Projet Langages et compilation (CS444)

Passe 3

Catherine Oriat
Ioannis Parissis

Grenoble INP-Esisar

2016-2017

Passe 3 : génération de code

Compilateur en trois passes

- Passe 1 : analyse lexicale et syntaxique
- Passe 2 : vérifications contextuelles
- Passe 3 : génération de code

Objectif

- On dispose de l'arbre abstrait décoré
- On parcourt cet arbre abstrait
- On génére du code pour une machine abstraite (proche de l'assembleur 68000)

Passe 3

Passe 3

Interprète de machine abstraite

Le code de la machine abstraite n'est pas exécutable directement par une machine.

On dispose d'un interprète de machine abstraite (ima).

Installation :

- il faut installer Gnat (compilateur Ada)
- il faut compiler de code de la machine abstraite (code Ada) commande : ima
- cf. Chamilo

Intérêt d'utiliser ce code intermédiaire : pouvoir générer ensuite du code assembleur pour différentes architectures de processeurs

Passe 3

Spécification de la machine abstraite

Spécification : MachineAbstraite.txt
Guide utilisateur de ima : Ima.txt

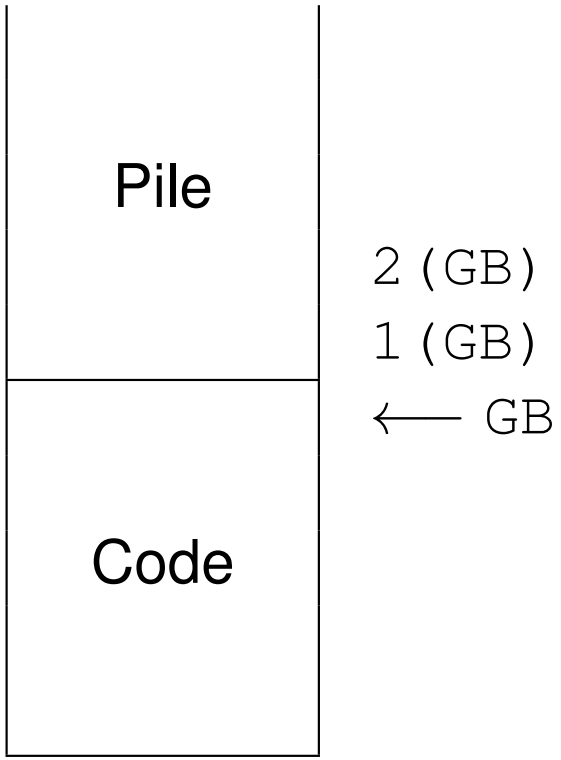
Valeurs manipulées

- entiers (32 bits)
- flottants (32 bits)
- adresses

codés sur 1 mot
typés (adresse, entier ou flottant).

Mémoire

- registres : `R0`, `R1`, `R2`, ... `R15`
- zone code (instructions du programme)
- pile



Modes d'adressage de la machine abstraite

- Immédiat : `#1, #1.5`
- Direct par registre : `Ri`
- Indirect avec déplacement : `d(Ri), d(GB)`
- Indirect indexé avec déplacement : `d(Ri,Rj), d(GB,Rj)`

Instructions de la machine abstraite

Transferts

- Chargement dans un registre : `LOAD`

```
LOAD #1,R0  ; R0 ← 1
LOAD 1(GB),R0  ; R0 ← contenu(GB+1)
LOAD 1(GB,R2),R0; R0 ← contenu(GB+R2+1)
```

- Chargement à une adresse : `STORE`

```
STORE R0,1(GB); adr(GB+1) ← R0
STORE R0,1(GB,R2); adr(GB+R2+1) ← R0
```

- Chargement d'une adresse (Load Effective Address : `LEA`)

```
LEA 1(GB),R0; R0 ← adr(GB+1)
LEA 1(GB,R2),R0  ; R0 ← adr(GB+R2+1)
```

- `PUSH Rm`
- `POP Rm`

Instructions de la machine abstraite

Opérations arithmétiques : entre flottants ou entre entiers

- `ADD`, `SUB`, `MUL`...
  `SUB #1,R0 ; R0 ← R0-1`

Codes condition :

GT : $>$	GE : $\geq$	EQ : $=$	OV : overflow
LT : $<$	LE : $\leq$	NE : $\neq$	

Comparaisons : positionne les codes condition

- `CMP #1,R0` : positionne les codes condition selon `R0-1`
  `CMP R1,R0` : positionne les codes condition selon `R0-R1`
- Exemple : si `R0=2`, `CMP #1,R0` positionne GT, GE, NE à vrai, et LT, LE, EQ à faux.

Instructions de la machine abstraite

Branchements

- `BRA etiq` : branchement non conditionnel à l'étiquette `etiq`
- `Bcc etiq` : branchement si `cc` à l'étiquette `etiq`
  `BGT etiq`, `BGE etiq`, `BEQ etiq`, `BOV etiq` ...

Entrées-sorties

- `RINT` : lecture d'un entier dans le registre `R1`
- `RFLOAT` : lecture d'un flottant dans le registre `R1`
- `WINT` : écriture de l'entier contenu dans le registre `R1`
- `WFLOAT` : écriture du flottant contenu dans `R1`
- `WSTR "str"` : écriture de la chaine `"str"`
- `WNL` : écriture d'un retour à la ligne

Instructions de la machine abstraite

Divers

- `ADDSP #5` : incrémente le pointeur de pile de 5 mots
- `SUBSP #5` : décrémente le pointeur de pile de 5 mots
- `TSTO #5` : teste s'il reste 5 mots dans la pile
- `HALT` : fin de programme

Passe 3

Passe 3

2. Génération de code
   - Génération de code pour un programme JCas simple
   - Génération de code pour les expressions arithmétiques
   - Génération de code pour les expressions booléennes
   - Codage des structures de contrôle
   - Génération de code pour les tableaux

