduisent à partir de la structure d'arbre d'analyse engendrée par cette grammaire non-ambiguë.

Grammaire concrète

```
prog
→ list_classes main EOF

main
→ ε
| block

block
→ '{' list_decl list_inst '}'

list_decl
→ decl_var_set*
```

```

decl_var_set
→ type list_decl_var ';'

list_decl_var
→ decl_var (',' decl_var)*

decl_var
→ ident
  ('=' expr)?

list_inst
→ (inst)*

inst
→ expr ';'
  ';'
  'print' '(' list_expr ')' ';'
  'println' '(' list_expr ')' ';'
  'printx' '(' list_expr ')' ';'
  'printlnx' '(' list_expr ')' ';'
  if_then_else
  'while' '(' expr ')' '{' list_inst '}'
  'return' expr ';'

if_then_else
→ 'if' '(' expr ')' '{' list_inst '}'
  ('else' 'if' '(' expr ')' '{' list_inst '}')*
  ('else' '{' list_inst '}')?

list_expr
→ (expr
  (',' expr)* )?

expr
→ assign_expr

assign_expr
→ or_expr (
  { condition: expression e must be a "lvalue" }
  '=' assign_expr
  | ε )

or_expr
→ and_expr
  | or_expr '||' and_expr

and_expr
→ eq_neq_expr
  | and_expr '&&' eq_neq_expr

eq_neq_expr
→ inequality_expr
  | eq_neq_expr '==' inequality_expr
  | eq_neq_expr '!=' inequality_expr

inequality_expr
→ sum_expr
  | inequality_expr '<=' sum_expr
  | inequality_expr '>=' sum_expr
  | inequality_expr '>' sum_expr

```

```

    | inequality_expr '<' sum_expr
    | inequality_expr 'instanceof' type

sum_expr
→ mult_expr
| sum_expr '+' mult_expr
| sum_expr '-' mult_expr

mult_expr
→ unary_expr
| mult_expr '*' unary_expr
| mult_expr '/' unary_expr
| mult_expr '%' unary_expr

unary_expr
→ '-' unary_expr
| '!' unary_expr
| select_expr

select_expr
→ primary_expr
| select_expr '.' ident
  ( '(' list_expr ')'
  | ε )

primary_expr
→ ident
| ident '(' list_expr ')'
| '(' expr ')'
| 'readInt' '(' ')'
| 'readFloat' '(' ')'
| 'new' ident '(' ')'
| '(' type ')' '(' expr ')'
| literal

type
→ ident

literal
→ INT
| FLOAT
| STRING
| 'true'
| 'false'
| 'this'
| 'null'

ident
→ IDENT

/****      Class related rules      ****/

list_classes
→ ( class_decl ) *

class_decl
→ 'class' ident class_extension '{' class_body '}'

class_extension
→ 'extends' ident

```

```
|  $\varepsilon$ 

class_body
→ ( decl_method
  | decl_field_set)*

decl_field_set
→ visibility type list_decl_field
  ';'

visibility
→  $\varepsilon$ 
  | 'protected'

list_decl_field
→ decl_field
  ( ',' decl_field)*

decl_field
→ ident
  ( '=' expr)?

decl_method
→ type ident '(' list_params ')' ( block
  | 'asm' '(' multi_line_string ')' ';' )

list_params
→ ( param ( ',' param)* )?

multi_line_string
→ STRING
  | MULTI_LINE_STRING

param
→ type ident
```

[SyntaxeAbstraite]

Syntaxe abstraite de Deca

Par définition, la syntaxe abstraite de Deca est l'ensemble d'arbres **PROGRAM**. Tout programme Deca syntaxiquement correct (voir [Lexicographie] et [Syntaxe]) peut être représenté par un arbre de cet ensemble. Concrètement, cet ensemble d'arbres est défini par la grammaire de la section 2. Autrement dit, un mot engendré par cette grammaire encode un arbre qui représente lui-même la structure d'un programme Deca. La grammaire d'arbres est donnée avec un système d'attributs qui “décompile” chaque arbre de la syntaxe abstraite dans la syntaxe concrète. Voir [Decompilation].

1 Notations de la grammaire des arbres de syntaxe abstraite

Les non-terminaux de la grammaire sont en majuscules ; ils représentent des « ensembles d'arbres ». L'axiome est le premier non-terminal, ici **PROGRAM**. Les noms de nœuds sont des terminaux de la grammaire et sont en CamelCase (souligné). Les deux autres terminaux de la grammaire sont les crochets « [» et «] » qui servent à délimiter des listes d'arbres. Comme détaillé ci-dessous, dans notre encodage des arbres, chaque paire de crochets « bien parenthésée » représente un nœud : ce nœud est éventuellement étiqueté par un *nom* qui, dans ce cas, précède le crochet ouvrant.

1.1 Syntaxe des règles de la grammaire d'arbres

Dans la grammaire, il y a deux types de non-terminaux : ceux qui représentent des ensembles de listes d'arbres (définis section 2.2) et les autres qui représentent des ensembles d'arbres dits “de base”. (définis section 2.1). Pour ceux-ci, les règles de la grammaire sont de la forme

$$G \rightarrow D_1 \mid D_2 \mid \dots \mid D_n$$

avec $n \geq 1$, où G est le non-terminal partie gauche (définissant un ensemble d'arbres) et les D_i sont les alternatives de partie droite. La forme de chaque D_i est

- soit un unique non-terminal “ A ”, auquel cas l'ensemble d'arbres défini par A est *inclus* dans celui défini par G ;
- soit “ $\underline{\text{xxx}}\uparrow a_1 \dots \uparrow a_k$ ”, auquel cas l'arbre est réduit à une feuille qui contient k attributs, dont les types sont respectivement a_1, \dots, a_k . Le type des attributs est détaillé en section 1.2 ;
- soit “ $\underline{\text{xxx}}\uparrow a_1 \dots \uparrow a_k [F_1 \dots F_p]$ ” (avec $p \geq 1$), auquel cas le nœud $\underline{\text{xxx}}$ a p enfants (sous-arbres), qui appartiennent respectivement aux ensembles d'arbres F_1, \dots, F_p .

Une propriété importante de cette grammaire est d'une part qu'un nom de nœud donné n'apparaît que dans une seule règle, et d'autre part qu'un non-terminal donné apparaît au plus une fois en tant que membre droit d'une règle d'inclusion. Ce critère syntaxique simple garantit la non-ambiguïté de la grammaire ainsi définie.¹

Remarque : dans les représentations graphiques des arbres de syntaxe abstraite comme à la section 1.2 de [Exemple], il est important d'introduire un nœud spécifique pour chaque liste d'arbres, sinon la représentation graphique est potentiellement ambiguë.

1. Cela garantit donc l'existence d'une bijection entre les arbres encodés par les mots reconnus par la grammaire, et les arbres d'analyse de ces mots. D'où le nom de « grammaire d'arbres ».

1.2 Attributs sur les noms de nœuds

Ci-dessus, un type d'attribut a_i est l'un des types suivants :

boolean type des booléens

int type des entiers 32 bits

float type des flottants simple précision qui respectent les conditions sur les littéraux énoncés dans [\[Lexicographie\]](#)

String type des chaînes de caractères

Symbol représentation concrète des identificateurs

Visibility type énuméré à 2 valeurs : public et protected

Le profil de chaque terminal avec attribut est donné ci-dessous :

```
BooleanLiteral↑boolean
DeclField↑Visibility
FloatLiteral↑float
Identifieur↑Symbol
IntLiteral↑int
Print↑boolean
Println↑boolean
StringLiteral↑String
This↑boolean
```

Les attributs sont utilisés de la manière suivante : pour BooleanLiteral, FloatLiteral, IntLiteral et StringLiteral, l'attribut représente la valeur du littéral. Pour Identifieur, l'attribut est le nom de l'identificateur. Pour This, l'attribut est vrai si et seulement si le nœud a été ajouté pendant l'analyse syntaxique sans que le programme source ne contienne le mot clé `this` (par exemple, `m()` ; pour dire `this.m()` ;). Cet attribut n'est pas strictement nécessaire, mais il est utilisé dans la décompilation (cf. section [\[Décompilation\]](#)). Pour Print et Println, l'attribut booléen dit si les valeurs numériques doivent être affichée en hexa. Pour DeclField, l'attribut représente bien entendu la visibilité (public ou protégé) des champs.

2 Grammaire des arbres de syntaxe abstraite

2.1 Règles pour les ensembles d'arbres de base

```
PROGRAM →
  Program[ LIST_DECL_CLASS MAIN]

MAIN →
  EmptyMain
  | Main[ LIST_DECL_VAR LIST_INST]

DECL_VAR →
  DeclVar[ IDENTIFIER IDENTIFIER INITIALIZATION]

IDENTIFIER →
  Identifieur↑Symbol

INITIALIZATION →
  Initialization[ EXPR]
  | NoInitialization
```

```

EXPR →
  BINARY_EXPR
| LVALUE
| READ_EXPR
| STRING_LITERAL
| UNARY_EXPR
| BooleanLiteral↑boolean
| Cast[ IDENTIFIER EXPR]
| FloatLiteral↑float
| InstanceOf[ EXPR IDENTIFIER]
| IntLiteral↑int
| MethodCall[ EXPR IDENTIFIER LIST_EXPR]
| New[ IDENTIFIER]
| Null
| This↑boolean

BINARY_EXPR →
  OP_ARITH
| OP_BOOL
| OP_CMP
| Assign[ LVALUE EXPR]

OP_ARITH →
  Divide[ EXPR EXPR]
| Minus[ EXPR EXPR]
| Modulo[ EXPR EXPR]
| Multiply[ EXPR EXPR]
| Plus[ EXPR EXPR]

OP_BOOL →
  And[ EXPR EXPR]
| Or[ EXPR EXPR]

OP_CMP →
  OP_EXACT_CMP
| OP_INEQ

OP_EXACT_CMP →
  Equals[ EXPR EXPR]
| NotEquals[ EXPR EXPR]

OP_INEQ →
  Greater[ EXPR EXPR]
| GreaterOrEqual[ EXPR EXPR]
| Lower[ EXPR EXPR]
| LowerOrEqual[ EXPR EXPR]

LVALUE →
  IDENTIFIER
| Selection[ EXPR IDENTIFIER]

READ_EXPR →
  ReadFloat

```

```

| ReadInt

STRING_LITERAL →
  StringLiteral↑String

UNARY_EXPR →
  ConvFloat[ EXPR ]
| Not[ EXPR ]
| UnaryMinus[ EXPR ]

INST →
  EXPR
| PRINT
| IfThenElse[ EXPR LIST_INST LIST_INST ]
| NoOperation
| Return[ EXPR ]
| While[ EXPR LIST_INST ]

PRINT →
  Print↑boolean [ LIST_EXPR ]
| Println↑boolean [ LIST_EXPR ]

/****      Class related rules      ****/

DECL_CLASS →
  DeclClass[ IDENTIFIER IDENTIFIER LIST_DECL_FIELD LIST_DECL_METHOD ]

DECL_FIELD →
  DeclField↑Visibility [ IDENTIFIER IDENTIFIER INITIALIZATION ]

DECL_METHOD →
  DeclMethod[ IDENTIFIER IDENTIFIER LIST_DECL_PARAM METHOD_BODY ]

DECL_PARAM →
  DeclParam[ IDENTIFIER IDENTIFIER ]

METHOD_BODY →
  MethodAsmBody[ STRING_LITERAL ]
| MethodBody[ LIST_DECL_VAR LIST_INST ]

```

2.2 Règles pour les ensembles de listes d'arbres

```

LIST_DECL_CLASS → [ DECL_CLASS* ]
LIST_DECL_FIELD → [ DECL_FIELD* ]
LIST_DECL_METHOD → [ DECL_METHOD* ]
LIST_DECL_PARAM → [ DECL_PARAM* ]
LIST_DECL_VAR → [ DECL_VAR* ]
LIST_EXPR → [ EXPR* ]
LIST_INST → [ INST* ]

```


[Decompilation]

Décompilation des arbres de syntaxe abstraite

Ce document précise le lien entre la syntaxe concrète de **[Syntaxe]** et la syntaxe abstraite de **[SyntaxeAbstraite]** et participe donc à la spécification de l'analyseur syntaxique (voir le théorème 1). Il donne aussi la spécification de l'option `-p` du compilateur `decac` (voir section 3).

1 Notations de la grammaire attribuée de décompilation

Tous les non-terminaux ont un unique attribut qui est une chaîne de caractère synthétisée : c'est le texte du programme Deca provenant de la décompilation de l'arbre.

Les ensembles d'arbres correspondant à des listes, comme **LIST_INST**, ont un non-terminal spécifique qui permet de concentrer le traitement sur ces ensembles de listes dans une seule règle. Ces règles ont elles-mêmes une syntaxe spécifique pour exploiter la construction générique basée sur l'opérateur `*` des expressions régulières. Elles sont détaillées en section 1.3.

1.1 Règles associées aux ensembles d'arbres de base

Les règles de la grammaire de décompilation sont calquées sur celles de la grammaire d'arbre. Elles sont de la forme " $G \uparrow r \rightarrow D_1 \mid D_2 \mid \dots \mid D_n$ " où $\uparrow r$ est le nom de l'attribut en « résultat ». La forme de chaque D_i est

1. soit " $A \uparrow r$ ", auquel cas le résultat de la décompilation se propage sans changement ;
2. soit " $A \uparrow x \{ r := \text{calcul} \}$ ", où le résultat r est celui de `calcul` en fonction de la décompilation x obtenu sur le non-terminal A . La syntaxe des calculs est précisée en section 1.2.
3. soit " $\underline{xxx} \uparrow r$ ", où \underline{xxx} est un nom de noeud avec un unique attribut parmi ceux de la section 1.2 de **[SyntaxeAbstraite]**. Son attribut est implicitement converti en chaîne de caractères à la décompilation. Cette conversion généralement « évidente » n'est pas détaillée dans ce document, hormis le cas des attributs de type *Visibility*. Ainsi, `public` est converti en ε , tandis que `protected` est converti en `'protected'`.
4. soit " $\underline{xxx} \uparrow a_1 \dots \uparrow a_k [F_1 \uparrow x_1 \dots F_p \uparrow x_p] \{ r := \text{calcul} \}$ ", auquel cas la décompilation respective des fils est appelée $x_1 \dots x_p$, et le résultat r de la décompilation de l'arbre est celui de `calcul` en fonction des a_i et des x_j .

1.2 Syntaxe des calculs dans les règles

On utilise les notations suivantes sur les mots : ε pour le mot vide et l'opérateur binaire « $.$ » pour la concaténation. Les littéraux sont notés entre apostrophes comme `'println'`.

On utilise aussi un opérateur if-then-else à la C « $(cond ? w_1 : w_2)$ » où $cond$ est une expression booléenne et w_1 et w_2 deux mots. Les expressions booléennes sont limitées à l'accès dans un attribut booléen et à l'égalité sur les mots.

1.3 Règles associées aux ensembles de listes d'arbres

Les règles de la grammaire sont de la forme " $LIST_A \uparrow r \rightarrow \{ r := \text{init} \} [(A \uparrow x \{ r := \text{iter} \})^*]$ " où A est un ensemble d'arbres de base, et `init` et `iter` sont deux calculs dont la sémantique est la suivante :

- au départ l’affectation “ $r := \text{init}$ ” est effectuée (init est une constante).
- puis, l’affectation “ $r := \text{iter}$ ” est itérée sur tous les éléments de la liste, dans l’ordre, de gauche à droite. Ici, iter dépend du r précédent et du résultat x de la décompilation de l’élément.

Cette sémantique est similaire à celle des grammaires attribuées ANTLR avec expressions régulières.

En fait, dans la grammaire d’arbres de Deca, il n’y a que 2 façons de décompiler les listes d’arbres (voir section 4.2) :

- soit en faisant la simple concaténation de la décompilation des sous-arbres éléments ;
- soit en insérant le littéral ‘,’ entre chaque décompilation.

2 Correspondance entre la syntaxe abstraite et la syntaxe concrète

La propriété suivante constitue une spécification de l’analyseur syntaxique : celui-ci doit **réaliser** ce théorème, c’est-à-dire construire l’arbre dont ce théorème affirme l’existence.

Théorème 1 (spécification de l’analyseur syntaxique) *Pour tout programme Deca syntaxiquement correct, il existe un arbre de la syntaxe abstraite qui se décompile dans un programme Deca syntaxiquement correct « équivalent ».*

Cette équivalence de programme correspond à l’égalité syntaxique des suites de *lexèmes concrets* modulo

1. l’équivalence de parenthésage¹ dans les expressions ;
2. l’équivalence entre deux littéraux qui représentent une valeur identique, même si leur encodage de cette valeur est différent (par exemple dans **FLOATDEC** et **FLOATHEX**) ;
3. la « complétion » des suites de if-then-else-if sans une dernière branche “else”, par une branche “else” avec une liste d’instructions vide :

```
if (cond) { x=1 }
```

est complété en

```
if (cond) { x=1 } else { }
```

4. l’équivalence entre les if-then-else-if-else et les if-then-else avec accolades systématiques dans les branches “else” :

```
if (cond1) { x=1 } else if (cond2) { y=2 } else { z=3 }
```

est équivalent à

```
if (cond1) { x=1 } else { if (cond2) { y=2 } else { z=3 } }
```

5. la transformation des “**decl_var_set**” en “(**type decl_var** ‘;’)*” équivalents (c-à-d. en préservant l’ordre de déclaration des variables) :

```
int x=1, y=x;
```

est transformé en

1. Deux expressions dérivant du non-terminal **expr** de [Syntaxe] sont dites équivalentes pour le parenthésage ssi on peut rendre leurs arbres d’analyses identiques en « insérant » uniquement

- des « noeuds de parenthésage » : noeuds associés à la règle **primary_expr** \rightarrow ‘(’ **expr** ‘)’ ;
- et des « noeuds d’inclusion » : noeuds associés à un pas de réécriture parmi **select_expr** \rightarrow **primary_expr**, ou **unary_expr** \rightarrow **select_expr**, ... ou **expr** \rightarrow **assign_expr**.

```
int x=1;
int y=x;
```

- la transformation des “**decl_field_set**” en “(**visibility type decl_field** ‘;’)*” équivalents (c-à-d. en préservant l’ordre de déclaration des champs et en propageant la visibilité sur chaque déclaration) :

```
protected int x, y=x;
```

est transformé en

```
protected int x;
protected int y=x;
```

- la « complétion » des déclarations de classes sans **extends** avec “**extends Object**”.
- l’échange de place (dans une déclaration de classe) entre déclarations de méthodes et déclarations de champs (mais en préservant l’ordre entre déclarations de champs).

Par exemple, considérons le programme Deca syntaxiquement correct (mais contextuellement incorrect) “{ (this)+x; }”. Il correspond à l’arbre abstrait donné à la figure 1. En effet, la décompilation de cet arbre donne “{(this+x);}”, et ces deux programmes peuvent tous deux se réécrire dans le programme “{((this)+x);}” en insérant uniquement des parenthèses superflues.

Remarquons au passage que dans l’arbre de la figure 1, si on remplace This↑false par This↑true, alors la décompilation produit le programme suivant qui n’est pas syntaxiquement correct “{(+x);}”. Ce comportement étrange de This↑true permet de faire correspondre l’arbre de syntaxe abstraite “MethodCall[This↑true Identifier↑m []]” à l’appel de méthode “m()” (avec this implicite) de la syntaxe concrète.

Ainsi, la grammaire d’arbres « simplifiée » certaines constructions quitte à permettre des arbres qui ne correspondent pas à des programmes syntaxiquement corrects. En pratique, on peut négliger ces arbres car l’analyseur syntaxique ne pourra pas les produire (sauf bogue) !

Par ailleurs, on peut montrer ce deuxième théorème ci-dessous. En conjonction avec le théorème 1, il entraîne que la composée de l’analyseur syntaxique par la décompilation est idempotente (pour l’égalité des chaînes de caractères). Cette dernière propriété est exploitée dans les tests automatiques (voir section 1.9 de [Tests]) pour détecter des bogues sur “decac -p”.

Théorème 2 (sobriété de la décompilation) *Étant donnés deux programmes Deca syntaxiquement corrects obtenus par décompilation d’arbre, si ces deux programmes sont équivalents au sens du théorème 1, alors ils correspondent à deux chaînes de caractères identiques.*

Pour finir, un noeud de l’arbre n’a pas de correspondance dans la syntaxe concrète : c’est le noeud ConvFloat qui est utilisé pour dénoter la conversion d’une expression entière en flottant dans [ArbreEnrichi]. La décompilation n’est donc pas injective.

3 Spécification de l’option -p

L’option -p de decac doit décompiler l’arbre abstrait obtenu par l’analyse syntaxique lorsque le programme en entrée est syntaxiquement correct (cf. [Decac]). La décompilation de decac -p doit s’inspirer de celle spécifiée section 4, mais en *indendant* le programme décompilé de manière à le rendre plus lisible. Un exemple de gestion d’indentation est donné dans le code fourni du noeud “While”. La décompilation de decac -p doit rester *sobre* (cf. théorème 2) : il est vivement conseillé de tester l’idempotence de la composée de l’analyseur syntaxique par la décompilation.

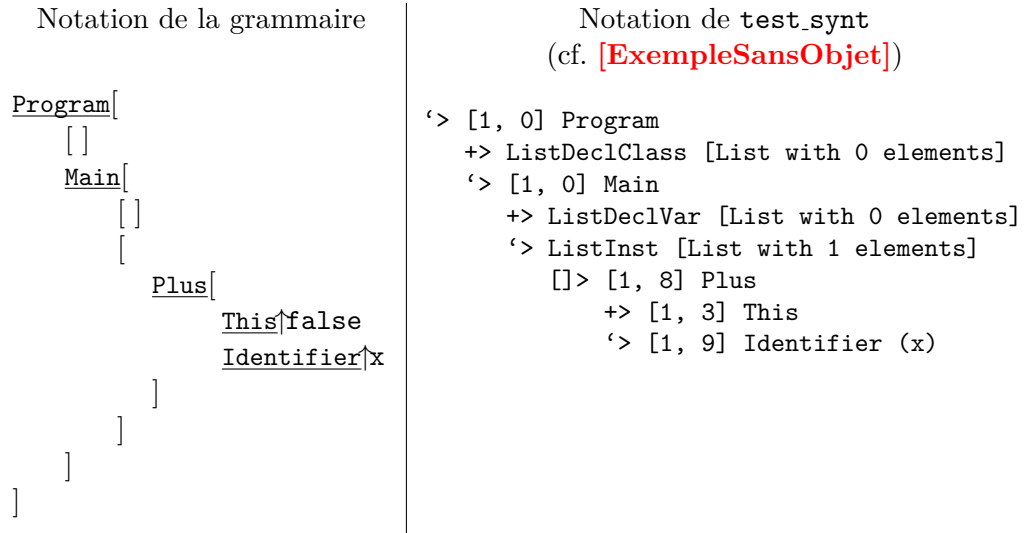


FIGURE 1 – Deux notations du même arbre

4 Grammaire attribuée de décompilation

4.1 Règles pour les ensembles d'arbres de base

PROGRAM $\uparrow r \rightarrow$
Program[**LIST_DECL_CLASS** $\uparrow class_s$ **MAIN** $\uparrow main$] { $r := class_s.main$ }

MAIN $\uparrow r \rightarrow$
EmptyMain{ $r := \varepsilon$ }
 | Main[**LIST_DECL_VAR** $\uparrow var_s$ **LIST_INST** $\uparrow inst_s$] { $r := \{'\'.var_s.inst_s.\}'\}$ }

DECL_VAR $\uparrow r \rightarrow$
DeclVar[
 IDENTIFIER $\uparrow type$
 IDENTIFIER $\uparrow name$
 INITIALIZATION $\uparrow init$
] { $r := type.\'.name.init.\';\}$ }

IDENTIFIER $\uparrow r \rightarrow$
Identifier $\uparrow r$

INITIALIZATION $\uparrow r \rightarrow$
Initialization[**EXPR** $\uparrow e$] { $r := \' = \'.e\}$ }
 | NoInitialization{ $r := \varepsilon$ }

EXPR $\uparrow r \rightarrow$
 BINARY_EXPR $\uparrow e$ { $r := \'(.e.\')$ }
 | **LVALUE** $\uparrow r$
 | **READ_EXPR** $\uparrow r$
 | **STRING_LITERAL** $\uparrow r$
 | **UNARY_EXPR** $\uparrow e$ { $r := \'(.e.\')$ }
 | BooleanLiteral $\uparrow r$
 | Cast[**IDENTIFIER** $\uparrow type$ **EXPR** $\uparrow e$] { $r := \'(.type.\') \'.e.\'$ }
 | FloatLiteral $\uparrow r$

```

| InstanceOf[ EXPR↑e IDENTIFIER↑type ] { r := '('e.' instanceof '.type.')}
| IntLiteral↑r
| MethodCall[
  EXPR↑obj
  IDENTIFIER↑meth
  LIST_EXPR↑params
] { r := (obj = ε ? ε : obj.'.').meth.('params.')}
| New[ IDENTIFIER↑class ] { r := 'new '.class.('')}
| Null{ r := 'null' }
| This↑impl { r := (impl ? ε : 'this') }

```

BINARY_EXPR^{↑r} →

```

  OP_ARITH↑r
| OP_BOOL↑r
| OP_CMP↑r
| Assign[ LVALUE↑lval EXPR↑e ] { r := lval.' = '.e }

```

OP_ARITH^{↑r} →

```

  Divide[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'/'.e2 }
| Minus[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'-'.e2 }
| Modulo[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'%'.e2 }
| Multiply[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'*'.e2 }
| Plus[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'+'.e2 }

```

OP_BOOL^{↑r} →

```

  And[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'&&'.e2 }
| Or[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'||'.e2 }

```

OP_CMP^{↑r} →

```

  OP_EXACT_CMP↑r
| OP_INEQ↑r

```

OP_EXACT_CMP^{↑r} →

```

  Equals[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'=='.e2 }
| NotEquals[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'!='.e2 }

```

OP_INEQ^{↑r} →

```

  Greater[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'>'.e2 }
| GreaterOrEqual[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'>='.e2 }
| Lower[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'<'.e2 }
| LowerOrEqual[ EXPR↑e1 EXPR↑e2 ] { r := e1.'<='.e2 }

```

LVALUE^{↑r} →

```

  IDENTIFIER↑r
| Selection[ EXPR↑obj IDENTIFIER↑field ] { r := obj.'.'.field }

```

READ_EXPR^{↑r} →

```

  ReadFloat{ r := 'readFloat()' }
| ReadInt{ r := 'readInt()' }

```

STRING_LITERAL^{↑r} →

```

  StringLiteral↑r

```

```

UNARY_EXPR↑r →
  ConvFloat[ EXPR↑r ]
| Not[ EXPR↑e ] { r := '!'.e }
| UnaryMinus[ EXPR↑e ] { r := '-'.e }

INST↑r →
  EXPR↑e { r := e.'; }
| PRINT↑r
| IfThenElse[
  EXPR↑cond
  LIST_INST↑thens
  LIST_INST↑elses
] { r := 'if('cond.'){'.thens.'} else {'elses.'}}
| NoOperation{ r := ';' }
| Return[ EXPR↑e ] { r := 'return '.e.'; }
| While[ EXPR↑cond LIST_INST↑insts ] { r := 'while('cond.'){'.insts.'}}

PRINT↑r →
  Print↑x[ LIST_EXPR↑es ] { r := (x ? 'printx(' : 'print(').es.'); }
| Println↑x[ LIST_EXPR↑es ] { r := (x ? 'printlnx(' : 'println(').es.'); }

/****      Class related rules      ****/

DECL_CLASS↑r →
  DeclClass[
    IDENTIFIER↑name
    IDENTIFIER↑super
    LIST_DECL_FIELD↑fields
    LIST_DECL_METHOD↑methods
  ] { r := 'class '.name.' extends '.super.' {'fields.methods.'}}

DECL_FIELD↑r →
  DeclField↑visib[
    IDENTIFIER↑type
    IDENTIFIER↑field
    INITIALIZATION↑init
  ] { r := visib.' '.type.' '.field.init.'; }

DECL_METHOD↑r →
  DeclMethod[
    IDENTIFIER↑type
    IDENTIFIER↑name
    LIST_DECL_PARAM↑params
    METHOD_BODY↑body
  ] { r := type.' '.name.'('params.')'.body}

DECL_PARAM↑r →
  DeclParam[ IDENTIFIER↑type IDENTIFIER↑name ] { r := type.' '.name}

METHOD_BODY↑r →
  MethodAsmBody[ STRING_LITERAL↑code ] { r := 'asm('code.')}
| MethodBody[ LIST_DECL_VAR↑vars LIST_INST↑insts ] { r := '{'.vars.insts.'}}

```

4.2 Règles pour les ensembles de listes d'arbres

LIST_DECL_CLASS	$\uparrow r \rightarrow$ $\{r := \varepsilon\} [(\text{DECL_CLASS} \uparrow_{decl} \{r := r.decl\}) *]$
LIST_DECL_FIELD	$\uparrow r \rightarrow$ $\{r := \varepsilon\} [(\text{DECL_FIELD} \uparrow_{decl} \{r := r.decl\}) *]$
LIST_DECL_METHOD	$\uparrow r \rightarrow$ $\{r := \varepsilon\} [(\text{DECL_METHOD} \uparrow_{decl} \{r := r.decl\}) *]$
LIST_DECL_PARAM	$\uparrow r \rightarrow$ $\{r := \varepsilon\} [(\text{DECL_PARAM} \uparrow_{param} \{r := (r = \varepsilon ? \varepsilon : r.',').param\}) *]$
LIST_DECL_VAR	$\uparrow r \rightarrow$ $\{r := \varepsilon\} [(\text{DECL_VAR} \uparrow_{decl} \{r := r.decl\}) *]$
LIST_EXPR	$\uparrow r \rightarrow$ $\{r := \varepsilon\} [(\text{EXPR} \uparrow_e \{r := (r = \varepsilon ? \varepsilon : r.',').e\}) *]$
LIST_INST	$\uparrow r \rightarrow$ $\{r := \varepsilon\} [(\text{INST} \uparrow_{inst} \{r := r.inst\}) *]$

[Syntaxe Contextuelle]

Syntaxe contextuelle du langage Deca

1 Introduction

Ce document décrit la syntaxe contextuelle du langage Deca, c'est-à-dire la notion de programme Deca « bien typé ». Tout programme Deca bien typé doit être compilé en un programme assembleur dont le comportement à l'exécution respecte la sémantique du programme source décrite dans [Semantique]. Réciproquement un programme Deca mal typé doit être rejeté par le compilateur avec un message d'erreur approprié.

La vérification contextuelle d'un programme Deca nécessite trois passages sur le programme. En effet, on peut, dans une déclaration de champ ou de paramètre d'une méthode, faire référence à une classe dont la déclaration apparaît *après* son utilisation. Pour cette raison, la première passe consiste à vérifier uniquement le nom des classes et la hiérarchie de classes. Lors de la deuxième passe, on vérifie les déclarations des champs et la signature des méthodes. D'autre part, les méthodes peuvent être mutuellement récursives. Par conséquent, on vérifie le corps des méthodes au cours d'une troisième passe.

Pour chaque passe, les vérifications à effectuer sont spécifiées formellement par une grammaire attribuée exprimée sur la syntaxe abstraite. Autrement dit, chacune de ces grammaires définit un ensemble d'arbres **program** (l'ensemble des arbres acceptées par cette grammaire attribuée) qui est un sous-ensemble de **PROGRAM**.

Par définition, les programmes Deca « bien typés » sont les programmes dont l'arbre de syntaxe abstraite est accepté successivement par chacune des grammaires attribuées de la syntaxe contextuelle.

2 Domaines d'attributs

Dans cette partie sont définis les domaines d'attributs et les opérations sur les attributs.

2.1 Définition des domaines

On définit d'une part des *domaines de base*, et d'autre part des domaines construits à partir des domaines de base à l'aide des opérations suivantes :

- $D_1 \times D_2$: produit cartésien des domaines D_1 et D_2 ;
- $D_1 \rightarrow D_2$: domaine des fonctions partielles de D_1 vers D_2 ; le *domaine de définition* d'une fonction f est noté $\text{dom}(f)$;
- D^* : ensemble des listes d'éléments de D ;
- $D_1 \cup D_2$: union des domaines D_1 et D_2 ;
- $f(D_1, \dots, D_n)$ est l'ensemble des termes de la forme $f(d_1, \dots, d_n)$, avec $(d_1, \dots, d_n) \in D_1 \times \dots \times D_n$.

Soit Symbol le domaine des identificateurs.

Soit Type le domaine des types du langage Deca. Les types du langage Deca comportent void, boolean, float, int et string. De plus, à chaque classe A du programme correspond un type type_class(A). On a également un type null qui représente le type du littéral Null.

$$\text{Type} \triangleq \{\text{void}, \text{boolean}, \text{float}, \text{int}, \text{string}, \text{null}\} \cup \text{type_class}(\text{Symbol})$$

Visibilité est le type énuméré suivant :

$$\text{Visibility} \triangleq \{\text{protected}, \text{public}\}$$

Les identificateurs sont de différentes *natures*. Dans le domaine TypeNature , on distingue les identificateurs de type ou de classe. Dans le domaine ExpNature , on distingue les identificateurs de champ, de paramètre, de variable et de méthode : c'est-à-dire tous les identificateurs qui peuvent apparaître dans une expression Déca.

$$\begin{aligned} \text{TypeNature} &\triangleq \{\text{type}\} \cup \text{class}(\text{Profil}) \\ \text{ExpNature} &\triangleq \{\text{param}, \text{var}\} \cup \text{method}(\text{Signature}) \cup \text{field}(\text{Visibility}, \text{Symbol}) \end{aligned}$$

Une nature field(public, $name$) représente un champ *public* de la classe $name$; field(protected, $name$) représente un champ *protected* de la classe $name$.

Une définition est un couple (nature, type).

$$\begin{aligned} \text{TypeDefinition} &\triangleq \text{TypeNature} \times \text{Type} \\ \text{ExpDefinition} &\triangleq \text{ExpNature} \times \text{Type} \end{aligned}$$

Un environnement est une fonction partielle des identificateurs vers les définitions. On distingue les environnements de types et les environnements d'identificateurs dans les expressions.

$$\begin{aligned} \text{EnvironmentType} &\triangleq \text{Symbol} \rightarrow \text{TypeDefinition} \\ \text{EnvironmentExp} &\triangleq \text{Symbol} \rightarrow \text{ExpDefinition} \end{aligned}$$

Une signature est une liste (ordonnée) de types.

$$\text{Signature} \triangleq \text{Type}^*$$

Une extension de classe est le nom de sa super-classe, ou 0 pour la classe `Object` qui n'a pas de super-classe.

$$\text{Extension} \triangleq \text{Symbol} \cup \{0\}$$

Un profil de classe est constitué du nom de sa super-classe et d'un environnement qui contient les définitions des champs et méthodes de la classe.

$$\text{Profil} \triangleq \text{Extension} \times \text{EnvironmentExp}$$

Operator est l'ensemble des opérateurs du langage. Les règles (3.49) à (3.63) donnent la correspondance entre les noms d'opérateurs de la syntaxe abstraite et ceux du domaine `Operator` (utilisés pour spécifier le typage des opérateurs).

$$\text{Operator} \triangleq \{\text{plus}, \text{minus}, \text{mult}, \text{divide}, \text{mod}, \text{eq}, \text{neq}, \text{lt}, \text{gt}, \text{leq}, \text{geq}, \text{and}, \text{or}, \text{not}\}$$

2.2 Opérations et prédicats sur les domaines d'attributs

Notations

- Une fonction partielle f du domaine $D_1 \rightarrow D_2$ peut être notée par son graphe, c'est-à-dire " $\{d_1 \mapsto v_1, \dots, d_n \mapsto v_n\}$ ", où $\text{dom}(f) = \{d_1, \dots, d_n\}$ et $\forall i \in \{1, \dots, n\}, f(d_i) = v_i$. La fonction nulle part définie est donc notée " $\{\}$ ".
- Un élément du domaine $D_1 \times D_2$ est noté " (d_1, d_2) ", ou, s'il n'y a pas d'ambiguïté, " d_1, d_2 ", avec $d_1 \in D_1$ et $d_2 \in D_2$.

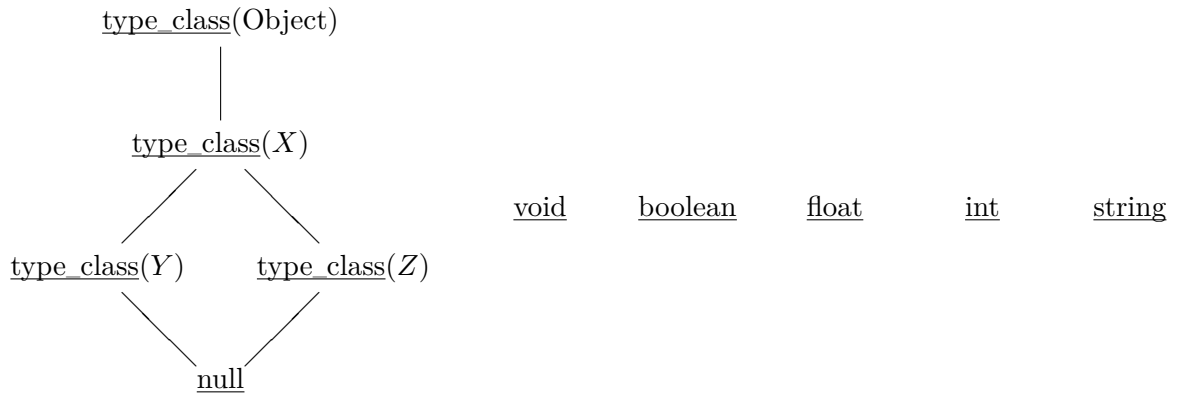
- Un élément du domaine D^* est noté “ $[d_1, d_2, \dots, d_n]$ ”, où les d_i sont des éléments de D . La séquence vide est notée “ $[]$ ”.
- On note $e \cdot l$ l’ajout en tête de l’élément e dans la liste l .
- $e \cdot [e_1, e_2, \dots, e_n] = [e, e_1, e_2, \dots, e_n]$.
- On note $l @ m$ la concaténation des listes l et m .
- $[e_1, e_2, \dots, e_n] @ [f_1, f_2, \dots, f_p] = [e_1, e_2, \dots, e_n, f_1, f_2, \dots, f_p]$.

Relation de sous-typage

Soit un environnement de types env (de `EnvironmentType`). La relation de sous-typage relative à l’environnement env est définie de la façon suivante :

- Pour tout type T , T est un sous-type de T .
- Pour toute classe A , `type_class(A)` est un sous-type de `type_class(Object)`.
- Si une classe B étend une classe A dans l’environnement env , alors `type_class(B)` est un sous-type de `type_class(A)`.
- Si une classe C étend une classe B dans l’environnement env et si `type_class(B)` est un sous-type de T , alors `type_class(C)` est un sous-type de T .
- Pour toute classe A , `null` est un sous-type de `type_class(A)`.

Par exemple, si on a une classe X et deux classes Y et Z qui sont sous-classes de X , la relation de sous-typage a la forme suivante :



Si T_1 est un sous-type de T_2 relativement à l’environnement env , on note `subtype(env, T1, T2)`.

Compatibilité pour l’affectation

Soit un environnement de types env (de `EnvironmentType`). On peut affecter à un objet de type T_1 une valeur de type T_2 si l’une des conditions suivantes est satisfaite :

- T_1 est le type `float` et T_2 est le type `int` ;
- `subtype(env, T2, T1)`.

On note `assign_compatible(env, T1, T2)`.

Compatibilité pour la conversion

Soit un environnement de types env (de `EnvironmentType`). On peut convertir une valeur de type T_1 en une valeur de type T_2 si T_1 n’est pas le type `void` et l’une des conditions suivantes est satisfaite :

- `assign_compatible(env, T1, T2)` ;
- `assign_compatible(env, T2, T1)`.

On note `cast_compatible(env, T1, T2)`.

Signature des opérateurs

On définit trois opérations partielles : `type_unary_op`, `type_arith_op` et `type_binary_op`, qui permettent de calculer respectivement le type du résultat d'un opérateur unaire, d'un opérateur arithmétique binaire et d'un opérateur binaire quelconque.

`type_unary_op` : $\text{Operator} \times \text{Type} \rightarrow \text{Type}$

$\text{type_unary_op}(\underline{\text{minus}}, \underline{\text{int}}) \triangleq \underline{\text{int}}$
 $\text{type_unary_op}(\underline{\text{minus}}, \underline{\text{float}}) \triangleq \underline{\text{float}}$
 $\text{type_unary_op}(\underline{\text{not}}, \underline{\text{boolean}}) \triangleq \underline{\text{boolean}}$

`type_arith_op` : $\text{Type} \times \text{Type} \rightarrow \text{Type}$

$\text{type_arith_op}(\underline{\text{int}}, \underline{\text{int}}) \triangleq \underline{\text{int}}$
 $\text{type_arith_op}(\underline{\text{int}}, \underline{\text{float}}) \triangleq \underline{\text{float}}$
 $\text{type_arith_op}(\underline{\text{float}}, \underline{\text{int}}) \triangleq \underline{\text{float}}$
 $\text{type_arith_op}(\underline{\text{float}}, \underline{\text{float}}) \triangleq \underline{\text{float}}$

`type_binary_op` : $\text{Operator} \times \text{Type} \times \text{Type} \rightarrow \text{Type}$

$\text{type_binary_op}(op, T_1, T_2) \triangleq \text{type_arith_op}(T_1, T_2),$
 si $op \in \{\underline{\text{plus}}, \underline{\text{minus}}, \underline{\text{mult}}, \underline{\text{divide}}\}$

$\text{type_binary_op}(\underline{\text{mod}}, \underline{\text{int}}, \underline{\text{int}}) \triangleq \underline{\text{int}}$

$\text{type_binary_op}(op, T_1, T_2) \triangleq \underline{\text{boolean}},$
 si $op \in \{\underline{\text{eq}}, \underline{\text{neq}}, \underline{\text{lt}}, \underline{\text{gt}}, \underline{\text{leq}}, \underline{\text{geq}}\}$
 et $(T_1, T_2) \in \text{dom}(\text{type_arith_op})$

$\text{type_binary_op}(op, T_1, T_2) \triangleq \underline{\text{boolean}},$
 si $op \in \{\underline{\text{eq}}, \underline{\text{neq}}\}$
 et $(T_1 = \underline{\text{type_class}}(A) \text{ ou } T_1 = \underline{\text{null}})$
 et $(T_2 = \underline{\text{type_class}}(B) \text{ ou } T_2 = \underline{\text{null}})$

On autorise donc la comparaison de deux objets de classes A et B *quelconques*.

$\text{type_binary_op}(op, \underline{\text{boolean}}, \underline{\text{boolean}}) \triangleq \underline{\text{boolean}},$
 si $op \in \{\underline{\text{and}}, \underline{\text{or}}, \underline{\text{eq}}, \underline{\text{neq}}\}$

Le prédicat `type_instanceof_op` indique si on peut appliquer l'opération `InstanceOf`.

`type_instanceof_op` : $\text{Type} \times \text{Type} \rightarrow \text{Type}$
 $\text{type_instanceof_op}(T_1, T_2) \triangleq \underline{\text{boolean}},$
 si $(T_1 = \underline{\text{type_class}}(A) \text{ ou } T_1 = \underline{\text{null}})$
 et $T_2 = \underline{\text{type_class}}(B)$

2.3 Environnements

Définition des environnements prédéfinis

Les identificateurs prédéfinis du langage Deca sont définis par deux environnements : `env_types_predef` dans `EnvironmentType` qui définit les types prédéfinis, et `env_exp_object` de `EnvironmentExp` qui est associé à la classe prédéfinie `Object`.

$$\begin{aligned}
\text{env_exp_object} &\triangleq \{ \text{equals} \mapsto (\text{method}([\text{type_class}(\text{Object})]), \text{boolean}) \} \\
\text{env_types_predef} &\triangleq \{ \text{void} \mapsto (\text{type}, \text{void}), \\
&\quad \text{boolean} \mapsto (\text{type}, \text{boolean}), \\
&\quad \text{float} \mapsto (\text{type}, \text{float}), \\
&\quad \text{int} \mapsto (\text{type}, \text{int}), \\
&\quad \text{Object} \mapsto (\text{class}(0, \text{env_exp_object}), \text{type_class}(\text{Object})) \}
\end{aligned}$$

Opérations sur les environnements

On définit deux opérations sur les environnements : l’empilement de deux environnements, noté $/$, et l’union disjointe de deux environnements, notée \oplus . L’opération \oplus est partielle sur les environnements. Dans les définitions ci-dessous, le domaine `Environment` est soit `EnvironmentType`, soit `EnvironmentExp`.

— Empilement

$$/ : \text{Environment} \times \text{Environment} \rightarrow \text{Environment}$$

$$\begin{aligned}
\forall x \in \text{Symbol}, \quad (\text{env}_1 / \text{env}_2)(x) &\triangleq \text{env}_1(x), \quad \text{si } x \in \text{dom}(\text{env}_1), \\
&\triangleq \text{env}_2(x), \quad \text{si } x \notin \text{dom}(\text{env}_1) \text{ et } x \in \text{dom}(\text{env}_2).
\end{aligned}$$

— Union disjointe

$$\oplus : \text{Environment} \times \text{Environment} \rightarrow \text{Environment}$$

$$\text{env}_1 \oplus \text{env}_2 \text{ n'est pas défini si } \text{dom}(\text{env}_1) \cap \text{dom}(\text{env}_2) \neq \emptyset.$$

$$\begin{aligned}
\text{Sinon, } \forall x \in \text{Symbol}, \quad (\text{env}_1 \oplus \text{env}_2)(x) &\triangleq \text{env}_1(x), \quad \text{si } x \in \text{dom}(\text{env}_1) \\
&\triangleq \text{env}_2(x), \quad \text{si } x \in \text{dom}(\text{env}_2).
\end{aligned}$$

3 Conventions d’écriture

Les grammaires de chaque passe utilisent le même ensemble de terminaux que celui de [SyntaxeAbstraite]. Les non-terminaux de ces grammaires sont soit tout en minuscules, soit tout en majuscules, avec les règles suivantes.

- Un non-terminal en majuscule correspond exactement à un ensemble d’arbres associé au même non-terminal dans la grammaire attribuée de [SyntaxeAbstraite]. Les règles associées à la définition de cet ensemble d’arbres ne sont pas répétées.
- Un non-terminal en minuscule qui a exactement son homologue en majuscule dans la grammaire attribuée de [Decompilation] définit un sous-ensemble de son homologue.
- Les non-terminaux en minuscule qui n’ont pas d’homologue en majuscule, mais qui ont un homologue en `CamelCase` correspondant à un terminal, représentent des ensembles d’arbres dont la racine est ce nom de nœud.
- Les autres non-terminaux (en minuscule) ne correspondent pas forcément à un ensemble d’arbres : ils peuvent parfois correspondre à des ensembles de “morceaux” d’arbres (en général, un commentaire introduit leur signification).

Par ailleurs, les non-terminaux préfixés par “**list**” désignent toujours des listes d’arbres.

Enfin, on utilise aussi les notations suivantes sur les attributs :

- les attributs synthétisés sont préfixés par \uparrow ;
- les attributs hérités sont préfixés par \downarrow .

3.1 Affectation des attributs

Pour toute règle, les attributs synthétisés du non-terminal en partie gauche et les attributs hérités des non-terminaux en partie droite doivent être affectés. Ces affectations peuvent être effectuées de deux manières différentes : 1. explicitement en utilisant une clause **affectation**; 2. implicitement par une expression fonctionnelle.

1. Affectation explicite de la forme **affectation** $v := exp$. Par exemple, la règle (0.1)

$$\begin{array}{l} \text{identifier} \downarrow env_exp \uparrow def \\ \quad \rightarrow \quad \underline{\text{Identifier}} \uparrow name \\ \text{affectation} \quad def := env_exp(name) \end{array}$$

signifie qu'à l'attribut synthétisé $\uparrow def$ du non-terminal **identifier** est affecté la valeur $env_exp(name)$.

2. Affectation implicite par une expression fonctionnelle. L'exemple précédent peut également s'écrire :

$$\begin{array}{l} \text{identifier} \downarrow env_exp \uparrow env_exp(name) \\ \quad \rightarrow \quad \underline{\text{Identifier}} \uparrow name. \end{array}$$

3.2 Conditions sur les attributs

Les valeurs d'attributs, pour une règle de grammaire, peuvent être contraintes. Ces contraintes peuvent être exprimées de trois manières différentes : 1. explicitement par une condition logique sur les valeurs d'attributs ; 2. lors de l'affectation des attributs, en imposant l'existence d'une valeur (dans le cas des opérations partiellement définies) ; 3. implicitement en contraignant par filtrage les valeurs possibles d'attributs.

1. Utilisation d'une clause **condition** P , où P est une condition logique. Si P est faux, la clause n'est pas respectée. Par exemple, la règle (3.28)

$$\begin{array}{l} \text{rvalue} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow type_1 \\ \quad \rightarrow \quad \text{expr} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow type_2 \\ \text{condition} \quad assign_compatible(env_types, type_1, type_2) \end{array}$$

impose que les types $type_1$ et $type_2$ sont compatibles pour l'affectation.

NB : les noms “**rvalue**” et “**lvalue**” viennent de la règle (3.32) sur Assign.

2. Par affectation : toute valeur d'attribut doit être définie. Par exemple,

$$\begin{array}{l} \text{identifier} \downarrow env_exp \uparrow def \\ \quad \rightarrow \quad \underline{\text{Identifier}} \uparrow name \\ \text{affectation} \quad def := env_exp(name) \end{array}$$

contraint $env_exp(name)$ à être défini.

3. Par filtrage : on impose une forme particulière pour un attribut hérité dans une partie gauche de règle, ou pour un attribut synthétisé pour une partie droite de règle. Par exemple, la règle (3.29)

$$\begin{array}{l} \text{condition} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \\ \quad \rightarrow \quad \text{expr} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow \underline{\text{boolean}} \end{array}$$

impose que la valeur de l'attribut synthétisé de **expr** soit le type boolean.

Dans la règle (3.73)

$$\begin{array}{l} \text{rvalue_star} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow [] \\ \quad \rightarrow \quad \varepsilon \end{array}$$

on impose que la signature héritée en partie gauche soit la signature vide ($[]$).

