Corrected

Langages et compilation - CS444 - Esisar 4A IR&C

Examen 2021-22 - **NE PAS ENLEVER LES AGRAFES**

Durée totale : 1 heure 30

Consignes :

- **Noircir ou bleuir** la/les cases du QCM, sans dépasser !
- Pour corriger les réponses au QCM : effacer proprement la case.
- Dans les parties **rédigées**, les carrés gris (prof) sont pour la correction, merci de ne rien écrire dedans.
- Le barème est **indicatif**.
- Vous pouvez dégrapher et garder la feuille d'accompagnement.

Notez vos NOM et Prénom ici :

.....

1 Questions rapides

Question 1 ♣ (1 point) Parmi les étapes suivantes du cycle de vie du logiciel, quelles sont celles qui font partie du *front-end* d'un compilateur ?

- ☐ Le coloriage du graphe de conflits.
- ■ L'analyse syntaxique
- ■ Le typage
- ■ L'analyse lexicale
- ☐ La génération de code

Question 2 ♣ (1 point) Dans notre compilateur du cours, quelles parties faudrait-il modifier si l'on voulait changer de machine cible ?

- ☐ Le typeur
- ■ L'allocation de registre
- ☐ L'algorithme de coloriage du graphe de conflits
- ■ La génération de code
- ☐ L'analyse syntaxique

Question 3 ♣ (1 point)
Extrait d'un tutoriel Java officiel :

> In Java SE 7 and later, any number of underscore characters (_) can appear anywhere between digits in a numerical literal. This feature enables you, for example, to separate groups of digits in numeric literals, which can improve the readability of your code.
>
> ```
> long creditCardNumber = 1234_5678_9012_3456L;
> long socialSecurityNumber = 999_99_9999L;
> ```

Quel(s) aspect(s) du compilateur Java sont impactés par cette nouvelle fonctionnalité ?

- ■ L'analyse lexicale
- ☐ L'analyse sémantique
- ☐ L'allocation de registre
- ☐ La table des symboles
- ☐ La génération de code
- ☐ L'analyse syntaxique

Question 4 (1 point) Si on compare l'ensemble des grammaires LL(1) et l'ensemble des grammaires LR(1) :

- ☐ LR(1) est inclus dans LL(1)
- ■ LL(1) est inclus dans LR(1)
- ☐ Ils ont une intersection non nulle, mais aucun n'est inclus dans l'autre.
- ☐ LL(1) et LR(1) sont disjoints

Toutes les solutions données ne sont que des éléments de correction qu'il faudrait rédiger mieux.

2 Grammaires, analyse syntaxique, arbres

On considère la grammaire G suivante :

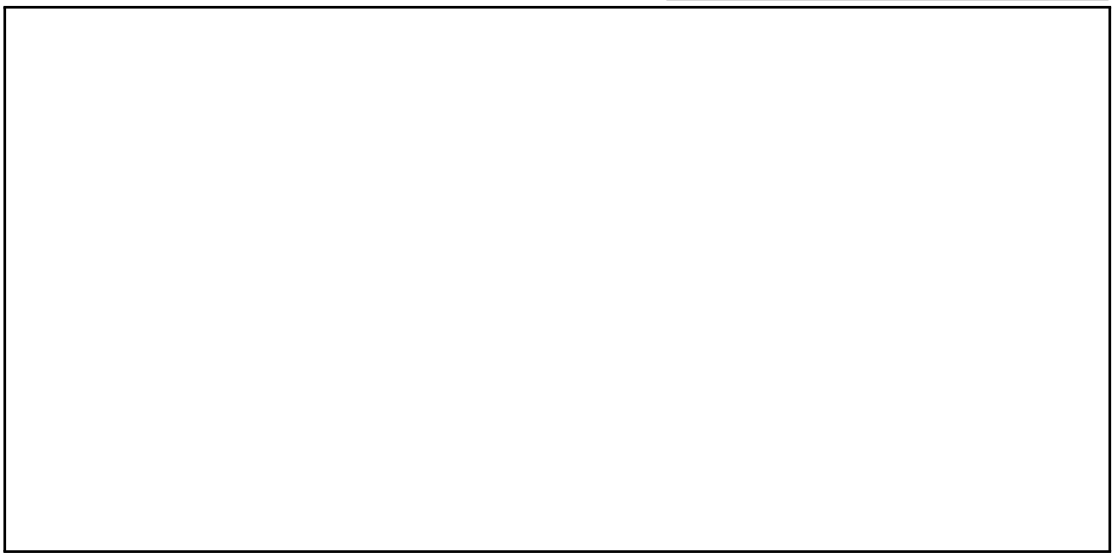
```
E -> E+T
E -> T
T -> (E)
T -> id
```