Exemple simplifié

```
program
    x, y : integer;
begin
    x := 3;
    y := x - 1;
    write("y = ", y);
    new_line;
end.
```

```
x : 1(GB), y : 2(GB)
```

```
ADDSP #2 ; variables globales
; Affectation ligne 4
LOAD #3,R0
STORE R0,1(GB)
; Affectation ligne 5
LOAD 1(GB),R0
SUB #1,R0
STORE R0,2(GB)
; write ligne 6
WSTR "y = "
LOAD 2(GB),R1
WINT
; new_line ligne 7
WNL
HALT
```

Éléments supplémentaires

Débordements

- Débordements arithmétiques
  Toute opération arithmétique peut provoquer un débordement
- Débordements d'intervalle
  `y : 1..10;`
  `y := x;`
  Il faut vérifier que la valeur affectée à `y` est dans l'intervalle `1..10`.

Passe 3

2. Génération de code
   - Génération de code pour un programme JCas simple
   - Génération de code pour les expressions arithmétiques
   - Génération de code pour les expressions booléennes
   - Codage des structures de contrôle
   - Génération de code pour les tableaux

Sémantique du langage compilé : ordre d'évaluation des expressions arithmétiques

Selon les langages, les expressions arithmétique sont évaluées

- de gauche à droite : $e_1 + e_2$ évalue d'abords e_1 puis e_2 puis fait l'addition (Java)
- dans un ordre indifférent (C, C++, Ada)

Différence si on a un appel de fonction qui fait un effet de bord.

Exemples :

- `f(1)+i`, où `f` modifie la variable globale `i`
- `(++i)+i`

Langage JCas : n'impose pas d'ordre pour l'évaluation des expressions

Expressions arithmétiques : algorithme en une passe

Gestion des registres

On gère une liste de registres *alloués*. Lorsque le code est exécuté, ces registre contiennent une valeur qu'il ne faut pas écraser.

Les autres registres sont *libres*.

Procédure de génération de code

```
-- Génère du code pour l'expression A tel que l'expression soit
-- évaluée dans le registre Rc.
-- Précondition : le registre Rc est alloué.
procedure Coder_Exp  (A : Arbre; Rc : Registre);
```

Génération de code pour les expressions arithmétiques

- `Coder_Exp(F, Rc) =`
  `Générer(LOAD, L_Opérande(F), Rc);`

- `Coder_Exp(E1 Op F, Rc) =`
  `Coder_Exp(E1, Rc);`
  `Générer(Op, L_Opérande(F), Rc);`

`L_Opérande(1) = #1`

`L_Opérande(x) =` adresse de `x` (ex : `1(GB)`)

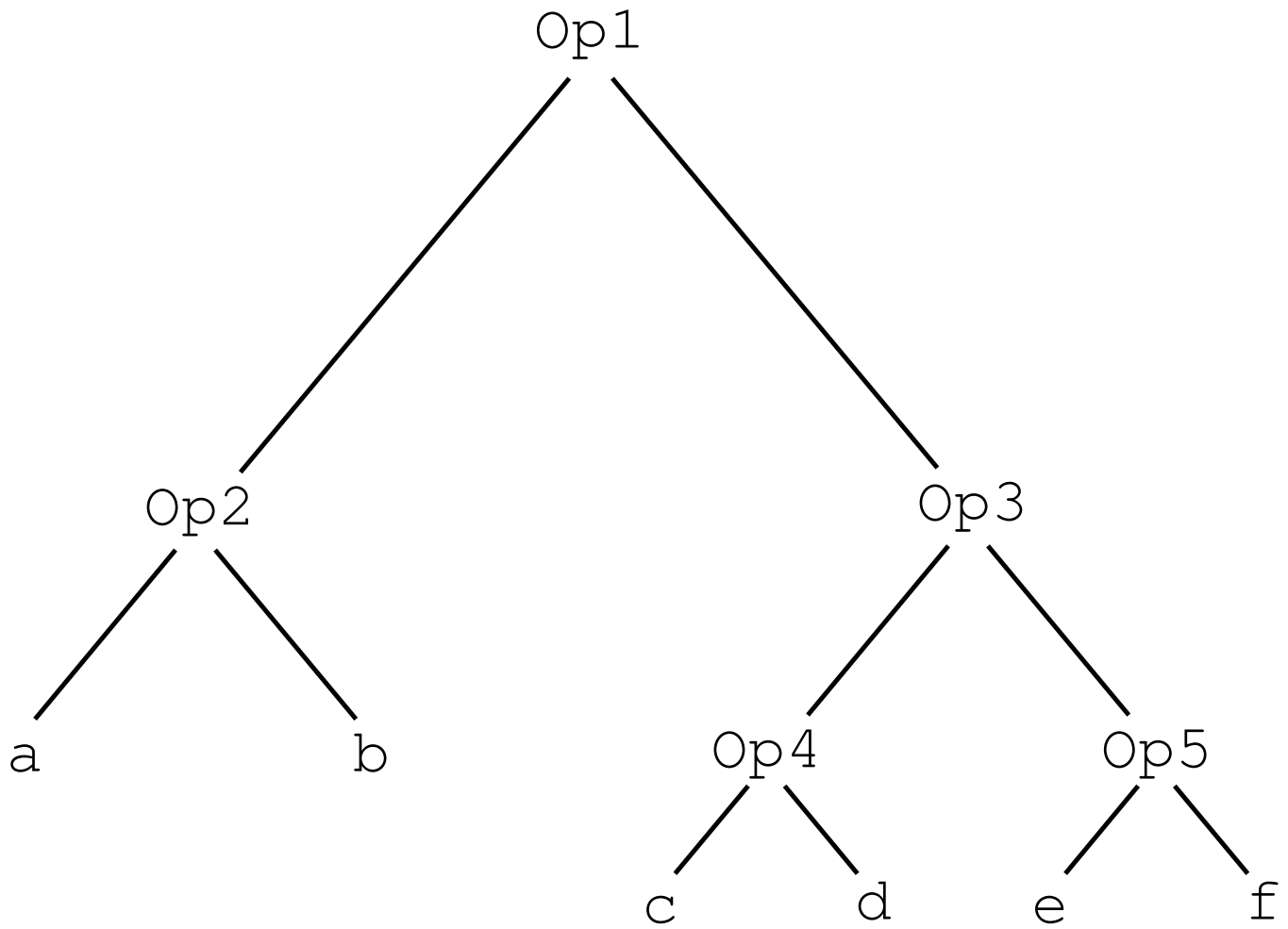
- ```
  Coder_Exp(E1 Op E2, Rc) =
    if Reste_Registres then
      -- Il reste des registres : évaluation gauche-droite
      Coder_Exp(E1, Rc);
      Rd := Allouer_Reg;
      Coder_Exp(E2, Rd);
      Générer(Op, Rd, Rc);
      Libérer(Rd);
    else
      -- Plus de registre : évaluation droite-gauche
      -- On alloue une variable temporaire
      Coder_Exp(E2, Rc);
      Temp := Allouer_Temp;
      Générer(STORE Rc, Temp);
      Coder_Exp(E1, Rc);
      Générer(Op, Temp, Rc);
      Libérer_Temp;
    end if;
  ```
  ```

Génération de code pour les expressions arithmétiques

En résumé :

- évaluation gauche-droite s'il reste des registres ;
- évaluation droite-gauche s'il ne reste plus de registre.

Exemple



Code généré