3.3 Marqueur spécial '___' de noms inutiles

Le symbole '___' est destiné à remplacer un nom de valeur qui n'a qu'une occurrence (et n'est donc pas « utilisé »). Autrement dit ce symbole n'est pas lui-même un nom (chaque occurrence de ce symbole correspond à un nouveau nom inutilisé). Par exemple, la condition de la règle (1.3)

$$\text{condition } env_types(super) = (\underline{\text{class}}(_), _)$$

signifie la même chose que

$$\text{condition } env_types(super) = (\underline{\text{class}}(profil), type)$$

avec *profil* et *type* deux noms qui n'apparaissent nulle part ailleurs dans le contexte.

3.4 Égalité exprimant une définition

Certaines égalités apparaissant dans les conditions expriment une *définition* de nouveaux noms. C'est typiquement le cas, quand des noms impliqués dans l'égalité ne sont pas contraints ailleurs dans la règle. Par exemple, ces noms apparaissent uniquement comme attributs hérités dans le membre droit.

Pour faciliter la lecture de ce type d'égalité, on utilise l'opérateur \triangleq qui indique que l'égalité réalise une définition des symboles apparaissant dans son membre gauche. Cet opérateur a bien la même sémantique que $=$. Il sert juste à faciliter la lecture des règles en donnant une indication sur l'effet du $=$.

Par exemple, dans la règle (2.3), la condition utilise une égalité qui réalise une définition de *env_exp_super* :

$$\text{condition } (\underline{\text{class}}(_, env_exp_super), _) \triangleq env_types(super)$$

3.5 Règles avec syntaxe spéciale pour les non-terminaux préfixés par list

Comme dans la grammaire de [Decompilation], les règles portant sur les ensembles de listes d'arbres ont une syntaxe spécifique étendant légèrement celle décrite dans la section 1.3 de [Decompilation]. En effet,

- elles peuvent maintenant comporter plusieurs attributs hérités ou synthétisés ;
- lorsqu'il n'y a pas d'attribut synthétisé, il n'y a pas d'action d'affectation ;
- l'itération de l'affectation des attributs synthétisés peut être implicite. Ainsi, dans la règle ci-dessous (numérotée (1.2)), *env_types_r* reçoit initialement la valeur de l'attribut hérité *env_types*, puis à chaque itération sa valeur courante est passée comme attribut hérité de **decl_class**, et il reçoit en sortie de l'itération la valeur de l'attribut synthétisé par ce non-terminal.

$$\begin{aligned} \text{list_decl_class } \downarrow env_types \uparrow env_types_r \\ \rightarrow \{ env_types_r := env_types \} \\ [(\text{decl_class } \downarrow env_types_r \uparrow env_types_r)^*] \end{aligned}$$

On aurait aussi pu écrire cette règle en utilisant un nouvel attribut *tmp* :

$$\begin{aligned} \text{list_decl_class } \downarrow env_types \uparrow env_types_r \\ \rightarrow \{ env_types_r := env_types \} \\ [(\text{decl_class } \downarrow env_types_r \uparrow tmp \{ env_types_r := tmp \})^*] \end{aligned}$$

Les règles sur les non-terminaux préfixés par **list** n'utilisent pas de conditions explicites (les conditions explicites sont exprimées dans le non-terminal portant sur les éléments). Par contre, les opérations partielles (comme \oplus) expriment des conditions implicites (cf. section 3.2).

4 Règles communes aux trois passes de vérifications contextuelles

Deux règles, communes aux trois passes de vérifications contextuelles, sont détaillées ici.

4.1 Identificateurs dans les expressions

$$\begin{aligned}
 \text{identifieur} & \downarrow env_exp \uparrow def \\
 & \rightarrow \underline{\text{Identifieur}} \uparrow name \\
 \text{affectation} \quad def & := env_exp(name)
 \end{aligned} \tag{0.1}$$

On doit trouver une définition associée au nom *name* dans l'environnement *env_exp*.

4.2 Identificateurs de types

$$\begin{aligned}
 \text{type} & \downarrow env_types \uparrow type \\
 & \rightarrow \underline{\text{Identifieur}} \uparrow name \\
 \text{condition} \quad (_, type) & \triangleq env_types(name)
 \end{aligned} \tag{0.2}$$

5 Grammaire attribuée spécifiant la passe 1

Lors de la passe 1, on vérifie le nom des classes et la hiérarchie de classes. On construit un premier environnement, qui contient *env_types_predef*, ainsi que les noms des différentes classes du programme. Cet environnement contient un profil incomplet pour chaque classe du programme : celui-ci contient la super-classe, mais ne contient pas l'environnement des champs et méthodes de la classe.

$$\begin{aligned}
 \text{program} & \uparrow env_types \\
 & \rightarrow \underline{\text{Program}}[\text{list_decl_class} \downarrow env_types_predef \uparrow env_types \text{ MAIN }]
 \end{aligned} \tag{1.1}$$

$$\begin{aligned}
 \text{list_decl_class} & \downarrow env_types \uparrow env_types_r \\
 & \rightarrow \{ env_types_r := env_types \} \\
 & \quad [(\text{decl_class} \downarrow env_types_r \uparrow env_types_r)^*]
 \end{aligned} \tag{1.2}$$

$$\begin{aligned}
 \text{decl_class} & \downarrow env_types \uparrow \{ name \mapsto (\text{class}(super, \{\}), \text{type_class}(name)) \} \oplus env_types \\
 & \rightarrow \underline{\text{DeclClass}}[\\
 & \quad \underline{\text{Identifieur}} \uparrow name \\
 & \quad \underline{\text{Identifieur}} \uparrow super \\
 & \quad \text{LIST_DECL_FIELD} \\
 & \quad \text{LIST_DECL_METHOD}] \\
 \text{condition} \quad env_types(super) & = (\text{class}(_), _)
 \end{aligned} \tag{1.3}$$

L'identificateur *super* doit être un identificateur de classe préalablement déclaré. L'environnement associé à la classe est laissé vide ($\{\}$), et sera complété pendant la passe suivante.

6 Grammaire attribuée spécifiant la passe 2

Lors de la passe 2, on vérifie les champs et la signature des méthodes des différentes classes. On hérite de l'environnement construit au cours de la passe 1 (attribut *env_types₀* hérité par le non-terminal **program**). On construit un environnement qui contient les types prédéfinis et les classes du programme : le profil de chaque classe contient le nom de sa super-classe et l'environnement des champs et méthodes de la classe.

6.1 Programmes

$$\begin{aligned} \text{program } \downarrow env_types_0 \uparrow env_types & \quad (2.1) \\ \rightarrow \text{Program} [\text{list_decl_class } \downarrow env_types_0 \uparrow env_types \text{ MAIN }] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{list_decl_class } \downarrow env_types \uparrow env_types_r & \quad (2.2) \\ \rightarrow \{ env_types_r := env_types \} \\ [(\text{decl_class } \downarrow env_types_r \uparrow env_types_r)^*] \end{aligned}$$

6.2 Déclarations de classes

Le corps d'une classe (non-terminaux **list_decl_field** et **list_decl_method**) est analysé dans l'environnement env_types , qui est l'environnement créé par la passe 1, complété au fur et à mesure avec les définitions complètes de classes. Le non-terminal **list_decl_method** hérite du nom de la super-classe, qui servira à vérifier la signature d'une méthode redéfinie, règle (2.7). Le non-terminal **list_decl_field** hérite en plus du nom de la classe lui-même (*class*), qui servira à construire la définition des champs, règle (2.5). Leurs attributs synthétisés env_exp_m et env_exp_f contiennent respectivement l'environnement des méthodes et celui des champs de la classe.

Pour la règle suivante, si la passe 1 a été correctement effectuée, alors $name \in \text{dom}(env_types)$. De plus, dans env_types , *super* est associé à une définition de classe. La condition sert donc simplement à récupérer l'environnement env_exp_super associé à la classe *super*. Ainsi, l'empilement $\{name \mapsto new_def\}/env_types$ complète la définition de *name* laissée incomplète par la passe 1. En pratique, une implémentation pourra simplement ajouter les nouvelles définitions à l'environnement contenu dans la définition de classe construite en passe 1. Il n'est pas nécessaire de créer une nouvelle définition de classe et l'empilement d'environnement peut être fait dès la création de la définition de classe en passe 1.

$$\begin{aligned} \text{decl_class } \downarrow env_types \uparrow env_types_r & \quad (2.3) \\ \rightarrow \text{DeclClass} [& \\ \quad \text{Identifieur } \uparrow name & \\ \quad \text{Identifieur } \uparrow super & \\ \quad \text{list_decl_field } \downarrow env_types \downarrow super \downarrow name \uparrow env_exp_f & \\ \quad \text{list_decl_method } \downarrow env_types \downarrow super \uparrow env_exp_m & \\] & \\ \text{condition } (\text{class}(_, env_exp_super), _) \triangleq env_types(super) & \\ \text{affectation } new_def := (\text{class}(super, (env_exp_f \oplus env_exp_m)/env_exp_super), & \\ \quad \text{type_class}(name)) & \\ env_types_r := \{name \mapsto new_def\}/env_types & \end{aligned}$$

6.3 Déclarations de champs

$$\begin{aligned} \text{list_decl_field } \downarrow env_types \downarrow super \downarrow class \uparrow env_exp_r & \quad (2.4) \\ \rightarrow \{ env_exp_r := \{\} \} & \\ [(\text{decl_field } \downarrow env_types \downarrow super \downarrow class \uparrow env_exp & \\ \quad \{ env_exp_r := env_exp_r \oplus env_exp \})^*] & \end{aligned}$$

Dans la règle suivante, l'attribut *type* contient le type du champ déclaré, L'attribut *visib* vaut protected si le champ est protégé, et vaut public sinon. Par ailleurs, si l'identificateur *name* est déjà défini dans l'environnement des expressions de la super-classe, alors ce doit être un identificateur de champ.

$$\begin{aligned}
\text{decl_field} \downarrow env_types \downarrow super \downarrow class \uparrow \{name \mapsto (\underline{\text{field}}(visib, class), type)\} & \quad (2.5) \\
\rightarrow \underline{\text{DeclField}} \uparrow visib [& \\
\quad \text{type} \downarrow env_types \uparrow type & \\
\quad \underline{\text{Identifieur}} \uparrow name & \\
\quad \text{INITIALIZATION} & \\
] & \\
\text{condition } type \neq \text{void et,} & \\
\text{si } \left\{ \begin{array}{l} (\underline{\text{class}}(_, env_exp_super), _) \triangleq env_types(super) \\ \text{et } env_exp_super(name) \text{ est défini} \end{array} \right. & \\
\text{alors } env_exp_super(name) = (\underline{\text{field}}(_, _), _). &
\end{aligned}$$

6.4 Déclarations de méthodes

$$\begin{aligned}
\text{list_decl_method} \downarrow env_types \downarrow super \uparrow env_exp_r & \quad (2.6) \\
\rightarrow \{ env_exp_r := \{\} \} & \\
[(\text{decl_method} \downarrow env_types \downarrow super \uparrow env_exp & \\
\quad \{ env_exp_r := env_exp_r \oplus env_exp \})^*] &
\end{aligned}$$

Si une méthode est redéfinie, alors celle-ci :

- doit avoir la même signature que la méthode héritée ;
- doit avoir pour type de retour un sous-type du type de retour de la méthode héritée.

$$\begin{aligned}
\text{decl_method} \downarrow env_types \downarrow super \uparrow \{name \mapsto (\underline{\text{method}}(sig), type)\} & \quad (2.7) \\
\rightarrow \underline{\text{DeclMethod}} [& \\
\quad \text{type} \downarrow env_types \uparrow type & \\
\quad \underline{\text{Identifieur}} \uparrow name & \\
\quad \text{list_decl_param} \downarrow env_types \uparrow sig & \\
\quad \text{METHOD_BODY} & \\
] & \\
\text{condition } \text{si } \left\{ \begin{array}{l} (\underline{\text{class}}(_, env_exp_super), _) \triangleq env_types(super) \\ \text{et } env_exp_super(name) \text{ est défini} \end{array} \right. & \\
\text{alors } \left\{ \begin{array}{l} (\underline{\text{method}}(sig_2), type_2) \triangleq env_exp_super(name) \\ \text{et } sig = sig_2 \\ \text{et } \underline{\text{subtype}}(env_types, type, type_2) \end{array} \right. &
\end{aligned}$$

L'attribut synthétisé du non-terminal **list_decl_param** permet de construire la signature de la méthode à partir du type des paramètres.

$$\begin{aligned}
\text{list_decl_param} \downarrow env_types \uparrow sig & \quad (2.8) \\
\rightarrow \{ sig := [] \} & \\
[(\text{decl_param} \downarrow env_types \uparrow type \{ sig := sig @ [type] \})^*] &
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
\text{decl_param} \downarrow env_types \uparrow type & \quad (2.9) \\
\rightarrow \underline{\text{DeclParam}} [\text{type} \downarrow env_types \uparrow type \underline{\text{Identifieur}} \uparrow _] & \\
\text{condition } type \neq \text{void} &
\end{aligned}$$

7 Grammaire attribuée spécifiant la passe 3

Lors de la passe 3, on vérifie les blocs, les instructions, les expressions et les initialisations. On construit un environnement qui contient les champs et les méthodes, ainsi que les paramètres des méthodes et les variables locales.

La plupart des non-terminaux ont un attribut hérité *class* qui représente la classe dans laquelle les déclarations ou les instructions apparaissent. L'attribut *class* a pour valeur 0 lorsque les déclarations ou les instructions apparaissent dans le programme principal. Cet attribut permet :

- de vérifier que This n'apparaît pas dans le programme principal et de construire son type, règle (3.43) ;
- de vérifier que, dans une sélection de champ protégé, le type de l'expression est un sous-type de la classe analysée, règle (3.66).

7.1 Programmes

L'environnement hérité *env_types* du non-terminal **program** est l'environnement synthétisé en passe 2.

$$\begin{aligned} \mathbf{program} \downarrow env_types & \quad (3.1) \\ \rightarrow \mathbf{Program} [\mathbf{list_decl_class} \downarrow env_types \mathbf{main} \downarrow env_types] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \mathbf{list_decl_class} \downarrow env_types & \quad (3.2) \\ \rightarrow [(\mathbf{decl_class} \downarrow env_types)^*] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \mathbf{main} \downarrow env_types & \quad (3.3) \\ \rightarrow \mathbf{EmptyMain} \end{aligned}$$

$$\rightarrow \mathbf{Main} \mathbf{bloc} \downarrow env_types \downarrow \{ \} \downarrow \{ \} \downarrow 0 \downarrow \mathbf{void} \quad (3.4)$$

Le non-terminal **bloc** définit un sous-ensemble de “[**LIST_DECL_VAR LIST_INST**]” (c'est un ensemble de paires d'arbres) et permet de factoriser le traitement des nœuds Main et MethodBody. Dans le cas de MethodBody, **bloc** hérite d'un environnement contenant les déclarations de champs et de méthodes de la classe courante, et d'un autre contenant les déclarations de paramètres. Dans le cas de Main, ces deux environnements sont vides. L'attribut *class* vaut 0 et l'attribut *return* vaut void car on analyse le programme principal.

7.2 Déclarations de classes

$$\begin{aligned} \mathbf{decl_class} \downarrow env_types & \quad (3.5) \\ \rightarrow \mathbf{DeclClass} [& \\ \quad \mathbf{Identifier} \uparrow class & \\ \quad \mathbf{Identifier} \uparrow _ & \\ \quad \mathbf{list_decl_field} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class & \\ \quad \mathbf{list_decl_method} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class & \\] & \\ \mathbf{condition} \quad & (\mathbf{class}(_, env_exp), _) \triangleq env_types(class) \end{aligned}$$

Si les deux premières passes ont été effectuées correctement, *env_types* contient forcément une classe de nom *class*. Cette condition sert donc simplement à récupérer l'environnement des champs et méthodes de la classe.

7.3 Déclarations de champs

$$\begin{aligned} \mathbf{list_decl_field} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class & \quad (3.6) \\ \rightarrow [(\mathbf{decl_field} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class)^*] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
\text{decl_field} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class & \quad (3.7) \\
\rightarrow \text{DeclField} [& \\
\quad \text{type} \downarrow env_types \uparrow type & \\
\quad \text{Identifieur} \uparrow _ & \\
\quad \text{initialization} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow type & \\
&]
\end{aligned}$$

Ci-dessous, le non-terminal **rvalue** correspond au sous-ensemble des expressions compatibles avec le type *type*.

$$\begin{aligned}
\text{initialization} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow type & \quad (3.8) \\
\rightarrow \text{Initialization} [\text{rvalue} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow type] &
\end{aligned}$$

$$\rightarrow \text{NoInitialization} \quad (3.9)$$

7.4 Déclarations de méthodes

$$\begin{aligned}
\text{list_decl_method} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class & \quad (3.10) \\
\rightarrow [(\text{decl_method} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class)^*] &
\end{aligned}$$

Pour analyser une méthode (règle (3.11)), on analyse d'abord les paramètres : on construit l'environnement des paramètres. Puis, dans le non-terminal **bloc**, on complète cet environnement avec les déclarations locales, avant d'analyser les instructions dans l'environnement résultant de ces déclarations.

$$\begin{aligned}
\text{decl_method} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class & \quad (3.11) \\
\rightarrow \text{DeclMethod} [& \\
\quad \text{type} \downarrow env_types \uparrow return & \\
\quad \text{Identifieur} \uparrow _ & \\
\quad \text{list_decl_param} \downarrow env_types \uparrow env_exp_params & \\
\quad \text{method_body} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow env_exp_params \downarrow class & \\
\quad \downarrow return & \\
&]
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
\text{list_decl_param} \downarrow env_types \uparrow env_exp_r & \quad (3.12) \\
\rightarrow \{ env_exp_r := \{ \} \} & \\
\quad [(\text{decl_param} \downarrow env_types \uparrow env_exp & \\
\quad \quad \{ env_exp_r := env_exp_r \oplus env_exp \})^*] &
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
\text{decl_param} \downarrow env_types \uparrow \{ name \mapsto (param, type) \} & \quad (3.13) \\
\rightarrow \text{DeclParam} [\text{type} \downarrow env_types \uparrow type \text{Identifieur} \uparrow name] &
\end{aligned}$$

L'attribut *return* contient le type de retour de la méthode. Cet attribut est utilisé par le non-terminal **bloc** pour vérifier les instructions **Return**, règle (3.24).

$$\begin{aligned}
\text{method_body} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow env_exp_params \downarrow class \downarrow return & \quad (3.14) \\
\rightarrow \text{MethodBody} &
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
\quad \text{bloc} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow env_exp_params \downarrow class \downarrow return & \\
\rightarrow \text{MethodAsmBody} [\text{StringLiteral}] & \quad (3.15)
\end{aligned}$$

7.5 Déclarations de variables

Dans les règles suivantes, *env_exp_sup* représente l'environnement de la classe englobante ou l'environnement vide dans le programme principal. L'environnement *env_exp* est l'environnement contenant les variables déclarées (et les paramètres). L'initialisation des variables est analysée dans l'environnement *env_exp/env_exp_sup*.

$$\begin{aligned} \text{list_decl_var} \downarrow env_types \downarrow env_exp_sup \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow env_exp_r & \quad (3.16) \\ \rightarrow \{ env_exp_r := env_exp \} \\ [(\text{decl_var} \downarrow env_types \downarrow env_exp_sup \downarrow env_exp_r \downarrow class \\ \uparrow env_exp_r)^*] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{decl_var} \downarrow env_types \downarrow env_exp_sup \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow \{ name \mapsto (\underline{\text{var}}, type) \} \oplus env_exp & \quad (3.17) \\ \rightarrow \underline{\text{DeclVar}}[& \\ \quad \text{type} \downarrow env_types \uparrow type & \\ \quad \underline{\text{Identifieur}} \uparrow name & \\ \quad \text{initialization} \downarrow env_types \downarrow env_exp / env_exp_sup \downarrow class \downarrow type & \\] & \\ \text{condition} \quad type \neq \underline{\text{void}} & \end{aligned}$$

7.6 Blocs et instructions

Les non-terminaux **bloc**, **list_inst** et **inst** ont plusieurs attributs hérités :

- *env_types* qui représente l'environnement des types ;
- *env_exp_sup* représente l'environnement de l'éventuelle classe englobante (pour **bloc** uniquement) ;
- *env_exp* qui représente l'environnement (éventuellement vide) des paramètres dans le cas de **bloc**, ou l'environnement (tout court) pour les autres ;
- *class* qui représente le nom de la classe où apparaît l'instruction, si l'instruction apparaît dans une classe, et 0 sinon ;
- *return* qui représente le type de retour de la méthode, si l'instruction apparaît dans une méthode, et void sinon.

$$\begin{aligned} \text{bloc} \downarrow env_types \downarrow env_exp_sup \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow return & \quad (3.18) \\ \rightarrow [& \\ \quad \text{list_decl_var} \downarrow env_types \downarrow env_exp_sup \downarrow env_exp & \\ \quad \downarrow class \uparrow env_exp_r & \\ \quad \text{list_inst} \downarrow env_types \downarrow env_exp_r / env_exp_sup \downarrow class & \\ \quad \downarrow return & \\] & \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{list_inst} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow return & \quad (3.19) \\ \rightarrow [(\text{inst} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow return)^*] \end{aligned}$$

Ci-dessous, le non-terminal **print** correspond juste à l'ensemble des 2 noms de nœuds $\{\text{Print}, \text{Println}\}$. Le non-terminal **list_exp_print** correspond aux listes de paramètres effectifs imprimables.

$$\begin{aligned} \text{inst} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow return & \quad (3.20) \\ \rightarrow \text{expr} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow _ \end{aligned}$$

$$\rightarrow \text{print} [\text{list_exp_print} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class] \quad (3.21)$$

$$\begin{aligned} \rightarrow & \text{IfThenElse} [\\ & \quad \text{condition} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \\ & \quad \text{list_inst} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow return \\ & \quad \text{list_inst} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow return \\ &] \end{aligned} \quad (3.22)$$

$$\rightarrow \text{NoOperation} \quad (3.23)$$

$$\begin{aligned} \rightarrow & \text{Return} [\text{rvalue} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow return] \\ \text{condition} & \quad \text{return} \neq \underline{\text{void}} \end{aligned} \quad (3.24)$$

$$\begin{aligned} \rightarrow & \text{While} [\\ & \quad \text{condition} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \\ & \quad \text{list_inst} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow return \\ &] \end{aligned} \quad (3.25)$$

$$\text{print} \rightarrow \text{Print} \quad (3.26)$$

$$\rightarrow \text{Println} \quad (3.27)$$

7.7 Expressions

Le non-terminal **rvalue** correspond aux sous-ensembles des expressions compatibles avec le type $type_1$.

$$\begin{aligned} \text{rvalue} & \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow type_1 \\ \rightarrow & \text{expr} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow type_2 \\ \text{condition} & \quad \text{assign_compatible}(env_types, type_1, type_2) \end{aligned} \quad (3.28)$$

Le non-terminal **condition** correspond aux sous-ensembles des expressions booléennes.

$$\begin{aligned} \text{condition} & \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \\ \rightarrow & \text{expr} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow \underline{\text{boolean}} \end{aligned} \quad (3.29)$$

Le non-terminal **exp_print** correspond aux ensembles d'expressions imprimables.

$$\begin{aligned} \text{list_exp_print} & \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \\ \rightarrow & [(\text{exp_print} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class)^*] \end{aligned} \quad (3.30)$$

$$\begin{aligned} \text{exp_print} & \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \\ \rightarrow & \text{expr} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow type \\ \text{condition} & \quad type = \underline{\text{int}} \text{ ou } type = \underline{\text{float}} \text{ ou } type = \underline{\text{string}} \end{aligned} \quad (3.31)$$

Ci-dessous, le non-terminal **op_bin** (respectivement **op_un**) contient l'ensemble des nœuds correspondant à un opérateur binaire (resp. unaire) de **Operator**. Ces deux non-terminaux synthétisent l'opérateur correspondant. Le non-terminal **literal** contient l'ensemble des littéraux (plus la constante **Null**). Il retourne le type de ce littéral.

$$\begin{aligned} \text{expr} & \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow type \\ \rightarrow & \text{Assign} [\\ & \quad \text{lvalue} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow type \\ & \quad \text{rvalue} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow type \\ &] \end{aligned} \quad (3.32)$$

$$\begin{aligned} &\rightarrow \text{op_bin} \uparrow \text{op} [\\ &\quad \text{expr} \downarrow \text{env_types} \downarrow \text{env_exp} \downarrow \text{class} \uparrow \text{type}_1 \\ &\quad \text{expr} \downarrow \text{env_types} \downarrow \text{env_exp} \downarrow \text{class} \uparrow \text{type}_2 \\ &] \end{aligned} \quad (3.33)$$

$$\text{affectation} \quad \text{type} := \text{type_binary_op}(\text{op}, \text{type}_1, \text{type}_2)$$

$$\rightarrow \text{lvalue} \downarrow \text{env_types} \downarrow \text{env_exp} \downarrow \text{class} \uparrow \text{type} \quad (3.34)$$

$$\rightarrow \text{ReadInt} \quad (3.35)$$

$$\text{affectation} \quad \text{type} := \text{int}$$

$$\rightarrow \text{ReadFloat} \quad (3.36)$$

$$\text{affectation} \quad \text{type} := \text{float}$$

$$\rightarrow \text{op_un} \uparrow \text{op} [\text{expr} \downarrow \text{env_types} \downarrow \text{env_exp} \downarrow \text{class} \uparrow \text{type}_1] \quad (3.37)$$

$$\text{affectation} \quad \text{type} := \text{type_unary_op}(\text{op}, \text{type}_1)$$

$$\rightarrow \text{literal} \uparrow \text{type} \quad (3.38)$$

$$\begin{aligned} &\rightarrow \text{Cast} [\\ &\quad \text{type} \downarrow \text{env_types} \uparrow \text{type} \\ &\quad \text{expr} \downarrow \text{env_types} \downarrow \text{env_exp} \downarrow \text{class} \uparrow \text{type}_2 \\ &] \end{aligned} \quad (3.39)$$

$$\text{condition} \quad \text{cast_compatible}(\text{env_types}, \text{type}_2, \text{type})$$

$$\begin{aligned} &\rightarrow \text{InstanceOf} [\\ &\quad \text{expr} \downarrow \text{env_types} \downarrow \text{env_exp} \downarrow \text{class} \uparrow \text{type}_1 \\ &\quad \text{type} \downarrow \text{env_types} \uparrow \text{type}_2 \\ &] \end{aligned} \quad (3.40)$$

$$\text{affectation} \quad \text{type} := \text{type_instanceof_op}(\text{type}_1, \text{type}_2)$$

$$\rightarrow \text{method_call} \downarrow \text{env_types} \downarrow \text{env_exp} \downarrow \text{class} \uparrow \text{type} \quad (3.41)$$

$$\rightarrow \text{New} [\text{type} \downarrow \text{env_types} \uparrow \text{type}] \quad (3.42)$$

$$\text{condition} \quad \text{type} = \text{type_class}(_)$$

$$\rightarrow \text{This} \quad (3.43)$$

$$\text{condition} \quad \text{class} \neq 0$$

$$\text{affectation} \quad \text{type} := \text{type_class}(\text{class})$$

$$\text{literal} \uparrow \text{int} \rightarrow \text{IntLiteral} \quad (3.44)$$

$$\text{literal} \uparrow \text{float} \rightarrow \text{FloatLiteral} \quad (3.45)$$

$$\text{literal} \uparrow \text{string} \rightarrow \text{StringLiteral} \quad (3.46)$$

$$\text{literal} \uparrow \text{boolean} \rightarrow \text{BooleanLiteral} \quad (3.47)$$

$$\text{literal} \uparrow \text{null} \rightarrow \text{Null} \quad (3.48)$$

$$\text{op_bin} \uparrow \text{divide} \rightarrow \text{Divide} \quad (3.49)$$

$$\text{op_bin} \uparrow \text{minus} \rightarrow \text{Minus} \quad (3.50)$$

$$\text{op_bin} \uparrow \text{mod} \rightarrow \text{Modulo} \quad (3.51)$$

$$\text{op_bin} \uparrow \text{mult} \rightarrow \text{Multiply} \quad (3.52)$$

$$\text{op_bin} \uparrow \text{plus} \rightarrow \text{Plus} \quad (3.53)$$

$$\text{op_bin} \uparrow \text{and} \rightarrow \text{And} \quad (3.54)$$

$$\text{op_bin } \uparrow \text{or} \rightarrow \text{Or} \quad (3.55)$$

$$\text{op_bin } \uparrow \text{eq} \rightarrow \text{Equals} \quad (3.56)$$

$$\text{op_bin } \uparrow \text{neq} \rightarrow \text{NotEquals} \quad (3.57)$$

$$\text{op_bin } \uparrow \text{gt} \rightarrow \text{Greater} \quad (3.58)$$

$$\text{op_bin } \uparrow \text{geq} \rightarrow \text{GreaterOrEquals} \quad (3.59)$$

$$\text{op_bin } \uparrow \text{lt} \rightarrow \text{Lower} \quad (3.60)$$

$$\text{op_bin } \uparrow \text{leq} \rightarrow \text{LowerOrEquals} \quad (3.61)$$

$$\text{op_un } \uparrow \text{minus} \rightarrow \text{UnaryMinus} \quad (3.62)$$

$$\text{op_un } \uparrow \text{not} \rightarrow \text{Not} \quad (3.63)$$

7.8 Expressions affectables (en partie à gauche d'une affectation)

Le non-terminal **field_ident** (resp. **lvalue_ident**) correspond à l'ensemble des noms de champ (resp. identificateurs affectables) dans le contexte. Ces deux non-terminaux synthétisent le type associé à l'identificateur.

$$\text{lvalue } \downarrow \text{env_types } \downarrow \text{env_exp } \downarrow \text{class } \uparrow \text{type} \quad (3.64)$$

$$\rightarrow \text{lvalue_ident } \downarrow \text{env_exp } \uparrow \text{type}$$

$$\rightarrow \text{Selection } [\quad (3.65)$$

$$\text{expr } \downarrow \text{env_types } \downarrow \text{env_exp } \downarrow \text{class } \uparrow \text{type_class}(class_2)$$

$$\text{field_ident } \downarrow \text{env_exp}_2 \uparrow \text{public } \uparrow _ \uparrow \text{type}$$

$$]$$

$$\text{condition } (\text{class}(_, \text{env_exp}_2), _) \triangleq \text{env_types}(class_2)$$

$$\rightarrow \text{Selection } [\quad (3.66)$$

$$\text{expr } \downarrow \text{env_types } \downarrow \text{env_exp } \downarrow \text{class } \uparrow \text{type_class}(class_2)$$

$$\text{field_ident } \downarrow \text{env_exp}_2 \uparrow \text{protected } \uparrow \text{class_field } \uparrow \text{type}$$

$$]$$

$$\text{condition } (\text{class}(_, \text{env_exp}_2), _) \triangleq \text{env_types}(class_2)$$

$$\text{et subtype}(\text{env_types}, \text{type_class}(class_2), \text{type_class}(class))$$

$$\text{et subtype}(\text{env_types}, \text{type_class}(class), \text{type_class}(class_field))$$

La règle (3.66) expriment les contraintes relatives à la visibilité des champs protégés. L'intuition et la raison d'être de ces contraintes sont détaillées dans la section 9.

$$\text{lvalue_ident } \downarrow \text{env_exp } \uparrow \text{type} \quad (3.67)$$

$$\rightarrow \text{identifieur } \downarrow \text{env_exp } \uparrow (\text{field}(_, _), \text{type})$$

$$\rightarrow \text{identifieur } \downarrow \text{env_exp } \uparrow (\text{param}, \text{type}) \quad (3.68)$$

$$\rightarrow \text{identifieur } \downarrow \text{env_exp } \uparrow (\text{var}, \text{type}) \quad (3.69)$$

L'attribut synthétisé *visib* de **field_ident** vaut public si le champ est public, et vaut protected sinon. L'attribut synthétisé *class* est le nom de la classe où le champ est déclaré. L'attribut synthétisé *type* représente le type du champ.

$$\text{field_ident } \downarrow \text{env_exp } \uparrow \text{visib } \uparrow \text{class } \uparrow \text{type} \quad (3.70)$$

$$\rightarrow \text{identifieur } \downarrow \text{env_exp } \uparrow (\text{field}(\text{visib}, \text{class}), \text{type})$$

7.9 Appels de méthode

L'objet sur lequel est invoqué la méthode doit être d'un type correspondant à une classe $class_2$. Le non-terminal **method_ident** correspond à l'ensemble des identificateurs correspondant à un nom de méthode dans l'environnement env_exp . Il synthétise la signature sig et le type de retour $type$ de cette méthode. Le non-terminal **rvalue_star** définit un sous-ensemble de “**EXPR***” correspondant aux suites de paramètres effectifs compatibles avec la signature sig retournée par **method_ident**.

$$\begin{aligned} \text{method_call} & \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow type & (3.71) \\ & \rightarrow \text{MethodCall} [\\ & \quad \text{expr} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \uparrow type \text{class}(class_2) \\ & \quad \text{method_ident} \downarrow env_exp_2 \uparrow sig \uparrow type \\ & \quad [\text{rvalue_star} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow sig] \\ &] \\ \text{condition} & (\text{class}(_, env_exp_2), _) \triangleq env_types(class_2) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{method_ident} & \downarrow env_exp \uparrow sig \uparrow type & (3.72) \\ & \rightarrow \text{identifieur} \downarrow env_exp \uparrow (\text{method}(sig), type) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{rvalue_star} & \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow [] & (3.73) \\ & \rightarrow \varepsilon \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{rvalue_star} & \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow (type \cdot sig) & (3.74) \\ & \rightarrow \text{rvalue} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow type \\ & \quad \text{rvalue_star} \downarrow env_types \downarrow env_exp \downarrow class \downarrow sig \end{aligned}$$

8 Profils d'attributs des symboles non-terminaux et terminaux

8.0 Profils communs aux trois passes

Identificateurs dans les expressions

identifieur $\downarrow \text{EnvironmentExp} \uparrow \text{ExpDefinition}$
Identifieur $\uparrow \text{Symbol}$

Identificateurs de types

type $\downarrow \text{EnvironmentType} \uparrow \text{Type}$

8.1 Passe 1

program $\uparrow \text{EnvironmentType}$
list_decl_class $\downarrow \text{EnvironmentType} \uparrow \text{EnvironmentType}$
decl_class $\downarrow \text{EnvironmentType} \uparrow \text{EnvironmentType}$

8.2 Passe 2

Programmes

program $\downarrow \text{EnvironmentType} \uparrow \text{EnvironmentType}$
list_decl_class $\downarrow \text{EnvironmentType} \uparrow \text{EnvironmentType}$

Déclarations de classes

decl_class $\downarrow \text{EnvironmentType} \uparrow \text{EnvironmentType}$

Déclarations de champs

list_decl_field \downarrow EnvironmentType \downarrow Symbol \downarrow Symbol \uparrow EnvironmentExp
decl_field \downarrow EnvironmentType \downarrow Symbol \downarrow Symbol \uparrow EnvironmentExp
DeclField \uparrow Visibility

Déclarations de Méthodes

list_decl_method \downarrow EnvironmentType \downarrow Symbol \uparrow EnvironmentExp
decl_method \downarrow EnvironmentType \downarrow Symbol \uparrow EnvironmentExp
list_decl_param \downarrow EnvironmentType \uparrow Signature
decl_param \downarrow EnvironmentType \uparrow Type

8.3 Passe 3**Programmes**

program \downarrow EnvironmentType
list_decl_class \downarrow EnvironmentType
main \downarrow EnvironmentType

Déclarations de classes

decl_class \downarrow EnvironmentType

Déclarations de champs

list_decl_field \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol
decl_field \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol
initialization \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \downarrow Type

Déclarations de méthodes

list_decl_method \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol
decl_method \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol
list_decl_param \downarrow EnvironmentType \uparrow EnvironmentExp
decl_param \downarrow EnvironmentType \uparrow EnvironmentExp
method_body \downarrow EnvironmentType \uparrow EnvironmentExp \uparrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \downarrow Type

Déclarations de variables

list_decl_var \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \uparrow EnvironmentExp
decl_var \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \uparrow EnvironmentExp

Blocs et instructions

bloc \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \downarrow Type
list_inst \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \downarrow Type
inst \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \downarrow Type

Expressions

rvalue \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \downarrow Type
condition \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol
list_exp_print \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol
exp_print \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol
expr \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \uparrow Type
literal \uparrow Type
op_bin \uparrow Operator
op_un \uparrow Operator

Expressions affectables

lvalue \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \uparrow Type
lvalue_ident \downarrow EnvironmentExp \uparrow Type
field_ident \downarrow EnvironmentExp \uparrow Visibility \uparrow Symbol \uparrow Type

Appels de méthode

method_call \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \uparrow Type
method_ident \downarrow EnvironmentExp \uparrow Signature \uparrow Type
rvalue_star \downarrow EnvironmentType \downarrow EnvironmentExp \downarrow Symbol \downarrow Signature

9 Note sur les champs protégés

La règle (3.66), qui porte sur les champs protégés en Deca, est relativement délicate à comprendre. Elle dit la chose suivante :

1. le type de l'expression doit être un sous-type de la classe courante ;
2. le type de la classe courante doit être un sous-type de la classe où le champ protégé est déclaré.

Ces deux règles sont inspirées du point 6.6.2.1 des spécifications Java. La principale différence est que Deca n'a pas de notion de package, et s'inspire des règles de visibilité de deux classes Java situées dans des packages différents.

La condition (2) est la plus simple : il faut “qu'on soit dans une sous-classe”. La condition (1) permet en fait de ne pas pouvoir détourner la condition (2).

Prenons l'exemple suivant :

```

class A {
    protected int x;
}

class X {
    void m()
    {
        A a = new A();
        println(a.x) ; // Erreur contextuelle : x est protege
    }
}
  
```

On utilise une classe A dans la classe X et on cherche à accéder au champ x de a. Comme il est protégé, on n'a pas le droit (condition (2)). On pourrait essayer de contourner cette interdiction de la façon suivante.

On déclare une classe B, sous classe de A,

```
class B extends A {
  int getX(A a) {
    return a.x;
  }
}
```

et on modifie la classe X :

```
class X {
  void m() {
    A a = new A();
    B b = new B();
    println(b.getX(a)); // Ok du point de vue de la condition (2)
  }
}
```

Si on pouvait faire cela, n'importe quelle classe pourrait accéder au champ de A... En fait, on n'a pas le droit de faire cela, grâce à la condition (1), dans la classe B, on a :

```
class B extends A {
  int getX(A a) {
    return a.x; // Erreur contextuelle : le type de 'a' (A) n'est pas
                // un sous-type de B.
  }
}
```

10 Implémentation de l'environnement

Dans cette partie, on montre sur un exemple comment les environnements *env_types* et *env_exp* peuvent être implémentés.

Un environnement est une liste chaînée de tables d'associations identificateur \mapsto définition.

La figure 1 montre les environnements prédéfinis *env_types_predef* et *env_exp_object*.

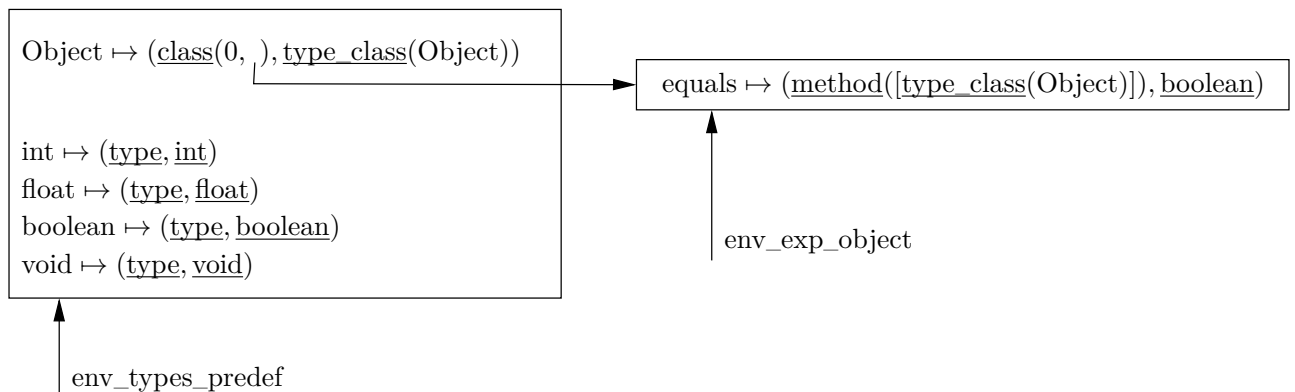


FIGURE 1 – Environnements prédéfinis *env_types_predef* et *env_exp_object*.

Considérons le programme Deca suivant.

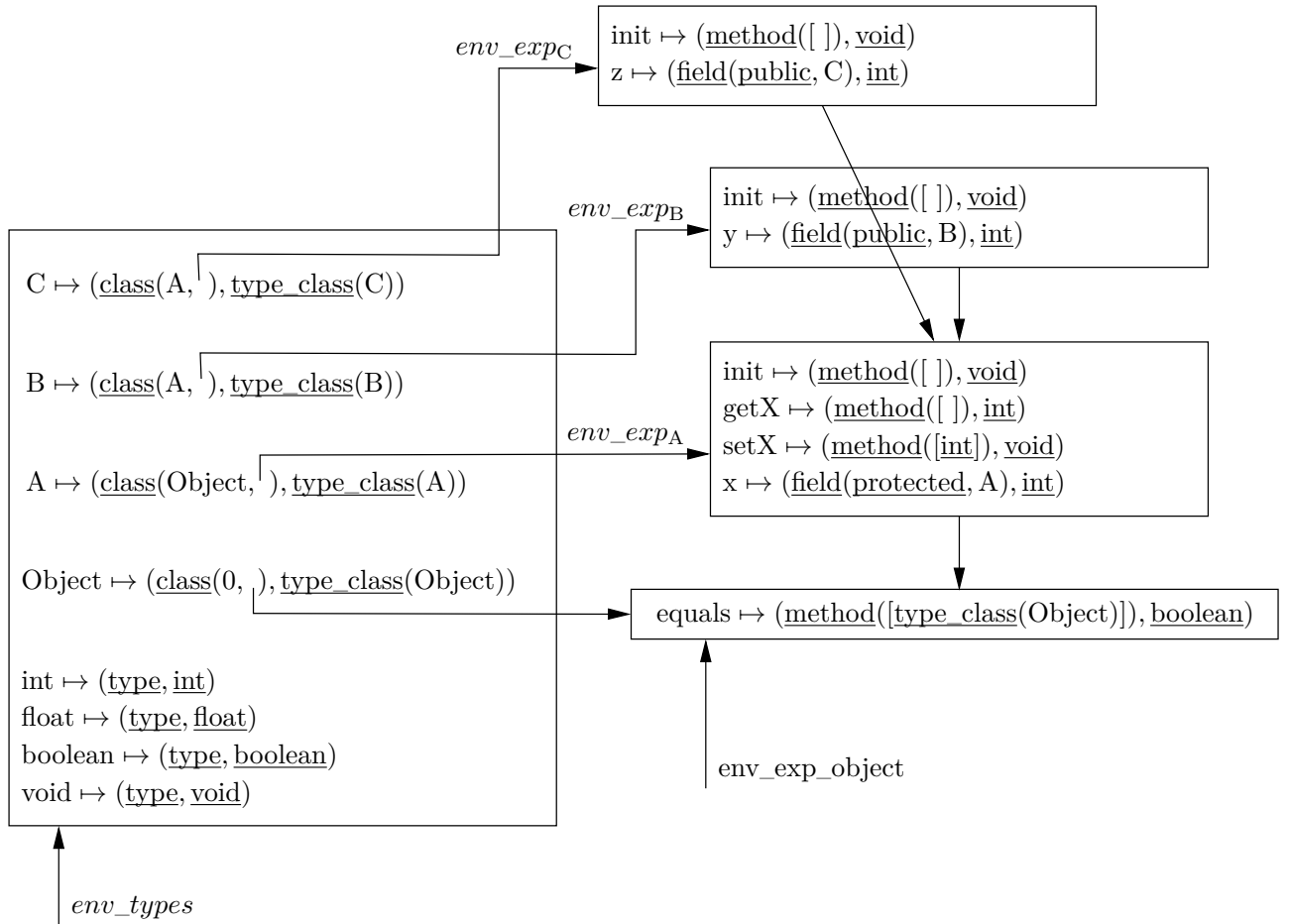
```
class A {
    protected int x ;
    void setX(int x) {
        this.x = x ;
    }
    int getX() {
        return x ;
    }
    void init() {
        x = 0 ;
    }
}

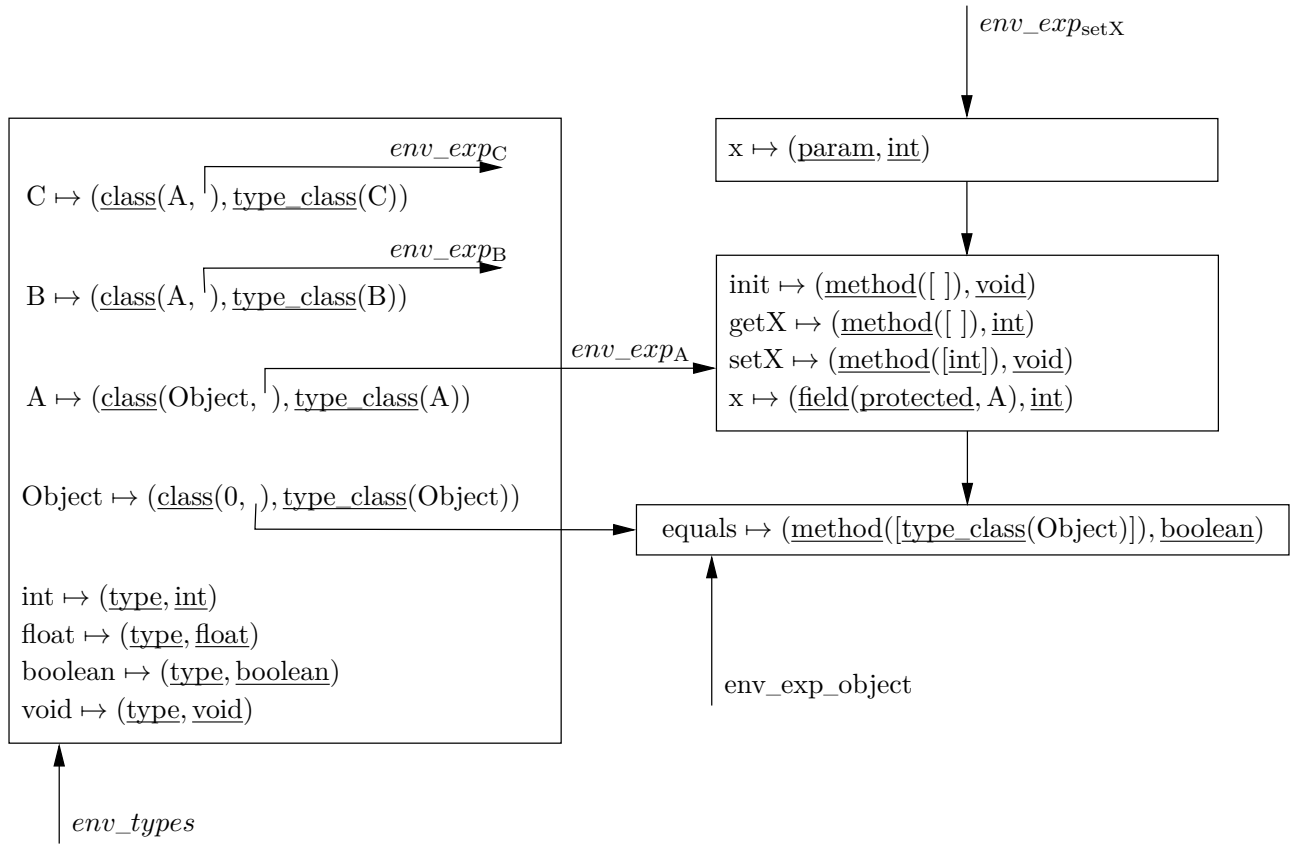
class B extends A {
    int y ;
    void init() {
        setX(0) ;
        y = 0 ;
    }
}

class C extends A {
    int z ;
    void init() {
        setX(0) ;
        z = 1 ;
    }
}
```

La figure 2 montre l'environnement *env_types* construit à partir des classes du programme, ainsi que l'environnement *env_exp* d'analyse de chaque classe : *env_exp_A*, *env_exp_B* et *env_exp_C*. Cet environnement *env_exp* est l'environnement d'analyse du corps de la classe (attribut hérité de **corps_class**).

La figure 3 montre l'environnement *env_exp_{setX}* d'analyse de la méthode setX de la classe A. Cette méthode a un paramètre x de type int. Cet environnement correspond à l'attribut hérité *env_exp* de **bloc**.

FIGURE 2 – Environnements env_exp d'analyse du corps des classes

FIGURE 3 – Environnement env_exp_{setX} d'analyse du corps de la méthode `setX` de `A`

[BibliothèqueStandard]

Bibliothèque standard du langage Deca

La bibliothèque standard de Deca est implémentée sous la forme de fichiers source Deca, en utilisant l'inclusion de fichier (`#include`), qui est ici utilisée comme un moyen de partager du code entre plusieurs programmes Deca. C'est une façon pour l'utilisateur de pallier le fait que la machine abstraite servant à l'exécution de programme Deca ne permette pas l'édition de liens de programmes compilés. Contrairement aux langages comme le C, l'usage en Deca est d'écrire du code (classes et méthodes) dans les fichiers inclus (en C, c'est une mauvaise pratique d'écrire autre chose que des déclarations et des macros dans des fichiers `.h`, le corps des fonctions est lié au programme utilisateur par l'éditeur de liens).

Un inconvénient évident de la manière de faire de Deca est que tout le code de bibliothèque est recompilé pour chaque programme, alors qu'une vraie chaîne de compilation devrait permettre une compilation séparée. Cette solution est néanmoins suffisante dans le cadre de notre projet.