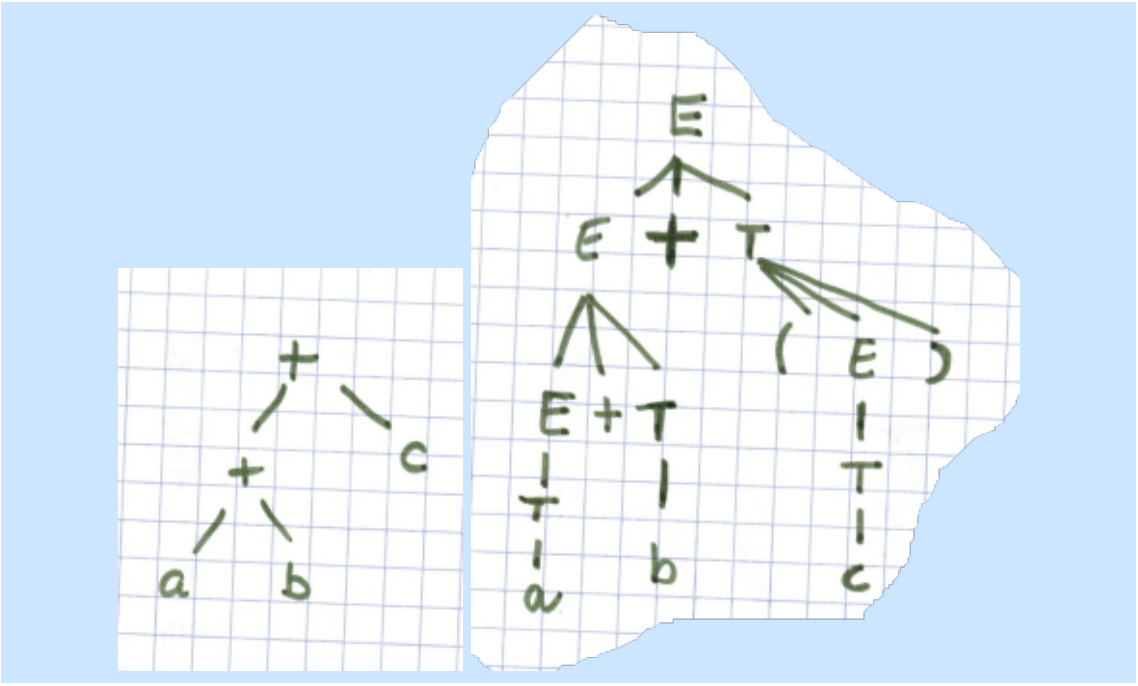
2.1 Analyse Syntaxique

On s'intéresse à la réalisation d'un analyseur SLR(1).

Question 5 (2 points) Quel est l'arbre de **dérivation** pour l'expression `a+b+(c)` ? Quel est l'arbre de syntaxe abstrait correspondant ? On dessinera les deux arbres côte à côte en précisant bien les différences.

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*





L'arbre de dérivation possède des noeuds interne qui sont les non terminaux des règles utilisées. L'AST ne possède pas ces terminaux, et le sucre syntaxique ainsi que les parenthèses sont supprimés.

Question 6 **(1 point)** Calculez les SUIV de E et de T.

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

.....

.....

.....

Question 7 **(1 point)** On considère la grammaire augmentée G' correspondant à G. Calculez l'ensemble d'items I0 défini comme la "fermeture" de l'ensemble d'items $\{E' \to \cdot E\}$

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

.....

.....

.....

.....

.....

Question 8 **(1 point)** Calculez l'ensemble d'items I3 défini par l'opération "transition" appliquée à I0 et au terminal '('.