```
; Évaluation de la partie gauche
LOAD @a, R0
Op2 @b, R0
; Évaluation de la partie droite
;  R0 est occupé
; Sous-expression gauche
LOAD @c, R1
Op4 @d, R1
; Sous-expression droite
LOAD @e, R2
Op5 @f, R2
Op3 R2, R1
Op1 R1, R0
```

$\Longrightarrow$ Le code utilise 3 registres

Code généré si on ne dispose que de 2 registres

```
; Évaluation de la partie gauche
LOAD @a, R0
Op2 @b, R0
; Évaluation de la partie droite
; Sous-expression droite
LOAD @e, R1
Op5 @f, R1
; Sauve valeur intermédiaire dans une temporaire
STORE R1, temp ; ex : temp = 3(GB)
; Sous-expression gauche
LOAD @c, R1
Op4 @d, R1
Op3 temp, R1
Op1 R1, R0
```

Passe 3

2 Génération de code
- Génération de code pour un programme JCas simple
- Génération de code pour les expressions arithmétiques
- Génération de code pour les expressions booléennes
- Codage des structures de contrôle
- Génération de code pour les tableaux

Modes d'évaluation de and et or

Évaluation stricte

Les deux sous-expressions sont évaluées.

$$\begin{array}{lcll} A \textbf{ and } B & = & \textit{vrai}, & \text{si } A = \textit{vrai} \text{ et } B = \textit{vrai} \\ & = & \textit{faux}, & \text{sinon} \end{array}$$

Exemple : en Java, `A&B` évalue les deux sous-expressions `A` et `B` successivement et dans cet ordre.

$$\begin{array}{lcll} A \textbf{ or } B & = & \textit{faux}, & \text{si } A = \textit{faux} \text{ et } B = \textit{faux} \\ & = & \textit{vrai}, & \text{sinon} \end{array}$$

Exemple : en Java, `A|B` évalue les deux sous-expressions `A` et `B` successivement et dans cet ordre.

Modes d'évaluation de and et or

Évaluation paresseuse

La deuxième sous-expression est évaluée uniquement si cela est nécessaire.

and : *B* est évaluée uniquement si *A* est vrai.

$$\begin{array}{lcll} A \textbf{ and } B & = & \textit{faux}, & \text{si } A = \textit{faux} \\ & = & B, & \text{sinon} \end{array}$$

Exemple : en Java, `A&&B` évalue `A`, puis, si `A` est vrai, `B`.

or : *B* est évaluée uniquement si *A* est faux.

$$\begin{array}{lcll} A \textbf{ or } B & = & \textit{vrai}, & \text{si } A = \textit{vrai} \\ & = & B, & \text{sinon} \end{array}$$

Exemple : en Java, `A||B` évalue `A`, puis, si `A` est faux, `B`.

Différences entre les deux modes d'évaluation

- Lorsque *B* boucle ou provoque une erreur.

  Exemple en Java : recherche d'un élément dans une liste.

```
while (l != null && l.val != v) {
  l = l.suiv;
}
```

  `l.val` provoque une erreur lorsque `l` = **null**.

Différences entre les deux modes d'évaluation

- Différence en efficacité si l'évaluation de *B* est coûteuse.

  Exemple : recherche dans un tableau trié (précondition)