1 Recherche de fichiers dans la bibliothèque standard

Lorsqu'un fichier est inclus via la directive `#include` (voir la règle [INCLUDE](#) du document [\[Lexicographie\]](#)), le fichier à inclure est dans un premier temps cherché dans le répertoire contenant le fichier source. Si la recherche dans ce répertoire échoue, le fichier est recherché dans la bibliothèque standard fournie avec le compilateur. L'emplacement de la bibliothèque standard est laissé libre à l'implémentation, mais l'utilisateur ne doit pas avoir à le spécifier à la compilation.

2 Extension TRIGO : le fichier `Math.decah`

Pour les équipes ayant choisi l'extension TRIGO, la bibliothèque standard devra contenir un fichier `Math.decah` qui définit une classe `Math` avec les méthodes suivantes :

```
— float ulp(float f)
— float sin(float f)
— float cos(float f)
— float asin(float f)
— float atan(float f)
```

La méthode `ulp` (« Unit in the Last Place ») est identique à la méthode `Math.ulp(float)` en Java. Les quatre dernières méthodes calculent les fonctions mathématiques usuelles du même nom, en radians. Leur implémentation doit chercher la *meilleure approximation possible* permise par la représentation des flottants simple précision, à l'intérieur du codomaine de la fonction mathématique. Typiquement, la méthode `asin` doit retourner un flottant dans $[-\frac{\pi}{2}, \frac{\pi}{2}]$ (où π est le réel mathématique et pas une approximation en flottant de ce nombre). Par ailleurs, un appel à la méthode `asin` avec un argument qui n'est pas dans l'intervalle $[-1.0, 1.0]$ provoque l'arrêt de l'exécution du programme (similaire à un débordement arithmétique).

Par exemple, le programme Deca suivant est correct, il doit afficher `cos(0.0) = 1.00000e+00` :

```
#include "Math.decah"

{
    Math m = new Math();
    println("cos(0.0) = ", m.cos(0.0));
}
```

Convention obligatoire Le fichier `Math.decah` peut éventuellement fournir d’autres classes que la classe `Math`, et cette classe peut fournir des méthodes et des champs qui ne sont pas dans la liste ci-dessus, pourvu que ces nouveaux identificateurs commencent par le caractère `_`. Ceci permet à l’utilisateur de pouvoir écrire du code utilisant `Math.decah` sans risque de conflit de noms pourvu que ses propres identificateurs ne commencent pas par `_`.

3 Autres extensions utilisant la bibliothèque standard



Pour les autres extensions utilisant la bibliothèque standard, les classes et leur contenu ne sont pas imposés puisque cela fait partie intégrante du travail de définition de l’extension. Il est attendu qu’une spécification précise soit fournie, notamment dans le manuel utilisateur.

Vous pourrez utiliser les conventions de nommage suggérées ci-dessus pour l’extension TRIGO.

4 Autres suggestions d’ajouts à la bibliothèque standard

Voilà une liste d’extensions possibles de la bibliothèque standard. Ces extensions ne sont pas complètement spécifiées : le manuel utilisateur du compilateur doit en fournir une spécification plus détaillée (avec des exemples d’utilisation). Ces extensions exploitent typiquement des méthodes “asm” pour exporter en Deca des fonctionnalités de la plateforme d’exécution qui sont absentes du langage.


4.1 Bibliothèque semi-graphique

L’idée est d’exploiter les séquences d’échappement du terminal dans lequel est exécuté la machine abstraite pour fournir une bibliothèque permettant de faire de petites interfaces graphiques (fonctionnant à l’intérieur du terminal). Typiquement, le terminal interprète la suite des touches “`ESC`” “`[`” “`A`” comme un déplacement du curseur vers le haut. D’ailleurs, la touche  de votre clavier émet en fait dans le terminal la suite de ces 3 caractères ASCII (de sorte que le terminal ne distingue donc pas  de la suite de ces 3 touches). Considérons maintenant l’instruction Déca suivante :

```
println("\ESC[A----ICI----");
```

A l’exécution, le terminal va déplacer le curseur d’un caractère vers le haut et afficher, à partir de cette nouvelle position du curseur, la chaîne “----ICI----”. Voir http://en.wikipedia.org/wiki/ANSI_escape_code pour plus de détails.

NB : si votre éditeur interprète la touche `ESC` différemment du caractère correspondant, vous pouvez afficher ce caractère via la ligne de commande `printf "\033\n"` et le copier-coller dans votre éditeur.

La bibliothèque fournit typiquement une classe `Screen` qui permet de contrôler l’affichage dans le terminal via des appels de méthodes (positionnement du curseur, changements de couleur, etc). Elle fournit aussi une classe `Key` pour interpréter les suites de caractères UTF-8 tapés par l’utilisateurs (par exemple, pour interpréter correctement la touche .

Notons qu’il est possible d’augmenter la résolution du terminal en se basant sur les caractères Brailles UTF-8 (voir http://en.wikipedia.org/wiki/Braille_Patterns). Cela permet de décomposer chaque position du curseur en 8 points comme illustré ci-dessous.



On peut donc multiplier la résolution horizontale par 2 et la résolution verticale par 4. Par contre, cela

nécessite d'avoir implémenté une bibliothèque de manipulation de tableau pour mémoriser le caractère Braille inscrit dans chaque position du curseur.

4.2 Bibliothèque de manipulation de tableaux

Cette bibliothèque contient typiquement un fichier `Array.decah` qui définit une classe pour manipuler des tableaux fournissant des méthodes `get` et `set` pour accéder ou modifier à coût constant la *i*-ème case. Comme il n'y a pas de généricité en Déca, il faut éventuellement définir plusieurs classes. On pourra éventuellement programmer un mécanisme de redimensionnement dynamique explicite ou implicite (à spécifier).

4.3 Bibliothèque de branchements non locaux

Cette bibliothèque contient un fichier `Setjmp.decah` inspiré de la librairie `setjmp.h` du langage C (voir <http://en.wikipedia.org/wiki/Setjmp.h>). Typiquement, ce fichier fournit la classe `Setjmp` d'interface suivante :

```
class Setjmp {
    /* save the calling context and return "false" */
    boolean setjmp();

    /* return to the previous saved context with "true" as result */
    void longjmp();
}
```

Entre autres choses, ce mécanisme “bas-niveau” permet de simuler en partie le `try-catch` “haut-niveau” de Java. Par exemple, le code Java suivant :

```
/* ... */
void jmp(int i) {
    if (i < 10) { throw (new RuntimeException ()); }
}

/* ... */
try {
    jmp(i);
    System.out.println("Ici, i>=10");
} catch (RuntimeException e) {
    System.out.println("Ici, i<10");
}
```

est simulé par le code Déca suivant :

```
#include "Setjmp.decah"

/* ... */
void jmp(Setjmp buf, int i) {
    if (i < 10) { buf.longjmp(); }
}

/* ... */
Setjmp buf = new Setjmp();
if (!buf.setjmp()) { // try
    jmp(buf, i);
    println("Ici, i>=10");
} else { // catch
```

```
    println("Ici, i<10");  
}
```

Le manuel utilisateur du compilateur doit préciser les limites et les risques liés à l'utilisation de cette bibliothèque (qui dépendent de la façon dont elle est implémentée).

[Sémantique]

Sémantique de Deca

La sémantique de Deca n'est pas entièrement détaillée : on se référera à la **sémantique de Java** pour les constructions non évoquées dans les paragraphes qui suivent. Pour le calcul flottant, on s'appuiera sur la norme IEEE-754 selon le mode de représentation utilisé par la machine abstraite, c'est à dire pour des **flottants en simple précision sur 32 bits**.

Un programme sémantiquement correct peut s'arrêter anormalement à l'exécution en cas de dépassement des limites de la machine support de l'exécution ou d'erreur de l'utilisateur lors de la lecture d'une valeur.

Un programme est dit sémantiquement incorrect si une erreur survient lors de son exécution. Un compilateur est tenu, en l'absence d'options spécifiques, de produire du code qui provoquera l'erreur à l'exécution.

Remarque : un compilateur peut émettre un message d'avertissement s'il peut statiquement détecter qu'une erreur va arriver à l'exécution. Il est néanmoins tenu de produire du code (qui doit commencer à s'exécuter normalement, puis provoquer une erreur à l'endroit indiqué).

1 Initialisation des variables et champs

Les initialisations de variable ont lieu dans l'ordre de déclaration. Une variable non initialisée n'a pas de valeur définie : accéder à une variable avant qu'elle ne soit affectée d'une valeur est un comportement indéfini.

Remarque : La sémantique de Java est moins permissive, car les programmes qui "*pourraient potentiellement*" accéder à des variables n'ayant pas de valeur définie sont **rejetés à la compilation**.

Lors de l'allocation d'un objet, les champs sont initialisés dans l'ordre de déclaration. Un champ non initialisé, ou accédé avant d'être initialisé, a la valeur par défaut 0 pour entier, 0.0 pour un flottant, `false` pour un booléen, ou `null` pour un objet.

2 Instruction « new »

L'instruction `new <classe>()` alloue dynamiquement un objet de la classe `<classe>` et l'initialise (cf. 1). L'objet n'est jamais désalloué.

3 Instruction « return »

L'exécution d'une instruction `return` achève l'exécution du corps de la méthode possédant ce `return`. Étant donné une méthode qui retourne une valeur d'un type différent de `void`, l'exécution du corps de cette méthode qui se termine sans passer par une instruction `return` est incorrecte.

4 Ordre d'évaluation

Les opérandes des opérations arithmétiques binaires, de comparaison et d'affectation sont évalués de gauche à droite.

Les expressions booléennes sont évaluées paresseusement de gauche à droite. Cela signifie que lorsqu'on évalue `C1 && C2`, on évalue d'abord `C1`, puis si `C1` est vrai, on évalue `C2`. `C2` n'est pas évalué si `C1` est faux. De même, lorsqu'on évalue `C1 || C2`, on évalue d'abord `C1`, puis si `C1` est faux, on évalue `C2`. `C2` n'est pas évalué si `C1` est vrai.

5 Débordements lors de l'évaluation des expressions

Une division entière ou un reste par 0 provoque une erreur.

Il n'y a pas de débordement pour les opérations arithmétiques sur les entiers : les calculs sont fait modulo 2^{32} .

Un débordement sur une opération arithmétique sur des flottants provoque une erreur.

Une division flottante par 0.0 provoque une erreur.

Lorsqu'une erreur à l'exécution survient, le programme devra afficher un message d'erreur explicite, et quitter la machine abstraite avec l'instruction `ERROR`.

Remarque : La sémantique de Java est plus permissive sur les opérations en flottants, les débordements **ne provoquent pas d'erreur à l'exécution** mais retournent des valeurs flottantes spéciales autorisées par la norme IEEE-754.

6 Procédures d'affichage

Un appel à `print` sans argument n'a aucun effet. Un appel à `println` sans argument a pour effet de passer à la ligne.

`print(E)` ; écrit sur la sortie standard la valeur de `E`.

`print(E1, E2, ... En)` ; est équivalent à `print(E1)` ; `print(E2)` ; ... `print(En)` ;.

`println(E1, E2, ... En)` ; est équivalent à `print(E1, E2, ... En)` ; `println()` ;.

`printx` et `printlnx` sont respectivement équivalents à `print` et `println` à une exception près : les flottants sont affichés en hexadécimal avec `printx` et `printlnx`, et en décimal avec `print` et `println`.

7 Appels de méthodes

Les paramètres des méthodes sont passés par valeur, ce qui signifie que la valeur du paramètre effectif est copiée dans le paramètre formel au début de l'appel.

Les paramètres d'une méthode sont évalués de gauche à droite. Lors d'un appel de méthode de la forme `X.m(Y1, Y2, ... Yn)`, on évalue successivement `X`, puis `Y1`, puis `Y2`, ... puis `Yn`.

8 Méthode « equals » de la classe Object

Sa sémantique est équivalente à celle de :

```
public boolean equals (Object other) {  
    return this == other;  
}
```

9 Opérateur de conversion de type : (type)(valeur)

L'opérateur de conversion de type (transtypage, ou « cast » en anglais) s'écrit **(type)(valeur)**. Contrairement à Java, les parenthèses sont obligatoires autour de **valeur**. Il a essentiellement deux utilisations :

- **(int)(valeur_flottante)** convertit la valeur flottante en arrondissant à l'entier vers 0 le plus proche (il n'y a donc aucun débordement possible lors de cette opération).
- **(UneClasse)(v)** vérifie que la valeur **v** est effectivement de type **UneClasse**. Si le type statique de **v** dérive de **UneClasse**, la conversion réussit trivialement. Sinon, il faut vérifier que le type dynamique de **v** dérive bien de **UneClasse**. Quand la conversion échoue, une erreur est levée. Quand elle réussit, la valeur **v** est renvoyée.

10 Méthodes écrites en assembleur

Pour une méthode écrite en assembleur (via la syntaxe `asm("<portion d'assembleur>")`), le code généré est constitué simplement de la portion d'assembleur précédée de l'étiquette correspondant au début de méthode. Le compilateur n'ajoute aucune instruction assembleur : l'éventuelle sauvegarde de registre ou le retour de fonction via l'instruction `RTS` sont à la charge du programmeur. Aucune vérification n'est faite par le compilateur sur la portion d'assembleur : si cette portion ne respecte pas les conventions de liaison ou la syntaxe de l'assembleur, alors le résultat de la compilation peut être un code assembleur incorrect.

11 Liste des catégories d'erreurs à l'exécution

En l'absence d'options spécifiques, les cas **11.1**, **11.2** et **11.3** provoquent un arrêt de l'exécution du programme. Le cas **11.4** provoque un comportement indéfini.

11.1 Programmes incorrects

- division entière (et reste de la division entière) par 0 ;
- débordement arithmétique sur les flottants (inclut la division flottante par 0.0) ;
- absence de **return** lors de l'exécution d'une méthode ;
- conversion de type impossible ;
- déréférencement de null.

11.2 Programmes corrects, dont l'exécution dépend de l'utilisateur

- erreur de lecture (valeur entrée pas dans le type attendu).

11.3 Programmes corrects, dont l'exécution dépasse les limites de la machine

- débordement mémoire (pile ou tas).

11.4 Programmes erronés

- accès à des variables non initialisées ;
- utilisation d'une méthode écrite en assembleur non compatible avec l'assembleur généré par le compilateur.

[Decac]

Description du compilateur decac

1 Ligne de commande

Le programme principal « **decac** » est un compilateur Deca complet. On permettra de désigner le fichier d'entrée par des chemins de la forme `<répertoires/nom.deca>` (le suffixe `.deca` est obligatoire) ; **SAUF ERREUR, LE RÉSULTAT DOIT ÊTRE DANS UN FICHIER `<répertoires/nom.ass>` situé dans le même répertoire que le fichier source.**

La syntaxe d'utilisation de l'exécutable **decac** est :

```
decac [[-p | -v] [-n] [-r X] [-d]* [-P] [-w] <fichier deca>...] | [-b]
```

La commande **decac**, sans argument, affichera les options disponibles. On peut appeler la commande **decac** avec un ou plusieurs fichiers sources Deca.

On définira les options suivantes à la commande **decac** :

. -b	(banner)	: affiche une bannière indiquant le nom de l'équipe
. -p	(parse)	: arrête decac après l'étape de construction de l'arbre, et affiche la décompilation de ce dernier (i.e. s'il n'y a qu'un fichier source à compiler, la sortie doit être un programme deca syntaxiquement correct)
. -v	(verification)	: arrête decac après l'étape de vérifications (ne produit aucune sortie en l'absence d'erreur)
. -n	(no check)	: supprime les tests de débordement à l'exécution <ul style="list-style-type: none">- débordement arithmétique- débordement mémoire- déréréférencement de null
. -r X	(registers)	: limite les registres banalisés disponibles à R0 ... R{X-1}, avec $4 \leq X \leq 16$
. -d	(debug)	: active les traces de debug. Répéter l'option plusieurs fois pour avoir plus de traces.
. -P	(parallel)	: s'il y a plusieurs fichiers sources, lance la compilation des fichiers en parallèle (pour accélérer la compilation)

N.B. Les options '-p' et '-v' sont incompatibles.

On pourra ajouter une option '-w' autorisant l'affichage de messages d'avertissement (« warnings ») en cours de compilation. Il sera également possible d'ajouter une option pour fixer le mode d'arrondi si cela s'avère utile.

En l'absence des options `'-b'`, `'-p'` et de l'éventuelle option `'-w'`, une exécution de **decac** ne doit produire AUCUN AFFICHAGE si la compilation réussit. L'exécution de **decac** ne doit en aucun cas lire d'entrée sur son entrée standard. Il est impératif de respecter les conventions sur les arguments de la commande, car les exécutables **decac** seront testés automatiquement à la fin du projet.

L'option `'-b'` ne peut être utilisée que sans autre option, et sans fichier source. Dans ce cas, **decac** termine après avoir affiché la bannière.

Si un fichier apparaît plusieurs fois sur la ligne de commande, il n'est compilé qu'une seule fois.

2 Formatage des messages d'erreur

Les messages d'erreur (lexicales, syntaxiques, contextuelles, et éventuelles limitations du compilateur) doivent être formatées de la manière suivante (cette règle est également indispensable pour l'évaluation automatique de votre compilateur par les enseignants) :

`<nom de fichier.deca>:<ligne>:<colonne>: <description informelle du problème>`

Comme par exemple (erreur au 4ème caractère de la ligne 12) :

`fichier.deca:12:4: Identificateur "foobar" non déclaré (règle 6.12)`

ou bien (erreur au début de la ligne 3) :

`test.deca:3:1: Caractère '#' non autorisé`

Il ne faut pas d'espaces entre le nom de fichier et les `':'`, ni autour des numéros de lignes et de colonnes.

[MachineAbstraite]

Définition de la Machine Abstraite et de son langage d'assemblage

Ce document ne concerne que la spécification de la machine. Une implémentation logicielle de cette machine est fournie par le programme `ima` donné dans le document [\[Ima\]](#).

1 Données et mémoires

Les types des valeurs manipulées sont les entiers, les flottants, les adresses (séparées en « adresses code » et « adresses mémoire »). La machine abstraite gère les nombres sur 32 bits, et utilise la représentation de la norme IEEE-754 pour les flottants.

La « mémoire physique » (sous ce terme sont englobés registres, caches, RAM...) de la machine est logiquement partagée en 3 zones :

- La zone registres. Elle est constituée des registres banalisés `R0 .. R15`. Ils peuvent contenir des valeurs de tout type, et peuvent être lus ou modifiés.
- La zone code. Elle contient les instructions du programme. À cette zone est associé un registre spécialisé, `PC` (compteur ordinal), qui contient les adresses successives des instructions à exécuter (appelées « adresses code »). `PC` ne peut être ni lu ni modifié explicitement. `PC+1` (resp. `PC-1`) est l'adresse de l'instruction suivant (resp. précédant) celle d'adresse `PC`.
- La zone mémoire, partagée en une zone pile et une zone tas. La zone mémoire est constituée de mots. À chaque mot est associée une « adresse mémoire ». Seuls certains mots sont consultables et modifiables ; on les appelle « mots adressables ». En zone pile, il s'agit des `N` mots constituant la pile (`N` n'est pas fixé a priori). En zone tas, il s'agit des mots constituant les blocs alloués par l'instruction `NEW`. Le nombre de mots allouables en zone tas n'est pas fixé a priori. Chaque mot adressable peut contenir une valeur de tout type et peut être lu ou modifié. À la zone pile sont associés trois registres spécialisés, qui ne peuvent contenir que des adresses de la zone pile (mais pas nécessairement de la pile) :

`GB` (base globale) : contient à tout instant l'adresse précédant celle du premier mot de la pile.

`LB` (base locale).

`SP` (pointeur de pile).

Les adresses des mots de la pile sont comprises entre `GB+1` et `GB+N`.

Les éléments de mémorisation (registres banalisés et mots mémoires) sont « typés » dynamiquement. Initialement, tout est « indéfini » ; lors d'une modification d'un élément, le type de données est aussi mémorisé. Lors d'une opération, il y a vérification de compatibilité de type. Une valeur particulière, appelée `null`, est de type « adresse mémoire ». Elle représente une « absence d'adresse ».

Avant l'exécution de la première instruction :

- Le contenu de la pile ainsi que des registres `R0 .. Rn` est indéfini.

- GB = LB = SP sont initialisés à la même valeur (par le chargeur).
- Aucun mot n'est alloué en zone tas.
- PC est initialisé (par le chargeur) à l'adresse de la première instruction à exécuter dans la zone code.

2 Modes d'adressages

On dispose de 6 modes d'adressage suivants :

registre direct R_m (m dans $0 \dots n$)

registre indirect avec déplacement $d(XX)$, où d est entier et $XX \in \{GB, LB, SP, R_m\}$ (qui doit contenir une adresse mémoire autre que `null`). Le mode d'adressage $d(XX)$ désigne l'adresse mémoire (contenu de XX)+ d .

registre indirect avec déplacement et index $d(XX, R_m)$, où d est entier, $XX \in \{GB, LB, SP, R_p\}$ (qui doit contenir une adresse mémoire autre que `null`), et R_m doit contenir un entier. Le mode d'adressage $d(XX, R_m)$ désigne l'adresse mémoire (contenu de XX)+(contenu de R_m)+ d . Pour les deux modes d'adressage indirect, le déplacement d est un entier en notation Deca, éventuellement précédé d'un signe + ou -.

immédiat $\#d$, où soit d est un littéral entier ou flottant en notation Deca éventuellement précédé d'un signe + ou - (auquel cas la valeur désignée est l'entier ou le flottant correspondant), soit d est la séquence de 4 caractères `null` (donc le mode d'adressage est $\#null$), auquel cas la valeur désignée est l'adresse mémoire `null`.

étiquette `etiq`, où `etiq` est une étiquette de programme en langage d'assemblage. `etiq` désigne l'adresse code de la première instruction qui suit l'étiquette.

chaîne `"..."`, une chaîne de caractères en notation Ada : chaîne délimitée par des guillemets doubles.

Un littéral guillemet double s'écrit avec deux guillemets doubles.

Par exemple, `WSTR "je dis ""bonjour""` affichera `je dis "bonjour"`.

3 Instructions

Les instructions (dénotées `InstructionMA` dans la grammaire de la section 4) sont classées par catégories dans les sections suivantes :

3.1 Transfert de données

3.2 Allocation mémoire

3.3 Comparaison de valeurs

3.4 Opérations arithmétiques

3.5 Contrôle

3.6 Entrées-Sorties

3.7 Divers

Les instructions ont 0, 1 ou 2 opérandes (« source » puis « destination »). Avant l'exécution de chaque instruction, PC est incrémenté de 1.

La description des instructions suit les conventions suivantes :

```
+-----+
| dadr ==      d(XX)  d(XX, Rm)                (désignation d'adresse) |
| dval ==  Rm   d(XX)  d(XX, Rm)  #d  etiq      (désignation de valeur) |
+-----+
Les notations d(XX) et d(XX, Rm) ne sont autorisées pour des dval
```

que si l'adresse désignée est une adresse d'un mot adressable.

+-----+	
C[XX] == contenu du registre XX (XX = Rm, SP, LB, GB)	
C[@] == contenu du mot adressable d'adresse @	
+-----+	
+-----+ +-----+	
ADRESSE désignée par une dadr	VALEUR désignée par une dval
A[d(XX)] = C[XX] + d	V[XX] = C[XX]
A[d(XX,Rm)] = C[XX] + C[Rm] + d	V[dadr] = C[A[dadr]]
+-----+	
	V[#d] = d
	V[etiq] = adresse code de l'instr.
	qui suit etiq
+-----+	

V[dadr] n'a de sens que si A[dadr] est l'adresse d'un mot adressable.

L ← Val est une affectation : la valeur Val est rangée dans L.

L est soit un registre, soit l'adresse d'un mot adressable.

Dans ce dernier cas, Val est rangée dans le mot d'adresse L.

Les codes condition sont :

EQ (égal)	NE (différent)
GT (strictement supérieur)	LT (strictement inférieur)
GE (supérieur ou égal)	LE (inférieur ou égal)
OV (débordement)	

Ils sont positionnés à vrai ou faux par certaines instructions. On les note génériquement "cc" dans les instructions Scc et Bcc (ex. : SEQ, BOV, etc.).

Les codes de comparaison EQ, NE, GT, LT, GE, LE sont toujours positionnés simultanément, et leurs valeurs satisfont toujours les axiomes :

NE == non EQ	
LT == NE et non GT	GT == NE et non LT
LE == LT ou EQ	GE == GT ou EQ

La valeur initiale des codes condition est indéterminée, mais elle satisfait les axiomes.

Pour indiquer qu'une instruction positionne les codes condition, on écrit "CC :" suivi de OV et/ou CP (CP pour ComParaison).

- La valeur des codes de comparaison est relative au résultat de la comparaison pour l'instruction CMP (voir ci-dessous). Pour un transfert d'une valeur V (entière, flottante ou adresse mémoire), une instruction arithmétique dont le résultat est V, ou une lecture d'une valeur V (entière ou flottante), la valeur des codes de comparaison est la même qu'après une instruction CMP #(0 ou 0.0 ou null), V.
- Lorsqu'une instruction arithmétique sur nombre entier positionne OV à vrai, l'opération est tout de même effectuée. Le résultat est celui de l'opération en arithmétique modulo 2^{32} .
- Lorsqu'une instruction autre qu'arithmétique sur des entiers positionne OV à vrai, son effet est indéterminé. Pour les instructions ADD, SUB, DIV et MUL sur nombres flottants, OV vaut vrai si et seulement si le résultat n'est pas codable sur un flottant (après approximation éventuelle). Pour DIV, OV vaut également vrai dans le cas d'une division par 0.0 (quel que soit le dividende, y compris 0.0). Les autres cas de positionnement de OV sont expliqués ci-dessous.

3.1 Transfert de données

```

LOAD dval, Rm      : Rm <- V[dval]                      CC : CP
STORE Rm, dadr     : A[dadr] <- V[Rm]                   CC : CP
PUSH Rm            : V[SP]+1 <- V[Rm] ; SP <- V[SP] + 1   CC : CP
POP Rm             : Rm <- V[V[SP]] ; SP <- V[SP] - 1     CC : CP
LEA dadr, Rm       : Rm <- A[dadr]
PEA dadr           : V[SP]+1 <- A[dadr] ; SP <- V[SP] + 1

```

Note : CP non positionné si transfert d'adresse code

3.2 Allocation mémoire

```

NEW dval, Rm       : alloue un bloc de V[dval] mots contigus dans le tas et
                    : range dans Rm l'adresse du début du bloc (les adresses des
                    : mots du bloc vont donc de 0(Rm) à d-1(Rm)). d doit être un
                    : entier naturel, avec ou sans le signe +.
                    : CC : OV = (allocation impossible)

DEL Rm             : libère le bloc d'adresse V[Rm] précédemment alloué par NEW.
                    : Rm <- indéfini                      CC : OV = (adresse invalide)

```

3.3 Comparaison de valeurs (entre 2 entiers, 2 flottants ou 2 adresses mémoire)

```

CMP dval, Rm       : mise à jour des codes de comparaison          CC : CP
                    : * entre entiers ou flottants :
                    :   selon V[Rm] - V[dval] (ex. GT := V[Rm] - V[dval] > 0)
                    : * entre adresses mémoire :
                    :   EQ = (V[Rm] = V[dval]), LT = NE, axiomes satisfaits

```

3.4 Opérations arithmétiques (soit entre entiers, soit entre flottants)

```

ADD dval, Rm       : Rm <- V[Rm] + V[dval]                CC : OV, CP
SUB dval, Rm       : Rm <- V[Rm] - V[dval]                CC : OV, CP
MUL dval, Rm       : Rm <- V[Rm] * V[dval]                CC : OV, CP
OPP dval, Rm       : Rm <- - V[dval]                      CC : CP

```

Opérations arithmétiques spécifiques aux entiers

```

QUO dval, Rm       : Rm <- V[Rm] / V[dval]                CC : OV = (V[dval] = 0), CP
                    : (quotient entier)
REM dval, Rm       : Rm <- V[Rm] rem V[dval]              CC : OV = (V[dval] = 0), CP
                    : (reste entier)
Scc Rm             : si (cc = vrai) alors Rm <- 1 sinon Rm <- 0
SHL Rm             : shift left                          CC : OV, CP
SHR Rm             : shift right                         CC : CP

```

Les “shifts” gauche et droit sont des opérations de décalage arithmétique : elles peuvent s'appliquer à des entiers négatifs et elles préservent le signe de l'opérande. Faire un décalage sur une valeur réelle n'a pas de sens et provoque une erreur.

Opérations arithmétiques spécifiques aux flottants

```

DIV dval, Rm       : Rm <- V[Rm] / V[dval]                CC : OV, CP
                    : (division flottante)

```

```
FMA dval, Rm      : Rm <- V[Rm] * V[dval] + V[R1]    CC : OV, CP
```

FMA est l'opération de Fusion Multiplication Addition. Elle permet de n'effectuer qu'un seul arrondi au lieu de deux. Cette opération est ternaire. Elle s'appuie sur deux opérandes. La troisième opérande est implicite et correspond au registre R1.

Opérations arithmétiques de conversion entre entiers et flottants

```
FLOAT dval, Rm    : conversion entier->flottant    CC : OV = (V[dval] non
                  Rm <- CodageFlottant(V[dval])      codable sur un flottant)
INT dval, Rm       : conversion flottant->entier    CC : OV = (V[dval] non
                  Rm <- Signe(V[dval]) * PartieEntiere(ValAbsolue(V[dval]))
                  codable sur un entier)
```

Gestion des nombres flottants

```
SETROUND_mode      : Positionner le mode d'arrondi pour les opérations
                    flottantes faites après cette opération. Les
                    opérations possibles sont :
                      SETROUND_TONEAREST : arrondi à la valeur la plus proche
                      (mode d'arrondi initial par défaut)
                      SETROUND_UPWARD   : arrondi à la valeur supérieure
                      SETROUND_DOWNWARD  : arrondi à la valeur inférieure
                      SETROUND_TOWARDZERO : arrondi vers zero
```

3.5 Contrôle

```
BRA dval           : branchement inconditionnel
                    PC <- V[dval]
Bcc dval            : branchement conditionnel
                    si (cc = vrai) alors
                      PC <- V[dval]
BSR dval            : SP <- V[SP] + 2 ; V[SP]-1 <- V[PC] ; V[SP] <- V[LB] ;
                    LB <- V[SP] ; PC <- V[dval]
RTS                 : PC <- C[V[LB]-1] ; SP <- V[LB]-2 ; LB <- C[V[LB]] ;
```

Note : V[dval] doit être une adresse code

3.6 Entrées-Sorties

```
RINT                : R1 <- entier lu                CC : CP, OV = (débordement ou
                                                         erreur de syntaxe)
RFLOAT              : R1 <- flottant lu               CC : CP, OV (idem RINT)
WINT                : écriture de l'entier V[R1]
WFLOAT              : écriture du flottant V[R1] en décimal (arrondi si besoin)
WFLOATX             : écriture du flottant V[R1] en hexadécimal (exact)
WSTR "... "         : écriture de la chaîne (notation Ada)
WNL                 : écriture newline
RUTF8               : R1 <- code entier du caractère UTF-8 lu                CC : CP
WUTF8               : écriture du caractère UTF-8 dont le code entier est V[R1]
```

Note : RINT et RFLOAT attendent un retour chariot de l'utilisateur du terminal (pour le laisser éventuellement corriger avec la touche "backspace"). Au contraire, RUTF8 lit le premier caractère non-consommé (sans attendre de retour chariot) et laisse la plupart des touches de contrôle non-interprétées (e.g. sauf

Ctrl-C et Ctrl-D) ; attention, certaines touches du clavier (e.g. les flèches) correspondent à plusieurs caractères. RUTF8 utilise 0 comme code de fin de fichier (e.g. sur un Ctrl-D).

3.7 Divers

```

ADDSP #d      : SP <- V[SP] + d
                d doit être un entier naturel, avec ou sans le signe +.
SUBSP #d      : SP <- V[SP] - d
                d doit être un entier naturel, avec ou sans le signe +.

TSTO #d       : test débordement pile.    CC : OV = (V[SP] + d > V[GB] + N)
                d doit être un entier naturel, avec ou sans le signe '+'.
HALT          : arrêt du programme
ERROR         : similaire à HALT, mais ima termine avec un status d'erreur.
SCLK          : R1 <- nombre entier de secondes          CC: CP
                depuis le 01/01/2001 à 0h00 *au lancement* de ima
CLK           : R1 <- nombre flottant de secondes        CC:CP, OV
                depuis le lancement de ima

```

3.8 Temps d'exécution des instructions (en nombre de cycles internes)

LOAD	2	DIV	40
STORE	2	INT	4
LEA	0	BRA	5
PEA	4	Bcc	5 (cc vrai) 4 (cc faux)
PUSH	4	BSR	9
POP	2	RTS	8
NEW	16	DEL	16
ADD	2	RINT	16
SUB	2	RFLOAT	16
SHL	2	WINT	16
SHR	2	WFLOAT et WFLOATX	16
OPP	2	RUTF8 et WUTF8	16
MUL	20	WSTR	16
CMP	2	WNL	14
QUO	40	ADDSP	4
REM	40	SUBSP	4
FLOAT	4	TSTO	4
Scc	3 (cc vrai) 2 (cc faux)	HALT	1
ERROR	1	SCLK	2
SETROUND_mode	20	CLK	16
FMA	21		

Il faut ajouter le cas écheant le temps d'accès aux opérandes :

Modes d'adressage	Temps
Rm	0
d(XX)	4
d(XX,Rm)	5
#d	2
etiq	2
"..."	2 * longueur de la chaîne

4 Syntaxe du langage d'assemblage

La syntaxe suit les principes suivants :

- l'espace et la tabulation sont des séparateurs.
- on peut insérer des lignes blanches où on veut.
- les commentaires sont constitués du caractère ';' et du reste de la ligne (caractères imprimables et tabulations).
- une étiquette est positionnée en faisant suivre son nom de ': '.
- on place une instruction par ligne, éventuellement suivie de commentaires.

Les codes opération et les noms des registres peuvent être en majuscules ou minuscules. Il est d'usage d'indenter les instructions par rapport aux étiquettes.

La grammaire concrète de l'assembleur est la suivante (notation ANTLR) où le non-terminal `instruction` représente le langage des instructions données ci-dessus.

```
programme : ligne* EOF;
ligne     : (ETIQUETTE ':' )* instruction? '\n';
```

La lexicographie des étiquettes et des commentaires est la suivante (notation ANTLR)

```
LETTRE : 'a' .. 'z' | 'A' .. 'Z';
CHIFFRE : '0' .. '9';
ETIQUETTE : LETTRE (LETTRE | CHIFFRE | '_' | '.') *
COMM_CAR : ('\t' | ' ' .. '~') // caracteres imprimables et tabulation
COMMENTAIRE : ';' COMM_CAR*
```

Exemples d'étiquettes : `Ceci_Est_1_etiquette.0`, `En.Voici_42._autres_`.

On ne distingue pas majuscules et minuscules. Une étiquette ne doit pas avoir un nom de code-opération ou de registre.

5 Exemple de programme assembleur : la factorielle récursive

```
; Programme principal : Lecture d'un entier positif, impression de sa factorielle
; Rem : il faudrait tester le debordement de pile
WSTR "n = "
RINT
PUSH R1
BSR fact.
SUBSP #1
WSTR "fact = "
LOAD R0, R1
WINT
WNL
HALT

; La fonction factorielle d'un entier >= 0. Par convention, le
; resultat est dans R0. -2(LB) designe le parametre.
Fact. :
LOAD -2(LB), R1 ; recuperation du parametre effectif n
BNE sinon_fact
LOAD #1, R0 ; pour n = 0, n! = 1
BRA fin_fact
```

```
sinon_Fact:
    SUB  #1, R1
    PUSH R1          ; on empile n-1
    BSR  fact.        ; on calcule (n-1)!
    SUBSP #1          ; on depile le parametre
    MUL  -2(LB), R0    ; on multiplie le resultat par n
Fin.fact:
    RTS              ; le resultat est dans R0
```

Une autre écriture possible de la fonction factorielle :

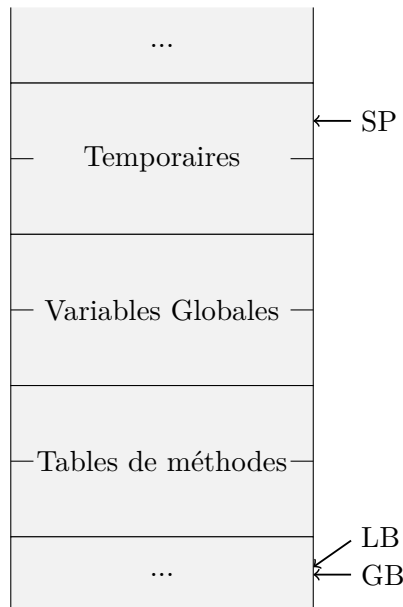
```
; Une utilisation de Scc : prise en compte de l'observation  $0! = 1! = 1$ 
fact. :    LOAD -2(LB), R1    ; recuperation du parametre effectif n
           SUB  #1, R1
           SLE  R0           ;  $n! = 1$  si  $(n-1 \leq 0)$ 
           BLE  fin_fact.42
           PUSH R1           ; on empile n-1
           BSR  fact.        ; on calcule (n-1)!
           SUBSP #1          ; on depile le parametre
           MUL  -2(LB), R0    ; on multiplie le resultat par n
fin_fact.42: RTS
```

[ConventionsLiaison]

Conventions de liaison pour la Machine Abstraite

Le code produit par un compilateur doit respecter certaines conventions imposées par le système de la machine cible, afin notamment de permettre l'écriture d'un logiciel en utilisant plusieurs langages de programmation.

1 État de la pile lors de l'exécution du programme principal



Les tables des méthodes sont écrites au bas de la pile et sont décrites en section 3 du document [\[Gencode\]](#).

2 Bloc d'activation d'une méthode

Les registres R0 et R1 sont des registres scratch. Cela signifie que leur valeur peut être modifiée par un appel de méthode. Les registres R2, R3,... etc. ne sont pas scratch, donc le code d'une méthode doit sauvegarder et restaurer les registres que celle-ci utilise. R0 sert à stocker le résultat d'une méthode.

Les paramètres d'une méthode sont empilés de droite à gauche. Lors de l'appel $X.m(Y1, Y2, \dots, Yn)$, on empile d'abord Yn , puis ..., puis $Y2$, puis $Y1$, puis X . Le paramètre implicite X a donc toujours $-2(LB)$ comme adresse. $Y1$ a comme adresse $-3(LB)$, $Y2$ a comme adresse $-4(LB)$... etc.

La figure 1 illustre ces conventions.

3 Nommage des étiquettes

Le compilateur ne doit générer aucune étiquette dont le nom commence par la séquence de caractères

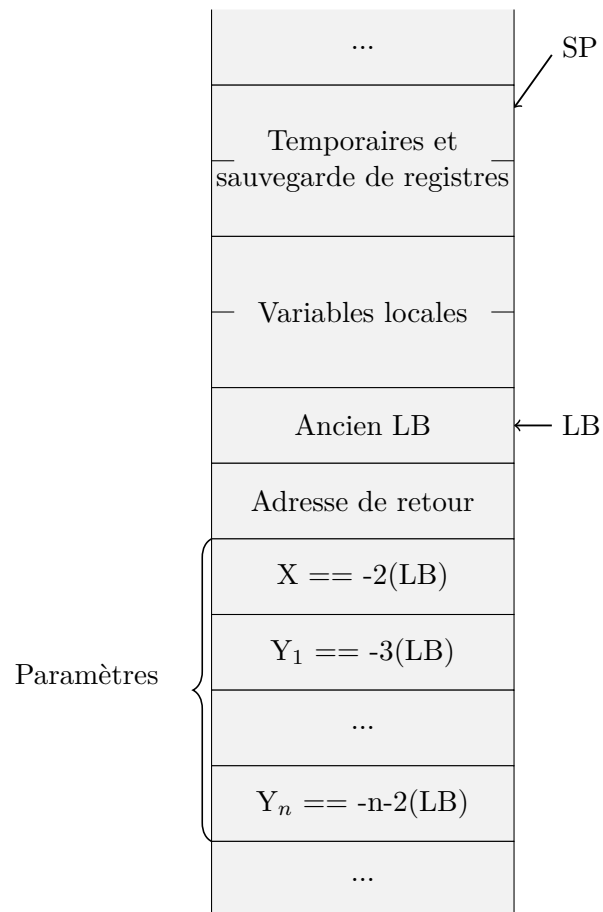


FIGURE 1 – Bloc d'activation d'une méthode

'user.'. En revanche, un programme Deca peut utiliser des étiquettes dont le nom commence par 'user.' dans des méthodes écrites en assembleur.

Troisième partie

Compléments sur les outils et les méthodes de Génie Logiciel

[Environnement]

Environnement de développement pour le projet Génie Logiciel

1 Organisation en répertoires

Le document [\[SeanceMachine\]](#) vous explique comment récupérer le répertoire `Projet_GL/` dans lequel vous allez travailler. Ce répertoire contient :

docs/ : documentations (manual utilisateur, documentation de conception, ...) de votre projet.

src/ : les fichiers sources de votre projet :

main/ : les fichiers sources du compilateur

java/, **antlr4/** : fichiers source Java et ANTLR4, utilisant la disposition habituelle de Java (un répertoire par paquetage).

bin/ : script(s) permettant de lancer le programme Java en ligne de commande.

assembly/ : fichiers permettant la génération d'une version empaquetée du programme (intéressant pour distribuer une version propre au client, mais pas utile pendant le développement)

resources/ : fichiers nécessaires à l'exécution du programme, qui seront copiés dans `target/classes` pendant la compilation.

test/ : les fichiers sources permettant de tester le projet.

java/ : fichiers Java pour le test du projet (tests unitaires JUnit, lanceurs pour différentes méthodes `main`, ...)

deca/ : programmes source Deca à tester sur le compilateur

script/ : scripts de tests (typiquement, scripts lançant le compilateur sur les programmes contenus dans le répertoire `deca`)

resources/ : fichiers nécessaires à l'exécution des tests, qui seront copiés dans `target/test-classes`

examples/ : Contient quelques exemples de code pour vous aider. Ne correspond à aucun rendu.

target/ : répertoire contenant les fichiers générés (fichiers `.class`, fichiers `.jar`, Javadoc, ...).

2 Travail en parallèle et gestion de versions

Dans toute cette partie, on suppose que l'utilisateur a positionné `$GITREPO` et édité son fichier `~/.gitconfig` (cf. [\[SeanceMachine\]](#)).

Chacun des membres d'une équipe travaille sur son compte personnel et possède donc une arborescence `Projet_GL/`. Il faut évidemment "synchroniser" les différentes arborescences d'une équipe afin qu'il n'y ait pas de divergence entre les arborescences : si un étudiant crée ou modifie un fichier, celui-ci doit être rendu disponible pour ses co-équipiers afin qu'ils puissent l'utiliser.

Pour réaliser ce mécanisme de synchronisation, on utilise le logiciel libre [Git](#). Le principe général en est le suivant : dans chaque répertoire de travail, en plus des fichiers sur lesquels vous allez travailler,

Git conserve tout l'historique du projet et l'utilise pour faire automatiquement les fusions entre les versions des différents coéquipiers. En plus de chaque répertoire de travail (un par étudiant), un dépôt (repository en anglais) est préalablement créé pour chaque équipe, contenant l'arborescence initiale de `Projet_GL/`.

Ce document présente l'utilisation de Git depuis la ligne de commande. Une autre solution est d'utiliser un IDE pour réaliser les mêmes opérations. Netbeans et Eclipse permettent tous les deux d'utiliser Git sans installation supplémentaire dans leurs dernières versions. Si on utilise Git en ligne de commande, il faut prendre soin de rafraîchir le projet depuis l'IDE après toutes les commandes qui modifient des fichiers (comme `git pull`).

Chaque membre de l'équipe crée sa propre arborescence `Projet_GL/` dans son compte, par la commande

```
git clone "$GITREPO" Projet_GL
```

Un étudiant souhaitant transmettre des modifications aux autres membres de son équipe doit mettre à jour le dépôt, par la commande :

```
git commit -a    # enregistrer les changements localement
git push          # envoyer les changements dans le dépôt partagé
```

Un étudiant souhaitant récupérer les modifications intervenues dans le dépôt le fait au moyen de la commande :

```
git pull
```

Un fichier nouvellement créé à ajouter au dépôt doit être déclaré par la commande :

```
git add nom-du-fichier
```

On peut ajouter tous les fichiers d'un répertoire avec :

```
git add nom-du-repertoire
```

(le fichier sera effectivement enregistré dans le dépôt au prochain 'commit')

A chaque équipe est associé un compte particulier ("compte Git") sur `depots.ensimag.fr`. Les comptes Git s'appellent `depotgl01` à `depotgl60` (s'il y a 60 équipes). Ce sont sur ces comptes que se trouvent les dépôts Git partagés. Chaque dépôt contient essentiellement les fichiers sources, les fichiers de test et la documentation.

Outre la possibilité de travail à plusieurs, Git offre un mécanisme d'archivage des versions. La commande '`git commit -a`' enregistre dans le dépôt la nouvelle version (on parle indifféremment de 'version', de 'révision', ou de 'commit') des fichiers modifiés, mais les révisions précédentes y sont encore présentes. Les révisions successives d'un fichier sont identifiées par un nombre hexadécimal (40 chiffres hexa, mais on peut en général abréger l'identifiant en ne donnant que les premiers caractères). Il est possible de récupérer une révision quelconque d'un fichier. Il est également possible de consulter les différences entre deux révisions d'un fichier, ainsi que l'historique des révisions d'un fichier.

Si on veut travailler sur une version temporaire sans impacter la version "officielle" du compilateur pendant un certain temps, on peut créer des branches. La notion de branche est essentielle sur des projets de grande taille, mais vous pouvez éventuellement l'ignorer dans le cadre du projet GL. La manière la plus simple de créer des branches est d'utiliser la commande '`git commit -a`' sans faire de '`git push`' après. Ceci permet de garder une série de commits dans son répertoire local. Si on veut récupérer les modifications du dépôt partagé, on peut faire des '`git pull`'. Une fois satisfait par la série de commits locaux, on peut la mettre à disposition des autres, avec '`git push`' (précédé d'un '`git pull`' si besoin). On peut aussi créer plusieurs branches dans le même dépôt. La description des commandes Git correspondantes est décrites en section 4.3. La section 2 du document **[GestionProjet]** détaille l'intérêt d'utiliser des branches pour le projet GL.

En fin de projet, la dernière révision de la branche 'master' du dépôt sera récupérée par les enseignants pour tester le compilateur. Si vous avez travaillé sur une branche elle sera ignorée par

les enseignants. Si vous n'avez pas fait de branche, la version prise en compte est le dernier commit envoyé via 'git push' (avant l'heure limite de rendu).

Une question délicate est de savoir quand lancer 'git commit -a', 'git push' et 'git pull'. Il faut à la fois éviter que les versions de travail des membres de l'équipe ne divergent trop ('commit/push'- 'pull' pas assez fréquents) et éviter de polluer le travail des autres avec de nombreuses erreurs ('commit' et surtout 'push' trop rapide). Une politique acceptable est de convenir que 'git pull' doit être fait le plus souvent possible, mais que 'commit' et 'push' ne doivent être fait que lorsque le programme se compile sans erreur et qu'il n'y a pas de régression (i.e. lorsqu'il passe au moins tous les tests que la version précédente passait).

Un utilisateur avancé prendra soin de faire des 'commits' petits, regroupant une et une seule fonctionnalité ajoutée. La commande 'git diff HEAD' lancée juste avant le commit doit montrer un diff lisible, et qui 'montre' clairement les modifications faites par le programmeur. Le message de commit qui l'accompagne résume le contenu, justifie pourquoi ce changement est nécessaire et pourquoi il a été implémenté de cette manière. Les pages EnsiWiki « [Écrire de bons messages de commit avec Git](#) » et « [Maintenir un historique propre avec Git](#) » vous donne d'avantage de conseils pour travailler proprement avec Git.

L'utilisation de Git ne remplace en aucun cas la communication d'informations à l'intérieur de l'équipe. Il est clair qu'il est toujours important de savoir qui est en charge de quoi. Il est également toujours déconseillé que deux étudiants travaillent simultanément sur la même méthode, ou quand c'est possible, d'éviter de travailler sur le même fichier (cf. la séance machine).

3 Utilisation de Maven, fichier pom.xml

3.1 XML en 5 minutes

Le fichier de configuration de Maven est au format **XML**. Vous n'avez pas besoin de tout savoir sur XML, mais voici quelques éléments pour pouvoir lire un fichier XML.

XML est un langage de balise, qu'on peut voir comme une représentation textuelle d'un arbre. Un fichier XML commence par spécifier son type et son encodage :

```
<?xml version="1.0" encoding="UTF-8"?>
<project xmlns="http://maven.apache.org/POM/4.0.0"
  xmlns:xsi="http://www.w3.org/2001/XMLSchema-instance"
  xsi:schemaLocation="http://maven.apache.org/POM/4.0.0
    http://maven.apache.org/xsd/maven-4.0.0.xsd">
```

La suite du fichier est une succession de balises (très similaire à HTML). Une balise ouvrante s'écrit `<nomBalise>` et elle est suivie par une balise fermante `</nomBalise>`.

Par exemple, la portion de XML suivante :

```
<project>
  <dependencies>
    <dependency>
      <groupId>org.antlr</groupId>
    </dependency>

    <dependency>
      <groupId>log4j</groupId>
    </dependency>
  </dependencies>
</project>
```

se lit : définir une section **project** dans laquelle se trouve une section **dependencies**, dans laquelle se trouvent deux sections **dependency**. La première contient une section **groupId** contenant le texte « org.antlr », et la seconde une section du même nom mais contenant le texte « log4j ».

Les commentaires s'écrivent `<!-- comme ceci -->`, et si on a besoin d'utiliser les caractères `<` et `>` ailleurs que pour des balises et commentaires, on peut les échapper avec `<` et `>` (« lower than » et « greater than »).