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

.....

.....

.....

.....

Question 9 **(1 point)** On suppose qu'on a construit l'automate LR(0), puis la table de l'analyseur SLR(1) donnée ci-dessous.

	Action					Succ.	
	+	(	)	id	$	E	S
0		d3		d4		1	2
1	d5				acc		
2	r2		r2		r2		
3		d3		d4		6	2
4	r4		r4		r4		
5		d3		d4			7
6	d5		d8				
7	r1		r1		r1		
8	r3		r3		r3		

Qu'est-ce qu'une grammaire SLR(1) ? Peut-on affirmer que G l'est ?

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

Question 10 **(2 points)** Montrez le déroulement de l'analyse SLR(1) de la chaîne `a + (b + c)` (où a, b et c sont des `id` bien sûr).

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

Question 11 **(1 point)** Donnez la dérivation droite correspondant à cette analyse.

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

Question 12 **(1 point)** Ajoutez à la grammaire les règles sémantiques qui permettraient de construire l'arbre abstrait pendant l'analyse syntaxique SLR(1).

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

2.2 Extension : if ternaire

On ajoute à la grammaire G la production `T -> cte` avec *cte* constante entière ou booléenne. On veut maintenant pouvoir exprimer des expressions ternaires "à la C" : $x == 0?42 : 70$ par exemple est une *expression* qui s'évaluera en 42 si x vaut 0 et 70 sinon. **On se restreint au test d'égalité à** 0**.**

Question 13 **(1 point)** Modifier la grammaire précédente pour ajouter cette extension.

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

Corrected

Sans grande difficulté `E -> id '== 0?' E : E`.

On considère maintenant que l'on a réalisé la construction de l'arbre de syntaxe abstrait et que nos expressions sont conformes à la grammaire abstraite suivante (celle du cours, avec notre extension).

$$\begin{array}{rcll} e & ::= & c & \textit{constant} \\ & | & x & \textit{variable} \\ & | & e + e & \textit{addition} \\ & | & e \times e & \textit{multiplication} \\ & | & ifz(e,e,e) & \textit{ifzero (NEW)} \end{array}$$

La grammaire abstraite des instructions demeure inchangée (cf feuille d'accompagnement).

Question 14 **(1 point)** En s'inspirant des règles de typage fournies dans la feuille d'accompagnement, écrire une règle de typage pour ce nouveau constructeur d'expression.

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

.....

.....

.....

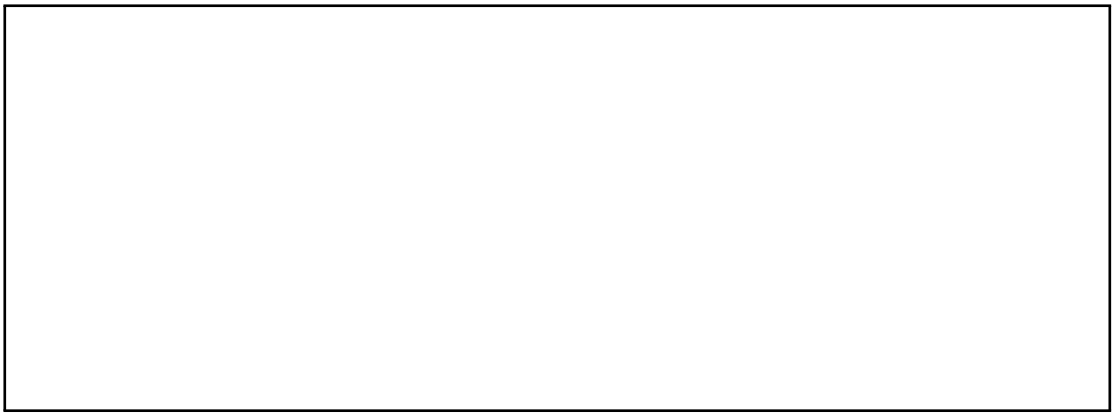
.....