```
if (défensif && !a.estTrié()) {
  throw new RuntimeException("Préc incorrecte");
} else {
  val = a.rechercheDichotomique(v);
}
```

Codage des expressions booléennes à l'aide d'entiers

Choix d'une (ou plusieurs) valeur qui correspond à vrai ;

Choix d'une (ou plusieurs) valeur qui correspond à faux.

Exemples :

1.

faux	$\leftrightarrow$	0
vrai	$\leftrightarrow$	1

2.

faux	$\leftrightarrow$	0
vrai	$\leftrightarrow$	$v \neq 0$

Codage des expressions booléennes à l'aide d'entiers

- **Évaluation stricte**

  Similaire aux expressions arithmétiques

  Exemple : **and** $\leftrightarrow$ $*$

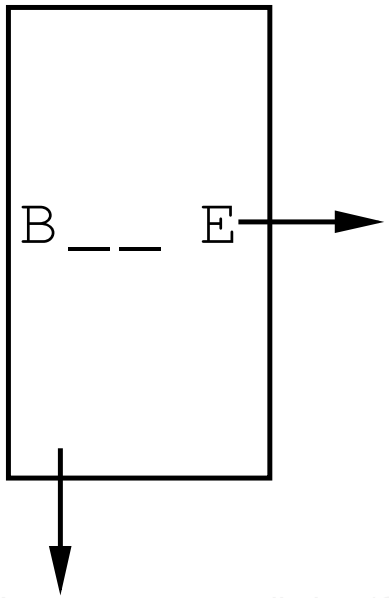
- **Évaluation paresseuse**

  Il faut ajouter des tests pour ne pas évaluer la deuxième sous expression systématiquement.

Codage des expressions booléennes par flots de contrôle

Codage adapté à l'évaluation paresseuse des expressions booléennes, lorsque le résultat de l'expression ne nécessite pas d'être stocké dans une variable.

Expression booléenne : suite de lignes de code comportant un ou plusieurs branchements à une étiquette E.



Codage des booléens par flots de contrôle

Les deux valeurs booléennes correspondent

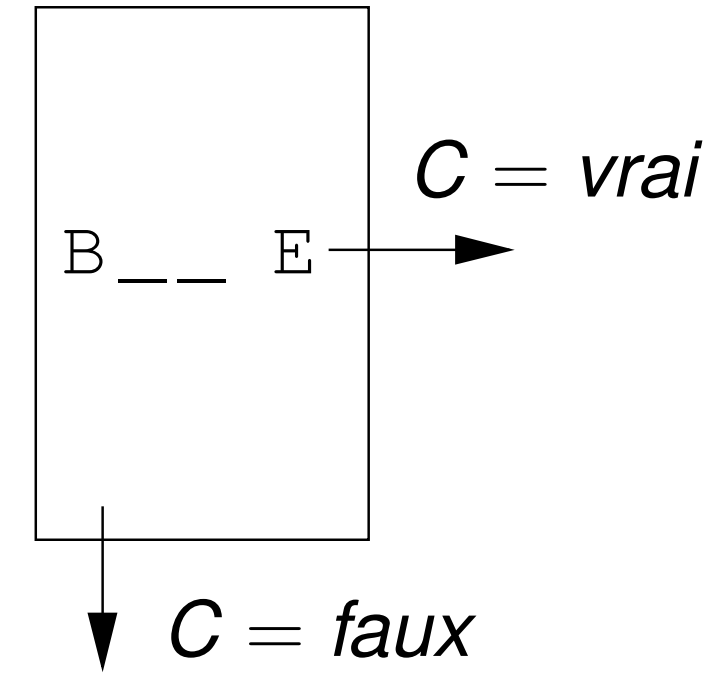
- au branchement à l'étiquette `E` (rupture de séquence) ;
- à la poursuite des instructions (continuation en séquence).

Pour une expression booléenne *C*, on a deux possibilités :

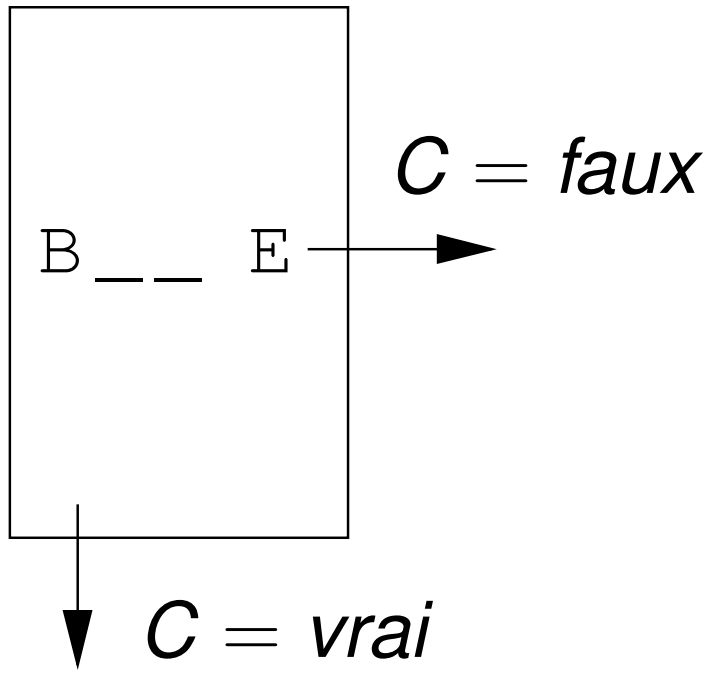
1. Le branchement est effectué si *C* est vrai ;
2. Le branchement est effectué si *C* est faux.

Pour distinguer les deux cas, on introduit un paramètre *Saut*, qui vaut *vrai* dans le premier cas et *faux* dans le second.

Codage d'une expression booléenne



Saut = vrai



Saut = faux

Procédure de génération de code