3.2 Introduction à Maven

Pour compiler le projet, lancer les tests et générer des documentations, nous utiliserons l'outil **Maven** (commande `mvn`). Maven se base sur un fichier de configuration appelé `pom.xml` (Project Object Model) situé à la racine du projet. En se basant sur ce fichier, l'outil va permettre entre autres :

- De **gérer les dépendances externes de notre projet**. Il serait fastidieux de devoir télécharger et placer dans le `$CLASSPATH` chacune des bibliothèques Java que nous utilisons. Maven permet de faire tout cela automatiquement : on déclare les dépendances dans le `pom.xml`, et il les télécharge à la première utilisation (dans le répertoire `$HOME/.m2/` par défaut) et positionne le `$CLASSPATH` correctement.
- De **compiler les fichiers source de notre projet**. On pourrait comparer cet aspect à l'outil `make`, mais avec une philosophie différente : Maven sépare la description du projet et les actions à effectuer pour compiler. La description du projet est faite par l'utilisateur dans le fichier `pom.xml`, et les actions à effectuer pour compiler sont en général déjà écrites dans des plugins (essentiellement écrits en Java). Dans notre cas, il suffit donc d'appeler les plugins `maven-compiler-plugin` et `antlr4-maven-plugin` pour que Maven s'occupe de compiler nos fichiers Java en ANTLR (en respectant les dépendances entre fichiers, en plaçant les fichiers générés aux bons endroits...). Si le `pom.xml` est correctement écrit, la commande `mvn compile` va donc télécharger tout ce dont elle a besoin, et compiler le projet.
- D'**organiser fichiers et répertoires de manière standardisée**. Pour éviter que chaque projet adopte des conventions différentes des voisins, Maven propose une hiérarchie de répertoire (« Standard Directory Layout »¹). Par exemple, les sources Java seront dans `src/main/java/`, les sources ANTLR dans `src/main/antlr4/`, les fichiers Java utilisés uniquement pour les tests dans `src/test/java/`, le répertoire `target/` sera réservé aux fichiers générés, ...
- De gérer le **lancement des tests automatisés**. Maven permet de lancer une commande ou un programme Java arbitraire (via le plugin `exec-maven-plugin`), ou de lancer des tests JUnit automatiquement. La commande `mvn test` va si besoin recompiler le projet, puis lancer les tests. Pour plus de détails, lire [\[Tests\]](#).
- De **générer des rapports et documentation**. Avec les plugins appropriés (section `<reporting>` du `pom.xml`), la commande `mvn site` va générer un site web avec les rapports de différents outils (documentation Javadoc, couverture des tests Cobertura, analyse statique avec Findbugs, ...) dans le répertoire `target/site/`. Pour plus de détails, lire [\[Cobertura\]](#).
- De permettre une **intégration avec différents environnements de développement (IDE)**. Un IDE a besoin de connaître les emplacements des fichiers sources, fichiers générés, et des dépendances externes (par exemple, pour proposer une complétion intelligente sur les classes qu'elles contiennent). Le fichier `pom.xml` fournit toutes ces informations. Netbeans sait nativement utiliser `pom.xml`, Eclipse peut le faire si on installe le plugin `m2e` (on peut aussi générer des fichiers de configuration pour eclipse avec `mvn eclipse:eclipse`). Le fichier `pom.xml` est donc partagé entre les développeurs (il est ajouté au dépôt Git), et chaque développeur du projet peut choisir l'IDE de son choix (en général, il ne va pas ajouter les fichiers de configurations de son IDE comme `.classpath`, `.project`, ... au dépôt Git, car ces fichiers peuvent contenir des préférences personnelles, des noms de fichiers qui n'existent que pour cet utilisateur, ...).

1. <http://maven.apache.org/guides/introduction/introduction-to-the-standard-directory-layout.html>

3.3 Maven, cycle de vie et cibles

Plus généralement, Maven est parfois décrit comme un outil de gestion du cycle de vie du logiciel². Il définit les phases suivantes pour le cycle de vie par défaut (on appelle en général Maven via une commande du type `mvn phase`, toujours depuis le répertoire qui contient `pom.xml`) :

validate : vérifie que le projet est correct et que les informations nécessaires sont disponibles.

compile : compile les sources du projet.

test-compile : compile les sources du projet et des tests (i.e. contenu des répertoires `src/test/*`).

test : fait passer les premiers tests, n'ayant pas besoin que le logiciel soit déployé ou empaqueté (« packaged »). Ces tests incluent les test unitaires (comme ceux utilisant JUnit).

package : empaquette les fichiers compilés dans un format distribuable (par exemple, un fichier JAR incluant les dépendances, un fichier .zip, ...)

integration-test : lance les tests d'intégration. Contrairement à la phase `test`, on peut utiliser la version empaquetée du projet, et tester ses interactions avec d'autres projets.

verify : vérifie que le packaging a un niveau de qualité suffisant (par exemple avec des plugins fournissant des métriques de qualité du code).

install : installe le package dans le dépôt Maven local (`$HOME/.m2/`), pour pouvoir l'utiliser comme dépendance pour d'autres projets.

deploy : copie le packaging final sur un dépôt et distant, pour qu'il puisse être utilisé par d'autres développeurs et projets.

Chaque phase de ce cycle de vie dépend de la précédente, donc, par exemple, la commande `mvn deploy` va lancer tous les tests et vérifications avant de déployer le projet (ce qui devrait éviter de déployer une version buggée par erreur). De la même manière, la commande `mvn test` recompile systématiquement le projet, ce qui évite de tester une vieille version compilée si les sources ont déjà évolué. Pour le projet GL, seules les phases `compile`, `test` et `package` seront vraiment utilisées.

D'autres cycles de vies sont définis, avec des phases qui n'ont pas de dépendances avec le cycle par défaut :

site : génère un site web dans `target/site/`.

clean : supprime les fichiers générés de `target`.

Des plugins peuvent fournir des « cibles » (« goals »), qui peuvent être ou non rattachés à une phase du cycle de vie du projet. Par exemple, les cibles `exec:exec` et `exec:java` du plugin `exec-maven-plugin` permettent de lancer respectivement une commande et un programme Java quelconque. On peut les utiliser en ligne de commande avec :

```
# Lancer la commande shell: echo Hello World
mvn exec:exec -Dexec.executable=echo -Dexec.args='Hello World'
```

```
# Lancer le compilateur Decac avec l'option -b
mvn exec:java -Dexec.mainClass=fr.ensimag.deca.DecacMain -Dexec.args=-b
```

mais on peut aussi les « rattacher » à une phase du cycle de vie, c'est-à-dire demander à ce qu'elles soient exécutées systématiquement quand le cycle de vie est exécuté. Le fichier `pom.xml` fourni vous donne quelques exemples, comme :

```
<build>
  <plugins>
    ...
    <plugin>
```

2. <http://maven.apache.org/guides/introduction/introduction-to-the-lifecycle.html>

```

<groupId>org.codehaus.mojo</groupId>
<artifactId>exec-maven-plugin</artifactId>
<version>1.2.1</version>
<executions>
  <execution>
    <id>basic-lex</id>
    <configuration>
      <executable>./src/test/script/basic-lex.sh</executable>
    </configuration>
    <phase>test</phase>
    <goals><goal>exec</goal></goals>
  </execution>

```

Cette portion du fichier dit qu'on va utiliser le plugin `exec-maven-plugin`, définit l'exécution `basic-lex` comme étant l'exécution du script `./src/test/script/basic-lex.sh` et rattache cette exécution à la phase `test`, ce qui fait que `mvn test` va lancer cette commande (et rapporter un échec si la commande termine sur un statut différent de 0).

4 Résumé des commandes utiles pour le projet

Les différentes commandes suivantes se trouvent pour partie dans `Projet_GL/src/test/script/`, qu'il faudra donc avoir dans le `$PATH`.

4.1 Compilation

mvn compile : compilation du programme

mvn test-compile : compilation du programme et des tests

mvn test : lancement des tests

mvn clean : suppression de tous les fichiers générés

mvn site : générer la documentation Javadoc et divers rapports

4.2 Couverture avec Cobertura

mvn cobertura:instrument : instrumenter les classes pour enregistrer la couverture.

mvn cobertura:cobertura : instrumenter les classes, puis lancer les tests automatiques, puis générer un rapport de couverture dans `target/site/cobertura/`.

cobertura-report.sh : générer un rapport de couverture. Par rapport à `mvn cobertura:cobertura`, ce script permet de générer un rapport sans relancer l'ensemble des tests.

4.3 Gestion du dépôt Git

Voir [\[SeanceMachine\]](#) pour un tutoriel Git adapté au contexte du projet.

```

GITREPO=ssh://depotgl42@depots.ensimag.fr/~git/
git clone "$GITREPO" Projet_GL/

```

(à faire normalement une seule fois, au début, depuis votre home-directory)

Installe la version initiale du projet depuis le dépôt partagé.

git pull

Met à jour le dépôt local à partir de la dernière révision enregistrée dans le dépôt distant. Il faut en général avoir fait un "git commit -a" avant.

git push

Envoie les révisions (commits) locales au dépôt distant.

(1) **git commit -a**

(2) **git commit *fichier_1* ...**

Met à jour le dépôt local à partir (1) de l'ensemble de l'arbre de travail (2) des fichiers ou répertoires (et leurs sous-répertoires) *fichier_1*, ... Un message de 'log' est demandé pour renseigner les modifications intervenues.

git add *fichier_1* ...

Ajoute les fichiers ou répertoires *fichier_1*, ... à la liste des fichiers gérés par Git. Ils feront donc partie du prochain 'commit'.

(1) **git rm *fichier_1* ...**

(2) **git rm -r *repertoire_1/* ...**

Supprime les (1) fichiers *fichier_1* ou (2) tous les fichiers contenus dans le répertoire *repertoire_1/*, ... de la liste des fichiers gérés par Git. Ils ne feront donc plus partie du prochain 'commit'.

git mv *fichier_source* *fichier_cible*

Renomme le fichier *fichier_source* en fichier *fichier_cible*. Si on fait un 'git rm' suivi d'un 'git add', Git détecte aussi que c'est un renommage.

git status -a

Affiche le statut des copies locales de tous les fichiers du dépôt local (i.e. le répertoire *Projet_GL/* et ses sous-répertoires).

(1) **git log**

(2) **git log *fichier_1* ...**

Affiche les informations sur les révisions successives (1) de tous les fichiers de l'arbre de travail (2) des fichiers ou répertoires (et leurs sous-répertoires) *fichier_1*, ... (identifiants de révisions et messages de 'log' entrés lors des 'commit')

gitk

'gitk' fonctionne comme 'git log' (mêmes arguments), mais affiche l'historique sous forme graphique.

(1) **git diff HEAD**

(2) **git diff HEAD -- .**

(3) **git diff HEAD -- *fichier_1* ...**

Affiche la différence entre la dernière révision du dépôt local (HEAD) et la version de travail pour (1) tous les fichiers de l'arbre de travail (2) tous les fichiers du répertoire courant (et ses sous-répertoires) (3) les fichiers ou répertoires (et leurs sous-répertoires) *fichier_1*, ...

git show *revision_id*

Affiche le commit désigné par *revision_id*, avec son message et la liste des différences qu'il apporte (dans le même format que 'git diff'). L'identifiant *revision_id* peut être un identifiant en hexa (court ou long), mais aussi une représentation symbolique. Par exemple, HEAD est le dernier commit, HEAD~ est l'avant dernier, HEAD~3 est l'avant-avant-avant dernier, etc.

git diff *revision_id* -- *fichier_1* ...

Affiche la différence entre l'état du fichier *fichier_1* à la révision désignée par *revision_id*, et sa version courante.

(1) **git diff *revision_id1*..*revision_id2***

(2) **git diff *revision_id1*..*revision_id2* *fichier_1* ...**

Affiche la différence entre les deux révisions considérées (données par leur identificateur, comme ci-dessus) pour (1) tous les fichiers du dépôt. (2) les fichiers ou répertoires (et leurs sous-répertoires) *fichier_1*, ...

git gui

Lance une interface graphique qui permet de réaliser la plupart des actions utiles. Attention, cette interface est puissante mais pas évidente à utiliser.

Récupération d'anciennes versions avec Git :

git stash

Met de côté les changements de l'arbre de travail, et revient à la dernière version committée. Si on change d'avis et qu'on veut ré-appliquer ces changements, on pourra faire 'git stash apply'.

(1) **git checkout HEAD -- .**

(2) **git checkout HEAD -- fichier_1**

Récupère les dernières révisions des fichiers du dépôt en écrasant les versions locales pour (1) tous les fichiers du répertoire courant et de ses sous-répertoires (2) les fichiers ou répertoires (et leurs sous-répertoires) `fichier_1`, ... Contrairement à 'git stash', les versions courantes sont perdues.

(1) **git show revision_id:fichier_1**

(2) **git show revision_id:fichier_1 > fichier_1**

Affiche le contenu du fichier 'fichier_1' tel qu'il était à la révision 'revision_id'. La commande (2) redirige la sortie vers le `fichier_1`, et donc écrase le contenu courant de ce fichier avec son ancien contenu.

git revert revision_id

Crée un nouveau commit qui annule les modifications introduites par `revision_id`. À utiliser pour annuler une modification que vous avez déjà 'committée'.

git checkout [-b] branch_name

Bascule le dépôt local dans la branche `branch_name` (en la créant si option `-b` comme sous-branche de la branche courante).

NB : les autres commandes `git` (`add`, `commit`, `push`, etc.) ont alors implicitement lieu vis-à-vis de la branche courante du dépôt local. Voir la page d'Ensiwiki « [Gérer des branches avec Git](#) » pour une introduction aux branches.

git merge branch_name

Incorpore dans la branche courante tous les changements qui ont eu lieu entre le dernier commit sur `branch_name` et le point où l'historique diverge entre la branche courante et `branch_name`.

Attention : cela *risque* d'entraîner des conflits, sauf s'il n'y a pas eu de changement dans la branche courante depuis le point de divergence. Dans ce dernier cas, il y a juste un *fast-forward*. Voir la section 2 de [\[GestionProjet\]](#) pour une méthode permettant d'éviter les conflits sur la branche `master`.

Voir la section 4 de [\[SeanceMachine\]](#) pour la méthode de résolution des conflits.

Voir <http://git-scm.com/book/en/Git-Branching-Basic-Branching-and-Merging> pour plus de détails.

git merge --abort

Lorsque la commande précédente mène à des conflits, celle-ci *tente* d'annuler le merge.

git branch

Sans argument, cette commande affiche juste la liste des branches existantes dans le dépôt local, avec une étoile `*` devant la branche courante. Les autres arguments permettent la gestion des branches (effacement, création, etc.). Voir `git help branch` ou <http://git-scm.com/book/en/Git-Branching-Branch-Management>

git push origin [branch_name]

Envoie/crée la branche courante (ou `branch_name` le cas échéant) sur le dépôt partagé (désignée par `origin`).

Attention, "git push origin :branch_name" détruit `branch_name` sur le dépôt partagé!

N.B. : `git pull` rapatrie automatiquement dans le dépôt local toutes les (nouvelles) branches du dépôt partagé.

Voir <http://git-scm.com/book/en/Git-Branching-Remote-Branches>

[SeanceMachine]

Séance de prise en main de l'environnement du projet

[TEXTE SUSCEPTIBLE DE CHANGER, SUITE AU CORONAVIRUS]

À cause du confinement vous allez devoir installer l'environnement de travail sur votre PC. Vous pourrez aussi vous connecter sur la machine `pcserveur.ensimag.fr` où cet environnement est presque entièrement configuré (il vous suffit de suivre la section 1 et la section 2, sans faire toutes les étapes ci-dessous).

1. Commencez par récupérer votre dépôt d'équipe (voir section 1).
2. Ensuite, installez Java, Maven et Git en suivant les indications de la page [ensiwiki « Faire le Projet GL sur une machine personnelle »](#).
3. Il faut aussi installer un IDE. La page d'ensiwiki ci-dessus vous propose netbeans (c'est l'IDE utilisé par les enseignants). Mais, vous pouvez utiliser l'IDE de votre choix, tant que vous êtes capable de le configurer pour compiler avec Maven.
4. Puis, il faut installer *l'arborescence globale du projet*, contenant « ima » la machine virtuelle cible du compilateur Decac. Voir [ensiwiki « Faire le Projet GL sur une machine personnelle »](#).
5. Pour finir, configurez votre `.bashrc` (voir section 2).

1 Création des répertoires du projet

On suppose dans les explications ci-dessous que vous placez votre projet dans `$HOME/Projet_GL`. Vous pouvez bien entendu placer votre projet dans n'importe quel autre répertoire en adaptant les consignes. Avant tout, il faut connaître votre numéro d'équipe dans Teide.

Lancez la commande `git clone` suivante pour récupérer le squelette du projet. Dans l'URL, changer « 8 » par votre numéro d'équipe :

```
cd
git clone git@gitlab.ensimag.fr:glapp2020/gl8 Projet_GL
chmod -R go-rwx Projet_GL
ls
cd Projet_GL
ls
```

La commande `git clone` ne doit pas demander de mot de passe. Si elle en demande un, c'est que vous n'avez pas fourni votre clé publique ssh à gitlab. Cette clé est généralement dans le fichier :

```
$HOME/.ssh/id_rsa.pub
```

Pour entrer votre clé publique sous gitlab, connectez vous sur le site <https://gitlab.ensimag.fr>. Allez dans le menu settings (en haut à droite), puis sélectionnez l'entrée **SSH keys** (bandeau de gauche).

2 Modification du path et des variables d'environnement

2.1 Dans le fichier .bashrc

Vérifiez (ou faites en sorte) que la variable PATH contient, au début et dans cet ordre :

- le répertoire global contenant ima
(c-à-d. sur pcserveur.ensimag.fr /matieres/3MM1PGL/global/bin)
- \$HOME/Projet_GL/src/main/bin
- \$HOME/Projet_GL/src/test/script
- \$HOME/Projet_GL/src/test/script/launchers

Par exemple, ajoutez en fin de fichier .bashrc les lignes

```
PATH=/matieres/3MM1PGL/global/bin:$PATH # /matieres/3MM1PGL sur pcserveur
                                         # A adapter sur votre PC
PATH=$HOME/Projet_GL/src/main/bin:$PATH
PATH=$HOME/Projet_GL/src/test/script:$PATH
PATH=$HOME/Projet_GL/src/test/script/launchers:$PATH
export PATH
```

2.2 Relire le fichier .bashrc

```
source ~/.bashrc
```

2.3 Vérifier que les commandes suivantes donnent les résultats annoncés

Sur pcserveur, vous devez avoir

```
which mvn ⇒ /matieres/3MM1PGL/global/bin/mvn
```

```
mvn -version ⇒
```

```
Apache Maven 3.0.5 (r01de14724cdef164cd33c7c8c2fe155faf9602da; 2013-02-19 14:51:28+0100)
Maven home: /matieres/4MMPGL/soft/netbeans/java/maven
Java version: 1.8.0_92, vendor: Oracle Corporation
Java home: /usr/java/jdk1.8.0_92/jre
Default locale: fr_FR, platform encoding: UTF-8
OS name: "linux", version: "3.10.0-1062.9.1.el7.x86_64", arch: "amd64", family: "unix"
```

```
which ima ⇒ /matieres/3MM1PGL/global/bin/ima
```

```
which netbeans ⇒ /matieres/3MM1PGL/global/bin/netbeans
```

Sur votre PC, vérifiez que les commandes ci-dessus donne des choses raisonnables, et en particulier que `mvn -version` utilise Java 1.8. Par exemple, il peut afficher `Java version: 1.8.0_252`.

2.4 Configuration de Git

Il faut maintenant configurer l'outil Git (si ce n'est pas déjà fait) :

```
emacs ~/.gitconfig # ou son éditeur préféré à la place d'Emacs !
```

Le contenu du fichier .gitconfig (à créer s'il n'existe pas) doit ressembler à ceci (ce code est disponible sur la page EnsiWiki « Projet GL » si vous voulez le copier-coller) :

```
[user]
```

```
name = Prénom Nom
```

```
email = Prénom.Nom@ensimag.grenoble-inp.fr
```



```
[core]
    editor = votre_editeur_preferé
[diff]
    renames = true
[color]
    ui = auto
[push]
    default = current
```

La section `[user]` est obligatoire. Merci d'utiliser votre vrai nom et votre adresse officielle Ensimag ici, et d'utiliser la même configuration sur toutes les machines sur lesquelles vous travaillez.

La ligne `editor` de la section `[core]` définit votre éditeur de texte préféré (par exemple, `emacs`, `vim`, `gvim -f`,... mais évitez `gedit` qui vous posera problème ici)¹. Cette dernière ligne n'est pas obligatoire ; si elle n'est pas présente, la variable d'environnement `VISUAL` sera utilisée ; si cette dernière n'existe pas, ce sera la variable d'environnement `EDITOR`.

la section `[diff]` et la section `[color]` sont là pour rendre l'interface de Git plus jolie.

La section `[push]` vous évitera des warnings sur certaines versions de Git, et rend le comportement de `git push` mieux adapté à notre manière de travailler.

3 Compiler, exécuter, déboguer

3.1 Compiler et exécuter

Le projet est compilé avec l'outil Maven (commande Unix `mvn`). Le fichier de configuration de Maven est `pom.xml`, et l'outil utilise une ensemble de plugins (téléchargés automatiquement à la première exécution) pour compiler (et tester) les différents fichiers de notre projet. Cette section vous propose quelques manipulations pour un premier contact avec l'outil, et vous pourrez trouver plus d'informations dans la section 3 du document [\[Environnement\]](#).

```
cd ~/Projet_GL
```

```
ls src                # On trouve : deux répertoires main/ et test/
ls src/main/          # On trouve : un répertoire par langage (java, antlr, ...)

ls examples/          # On trouve : des exemples de code pour
                        # vous aider à démarrer.
cd examples/tools      # On va dans le projet d'exemple
ls                     # On trouve : README.txt, run.sh, pom.xml, src
ls target              # On trouve : rien (rien n'est compilé, le
                        # répertoire peut ne pas exister)
./run.sh               # Échoue : le projet n'est pas compilé
mvn compile            # Compilation du programme (contenu de src/main)
mvn test-compile       # Compilation des tests (contenu de src/test)
                        # et du programme
```

On voit apparaître quelque chose qui ressemble à ceci :

```
[INFO] Scanning for projects...
[INFO] -----
[INFO] Building Example Maven project using various tools
[INFO]    task-segment: [compile]
```

1. Si un `gedit` est déjà lancé, la commande `git commit` va se connecter au `gedit` déjà lancé pour lui demander d'ouvrir le fichier, et le processus lancé par `git` va terminer immédiatement. Git va croire que le message de commit est vide, et abandonner le commit. Il semblerait que `gedit -s -w` règle le problème, mais cette commande est disponible seulement avec les versions $\geq 3.1.2$ de `gedit`, donc pas sur les machines de l'école, mais peut-être sur vos portables

```
[INFO] -----
[INFO] [resources:resources {execution: default-resources}]
[INFO] Using 'UTF-8' encoding to copy filtered resources.
[INFO] Copying 1 resource
[INFO] [compiler:compile {execution: default-compile}]
...
[INFO] -----
[INFO] BUILD SUCCESSFUL
[INFO] -----
[INFO] Total time: 6.760s
[INFO] Finished at: Mon Jan 1 00:00:00 MET 2015
[INFO] Final Memory: 9M/107M
[INFO] -----
```

Si cela ne marche pas, vérifier le fichier `.bashrc` (cf. section 2).

```
ls target                # On trouve : classes (fichiers .class générés)
                        #               generated-sources (vide pour l'instant)
./run.sh                 # Produit quelques lignes d'affichage
mvn compile              # Recompilation
```

On voit apparaître quelque chose qui ressemble à :

```
[INFO] Scanning for projects...
...
[INFO] Nothing to compile - all classes are up to date
[INFO] -----
[INFO] BUILD SUCCESSFUL
...
```

On voit que tout est à jour, et donc rien n'est recompilé.

```
mvn clean                # supprime les .class et autres fichiers générés

mvn compile              # recompile
```

De manière à faciliter le développement, nous vous recommandons d'utiliser un IDE. l'IDE recommandé pour le projet GL est Netbeans, mais vous pouvez également utiliser Eclipse (ou encore un autre IDE de votre choix). Les deux sont présentés ci-dessous.

Dans la partie qui suit, on travaille sur le projet `examples/tools`, qui est un sous-répertoire de `Projet.GL`.

3.2 Premiers pas avec NetBeans

La version conseillée de NetBeans est la 8.0.

Lancez NetBeans (commande unix `netbeans`), ouvrez maintenant le projet d'exemple. Pour cela, utilisez menu « File » → « Open project », puis sélectionnez le répertoire `examples/tools` (en ligne de commande, on peut faire `netbeans --open examples/tools`). Remarque : tout répertoire contenant un fichier `|pom.xml|` est interprété par NetBeans comme un projet et apparaît dans le sélecteur de projet avec une icône `|ma|`. Double-cliquer sur ce répertoire provoque l'ouverture du projet correspondant. Si on souhaite naviguer dans ce répertoire pour ouvrir un sous-projet, il faut alors l'ouvrir en sélectionnant le triangle précédant son nom.

Une fois le projet ouvert, on peut naviguer dans les sources avec la barre latérale de gauche. On peut lancer la compilation avec le bouton « Build project » dans la barre d'outils en haut (ou via la

touche f11), et l'exécution via le bouton « Run project » (touche f6). Essayez de lancer le programme, vous devriez voir la même chose qu'en exécutant `./run.sh` depuis la ligne de commande.

Pour passer un argument au programme, faites un clic droit sur le projet dans la barre latérale de gauche, puis « Properties ». Choisir la section « Run », puis entrez l'argument (par exemple, `toto`) dans le champ « Arguments ». Relancez l'exécution, vous devriez voir un résultat différent (c'est un bug volontaire de l'exemple, nous le corrigerons plus tard).

Pour apprendre à naviguer dans les sources du projet GL avec Netbeans, il est conseillé de consulter la présentation <http://www-prima.inrialpes.fr/reignier/GL>.

3.3 Premiers pas avec Eclipse

Lancez Eclipse (commande unix `eclipse`). Contrairement à NetBeans, Eclipse ne propose pas un support natif de maven. Deux solutions sont possibles : l'installation d'un plugin supplémentaire (solution privilégiée) et la génération des fichiers projets d'eclipse à partir du projet mvn (transformation du projet maven en projet eclipse natif).

Utilisation d'un plugin

La première solution consiste à augmenter eclipse par l'ajout d'un plugin afin de lui permettre de gérer les projets `maven`. Plusieurs plugins sont disponibles. Nous vous recommandons d'utiliser `m2e`. Allez dans le menu « Help » → « Eclipse Marketplace ». Faites une recherche sur `maven` et installez le plugin `Maven integration for eclipse (juno and newer) 1.4` (seul `m2e` est nécessaire, `m2e-slf4j` est optionnel).

Un projet maven importé sous NetBeans est géré par NetBeans en utilisant directement maven pour le recompiler, l'exécuter etc. Eclipse, à travers le plugin `m2e`, a une approche différente. Il analyse le contenu du fichier `pom.xml`, en déduit les actions associées et traduit ces différentes actions vers ses propres mécanismes internes de gestion de projet.

Une fois le plugin `m2e` installé, le projet peut être importé par le menu « File » → « Import ». Choisir la sous section « Maven » → « Existing Maven Projects ».

Attention : toute modification de la configuration du projet doit également être effectuée au niveau du fichier `pom.xml`. Cette modification est ensuite propagée au niveau d'Eclipse par un clic droit sur le projet suivi de « Maven » → « Update Project ».

`mvn eclipse:eclipse`

Si vous n'êtes pas en mesure d'ajouter le plugin précédent, vous pouvez générer un projet eclipse natif à partir du projet maven. Cette transformation est réalisée par la commande `mvn eclipse:eclipse`. Le projet peut alors être importé normalement. Attention : si vous souhaitez ajouter de nouvelles dépendances à votre projet (utilisation de jar supplémentaires par exemple), il faut le faire au niveau du fichier `pom.xml` et ne pas oublier de régénérer le projet eclipse pour propager la modification.

Le projet étant importé, on peut naviguer dans les sources du projet avec la colonne latérale de gauche. Par défaut, eclipse recompile automatiquement un projet lorsque vous sauvegardez un fichier. Vous n'avez donc pas besoin d'action de recompilation explicite.

Le projet peut être lancé en sélectionnant dans l'explorateur de projet (colonne de gauche) le fichier `java` contenant le `main` par un clic droit permettant d'ouvrir le menu contextuel, puis « Run As » et « Java Application ». On peut passer des arguments au programme en choisissant « Run As » et « Run Configurations », onglet « Arguments ». Sur notre exemple, ajouter un argument produit un résultat différent (c'est un bug volontaire de l'exemple, nous le corrigerons plus tard).

Remarque : `Ctrl F11` permet de relancer directement la dernière exécution.

3.4 Débuguer

Traces de debug et log4j

Ouvrez dans NetBeans ou Eclipse le fichier `./src/main/java/tools/Main.java`, qui est le programme principal de notre mini-projet (`examples/tools`). Ce petit programme comporte un bug : la variable `name` n'est pas positionné dans la branche `else`. On peut vérifier à l'exécution qu'en passant un argument à notre script, on a une exception non-rattrapée. Si vous avez suivi les instructions ci-dessus avec l'IDE que vous avez choisi, vous avez déjà vu le bug (en passant un argument à la classe `Main`). Vous pouvez le reproduire en ligne de commande :

```
$ ./run.sh toto
INFO [tools.Main.main(Main.java:21)] - Entering main method in App
INFO [tools.Main.main(Main.java:33)] - object sayHello instanciated
DEBUG [tools.SayHello.sayIt(SayHello.java:29)] - I'm going to say it
Bonjour
FATAL [tools.Main.main(Main.java:43)] - Exception raised during execution
java.lang.IllegalArgumentException: The validated object is null
    at org.apache.commons.lang.Validate.notNull(Validate.java:192)
    at org.apache.commons.lang.Validate.notNull(Validate.java:178)
    at tools.SayHello.sayItTo(SayHello.java:39)
    at tools.DireBonjour.sayItTo(DireBonjour.java:5)
    at tools.Main.main(Main.java:41)
```

La pile affichée se lit « Une exception a été levée depuis la méthode `Validate.notNull` déclarée à la ligne 192 de `Validate.java`, qui a été appelée par une autre méthode `notNull` déclarée ligne 178 de `Validate.java`, appelé par la méthode `sayItTo`, ... ».

Pour mieux comprendre l'exécution du programme, l'auteur a inséré des traces (les appels à `LOG.info()` `LOG.trace()`, ...). Ces traces utilisent la bibliothèque `log4j`, décrite avec plus de détails en section 5 de [\[ConventionsCodage\]](#). Ce sont ces appels qui produisent les lignes commençant par `INFO`, `DEBUG` et `FATAL` dans l'exemple ci-dessus. Par rapport à un affichage avec `System.out.println()`, il y a au moins deux avantages :

- Les traces `log4j` fournissent plus d'information. Ici, chaque trace donne son niveau d'information, le nom complet de la classe et de la méthode dans laquelle elle a été appelée, avec le numéro de ligne dans le fichier source.
- Les traces `log4j` sont activables et désactivables sans modifier le code Java. Essayez de modifier le fichier `./src/main/resources/log4j.properties`, et modifiez la ligne `log4j.rootLogger=INFO, CONSOLE` en remplaçant `INFO` par `TRACE`. Recompilez (`mvn compile`) puis relancez le programme. En augmentant le niveau de trace, on vient d'activer la ligne `LOG.trace("name = " + name);`, qui produit maintenant l'affichage

```
TRACE [tools.Main.main(Main.java:37)] - name = null
```

(Ici, on se rend compte qu'il y a un problème car `name` ne devrait pas être nul)

La solution présentée ci-dessus permet au programme de produire plus d'affichages et peut permettre de comprendre l'origine d'un problème. Il ne faut néanmoins pas en abuser : cette méthode est intrusive dans le code, et si on ajoute trop de traces, on est rapidement submergé par des milliers de lignes de sortie à chaque exécution. Une autre solution consiste à utiliser un debugger.

Debug avec NetBeans

Au lieu de lancer le programme normalement, relancez-le dans le debugger (le bouton « Debug Project » est à côté du bouton « exécuter », et l'action est accessible au clavier via `Control+F5`). Si vous avez bien ajouté un argument à l'exécution (cf 3.2), vous devriez reproduire le bug dans le debugger.

Pour rattraper l'exception au moment où elle est levée, il faut configurer NetBeans : menu « Tools » → « Options » → icône « Java » → onglet « Java debugger », cochez la case « stop on uncaught exceptions ». Relancez l'exécution dans le debugger (si besoin, terminez l'exécution précédente avec le bouton « Finish debugger session » en forme de carré rouge, puis utilisez « Debug Project »). Cette fois-ci, l'exécution s'arrête au lancement de l'exception. La ligne en cours d'exécution au moment de l'arrêt apparaît en couleur et avec un marqueur « call stack line » en forme de triangle dans la marge. On peut naviguer dans la pile d'exécution avec Alt+PageUp et Alt+PageDown (les équivalents de « up » et « down » avec GDB). Un onglet « Variables » est disponible en bas de la fenêtre NetBeans, et permet pour chaque cadre de pile de visualiser la valeur des variables. Ici, on peut vérifier que la valeur de la variable `name` est `null` (et nous avons fait ceci sans modifier le code et sans utiliser les traces).

Comme tout bon debugger, celui intégré à NetBeans permet de placer des points d'arrêts (clic dans la marge sur le numéro de ligne correspondant, et le point d'arrêt apparaîtra avec un carré rouge), d'avancer pas à pas dans l'exécution (une barre d'outils apparaît en haut pendant que le debugger tourne), ...

Debug avec Eclipse

Relancez le programme en utilisant cette fois-ci l'entrée « Debug As ... » du menu contextuel (sur le source Java contenant le `main`). Le debugger peut également être lancé directement en reprenant les paramètres de la dernière exécution en utilisant le raccourci « F11 ». Eclipse bascule alors dans la perspective « Debug » en réorganisant les fenêtres ouvertes et leurs dimensions. Une fois le debug terminé, vous pouvez retrouver votre perspective « Java » en la sélectionnant dans les boutons disponibles en haut à droite de l'interface.

Par défaut, le debugger d'Eclipse s'arrête sur une exception lancée et non rattrapée. Ce comportement peut être modifié si nécessaire dans le menu « Run » → « Add Java Exception Breakpoint ... ». Votre programme va donc s'arrêter à l'intérieur de la classe `Validate` dont les codes sources ne sont pas disponibles. Vous pouvez alors naviguer dans la pile d'exécution (à la souris ou en utilisant directement les flèches du clavier) pour retourner dans la première classe vous appartenant : `DireBonjour`. La ligne de code correspondante apparaît alors en surlignée. Vous pouvez visualiser la valeur des variables et constater que `name` est `null`.

Il est également possible de positionner des points d'arrêt (clic dans la marge de la ligne considérée). On peut également avancer en pas à pas et mettre fin au débog en cliquant sur le carré rouge de la barre d'icônes.

4 Utilisation de Git

Si vous n'êtes pas à l'aise avec l'utilisation de Git (commandes `commit`, `push`, `pull`, `add`, `rm`, `mv`, `status`, ...), lire et réaliser les manipulations proposées par le document [Git] (très similaire à ce que vous avez vu en première année si vous étiez à l'Ensimag). Dans tous les cas, voici quelques rappels et précisions sur l'utilisation de Git dans le cadre du projet. Un récapitulatif des commandes utiles est également disponible dans [Environnement].

Conseils pratiques

- Ne *jamais* s'échanger des fichiers sans passer par Git (email, scp, clé USB), sauf si vous savez *vraiment* ce que vous faites.
- Ne faites pas de modifications autres que celles nécessaires (e.g. ajouter/supprimer des espaces, des lignes blanches, modifier l'indentation) sauf si vous êtes certains que vos collègues ne sont pas en train de modifier les mêmes fichiers. En particulier en utilisant un IDE : ne le laissez pas reformater votre code à tout va (mais formatez-le correctement du premier coup!). On peut tout de même utiliser les fonctionnalités de reformatage de code, mais prenez l'habitude de ne

le faire que sur le code que vous venez d'écrire (Sous NetBeans : sélectionnez la portion de code à reformater, puis Alt-Shift-F).

- Toujours utiliser `git commit` avec l'option `-a`.
- Faire un `git push` après chaque `git commit -a`, sauf si on veut garder ses modifications privées. Il peut être nécessaire de faire un `git pull` avant un `git push` si des nouvelles révisions sont disponibles dans le dépôt partagé.
- Faire des `git pull` régulièrement pour rester synchronisés avec vos collègues. Il faut faire un `git commit -a` avant de pouvoir faire un `git pull` (ce qui permet de ne pas mélanger modifications manuelles et fusions automatiques).
- Ne faites jamais un « `git add` » sur un fichier binaire généré : si vous le faites, attendez-vous à des conflits à chaque modification des sources ! Git est fait pour gérer des fichiers sources, pas des binaires générés.

Si vous vous sentez suffisamment à l'aise avec Git, vous pouvez aussi lire les pages EnsiWiki « [Maintenir un historique propre avec Git](#) » et « [Gérer des branches avec Git](#) », qui vous expliqueront que la vie n'est pas si simple, et que la puissance de Git vient de `git commit` sans `-a`, des `git commit` sans `git push`, ...

5 Tout nettoyer

```
mvn clean
```

6 Regarder l'exemple ANTLR (Calculatrice)

```
cd ~/Projet_GL
cd examples/calc
cat README.txt
mvn compile
echo "2 + 2 * 4 - 1" | mvn -q exec:java -Dexec.mainClass=calc.Main
```

La commande `mvn -q exec:java` permet de lancer une commande Java sans avoir à écrire de script ni à se soucier de positionner le `$CLASSPATH` correctement. Ici, on doit obtenir le résultat $2 + 2 * 4 - 1 = 9$.

Parcourir les fichiers `CalcLexer.g4` et `CalcParser.g4` du répertoire `src/main/antlr4/calc/` pour voir comment un lexer et un parser ANTLR sont écrits. Le fichier `src/main/java/calc/Main.java` est le programme principal qui montre comment instancier et lancer le lexer et le parser. Les autres fichiers Java correspondent à une structure d'arbre abstrait très simple représentant l'expression analysée.

Vous n'avez rien à faire sur cet exemple, mais il peut aider à comprendre comment utiliser ANTLR et comment représenter un arbre abstrait. Voir le document [\[ANTLR\]](#) pour les explications détaillées sur ANTLR et sur cet exemple.

7 Travailler sur l'analyseur lexical

L'utilisation dans un projet d'ANTLR nécessite l'ajout d'un plugin pour sa prise en charge par l'IDE (sans plugin, l'IDE considérera les fichiers source ANTLR comme de simples fichiers textes).

7.1 NetBeans

Si vous travaillez sur les machines de l'Ensimag, le plugin ANTLRWorks 2 est déjà installé pour vous. Si vous travaillez sur d'autres machines, vous devez l'installer. Depuis `netbeans`, aller dans

l'onglet `tools/plugins`. Dans la fenêtre qui s'ouvre, sélectionner l'onglet `Available Plugins` et taper `ANTLRWorks` dans la barre `Search`. Vous n'avez plus qu'à cocher les bons boutons... Voir <http://tunnelvisionlabs.com/products/demo/antlrworks>.

7.2 Eclipse

Afin de pouvoir utiliser ANTLR, le fichier `pom.xml` de `deca` contient un `plugin` maven explicitant comment celui ci doit invoquer ANTLR pour la génération du code source. Comme nous l'avons vu précédemment, le `plugin` maven d'Eclipse traduit les actions du `pom.xml` en action Eclipse. Il va falloir donc également installer sur Eclipse un `plugin` ANTLR permettant de traduire cette phase maven en une action Eclipse correspondante. Il s'agit du `plugin` `m2e antlr connector for antlr`. Eclipse vous proposera automatiquement de l'installer lors de l'import de votre projet maven.

Modification de l'analyse lexicale

Des explications sur le travail à réaliser sont données section 2 du document [Consignes]. Pour démarrer, vous pouvez faire :

```
cd ~/Projet_GL
```

```
netbeans --open .
```

ou importez le sous Eclipse.

Modifiez `./src/main/antlr4/fr/ensimag/deca/syntax/DecaLexer.g4`

- commentaires et autres séparateurs
- littéraux
- mots clés
- ...

Testez par exemple avec `./src/test/script/launchers/test_lex` (nécessite une compilation avec `mvn test-compile`).

[Git]

Utilisation basique de Git

Ce document présente les concepts de base avec Git, destiné à des débutants avec Git, ou bien à des étudiants l'ayant déjà utilisé mais désirant réviser leurs bases.

Nous allons maintenant faire quelques modifications au projet d'exemple, pour nous entraîner avec Git. Si vous êtes déjà très à l'aise avec Git, vous pouvez sauter cette section (relisez quand même la section « Conseils pratiques » ci-dessous).

Pour cette section, on suppose que l'équipe est coupée en deux demi-équipes (faites les manipulations à plusieurs sur une machine), qui travaillent sur des machines adjacentes. Nous nommerons les deux demi-équipes *Alice* et *Bob*.

Dans le fichier `src/main/java/tools/Main.java`, *Alice* ajoute son nom sur la ligne `@author`, et remplace `print` par `println` dans la fonction `computeAnswer` en bas du fichier. *Bob* ajoute également son nom sur la ligne `@author`, mais ne touche pas au `print` d'*Alice*, et remplace le 43 par 42 à la fin de `computeAnswer`.

Les deux demi-équipes lancent maintenant :

```
git status                # comparaison du répertoire de
                           # travail et du dépôt.
```

On voit apparaître :

```
# On branch master
# Changed but not updated:
#   (use "git add <file>..." to update what will be committed)
#   (use "git checkout -- <file>..." to discard changes in working directory)
#
#       modified:   src/main/java/tools/Main.java
#
```

Ce qui nous intéresse ici est la ligne « modified : .../Main.java » (la distinction entre « Changed but not updated » et « Changes to be committed » dépasse le cadre de ce cours), qui signifie que vous avez modifié `Main.java`, et que ces modifications n'ont pas été enregistrées dans le dépôt. On peut vérifier plus précisément ce qu'on vient de faire :

```
git diff HEAD
```

Comme *Alice* et *Bob* ont fait des modifications différentes, le diff affiché sera différent, mais ressemblera dans les deux cas à :

```
diff --git a/.../tools/Main.java b/.../tools/Main.java
index 1520f3e..79a0446 100644
--- a/examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
+++ b/examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
@@ -8,41 +8,40 @@ import org.apache.log4j.Logger;
 *
 * A FAIRE : Alice et Bob rajoutent leurs noms sur la ligne suivante
```

```

*
- * @author ... and ...
+ * @author Alice and ...
*/
public class Main {

```

Les lignes commençant par '-' correspondent à ce qui a été enlevé, et les lignes commençant par '+' à ce qui a été ajouté par rapport au précédent commit. Si vous avez suivi les consignes ci-dessus à propos du fichier `.gitconfig`, vous devriez avoir les lignes supprimées en rouge et les ajoutées en vert.

Maintenant, *Alice* et *Bob* font :

```

git commit -a      # Enregistrement de l'état courant de
                   # l'arbre de travail dans le dépôt local.

```

L'éditeur est lancé et demande d'entrer un message de 'log'. Ajouter des lignes et d'autres renseignements sur les modifications apportées à `Main.java` (on voit en bas la liste des fichiers modifiés). Un bon message de log commence par une ligne décrivant rapidement le changement, suivie d'une ligne vide, suivie d'un court texte expliquant *pourquoi* la modification est bonne. Vous trouverez plus d'informations sur le sujet sur la page EnsiWiki « [Écrire de bons messages de commit avec Git](#) ».

On voit ensuite apparaître :

```

[master 2483c22] Ajout de mon nom et correction d'un bug
1 files changed, 2 insertions(+), 12 deletions(-)

```

Ceci signifie qu'un nouveau « commit » (qu'on appelle aussi parfois « revision » ou « version ») du projet a été enregistrée dans le dépôt. Ce commit est identifié par une chaîne hexadécimale (« 2483c22 » dans notre cas).

On peut visualiser ce qui s'est passé avec les commandes

```

gitk                # Visualiser l'historique graphiquement
et
git gui blame Main.java    # voir l'historique de chaque
                           # ligne du fichier Main.java

```

On va maintenant mettre ce « commit » à disposition des autres utilisateurs.
SEULEMENT *Bob* fait :

```

git push            # Envoyer les commits locaux dans
                   # le dépôt partagé

```

Pour voir où on en est, les deux équipes peuvent lancer la commande :

```

gitk                # afficher l'historique sous forme graphique
ou bien
git log             # afficher l'historique sous forme textuelle.

```

A PRESENT, *Alice* peut tenter d'envoyer ses modifications :

```

git push

```

On voit apparaître :

```

To git@gitlab.ensimag.fr:glapp2020/gl8
! [rejected]      master -> master (non-fast forward)
error: failed to push some refs to 'git@gitlab.ensimag.fr:glapp2020/gl8'
To prevent you from losing history, non-fast-forward updates were rejected
Merge the remote changes (e.g. 'git pull') before pushing again.  See the
'Note about fast-forwards' section of 'git push --help' for details.

```

L'expression « non-fast forward » (qu'on pourrait traduire par « absence d'avance rapide ») veut dire qu'il y a des modifications dans le dépôt vers lequel on veut envoyer nos modifications et que nous n'avons pas encore récupérées. Il faut donc fusionner les modifications avant de continuer.

L'utilisateur *Alice* fait donc :

```
git pull
```

Après quelques messages sur l'avancement de l'opération, on voit apparaître :

```
Auto-merging examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
CONFLICT (content): Merge conflict in examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
Automatic merge failed; fix conflicts and then commit the result.
```

Ce qui vient de se passer est que *Bob* et *Alice* ont fait des modifications au même endroit du même fichier dans les commits qu'ils ont fait chacun de leur côté, et Git ne sait pas quelle version choisir pendant la fusion : c'est un conflit, et nous allons devoir le résoudre manuellement. Allez voir `Main.java`.

On peut remarquer que Git a fusionné automatiquement les modifications faite à la fonction `computeAnswer` : le `print` est bien devenu `println`, et le 43 est devenu un 42. Quand une équipe est bien organisée et évite de modifier les mêmes endroits en même temps, ce cas est le plus courant : les développeurs font les modifications, et le gestionnaire de versions fait les fusions automatiquement.

Par contre, la ligne `@author` a été modifiée en parallèle par deux développeurs, et ne peut être fusionnée automatiquement. Git propose les deux versions, et demande à l'utilisateur de choisir la bonne ou de fusionner manuellement :

```
<<<<<<< HEAD:examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
* @author Alice and ...
=====
* @author ... and Bob
>>>>>>> 2483c22:examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
```

Les lignes entre `<<<<<<<` et `=====` contiennent la version de votre commit (qui s'appelle HEAD). les lignes entre `=====` et `>>>>>>>` contiennent la version que nous venons de récupérer par « pull » (nous avons dit qu'il était identifié par la chaîne 2483c22, vous avez sans doute une version plus longue mais équivalente dans votre fichier).

Il faut alors « choisir » dans `Main.java` la version qui convient (ou même la modifier). Ici, on supprimera les marqueurs de conflits et on éditera le résultat pour le faire ressembler à :

```
* A FAIRE : Alice et Bob rajoutent leurs noms sur la ligne suivante
*
* @author Alice and Bob
*/
```

Si *Alice* fait à nouveau

```
git status
```

On voit apparaître :

```
# On branch master
# Your branch and 'origin/master' have diverged,
# and have 1 and 1 different commit(s) each, respectively.
#
# Unmerged paths:
#   (use "git add/rm <file>..." as appropriate to mark resolution)
#
#       both modified:      src/main/java/tools/Main.java
#
```

Si on n'est pas sûr de soi après la résolution des conflits, on peut lancer la commande :

```
git diff    # git diff sans argument, alors qu'on avait
            # l'habitude d'appeler 'git diff HEAD'
```

Après un conflit, Git affichera quelque chose comme :

```
diff --cc examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
index 9b4821a,ffbfc38..0000000
--- a/examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
+++ b/examples/tools/src/main/java/tools/Main.java
@@@ -8,7 -8,7 +8,7 @@@ import org.apache.log4j.Logger
    *
    * A FAIRE : Alice et Bob rajoutent leurs noms sur la ligne suivante
    *
-   * @author Alice and ...
-   * @author ... and Bob
++  * @author Alice and Bob
    */
    public class Main {
```

(les '+' et les '-' sont répartis sur deux colonnes, ce qui correspond aux changements par rapport aux deux « commits » qu'on est en train de fusionner. Si vous ne comprenez pas ceci, ce n'est pas très grave!)

Après avoir résolu manuellement les conflits à l'intérieur du fichier, on marque ces conflits comme résolus, explicitement, avec `git add` :

```
$ git add src/main/java/tools/Main.java
$ git status
# On branch master
# Your branch and 'origin/master' have diverged,
# and have 1 and 1 different commit(s) each, respectively.
#
# Changes to be committed:
#
#       modified:   src/main/java/tools/Main.java
#
```

On note que `Main.java` n'est plus considéré « both modified » (i.e. contient des conflits non-résolus) par Git, mais simplement comme « modified ».

Quand il n'y a plus de fichier en conflit, il faut faire un commit (comme « `git pull` » nous l'avait demandé) :

```
git commit -a
```

Un éditeur s'ouvre, et propose un message de commit du type « Merge branch 'master' of ... », on peut le laisser tel quel, sauver et quitter l'éditeur.

NB : si il n'y avait pas eu de conflit, ce qui est le cas le plus courant, « `git pull` » aurait fait tout cela : télécharger le nouveau commit, faire la fusion automatique, et créer si besoin un nouveau commit correspondant à la fusion.

On peut maintenant regarder plus en détails ce qu'il s'est passé :

```
gitk
```

Pour *Alice*, on voit apparaître les deux « commit » fait par *Bob* et *Alice* en parallèle, puis le « merge commit » que nous venons de créer avec « git pull ». Pour *Bob*, rien n'a changé.

