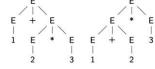
Table de symbole : permet de manipuler la relation entre les definitions et leurs utilisations.

# Exemple de la création d'un arbre abstrait

Une grammaire est ambigue s'il existe plusieurs arbres de dérivation distincts pour un même mot

Exemple: Arbres de dérivation pour 1 + 2 \* 3 E



Un langage est ambigu si toutes les grammaires le représentant sont

# Interprétateur OCaml

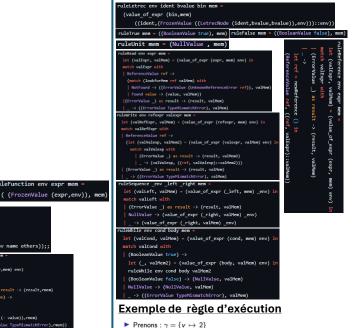
vpe 'a searchResult = match env with NotFound | [] -> NotFound Found of 'a;; | (key,value) :: others -> (if (key = name) then (Found value) else (lookforEnv name others));

ruleFunction env expr mem =

```
ec lookforMem name env :
                                                                                       t (rvalue,rmem)
match env with
                                                                                      (value of expr (expr.mem) env)
    | (key,value) :: others ->
                                                                                       (ErrorValue _) as result -> (result,rmem)
     (if (key = name) then (Found value) else (lookforMem name others))
                                                                                       (IntegerValue value) ->
    rec value of expr (expr.mem) env
                                                                                         ((IntegerValue (- value)),rmem)
   | (FunctionNode ( , )) -> ruleFunction env expr mem
                                                                                          -> ((ErrorValue TypeMismatchError),rmem)
   (CallNode (fexpr,pexpr)) -> ruleCallByValue env fexpr pexpr mem
                                                                                           ((BooleanValue (not value)),rmem)
                                                                                           -> ((ErrorValue TypeMismatchError),rm
   (IfthenelseNode (cond bythen belse)) -> ruleIf env cond bythen belse my
    (LetNode (ident,bvalue,bin)) -> ruleLet env ident bvalue bin mem
    (LetrecNode (ident,bvalue,bin)) -> ruleLetrec env ident bvalue bin :
                                                                                   eSinary env op left right mem
    (AccessNode ident) -> ruleAccess env ident mem
                                                                                   (value of expr (right.mem) env)
```

(TrueNode) -> ruleTrue mem (FalseNode) -> ruleFalse mem (Frencyalus ) as result as (result, rightmen) (UnitNode) -> ruleUnit mem (BinaryNode (op,left,right)) -> ruleBinary env op left right mem (let (leftvalue, leftmem) = (value\_of\_expr (left,rightmem) env) is (UnaryNode (op.expr)) -> ruleUnary env op expr mem (ErrorValue \_) as result -> (result, leftmen) (ReadNode expr) -> ruleRead env expr mem (WriteNode (refexpr, valexpr)) -> ruleWrite env refexpr valexpr mem (match (leftvalue, rightvalue) with (SequenceNode (left, right)) -> ruleSequence env left right mem | (WhileNode (cond, body)) -> ruleWhile env cond body mem Equal -> ((BooleanValue (leftvalue = rightvalue)), leftmem) (RefNode expr) -> ruleReference env expr mem ruleLet env ident bvalue bin mem Lesser -> ((BooleanValue (leftvalue < rightvalue)), leftmem) lesserional -> ((SooleanValue (leftvalue (\* rightvalue)), lefts (let (vval, vmem) = (value of expr (bvalue,mem) env) GreaterEqual -> ((GooleanValue (leftvalue >= rightvalue)), leftm Add -> ((IntegerValue (leftvalue : rightvalue)), leftmem) (match vval with Bultiply -> ((IntemptValue (leftvalue \* rightvalue)), leftare | (ErrorValue ) as result -> (result, vmem) (if (rightvalue = 0) then \_ -> (value\_of\_expr (bin,vmem) ((ident,vval)::env)) leAccess env ident mem = -> ((ErrocValue TypeHismatchError), leftmem))
kooleanValue leftvalue), (BooleanValue rightvalue) NotFound -> ((ErrorValue (UnknownIdentError ident)).mem)