```
-- Génère du code pour l'expression booléenne C.
-- Si Saut = vrai, branchement en E si C est vrai
--                 continue en séquence si C est faux.
-- Si Saut = faux, branchement en E si C est faux
--                 continue en séquence si C est vrai.
procedure Coder_Cond
  (C : Arbre; Saut : Boolean; E : Etiq);
```

Générateur d'étiquettes

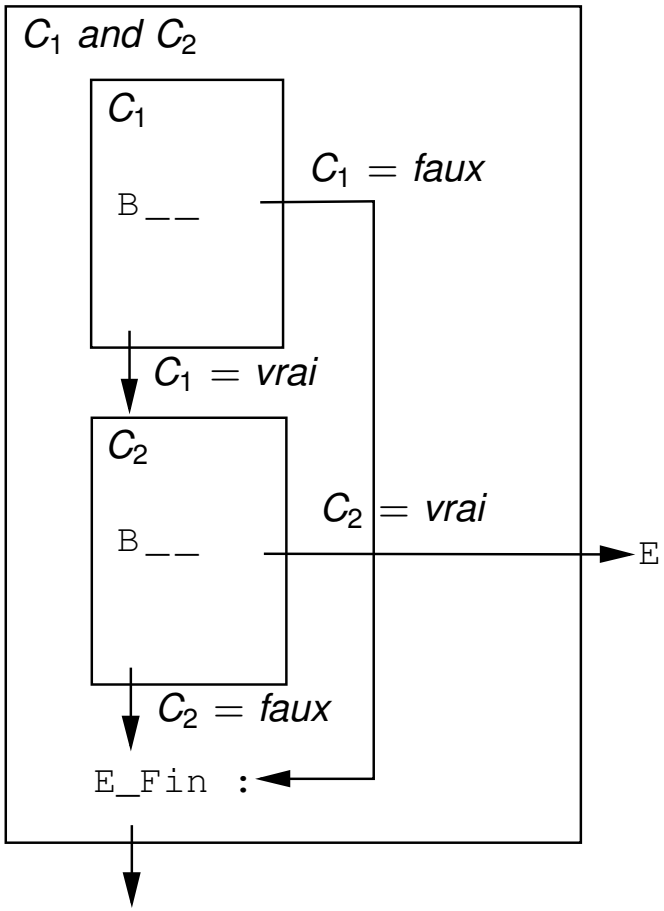
```
-- Génère une nouvelle étiquette.
function Nouvelle_Etiq return Etiq;
```

Procédure `Coder_Cond`

- `Coder_Cond(Noeud_Ident("true"), True, E) =`
  `Générer(BRA, E);`
- `Coder_Cond(Noeud_Ident("true"), False, E) =`
  `null;` `--` *Il n'y a rien à faire*
- `Coder_Cond(Noeud_Ident("false"), True, E) =`
  `null;` `--` *Il n'y a rien à faire*
- `Coder_Cond(Noeud_Ident("false"), False, E) =`
  `Générer(BRA, E);`

Procédure `Coder_Cond`

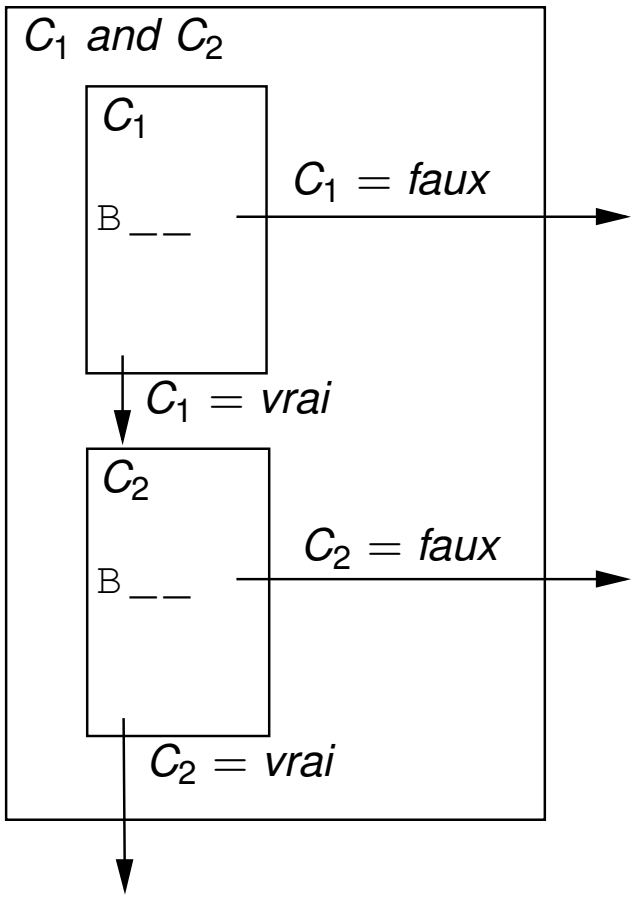
- `Coder_Cond(Noeud_And(C1, C2), True, E)`




```
Coder_Cond(Noeud_And(C1,C2),True,E) =
  declare
    E_Fin : Etiq := Nouvelle_Etiq;
  begin
    Coder_Cond(C1, False, E_Fin);
    Coder_Cond(C2, True, E);
    Générer_Etiq(E_Fin);
  end;
```

Procédure `Coder_Cond`

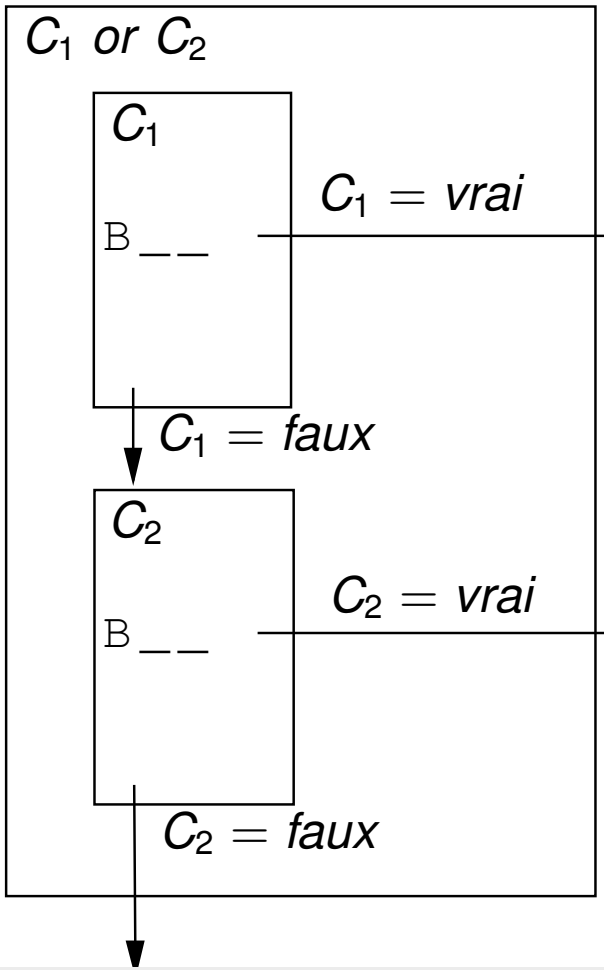
- `Coder_Cond(Noeud_And(C1, C2), False, E)`