La fusion étant faite, *Alice* peut mettre à disposition son travail (le premier commit, manuel, et le « merge commit ») avec :

```
git push
```

et *Bob* peut récupérer le tout avec :

```
git pull
```

(cette fois-ci, aucun conflit, tout se passe très rapidement et en une commande)

Les deux utilisateurs peuvent comparer ce qu'ils ont avec :

```
gitk
```

ils ont complètement synchronisé leur répertoires. On peut également faire :

```
git pull
```

```
git push
```

Mais ces commandes se contenteront de répondre *Already up-to-date.* et *Everything up-to-date.*

A PRESENT, *Alice* crée un nouveau fichier, *Toto.java*, contenant par exemple :

```
class Toto { }
```

Alice fait

```
git status
```

On voit apparaître :

```
# On branch master
# Untracked files:
#   (use "git add <file>..." to include in what will be committed)
#
#       Toto.java
nothing added to commit but untracked files present (use "git add" to track)
```

Notre fichier *Toto.java* est considéré comme « Untracked » (non suivi par Git). Si on veut que *Toto.java* soit ajouté au dépôt, il faut l'enregistrer (*git commit* ne suffit pas) : *git add Toto.java*

Alice fait à présent :

```
git status
```

On voit apparaître :

```
# On branch master
# Changes to be committed:
#   (use "git reset HEAD <file>..." to unstage)
#
#       new file:   Toto.java
#
```

Alice fait à présent (-m permet de donner directement le message de log) :

```
git commit -m "ajout de Toto.java"
```

On voit apparaître :

```
[master b1d56e6] Ajout de Toto.java
1 files changed, 4 insertions(+), 0 deletions(-)
create mode 100644 Toto.java
```

Toto.java a été enregistré dans le dépôt. On peut publier ce changement :

```
git push
```

Bob fait à présent :

```
git pull
```

Après quelques messages informatifs, on voit apparaître :

```
Fast forward
Toto.java |    1 +
1 files changed, 1 insertions(+), 0 deletions(-)
create mode 100644 Toto.java
```

Le fichier Toto.java est maintenant présent chez *Bob*.

Bob crée à présent un nouveau fichier `temp-file.txt`, puis fait :

```
git status
```

On voit maintenant apparaître :

```
# On branch master
# Untracked files:
#   (use "git add <file>..." to include in what will be committed)
#
#       temp-file.txt
nothing added to commit but untracked files present (use "git add" to track)
```

Si *Bob* souhaite que le fichier `temp-file.txt` ne soit pas enregistré dans le dépôt (soit « ignoré » par Git), il doit placer son nom dans un fichier `.gitignore` dans le répertoire contenant `temp-file.txt`. Concrètement, *Bob* tape la commande

```
emacs .gitignore
```

et ajoute une ligne

```
temp-file.txt
```

puis sauve et on quitte. Pour que tous les utilisateurs du dépôt bénéficient du même fichier `.gitignore`, *Bob* fait :

```
git add .gitignore
```

Bob fait a nouveau

```
git status
```

On voit apparaître :

```
# On branch master
# Changes to be committed:
#   (use "git reset HEAD <file>..." to unstage)
#
#       new file:   .gitignore
#
```

Quelques remarques :

- Le fichier `temp-file.txt` n'apparaît plus. C'était le but de la manoeuvre. Une bonne pratique est de faire en sorte que « `git status` » ne montre jamais de « Untracked files » : soit un fichier doit être ajouté dans le dépôt, soit il doit être explicitement ignoré. Cela évite d'oublier de faire un « `git add` ».
- En général, on met dans les `.gitignore` les fichiers générés (*.o, fichiers exécutables, ...), ce qui est en partie fait pour vous pour ce projet.
- Le fichier `.gitignore` vient d'être ajouté (ou bien il est modifié si il était déjà présent). Il faut à nouveau faire un commit pour que cette modification soit disponible pour tout le monde.

A ce stade, vous devriez avoir les bases pour l'utilisation quotidienne de Git. Bien sûr, Git est bien plus que ce que nous venons de voir, et nous encourageons les plus curieux à se plonger dans le manuel utilisateur et les pages de man de Git pour en apprendre plus. Au niveau débutant, voici ce qu'on peut retenir :

Les commandes

git commit -a enregistre l'état courant du répertoire de travail.

git push publie les commits

git pull récupère les commits publiés

git add, **git rm** et **git mv** permettent de dire à Git quels fichiers il doit gérer.

git status pour voir où on en est

[Tests]

Validation du compilateur Deca

Une part importante de l'effort de développement d'un compilateur (et de tout logiciel en général) consiste à s'assurer que le code que l'on écrit implante fidèlement les fonctionnalités que l'on attend de ce compilateur. Pour réaliser cette tâche (appelée « validation »), plusieurs techniques ayant pour but d'accroître la confiance que l'on a dans le fonctionnement du compilateur peuvent être utilisées : test, revue de code, analyses statiques sur le code, preuves et vérifications formelles, etc.

Dans ce document on s'intéresse à la validation du compilateur par les tests et l'on donne quelques repères en ce qui concerne la conception et l'utilisation d'un jeu de tests et des consignes à respecter pour l'organisation de vos tests.

Dans le cadre du projet GL, un accent particulier est mis sur cette forme de validation. Vous serez évalués sur divers aspects du génie logiciel, dont la qualité de votre compilateur pour compiler des programmes Deca, mais aussi la qualité des tests que vous aurez faits pour produire un bon compilateur. Il est donc TRÈS IMPORTANT de :

- consacrer une part significative de votre activité au test
- respecter les conventions que nous vous imposons pour le nommage et l'architecture de vos tests

1 Conseils généraux sur les tests

1.1 À propos de tests

Un test a pour but non pas de prouver que le compilateur fonctionne correctement mais plutôt d'exhiber le plus grand nombre d'erreurs possibles, s'il y en a, ou de s'assurer qu'il en reste le moins possible. Pour ceci il faut que l'ensemble des tests conçus couvre la plus grande partie possible du code écrit et de son fonctionnement. Au minimum, on pourrait espérer que les tests sollicitent au moins une fois chaque instruction du compilateur. Ceci n'est pas forcément possible à faire, mais on doit au moins procéder de manière systématique. Lors de la conception d'un test, il faut avoir toujours en tête les questions suivantes :

- Quels sont les documents spécifiant la partie du code que je veux tester ?
- Quelle partie du code de mon compilateur je veux tester ?
- Avec quelles données en entrée je peux exécuter la partie du code en question ?
- Est-ce que le test que je suis en train d'écrire fait bien exécuter la partie du code qui m'intéresse ?

En procédant ainsi, on a de meilleures chances d'écrire des tests utiles, peu redondants, et on a une meilleure idée de la couverture de code réalisée par le jeu de tests.

1.2 Conception de tests

Le compilateur Deca du projet est décomposé en trois étapes. Chaque étape contient ses propres structures de données, algorithmes et... erreurs. On peut donc concevoir un jeu de tests différent pour chaque étape.

En ce qui concerne l'étape A, les tests portent essentiellement sur la construction de l'arbre abstrait (document **[SyntaxeAbstraite]**). Une façon d'éviter les recouvrements consiste à créer un test pour

chaque non-terminal de la grammaire d'arbres, sans oublier tous les cas concernant les listes. D'autres tests concernant la lexicographie (par exemple chaînes non valides) doivent aussi être élaborés.

En ce qui concerne l'étape B, les tests portent aussi bien sur le parcours de l'arbre abstrait pour effectuer les vérifications, que sur la gestion des environnements, les décorations et les enrichissements de l'arbre (documents : [SyntaxeContextuelle], [ArbreEnrichi]). On peut distinguer deux catégories de tests : une qui teste les vérifications à tous les nœuds de l'arbre abstrait (pour avoir une grande couverture) et une autre qui teste tous les cas d'erreur possibles pouvant être rencontrés lors de cette étape.

En ce qui concerne l'étape C, les tests portent sur les différentes constructions Deca, s'exécutant correctement ou provoquant une erreur à l'exécution, ainsi que sur les séquences d'instructions assembleur (documents : [Semantique], [Gencode]). Ayant en tête l'instruction assembleur que l'on veut produire on induira le programme Deca qui la fait générer. Les tests peuvent aussi porter sur des cas de figures « exotiques ». Par exemple : très grandes expressions nécessitant beaucoup de registres/-temporaires pour tester la politique d'allocation des registres, procédures récursives divergentes pour tester les débordements de pile, etc.

Associé au test de cette étape C, il y a l'étape d'exécution du code produit. On peut concevoir des petits programmes Deca qui contiennent plus que quelques instructions (par exemple des petits jeux, ... etc.), pour voir si les résultats obtenus à l'exécution sont cohérents.

Il ne faut pas oublier de tester toutes les options obligatoires (et facultatives) du compilateur car elles imposent implicitement des contraintes supplémentaires sur les différentes étapes (par exemple s'assurer que quand on appelle `decac` avec l'option « `-r 4` » on ne génère pas du code manipulant des registres parmi R4, R5, ..., R15).

De manière générale on peut identifier, pour chaque test, un certain nombre d'attributs qui peuvent aussi guider la conception :

- Le contexte d'utilisation du test : identification de l'étape concernée par le test (étape A, B ou C, exécution du code généré).
- La nature du test : le programme-test doit être accepté/refusé par le compilateur, c'est-à-dire qu'il correspond à un programme Deca valide (respectant la syntaxe et la sémantique du langage) ou invalide. Les tests ont pour but, soit de faire générer par le compilateur le code correct, pouvant s'exécuter normalement ou provoquer une erreur à l'exécution (pour tester que le compilateur est conforme à ses spécifications), soit de provoquer une erreur de compilation (pour tester si le compilateur se comporte de manière cohérente lors de la découverte d'une erreur et respecte les messages d'erreur spécifiés).
- La manière d'utiliser le test (si le test affiche ses propres résultats ou s'il faut vérifier sa validité à la main) : on peut concevoir des tests qui se vérifient automatiquement. Par exemple le test suivant porte sur l'utilisation de la conversion de type et affiche tout seul le résultat du test :

```
float f ;
{
    print ("test que float f = 1 fait que f == 1.0");
    f = 1 ;
    if (f == 1.0) {
        print("ok") ;
    } else {
        print("ERRONE") ;
    }
}
```

Nous vous indiquons dans les conventions comment catégoriser vos tests pour que nous puissions les évaluer automatiquement.

1.3 Exécution des tests

Au fur et à mesure que les jeux de tests sont conçus, il faut les placer dans l'environnement du projet et les faire passer sur le compilateur (ou la partie du compilateur concernée).

Pour exécuter les tests de l'étape A, on peut utiliser les programmes `test_synt` et `test_lex` fournis par défaut.

Pour automatiser l'exécution de `test_synt`, `test_lex`, `test_context` et `decac` sur un ensemble précis de tests on peut utiliser le script suivant :

```
#!/bin/sh

for i in ./src/test/deca/syntax/valid/*.deca
do
    echo "$i"
    # Remplacer <executable> par test_synt ou test_lex
    # ou test_context ou decac
    <executable> "$i"
done
```

Si on suppose que le répertoire `./src/test/deca/syntax/valid/` contient au moins un fichier `.deca`, le script exécutera automatiquement et de manière séquentielle `<executable>` sur les fichiers Deca du répertoire.

On peut diriger la sortie de chaque exécution vers un fichier résultat pour avoir une trace synthétique de toutes les exécutions des tests passés en paramètre. Ceci permet en particulier de comparer systématiquement les résultats obtenus lorsque l'exécutable a été modifié (tests dits de non régression). On peut le faire en remplaçant la ligne `<executable> "$i"` par

```
<executable> "$i" > "${i%.deca}".res
```

qui créera un fichier `.res` pour chaque fichier `.deca` considéré, contenant le résultat de l'exécution de l'exécutable.

1.4 Exemple de convention de nommage

Pour archiver les résultats attendus des tests, il faut décider dans quel fichier stocker quel résultat. Par exemple, le « résultat » d'un test peut être un message d'erreur (sortie du compilateur), un fichier assembleur, ou bien le résultat de l'exécution du fichier assembleur.

Une convention possible est (pour le fichier source `test.deca`) :

test.lis messages de votre compilateur `decac` sur le fichier `test.deca`. Utilisé en étapes A et B seulement.

test.ass en étape C, programme interprétable par IMA. Utilisé en étape C seulement.

test.res résultat de l'exécution du fichier `test.ass` par IMA

N.B. Le contenu du fichier `.lis` (pour « listage » de compilation) peut dépendre de la façon dont vous avez testé : avec `test_synt`, il contient des affichages d'arbres par exemple ; mais si vous avez utilisé le compilateur `decac`, appelé sans option `-p` ni `-w`, il devrait être vide (ou le fichier `.lis` peut ne pas exister) pour les programmes valides. Le fichier `.lis` n'est pas créé par la commande `decac` (ou `test_synt`, ou `test_context`), mais c'est votre script de test qui stockera la sortie standard (et la sortie d'erreur) produite par votre compilateur (ou `test_synt` etc.) dans un tel fichier. De même `.res` correspondra à la sortie produite par l'exécution sous IMA de votre fichier `.ass`.

1.5 Nom des tests

Dans l'exemple d'utilisation du script automatique, on donne aussi un exemple de nommage des tests à éviter ! En fait, si on donne aux tests des noms qui sont très uniformes et sans liaison avec leur contenu on oublie très vite ce que chaque test fait ! Il faut donc trouver un bon compromis entre des noms à rallonge comme `test_types_incompatibles_operation_binaire_etapeB_invalide.deca` et des noms sibyllins comme `test1.deca`.

Dans tous les cas, il est obligatoire, dès l'étape A, que les noms des tests soient suffixés par « `.deca` ». Ceci permettra de les faire passer par le compilateur final `'decac'` (qui n'accepte que des fichiers ayant un tel suffixe).

1.6 Automatisation des tests

La section précédente propose une méthode simple pour exécuter plusieurs tests automatiquement. Mais il est aussi essentiel de vérifier que les tests se sont bien passés (ce qu'on appelle « l'oracle »).

Il faut donc améliorer le petit script proposé, probablement en écrire plusieurs, pour lancer *et vérifier* l'exécution du test. On vous demande de respecter la convention suivante :

Un script de test pour lequel au moins un test a échoué doit renvoyer un statut différent de 0 (par exemple, « `exit 1` »), un script de test n'ayant détecté aucun échec doit renvoyer 0 (fin du script, ou « `exit 0` »).

A partir de là, il est très simple d'utiliser la cible « `mvn test` ». Si vous avez écrit deux scripts de tests, disons `un-test.sh` et `un-autre-test.sh`, il vous suffit d'ajouter les sections correspondantes dans le fichier `pom.xml`

```
...
<plugin>
  <artifactId>exec-maven-plugin</artifactId>
  ...
  <executions>
    <execution>
      <id>un-test</id>
      <configuration>
        <executable>./src/test/script/un-test.sh</executable>
      </configuration>
      <phase>test</phase>
      <goals><goal>exec</goal></goals>
    </execution>
    <execution>
      <id>un-autre-test</id>
      <configuration>
        <executable>./src/test/script/un-autre-test.sh</executable>
      </configuration>
      <phase>test</phase>
      <goals><goal>exec</goal></goals>
    </execution>
  </executions>
</plugin>
...
```

et de taper « `mvn test` ». Votre projet sera recompilé, puis les deux scripts seront exécutés, et Maven vous dira si quelque chose s'est mal passé. À la fin du projet, « `mvn test` » devra faire passer tous les tests sur votre compilateur (ce qui peut prendre plusieurs minutes si vous avez beaucoup de tests).

Quelques scripts d'exemples sont fournis dans le répertoire `src/test/script/` de votre arborescence initiale. Vous pouvez vous en inspirer pour en écrire de meilleurs (il est conseillé de conserver

les scripts originaux dans votre dépôt Git et dans le fichier `pom.xml`, pour vous assurer que ce qui est testé par les scripts d'exemples est effectivement testé sur la version finale de votre compilateur). Un bon point de départ pour écrire des scripts shells est disponible sur EnsiWiki :

http://ensiwiki.ensimag.fr/index.php/Script_Shell

La commande « `mvn test` » doit impérativement être non-interactive (i.e. exécuter tous les tests sans que l'utilisateur ne doive taper quoi que ce soit au clavier, que les tests réussissent ou échouent). Ceci est indispensable pour que l'équipe enseignante puisse évaluer votre base de tests.

Par défaut, Maven n'exécutera pas les tests via le plugin `exec-maven-plugin` si les tests JUnit ont échoué (cf. section suivante). Il arrive cependant qu'on souhaite exécuter ces tests même si un test unitaire a échoué (par exemple en début de projet vu que les enseignants vous fournissent quelques tests unitaires qui ne passent pas dans le squelette). On peut demander à Maven d'exécuter les scripts de tests même quand les tests unitaires échouent avec la commande suivante :

```
mvn test -Dmaven.test.failure.ignore
```

1.7 Automatisation des tests unitaires et JUnit

Un test unitaire est un test qui cible une petite partie du code du programme à tester. On peut par exemple tester unitairement une classe, voire une méthode, en l'isolant du reste du programme. Pour fixer les idées, disons que l'on cherche à tester une classe `monpaquetage.MaClasse`.

Le langage Java permet d'avoir plusieurs méthodes `main` par projet, donc une solution pour écrire un test unitaire est d'écrire une classe (disons `monpaquetage.MonTestManuel`) contenant une méthode `main` qui va appeler les méthodes de `monpaquetage.MaClasse`, et vérifier que les résultats sont ceux attendus. Ensuite, on pourra lancer le test en ligne de commande avec

```
java monpaquetage.MonTestManuel
```

ou bien automatiser le lancement avec Maven dans le `pom.xml` avec le plugin `exec-maven-plugin` :

```
<build>
  <plugins>
    <plugin>
      <groupId>org.codehaus.mojo</groupId>
      <artifactId>exec-maven-plugin</artifactId>
      <version>1.2.1</version>
      <executions>
        <execution>
          <id>unit-test-maclasse</id>
          <configuration>
            <mainClass>monpaquetage.MonTestManuel</mainClass>
            <classpathScope>test</classpathScope>
          </configuration>
          <phase>test</phase>
          <goals><goal>java</goal></goals>
        </execution>
      </executions>
    </plugin>
  </plugins>
</build>
```

Sur cet exemple, on utilise la cible `java` du plugin, qui va lancer un programme Java (dans la même JVM que Maven). On demande à positionner le `$CLASSPATH` correctement pour les tests avec `classpathScope` (i.e. inclure les dépendances qui ont été déclarées avec `<scope>test</scope>` parce qu'elles ne sont utilisées que par les tests), et on rattache l'exécution à la phase de cycle de vie `test`, ce qui fait que `mvn test` lancera systématiquement ce test, et s'arrêtera si le test échoue (par exemple en levant une exception non-rattrapée).

Dans l'exemple ci-dessus, en utilisant Maven, la classe `MaClasse` doit être implémentée dans le fichier `src/main/java/monpaquetage/MaClasse.java`, et le test dans `src/test/java/monpaquetage/MonTestManuel.java`.

La solution ci-dessus a l'avantage d'être utilisable en Java et sans outil supplémentaire. En pratique, il est en général plus pratique d'utiliser un outil dédié aux tests unitaires comme JUnit, qui est très facile à apprendre et offre un certain nombre d'avantages (intégration avec Maven et les IDE comme Netbeans et Eclipse, génération de rapports plus ou moins détaillés, ...). La suite de cette section présente rapidement JUnit, version 4.

Un test JUnit ressemble à ceci (exemple tiré de votre squelette de code) :

```
package fr.ensimag.deca.tools;

import fr.ensimag.deca.tools.SymbolTable.Symbol;
import static org.junit.Assert.*;
import org.junit.Test;

/**
 * Example JUnit class. A JUnit class must be named TestXXX or YYTest.
 * JUnit will run each methods annotated with @Test.
 */
public class SymbolTest {
    @Test
    public void testSymbol() {
        SymbolTable t = new SymbolTable();
        Symbol s1 = t.create("foo");
        // Check that two objects are equal (using Object.equals())
        assertEquals(s1.getName(), "foo");
        Symbol s2 = t.create("foo");
        // Check that two objects are the same (same reference)
        assertSame(s1, s2);
    }

    @Test
    public void multipleTables() {
        SymbolTable t1 = new SymbolTable();
        SymbolTable t2 = new SymbolTable();
        Symbol s1 = t1.create("foo");
        Symbol s2 = t2.create("foo");
        assertEquals(s1.getName(), s2.getName());
        assertNotSame(s1, s2);
    }
}
```

Les points importants sont :

- Un test unitaire JUnit est une classe, dont le nom commence ou termine par **Test**. Avec Maven, le fichier source doit se trouver dans `src/test/java`.
- Une méthode est considérée comme un cas de test, et sera appelée par JUnit, si elle est décorée avec l'annotation `@Test` (qui nécessite `import org.junit.Test`; en haut de fichier).
- Pour tester que le résultat obtenu correspond au résultat attendu, on utilise les méthodes `assert*`¹ (qui nécessitent `import static org.junit.Assert.*`; en haut de fichier). Les méthodes `assert*` ont en général deux variantes : l'une qui fait simplement le test, et l'autre

1. <http://junit.sourceforge.net/javadoc/org/junit/Assert.html>

avec un argument supplémentaire (premier argument) qui décrit ce que fait l'assertion. Par exemple, `assertEquals("descriptif", valeurAttendue, valeurObtenue)` teste l'égalité de *valeurAttendue* et *valeurObtenue*, si le test échoue, va afficher/générer un rapport contenant "descriptif".

Une fois les tests JUnit écrits, on peut les exécuter :

- Depuis son IDE. Sous Netbeans, clic-droit sur le fichier, puis choisir « test file » dans le menu. Sous Eclipse, clic-droit sur le fichier (ou sur un paquetage pour en lancer plusieurs d'un coup), puis « Run As → JUnit test » (Control+Alt+x puis t).
- Via Maven, en lançant simplement « mvn test » (la commande affiche une section T E S T S signalant les éventuels échecs, en redirigeant l'utilisateur vers le rapport détaillé). Il n'y a rien à ajouter au `pom.xml` : le plugin JUnit est déjà là et trouve tout seul la liste des tests à exécuter.

Le lancement depuis l'IDE est pratique pour lancer des tests individuellement, obtenir un retour rapide sur les échecs (il suffit de cliquer sur la ligne de l'échec pour avoir le retour aux sources sur l'assertion qui a échoué), et le lancement depuis Maven permet de s'assurer que *tous* les tests ont bien été lancés (on pourrait par exemple faire en sorte qu'un `git push` vérifie que les tests passent avant de mettre à jour le dépôt partagé).

JUnit propose bien d'autres fonctionnalités, en général accessible avec des annotations en plus de `@Test`. Lire la documentation sur le site de JUnit², et les exemples fournis dans votre squelette de code.

1.8 Utilisation des tests

Une base de tests bien automatisée permet non seulement de valider le produit final, mais aussi (et surtout !) d'être utilisée tout au long du projet. En fait, il est même conseillé d'écrire les cas de tests et l'ensemble de scripts *avant* de coder la fonctionnalité à tester. Ainsi, la personne qui écrit le code aura un retour immédiat sur la correction de ce qu'elle écrit. On parle alors de développement piloté par les tests (« Test Driven Development » ou TDD).

Un point très important est que ce qui a été testé une fois doit être re-testé régulièrement, pour éviter que des fonctionnalités existantes ne soient cassées plus tard. Là encore, une bonne automatisation est la clé : si une validation manuelle du résultat d'un test est nécessaire, il faut archiver le résultat validé manuellement, et la prochaine exécution de la base de tests peut vérifier que le résultat est toujours conforme à sa référence avec une simple comparaison (commande « diff » par exemple).

Avec tout ceci, la base de tests peut être exécutée très régulièrement, par exemple avant chaque commit, et certainement plusieurs fois par jours.

1.9 Quelques exemples d'oracles automatiques

Nous avons vu plus haut que vos scripts, et en particulier l'exécution de la commande « mvn test » devaient vérifier automatiquement si l'exécution d'un test était correcte ou non (on parle d'oracle).

Voici quelques exemples d'oracles simples à implémenter de manière automatique :

- Vérifier qu'un programme qui doit lever une erreur à la compilation la lève effectivement (si possible en vérifiant le numéro de ligne, et au minimum en vérifiant que le numéro de ligne est différent de 0).
- Vérifier que la compilation de tous les programmes Deca corrects de la base ne produit pas de sortie à l'écran.
- Vérifier qu'aucun programme de test ne lève d'exception Java non-rattrapée à la compilation.
- Vérifier qu'aucun programme de test ne lève d'erreur ligne 0.

2. <http://www.junit.org/>

- La décompilation d'un arbre abstrait est une opération idempotente : soit P1 un programme source, P2 la décompilation de l'arbre abstrait correspondant à P1, P3 la décompilation de l'arbre abstrait correspondant à P2; on doit avoir $P3 = P2$. Une application simple de cette propriété consiste à utiliser la commande Unix « diff » pour vérifier que $P3 = P2$.

À ces oracles entièrement automatiques, il faut ajouter la comparaison avec un fichier de référence mentionnée plus haut. Cette technique demande une validation manuelle, mais reste sans doute la plus efficace.

1.10 Pour aller plus loin : Mockito pour les tests unitaires

L'utilisation de Mockito n'est pas réellement nécessaire pour le projet GL, mais c'est un outil très utilisé en complément de JUnit pour les tests unitaires. Voici donc quelques explications pour les plus curieux d'entre vous.

Tester unitairement une classe qui n'a aucune dépendance est assez facile. La situation se complique quand on souhaite tester une classe qui dépend d'autres classes : un bon test unitaire ne doit utiliser que la classe en question et pas ses dépendances. Par exemple, si on souhaite tester la classe `Plus`, il faut pouvoir l'instancier, et le constructeur de `Plus` a besoin de deux instances de `AbstractExpr`. On pourrait utiliser d'autres nœuds de l'arbre comme bouchons, comme par exemple

```
Plus plus = new Plus(new IntLiteral(42), new IntLiteral(12));
```

Mais cette solution n'est pas vraiment un test unitaire : on utilise la classe `IntLiteral` alors qu'on devrait utiliser uniquement `Plus`. Une deuxième solution est de créer une classe dérivant de `AbstractExpr` uniquement pour le test. Cette solution est implémentée dans le fichier `src/test/java/fr/ensimag/deca/context/TestPlusWithoutMock.java`. Elle est conceptuellement correcte, mais demande d'écrire beaucoup de code pour un test très simple.

Des bibliothèques sont spécialisées dans la création d'objets utilisées uniquement comme bouchons pendant les tests unitaires, qu'on appelle des « mocks ». En Java, une bibliothèque très utilisée est Mockito. Un exemple vous est fourni dans `src/test/java/fr/ensimag/deca/context/TestPlusPlain.java`. L'instanciation du nœud `Plus` se fait maintenant comme ceci :

```
AbstractExpr left = Mockito.mock(AbstractExpr.class);
when(left.verifyExpr(compiler, null, null)).thenReturn(INT);
AbstractExpr right = Mockito.mock(AbstractExpr.class);
when(right.verifyExpr(compiler, null, null)).thenReturn(INT);
Plus t = new Plus(left, right);
```

Tout ce qu'on sait, et tout ce qu'on a besoin de savoir sur les fils gauches et droits de notre nœuds, c'est qu'ils dérivent de `AbstractExpr`, et que leur méthodes `verifyExpr` renvoient `INT`.

On peut aller plus loin, par exemple pour factoriser la création de mocks pour plusieurs tests unitaires, voir par exemple `src/test/java/fr/ensimag/deca/context/TestPlusAdvanced.java`, et bien sûr le site de Mockito : <https://code.google.com/p/mockito/>.

1.11 Mesure de couverture

Il existe des outils permettant de mesurer le taux de couverture d'un programme par un jeu de tests (cobertura par exemple, cf. [\[Cobertura\]](#)).

2 Gestion des risques et gestion des rendus

Un être humain étant nécessairement imparfait, on ne peut pas chercher à faire réellement un projet sans erreurs. Par contre, il est important de distinguer les conséquences potentielles d'une erreur dans la gestion du projet, la manière de programmer et de tester.

Par exemple, une erreur d'interprétation subtile de la grammaire attribuée ne sera visible que sur quelques programmes Deca, alors qu'un point-virgule manquant dans un fichier source rendra votre compilateur non-compilable, et par conséquent inutilisable. Sur cet exemple, l'erreur subtile serait difficile à corriger, mais avec un risque faible. Le point-virgule manquant est trivial à éviter et à corriger, mais le risque sur la qualité du projet est énorme (en gestion de projet, on parle parfois d'« analyse coût-bénéfice »).

En parcourant la partie II et les documents donnant des consignes de la partie I (typiquement, [A-Rendre]...) de la documentation, vous pouvez dresser une liste des dangers les plus critiques. Par exemple, le document [Introduction] mentionne des dates de rendus, un danger évident étant d'oublier une de ces dates. Le document [ExempleSansObjet] donne des exemples simples sur lesquels il faudrait *vraiment* que le compilateur fonctionne correctement, le danger étant simplement de perdre sa crédibilité auprès du client (ou de l'enseignant dans notre cadre)... Accordez une importance toute particulière au document [Decac].

Pour chacun de ces dangers, il faudra décider d'une ou plusieurs actions pour limiter ou éviter ce danger (dans l'exemple un peu simpliste des dates de rendus, « utiliser un agenda » peut être une réponse). Par « action », on entend quelque chose de concret et facilement vérifiable (on doit pouvoir répondre à la question « cette action a-t-elle été faite ? » par oui ou par non). Par exemple « travailler sérieusement » est un principe général, mais pas une *action*.

Pour vous aider avec les bugs les plus simples mais les plus dévastateurs dans une base de tests automatisée, l'équipe enseignante vous fournit un script `common-tests.sh` (du répertoire `src/test/script`), activé par défaut dans « `mvn test` ». Faites en sorte d'être absolument certain d'exécuter ce script avant les rendus.

Nous vous demandons de consacrer une section de la documentation de validation à cette analyse des risques (c'est un sous-ensemble de ce qu'on appelle le « plan de gestion des risques » en gestion de projet).

Un certain nombre d'actions ne peuvent pas être totalement automatisées (un des dangers délicats à traiter est la présence de bug dans votre infrastructure de tests!). Ces actions devront donc être réalisées occasionnellement au cours du projet, et surtout juste avant les rendus. Par exemple, vous testez probablement régulièrement le contenu de votre clone Git, mais avez-vous la *certitude* que le contenu du dépôt partagé marche également (ce n'est pas le cas par exemple si vous avez oublié un `git add` sur un fichier) ?

Même avec une bonne base de tests, il faudra donc réaliser un certain nombre d'actions avant chaque rendu (c'est ce qu'on appelle la « gestion des mises en production », ou plus couramment en anglais « release management process »). Cette procédure doit être documentée dans votre documentation de validation, sous la forme d'une checklist d'actions à effectuer (avec pour chaque action, une explication rapide de l'utilité de l'action).

3 Consignes à respecter impérativement

La *qualité* de la base de tests formée des fichiers `deca` (dans le répertoire `src/test/deca/` du dépôt) sera évaluée *sur le compilateur de référence* des enseignants, essentiellement de manière automatique. Le résultat de cette évaluation aura un impact déterminant sur la perception qu'aura l'enseignant de votre démarche de validation (et donc sur la note finale au projet). Il est pour cela essentiel que votre base de tests respecte la classification utilisée par l'évaluateur automatique des enseignants, qui est décrite ci-dessous.

3.1 Classification des tests “.deca” (i.e. répertoires où placer ces tests)

D'une façon générale, les tests “.deca” afférents à chaque étape se trouvent dans des sous-répertoires de `~/Projet_GL/src/test/deca/nom d'étape>`. Les seuls caractères autorisés dans les noms de répertoires et de fichiers de tests sont : `[a-zA-Z0-9._/+]`.

Plus précisément, dans chaque tel répertoire `src/test/deca/*`, on trouve au moins deux sous-répertoires :

src/test/deca/nom d'étape/invalid/ contient des fichiers `.deca` ne contenant pas des programmes Deca valides.

- En étape A, cela veut dire que le fichier `.deca` contient des erreurs lexicales ou syntaxiques (c'est-à-dire, un test pour lequel « `decac -p` » doit renvoyer une erreur).
- En étape B, cela veut dire que le fichier `.deca` contient un programme Deca dont la syntaxe hors-contexte est correcte, mais qui viole des règles de la grammaire attribuée, pour lesquels le compilateur doit donc signaler des erreurs.
- En étape C, cela veut dire que le fichier `.deca` contient un programme qui respecte la grammaire, mais dont l'exécution va provoquer des erreurs (par exemple, une division par 0), qui doivent être signalées.

src/test/deca/nom d'étape/valid/ contient des fichiers `.deca` contenant des programmes Deca valides (i.e. ne levant pas d'erreur) pour l'étape courante. Par exemple, les tests lexicalement corrects mais syntaxiquement incorrects peuvent se trouver dans le répertoire **src/test/deca/syntax/invalid/** mais pas dans **src/test/deca/syntax/valid/**.

En étape C, le répertoire `~/Projet_GL/src/test/deca/codegen/invalid/` contient, outre **invalid** et **valid**, un autre sous-répertoire :

src/test/deca/codegen/interactive/ contient tous les fichiers `.deca` contenant des programmes valides faisant appel aux fonctions `readInt` et `readFloat`.

En effet, pour tester les fonctions de lecture `readInt` et `readFloat`, on ne peut simplement lancer l'exécutable, il faut ensuite fournir en entrée des valeurs.

Pour que nous puissions évaluer automatiquement vos tests :

- vous devez réserver le répertoire **interactive/** aux tests faisant des lectures
- vous devez au maximum utiliser des tests qui n'ont pas besoin de faire de lecture, et que vous placerez donc dans **valid/** et **invalid/**.

En fait, la plupart des aspects du langage peuvent être testés sans lecture, en utilisant des valeurs fournies dans le programme. Seul le test des fonctions de lecture elles-mêmes, `readInt` et `readFloat`, nécessite un traitement particulier. En outre, cela vous évite d'avoir à implémenter en étape C les méthodes de lecture dès le début.

Vous pouvez créer des sous-répertoires de **valid**, **invalid** et **interactive** si vous le souhaitez : les fichiers de tests dans ces sous-répertoires doivent juste respecter la classification donnée ci-dessus (ils seront pris en compte par l'évaluateur automatique des enseignants).

Précisons que les fichiers présents dans les répertoires décrits ci-dessus doivent correspondre à des tests en *boîte noire* : leur classification doit être valable sur n'importe quelle implémentation correcte. Vous appliquerez cette remarque aussi dans le cadre de l'extension TRIGO : les tests de la classe `Math` utilisent la spécification donnée et leur classification doit être valable sur n'importe quelle classe `Math` (pas seulement la vôtre).

Pour utiliser des tests en *boîte blanche* (spécifiques à votre implémentation) ou qui ne rentrent pas dans les catégories précédentes (par exemple, les programmes Deca avec des variables non-initialisées), il est conseillé de créer d'autres sous-répertoires au même niveau que **valid**, etc. Ils ne seront pas pris en compte par l'évaluateur automatique des enseignants. Par exemple, pour tester les extensions de la **[BibliothèqueStandard]**, il est conseillé d'introduire deux sous-répertoires dans **gencode** : **extension/valid** et **extension/invalid**.

3.2 Commentaires imposés

Il est demandé de commenter les tests (en début de fichier), à l'aide de commentaires Deca commençant en première colonne. Ces commentaires résument les caractéristiques du test, dans un format commun à l'ensemble des tests.

Par exemple, pour le programme de test de la conversion entier-flottant du paragraphe 1.2 :

```
// Description :  
//   test de la conversion entier -> flottant  
//  
// Resultats :  
//   ok
```

En ce qui concerne les étapes A et B, on recommande d’avoir pour tous les tests invalides une en-tête de fichier contenant :

```
// Resultats :  
//   Erreur contextuelle  
//   Ligne <No_de_ligne> : <message d’erreur de votre compilateur>
```

Cela peut vous permettre de vérifier que votre compilateur produit bien une erreur à la ligne indiquée. Il est par ailleurs fortement recommandé que le message d’erreur de votre compilateur fasse référence au numéro de la règle (ou des règles) de la grammaire attribuée qui est impliquée.

3.3 Documentation de validation

Vous rendrez en fin du projet (cf. [A-Rendre]) une documentation sur la validation de votre compilateur, qui comprendra au moins :

- Descriptif des tests
 - types de tests pour chaque étape/passe (tests unitaires, tests système, ...)
 - organisation des tests
 - objectifs des tests, comment ces objectifs ont été atteints.
- Les scripts de tests
 - comment faire passer tous les tests
- Gestion des risques et gestion des rendus (cf. section 2)
- Résultats de Cobertura
- Méthodes de validation utilisées autres que le test

Ne pas inclure l’ensemble des jeux de tests dans la documentation. Ils figurent déjà dans le dépôt Git.

Une bonne documentation de validation doit être écrite pour permettre à quelqu’un de reproduire la validation (i.e. de lancer la base de tests et d’interpréter les résultats) et de la continuer (i.e. d’identifier les faiblesses de la couverture des tests, ajouter de nouveaux tests, ...). Attention à ne pas la rédiger comme un journal de bord !

[Cobertura]

Utilisation de Cobertura pour la mesure de couverture

Cobertura est un outil qui permet de calculer la couverture d'un jeu de tests sur un programme. On peut savoir quelle instruction a été exécutée (ou non), et quelles branches d'une instruction conditionnelle (`if`, `while`) ont été prises. Nous allons utiliser Cobertura via le plugin Maven, ce qui nous évite d'avoir à installer l'outil explicitement et nous donne une intégration dans le cycle de vie du programme.

1 Découverte et utilisation manuelle de Cobertura

Soit le programme Java « hello » suivant (une version un peu plus longue se trouve dans le répertoire `examples/tools/` de votre projet) :

```
public static void main(String[] args) {
    SayHello sayHello;
    if (args.length == 0) {
        sayHello = new SayHello();
    } else {
        sayHello = new DireBonjour();
    }
    sayHello.sayIt();
}
```

On compile ce programme (`mvn compile`) puis on instrumente les fichiers `.class` générés : `mvn cobertura:instrument`. Cette commande va générer de nouveaux fichiers `.class` dans le répertoire `./target/generated-classes/cobertura/`. Quand on exécutera ces classes, elles enregistreront les instructions exécutées dans un fichier `./target/cobertura/cobertura.ser` (illisible par un être humain), et l'outil Cobertura pourra générer un rapport lisible (au formats HTML et/ou XML).

On peut alors lancer le programme, en s'assurant que le répertoire `./target/generated-classes/cobertura/` est en tête du `$CLASSPATH`. Dans notre exemple, le script `run.sh` permet de faire ceci. On peut le lancer sans argument, il va exécuter la branche « then » de notre `if`. Le test est bien entendu incomplet, on va le vérifier avec Cobertura.

Le script `cobertura-report.sh` fourni dans le répertoire `/src/test/script/` de votre projet permet de générer un rapport. Lancez :

```
cobertura-report.sh
firefox target/site/cobertura/index.html
```

Ouvrir la page de rapport de couverture de la classe `Main`, et vérifiez que la branche `else` n'est pas couverte (elle apparaît en rouge). Pour les lignes couvertes, elles sont marquées en vert et un numéro donne le nombre de fois qu'elles ont été exécutées. Pour les instructions conditionnelles, Cobertura donne en plus la couverture des branches : un `if` n'est considéré couvert que si les deux branches (then et else) ont été prises au moins une fois.

Relancez `run.sh` avec un argument. L'exécution produit un résultat différent, et si on régénère le rapport de couverture, on peut voir que la classe est maintenant totalement couverte (sauf le constructeur implicite de la classe, vu qu'on ne l'a jamais instancié)

Remarque : une fois que `mvn cobertura:instrument` a été exécuté, des classes instrumentées se trouvent dans `./target/generated-classes/cobertura/`. Si on met à jour les fichiers sources, qu'on recompile, mais qu'on ne touche pas aux classes instrumentées, on risque de ré-exécuter le programme avec ces fichiers `.class` instrumentés, qui ne sont pas à jour. Il faut donc soit relancer `mvn cobertura:instrument`, soit supprimer ces classes instrumentées (le fichier `pom.xml` de votre projet Deca fait ceci pour vous automatiquement à chaque recompilation).

2 Couverture pour les tests automatisés

L'intérêt principal de la mesure de couverture est d'évaluer la couverture d'une base de tests automatisée. On peut faire cela simplement avec la commande `mvn cobertura:cobertura` : cette commande va compiler le programme, les tests, instrumenter les classes avec Cobertura, lancer les tests de la phase de cycle de vie `test` de Maven (en particulier, les tests JUnit), puis générer un rapport sur ces tests. Pour éviter de mélanger les résultats des tests avec des tests précédents, c'est une bonne idée de lancer `mvn cobertura:clean` avant cette commande.

Dans notre exemple, on peut donc lancer :

```
mvn cobertura:clean
mvn cobertura:cobertura
firefox target/site/cobertura/index.html
```

On peut voir que les tests unitaires ne testent pas du tout la classe `Main`, qu'ils ont une couverture raisonnable sur les classes `DireBonjour` et `SayHello`, mais que la méthode `DireBonjour.getOtherMessage()` n'est pas couverte. On peut corriger ceci en ajoutant un test. Par exemple, il y a un test qu'il suffit de décommenter dans `./src/test/java/tools/DireBonjourTest.java`. Relancer `mvn cobertura:cobertura` et vérifier que la couverture a augmenté.

En pratique, la commande `mvn cobertura:cobertura` interagit mal avec `exec-maven-plugin` que nous utilisons pour lancer les tests autres que les tests unitaires (il arrive que le mauvais exécutable soit lancé!). il peut donc être nécessaire de lancer `mvn cobertura:instrument`, puis les scripts de tests (sans passer par maven), puis `cobertura-report.sh` plutôt que `mvn cobertura:cobertura`.

3 Méthode

Cobertura est un très bon outil pour compléter une base de tests existante. La commande `mvn cobertura:cobertura` permet d'identifier les « trous » dans la couverture. Comme cette commande lance tous les tests, elle prend souvent assez longtemps à s'exécuter. On peut donc ajouter des tests pour combler chaque trou, lancer les nouveaux tests à la main, puis utiliser `cobertura-report.sh` pour vérifier rapidement que les nouveaux tests sont bien efficaces. Une fois les trous comblés, on relance `mvn cobertura:cobertura` pour vérifier que les tests sont bien lancés par la base de tests automatisée.

[ProgrammationDefensive]

Programmation défensive

1 Introduction

Une méthode peut en général être spécifiée avec des préconditions (i.e. des conditions que les entrées de la fonction doivent satisfaire), et des post-conditions (i.e. conditions que les sorties de la fonction doivent satisfaire). Par exemple, une fonction « racine carré » peut être spécifiée comme ceci :

```
/**
 * precondition : x >= 0
 * post-condition : sqrt(x) * sqrt(x) = x
 *                (plus or minus the rounding errors)
 */
float sqrt(float x)
```

On parle parfois aussi de « contrat » de la fonction avec des suppositions (assume) et des garanties (guarantees).

Une violation de cette spécification (pré/post-conditions) peut venir d'au moins deux problèmes :

- La fonction est appelée avec des entrées incorrectes (par exemple, l'utilisateur a écrit `sqrt(-1)`). Si c'est le cas, le problème se trouve du côté de l'appelant, et il faut lui signaler. Ce cas se produit quand la pré-condition (assume) est violée.
- La fonction contient une erreur. Si c'est le cas, on souhaite en général voir la condition violée pour pouvoir corriger le bug (ou signaler le bug au développeur quand on vient de trouver un bug dans une méthode dont on n'est pas l'auteur). Ici, c'est la post-condition (guarantee) qui est violée.

Faire de la programmation défensive, c'est vérifier explicitement ces pré et post-conditions : même si on sait que ces conditions devraient être satisfaites, on le vérifie tout de même pour trouver les erreurs rapidement.

Il existe différentes techniques pour faire de la programmation défensive en Java. Dans tous les cas, on interrompt le programme en levant une exception. L'examen de la pile d'exécution permet de retrouver facilement l'appel de l'opération qui n'a pas respecté la précondition.

Écrire du code défensif prend un peu plus de temps au départ, mais **l'expérience montre qu'on gagne beaucoup de temps sur la mise-au-point**. On peut citer deux raisons à cela :

1. Avec le « contrat » écrit dans le code, le programmeur réfléchit davantage sur la spécification et sur la cohérence entre l'implémentation et la spécification (en particulier, lorsque l'implémentation évolue).
2. En cas de bogue, l'exception levée aide à diagnostiquer l'origine du bogue : viol de précondition ou viol de postcondition, à telle ligne, etc.

2 Test de précondition

Les opérations ont un domaine de définition : elles ne sont pas définies pour certaines valeurs. On dit que ces opérations comportent des préconditions. Cela peut se produire :

- lorsque la fonction mathématique correspondante est partielle (exemple : la division par zéro n'est pas définie) ;
- lorsque l'algorithme utilisé présuppose des conditions sur les paramètres (exemple : recherche dichotomique dans un tableau trié).

Lorsque la précondition n'est pas respectée, le comportement de l'opération est indéfini.

2.1 Déclenchement explicite d'une exception

En Java, il est recommandé de lever l'exception `IllegalArgumentException` quand un argument d'une méthode (surtout pour une méthode publique) ou d'un constructeur ne vérifie pas une précondition.

On peut tester explicitement la précondition et lever une exception spécifique. Exemple :

```
/**
 * precondition : x >= 0
 */
float sqrt(float x) {
    if (x < 0) {
        throw new IllegalArgumentException("x should be positive");
    }
    // ...
}
```

Pour signaler un problème de cohérence interne du compilateur on pourra utiliser l'exception `DecacInternalError` (ou l'exception `AssertionError`).

2.2 Utilisation de la classe `Validate` d'apache commons

Une classe très simple mais bien pratique permet d'avoir un peu moins de code à écrire pour faire la même chose : `org.apache.commons.lang.Validate`. Le code ci-dessus devient :

```
import org.apache.commons.lang.Validate;
...
/**
 * precondition : x >= 0
 */
float sqrt(float x) {
    Validate.isTrue(x >= 0, "x should be positive");
    // ...
}
```

La classe `Validate` fournit (entre autres) des méthodes `isTrue`, `isFalse`, `notNull`, `notEmpty`. Chacune de ces méthodes a une variante à un argument (sur lequel la vérification est faite), et une avec un deuxième argument de type `String`, qui est un message à donner à l'utilisateur si la validation échoue.

3 Vérification des post-conditions et des invariants

La vérification des post-conditions, et éventuellement des invariants (par exemple, invariant de boucle) est un peu différente. Si on a bien testé, ces vérifications ne devraient jamais être violées par un utilisateur, et deviennent inutile dans la version finale du produit. Si jamais une de ces conditions était violée, il ne faudrait pas reprocher à l'utilisateur d'avoir mal utilisé notre code.

On utilise donc un mécanisme différent. Les assertions Java sont bien adaptées ici :

- Les assertions sont désactivables (en fait, elles sont même désactivées par défaut), donc si les vérifications sont trop coûteuses, on peut s'en passer dans la version finale.
- Une violation d'assertion lève l'exception `AssertionError`, qui dérive de `Error`, ce qui rend explicite le fait qu'elle ne doit pas être rattrapée.

Pour utiliser une assertion en Java, on écrit simplement :

```
assert (condition);
```

ou bien :

```
assert condition;
```

Les assertions sont activées par l'option `-ea` ou `-enableassertions` au lancement de `java` (pas à la compilation, contrairement au C). On peut activer les assertions seulement pour certaines classes si nécessaire.

Si les assertions sont désactivées, la condition n'est pas évaluée. Il est donc important de ne *jamais* avoir d'effet de bord dans une assertion :

```
assert o.methodReturningTrue(); // surtout pas ! la methode ne
                                // sera pas appelee si les
                                // assertions sont desactivees.

boolean b = o.methodReturningTrue()
assert b; // OK, methodReturningTrue() est appelee de toutes facons.
```

Pour plus d'information, lire la page « Programming With Assertions » disponible à l'url <http://docs.oracle.com/javase/1.4.2/docs/guide/lang/assert.html>.

4 Remarque sur la récupération des exceptions

Les exceptions qui sont levées lorsqu'une condition (pré ou post) n'est pas respectée ne sont pas destinées (au moins dans la phase de mise au point) à être récupérées. En effet, si on récupère une telle exception, on ne peut plus savoir quelle procédure l'a levée. On s'interdira, *a fortiori*, de récupérer toutes les exceptions avec une clause `try ... catch(Exception e) {` dans un moniteur d'exception.

```
try {
    ...
} catch (InternalError e) { // interdit
    System.out.println("Une erreur interne s'est produite");
} catch (Exception e) { // interdit aussi
    System.out.println("Une erreur inexpliquee s'est produite");
}
```

Par contre, certaines procédures spécifient qu'elles lèvent des exceptions dans des cas précis. Ces exceptions sont destinées à être récupérées, puisqu'il s'agit d'un fonctionnement normal du programme.

Par exemple, la méthode Java `File.createNewFile()` peut lever l'exception `IOException` si quelque chose empêche le fichier d'être créé. On peut l'utiliser de la manière suivante :

```
try {
    boolean createNewFile = new File("toto").createNewFile();
} catch (IOException ex) {
    // Faire quelque chose pour recuperer l'erreur
    // ce n'est pas un bug du programme d'arriver ici,
    // seulement un cas particulier a traiter.
}
```

Remarque : en Java, cette distinction correspond aux exceptions non contrôlées (celles qui dérivent de `RuntimeException`, et qui ne devraient pas être levées) et aux exceptions contrôlées (qui font partie de la spécification de la méthode). Chaque méthode doit déclarer les exceptions contrôlées qu'elle peut lever dans la clause `throws` de la signature de la méthode.

5 Coût de la programmation défensive

Effectuer de la programmation défensive peut modifier la complexité d'un programme. Par exemple, si on teste que le tableau est trié avant d'effectuer une recherche dichotomique, la complexité de la procédure de recherche devient linéaire.

Dans ce cas, une fois la phase de mise au point achevée, on souhaite supprimer les tests défensifs. Pour les assertions, nous avons déjà vu comment les désactiver. Dans le cas des tests de préconditions, on ne les supprime que si le coût n'est pas négligeable. Pour ne pas devoir modifier le code, on peut utiliser une constante booléenne `DEFENSIVE` qui indique si on veut faire de la programmation défensive ou non. Dans la phase de mise au point, `DEFENSIVE` est vrai, dans la phase finale `DEFENSIVE` est faux.