L'expression testée doit être de type int, e1, e2 doivent être du même type t et l'expression est alors bien typée et aussi du type t (int/bool)

$$\frac{\Gamma \vdash e_1 : \texttt{int} \quad \Gamma \vdash e_2 : \tau \quad e_3 : \tau}{\Gamma \vdash ifz(e_1, e_2, e_3) : \tau}$$

Question 15 **(2 points)** En utilisant votre règle de typage précédente et celles de la feuille d'accompagnement, montrer que l'affectation $y :=$ `ifzero`$(x - 8)$ `then` 18 `else` $42 + x$ est bien typée sous l'environnement $\Gamma : x \mapsto int, y \mapsto int$. *On fera attention à bien faire un arbre de preuve correct.*

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*



Attention à bien typer l'affectation complète. Pour $x - 8$ utiliser la règle de typage de la soustraction. Attention les constantes ne sont pas dans l'environnement de typage Γ.

Corrected

Question 16 **(2 points)** Sur le modèle de la règle de génération de code des expressions, écrire une règle de génération de code pour ce nouveau constructeur d'expression. *On justifiera soigneusement la réponse !*

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

.....

.....

.....

.....

.....

.....

.....

.....

.....

.....

.....

.....

Comme il s'agit d'une expression, la règle doit retourner un temporaire dans lequel l'expression est calculée. Attention à ne pas retourner ce temporaire trop tot sinon le code restant n'est pas généré.

```
GenCodeExpr (ifz(e0,e1,e2)) =
dr <- nouveau_reg
dr1 <- genCodeExpr(e_0)
label_else, label_fin = genlabels()
addInstructioncondjump(dr1,"!=", "0",label_else)
dr2 <- genCodeExpr(e_1)
addInstructionMV(dr1,dr2)
addInstructionJUMP(label_fin)
addLabel(label_else)
dr3 <- genCodeExpr(e_2)
addInstructionMV(dr1,dr3)   # attention dr3 doit être différent de dr2.
addLabel(label_fin)
return dr1
```

3 Une attribution

On considère la grammaire :

```
start -> tree
tree -> Node(int, treelist)
tree ->  int

treelist -> tree treelist
treelist -> eps
```

Cette grammaire permet de représenter des arbres n-aires, par exemple `Node (42 12 1515`

`17)` représente l'arbre de racine 42 avec 3 fils $12, 1515, 17$.

Question 17 (2 points) Écrire une attribution qui permet de décider si un arbre reconnu par la grammaire est binaire (une feuille est un arbre binaire, un noeud est un arbre binaire ssi il a deux 2 fils qui sont des arbres binaires) **On précisera bien le type des attributs propagés.**

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

.....

.....

.....

.....

.....

.....

.....

.....

Pour le terminal `treelist`, prenons un attribut synthétisé `size` de type entier, qui calculera la taille de la liste (au sens du nombre de "tree" à l'étage considéré). Pour les terminaux `tree` et `treelist`, on synthétise un attribut `isb` (is binary) de type Booléen, qui transporte la propriété voulue.

```
start -> tree
tree -> Node(int, treelist) {tree.isb = (treelist.isb and treelist.size == 2)}
tree ->  int                {tree.isb = true}

treelist1 -> tree treelist   {treelist1.isb = (treelist.isb and tree.isb)
                              treelist1.size = treelist.size + 1}
treelist -> eps              {treelist.isb = true
                              treelist.size = 0}
```

4 Compilation de mini langage impératif

On considère l'instruction MiniC suivante : `if (x + y < 3)  x = x + 2;`

CORRECTED

Question 18 **(2 points)** En utilisant les règles de génération de code fournies, et en considérant la mémoire $y \mapsto temp_0, x \mapsto temp_1$, remplir les trous dans le code 3 adresses correspondant : [a].

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

```
        # code généré
        add temp_2, temp_1, temp_0
        li temp_3, 3
        li temp_4, 0
        # compléter TODO




lbl_end_relational_3_main:
        beq temp_4, zero, lbl_else_2_main
        # code correspondant à x = x+2 TODO




       # fin TODO à remplir
lbl_else_2_main:
lbl_end_if_1_main:
```

a. On rappelle que le code trois adresses a le même jeu d'instruction que la machine RISC-like du cours (cf feuille d'accompagement), et il utilise des registres temporaires au lieu des registres physiques.