(Found (FrozenValue (fexpr,fenv))) -> (value of expr (fexpr,mem) fenv) (Found value) -> (value,mem)) And -> ((ScoleanValue (leftvalue 8% rightvalue)) .leftmom ruleIf env cond bthen belse mem = e env fexpr pexpr mem (let (cval,cmem) = (value\_of\_expr (cond,mem) env) value of expr (pexpr,mem) env (match cval with (ErrorValue ) as result -> (result.pmem) (BooleanValue rcond) -> (if (rcond) then value\_of\_expr (fexpr,pmem) env (value\_of\_expr (bthen,cmem) env) (match fval with (FrozenValue ((FunctionNode (fpar.fbody)),feny)) (value of expr (belse.cmem) env)) (value of expr (fbody,fmem) ((fpar,pval)::fenv) (ErrorValue \_) as result -> (result,cmem) (ErrorValue \_) as result -> (result,fmem) \_ -> ((ErrorValue TypeMismatchError),fmem) \_ -> ((ErrorValue TypeMismatchError),cmem))



- ▶ Calculons le programme miniML : 1 + v \* 3
- L'arbre est trop volumineux, décomposons en

$$A = \frac{v \in \gamma \ \gamma(v) = 2}{\gamma \vdash v \Rightarrow 2}$$

$$B = \frac{A \qquad \gamma \vdash 3 \Rightarrow 3}{3 \neq \bot} \quad 2 \times 3 \in dom * \quad 6 = 2 * 3$$

$$\gamma \vdash v * 3 \Rightarrow 6$$

$$\frac{\gamma \vdash 1 \Rightarrow 1}{1 \neq \bot} \quad B \quad 1 \times 6 \in dom + \quad 7 = 1 + 6$$

$$\frac{\gamma \vdash 1 \Rightarrow 1}{\gamma \vdash 1 + v * 3 \Rightarrow 7}$$

### Exemple de règle d'exécution pour la récursivité (fact 2)

```
ligne double : remplacement d'une variable (e_1, \gamma_2, ...) par sa définition (ou inversement)
  ligne simple : application d'une des règles de la sémantique opérationnelle
Simplifications d'écriture
  c_1 = \text{fun } n \rightarrow \text{if } n = 0 \text{ then } 1 \text{ else } n * fact (n-1)
 -e_2 = if n = 0 then 1 else n * fact (n-1)
  \gamma_2 = \gamma :: \{fact \mapsto \{letrec \ fact = e_1 \ in \ e_1, \gamma \}\}
-\gamma_3 = \gamma_2 :: \{n \mapsto 2\}
```

 $\frac{\gamma_2 \vdash 2 \Rightarrow 2}{\gamma :: \{fact \mapsto \langle \texttt{letne} \ fact = e_1 \ \texttt{in} \ e_1, \gamma \rangle\} \vdash fact \ 2 \Rightarrow 2}{\gamma :: \{fact \mapsto \langle \texttt{letrec} \ fact = e_1 \ \texttt{in} \ e_1, \gamma \rangle\} \vdash fact \ 2 \Rightarrow 2}$  $\gamma \vdash \text{letrec } fact = \text{fun } n \Rightarrow \text{if } n = 0 \text{ then } 1 \text{ else } n * fact (n-1) \text{ in } fact 2 \Rightarrow 2$ 

```
\gamma_2 \vdash \mathtt{fun}\; n \mathrel{\mathord{\hspace{1pt}\text{--}\hspace{1pt}\text{--}\hspace{1pt}}} e_3 \Rightarrow \langle\,\mathtt{fun}\; n \mathrel{\mathord{\hspace{1pt}\text{--}\hspace{1pt}\text{--}\hspace{1pt}}} e_3 \,,\, \gamma_2\,\rangle
                                                                                                                                              \gamma :: \{ fact \mapsto \langle \texttt{letrec} \ fact = e_1 \ \texttt{in} \ e_1, \ \gamma \rangle \} \vdash e_1 \Rightarrow \langle \texttt{fun} \ n \rightarrow e_3, \ \gamma_2 \rangle
 fact \in \gamma_2  \gamma_2(fact) = \langle \text{letrec } fact = e_1 \text{ in } e_1, \gamma \rangle
                                                                                                                                                                           \gamma \vdash \text{letrec } fact = e_1 \text{ in } e_1 \Rightarrow \langle \text{ fun } n \rightarrow e_3, \gamma_2 \rangle
                                                                                                            \gamma_2 \vdash fact \Rightarrow \langle fun \ n \rightarrow e_3, \gamma_2 \rangle_r
    [B] : On déroule un appel récursif
\gamma_3 \vdash n \Rightarrow 2 \quad \gamma_3 \vdash 0 \Rightarrow 0 \quad 2 \times 0 \in dom(=) \quad \texttt{false} = (2 = 0) \\ \underline{\hspace{1cm} \gamma_3 \vdash n \Rightarrow 2 \hspace{1cm} \gamma_3 \vdash fact} \quad (n-1) \Rightarrow 1 \\ \underline{\hspace{1cm} 2 \times 1 \in dom(*) \hspace{1cm} 2 = (2*1)}
                                                                                                \gamma_3 \vdash n * fact (n-1) \Rightarrow 2 \gamma_3 \vdash \text{if } n = 0 \text{ then } 1 \text{ else } n * fact (n-1) \Rightarrow 2
```