Dans l'exemple ci-dessus, la procédure `isSorted()` est appelée uniquement lorsque `DEFENSIVE` est vrai.

```
private static final boolean DEFENSIVE = true;

void m(MyTable t) {
    if (DEFENSIVE) {
        Validate.isTrue(isSorted(t));
    }
    // ...
}
```

[ConventionsCodage]

Conventions et Styles de Codage

1 Introduction

La qualité d'un logiciel n'est pas limitée à la partie visible de l'utilisateur. Pour écrire un logiciel maintenable, il est nécessaire de se fixer un certain nombre de règles pour que le code soit de bonne qualité. Certaines règles sont des bonnes pratiques largement reconnues pour obtenir un code lisible (par exemple, trouver des noms expressifs pour les fonctions), d'autres sont plutôt des conventions (par exemple, de combien doit-on indenter l'intérieur d'un bloc entre accolades ?). Si certaines conventions peuvent paraître arbitraires, il est tout de même important de les respecter pour obtenir un code homogène, surtout quand on travaille à plusieurs.

Ce document vous propose quelques conseils et consignes sur la manière d'écrire votre code. Il ne cherche pas l'exhaustivité, à vous d'ajouter vos propres conventions pour le compléter !

2 Types abstraits de données

On définit un « objet abstrait » comme l'encapsulation d'un état (un ensemble d'informations, qui peuvent être elles-mêmes des objets abstraits). L'état est encapsulé au sens où il n'est manipulable qu'à travers certaines opérations associées à l'objet. Un « type abstrait de données » (TAD) est le type d'un ensemble d'objets abstraits ; sa définition fournit l'ensemble des opérations disponibles sur les objets en masquant leur représentation ainsi que l'implantation des opérations.

On classe les opérations disponibles en plusieurs catégories :

Les constructeurs permettent de créer de nouveaux objets ;

Les mutateurs permettent de modifier un objet existant ;

Les sélecteurs permettent d'accéder à une partie de l'objet ;

Les testeurs permettent d'interroger la structure d'un objet (l'objet a-t-il une certaine propriété ?)

Le langage Java fournit un certain nombre de fonctionnalités pour gérer des types abstraits de données. Les notions de classes et de paquetages permettent de grouper les données et méthodes, et les règles de visibilité (**public**, **private**, ...) permettent de décider qui aura accès à quoi.

On implémentera un type abstrait de données de la manière suivante :

- Le type abstrait est défini par une classe Java
- Les données contenues dans chaque objet sont des champs privés de la classe. On s'interdira d'avoir des champs publics dans une classe (sauf éventuellement pour des constantes, i.e. des champs déclarés avec le modificateur **final**).
- Les sélecteurs sont des méthodes dont le nom commence par **get**, sans argument, et qui renvoient la donnée recherchée. Dans le cas d'un sélecteur renvoyant une valeur booléenne, ou pour les testeurs, le nom de la méthode peut commencer par **is** au lieu de **get**.
- Les mutateurs sont des méthodes ne renvoyant rien, prenant généralement un argument, et dont le nom commence par **set**.

```
public class TimeOfDay {
    private int hour;
    private int minute;

    public int getHour() {
        return hour;
    }

    public void setHour(int hour) {
        if (hour < 0 || hour >= 24) {
            throw new IllegalArgumentException("Bad value for hour");
        }
        this.hour = hour;
    }

    public int getMinute() {
        return minute;
    }

    public void setMinute(int minute) {
        if (minute < 0 || minute >= 60) {
            throw new IllegalArgumentException("Bad value for minute");
        }
        this.minute = minute;
    }

    public TimeOfDay(int hour, int minute) {
        if (hour < 0 || hour >= 24) {
            throw new IllegalArgumentException("Bad value for hour");
        }
        if (minute < 0 || minute >= 60) {
            throw new IllegalArgumentException("Bad value for minute");
        }
        this.hour = hour;
        this.minute = minute;
    }
}
```

FIGURE 1 – Implémentation possible d'une classe `TimeOfDay` à deux champs

Par exemple, le type « heure du jour » pourrait s'écrire comme dans la figure 1.

Un avantage immédiat d'encapsuler les données (i.e. d'avoir des champs privés et des accesseurs/-mutateurs pour y accéder) est qu'on peut facilement garantir des propriétés sur les données représentées. Ici, les mutateurs et le constructeur vérifient que les heures et les minutes ont bien une valeur raisonnable. Un autre intérêt est que cette implémentation permet de changer la représentation des données sans changer l'interface publique. Par exemple, si on doit manipuler un très grand nombre d'objets du type `TimeOfDay`, il peut être judicieux de stocker sa valeur sur un seul entier (par exemple, stocker le nombre total de minutes depuis le début de la journée), et on ne souhaite surtout pas avoir à modifier tous les utilisateurs de la classe pour le faire : il suffit de modifier les accesseurs `getMinute` et `getHour` et les mutateurs `setMinute` et `setHour`, et le constructeur, pour leur faire faire les divisions et modulo appropriés.

Il n'est pas toujours souhaitable d'écrire des accesseurs et des mutateurs pour chaque champ d'une classe. Par exemple, on peut souhaiter avoir des objets immutables (pour éviter une modification accidentelle par exemple), et donc interdire les modifications des champs en ne fournissant pas de mutateurs. On peut aussi décider de faire faire toutes les manipulations de données directement à la classe elle-même, et du coup se passer de sélecteurs. Par exemple, si les seules opérations qu'on souhaite faire avec `TimeOfDay` sont l'afficher à l'écran, et calculer une durée en faisant une différence de deux objets, on pourra ajouter une méthode `display()` et une méthode `computeDuration(TimeOfDay otherDate)`, et se passer de `getHour` et `getMinute`.

3 Règles de mise en forme du code

On respectera autant que possible les règles de codage de Java : voir le document « Code Conventions for the Java Programming Language » disponible à l'adresse : <http://www.oracle.com/technetwork/java/codeconv-138413.html>

En particulier :

- La largeur d'indentation est de 4 caractères. Il est fortement recommandé d'indenter uniquement avec des espaces, mais il est aussi possible d'utiliser des tabulations. Dans ce cas, une tabulation doit impérativement représenter 8 espaces. Attention, **ce n'est pas le cas par défaut sous Eclipse**, mais on peut obtenir un réglage correct via « Window -> Preferences -> General -> Editors -> Text Editors -> champ 'Displayed tab width : ' » (qui vaut 4 par défaut, à passer à 8). NetBeans indente avec des espaces uniquement et a la bonne largeur de tabulation par défaut.
- Un nom de classe commence toujours par une majuscule, un nom de champ ou de méthode commence toujours par une minuscule. Par exemple :

```
class MaClasse {
    int monChamp;
    void maMethode();
}
```

- Les constantes de classes (**static final**) ont un nom entièrement en majuscules, les mots sont séparés par des tirets bas (.). Par exemple : `public static final MA_CONSTANTE = 42;`.
- Le placement des espaces est illustré par l'exemple suivant :

```
MonType maVariable = 42; // pas d'espace avant le point-virgule
while (true) { // espace apres while et avant l'accolade
    a += c + d; // espaces autour des operateurs binaires
    a = (a + b) / (c * d);
    x++; --y; // operateurs unaires colles a leur operande
}
objet.maMethode(arg1, arg2); // pas d'espace avant les parenthese
                             // espace apres la virgule
for (expr1; expr2; expr3) { } // espaces apres les point-virgules,
                             // mais pas avant.
```

- On utilise toujours des accolades avec les constructions `if`, `while` et `for`, même si elles ne sont pas obligatoires.

Le squelette de code qui vous est fourni est en anglais (noms de variables et commentaires), à une exception près : les commentaires vous donnant des instructions sont en français (ils commencent par `// A FAIRE:`); ils devraient disparaître assez rapidement. Vous êtes encouragés à écrire votre code en anglais également. Pour un vrai projet, c'est important car on ne sait jamais ce que le code qu'on écrit aujourd'hui va devenir (l'entreprise qui le développe va-t-elle embaucher un non-francophone ? Va-t-elle sous-traiter à une société de service étrangère ? Va-t-elle se faire racheter par une entreprise étrangère ? ...), et il est très difficile de traduire du code source après coup (traduire des noms de classes et méthodes publiques revient à casser l'API).

La question de la langue à utiliser dans les messages d'erreurs est différente, puisqu'elle impacte l'utilisateur (et non seulement les développeurs). Un vrai compilateur utiliserait une bibliothèque pour s'adapter à la langue de l'utilisateur (comme `ResourceBundle` ou `GNU Gettext`). Pour le projet, vous pouvez écrire les messages en français ou en anglais.

4 Fonctionnalités du langage Java

4.1 Itération sur une collection

Depuis Java 1.5, on peut parcourir une collection avec une boucle `for` (cette version est parfois appelée « `for each` ») :

```
for (TypeElement elem : collection) {  
    // Code utilisant 'elem'  
}
```

C'est équivalent, mais beaucoup plus lisible que :

```
for (Iterator<TypeElement> i = collection.iterator(); i.hasNext(); ) {  
    TypeElement elem = i.next();  
    // Code utilisant 'elem'  
}
```

On préférera la première écriture dans ce projet.

4.2 Transtypage (cast)

L'utilisation du transtypage (`((Type) expression)`) est à éviter au maximum pour deux raisons.

D'une part, un transtypage peut échouer (typiquement, transtyper vers une classe dérivée ne marche que si le type dynamique de l'expression est le bon), donc cette écriture pose la question de la gestion de l'exception `ClassCastException`.

Mais surtout, l'utilisation du transtypage est en général signe d'un code orienté objet mal conçu. En général, il est préférable d'utiliser à la place le polymorphisme ou la généricité.

Par exemple :

```
Vehicule v = ...;  
if (v.estUneVoiture()) { // À éviter.  
    // Code utilisant (Voiture) v  
}
```

Le code à l'intérieur du `if` est spécifique à la classe `Voiture`, donc il aurait été préférable de placer ce code dans la classe `Voiture` (qui aurait utilisé `this` et qui aurait été du bon type sans transtypage). Sur cet exemple, le polymorphisme aurait donc été préférable.

Un autre exemple¹ :

```
ListeDObjets liste = ...;  
Object o = liste.get(...);  
MaClasse c = (MaClasse) o;
```

Le problème ici est qu'on a une collection mal typée : elle peut contenir n'importe quel objet Java. Si on se trompe en ajoutant un élément, on ne s'en rendra compte qu'à l'exécution. En utilisant la généricité, on peut écrire :

```
List<MaClasse> liste = ...;  
MaClasse c = liste.get(...);
```

5 Affichages, traces, et debug

Il est parfois pratique pendant le développement et le débogage d'écrire ce que fait le programme à l'écran pendant son exécution. On parle de « traces », ou « traces de debug ».

1. Qui était malheureusement la manière standard d'utiliser les collections avant Java 1.5

Un programmeur maladroit pourrait parsemer son code de `System.out.println(...)`, mais c'est une très mauvaise idée, car il est trop facile d'oublier de supprimer ces traces. Dans le cas d'un compilateur dont la sortie représente les erreurs de compilation, c'est particulièrement grave, car l'utilisateur verrait les affichages de debug mélangés avec ses erreurs. Par ailleurs, si on utilise beaucoup les traces de debug, on risque aussi d'avoir une très grande quantité d'affichages, et il devient alors nécessaire de pouvoir contrôler finement quels affichages on souhaite voir.

On pourrait créer notre propre système d'affichage de traces, par exemple :

```
class TraceDebug {
    private static final int LEVEL = 5;
    public static void trace(int level, String message) {
        if (level <= LEVEL) {
            System.out.println("trace: " + message);
        }
    }
}
```

On pourrait alors utiliser `TraceDebug.trace(1, "mon message");` au lieu de `System.out`. On pourrait contrôler la quantité d'affichages en modifiant la valeur de la constante `LEVEL` (0 pour n'avoir aucun affichage) et en recompilant.

En fait, il existe déjà plusieurs systèmes pour faire ce genre de choses. La bibliothèque standard de Java fournit un paquetage `java.util.logging` (depuis Java 1.4), et nous allons utiliser la bibliothèque `log4j`, très utilisée et un peu plus flexible que la bibliothèque standard.

Pour utiliser `log4j`, il faut dans un premier temps instancier un « logger » :

```
// Pour pouvoir utiliser log4j:
import org.apache.log4j.Logger;

public class LogClass {
    // Instantiation du logger, une fois par classe.
    private static final Logger LOG = Logger.getLogger(LogClass.class);
    // ...
}
```

Une fois le logger instancié, on peut l'utiliser dans les méthodes de la classes :

```
LOG.trace("Trace Message!");
LOG.debug("Debug Message!");
LOG.info("Info Message!");
LOG.warn("Warn Message!");
LOG.error("Error Message!");
LOG.fatal("Fatal Message!");
```

Chacune des méthodes `trace`, `debug`, `info`, `warn`, `error` et `fatal` peut produire un affichage de debug. On choisit un niveau à partir duquel les traces sont affichées. Par exemple, si le niveau est « info », on verra les affichages de `info`, `warn`, `error` et `fatal`, mais ceux des méthodes `trace` et `debug` sont désactivées.

Pour choisir le niveau d'affichage, on peut utiliser la méthode `setLevel` de chaque logger, ou le fichier de configuration `log4j.properties`. Un fichier d'exemple vous est fournis : `src/main/resources/log4j.properties`. Ce fichier contient beaucoup de commentaires, lisez-les pour comprendre ce que vous pouvez faire avec `log4j`. On peut aussi activer et désactiver les traces depuis Java. C'est ce que `decac -d` fait (le squelette de code de `CompilerOptions.java` vous met sur la voie sur la manière de l'implémenter correctement), et cela vous permet d'activer les traces pour une exécution, sans avoir à modifier les sources.

Pour plus de renseignements, lire la documentation de `log4j` : <http://logging.apache.org/log4j/1.2/> ou l'un des nombreux didacticiels qu'on peut trouver sur Internet.

6 Représentation de l'arbre abstrait avec le patron « interprète »

L'implémentation de l'arbre abstrait est faite en utilisant le patron de conception « interprète »² (« interpreter design pattern » en anglais). Le principe est de représenter la grammaire d'arbres (cf. section 2 de [SyntaxeAbstraite]) par une hiérarchie de classes obtenue très systématiquement à partir de la grammaire d'arbres.³

6.1 Esquisse du lien entre la hiérarchie de classes et la grammaire d'arbres

La correspondance entre la hiérarchie de classes et la grammaire d'arbres est basée sur les idées suivantes :

- Un arbre est codé par un objet instance d'une classe abstraite appelée **Tree**. Les fils éventuels de cet arbre sont eux-mêmes des instances de **Tree** figurant dans des champs de cet objet.
- Un type de nœud (par exemple, le terminal **Plus**) est codé par une classe concrète dont les instances représentent des arbres ayant ce nœud comme racine.
- Un non-terminal (qui représente un ensemble d'arbres) correspond à une classe abstraite dont les instances représentent des arbres de cet ensemble.
- Une règle de réécriture donnée dans la grammaire d'arbres exprime l'inclusion de l'ensemble d'arbres en membre droit dans l'ensemble d'arbres en membre gauche. Elle correspond donc à définir la classe (abstraite) en membre gauche de la règle comme la super-classe de la classe en membre droit de la règle (qui est soit la classe abstraite du membre droit si celui-ci est réduit à un non-terminal, soit la classe concrète du terminal en première position du membre droit).
- Les listes d'arbres sont codées à partir d'une structure générique de listes.

Par exemple, la grammaire d'arbres autorise la suite de dérivations

EXPR → **BINARY_EXPR** → **OP_ARITH** → **Plus**[**EXPR EXPR**]

La hiérarchie de classes comportera donc une classe **AbstractExpr** (qui hérite de **Tree**) pour représenter le non-terminal **EXPR** de la grammaire, dont hérite une classe **AbstractBinaryExpr** pour représenter **BINARY_EXPR**, dont hérite une classe **AbstractOpArith** pour représenter **OP_ARITH**, dont hérite une classe concrète **Plus** pour représenter le terminal **Plus**. Un objet de type **Plus** a deux champs contenant des objets de type **AbstractExpr**.

L'intérêt de ce patron est que le typage de Java garantit que les objets instances de **Tree** correspondent bien à des arbres valides de la grammaire d'arbres. Autrement dit, on utilise le typage de Java comme algorithme vérifiant que tout objet de type **Tree** correspond bien à un mot de la grammaire d'arbres. Plus généralement, le compilateur Java vérifie statiquement que l'implémentation du compilateur **decac** manipule bien les arbres de syntaxe abstraite de façon conforme à la grammaire d'arbres⁴. On évite ainsi « par construction » des bogues relatifs à une manipulation incorrecte des arbres.

6.2 Construction de la hiérarchie de classes à partir de la grammaire d'arbres

On précise ici le principe de la correspondance exprimée ci-dessus, en explicitant en particulier les règles de nommage des classes en fonction des noms des symboles de la grammaire.

- Chaque non-terminal correspondant à un ensemble d'arbres de base est implémenté par une classe abstraite en Java. Le nom de la classe est obtenu en préfixant le non-terminal par **Abstract**, en supprimant les caractères “_”, et en appliquant les règles de minuscule/majuscules des noms de classes en Java (CamelCase : une majuscule en début de chaque mot).

2. http://en.wikipedia.org/wiki/Interpreter_pattern

3. En fait, la grammaire d'arbres donnée en [SyntaxeAbstraite] est extraite automatiquement à partir des sources Java du « **decac** » enseignant, par un programme Java qui inspecte la hiérarchie de classes par réflexion et vérifie qu'elle correspond bien à une grammaire d'arbres.

4. à condition que l'implémentation ne fasse que du « upcast »

- Chaque terminal de la grammaire en CamelCase (correspondant à un nom de nœud) est implémenté par une classe concrète de même nom en Java avec un unique constructeur. La liste des arguments du constructeur de cette classe correspond à la liste des éventuels attributs, suivis des non-terminaux en “argument” du nom de nœud (c’est-à-dire les fils du nœud). Chacun des arguments du constructeur correspond lui-même à un champ privé de la classe concrète (initialisé avec les arguments du constructeurs).
- Chaque règle de la grammaire d’arbres correspond à l’héritage de la super-classe (abstraite) en membre gauche de la règle par la classe (abstraite ou concrète) en membre droit. Les classes qui n’ont pas de super-classe avec cette règle (c’est-à-dire les classes abstraites qui correspondent à un non-terminal qui n’apparaît pas en tant que membre droit réduit à un unique non-terminal) ont la classe abstraite `Tree` comme super-classe.
- Chaque ensemble de listes d’arbres, appelé “**LIST_A**” (avec **A** non-terminal) dans [SyntaxeAbstraite], est implémenté par une classe concrète héritant de la classe `TreeList` (instanciée sur la classe abstraite correspondant au non-terminal **A**). Le nom de la classe suit les mêmes règles que pour le nom de la classe correspondant à **A**, sauf que le préfixe `Abstract` est remplacé par le préfixe `List`.

Par exemple, considérons la règle suivante de [SyntaxeAbstraite] :

INST → `While`[**EXPR LIST_INST**]

Elle correspond à la définition de classe suivante (ici les noms des champs de la classe sont repris des noms d’attributs de la grammaire attribuée de [Decompilation]) :

```
public class While extends AbstractInst {
    private final AbstractExpr cond;
    private final ListInst insts;

    public While(AbstractExpr condition, ListInst insts) {
        this.cond = cond;
        this.insts = insts;
    }

    ...
}
```

6.3 Implémentation d’un parcours d’arbres à partir d’une grammaire attribuée

Chaque parcours d’arbres dans le patron interpréteur correspond à un ensemble spécifique de méthodes virtuelles pour lesquelles chaque classe concrète doit fournir une implémentation. Cette façon d’implémenter les parcours d’arbres peut être mise en correspondance avec l’écriture d’une grammaire attribuée. En effet, le profil de chaque méthode spécifique au parcours, déclarée abstraite au niveau d’une certaine classe abstraite, va correspondre au profil du non-terminal de cette classe abstraite dans la grammaire attribuée. Chaque implémentation de cette méthode spécifique (dans les classes qui dérivent de la classe abstraite) va correspondre à une règle de la grammaire attribuée.

Par exemple, la décompilation des arbres (correspondant grosso-modo à la grammaire attribuée de [Decompilation]) est implémentée par une unique méthode virtuelle déclarée abstraite au niveau de la classe abstraite `Tree` (car tous les non-terminaux ont le même profil dans cette grammaire attribuée) :

```
public abstract void decompile(IndentPrintStream s);
```

Ici, le profil de cette méthode de décompilation diffère de la spécification donnée en [Decompilation], puisqu’elle prend en entrée un flux d’impression `s` qu’elle modifie par effets de bord, plutôt que de retourner en sortie une chaîne de caractères. Pour coller à la spécification, on aurait pu choisir le

profil “String decompile()”. Mais, pour des raisons d’efficacité (décompilation à coût linéaire), il est préférable de changer les types de données. Malgré ce changement de profil, l’implémentation de `decompile` peut quand même rester fidèle à la grammaire attribuée de [Decompilation],⁵ puisque la règle

INST $\uparrow r \rightarrow \text{While}[\text{EXPR}^{\uparrow \text{cond}} \text{LIST_INST}^{\uparrow \text{inst}_s}] \{ r := \text{'while('cond.')} \{ \text{'inst}_s. \} \}$

correspond à implémenter `decompile` dans la classe concrète `While` par le code suivant (on omet ici les détails de gestion d’indentation que vous trouverez dans le code fourni) :

```
@Override
public void decompile(IndentPrintStream s) {
    s.print("while(");
    cond.decompile(s);
    s.println("){");
    insts.decompile(s);
    s.print("}");
}
```

Dans le cas d’un parcours correspondant à une grammaire attribuée, comme celles de [SyntaxeContextuelle], où les non-terminaux n’ont pas tous le même profil (cf. section 8), chaque classe abstraite a potentiellement besoin de déclarer une méthode virtuelle abstraite dont le profil correspond à celui du non-terminal associé à cette classe. Dans ce cas, une classe donnée peut hériter de plusieurs méthodes spécifiques au parcours avec plusieurs profils différents : pour les distinguer, il suffit par exemple de suffixer le nom de chaque méthode spécifique du parcours par le suffixe de la classe abstraite où la méthode est déclarée abstraite. Par exemple, pour la passe 3 des vérifications contextuelles, on utilise plusieurs méthodes, dont `verifyExpr` qui renvoie un `Type` (déclarée abstraite dans `AbstractExpr` puis implémentée dans toutes les classes qui en dérivent) et `verifyInst` qui ne renvoie rien (déclarée abstraite dans `AbstractInst` puis implémentée dans toutes les classes qui en dérivent). Comme `AbstractExpr` a `AbstractInst` comme super-classe, ceci permet d’implémenter `verifyInst` dans `AbstractExpr` à partir de `verifyExpr` en ignorant son résultat, exactement comme c’est spécifié dans la règle (3.20).

En gros, on peut associer à chaque non-terminal X de chaque grammaire de [SyntaxeContextuelle] une méthode “`verifyX`” ayant un profil correspondant dans une classe Y , de sorte que chaque règle de membre gauche X correspond à une implémentation de “`verifyX`” dans une sous-classe de Y . Cette méthode “`verifyX`” est typiquement déclarée dans la classe abstraite Y correspondant à la catégorie d’arbres traitée par X . Par exemple, on a vu ci-dessus que les non-terminaux **inst** et **expr** en passe 3 de [SyntaxeContextuelle] correspondent respectivement à la méthode `verifyInst` déclarée dans `AbstractInst` et `verifyExpr` déclarée dans `AbstractExpr`. Un autre exemple est le non-terminal **rvalue** qui correspond à la méthode `verifyRValue` de `AbstractExpr`.

Pour un exemple de code utilisant ce patron de conception, voir par exemple la calculatrice, fournie dans `examples/calc/` et décrit dans [ANTLR].

6.4 Les styles de programmation à éviter

La technique décrite dans la section 6.3 a plusieurs avantages sur les autres approches qu’on pourrait imaginer pour implémenter des traitements sur les arbres.

Efficacité. La sélection du traitement à effectuer sur chaque nœud s’effectue à coût constant (c’est un appel de méthode).

Sûreté. Cette technique ne nécessite aucun « downcast » : la vérification des types est statique ce qui assure qu’un maximum de bogues est signalé par votre compilateur Java ou votre IDE, avant de lancer le moindre test. Par exemple, si vous ajoutez un nouveau nœud de type `AbstractInst`

5. Formellement, si r est le résultat de la décompilation d’un arbre t dans la spécification, alors l’implémentation de “`t.decompile(s)`” esquissée ici, réalise “`s.print(r)`”.

mais que vous oubliez d'implémenter le traitement `verifyInst`, cela sera signalé par le compilateur Java : *la méthode abstraite `verifyInst` n'est pas implémentée dans le nouveau noeud*.

Si vous utilisez une autre approche pour les parcours d'arbres, vous risquez d'écrire du code qui soit à la fois moins efficace et moins sûr. On en donne deux contre-exemples ci-dessous.

Premier contre-exemple, on cherche à réaliser un traitement par cas sur une instruction `inst` de type `AbstractInst` en testant explicitement son type dynamique :

```
if (inst instanceof While) {
    AbstractExpr expr = ((While) inst).cond ;
    ...
} else if (inst instanceof Return) {
    AbstractExpr expr = ((Return) inst).e ;
    ...
} ...
```

Deuxième contre-exemple, on cherche à réaliser un traitement par cas sur une instruction `expr` de type `AbstractBinaryExpr` en testant le nom de l'opérateur binaire :

```
switch (expr.getOperatorName()) {
case "<=":
    ...
    break ;
case "==":
    ...
    break ;
case ...
    ...
}
```

Remarquons pour finir qu'il est facile de réécrire ces deux mauvais exemples dans le *bon style* :

1. introduire une méthode abstraite dans `AbstractInst` (respectivement `AbstractBinaryExpr`) ;
2. implémenter cette méthode dans les classes concrètes en utilisant le code de chacun des cas du `if` (respectivement `switch`).

Quatrième partie

Compléments sur la compilation du langage Deca

[Exemple]

Exemple avec objet illustrant les étapes de compilation

Ce document donne un exemple complémentaire de [\[ExempleSansObjet\]](#). Il illustre notamment la « sémantique de partage » des décorations de l'arbre enrichi mentionné dans [\[ArbreEnrichi\]](#). Il illustre aussi les aspects spécifiques aux programmes Deca objet dans les étapes B et C du compilateur.

```
1 // Un exemple de programme Deca
2
3 class A {
4     protected int x ;
5     int getX() {
6         return x ;
7     }
8     void setX(int x) {
9         this.x = x ;
10    }
11 }
12
13 {
14     A a = new A() ;
15
16     a.setX(1) ;
17     println("a.getX() = ", a.getX()) ;
18 }
```

1 Étape d'analyse syntaxique

1.1 Analyse lexicale

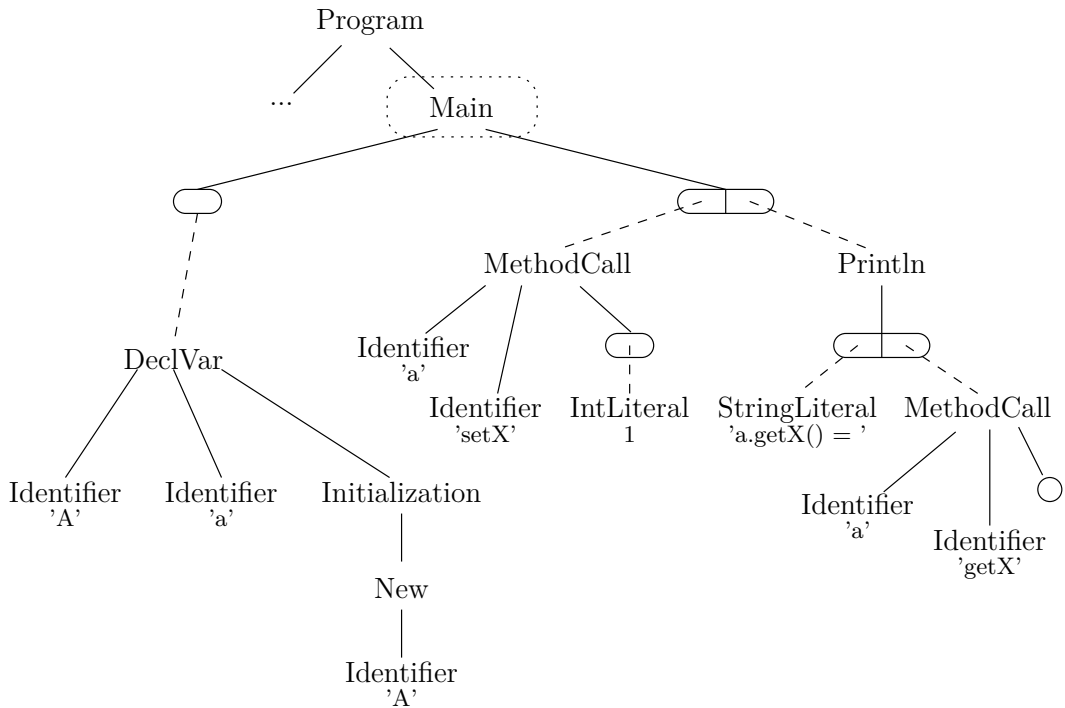
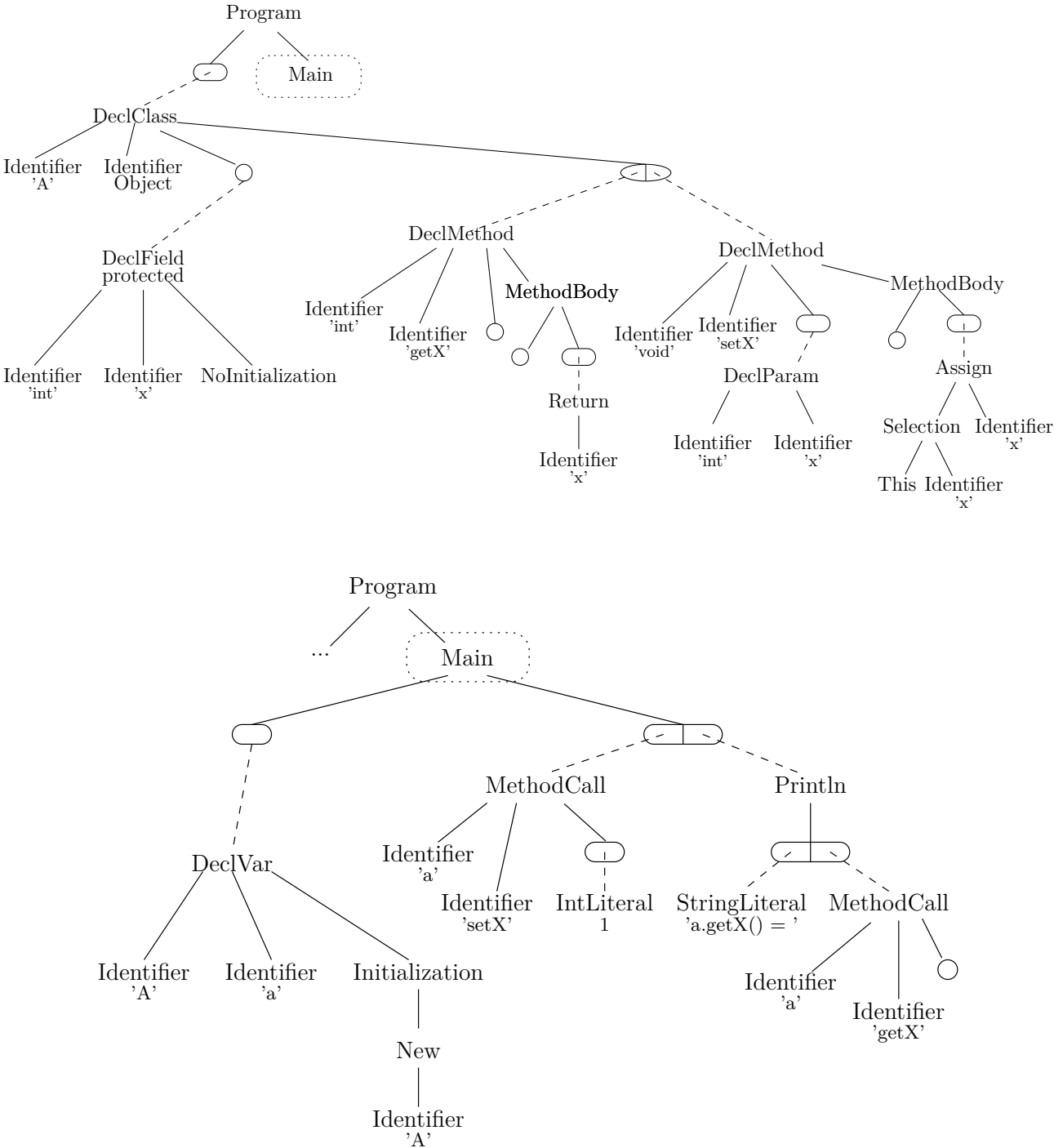
Séquence des lexèmes, avec numéros de ligne, noms des identificateurs et valeurs des littéraux.

CLASS 3	IDENT 3 'A'	OBRACE 3	PROTECTED 4	IDENT 4 'int'	IDENT 4 'x'	SEMI 4	IDENT 5 'int'	IDENT 5 'getX'		
OPARENT 5	CPARENT 5	OBRACE 5	RETURN 6	IDENT 6 'x'	SEMI 6	CBRACE 7	IDENT 8 'void'	IDENT 8 'setX'	OPARENT 8	
IDENT 8 'int'	IDENT 8 'x'	CPARENT 8	OBRACE 8	THIS 9	DOT 9	IDENT 9 'x'	EQUALS 9	IDENT 9 'x'	SEMI 9	CBRACE 10
CBRACE 11	OBRACE 13	IDENT 14 'A'	IDENT 14 'a'	EQUALS 14	NEW 14	IDENT 14 'A'	OPARENT 14	CPARENT 14	SEMI 14	IDENT 16 'a'
DOT 16	IDENT 16 'setX'	OPARENT 16	INT 16 1	CPARENT 16	SEMI 16	PRINTLN 16	OPARENT 16	STRING 17 'a.getX() = '	COMMA 17	

IDENT	DOT	IDENT	OPARENT	CPARENT	CPARENT	SEMI	CBRACE
17 'a'	17	17 'getX'	17	17	17	17	18

1.2 Arbre abstrait

L'arbre abstrait correspondant au programme est le suivant :



2 Étape de vérifications contextuelles et décorations

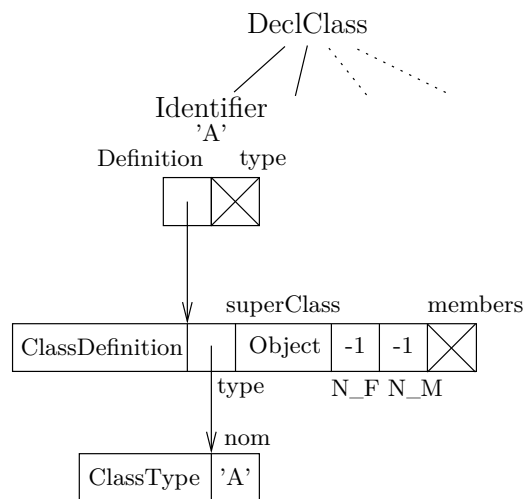
Abréviations :

- D : Definition
- T : Type
- N_F : numberOfFields
- N_M : numberOfMethods
- op : Operand
- sig : Signature

L'étape de vérifications contextuelles est réalisée en trois passes (il y a donc trois parcours de l'arbre abstrait).

2.1 Passe 1

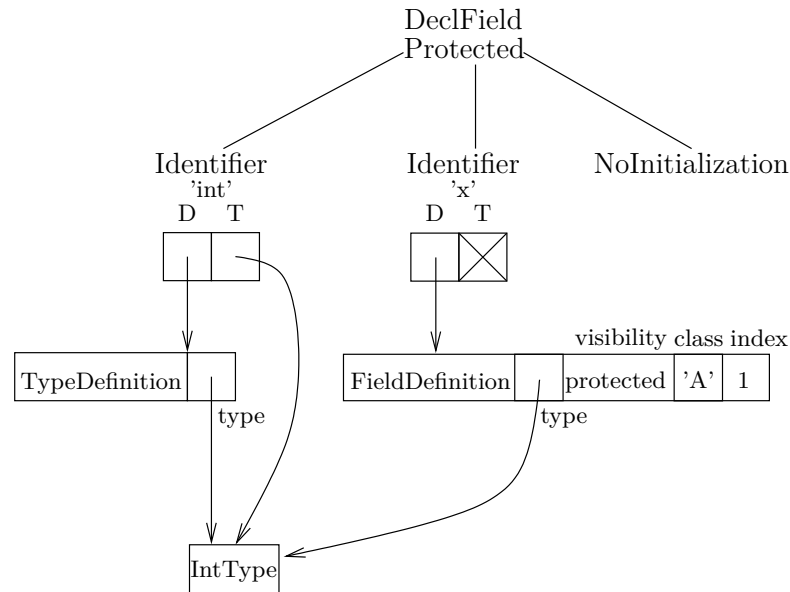
Au cours de la première passe (spécifiée en section 5 de [SyntaxeContextuelle]), on vérifie le nom des classes et la hiérarchie de classes.



2.2 Passe 2

Au cours de la deuxième passe (spécifiée en section 6 de [SyntaxeContextuelle]), on vérifie les déclarations de champs et la signature des méthodes, et on met à jour leur `index`; on construit également l'environnement `members` de chaque classe, et on met à jour les `numberOfFields` et `numberOfMethods` des `ClassDefinitions`.

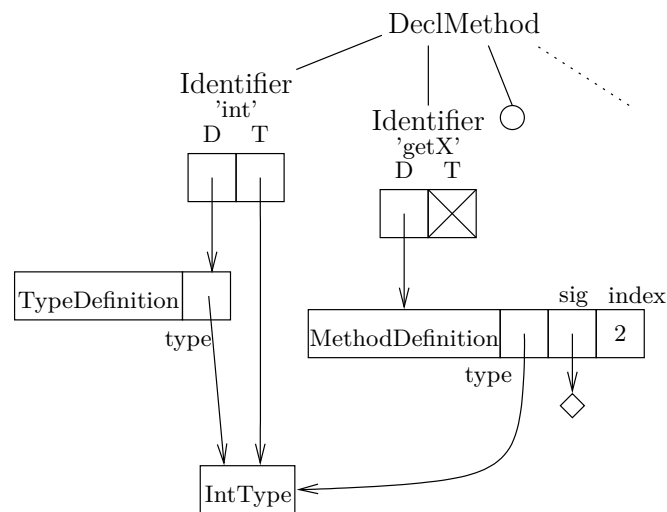
Déclaration du champ x



L'identificateur `x` est décoré avec la **Definition** (`field(protected, A), int`).¹

Le champ `type` associé à `x` est nul car il s'agit d'une occurrence de déclaration et non d'une occurrence d'utilisation.

Le champ `Index` est 1, car il n'y a pas de champ dans `Object`.

Déclaration de la méthode `getX`

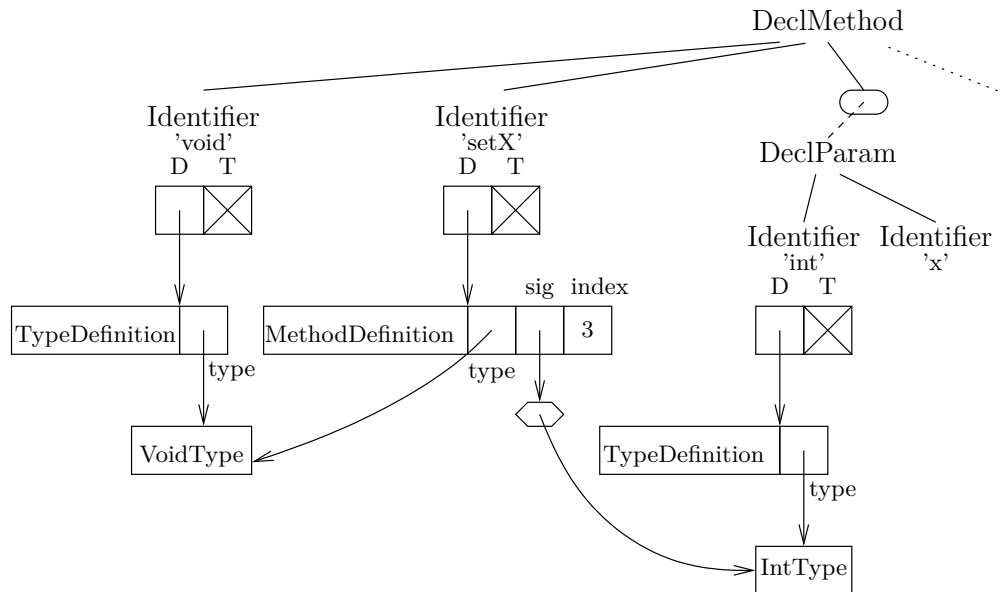
L'identificateur `getX` est décoré avec la **Definition** (`méthode([], int)`).

Le champ signature (`Sig`) est une liste vide car la méthode `getX` n'a pas de paramètre.

Le champ `index` est 2, car il y a déjà une méthode dans `Object` (`equals`); `getX` est donc la deuxième méthode de `A`.

1. La notation (`field(protected, A), int`) est celle de la grammaire attribuée. L'objet Java correspondant est de type `FieldDefinition` avec `visibility = PROTECTED`, `containingClass` est une référence vers la `ClassDefinition` de la classe `A`, et `type` est une instance de `IntType`. La notation de la grammaire attribuée est utilisée car plus concise.

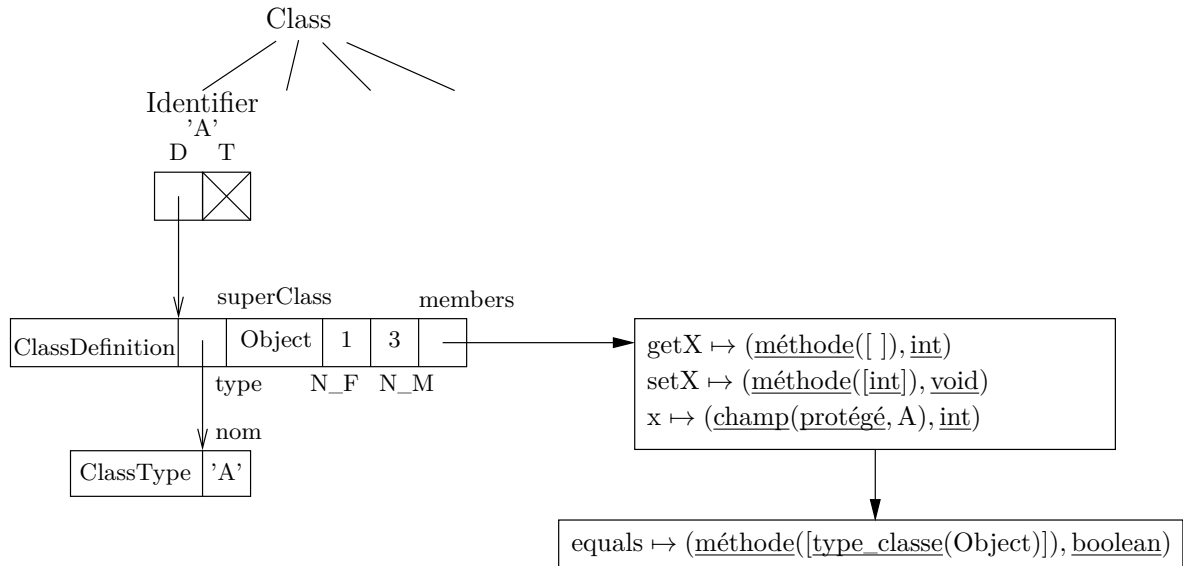
Déclaration de la méthode setX



L'identificateur `setX` est décoré avec la **Definition** (méthode([int]), void). Son **index** est 3.

Les types des paramètres (ici, le type int) sont analysés, afin de construire la signature de la méthode. Les paramètres (ici, le paramètre `x`) seront analysés et décorés lors de la troisième passe. La signature est cette fois une liste à un élément.

Déclaration de la classe A

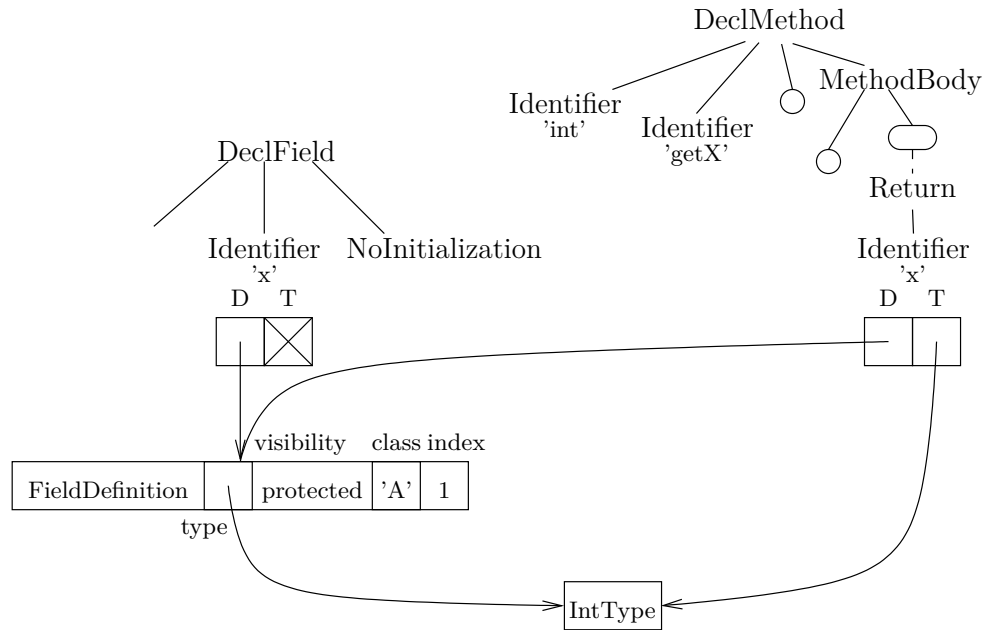


Ses champs `numberOfFields` et `numberOfMethods` valent respectivement 1 et 3.

2.3 Passe 3

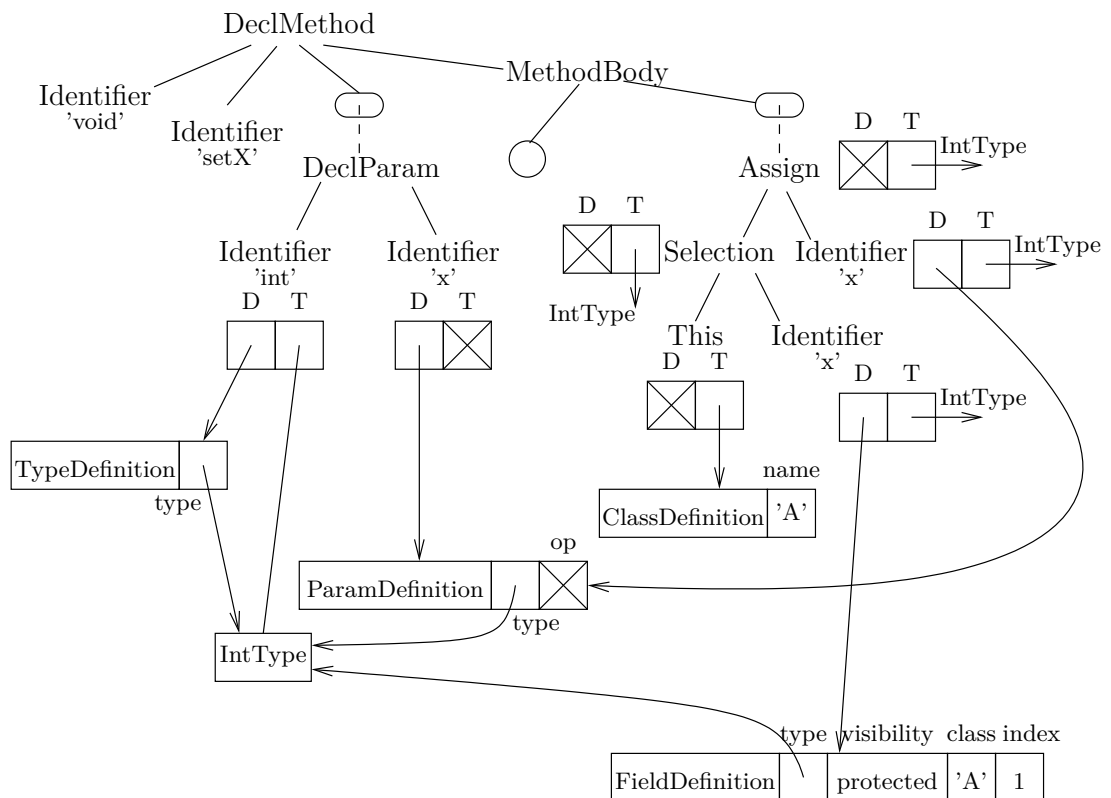
Au cours de la troisième passe (voir section 7 de [SyntaxeContextuelle]), on vérifie les initialisations et le corps des méthodes.

Corps de la méthode getX

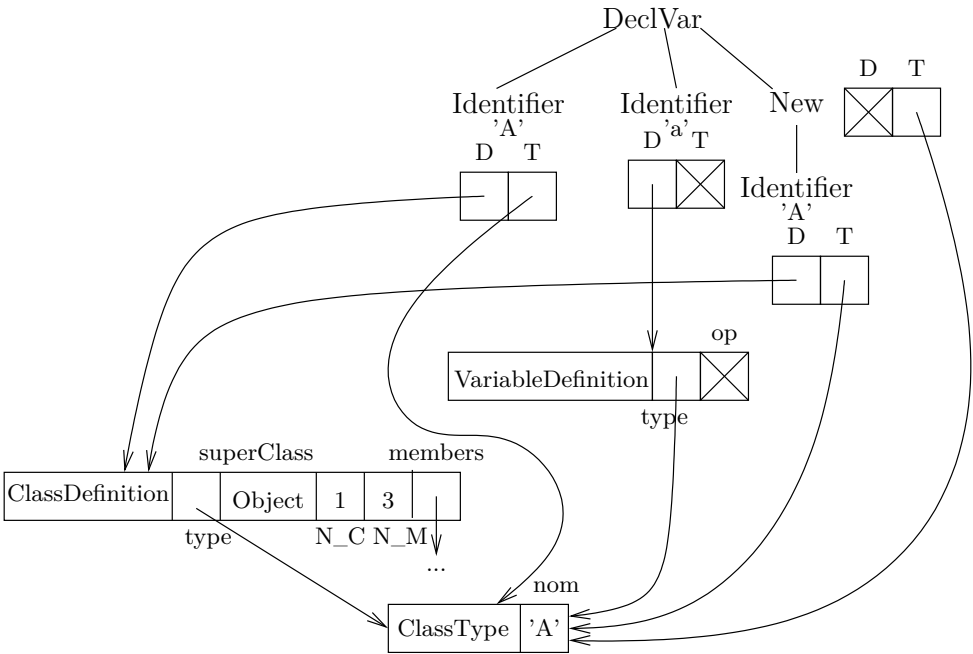


Ici, le `type` de `x` est rempli car il s'agit d'une occurrence d'utilisation.