Notre compilateur prof fournit le code suivant :

```
        add temp_2, temp_1, temp_0
        li temp_3, 3
        li temp_4, 0
        bge temp_2, temp_3, lbl_end_relational_3_main
        li temp_4, 1
lbl_end_relational_3_main:
        beq temp_4, zero, lbl_else_2_main
        #  x = x+2
        li temp_5, 2
        add temp_6, temp_1, temp_5
        mv temp_1, temp_6
lbl_else_2_main:
lbl_end_if_1_main:
```

5 Dataflow et allocation de registre

On utilise dans cet exercice la machine RISC-like du cours (cf la feuille d'accompagnement). Un compilateur génère le code 3 adresses suivant : les chaînes $temp_i$ désignent des temporaires. Seuls les temporaires $temp_1$ et $temp_3$ sont supposés vivants à la sortie du code :

```
1  mv temp3 r3
2  mv temp1 r1
3  mv temp2 r2
4  li temp4 0
5  mv temp5 temp1 ; attention c'est temp5 <--- temp1
```

```
6   loop: add temp4 temp4 temp2
7       sub temp5 temp5 1
8       condjump (temp5 , ">",  0,    loop)   ; test
9   mv temp6 temp4
10  mv temp8 temp3
11  print signed temp6
12  print signed temp8
```

Question 19 **(1 point)** Générer le code final pour la ligne 5 avec la stratégie d'allocation "tout en mémoire" (ie tous les registres temporaires sont alloués en mémoire, à des adresses différentes) en supposant un offset 2 pour $temp_5$ et 3 pour $temp_1$. *On utilisera sp comme registre correspondant au bas de pile (attention la pile a des adresses décroissantes), s_6 et s_7 pour accéder aux éléments de pile.*. La syntaxe des load et store est dans la feuille d'accompagnement *attention à la taille des mots machine.*

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

.....

.....

.....

.....

```
mv temp5 temp1
```

devient (j'utilise s_6 pour le load de $temp1$) :

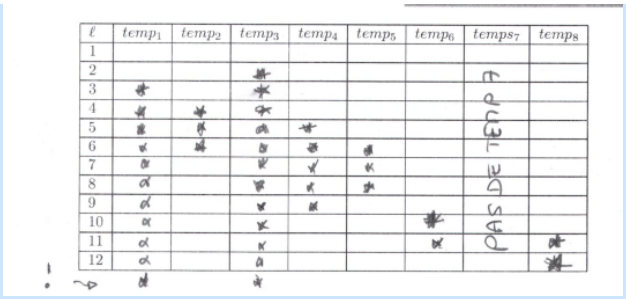
```
ld s6, 24(sp) ; offset physique de 3*8
sd s5, 16(sp)
```

Question 20 **(1 point)** Remplir les cases du tableau en mettant une étoile si la variable considérée est vivante *en entrée* de la ligne considérée. *on ne demande pas le détail des calculs.*

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

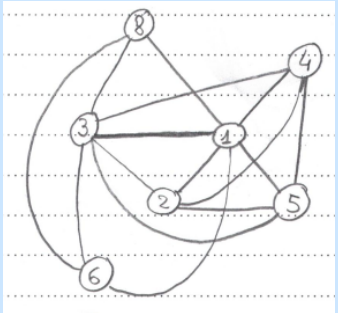
ℓ	$temp_1$	$temp_2$	$temp_3$	$temp_4$	$temp_5$	$temp_6$	$temps_7$	$temp_8$
1								
2								
3								
4								
5								
6								
7								
8								
9								
10								
11								
12								

Sauf erreur, on trouve :