```
Coder_Cond(Noeud_And(C1,C2),False,E) =
  Coder_Cond(C1, False, E);
  Coder_Cond(C2, False, E);
```

Procédure `Coder_Cond`

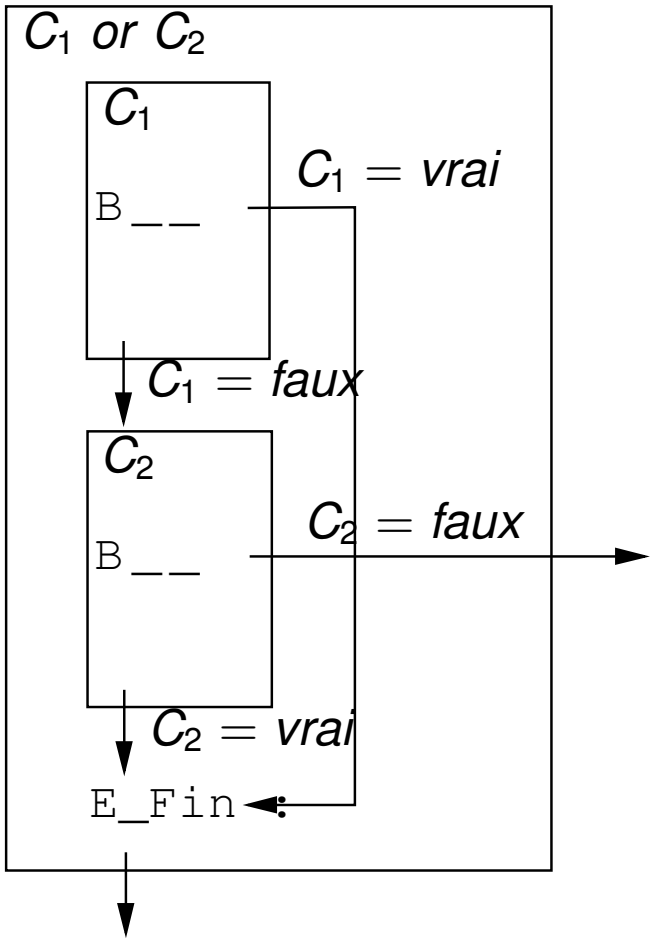
- `Coder_Cond(Noeud_Or(C1, C2), True, E)`




```
Coder_Cond(Noeud_Or(C1,C2),True,E) =
  Coder_Cond(C1, True, E);
  Coder_Cond(C2, True, E);
```

Procédure `Coder_Cond`

- `Coder_Cond(Noeud_Or(C1, C2), False, E)`




```
Coder_Cond(Noeud_Or(C1,C2),False,E) =
  declare
    E_Fin : Etiq := Nouvelle_Etiq;
  begin
    Coder_Cond(C1, True, E_Fin);
    Coder_Cond(C2, False, E);
    Générer_Etiq(E_Fin);
  end;
```

Procédure `Coder_Cond`

- `Coder_Cond(Noeud_Non(C), Saut, E) =`
  `Coder_Cond(C, not Saut, E);`

Procédure `Coder_Cond`

Valeur stockée en mémoire.

On suppose que faux est codé par `#0`.

- `Coder_Cond(Noeud_Ident("idf"), True, E) =`
  ```
  Générer(LOAD, @idf, R0);
  Générer(CMP, #0, R0);
  Générer(BNE, E);
  ```

- `Coder_Cond(Noeud_Ident("idf"), False, E) =`
  ```
  Générer(LOAD, @idf, R0);
  Générer(CMP, #0, R0);
  Générer(BEQ, E);
  ```

Opérateurs de comparaison $=$, $<$, $>$, $\neq$, $\leq$, et $\geq$

Exemple : code pour l'expression $E_1 < E_2$.

```
Coder_Cond(Noeud_Inf(E1, E2), True, E) =
  ⟨évaluer E1 dans R1⟩
  ⟨évaluer E2 dans R2⟩
  CMP R2, R1
  BLT E

Coder_Cond(Noeud_Inf(E1, E2), False, E) =
  ⟨évaluer E1 dans R1⟩
  ⟨évaluer E2 dans R2⟩
  CMP R2, R1
  BGE E
```

$\Rightarrow$ traitement similaire aux opérateurs binaires des expressions arithmétiques

Passe 3

2. Génération de code
   - Génération de code pour un programme JCas simple
   - Génération de code pour les expressions arithmétiques
   - Génération de code pour les expressions booléennes
   - Codage des structures de contrôle
   - Génération de code pour les tableaux

Codage des structures de contrôle

On suppose que les expressions booléennes sont codées par des flots de contrôle.

On définit une procédure `Coder_Inst` qui produit du code pour une instruction.