Corps de la méthode setX



Déclaration et initialisation de la variable a



3 Étape de génération de code

Au cours de la génération de code, les **Operandes** des **Definitions** de variables et paramètres sont mis à jour au fur et à mesure qu'on rencontre leur déclaration avec des adresses de la forme $d(GB)$ ou $d(LB)$ (voir **[ConventionsLiaison]**).

élément	Operand
paramètre x	-3(LB)
variable a	7(GB)

Un premier parcours des classes permet de créer pour chacune le tableau de ses méthodes et de le remplir avec des opérandes qui sont les étiquettes des méthodes (voir section 3 du document **[Gencode]**). Pour la classe **A** le tableau est :

1	code.Object.equals
2	code.A.getX
3	code.A.setX

Une fois le tableau rempli, on peut générer le code de la construction de la table des méthodes de la classe (voir **[Gencode]**).

État de la pile dans l'appel `a.setX(1)`

SP, LB →	0(GB)	(≡ ancien LB)
	PC	
-2(LB)	@ de a (dans le tas)	
-3(LB)	1	
7(GB)	@ de a (dans le tas)	variable globale
6(GB)	<code>code.A.setX</code>	table des méthodes de A (≡ @ de la table de la superclasse)
5(GB)	<code>code.A.getX</code>	
4(GB)	<code>code.Object.equals</code>	
3(GB)	1(GB)	
2(GB)	<code>code.Object.equals</code>	table des méthodes de Object (≡ pas de superclasse)
1(GB)	<i>null</i>	
GB →		

Programme assembleur (ajouter le code de `Object.equals`)

```

TSTO #11
BOV pile_pleine
ADDSP #7
; -----
;      Construction des tables des methodes
; -----
; Construction de la table des methodes de Object
    LOAD #null, R0
    STORE R0, 1 (GB)
    LOAD code.Object.equals, R0
    STORE R0, 2 (GB)
; Construction de la table des methodes de A
    LEA 1 (GB), R0
    STORE R0, 3 (GB)
    LOAD code.Object.equals, R0
    STORE R0, 4 (GB)
    LOAD code.A.getX, R0
    STORE R0, 5 (GB)
    LOAD code.A.setX, R0
    STORE R0, 6 (GB)
; -----
;      Code du programme principal
; -----
; new ligne 13
    NEW #2, R2
    BOV tas_plein
    LEA 3 (GB), R0
    STORE R0, 0 (R2)
    PUSH R2
    BSR init.A
    POP R2
    STORE R2, 7 (GB)
; Appel de methode ligne 16
    ADDSP #2
    LOAD 7 (GB), R2

```

```

    STORE R2, 0 (SP)
    LOAD #1, R2
    STORE R2, -1 (SP)
    LOAD 0 (SP), R2
    CMP #null, R2
    BEQ dereferencement_null
    LOAD 0 (R2), R2
    BSR 3 (R2)
    SUBSP #2
; Instruction println ligne 17
    WSTR "a.getX() = "
; Appel de methode ligne 17
    ADDSP #1
    LOAD 7 (GB), R2
    STORE R2, 0 (SP)
    LOAD 0 (SP), R2
    CMP #null, R2
    BEQ dereferencement_null
    LOAD 0 (R2), R2
    BSR 2 (R2)
    SUBSP #1
    LOAD R0, R1
    WINT
    WNL
    HALT

; -----
;                               Classe A
; -----
; ----- Initialisation des champs de A
init.A :
    LOAD #0, R0
    LOAD -2 (LB), R1
    STORE R0, 1 (R1)
    RTS
; ----- Code de la methode getX dans la classe A ligne 5
code.A.getX :
    TST0 #1
    BOV pile_pleine
; Sauvegarde des registres
    PUSH R2
; Instruction return ligne 6
    LOAD -2 (LB), R2
    LOAD 1 (R2), R2
    LOAD R2, R0
    BRA fin.A.getX
    WSTR "Erreur : sortie de la methode A.getX sans return"
    WNL
    ERROR
fin.A.getX :
; Restauration des registres
    POP R2
    RTS

```

```

; ----- Code de la methode setX dans la classe A ligne 8
code.A.setX :
    TST0 #2
    BOV pile_pleine
; Sauvegarde des registres
    PUSH R2
    PUSH R3
; Affectation ligne 9
    LOAD -2 (LB), R2
    CMP #null, R2
    BEQ dereferencement_null
    LOAD -3 (LB), R3
    STORE R3, 1 (R2)
fin.A.setX :
; Restauration des registres
    POP R3
    POP R2
    RTS

; -----
;     Message d'erreur : dereferencement de null
; -----
dereferencement_null :
    WSTR "Erreur : dereferencement de null"
    WNL
    ERROR

; -----
;     Message d'erreur : pile pleine
; -----
pile_pleine :
    WSTR "Erreur : pile pleine"
    WNL
    ERROR

; -----
; Message d'erreur : allocation impossible, tas plein
; -----
tas_plein :
    WSTR "Erreur : allocation impossible, tas plein"
    WNL
    ERROR

```


[ANTLR]

ANTLR : ANother Tool for Language Recognition

1 ANTLR : vue d'ensemble

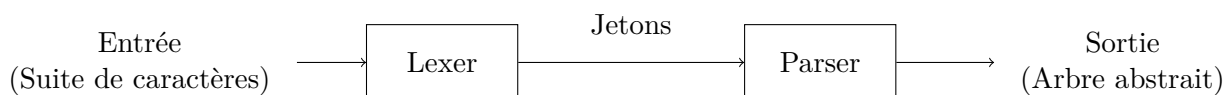
1.1 Principes généraux

ANTLR est un outil pour générer des reconnaisseurs de langages. En général, on découpe le travail en au moins deux étapes :

l'analyseur lexical (ou lexer) reconnaît les « mots » du langage. Il découpe la suite de caractères qu'il lit sur son entrée en une suite de lexèmes (« lexèmes » aussi appelés « jetons » ou « tokens » en anglais). Par exemple, si on cherche à reconnaître `12+42` comme une expression arithmétique, on peut découper ces 5 caractères en un jeton de type « nombre » `12`, puis un jeton `+` et un jeton pour `42`.

l'analyseur syntaxique (ou parser) reconnaît les « phrases » du langage. Il utilise la suite de jetons produite par le lexer pour analyser globalement la structure du langage. Par exemple, notre

chaîne `12+42` pourrait être interprétée comme l'arbre
$$\begin{array}{c} + \\ / \quad \backslash \\ 12 \quad 42 \end{array}$$
 ou bien simplement comme la valeur 54.



Avec ANTLR, en général, on implémente le lexer dans un fichier source, et le parser dans un autre fichier source. Ces fichiers sont des fichiers spécifiques à ANTLR, on les nomme avec une extension `.g4` (en ANTLR4) et leur syntaxe est définie ci-dessous. Chaque fichier source est compilé par ANTLR en un fichier Java (le lexer correspond à une classe, le parser à une autre). Ces fichiers Java seront compilés comme les autres fichiers Java du programme pour donner des fichiers `.class`.

1.2 Pourquoi ANTLR ?

Parmi les points forts d'ANTLR4, on peut citer :

- L'utilisation d'analyseurs **ALL(*)**, capables de traiter n'importe quelle grammaire hors-contexte ne contenant pas de récursion-gauche indirecte.
- La possibilité d'avoir une bonne gestion des erreurs (messages d'erreur précis, possibilité de rattraper les erreurs, ...) et un code d'analyseur généré à la fois lisible et efficace.
- L'aspect multi-langage : ANTLR est écrit en Java, mais peut générer des analyseurs en Ada95, ActionScript, C, C#, Java, JavaScript, Objective-C, Perl, Python, Ruby et Standard ML !
- L'utilisation du même outil pour gérer l'analyse lexicale et syntaxique (on peut au choix séparer les deux aspects dans des fichiers source différents ou combiner les deux)
- La possibilité (non-utilisée dans le projet) de générer automatiquement un arbre abstrait, et d'y appliquer automatiquement certains traitements.
- Le code généré par ANTLR est fait pour être lisible et débuggable. Quand quelque chose se passe mal, le programmeur a les outils pour résoudre les problèmes.

1.3 Avertissement au lecteur

Cette documentation a été écrite pour le projet génie logiciel de l'Ensimag, et se concentre sur une manière particulière d'utiliser ANTLR. On fait volontairement l'impasse sur des sujets pourtant intéressants comme :

- Les « tree parsers », qui permettent de bien séparer le code Java et les grammaires ANTLR. On pourrait écrire notre analyseur en 3 passes : un lexer qui produit des jetons, un parser qui produit un arbre abstrait (AST) automatiquement d'après les règles, et un parser d'arbre qui transformerait l'AST ANTLR en notre représentation de l'arbre abstrait.
- Le rattrapage d'erreur, qui permet à un analyseur de continuer après la première erreur, pour signaler plusieurs erreurs en une compilation par exemple. Faire du rattrapage d'erreur sans utiliser les parsers d'arbres n'est pas facile puisqu'il faut que les actions de chaque règle de grammaire prennent en compte les cas où une sous règle a échoué puis rattrapé une erreur (et typiquement renvoyé un pointeur nul).
- L'utilisation d'ANTLR avec un langage autre que Java.
- Les outils de débogage des grammaires (celle du projet GL étant donnée, vous n'avez pas à la "déboguer").

2 Structure d'un fichier source ANTLR

La syntaxe des fichiers source ANTLR reprend quelques idées de la syntaxe de Java :

- Les commentaires se font `/* comme ceci */` ou `// comme celà`.
- Les espaces, tabulations et retours à la ligne sont de simples séparateurs et ne sont pas significatifs.

Un fichier source ANTLR est constitué de deux parties : la première partie du fichier donne un certain nombre de méta-données, utilisés dans la génération de code. La seconde partie est une suite de règles qui décrivent le langage à analyser.

Un fichier source commence par une ligne déclarant le type de fichier. Pour un analyseur lexical, on écrit :

```
lexer grammar NomDeClasse ;
```

Pour un analyseur syntaxique, on écrit :

```
parser grammar NomDeClasse ;
```

Le code généré pour le lexer sera une classe de nom *NomDeClasse*.

Cette ligne est suivie d'une suite de sections déclarées avec la syntaxe *nom-de-section* { *contenu* } .

La section *options* permet de donner un certain nombre de directives à ANTLR. Elle se présente sous la forme

```
options {
    nom-option = valeur;
    autre-option = valeur;
    ...
}
```

Les options valides pour les deux types d'analyseurs (lexical et syntaxique) sont :

language : le langage de programmation à utiliser pour le code généré. La valeur par défaut est Java.

superClass : super-classe à utiliser pour le code généré (i.e. le code sera généré dans une classe qui hérite de la classe spécifiée par l'option **superClass**)

tokenVocab : vocabulaire d'entrée à utiliser. Cette option est typiquement utilisée par les parsers, auquel cas on met ici le nom du lexer depuis lequel on va lire des jetons.

La section *@header* est une portion de code Java qui sera ajoutée en tête du fichier Java généré. En général, on l'utilise pour déclarer le nom du paquetage dans lequel la classe doit être générée, et si besoin utiliser la directive `import` pour déclarer les dépendances de cette classe. Cet en-tête est de la forme :

```
@header {
    package nom.du.paquetage;
}
```

La section *@members* est une portion de code Java qui sera insérée à l'intérieur de la classe générée. Comme son nom l'indique, on peut l'utiliser pour déclarer des membres (champs ou méthodes) pour la classe générée.

3 Analyse lexicale (Lexer) avec ANTLR

3.1 Corps du fichier : les règles

Le corps du fichier source du lexer est une suite de règles, en général de la forme :

```
NOM_REGLE: expression;
```

Pour les règles de lexer, il est impératif que le nom (*NOM_REGLE*) commence par une majuscule.

ANTLR va compiler l'ensemble de ces règles en un gros automate, qui va décider quelle règle appliquer en fonction de l'entrée. Plus précisément, quand une règle reconnaît un préfixe de l'entrée du programme, le comportement par défaut est "consommer" ce préfixe (il ne sera plus là à la prochaine invocation du lexer), et de produire un jeton, c'est à dire un objet du type `org.antlr.runtime.Token` qui contient entre autres une valeur représentant la règle qui vient d'être appliquée (ici, *NOM_REGLE*). Ce comportement est suffisant si le but est de fournir une séquence de jetons au parser, mais on peut parfois souhaiter faire autre chose. On peut faire ceci en ajoutant une action à la règle, c'est à dire un morceau de code Java entre accolades :

```
NOM_REGLE : expression { action };
```

Par exemple :

```
ESPACE : ' ' { System.out.println("J'ai reconnu un espace"); } ;
```

Dans les actions des règles, on peut faire appel aux méthodes définies par l'API du runtime ANTLR.¹ En effet, dans le cadre du projet, le code des actions a lieu au sein de la classe `DecaLexer` générée par ANTLR, qui hérite de `AbstractDecaLexer`, qui hérite elle-même de la classe `Lexer` du paquetage `org.antlr.runtime`. Typiquement, il peut être utile d'invoquer dans une action la méthode `skip()` héritée de la classe `Lexer`, ce qui permet de ne pas générer de jeton pour la règle courante. Voir par exemple la règle ci-dessous (qui décrit les commentaires d'un script Perl ou shell) :

```
COMMENT : '#' (~('\n'))* { skip(); };
```

Une autre méthode utile de la classe `Lexer` est `getText()` qui permet de récupérer un objet `String` correspondant à la chaîne de caractères reconnue par la règle. Sur le même principe, on peut aussi utiliser des méthodes héritées de `AbstractDecaLexer` comme `doInclude` (cf. section 2.4 du document [Consignes]).

Pour structurer les expressions, on peut utiliser des « fragments » de règles :

```
fragment NOM : expression;
```

1. Voir le javadoc en ligne sur <http://www.antlr.org/api/Java/org/antlr/v4/runtime/package-summary.html>.

Ces règles peuvent être utilisées dans d'autres règles (on peut les voir comme des macros), mais ne produisent pas de jeton. Par exemple, plutôt que d'écrire :

```
NOMBRE : ('0' .. '9')+;
```

on peut écrire :

```
fragment CHIFFRE : '0' .. '9';
NOMBRE : CHIFFRE+;
```

3.2 Syntaxe des expressions régulières

Les constructions disponibles dans les expressions régulières sont les suivantes :

'*c*' : le caractère *c* (exemple : '=' pour reconnaître le caractère =)

'\n' : un caractère « ligne suivante » (LF)

'\r' : un retour chariot (CR)

'\t' : une tabulation

'\\' : un antislash

'\"' : un guillemet simple.

'*chaîne*' : la chaîne de caractère (exemple : 'if' pour reconnaître le mot clé if).

. : n'importe quel caractère (y compris '\n' et '\r').

expr1 expr2 : l'expression *expr1* suivie de *expr2*. Par exemple, 'i' 'f' est équivalent à 'if'.

'*c1*' .. '*c2*' : n'importe quel caractère entre *c1* et *c2*. Par exemple, 'a' .. 'z' pour reconnaître n'importe quelle lettre minuscule.

(*expr*) : reconnaît l'expression *expr* (parenthèses de groupement).

expr1 | *expr2* : reconnaît soit l'expression *expr1*, soit l'expression *expr2*. Par exemple, ('a' .. 'z' | 'A' .. 'Z') pour reconnaître une lettre minuscule ou majuscule.

*expr** : reconnaît soit la chaîne vide, soit l'expression *expr*, soit l'expression *expr* répétée un nombre quelconque de fois. Par exemple : ('0' .. '9')* pour reconnaître une séquence possiblement vide de chiffres. Par défaut, l'étoile est « gloutonne », c'est à dire qu'ANTLR va chercher à reconnaître une chaîne la plus grande possible, donc à répéter *expr* un maximum de fois. On peut changer ce comportement en suffixant l'étoile par un point d'interrogation, soit ".*?". Par exemple, sur l'entrée /* foo */ bar */, l'expression '/*' .*? '*/' va reconnaître /* foo */, alors que l'expression '/*' .* '*/' aurait reconnu la chaîne /* foo */ bar */.

expr+ : reconnaît l'expression *expr* répétée au moins une fois. En d'autres termes, *expr*+ est équivalent à *expr expr**.

~ *expr* : un caractère qui ne correspond pas à l'expression *expr*. L'expression *expr* doit être limitée à un caractère. Par exemple : ~ ('"' | '\n') pour reconnaître un caractère, autre qu'un guillemet double ou un retour à la ligne.

En dehors des guillemets, les espaces et retour chariots ne sont pas significatifs. Par exemple, la règle suivante

```
LETTRE: ('a' .. 'z' | 'A' .. 'Z');
```

peut s'écrire de manière équivalente :

```
LETTRE: ( 'a' .. 'z'
          | 'A' .. 'Z'
        )
;
```

3.3 Résolution des ambiguïtés

Il peut arriver qu'une même chaîne en entrée soit reconnue par plusieurs règles. Dans ce cas, ANTLR applique deux règles pour résoudre l'ambiguïté :

Principe de la plus longue correspondance : chaque règle de l'analyseur va tenter de reconnaître une chaîne la plus longue possible. Par exemple, sur la grammaire suivante :

```
ELSE : 'else';
ELSEIF : 'elseif';
IF : 'if';
SPACE : ' ';
```

Sur l'entrée `else if`, il n'y a pas d'ambiguïté donc les règles `ELSE`, `SPACE` et `IF` sont choisies. Sur l'entrée `elseif`, on aurait pu imaginer reconnaître `ELSE` puis `IF`, mais le principe de plus longue correspondance va forcer la règle `ELSEIF`.

Première règle prioritaire : Dans le cas où le principe de la plus longue correspondance ne permet pas de résoudre l'ambiguïté (deux règles reconnaissent un préfixe de l'entrée de même longueur), la première règle déclarée dans le fichier source ANTLR est prioritaire. Par exemple, sur la grammaire suivante :

```
IF : 'if';
SPACE : ' ';
IDF : 'a' .. 'z' *;
```

Sur l'entrée `ifoo`, il y a ambiguïté entre `IF` et `IDF`, mais `IDF` permet de reconnaître un préfixe plus long, donc c'est elle qui l'emporte. Sur l'entrée `if oo`, les deux règles reconnaissent le préfixe `if` (puis un espace). Ici, c'est la première règle qui l'emporte, donc `IF`. Si on changeait l'ordre des règles comme ceci :

```
IDF : 'a' .. 'z' *;
IF : 'if';
SPACE : ' ';
```

alors c'est `IDF` qui l'emporterait, mais dans ce cas, la règle `IF` ne peut plus jamais être activée, et ANTLR lève une erreur à la compilation de la grammaire.

Un cas particulier intéressant pour écrire une règle qui n'est activée que quand aucune autre ne reconnaît l'entrée, on peut écrire par exemple `DEFAULT: . ;` en fin de fichier. La règle reconnaît n'importe quel caractère, et reconnaît toujours un préfixe de taille 1, donc elle n'est prioritaire vis-à-vis d'aucune des règles ci-dessus.

4 Analyse syntaxique (Parser) avec ANTLR

4.1 Règles de grammaires

Comme pour le lexer, un fichier de parser est constitué d'un en-tête puis d'un ensemble de règles. Les règles de parser doivent avoir un nom commençant par une minuscule. Les règles définissent une grammaire hors-contexte au format EBNF. Une règle de grammaire peut faire appel à une autre règle de grammaire ou à des règles de lexer. Par exemple :

```
sum_expr : mult_expr (PLUS mult_expr)*;
mult_expr: INTEGER;
```

Cette règle définit un non-terminal `sum_expr` qui se ré-écrit en le non-terminal `mult_expr` (défini dans une autre règle de parser) suivi d'un nombre quelconque de fois la succession du terminal (donc du jeton) `PLUS` et d'une autre instance de `mult_expr`. Si `PLUS` et `INTEGER` ont été définis par des

règles de lexer pour reconnaître respectivement + et un nombre entier, cette grammaire permettra de reconnaître 42 ou 42+3+4 comme des `sum_expr`.

La syntaxe des membres droits des règles de parser est très similaire à celle des lexers. Bien sûr, les constructions comme '0'.. '9' qui font référence aux caractères ne s'appliquent plus (puisque l'entrée n'est plus une séquence de caractères mais une séquence de jetons). Les constructions les plus utiles sont :

(*expr1* | *expr2*) : reconnaît une séquence reconnue soit par *expr1*, soit par *expr2*.

(*expr*)* : *expr*, répétée un nombre quelconque (possiblement nul) de fois.

(*expr*)+ : *expr*, répétée au moins une fois.

(*expr*)? : reconnaît soit ε (la chaîne vide), soit *expr*.

4.2 Principe de l'analyse syntaxique et structure du code généré

Le principe de la génération de code d'ANTLR est le suivant : le parser est généré dans une classe (nommée d'après le nom de la grammaire). Pour chaque non-terminal de la grammaire, une méthode est générée dans cette classe, et appeler cette méthode va reconnaître (et consommer) une séquence de jetons sur l'entrée du parser. Quand un terminal apparaît en partie droite de règle, le parser vérifie que le prochain jeton sur l'entrée est le bon, et consomme ce jeton. Quand un non-terminal apparaît, le parser fait un appel récursif sur la méthode correspondante à ce non-terminal. Par exemple, pour la grammaire suivante qui reconnaît les suites de jeton de la forme $A^n C^* B^n \text{EOF}$ (où **EOF** est le jeton spécial marquant la fin de fichier)

```
entree: boucle EOF ;
boucle: A boucle B | C* ;
```

le code généré ressemblera à celui donné ci-dessous (où les appels de méthodes `enterOuterAlt` et `setState` servent au parser à mettre-à-jour des structures de données internes)

```
public final ... entree() throws RecognitionException {
    ...
    enterOuterAlt(...);
    {
        setState(...); boucle();
        setState(...); match EOF;
    }
    ...
}

public final ... boucle() throws RecognitionException {
    ...
    switch (_input.LA(1)) {
        case A:
            enterOuterAlt(...);
            {
                setState(...); match A;
                setState(...); boucle();
                setState(...); match B;
            }
            break;
        case EOF: case B: case C:
            enterOuterAlt(...);
            {
                setState(...);
```

```

        while (_input.LA(1)==C) {
            {
                setState(...); match(C);
            }
            setState(...);
        }
    }
    break;
default:
    throw new NoViableAltException(this);
}
...
}

```

Sur cette grammaire, on peut en effet sélectionner l'alternative à appliquer en regardant uniquement le premier jeton non consommé de l'entrée (on dit « 1 jeton de Look-Ahead » d'où `LA(1)` dans le code). Ici, l'ensemble de jetons `{EOF,B,C}` qui sélectionne l'alternative `boucle → C*` en regardant le premier jeton non consommé, s'appelle le directeur `LL(1)` de cette alternative. Le calcul des directeurs `LL(1)` a été étudié dans les cours de Théorie des Langages.

Une grammaire est `LL(1)` ssi les directeurs `LL(1)` des alternatives d'une même règle sont 2 à 2 disjoints : c'est bien le cas de la grammaire précédente. Cette propriété garantit d'une part la génération d'un parser efficace (linéaire en fonction du nombre de jetons), et d'autre part que la grammaire est non-ambiguë : à chaque suite de jetons en entrée, il y a (au plus) un seul arbre d'analyse associé (celui-ci correspond à l'arbre d'appels de méthodes du parser généré).

ANTLR4 accepte en fait n'importe quelle grammaire hors-contexte qui ne contient pas de récursion indirecte à gauche. Il accepte en particulier la grammaire des palindromes ci-dessous :

```
palind: A palind A | B palind B | A | B | /* epsilon */;
```

Sur une telle grammaire, l'algorithme de sélection des alternatives est plus complexe : il peut scanner l'ensemble de la suite de jetons et la pile des appels récursifs. L'analyseur généré invoque cet algorithme via la méthode `getInterpreter().adaptivePredict` qui prend la décision.

```

public final ... palind() throws RecognitionException {
    ...
    switch (getInterpreter().adaptivePredict(...)) {
        case 1:
            enterOuterAlt(...);
            {
                setState(...); match(A);
                setState(...); palind();
                setState(...); match(A);
            }
            break;
        case 2:
            enterOuterAlt(...);
            {
                setState(...); match(B);
                setState(...); palind();
                setState(...); match(B);
            }
            break;
        case 3:
            enterOuterAlt(...);
            {

```

```

        setState(...); match(A);
    }
    break;
    ...
}

```

Cette expressivité a toutefois un prix. Premièrement, ANTLR4 ne peut pas garantir la non-ambiguïté de la grammaire (mais l'analyseur généré peut détecter les ambiguïtés éventuelles sur une entrée donnée). Deuxièmement, l'analyseur généré par ANTLR peut être assez inefficace : par exemple, l'analyseur généré pour les palindromes est quadratique alors qu'on pourrait facilement écrire un analyseur linéaire à la main ! Voir aussi la discussion sur `assign_expr` dans [Syntaxe].

Précisons que ces problèmes ne sont pas dus à une *mauvaise conception* de ANTLR4 mais aux **difficultés fondamentales du traitement des grammaires hors-contextes**. Premièrement, la non-ambiguïté est une propriété indécidable des grammaires hors-contextes (il ne peut pas exister d'algorithme qui répond parfaitement à la question). Deuxièmement, il est impossible de générer automatiquement des analyseurs optimaux (pour un générateur d'analyseur donné, il existe une grammaire pour laquelle on connaît un meilleur analyseur que celui qui a été généré). Remarquons toutefois que d'autres outils (ANTLR3, YACC) font un compromis différent : ils ne savent traiter qu'un plus petit sous-ensemble de grammaires hors-contextes, mais garantissent la non-ambiguïté des grammaires qu'ils acceptent ainsi qu'un parsing efficace.

Dans le cadre du projet GL, les enseignants ont vérifié que la grammaire donnée dans [Syntaxe] est non-ambiguë et que l'analyseur généré est raisonnablement efficace.

4.3 Actions d'une règle de grammaire, attributs hérités et synthétisés

Comme pour les règles de lexer, on peut ajouter des actions, c'est-à-dire des portions de code Java entre accolades. On peut ajouter des actions n'importe où dans la règle, et le code de l'action sera inséré dans le code généré à l'endroit correspondant. Par exemple :

```

programme : debut { System.out.println("j'ai vu debut"); }
           suite { System.out.println("j'ai vu suite"); }
           ;

```

Vu que le code généré ne fait pas de backtrack, les actions peuvent contenir des effets de bord, et ce n'est pas un problème de les exécuter au fur et à mesure. Quand la grammaire n'est pas ambiguë, on peut comprendre sans se tromper l'ordre des actions en fonction du texte d'entrée.

On peut ajouter des attribut synthétisés aux non-terminaux en ajoutant derrière le nom de la règle la déclaration "`returns[type1 nom1, type2 nom2]`". Dans le code généré, les attributs synthétisés d'une règle appelée `toto` seront des champs d'un objet de type `TotoContext` retourné par la méthode `toto`. La valeur de l'attribut synthétisé `nom1` est spécifiée dans la (ou les) action(s) de la règle, en affectant la valeur à renvoyer à la pseudo-variable `$nom1`. Par exemple :

```

quarante_deux returns[int val] : INT { $val = 42; }

```

Cette valeur peut bien sûr être utilisée depuis d'autres règles. Par exemple :

```

expr returns[int val] :
    sum_expr { $val = $sum_expr.val; }
    ;

sum_expr returns[int val] :
    e=mult_expr {$val = $e.val;}
    (PLUS e2=mult_expr {$val = $val + $e2.val;}) *
    ;

```



```
mult_expr returns[int val] :
    INTEGER {$val = Integer.parseInt($INTEGER.text);}
    ;
```

On peut accéder à la valeur synthétisée par un symbole terminal ou non-terminal de deux manières : soit avec *\$nom-symbole.nom-valeur-de-retour* (par exemple, `$sum_expr.val`), soit en donnant un nom à cette instance du symbole (par exemple, `e=mult_expr` pour donner le nom `e`), puis en utilisant ce nom au lieu du nom du symbole (par exemple, `$e.val`, qui permet de faire référence au premier `mult_expr` de la règle sans ambiguïté).

Dans le cas d'un terminal comme `INTEGER` ci-dessus, la valeur synthétisée `text` est une chaîne de caractères correspondant au lexème concret lu par l'analyseur lexical lorsqu'il a généré le jeton `INTEGER`. Ainsi, ci-dessus, `$INTEGER.text` est une chaîne de caractères qui représente un entier.

Une action peut lever explicitement une erreur de syntaxe en lançant l'exception `RecognitionException` (ou une classe qui en dérive). Sur notre exemple, il aurait fallu faire cela dans le cas où `Integer.parseInt` échoue).

On peut également ajouter des attributs hérités (qui correspondent à des arguments de la méthode générée) avec la syntaxe suivante :

```
sum_expr returns[int val] :
    mult_expr {$val = $mult_expr.val;}
    plus_mult_expr[$val] {$val = $plus_mult_expr.after; }
    ;

plus_mult_expr[int before] returns[int after] :
    PLUS mult_expr { $after = $before + $mult_expr.val; }
    ;
```

Pour déclarer des variables locales ayant comme portée l'ensemble de la règle et/ou faire des initialisations, ANTLR propose une section `@init` en début de règle :

```
expr returns[int val]
@init {
    int i;
    $val = 0;
}
: other_expr { i = 42; $val = $val + 1; }
```

4.4 Attributs synthétisés prédéfinis de localisation

En dehors de l'attribut `text` déjà mentionné, chaque terminal possède d'autres attributs synthétisés pour connaître sa position dans le fichier d'entrée (`line`, `position`, etc.). Dans le cadre du projet, vous n'avez pas à priori besoin d'y accéder directement, mais plutôt au travers de la méthode `setLocation` définie dans la classe `AbstractDecaParser` (dont hérite la classe `DecaParser` générée par ANTLR).

```
protected void setLocation(Tree tree, Token token);
```

De plus, chaque non-terminal a un attribut synthétisé `start` qui désigne le premier jeton de la suite des jetons reconnue par l'analyseur. Le squelette d'analyseur fourni montre comment exploiter ceci pour associer une position dans le fichier d'entrée (c'est-à-dire un objet de type `Location`) à chaque nœud de l'arbre abstrait (cf. utilisations de « `setLocation` » dans `DecaParser.g4`).

4.5 Gestion des erreurs

Une erreur de syntaxe lance l'exception `RecognitionException`. Le reconnaisseur va lancer cette exception automatiquement si l'entrée ne satisfait pas la grammaire, ou bien on peut la lancer manuellement depuis une action. Par défaut, chaque règle rattrape cette exception avec la construction

ci-dessous où `_errHandler` est un objet de type `ANTLRErrorStrategy` dont les méthodes `reportError` et `recover` décide respectivement comment rapporter les erreurs à l'utilisateur, et comment rattraper une erreur (c'est-à-dire comment tenter de continuer l'analyse en présence d'erreur).

```
try {  
    // corps de la règle  
}  
catch (RecognitionException re) {  
    _errHandler.reportError(this, re);  
    _errHandler.recover(this, re);  
}
```

Dans le cadre du projet GL, on utilise le gestionnaire d'erreur par défaut (appelé `DefaultErrorStrategy`) qui notifie un objet `DecacErrorListner` sur sa méthode `syntaxError` en cas d'erreur. Cette méthode se charge alors de stopper le mécanisme de rattrapage d'erreur par défaut, afin d'arrêter l'analyse syntaxique sur la première erreur de syntaxe.

Pour lever une exception dans les actions `DecaParser.g4`, vous devez utiliser une exception dérivant de la classe `DecaRecognitionException`. Le squelette fourni en donne un exemple, qui lève l'exception `InvalidLValue` lorsque le fils gauche d'une affectation dans la règle `assign_expr` n'est pas une `lvalue`.

5 Exemple de programme utilisant ANTLR : calculette

Un exemple minimaliste de programme utilisant ANTLR est donné dans le répertoire `examples/calc/` de votre projet. C'est une « calculette » très simple, qui gère les nombres entiers, les opérateurs `+`, `-` et `*` (avec priorité entre les opérateurs). Le programme lit une expression (par exemple `1+2*3`) sur son entrée standard, et affiche le résultat (par exemple, `1 + 2 * 3 = 7`) sur sa sortie standard.

Le fichier `CalcLexer.g4` (fig. 1) implémente le lexer de notre langage. Il lit des caractères sur son entrée, et produit une suite de jetons. Le fichier `CalcParser.g4` (figs. 2 et 3) implémente le parser qui consomme ces jetons et produit un arbre abstrait (instance de la classe `AbstractExpr` en Java). Les classes générées par ces deux fichiers sont instanciées dans le fichier `Main.java` (fig. 4).

```
lexer grammar CalcLexer;

// fragment rules are used by other rules, but do not produce tokens:
fragment DIGIT : '0' .. '9';
// Actual rule that will produce a token INT when matching the regular
// expression "DIGIT+":
INT : DIGIT+;

PLUS : '+' ;
MINUS : '-' ;
TIMES : '*' ;

// Ignore spaces, tabs, newlines and whitespaces
WS : ( ' '
      | '\t'
      | '\r'
      | '\n'
    ) {
        skip(); // avoid producing a token
    }
;
```

FIGURE 1 – CalcLexer.g4 : lexer pour la calculette

```
parser grammar CalcParser;

options {
    // Use the vocabulary generated by the accompanying
    // lexer. Maven knows how to work out the relationship
    // between the lexer and parser and will build the
    // lexer before the parser. It will also rebuild the
    // parser if the lexer changes.
    tokenVocab = CalcLexer;
}

// Toplevel rule: matches an expression followed by the end of file
// (EOF). The "returns" declaration says which Java type is produced
// by this rule.
expr returns[AbstractExpr tree]
```

FIGURE 2 – CalcParser.g4 : parser pour la calculette (en-tête du fichier)

```

expr returns[AbstractExpr tree]
: sum_expr EOF {
    // between braces ({}), an action for this rule,
    // i.e. a piece of Java code that will be executed
    // while matching the rule. Must assign a value to
    // $tree to produce the value declared in the
    // returns clause above.
    $tree = $sum_expr.tree;
}

;

sum_expr returns [AbstractExpr tree]
: e=mult_expr {
    $tree = $e.tree;
}
(PLUS e2=mult_expr {
    // action inside (expr)* => will be executed once for each
    // match of "expr".
    $tree = new Plus($tree, $e2.tree);
}
| MINUS e2=mult_expr {
    $tree = new Minus($tree, $e2.tree);
}
)*
;

mult_expr returns [AbstractExpr tree]
: e=literal {
    $tree = $e.tree;
}
(TIMES e2=literal {
    $tree = new Times($tree, $e2.tree);
}
)*
;

literal returns[IntLiteral tree]
: INT {
    try {
        $tree = new IntLiteral(Integer.parseInt($INT.text));
    } catch (NumberFormatException e) {
        // The integer could not be parsed (probably it's too large).
        // set $tree to null, and then fail with the semantic predicate
        // {$tree != null}?. In decac, we'll have a more advanced error
        // management.
        $tree = null;
    }
} {$tree != null}?
;

```

FIGURE 3 – CalcParser.g4 : parser pour la calculette (partie « règles » du fichier)

```
package calc;

// ANTLR generated code uses the ANTLR runtime
import org.antlr.v4.runtime.ANTLRInputStream;
import org.antlr.v4.runtime.CommonTokenStream;

/**
 * Example program using ANTLR. This is a simple calculator that
 * manages integer values, +, - and * operators (with correct
 * management of operators precedence).
 */
class Main {

    public static void main(String[] args) throws Exception {

        System.out.println("Enter expression (end with Ctrl-d):");

        // Instantiate lexer and parser, connected together:
        CalcLexer lexer =
            new CalcLexer(new ANTLRInputStream(System.in));
        CommonTokenStream tokens = new CommonTokenStream(lexer);
        CalcParser parser = new CalcParser(tokens);
        // Launch the parser
        AbstractExpr expression = parser.expr().tree;
        if (parser.getNumberOfSyntaxErrors() > 0) {
            System.out.println("Cannot compute expression because of syntax error (s");
        } else {
            // Display the result (e.g. Result: 1 + 2 * 3 = 7)
            System.out.println("Result : "
                + expression.toString() + " = "
                + expression.value());
        }
    }
}
```

FIGURE 4 – Main.java : Programme Java qui instancie lexer et parser

[ArbreEnrichi]

Arbres enrichis et décorés

L'étape d'analyse syntaxique produit un arbre abstrait primitif (voir [\[SyntaxeAbstraite\]](#)); l'étape de vérifications contextuelles enrichit cet arbre et le décore à l'aide d'informations contextuelles correspondant à certains attributs des grammaires attribuées de Deca (voir [\[SyntaxeContextuelle\]](#)).

1 Enrichissement avec le nœud ConvFloat

Ce nœud indique qu'il y a une conversion du type entier au type flottant Deca.

Exemple Dans le contexte de déclarations

```
int i;  
float f;
```

l'instruction

```
f = f + i;
```

est représentée par l'arbre primitif

```
Assign [  
  Identifier↑"f"  
  Plus [  
    Identifier↑"f"  
    Identifier↑"i"  
  ]  
]
```

Après enrichissement, l'arbre devient :

```
Assign [  
  Identifier↑"f"  
  Plus [  
    Identifier↑"f"  
    ConvFloat [  
      Identifier↑"i"  
    ]  
  ]  
]
```

2 Les décors

Un décor correspond à certains attributs des grammaires attribuées qui sont mémorisés dans l'arbre abstrait, afin de faciliter l'étape de génération de code (cf. [Gencode]). Une illustration détaillée sur un exemple est présenté dans [Exemple].

Il y a deux types de décorations :

- 'Definition', qui représente la définition d'un identificateur (de type, de méthode, de variable, etc.), qui est rattaché à tous les nœuds Identifier.
- 'Type', qui représente le type d'une expression, qui est rattaché à tous les nœuds racines de sous-arbres de la classe définie par **EXPR** dans la grammaire d'arbres (de [SyntaxeAbstraite]).
N.B. 'Type' sera rattaché aux nœuds Identifier correspondant à une occurrence d'utilisation d'identificateur dans une expression, mais n'est pas nécessaire pour une définition d'identificateur.

En Passe 1, on crée les **Definition** des classes : ce sont des objets de type **ClassDefinition**.

En Passe 2, on crée les **Definition** des champs et des méthodes avec leur **index** (cf. paramètre des constructeurs), et on met à jour les champs **numberOfFields** et **numberOfMethods** (via les mutateurs appropriés) de la définition associée à leur classe. Le rôle de ces champs **index** dans **FieldDefinition** et dans **MethodDefinition** est détaillé dans [Gencode].

En Passe 3, on crée les autres **Definition**.

On utilisera au maximum la « sémantique de partage » : les objets de type **Definition** et **Type** sont partagés autant que possible. Par exemple, les nœuds Identifier correspondant à la même définition ont tous la même **Definition** et le même **Type**. Ceci est utilisé par [Gencode].

3 Un exemple complet

Programme source

```
1 class A {
2     protected int x ;
3     int getX() {
4         return x ;
5     }
6     void setX(int x) {
7         this.x = x ;
8     }
9 }
10
11 {
12     A a = new A() ;
13     a.setX(1) ;
14     println("a.getX() = ", a.getX()) ;
15 }
```


Arbre décoré

```

'> [1, 0] Program
  +> ListDeclClass [List with 1 elements]
    | []> [1, 0] DeclClass
    |   +> [1, 6] Identifier (A)
    |   | definition: type defined at [1, 0], type=A
    |   +> [builtin] Identifier (Object)
    |   | definition: type (builtin), type=Object
    |   +> ListDeclField [List with 1 elements]
    |   | []> [2, 17] [visibility=PROTECTED] DeclField
    |   | | +> [2, 13] Identifier (int)
    |   | | | definition: type (builtin), type=int
    |   | | +> [2, 17] Identifier (x)
    |   | | | definition: field defined at [2, 17], type=int
    |   | ' > NoInitialization
    |   ' > ListDeclMethod [List with 2 elements]
    |   | []> [3, 3] DeclMethod
    |   | | +> [3, 3] Identifier (int)
    |   | | | definition: type (builtin), type=int
    |   | | +> [3, 7] Identifier (getX)
    |   | | | definition: method defined at [3, 3], type=int
    |   | | +> ListDeclParam [List with 0 elements]
    |   | | ' > [3, 14] MethodBody
    |   | | | +> ListDeclVar [List with 0 elements]
    |   | | | ' > ListInst [List with 1 elements]
    |   | | | []> [4, 6] Return
    |   | | | ' > [4, 13] Identifier (x)
    |   | | | | definition: field defined at [2, 17], type=int
    |   | ' > [6, 3] DeclMethod
    |   | | +> [6, 3] Identifier (void)
    |   | | | definition: type (builtin), type=void
    |   | | +> [6, 8] Identifier (setX)
    |   | | | definition: method defined at [6, 3], type=void
    |   | | +> ListDeclParam [List with 1 elements]
    |   | | | []> [6, 13] DeclParam
    |   | | | | +> [6, 13] Identifier (int)
    |   | | | | | definition: type (builtin), type=int
    |   | | | | ' > [6, 17] Identifier (x)
    |   | | | | | definition: parameter defined at [6, 13], type=int
    |   | ' > [6, 20] MethodBody
    |   | | +> ListDeclVar [List with 0 elements]
    |   | | ' > ListInst [List with 1 elements]
    |   | | | []> [7, 13] Assign
    |   | | | | type: int
    |   | | | | +> [7, 10] Selection
    |   | | | | | type: int
    |   | | | | | +> [7, 6] This
    |   | | | | | | type: A
    |   | | | | | ' > [7, 11] Identifier (x)
    |   | | | | | | definition: field defined at [2, 17], type=int
    |   | | | | ' > [7, 15] Identifier (x)
    |   | | | | | definition: parameter defined at [6, 13], type=int

```

```

'> [11, 0] Main
+> ListDeclVar [List with 1 elements]
| []> [12, 5] DeclVar
|   +> [12, 3] Identifier (A)
|     | definition: type defined at [1, 0], type=A
|   +> [12, 5] Identifier (a)
|     | definition: variable defined at [12, 5], type=A
|   '> [12, 7] Initialization
|     '> [12, 9] New
|         type: A
|         '> [12, 13] Identifier (A)
|             definition: type defined at [1, 0], type=A
'> ListInst [List with 2 elements]
  []> [13, 9] MethodCall
  || type: void
  || +> [13, 3] Identifier (a)
  || | definition: variable defined at [12, 5], type=A
  || +> [13, 5] Identifier (setX)
  || | definition: method defined at [6, 3], type=void
  || '> ListExpr [List with 1 elements]
  ||   []> [13, 10] Int (1)
  ||     type: int
  []> [14, 3] Println
    '> ListExpr [List with 2 elements]
      []> [14, 11] StringLiteral (a.getX() = )
      || type: string
      []> [14, 32] MethodCall
      type: int
      +> [14, 26] Identifier (a)
      | definition: variable defined at [12, 5], type=A
      +> [14, 28] Identifier (getX)
      | definition: method defined at [3, 3], type=int
      '> ListExpr [List with 0 elements]

```

[Gencode]

Génération de code pour le langage Deca

1 Génération de code pour le langage Deca « sans objet »

La génération de code pour un programme Deca « sans objet » peut être réalisée en une passe (d'autres passes peuvent être ajoutées pour optimiser le code généré). La forme générale du code généré à partir d'un programme Deca peut être la suivante (celle-ci peut aussi être généralisée pour générer du code objet, cf. section 2.2) :

```
; Début du programme principal
TSTO #d1 ; taille maximale de la pile
BOV pile_pleine
ADDSP #d2 ; variables globales
; Code du programme principal
HALT
; Messages d'erreurs
pile_pleine:
WSTR "Erreur : ..." ; Message d'erreur adéquat
WNL
ERROR
; Autres messages d'erreurs
```

Comme cela apparaît dans ce squelette, il est nécessaire de générer du code qui teste le débordement de la pile via l'instruction TSTO. Un tel débordement est en effet possible avec un programme sans objet utilisant trop de variables et de temporaires : voir l'état de la pile des programmes sans objet en section 4 du document [ExempleSansObjet]. Des explications sur la façon de générer correctement cette instruction TSTO sont données en section 2.2.

La passe de génération de code commence par la liste des déclarations de variables pour associer une adresse dans la pile à chaque variable globale. Les adresses des variables globales sont de la forme 1(GB), 2(GB), 3(GB).... Associer une adresse à chaque variable consiste à modifier le champ **operand** de sa définition via la méthode **setOperand** : voir les classes **VariableDefinition** et **ExpDefinition** dans le code fourni. Cette adresse pourra être récupérée via la méthode **getOperand** dans les phases ultérieures de la génération de code (génération de code des expressions, génération de code des affectations), grâce au partage des objets de type **Definition** dans l'arbre abstrait décoré (voir document [ArbreEnrichi]). Pendant ce passage sur les déclarations de variables, il faut aussi générer le code des initialisations explicites de variables (voir section 6).

Ensuite, la passe de génération traite la liste des instructions, dont les expressions arithmétiques (voir section 7.1), les expressions booléennes (voir section 7.2) et les structures de contrôles (voir section 8).

2 Génération de code pour le langage Deca complet

La génération de code pour un programme Deca peut être réalisée en deux passes (d'autres passes peuvent être ajoutées à ces deux passes pour optimiser le code généré). Cette section détaille le rôle de ces 2 passes et la forme générale du code généré. Le détail des différentes composantes de la génération de code est donné à partir de la section 3.

2.1 Rôle de chaque passe

Passe 1

La première passe consiste à parcourir les classes du programme en s'intéressant à leurs méthodes, de façon à générer du code pour construire la *table des méthodes* (« virtual methods table », souvent abrégé « vtable » en anglais). Cette première passe comporte plus précisément les points suivants :

- construction du *tableau des étiquettes des méthodes*;
- génération de code permettant de construire la *table des méthodes*.

Passe 2

La deuxième passe comporte les points suivants :

- codage des champs de chaque classe (initialisation) ;
- codage des méthodes de chaque classe (déclarations et instructions) ;
- codage du programme principal (déclarations et instructions).

Cela nécessite de coder les expressions du langage Deca.

2.2 Forme générale du code

La forme générale du code généré à partir d'un programme Deca peut être la suivante :

```

;  Partie principale :
;    - Code de la construction de la table des méthodes de chaque classe
;    - Code du programme principal
;    HALT
;    - Messages d'erreurs
;  Pour chaque classe :
;    - code de l'initialisation des champs
;    - code des méthodes

```

Dans la suite, le mot « bloc » désigne soit le programme principal, soit une méthode, soit un sous-programme d'initialisation.

Il est nécessaire de générer du code qui teste le débordement de la pile. Plutôt que d'effectuer un test de débordement (instruction `TSTO #d`) chaque fois qu'on effectue un empilement, il est conseillé, pour produire du code plus efficace, de ne générer qu'une seule instruction `TSTO #d` par bloc.

Comme l'argument *d* du `TSTO` n'est connu qu'à la fin de la génération de code du bloc, alors que l'instruction `TSTO` doit être placée parmi les premières instructions du bloc, on utilisera la possibilité offerte par le paquetage **pseudocode** d'ajouter une instruction en début de bloc. L'instruction `TSTO` pourra ainsi être ajoutée après avoir généré le bloc de code correspondant, en utilisant les informations récoltées pendant la génération du bloc pour générer l'opérande correct.

Au cours de la génération de code d'un bloc, on calculera donc le nombre maximal *d* d'empilements nécessaires. Ce nombre dépend :

- du nombre de registres sauvegardés en début de bloc ;
- du nombre de variables du bloc ;
- du nombre maximal de temporaires nécessaires à l'évaluation des expressions ;
- du nombre maximal de paramètres des méthodes appelées (chaque instruction `BSR` effectuant deux empilements).

Pour calculer ces informations « au vol », on utilisera un paquetage qui fournira des primitives utilisées de façon systématique lors de la génération de code.

2.3 Format de la partie principale

Le format du code construisant les tables des méthodes, du programme principal et des messages d'erreurs est le suivant.

```

TSTO #d1 ; taille maximale de la pile
BOV pile_pleine
ADDSP #d2 ; tables des méthodes + variables globales
; Code de la construction de la table des méthodes de chaque classe
; Code du programme principal
HALT

pile_pleine:
WSTR "Erreur : ..." ; Message d'erreur adéquat
WNL
ERROR
; Autres messages d'erreurs
```

2.4 Format d'une méthode

Le format d'une méthode m dans une classe A est le suivant.

```

code.A.m:
TSTO #d1 ; taille maximale de la pile
BOV pile_pleine
ADDSP #d2 ; variables locales
; Code de la sauvegarde des registres
; Code de la méthode
; Message d'erreur si on sort d'une méthode retournant un résultat de type
; différent de void autrement que par une instruction return
ERROR
fin.A.m:
; Code de la restauration des registres
RTS
```

2.5 Format d'un sous-programme d'initialisation des champs

Le format du sous-programme d'initialisation des champs d'une classe A est le suivant.

```

init.A:
TSTO #d1 ; taille maximale de la pile
BOV pile_pleine
; Code de la sauvegarde des registres
; Code de l'initialisation des champs
; Code de la restauration des registres
RTS
```

3 Construction de la table des méthodes

À chaque classe du programme est associée une *table des méthodes*, qui est une suite de mots de la pile qui contient :

- un pointeur sur la table des méthodes de la super-classe ;
- un pointeur vers le code de chaque méthode de la classe.

Considérons par exemple le programme suivant :

```
class A {
    void m() { }
    void p() { }
}

class B extends A {
    void p() { }
    void q() { }
}
```

La table des méthodes de la classe A est représenté figure 1.