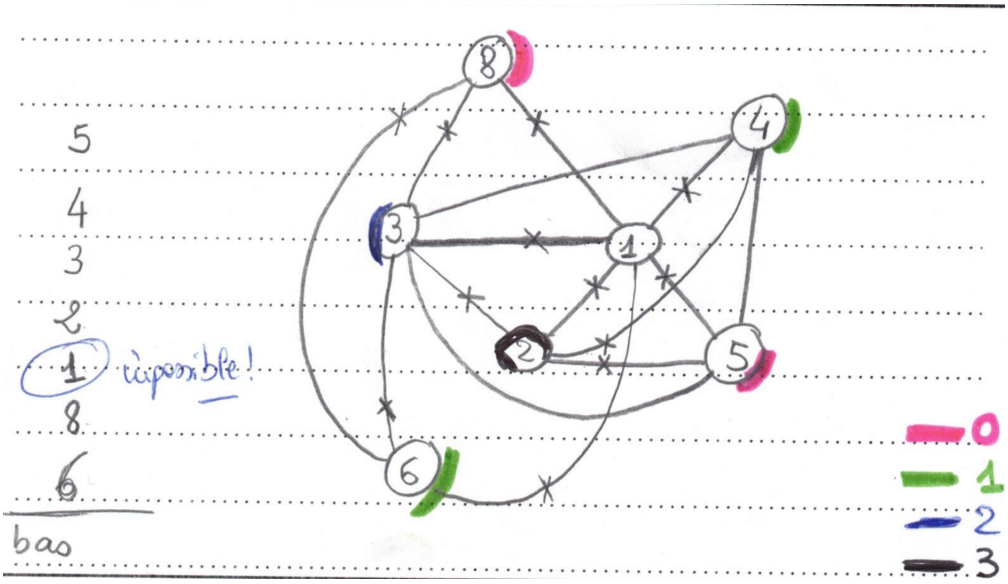


Question 21 **(1 point)** Tracer le graphe d'interférences et le colorier avec l'algorithme du cours et 4 couleurs (0 = rouge, 1 = vert, 2 = bleu, 3 = noir). *On écrira aussi la pile de coloriage en montrant clairement le haut de pile. On rappelle qu'il faut empiler les sommets de plus bas degré en premier, que les degrés sont mis à jour à chaque fois que l'on empile, et que si il y a un choix c'est le temporaire de numéro le plus petit qui est empilé en premier ($temp_1 < temp_2 < temp_3 < temp_4 < temp_5 < temp_6 < temps_7 < temp_8$). Enfin le coloriage se passe dans le sens inverse.*

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*



La pile se construit dans cet ordre : `6 8 1 2 3 4 5` (le bas de pile est 6). et ça donne :



Question 22 **(1 point)** Montrer qu'il n'est pas possible d'utiliser 3 registres physiques uniquement.

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

. . . . . .

. . . . . .

À la ligne 5 du programme, 5 registres temporaires sont vivants en même temps. Il ne sera donc pas possible de n'utiliser que 3 registres physiques sans *spiller*.

On se propose maintenant de stocker la variable $temp_3$ en mémoire à l'adresse pointée par sp (offset 0), et d'allouer aux autres variables les registres suivants :

- variable $temp_8, temp_7, temp_2$: registre t_2
- variable $temp_6, temp_1, temp_5$: registre t_3
- variable $temp_4$: registre t_4

Question 23 **(2 points)** Par quelles instructions est remplacée la ligne 6 (et la ligne 10) du code 3 adresses dans le code finalement généré ? On utilisera s_6 et s_7 pour réaliser les calculs intermédiaires.

☐0 ☐1 ☐2 ☐3 ☐4 ■5 *Prof*

. . . . . .

. . . . . .

. . . . . .

. . . . . .

```
>    : add t4 t4 t2
>    : ld s6 0(sp)
>    : mv t2 s6
```

Total : 30

Corrected

Page supplémentaire si besoin

Mini-while abstract syntax

Mini-while:

Boolean expr:

$$\begin{array}{rcll} b & ::= & true & constant \\ & | & false & constant \\ & | & b\ or\ b & or \\ & | & b\ and\ b & and \\ & | & \ldots & \end{array}$$

Numerical expressions:

$$\begin{array}{rcll} e & ::= & c & constant \\ & | & x & variable \\ & | & e + e & addition \\ & | & e \times e & multiplication \\ & | & \ldots & \end{array}$$

$$\begin{array}{rcll} S(Smt) & ::= & x := e & \text{assign} \\ & | & skip & \text{do nothing} \\ & | & S_1; S_2 & \text{sequence} \\ & | & \texttt{if } b \texttt{ then } S_1 \texttt{ else } S_2 & \text{test} \\ & | & \texttt{while } b \texttt{ do } S \texttt{ done} & \text{loop} \end{array}$$