```
-- Génère du code pour l'instruction correspondant
-- à l'arbre A.
procedure Coder_Inst(A : Arbre);
```

Conditionnelles

- `Coder_Inst(Noeud_Si(C, Alors, Sinon)) =`

```
declare
   E_Sinon : Etiq := Nouvelle_Etiq;
   E_Fin : Etiq := Nouvelle_Etiq;
begin
   Coder_Cond(C, False, E_Sinon);
   Coder_Inst(Alors);
   Générer(BRA, E_Fin);
   Générer_Etiq(E_Sinon);
   Coder_Inst(Sinon);
   Générer_Etiq(E_Fin);
end;
```

Conditionnelles

- `Coder_Inst(Noeud_Si(C, Alors, Noeud_Vide)) =`

```
declare
  E_Fin : Etiq := Nouvelle_Etiq;
begin
  Coder_Cond(C, False, E_Fin);
  Coder_Inst(Alors);
  Générer_Etiq(E_Fin);
end;
```

Boucles : `Noeud_Tantque(C, I)`

On pourrait générer :

```
E_Début :
  ⟨Code de C avec branchement à E_Fin si C est faux⟩
  ⟨Code de I⟩
  BRA E_Début
E_Fin :
```

On choisit plutôt de générer le code :

```
  BRA E_Cond
E_Début :
  ⟨Code de I⟩
E_Cond :
  ⟨Code de C avec branchement à E_Début si C est vrai⟩
```

On gagne un branchement par itération.

Boucles : `Noeud_Tantque(C, I)`

```
Coder_Inst(Noeud_Tantque(C, I)) =
  declare
    E_Cond : Etiq := Nouvelle_Etiq;
    E_Début : Etiq := Nouvelle_Etiq;
  begin
    Générer(BRA, E_Cond);
    Générer_Etiq(E_Début);
    Coder_Inst(I);
    Générer_Etiq(E_Cond);
    Coder_Cond(C, True, E_Début)
  end;
```

Passe 3

2. Génération de code
   - Génération de code pour un programme JCas simple
   - Génération de code pour les expressions arithmétiques
   - Génération de code pour les expressions booléennes
   - Codage des structures de contrôle
   - Génération de code pour les tableaux

Codage d'un tableau en mémoire

Soit le tableau `A` :

```
A : array[1..2] of array [1..3] of integer;
```

Ce tableau peut être représenté par la matrice

A[1][1]	A[1][2]	A[1][3]
A[2][1]	A[2][2]	A[2][3]

Codages possibles en mémoire

- Codage contigu par colonnes : on stocke en mémoire les différentes colonnes successivement.

A[1][1]
A[2][1]
A[1][2]
A[2][2]
A[1][3]
A[2][3]

Codage utilisé en Fortran.

Codages possibles en mémoire

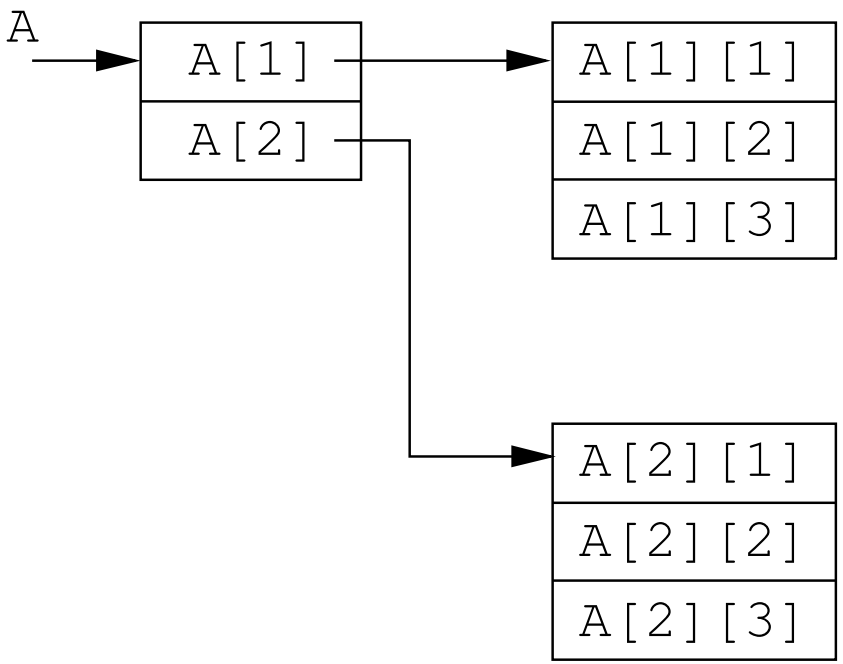
- Codage contigu par lignes :

A[1][1]
A[1][2]
A[1][3]
A[2][1]
A[2][2]
A[2][3]

Codage utilisé en Pascal et en Ada.

Codages possibles en mémoire

- Codage non contigu : on stocke les vecteurs de façon contiguë. Un tableau à n dimensions est un vecteur de pointeurs sur un tableau à $n-1$ dimensions.



Codage utilisé en Java.

Calcul de l'adresse d'un élément du tableau

Codage contigu par lignes.

Bornes connues à la compilation.

Exemple 1. Tableau à une dimension

```
v : array[1..3] of integer;
v[i] := k;
```

Adresse de `v[1]` : *dv* `(GB)`.
Entiers codés sur un mot.

Tableau à une dimension

```
; Calcul de l'indice
LOAD @i, R0

; Vérifie que l'indice est dans les bornes du tableau
CMP #1, R0
BLT erreur_indice_tableau
CMP #3, R0
BGT erreur_indice_tableau

; Calcul de l'adresse de v(i)
SUB #1, R0
; L'adresse de v(i) est dv(GB, R0)

; Calcul de l'expression
LOAD @k, R1

; Affectation
STORE R1, dv(GB, R0)
```

Exemple 2. Tableau à deux dimensions

```
A : array[1..2] of array [1..3] of integer;
k := A[i][j];
```

```
; Calcul du premier indice
LOAD @i, R0
; Vérifie que l'indice est dans les bornes du tableau
CMP #1, R0
BLT erreur_indice_tableau
CMP #2, R0
BGT erreur_indice_tableau
```

Tableau à deux dimensions

```
; Calcul de l'adresse de A[i]
SUB #1, R0
MUL #3, R0 ; multiplie par la taille des éléments
           ; A[i] est de taille 3
LEA dA(GB, R0), R0 ; R0 contient l'adresse de A[i]

; Calcul du deuxième indice
LOAD @j, R1

; Vérifie que l'indice est dans les bornes du tableau
CMP #1, R1
BLT erreur_indice_tableau
CMP #3, R1
BGT erreur_indice_tableau
```

Tableau à deux dimensions

; Calcul de l'adresse de `A[i][j]`