 $\gamma_2 :: \{n \mapsto 2\} \vdash e_3 \Rightarrow 2$ 

# Règle de déduction

 $\gamma \vdash entier \Downarrow entier$  $\gamma \vdash booleen \downarrow booleen$  $x \notin \gamma$ 

 $x \in \gamma$   $\gamma(x) = v$  $\gamma \vdash x \downarrow v$ 

 $\gamma \vdash e \Downarrow v \quad v \neq \bot \quad v \in dom \ op \quad v' = op \ v$  $\gamma \vdash op \ e \Downarrow v'$ 

 $\gamma \vdash e \Downarrow v \quad v \neq \bot \quad v \notin dom op$  $\gamma \vdash e \Downarrow v \quad v = \bot_c$  $\gamma \vdash op \ e \Downarrow \bot_c$  $\gamma \vdash op \ e \Downarrow \bot_{tupe}$ 

 $\gamma \vdash e_2 \Downarrow v_2 \qquad \gamma \vdash e_1 \Downarrow v_1 \qquad v_1 \times v_2 \in dom \ op \quad v = v_1 \ op \ v_2$  $v_2 \neq \bot$   $v_1 \neq \bot$ 

 $\gamma \vdash e_1 \Downarrow v_1 \quad \gamma \vdash e_2 \Downarrow v_2 \quad v_1 \neq \perp \quad v_2 \neq \perp \quad v_1 \times v_2 \notin dom \ op$  $\gamma \vdash e_1 \ op \ e_2 \Downarrow \bot_{type}$ 

 $\gamma \vdash e_2 \Downarrow v_2 \quad v_2 = \bot_c$  $\gamma \vdash e_1 \ op \ e_2 \downarrow \perp_c$  $\gamma \vdash e_1 \ op \ e_2 \downarrow \perp_c$ 

## Définition locale

1- 8 - e = > 4 2 Y V Z 2 -> V, 3 (U= 3. Calculer la valeur de e 2 8 U {2 -> v, } - e2 => v. 4- 7+ let x= e, in e, => V

#### Sans erreur

8U7213471-e2=3V2 X - letz = e, in ez => V2

#### Avec erreur

YHERSY JA+ L. YUZHSHI H+2=V2 VL= Le Yt let n= eine. => 1.