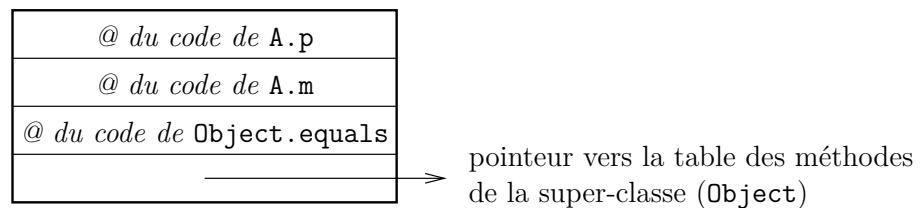


FIGURE 1 – Table des méthodes de la classe A

On stocke ces tables des méthodes dans la pile. L'état de la pile après la construction des tables des méthodes pour les classes `Object`, `A` et `B` est représenté figure 2. On choisit d'associer à une méthode t d'une classe C l'étiquette $code.C.t$ qui débutera le code de cette méthode. Par exemple, $code.A.m$ représente l'étiquette de début du code de la méthode `m` définie dans la classe `A`.

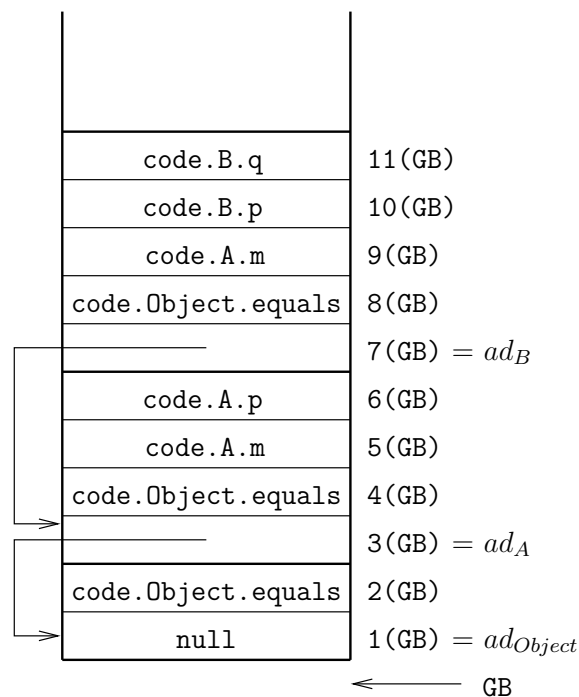


FIGURE 2 – État de la pile après la construction des tables des méthodes de `Object`, `A` et `B`

L'adresse de la table des méthodes de la classe `Object` est $ad_{Object} = 1(GB)$, celle de `A` est $ad_A =$

3(GB), et celle de B est $ad_B = 7(GB)$.

Pour permettre de construire cette structure, on associe à chaque classe un *tableau des étiquettes de méthodes* qui associe à la i -ème méthode de chaque classe (en considérant également les méthodes héritées) l'étiquette de son code.

Les tableaux associés aux classes `Object`, `A` et `B` sont les suivants :

1	code.Object.equals	1	code.Object.equals	1	code.Object.equals
		2	code.A.m	2	code.A.m
		3	code.A.p	3	code.B.p
				4	code.B.q
Tableau de <code>Object</code>		Tableau de <code>A</code>		Tableau de <code>B</code>	

Lors d'un héritage ou d'une redéfinition, les deux méthodes doivent avoir le même indice dans les deux tableaux. Par exemple, `A.m` et `B.m` (héritée de `A.m`) sont à l'indice 2, et de même, `A.p` et `B.p` (redéfinition de `A.p`) sont à l'indice 3. L'indice d'une méthode correspond à l'`index` de la méthode, qui a été calculé et rangé dans sa `MethodDefinition` au cours de l'étape B (vérification/décoration).

Le code correspondant à la construction des tables des méthodes pour `Object` et `A` est le suivant.

```

; Code de la table des méthodes de Object
LOAD #null, R0
STORE R0, 1(GB)
LOAD code.Object.equals, R0
STORE R0, 2(GB)
; Code de la table des méthodes de A
LEA 1(GB), R0
STORE R0, 3(GB)
LOAD code.Object.equals, R0 ; Héritage de la méthode equals de Object
STORE R0, 4(GB)
LOAD code.A.m, R0
STORE R0, 5(GB)
LOAD code.A.p, R0
STORE R0, 6(GB)
; Code de la table des méthodes de B
LEA 3(GB), R0
STORE R0, 7(GB)
LOAD code.Object.equals, R0 ; Héritage de la méthode equals de Object
STORE R0, 8(GB)
LOAD code.A.m, R0 ; Héritage de la méthode m de A
STORE R0, 9(GB)
LOAD code.B.p, R0 ; Redéfinition de la méthode p
STORE R0, 10(GB)
LOAD code.B.q, R0
STORE R0, 11(GB)

```

L'adresse de la table des méthodes doit être stockée en mémoire de l'exécutable du compilateur, de manière à pouvoir être retrouvée facilement lors des phases ultérieures de la génération de code (notamment les appels de méthodes), à partir de la `ClassDefinition` de la classe. Sur l'exemple, ces adresses sont 1(GB) pour `Object`, 3(GB) pour `A` et 7(GB) pour `B`.

4 Codage des champs

4.1 Représentation d'un objet

Considérons la classe `C` suivante.

```
class C {
    int x;
    int y=1;
    int getX() {
        return x;
    }
    void incrX() {
        x = x + 1;
    }
}
```

Un objet de la classe `C` est représenté par une structure allouée dans le tas contenant :

- un pointeur sur la table des méthodes de `C` ;
- une case mémoire pour le champ `x` ;
- une case mémoire pour le champ `y`.

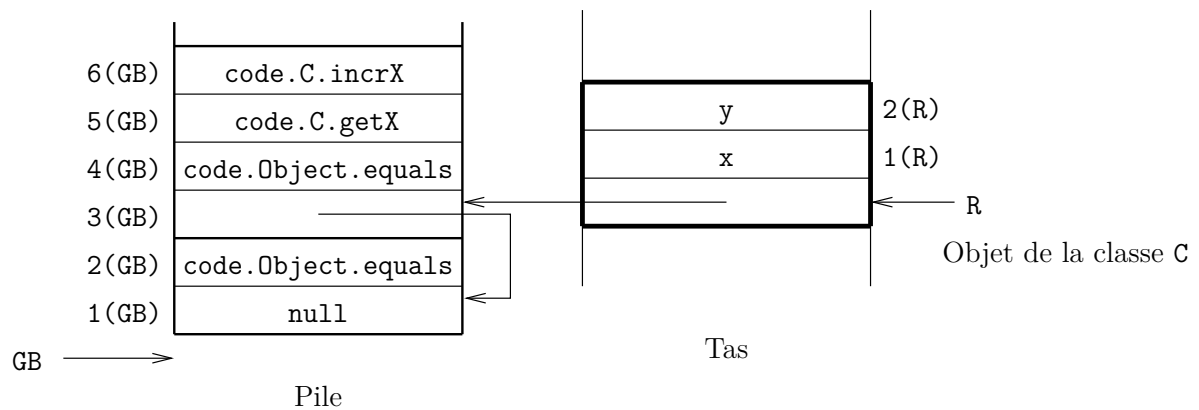


FIGURE 3 – Représentation mémoire d'un objet de la classe `C`

La figure 3 représente un objet de la classe `C`. Cet objet est alloué dans le tas. Si son adresse est dans le registre `R`, alors `0(R)` dénote l'adresse du pointeur sur la table des méthodes de `C`, `1(R)` dénote l'adresse du champ `x`, `2(R)` dénote l'adresse du champ `y`.

En plus de la classe `C` définie précédemment, on définit la classe `D` de la façon suivante.

```
class D extends C {
    int x=3;
    int z;
}
```

La classe `D` hérite donc des champs `x` et `y` de `C`. La figure 4 représente un objet de la classe `D`. On peut remarquer que la déclaration `int x;` dans `D` définit un nouveau champ `x` et que la place du champ `x` de `C` est conservée dans la structure.

Pour chaque champ, son déplacement (qui correspond à sa position dans la structure de l'objet) est exactement son `index`, qui a été rangé dans sa `FieldDefinition` lors de l'étape B (vérification/décoration). La taille de l'objet est, elle, directement reliée au nombre de champs, rangé dans le champ `numberOfFields` de la `ClassDefinition` de sa classe en étape B.

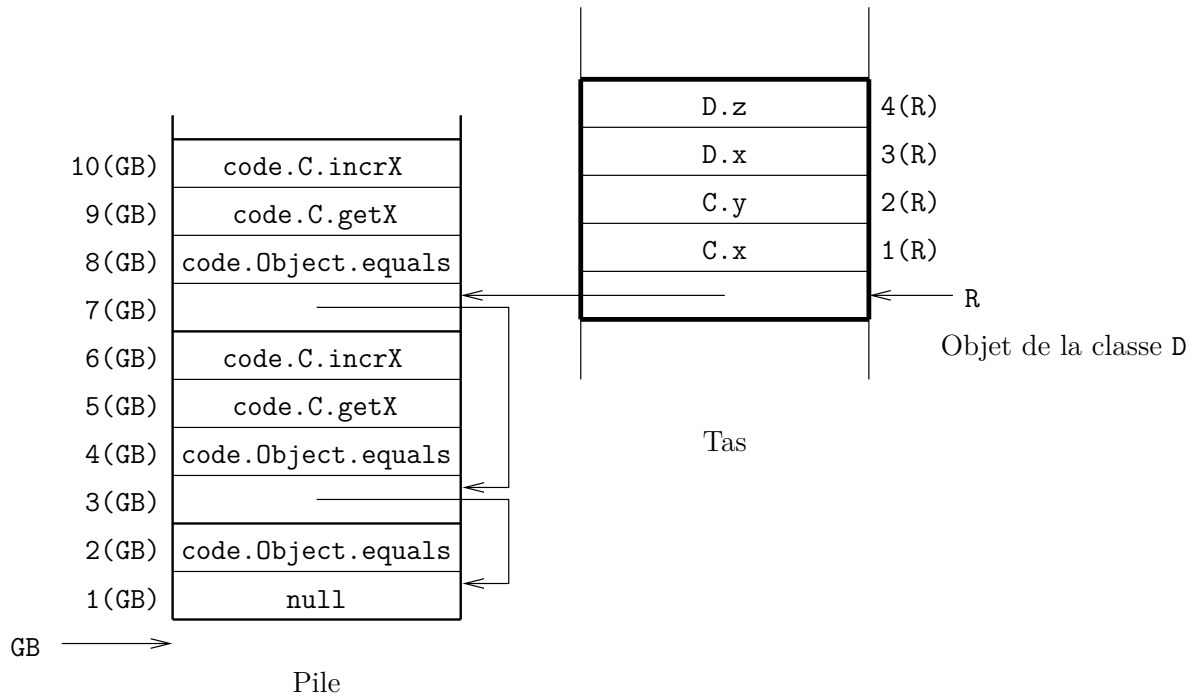


FIGURE 4 – Représentation mémoire d'un objet de la classe D

4.2 Code d'une sélection de champ

Soit `c` un objet de la classe `C` précédente, supposons que l'adresse de `c` est rangée en `42(LB)`. Soit l'extrait de programme suivant :

```
c.x = 2;
print(c.x);
```

Le code correspondant est le suivant :

```
; Affectation
    LOAD 42(LB), R2
    CMP #null, R2                ; objet null dans sélection de champ ?
    BEQ dereferencement.null
    LOAD #2, R3
    STORE R3, 1(R2)
; Instruction print
    LOAD 42(LB), R2
    CMP #null, R2                ; objet null dans sélection de champ ?
    BEQ dereferencement.null
    LOAD 1(R2), R2
    LOAD R2, R1
    WINT
; [...]
; Message d'erreur en cas de déréréfencement de null
dereferencement.null :
    WSTR "Erreur : dereferencement de null"
    WNL
    ERROR
```

On remarque qu'il faut tester si l'objet qui est en partie gauche de la sélection est null.

On peut également noter que l'instruction `CMP #null, R2` est ici superflue parce que les codes conditions correspondant à cette comparaison sont déjà positionnés par l'instruction `LOAD` qui précède. Néanmoins, son utilisation peut éventuellement permettre de simplifier la génération automatique de code en évitant de distinguer des cas particuliers.

4.3 Initialisation des champs

Lorsqu'un nouvel objet est construit, ses champs doivent être initialisés, soit à la valeur zéro, faux ou null, si la déclaration du champ ne comporte pas d'initialisation explicite, soit à la valeur spécifiée, si la déclaration comporte une initialisation explicite. De plus, les champs hérités devront être initialisés comme cela est spécifié dans la super-classe.

L'initialisation des champs va être codée par un sous-programme. On choisit d'associer au sous-programme d'initialisation d'une classe *C* l'étiquette *init.C*. L'objet à initialiser devra être passé en paramètre à ce sous-programme et doit donc être empilé avant l'appel. Ce paramètre a donc `-2(LB)` comme adresse.

Par exemple, l'initialisation d'un objet de la classe *C* pourra être réalisée par le code suivant :

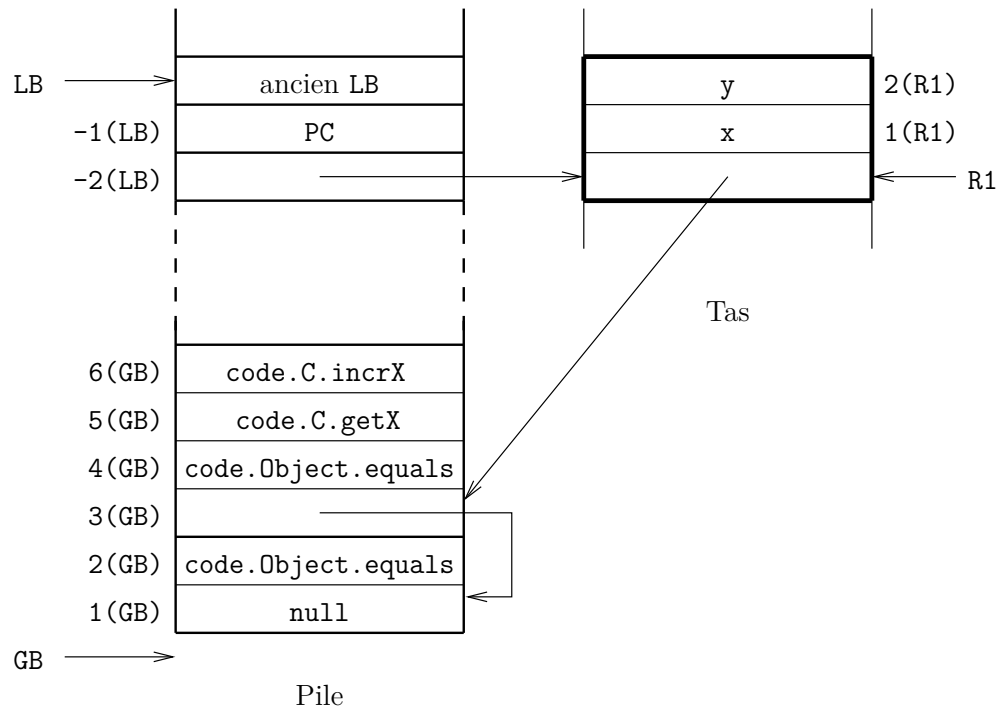
```
; Initialisation des champs de C
init.C :
    ; Initialisation de x
    LOAD #0, R0
    LOAD -2(LB), R1 ; R1 contient l'adresse de l'objet
    STORE R0, 1(R1) ; 1(R1) est l'adresse de x
    ; Initialisation de y
    LOAD #1, R0
    LOAD -2(LB), R1 ; R1 contient l'adresse de l'objet
    STORE R0, 2(R1) ; 2(R1) est l'adresse de y
    RTS
```

Si le code qui réalise les initialisations utilise des registres parmi *R2*, *R3*, ..., ces registres devront être sauvegardés au début du sous-programme, et restaurés avant la sortie du sous-programme.

L'état de la pile lors de l'exécution du sous-programme d'initialisation *init.C* est représenté figure 5.

Pour initialiser un objet d'une sous-classe, on commence par initialiser les champs hérités, puis on initialise les champs propres de la classe. Ceci dit, si les champs hérités sont initialisés par des appels de méthodes qui sont elles-mêmes redéfinies dans la sous-classe alors l'initialisation des champs hérités peut indirectement accéder/modifier ceux de la sous-classe. Pour être sûr de respecter la sémantique, il est donc plus prudent de commencer par mettre tous les nouveaux champs à 0, avant l'initialisation des champs hérités, et de finir par les éventuelles initialisations explicites des nouveaux champs. Par exemple, l'initialisation d'un objet de la classe *D* pourra être réalisée par le code suivant :

```
; Initialisation des champs de D
init.D :
    TSTO #3 ; Test de débordement de pile
    BOV pile_pleine
    LOAD -2(LB), R1 ; R1 contient l'adresse de l'objet
    ; Initialisation de D.x
    LOAD #0, R0
    STORE R0, 3(R1) ; 3(R1) est l'adresse de D.x
    ; Initialisation de D.z
    STORE R0, 4(R1) ; 4(R1) est l'adresse de D.z
```

FIGURE 5 – État de la pile lors de l'appel de `init.C`

```

; Appel de l'initialisation des champs hérités de C
PUSH R1          ; empile l'objet à initialiser
BSR init.C       ; appel de l'initialisation de la super-classe
SUBSP #1         ; on remet la pile dans son état initial
; initialisation explicite de D.x
LOAD -2(LB), R1  ; R1 contient l'adresse de l'objet
LOAD #3, R0
STORE R0, 3(R1) ; 3(R1) est l'adresse de D.x
RTS

```

5 Codage des méthodes

Considérons par exemple la classe suivante :

```

class P {
    int x;
    int y;
    void move(int a, int b) {
        x = x + a;
        y = y + b;
    }
}

```

L'état de la pile lors d'un appel à la méthode `move` est représenté figure 6. Le paramètre implicite de la méthode (l'objet qui invoque la méthode) a donc pour adresse `-2(LB)`, le premier paramètre `a` pour adresse `-3(LB)`, et le deuxième paramètre `b` a pour adresse `-4(LB)`. On remarque donc que les paramètres doivent être empilés de *droite à gauche*.

Le code de la méthode `move` a la forme suivante.

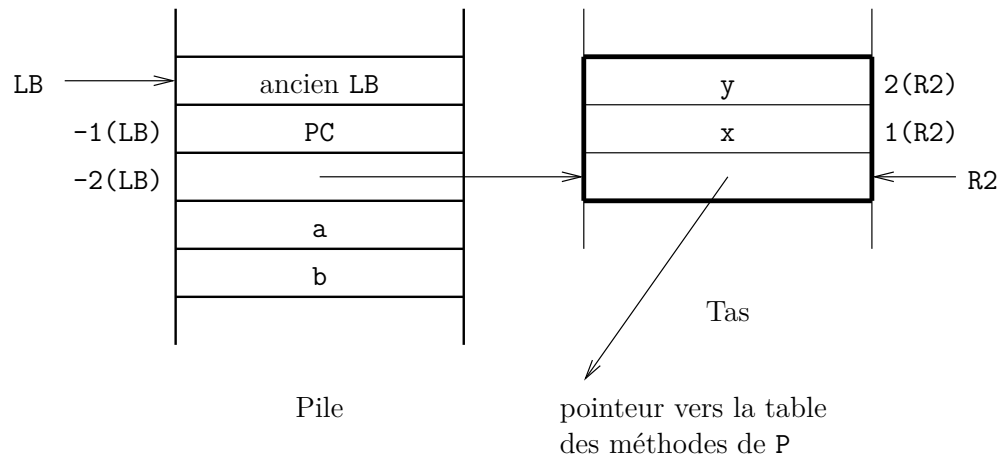


FIGURE 6 – État de la pile lors de l'appel de move

```

; Code de la méthode move
code.P.move :
    TSTO #2          ; Test de débordement de pile
    BOV pile_pleine
    ; Sauvegarde des registres
    PUSH R2
    PUSH R3
    ; x = x + a ;
    LOAD -2(LB), R2  ; R2 := this
    LOAD -2(LB), R3  ; R3 := this
    LOAD 1(R3), R3   ; R3 := this.x
    ADD -3(LB), R3   ; R3 := this.x + a
    STORE R3, 1(R2) ; this.x := R3
    ; y = y + b ;
    LOAD -2(LB), R2  ; R2 := this
    LOAD -2(LB), R3  ; R3 := this
    LOAD 2(R3), R3   ; R3 := this.y
    ADD -4(LB), R3   ; R3 := this.y + b
    STORE R3, 2(R2) ; this.y := R3
fin.P.move :
    ; Restauration des registres
    POP R3
    POP R2
    RTS

```

Les registres utilisés dans le corps de la méthode doivent être sauvegardés au début du code de la méthode, et restaurés à la fin. On introduit une étiquette pour la fin du code d'une méthode. Le codage d'une instruction **return** effectue un branchement sur cette étiquette.

Considérons la classe Q suivante.

```

class Q {
    float abs(float x) {
        if (x < 0.0) {
            return -x;
        }
    }
}

```

```
}
```

La fonction `abs` est censée calculer la valeur absolue de son argument, mais le cas $x \geq 0$ a été oublié.

Le paramètre explicite `x` de `abs` a pour adresse `-3(LB)`. L'instruction `return` effectue un branchement à la fin de la méthode. Le résultat de la méthode `abs` est dans le registre `R0`. Le code de la méthode a la forme suivante.

```
; Code de la méthode abs
code.Q.abs :
    ; Instruction if
    LOAD -3(LB), R0
    CMP #0.0, R0
    BGE etiq_fin.1
    ; return -x
    OPP -3(LB), R0
    BRA fin.Q.abs
etiq_fin.1 :
    WSTR "Erreur : sortie de la methode Q.abs sans return"
    WNL
    ERROR
fin.Q.abs :
    RTS
```

On peut remarquer que si on sort de la fonction sans être passé par une instruction `return`, il y a une erreur à l'exécution.

6 Codage des déclarations

Le codage des déclarations consiste à

1. associer une adresse à chaque variable. Les variables locales aux méthodes ont des adresses de la forme `1(LB)`, `2(LB)`, `3(LB)`.... Les variables globales ont des adresses de la forme `k(GB)`.... (la plus petite valeur de `k` dépend de la taille des tables de méthodes des classes).
2. coder les initialisations explicites de variables, en utilisant le codage des expressions. Les variables qui n'ont pas d'initialisation explicite sont laissées non initialisées.

7 Codage des expressions

7.1 Codage des expressions arithmétiques

Le langage Deca impose que les expressions binaires soient évaluées de gauche à droite. Pour évaluer une expression binaire de la forme $e_1 \text{ op } e_2$, on évalue donc e_1 , on conserve sa valeur dans un registre, puis on évalue e_2 et on applique enfin l'opérateur op . Si l'expression est complexe, on a donc besoin de plusieurs registres pour conserver les sous-expressions intermédiaires. Dans certains cas, on ne dispose pas de suffisamment de registres, il faut alors allouer des variables temporaires.

Des appels de méthodes peuvent avoir lieu au cours de l'évaluation de l'expression. Par conséquent, il ne faut pas conserver de valeur intermédiaire dans les registres `R0` et `R1`, dont la valeur peut être modifiée par ces appels (ce sont des registres « scratch »). On utilise donc les registres `R2`, `R3`... pour évaluer les sous-expressions.

On considère par exemple le programme suivant.

```
{
  int x = 1;
  int y = 2;
  x = 3 * x - y / 2;
}
```

Dans ce programme, x a pour adresse 3(GB) et y a pour adresse 4(GB). Le code correspondant à l'instruction $3 * x - y / 2$ a la forme suivante :

```
LOAD #3, R2    ; R2 := 3
MUL 3(GB), R2  ; R2 := 3 * x
LOAD 4(GB), R3 ; R3 := y
QUO #2, R3     ; R3 := y / 2
SUB R3, R2     ; R2 := R2 - R3
STORE R2, 3(GB)
```

Si on ne dispose que du registre R2, on doit utiliser une variable temporaire pour stocker $3 * x$. La sauvegarde et la restauration d'une valeur peuvent être faites à l'aide des instructions PUSH et POP. Cela donne le code suivant :

```
LOAD #3, R2
MUL 3(GB), R2 ; R2 := 3 * x
PUSH R2       ; On stocke R2 dans une temporaire
LOAD 4(GB), R2
QUO #2, R2    ; R2 := y / 2
POP R0       ; On récupère le contenu de la temporaire dans R0
SUB R2, R0    ; R0 := R0 - R2
LOAD R0, R2   ; On met le résultat de l'expression dans R2
STORE R2, 3(GB)
```

Dans le cadre de l'extension TRIGO, pour améliorer la précision de la classe Math, il peut être intéressant d'adapter l'algorithme esquissé ci-dessus pour utiliser l'instruction FMA. Voir section 5 du document [Consignes].

7.2 Codage des expressions booléennes

En Deca, les opérateurs booléens $\&\&$ et $||$ sont évalués paresseusement de gauche à droite. Cela signifie que pour évaluer $e_1 \&\& e_2$, on évalue d'abord e_1 . Ensuite, si e_1 est faux, le résultat est faux (e_2 n'est pas évalué). Si e_1 est vrai, alors e_2 est évalué, et le résultat vaut e_2 .

On code les expressions booléennes par des *flots de contrôle*. Avec cette approche, on considère qu'une expression booléenne correspond à une suite de lignes de code comportant un ou plusieurs branchements à une certaine étiquette E (cf. figure 7).

Les deux valeurs booléennes correspondent

- au branchement à l'étiquette E (rupture de séquence) ;
- à la poursuite des instructions (continuation en séquence).

On a deux possibilités :

1. Le branchement est effectué si l'expression booléenne C est vraie. Le code correspondant est noté $\langle \text{Code}(C, \text{vrai}, E) \rangle$.
2. Le branchement est effectué lorsque l'expression booléenne C est fausse. Le code correspondant est noté $\langle \text{Code}(C, \text{faux}, E) \rangle$.

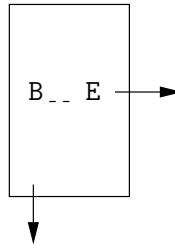
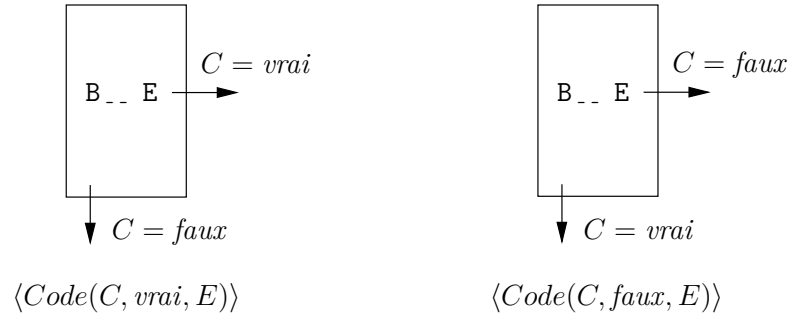


FIGURE 7 – Une expression booléenne codée par un flot de contrôle

FIGURE 8 – Codes possibles pour une expression booléenne C

Un intérêt de cette approche est que l'opérateur unaire de négation booléenne **ne génère pas** de code additionnel par rapport à son fils. Ainsi, lorsque C est une expression booléenne,

$$\langle \text{Code}(!C, \text{vrai}, E) \rangle \equiv \langle \text{Code}(C, \text{faux}, E) \rangle \quad \langle \text{Code}(!C, \text{faux}, E) \rangle \equiv \langle \text{Code}(C, \text{vrai}, E) \rangle$$

Autrement dit, il y a *élimination* des négations à la volée : celles-ci sont traitées *directement* aux feuilles de l'arbre abstrait.

Détaillons le code à produire pour les autres expressions booléennes possibles.

$$\langle \text{Code}(\text{true}, \text{vrai}, E) \rangle \equiv \text{BRA } E \quad \langle \text{Code}(\text{true}, \text{faux}, E) \rangle \equiv \varepsilon \quad (\text{pas de code})$$

$$\langle \text{Code}(\text{false}, b, E) \rangle \equiv \langle \text{Code}(!\text{true}, b, E) \rangle$$

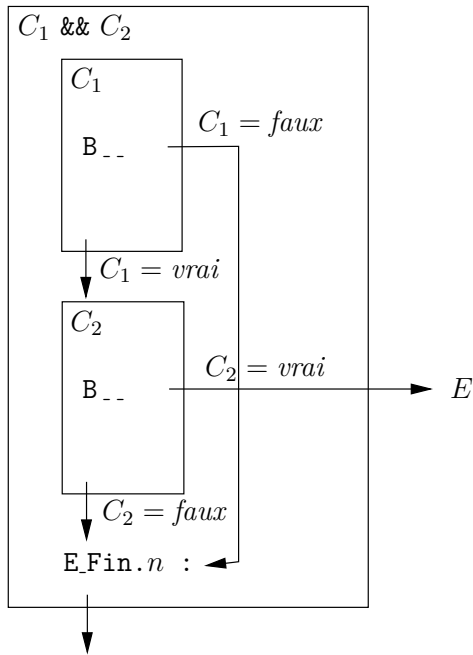
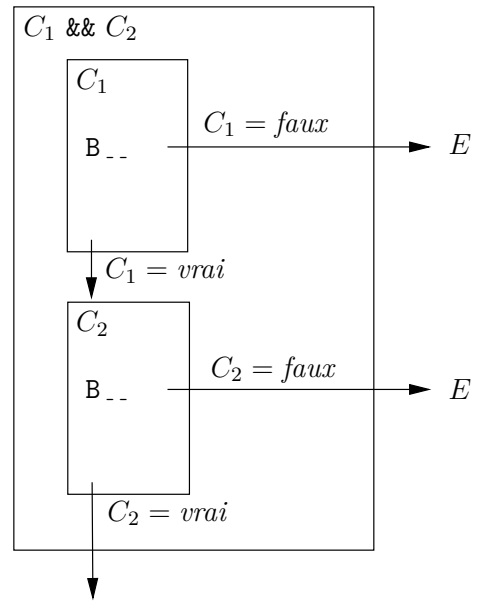
$$\begin{aligned} \langle \text{Code}(C_1 \ \&\& \ C_2, \text{vrai}, E) \rangle &\equiv \langle \text{Code}(C_1, \text{faux}, \text{E_Fin}.n) \rangle \\ &\quad \langle \text{Code}(C_2, \text{vrai}, E) \rangle \\ \text{E_Fin}.n : & \end{aligned} \quad \begin{aligned} \langle \text{Code}(C_1 \ \&\& \ C_2, \text{faux}, E) \rangle &\equiv \langle \text{Code}(C_1, \text{faux}, E) \rangle \\ &\quad \langle \text{Code}(C_2, \text{faux}, E) \rangle \end{aligned}$$

$$\langle \text{Code}(C_1 \ || \ C_2, b, E) \rangle \equiv \langle \text{Code}(!(!C_1 \ \&\& \ !C_2), b, E) \rangle$$

Remarquons que le code produit par $\langle \text{Code}(\text{false} \ \&\& \ C, b, E) \rangle$ est efficace à l'exécution (un seul branchement), par contre il contient du code "mort" (le code pour C). Ce code mort peut éventuellement être éliminé lors d'une passe ultérieure sur le code assembleur.

Pour les identificateurs il est nécessaire de stocker leur valeur en mémoire. On suppose que la valeur *faux* est codée par `#0`. On note *@idf* l'adresse de l'identificateur *idf*.

$$\begin{aligned} \langle \text{Code}(\text{idf}, \text{vrai}, E) \rangle &\equiv \text{LOAD } @idf, \text{R0} \\ &\quad \text{CMP } \#0, \text{R0} \\ &\quad \text{BNE } E \end{aligned} \quad \begin{aligned} \langle \text{Code}(\text{idf}, \text{faux}, E) \rangle &\equiv \text{LOAD } @idf, \text{R0} \\ &\quad \text{CMP } \#0, \text{R0} \\ &\quad \text{BEQ } E \end{aligned}$$

FIGURE 9 – $\langle Code(C_1 \ \&\& \ C_2, \text{vrai}, E) \rangle$ FIGURE 10 – $\langle Code(C_1 \ \&\& \ C_2, \text{faux}, E) \rangle$

Pour les opérateurs de comparaison ($=$, \neq , $<$, \leq , ...), il est nécessaire d'évaluer la partie gauche, puis la partie droite, de générer une instruction `CMP`, et enfin d'effectuer un branchement conditionnel.

Considérons par exemple le programme suivant.

```
{
  int x;
  x = readInt();
  if (x >= 0 && x <= 5) {
    print("x est dans l'intervalle [0, 5]");
  } else {
    print("x n'est pas dans l'intervalle [0, 5]");
  }
}
```

L'adresse de `x` est 3(GB). Le code de l'instruction `if` est le suivant (on applique ici le codage décrit en section 8.1).

```
LOAD 3(GB), R2
CMP #0, R2
BLT E_Sinon.1
LOAD 3(GB), R2
CMP #5, R2
BGT E_Sinon.1
; Instructions alors
WSTR "x est dans l'intervalle [0, 5]"
BRA E_Fin.1
E_Sinon.1 :
; Instructions sinon
WSTR "x n'est pas dans l'intervalle [0, 5]"
E_Fin.1 :
```


7.3 Codage des appels de méthodes

Le langage Deca impose que les arguments d'une méthode soient évalués de gauche à droite, en commençant par le paramètre implicite, et soient empilés de droite à gauche, en terminant par le paramètre implicite.

On considère par exemple l'instruction `p.move(1, 2)`. On suppose que `p` a pour adresse `42(GB)` et que `move` est la première méthode de classe `P`. Le code obtenu peut être le suivant :

```

    ADDSP #3          ; On réserve de la place pour les trois paramètres
    LOAD 42(GB), R2
    STORE R2, 0(SP)   ; On empile le paramètre implicite (p)
    LOAD #1, R2
    STORE R2, -1(SP)  ; On empile le premier paramètre (1)
    LOAD #2, R2
    STORE R2, -2(SP)  ; On empile le deuxième paramètre (2)
    LOAD 0(SP), R2    ; On récupère le paramètre implicite
    CMP #null, R2     ; On teste s'il est égal à null
    BEQ dereferencement.null
    LOAD 0(R2), R2     ; On récupère l'adresse de la table des méthodes
    BSR 1(R2)          ; Appel de la méthode move (première méthode de la classe)
    SUBSP #3          ; On dépile les trois paramètres
; [...]
; Message d'erreur en cas de déréférencement de null
dereferencement.null :
    WSTR "Erreur : dereferencement de null"
    WNL
    ERROR

```

On remarque qu'il faut tester si le paramètre implicite (`p`) est différent de `null`.

7.4 Codage de new

Le codage d'une expression `new A()` consiste à construire une structure d'objet dans le tas (cf. figures 3, 4 ...). Il faut pour cela connaître la taille d de la structure à allouer : c'est le nombre total des champs de `A` auquel on ajoute 1 pour stocker l'adresse de la table des méthodes.

Le code consiste à allouer d mots dans le tas, à stocker dans le premier mot de cette structure l'adresse ad_A de la table des méthodes de `A`, à effectuer l'initialisation et à stocker l'adresse de l'objet dans le registre courant.

On suppose ici qu'on cherche à produire du code qui stocke l'adresse de l'objet alloué dans le registre `R2`. Le code de l'instruction `new A()` est donc de la forme suivante :

```

    NEW #d, R2        ; Allocation d'une structure de taille d dans le tas
    BOV tas_plein     ; Test si l'allocation est possible
    LEA ad_A, R0       ; On stocke l'adresse de la table des méthodes
    STORE R0, 0(R2)    ; de A dans le premier mot de l'objet créé
    PUSH R2
    BSR init.A         ; Initialisation de l'objet créé
    POP R2

```

7.5 Codage de instanceof

On considère le programme suivant.

```

class A { }
class B extends A { }
class C extends B { }
{
    A a;
    B b;
    a = new C();
    if (a instanceof B) {
        b = (B)(a);
        println("ok");
    }
}

```

La figure 11 représente l'objet `a` dans le tas. Comme `a` est une instance de `C`, il contient l'adresse de la table des méthodes de `C` $ad_C = 7(\text{GB})$.

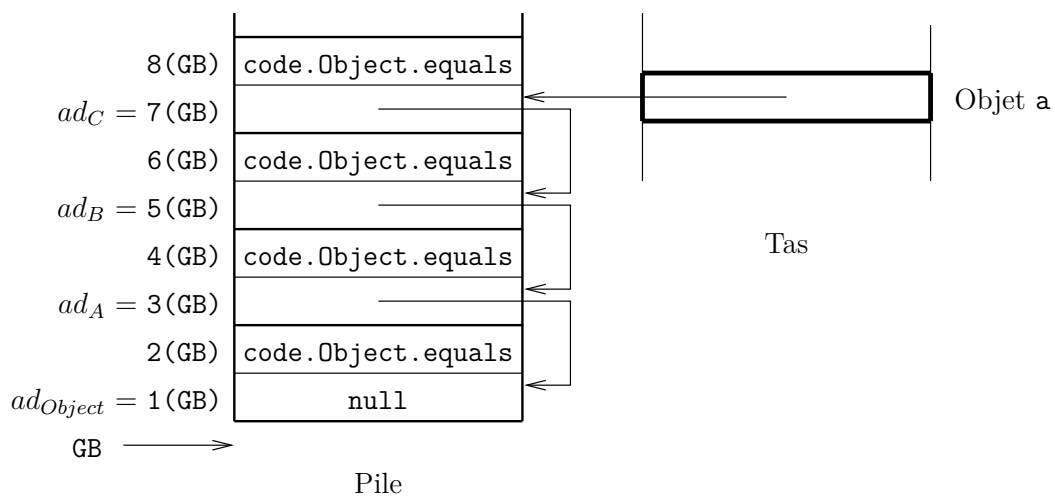


FIGURE 11 – Représentation de l'objet `a` et de la pile

Pour réaliser le test `a instanceof B`, il faut déterminer si la classe de l'objet `a` est un sous-type de `B`. Cela peut être fait en parcourant la chaîne de pointeurs de ad_C vers ad_{Object} et en testant si l'une des adresses rencontrées est égale à ad_B . Ici, c'est le cas, donc le test doit être évalué à *vrai*.

7.6 Codage des conversions de types

Il faut distinguer les différents cas possibles.

1. Conversion de la forme `(T)(e)` où `T` est le type `boolean`, `int` ou `float` et `e` est une expression de type `T`. Il suffit de coder l'expression, la conversion est l'opération identité.
2. Conversion de la forme `(float)(e)`, où `e` est une expression de type `int`. On code l'expression, puis on effectue une opération `FLOAT`.
3. Conversion de la forme `(int)(e)`, où `e` est une expression de type `float`. On code l'expression, puis on effectue une opération `INT`.
4. Conversion de la forme `(B)(a)`, où `B` est une classe et `a` une expression d'un type correspondant à une classe `A`.

On teste si `a` est une instance de `B`, ou bien la valeur `null`. Si c'est le cas, l'expression `(B)(a)` a pour valeur `a`. Sinon, la conversion est incorrecte : on affiche un message d'erreur et le programme s'arrête.

8 Codage des structures de contrôle

8.1 Conditionnelles

$$\langle \text{Code}(\text{if } (C_1) \{ I_1 \} \text{ else if } (C_2) \{ I_2 \} \dots \text{ else if } (C_p) \{ I_p \} \text{ else } \{ I \}) \rangle \equiv$$

```

    <Code(C1, faux, E.Sinon.n1)>
    <Code(I1)>
    BRA E.Fin.n
E.Sinon.n1 :
    <Code(C2, faux, E.Sinon.n2)>
    <Code(I2)>
    BRA E.Fin.n
E.Sinon.n2 :
    ...
    <Code(Cp, faux, E.Sinon.np)>
    <Code(Ip)>
    BRA E.Fin.n
E.Sinon.np :
    <Code(I)>
E.Fin.n :
```

$$\langle \text{Code}(\text{if } (C_1) \{ I_1 \} \text{ else if } (C_2) \{ I_2 \} \dots \text{ else if } (C_p) \{ I_p \}) \rangle \equiv$$

```

    <Code(C1, faux, E.Sinon.n1)>
    <Code(I1)>
    BRA E.Fin.n
E.Sinon.n1 :
    <Code(C2, faux, E.Sinon.n2)>
    <Code(I2)>
    BRA E.Fin.n
E.Sinon.n2 :
    ...
    <Code(Cp, faux, E.Fin.n)>
    <Code(Ip)>
E.Fin.n :
```

8.2 Boucles tant que

$$\langle \text{Code}(\text{while } (C) \{ I \}) \rangle \equiv$$

```

    BRA E.Cond.n
E.Debut.n :
    <Code(I)>
E.Cond.n :
    <Code(C, vrai, E.Debut.n)>
```


[Ima]

Descriptif d'utilisation de l'interpréteur ima

Le programme ima est un interpréteur-metteur au point (débugueur) de l'assembleur de la machine abstraite décrit dans le document [\[MachineAbstraite\]](#).

1 Appel de ima

L'appel de l'interpréteur s'effectue en exécutant la commande

```
ima [options] nom_de_fichier_assembleur
```

Sans option, le programme est directement assemblé et exécuté.

Options (les trois premières sont exclusives) :

- d : appel du metteur au point.
- s : exécution directe sans entrer dans le metteur au point, avec à la fin, si aucune erreur ne s'est produite, affichage du nombre d'instructions du programme et du temps d'exécution.
- r : exécution directe sans entrer dans le metteur au point, avec passage à la ligne à chaque écriture d'entier, de flottant ou de chaîne.
- p nnn : (nnn : entier >= 0) exécution avec une pile de nnn mots (par défaut : 10_000).
- t nnn : (nnn : entier >= 0) exécution avec un tas de nnn mots (par défaut : 10_000).

2 Utilisation de ima en mode metteur au point

L'appel d'ima avec l'option -d réalise l'analyse, l'assemblage et le chargement du fichier assembleur. Si aucune erreur n'a été détectée, on entre dans l'environnement d'interprétation-mise au point. Diverses commandes sont proposées sous la forme du menu suivant :

```
+-----+
| d : Démarrer l'exécution jusqu'au premier point d'arrêt |
| c : Continuer l'exécution jusqu'au point d'arrêt suivant |
| a : Ajouter un point d'arrêt |
| e : Enlever un point d'arrêt |
| s : Initialiser l'exécution en mode pas à pas |
| x : Exécuter l'instruction courante |
| i : Afficher l'instruction courante |
| p : Afficher tout le programme avec les points d'arrêt |
| l : Afficher le programme entre deux lignes, avec les points d'arrêt |
| r : Contenu des registres et des codes-condition |
| m : Contenu de la pile entre 2 adresses relatives a GB |
| b : Contenu d'un bloc dont l'adresse (+- depl) est dans un registre |
```

```

| t : Temps d'exécution depuis le début de l'exécution      |
| ? ou h : Afficher ce menu                                  |
| q : Quitter                                                  |
+-----+

```

L'invite

(ima)

permet d'entrer une des commandes, dont la description suit.

- d** Initialise les registres et la mémoire, puis commence l'exécution du programme, soit jusqu'à la première erreur d'exécution, soit jusqu'au premier point d'arrêt rencontré s'il n'y a pas d'erreur, soit jusqu'à la fin du programme (instructions **HALT** et **ERROR**) si aucune erreur ni aucun point d'arrêt n'a été rencontré. La commande d peut être demandée à tout moment, provoquant la réinitialisation et la réexécution.
- c** Lorsque l'exécution est interrompue par un point d'arrêt ou lorsqu'on est en mode pas à pas (voir ci-dessous), continue l'exécution du programme de la même façon qu'avec la commande d.
- a** Permet de positionner un point d'arrêt. On doit indiquer un numéro de ligne du fichier source. Le point d'arrêt est positionné sur la première instruction rencontrée dans le texte à partir de la ligne indiquée. Par exemple, supposons que le fichier assembleur contient les lignes

```

1          LOAD #3, R1
2      ; Commentaire
3  etiquette :
4
5          LOAD #1, R0 ; Comment
6          PUSH R1
7          NEW #4, R2
8          LEA -3(R2), R2
9  etiq :   CMP R0, R1

```

- Un point d'arrêt demandé en ligne 2, 3, 4 ou 5 est positionné en ligne 5.
- Un point d'arrêt demandé en ligne 9 est positionné en ligne 9.

Si on lance l'exécution avec ces deux points d'arrêt, l'interprète exécute **LOAD #3, R1** puis s'arrête sur la ligne 5, avant son exécution, car c'est un point d'arrêt. La ligne du point d'arrêt est affichée avec son numéro, sous la forme :

```
5 : LOAD #1, R0
```

On peut alors continuer l'exécution par la commande c. Les lignes 5, 6, 7 et 8 sont alors exécutées, et l'interprète s'arrête sur la ligne 9, en affichant

```
9 : CMP R0, R1
```

On peut alors continuer avec c ; la ligne 9 est exécutée, et on obtient ensuite le message d'erreur

```
** IMA ** ERREUR ** Plus d'instructions !!
```

car l'exécution ne peut pas continuer et l'interprète n'a pas rencontré d'instruction **HALT** ou **ERROR**.

- e** Permet de supprimer un point d'arrêt précédemment positionné. La logique de la commande est la même que pour la commande a : sur le programme précédent avec ses deux points d'arrêt en lignes 5 et 9, enlever un point d'arrêt en ligne 2, 3, 4 ou 5 enlève celui de la ligne 5, enlever un point d'arrêt en ligne 6, 7 ou 8 n'a pas d'effet, enlever un point d'arrêt en ligne 9 enlève celui de la ligne 9.

- s** Initialise les registres et la mémoire, et s'arrête sur la première instruction en l'affichant, par exemple sur l'exemple précédent :

```
1 : LOAD #3, R1
```

De même que d, s peut être demandée à tout moment.

- x** Exécute l'instruction sur laquelle s'est arrêté l'interprète, soit parce que c'est un point d'arrêt, soit parce que l'instruction précédente a été exécutée par la commande x. L'instruction suivante est ensuite affichée. Par exemple, après s, x exécute `LOAD #3, R1` et affiche

```
5 : LOAD #1, R0
```

Le x suivant exécute cette dernière instruction, et affiche

```
6 : PUSH R1
```

On peut bien sûr à tout moment continuer l'exécution par c.

- i** Réaffiche la prochaine instruction à exécuter (utile lorsqu'elle a disparu de l'écran suite à des commandes r, m, p ou l).
- p** Affiche le programme avec les numéros de ligne, la position de PC (sous la forme -->) et les points d'arrêt (sous la forme ##). Par exemple, sur l'exemple avec les points d'arrêt spécifiés plus haut, avant toute exécution ou après une commande s, on obtient l'affichage

```
--> 1|          LOAD #3, R1
      2|          ; Commentaire
      3|          etiquette :
      4|
      ## 5|          LOAD #1, R0 ; Comment
      6|          PUSH R1
      7|          NEW #4, R2
      8|          LEA -3(R2), R2
      ## 9|          etiq :  CMP R0, R1
```

Après une commande d, on obtient pour p le résultat

```
--> 1|          LOAD #3, R1
      2|          ; Commentaire
      3|          etiquette :
      4|
      ## 5|          LOAD #1, R0 ; Comment
      6|          PUSH R1
      7|          NEW #4, R2
      8|          LEA -3(R2), R2
      ## 9|          etiq :  CMP R0, R1
```

- l** Idem p, mais permet d'indiquer un intervalle de lignes.
- r** Affiche la valeur des registres SP, GB, LB et des R_i . Affiche également les codes-condition positionnés à vrai. Les valeurs d'adresse mémoire en zone pile sont indiquées relativement à GB et LB. Les valeurs d'adresse mémoire en zone tas sont indiqués comme des déplacements relatifs à l'adresse du premier mot d'un bloc alloué (par NEW); l'affichage mentionne ce déplacement ainsi que la taille du bloc. Pour les valeurs d'adresse de code, voir ci-dessous la commande m. Sur l'exemple, avant toute exécution, on obtient

```

SP : @ zpile : 0(GB) , 0(LB)
GB : @ zpile : 0(GB) , 0(LB)
LB : @ zpile : 0(GB) , 0(LB)
R0 : <indefini>
R1 : <indefini>
R2 : <indefini>
R3 : <indefini>
R4 : <indefini>
R5 : <indefini>
R6 : <indefini>
R7 : <indefini>
R8 : <indefini>
R9 : <indefini>
R10 : <indefini>
R11 : <indefini>
R12 : <indefini>
R13 : <indefini>
R14 : <indefini>
R15 : <indefini>
Codes-condition vrais : NE GE GT

```

Noter les codes-conditions initialement vrais.

Après d et c, on obtient pour la commande r l'affichage

```

SP : @ zpile : 1(GB) , 1(LB)
GB : @ zpile : 0(GB) , 0(LB)
LB : @ zpile : 0(GB) , 0(LB)
R0 : 1
R1 : 3
R2 : @ bloc (taille 4) depl -3
R3 : <indefini>
R4 : <indefini>
R5 : <indefini>
R6 : <indefini>
R7 : <indefini>
R8 : <indefini>
R9 : <indefini>
R10 : <indefini>
R11 : <indefini>
R12 : <indefini>
R13 : <indefini>
R14 : <indefini>
R15 : <indefini>
Codes-condition vrais : NE GE GT

```

- m** Affiche le contenu de la pile entre deux adresses, désignées par des déplacements relativement à GB. Indique le cas échéant où pointent SP et LB. Une valeur d'adresse mémoire est indiquée sous la même forme que pour l'affichage des valeurs des registres, une valeur d'adresse de code est présentée sous la forme

```
@ code ligne 47
```

Sur l'exemple, après d et c, la commande m, en indiquant les déplacements 1 et 5 produit :

```

5 | <indefini>
4 | <indefini>
3 | <indefini>
2 | <indefini>
SP ----> 1 | 3

```

- b** Affiche le contenu d'un bloc (précédemment alloué par NEW). Le bloc choisi est désigné par un registre banalisé, qui doit contenir une adresse en zone tas, déplacement (éventuellement non nul) par rapport à l'adresse du premier mot d'un bloc alloué. Sur l'exemple, après d et c, on obtient pour la commande b et le registre 2 :

```

0 | <indefini>
1 | <indefini>
2 | <indefini>
3 | <indefini>

```

- t** Affiche le temps d'exécution du programme depuis le dernier démarrage. Le temps total d'exécution est dans tous les cas affiché à la fin du programme si aucune erreur n'a été rencontrée.

- ? Affiche le menu.
- h Affiche le menu.
- q Sort de l'interpréteur-metteur au point.