```
SUB #1, R1
```

; L'adresse de `A[i][j]` est `0(R0, R1)`

; Calcul de l'expression `A[i][j]`

```
LOAD 0(R0, R1), R0 ; R0 contient la valeur A[i][j]
```

; Affectation

```
STORE R0, @k
```

Calcul de l'adresse d'un élément

Soit T un tableau à n dimensions

T : ***array*** $[d_1 \,..\, f_1,\ d_2 \,..\, f_2,\ \cdots,\ d_n \,..\, f_n]$ ***of*** *integer* ;

Soit @T est l'adresse de $T[d_1][d_2]...[d_n]$.

L'adresse de $T[i_1][i_2]...[i_n]$ est :

$$@T + (i_1 - d_1) \times e_1 + (i_2 - d_2) \times e_2 + \cdots + (i_n - d_n) \times e_n$$

où e_k est défini par :

$$\begin{array}{lcll} e_n & = & 1 & \textit{(taille d'un entier)} \\ e_{n-1} & = & (f_n - d_n + 1) \times e_n & \\ \ldots & & & \\ e_2 & = & (f_3 - d_3 + 1) \times e_3 & \\ e_1 & = & (f_2 - d_2 + 1) \times e_2 & \end{array}$$

Calcul de l'adresse d'un élément

Remarque : e_k est la taille des éléments du tableau $T[i_1][i_2]\cdots[i_k]$.

L'adresse de $T[i_1][i_2]...[i_n]$ est :

$$\begin{aligned}
&@T + (i_1 - d_1) \times e_1 + (i_2 - d_2) \times e_2 + \cdots + (i_n - d_n) \times e_n \\
&= @T + \sum_{k=1}^{n} (i_k - d_k) \times e_k \\
&= (@T - \sum_{k=1}^{n} d_k \times e_k) + \sum_{k=1}^{n} i_k \times e_k
\end{aligned}$$

Le terme $(@T - \sum_{k=1}^{n} d_k \times e_k)$ est connu à la compilation :

c'est l'*adresse virtuelle* de T.

Calcul de l'adresse d'un élément

Le terme $\sum_{k=1}^{n} i_k \times e_k$ doit être calculé à l'exécution.

Exemple 1. Tableau à une dimension

Soit dv_V`(GB)` l'adresse virtuelle du tableau `v`.

```
; Calcul de l'indice
LOAD @i, R0
; Vérification que l'indice est dans les bornes du tableau
; [···]
; Calcul de l'adresse de v[i] : c'est dv_V(GB, R0)
LOAD @k, R1
; Affectation
STORE R1, dv_V(GB, R0)
```

Exemple 2 : tableau à deux dimensions

Soit *dAv* `(GB)` l'adresse virtuelle du tableau `A`.

```
; Calcul du premier indice
LOAD @i, R0

; Vérifie que l'indice est dans les bornes du tableau
; [···]

; Calcul de l'adresse (virtuelle) de A[i]
MUL #3, R0 ;  multiplie par la taille des éléments
LEA dAv(GB, R0), R0
;  R0 contient l'adresse virtuelle de A[i]

; Calcul du deuxième indice
LOAD @j, R1
; Vérifie que l'indice est dans les bornes du tableau
; [···]
```

Exemple 2 : tableau à deux dimensions

```
; Calcul de l'adresse de A[i][j] : c'est 0(R0, R1)
; Calcul de l'expression A[i][j]
LOAD 0(R0, R1), R0
;  R0 contient la valeur A[i][j]

; Affectation
STORE R0, @k
```

Génération de code pour les places

```
-- Génère du code pour la place correspondant
-- à l'arbre A.
-- Le résultat est l'opérande de la place à la fin de ce code.
function Coder_Place
   (A : Arbre) return Opérande;
```

On doit ensuite définir cette fonction pour toutes les places du langage, en particulier :

- `Coder_Place(Noeud_Ident("idf"));`
- `Coder_Place(Noeud_Index(Place, Exp))`.

`Noeud_Index` : cf. expressions arithmétiques

Erreurs à l'exécution

Le code généré peut provoquer une erreur à l'exécution.

Le programme assembleur doit afficher un message d'erreur et s'arrêter.

Erreurs possibles :

- Débordement d'intervalle

```
i : 1 .. 10;
i := 0;
```

- Débordement arithmétique (dont la division par 0)
- Débordement d'indice de tableau
- Débordement de la pile (à tester avec `TSTO`)

Passe 3

Passe 3

3 Mise en oeuvre
- Classes Java fournies
- Travail à effectuer

Classes Java fournies

- Classe `JCasc` du paquetage `ProjetCompil.Gencode.Src` : programme principal du compilateur JCas
- Dans le répertoire `ProjetCompil/Gencode/Test` : script `jcasc`
  `jcasc fich.cas` compile le programme `fich.cas` et produit le fichier assembleur `fich.ass`
- Paquetage `ProjetCompil.Global.Src3` : permet de manipuler le programme assembleur généré
  Classes `Prog`, `Ligne`, `Inst`, `Etiq`, `Operation`, `Operande`

Passe 3

3 Mise en oeuvre
- Classes Java fournies
- Travail à effectuer

Travail à effectuer

- Coder la passe 3 (dans `ProjetCompil/Gencode/Src`)
  Parcours de l'arbre abstrait

- Écrire des tests (dans `ProjetCompil/Gencode/Test`)
  Éxécuter les programmes générés avec ima

- Rédiger une documentation (dans Gencode/Doc) décrivant :
  - les messages d'erreur (limitations du compilateur),
  - l'architecture de la passe 3,
  - les différents algorithmes utilisés en passe 3.

Conseil

Pour tester efficacement le code écrit

- Générer du code pour la machine abstraite
- Exécuter ce code avec ima
- **Commencer par coder les instructions write et new_line**