### Condition

#### Sans erreur

Stead True Years V Years false Years V If if e, then ez else & = v >1- if e, then exche co

#### Avec erreur

X+ e1 => V1 V= 1= 8 tife, then e, else 4=12 Le

# Ajout et appel de fonction

YH Fun da sey => ( Fun x seg ) ( ) THEP I VA YHER SEM AM EN YES YPUTAM UP I REBIN YH (ep) ep=) ve

#### Ref Expression

8- [e, mg] ⇒ [v, mz] @ add &mz Y+ Crefe, m, ]=> [@add, m, :: Fadd sv ]]

### ! Exp

Y+ [e,m] => [@ add mz] add em, mz (add)=v YHEIR IMA => [v, m2]

#### x:=e

Y+ Co.ma) > [ Coadd , m) Y+ [c, m) > [v, m) @adde m

 $\gamma \vdash entier \Downarrow entier$  $\gamma \vdash booleen \Downarrow booleen$  $x \in \gamma$   $\gamma(x) = \langle e, \gamma_{def} \rangle$   $\gamma_{def} \vdash e \Downarrow v$  $x \in \gamma$   $\gamma(x) = v$   $v \neq \langle e, \gamma_{def} \rangle$  $\gamma \, \vdash \, e_2 \, \Downarrow \, v_2 \qquad \gamma \, \vdash \, e_1 \, \underset{\cdot}{\Downarrow} \, v_1 \qquad v_1 \times v_2 \in dom \, op \ \, v = v_1 \, op \, v_2$  $\gamma \, \vdash \, e \, \Downarrow \, v \quad v \neq \bot \quad v \in dom \, op \quad v' = op \, v$  $\gamma \vdash e_1 \Downarrow false \ \gamma \vdash e_3 \Downarrow v$  $\gamma \vdash e_1 \Downarrow \mathsf{true} \ \ \gamma \vdash e_2 \Downarrow v$  $\gamma \vdash \text{if } e_1 \text{ then } e_2 \text{ else } e_2 \perp v$  $\gamma \vdash \text{if } e_1 \text{ then } e_2 \text{ else } e_2 \perp v$  $\gamma \vdash e_1 \Downarrow v_1 \quad v_1 \neq \perp \quad \gamma :: \{x \mapsto v_1\} \vdash e_2 \Downarrow v$  $\gamma \vdash \text{let } x = e_1 \text{ in } e_2 \Downarrow v$  $\gamma \vdash \text{fun } x \rightarrow e \parallel \langle \text{fun } x \rightarrow e, \gamma \rangle$  $\gamma \vdash e_2 \Downarrow v_2 \quad v_2 \neq \bot \quad \gamma \vdash e_1 \Downarrow \langle \text{ fun } x \text{ -> } e_3 \,,\, \gamma_{def} \rangle \quad \gamma_{def} :: \{x \mapsto v_2\} \vdash e_3 \Downarrow v$  $\gamma :: \{x \mapsto \langle \text{let rec } x = e_1 \text{ in } e_1, \gamma \rangle \} \vdash e_2 \Downarrow v$  $\gamma \vdash \text{let rec } x = e_1 \text{ in } e_2 \Downarrow v$ 

### Expr; Expr

6- [a, ma]=) [11, mx] Y+ [exima]=) [v, mx 1+ [eziez / my] => [V,my]

### While e1 do e2 done

8 - [c2/m2) => [true, m3] Y+ [e2, m2] > [U, m] Y+ [white, eq YL [while ex do ex donermy] Y - Ce,, m, ) => [ talse, m, ] YF [while e. do ex done, m) = [11, m]

# Typage

 $x \in \sigma$   $\sigma(x) = \tau$  $\sigma \vdash x : \tau$ 

 $\sigma \, \vdash \, e_1 \, : \, \tau_1 \quad \sigma \, \vdash \, e_2 \, : \, \tau_2 \quad \tau_1 \times \tau_2 = dom \, op \quad \tau = codom \, op$ 

 $\sigma \vdash e : \tau \quad \tau = dom \ op \quad \tau' = codom \ op$  $\sigma \vdash op \ e : \tau'$ 

#### Condition

### E1; E2

Ore: bool Grez: I oreg: I ex or Les: () or Les: & Life, then ezelse (; T or periezit

#### Récursive

Olifanti ) Heniti Olifanti Ti] Hevitz 5 + let nec x = e, inez : tz

# Ref E 5 - ref e: @.

! Exp x := eOLENOT STELL

# OFE: OT

6 Fier 5 + e1 = e2 ; 7 units While e1 do e2 done

orez: unit op-while e, do e, done : unit

# <u>2liminer récursivité à gauche</u>

 $A \rightarrow A\alpha_1$  $A \to A\alpha_1 |A\alpha_2| \dots |A\alpha_n|\beta_1| \dots |\beta_n| > A' \to \alpha A' |\varepsilon|$ 

 $A \to A\alpha | \beta$  $\triangleright A \rightarrow \beta A'$ 

# Exemple attributs sémantiques

```
B of Gock

Tof type Instruction

Tof type TYPE

G of type Expression
```

# Exemple règle d'évaluation des règles sémantiques

# Classes pour représenter l'instruction dans l'ast (exemple for 2021)

Les attributs de la classe sont ceux dans le fichier cup + les fcts collectAndBackwardResolve(HierarchicalScope<Declaration>\_scope) fullResolve(HierarchicalScope<Declaration>\_scope) checkType() allocateMemory() getCode()

# Modifier cup (exemple for 2021)

On ajoute RESULT = ,,,

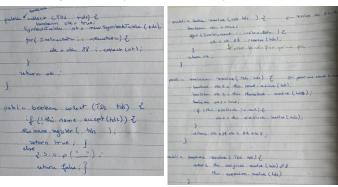
```
Instruction ::= ...

| PourInstruction | PourInstruction |
| PourInstruction ::= UL_Pour UL_Parenthese_Ouvrante |
| UL_Type_Entier:type UL_Identificateur:name UL_Egal Expression:min UL_Point_Virgule |
| UL_Identificateur UL_Inferieur Expression:max UL_Point_Virgule |
| UL_Toentificateur UL_Ouble_Plus |
| UL_Parenthese_Fermante Bloc:corps |
| RESULT = new PourInstructionWode(type, name, min, max, corps); ; } |
```

## Gestion table de symboles (exemple for 2021)

- 1.Déclaration de la variable de boucle : Lorsque la déclaration de la variable de boucle est analysée, elle doit être ajoutée à la table des symboles avec son type e son nom. Cette déclaration peut être trouvée dans la partie initiale de l'instruction "for".
- **2.Initialisation de la variable de boucle :** Lorsque l'initialisation de la variable de boucle est analysée, sa valeur initiale doit également être ajoutée à la table des symboles, si elle est une expression avec des variables ou des valeurs littérales.
- **3.Expression de condition :** Si l'expression de condition utilise des variables, celles-ci doivent être vérifiées dans la table des symboles pour s'assurer qu'elles ont été déclarées précédemment.
- **4.Incrémentation de la variable de boucle :** Lors de l'analyse de l'incrémentation de la variable de boucle (généralement la partie UL\_Identificateur
- UL\_Double\_Plus), il peut y avoir une modification de la valeur de la variable dans la table des symboles.
- **5.Portée de la variable de boucle :** La portée de la variable de boucle est limitée au bloc de code à répéter. Par conséquent, lorsque le bloc de code est analysé, la variable de boucle ne doit être accessible que dans ce bloc.
- **6.Réutilisation du nom de la variable :** Il est important de gérer les éventuels conflits de noms de variable, en s'assurant que la variable de boucle n'a pas le même nom qu'une variable déjà déclarée dans la portée actuelle.

# Methodes gestion Tds (Collect & Resolve)



# Gestion du typage (exemple 2021)

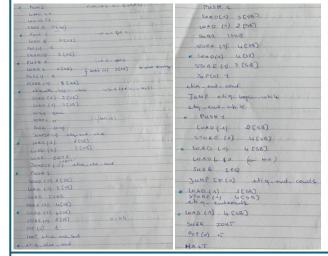
- 1.Typage des expressions dans les déclarations: Lorsque vous déclarez une variable dans la partie initiale de l'instruction "for" (par exemple, int i = 0;), vous devez vérifier que l'expression utilisée pour initialiser la variable est du bon type. Par exemple, si vous déclarez int i = "Hello";, cela doit être détecté comme une erreur de typage car une chaîne de caractères ne peut pas être convertie en un entier.
- 2.Typage de l'expression de condition: Dans la partie conditionnelle de l'instruction "for" (par exemple, i < 10;), vous devez vous assurer que l'expression évaluée est de type booléen, car elle contrôle le flux de la boucle. Si l'expression ne peut pas être évaluée comme booléenne, une erreur de typage doit être signalée.
- **3.Typage de l'incrémentation :** L'incrémentation de la variable de boucle (par exemple, i++) doit être compatible avec le type de la variable. Par exemple, si la variable de boucle est de type entier, l'incrémentation doit également être de type entier. Les opérations invalides doivent être détectées et signalées comme des erreurs de typage.
- **4.Portée des variables :** Le typage doit également prendre en compte la portée des variables, en s'assurant que les variables déclarées dans l'instruction "for" sont accessibles uniquement à l'intérieur de la boucle. 5.Inférence de type : Dans certains langages, il peut être possible d'inférer le type des variables en fonction de leur initialisation. Par exemple, si vous déclarez var i = 0; dans une instruction "for", le type de la variable i peut être déduit comme étant un entier. La gestion de cette inférence de type est également un aspect important de la gestion du typage dans cette instruction.

else return true;

# 2 3 T ast - Atomic Type Bridgen Type }

for ( taskrution i , instantions) {

LALI



	pgcd {
-	<int,int> c = {47,53};</int,int>
	const int test = 0;
	int a = fst c;
	int b = snd c;
Н	while (a * b != test) {
	if (a > b) {
	int na = a-b;
	a = na;
	} else {
	int nb = b-a;
	b = nb;
	}
	}
П	int res = a;
	if (res == test) {
	res = b;
	}
	print res ;
П	}
ı	



- Le formalisme des grammaires attribuées offre un moyen de décrire la sémantique des langages en associant des actions sémantiques aux règles de la grammaire. Il permet de propager des informations sémantiques à travers l'arbre syntaxique lors de l'analyse, calculant ainsi les valeurs des attributs et vérifiant la cohérence sémantique du programme. C'est un outil puissant pour spécifier la sémantique des langages de programmation de manière claire et précise.
- Pour concevoir une grammaire attribuée à partir de la grammaire d'un langage, des informations contextuelles et des informations sémantiques à produire :
- 1. Identifiez les attributs pour chaque élément de la grammaire.
- 2.Définissez les règles pour calculer les valeurs des attributs.
- Étendez la grammaire avec des actions sémantiques pour chaque règle.
   Propagez les attributs lors de l'analyse syntaxique.
- 5. Vérifiez la cohérence sémantique du programme.

```
ENSIN LY

LOAD L O

LOAD L A

LOAD L S

STORE(W) O [587]

STORE (A) ( (587)

POP(O) G

HALT
```

Les attributs hérités sont calculés à partir des nœuds parents vers les nœuds enfants, propageant ainsi des informations du contexte global aux sous-éléments de la structure a syntaxique. En revanche, les attributs

synthétisés sont calculés dans le sens inverse, c'est-à-dire des nœuds enfants vers les nœuds parents, permettant de dériver des informations des éléments locaux vers des nœuds parents ou vers la racine de l'arbre syntaxique.

```
test {
  typedef struct Pointi { int x; int y;} Point;
  typedef struct Segmenti {Point ext1; Point ext2;} Segment;
  Segment s = {{0,1},{2,3}};
  int x1 = s.ext1.x;
  int y2 = s.ext2.y;
  s.ext2.x = x1;
  s.ext1.y = y2;
```

L'analyse lexicale découpe le code source en unités lexicales (jetons).
L'analyse syntaxique vérifie si ces jetons forment une structure syntaxique correcte selon la grammaire du langage et produit un arbre syntaxique.
L'analyse sémantique vérifie la cohérence sémantique du programme en utilisant l'arbre syntaxique. Les analyseurs lexicaux et syntaxiques sont spécifiés à l'aide d'expressions régulières et de grammaires formelles yrespectivement.

 - La spécification formelle de la sémantique d'un langage vise à clarifier, préciser et faciliter la compréhension des règles et du comportement du langage, ainsi qu'à vérifier la correction des programmes écrits dans ce langage.

```
test {
  int v = 1;
  int *ptr = &v;
  int j = *ptr;
  *ptr = 2;
  int t[] = new int[5];
  int i = t[3];
  t[3] = 4;
```