Typing

For mini-while Then a typing judgment for expressions is $\Gamma \vdash e : \tau \in Basetype = \{int, bool\}$. Statements have type void. $\bowtie \in \{+, *, -, /\}$; $\spadesuit \in \{==, \leq, <, \geq, >\}$.

$$\frac{\Gamma \vdash e_1 : \texttt{int} \quad \Gamma \vdash e_2 : \texttt{int}}{\Gamma \vdash e_1 \bowtie e_2 : \texttt{int}} \qquad \frac{ct \in \mathbb{Z}}{\Gamma \vdash ct : int} \qquad \frac{ct \in \mathbb{B}}{\Gamma \vdash ct : bool} \qquad \frac{\Gamma(x) = \tau}{\Gamma \vdash x : \tau}$$

$$\frac{\Gamma \vdash x : \tau \quad \Gamma \vdash e : \tau}{\Gamma \vdash x := e : \texttt{void}} \qquad \frac{\Gamma \vdash b : \texttt{bool} \quad \Gamma \vdash S_1 : \texttt{void} \quad \Gamma \vdash S_2 : \texttt{void}}{\Gamma \vdash \texttt{if } b \texttt{ then } S_1 \texttt{ else } S_2 : \texttt{void}}$$

$$\frac{\Gamma \vdash b : \texttt{bool} \quad \Gamma \vdash S : \texttt{void}}{\Gamma \vdash \texttt{while } b \texttt{ do } S \texttt{ done} : \texttt{void}} \qquad \frac{\Gamma \vdash e_1 : \texttt{int} \quad \Gamma \vdash e_2 : \texttt{int}}{\Gamma \vdash e_1 \spadesuit e_2 : \texttt{bool}} \qquad \frac{\Gamma \vdash S_1 : \texttt{void} \quad \Gamma \vdash S_2 : \texttt{void}}{\Gamma \vdash S_1; S_2 : \texttt{void}}$$

Mini-ISA of the course RISC Machine

- Arithmetical and logical instructions:

```
add t1, t0, 3        ; t1 <- t0+3
addi t1, t1, 15      ; t1 <- t1+15
sub t1, t2, t3       ; t1 <- t2-t3
```

- Conditional jumps can be made with:

```
loop:
  ; ...
  bneqz t1, loop ; if t1 different from 0, jump to loop
```

or

```
loop:
  ; ...
  bne t1, zero, loop ; if t1 different from register with value 0, jump
```

(*bneqz* is non zero, you also have *bgt*($>$) and *ble*($\leq$))

- Unconditional jump to label :

```
  j foo
; ...
  foo:
```

- Read from memory ($t_2 \leftarrow Mem[t_1 + offset]$) where *offset* is an immediate (constant!) **multiple of 8 (bytes)**.

  ld t2, **offset**(t1)

- Write to memory ($mem[t_1 + offset] \leftarrow t_2$):

  sd t2, **offset**(t1)

- **Convention:** use t_i for "general purpose registers" and s_i for "reserved registers to spill".

`new_tmp` : $() \to \mathbb{N}$ and `new_label` : $() \to \mathbb{N}$.

`GenCodeExpr:`

c	`dest <- new_tmp()`
	`code.add("li dest, c")`
	`return dest`

x	`# get the temporary associated to x.`
	`reg <- symbol_table[x]`
	`return reg`

e_1+e_2	`t1 <- GenCodeExpr(e_1)`
	`t2 <- GenCodeExpr(e_2)`
	`dest <- new_tmp()`
	`code.add("add dest, t1, t2")`
	`return dest`

e_1-e_2	`t1 <- GenCodeExpr(e_1)`
	`t2 <- GenCodeExpr(e_2)`
	`dest <- new_tmp()`
	`code.add("sub dest, t1, t2")`
	`return dest`

true	`dest <-new_tmp()`
	`code.add("li dest, 1")`
	`return dest`

$e_1 < e_2$	`dest <- new_tmp()`
	`t1 <- GenCodeExpr(e1)`
	`t2 <- GenCodeExpr(e2)`
	`endrel <- new_label()`
	`code.add("li dest, 0")`
	`# if t1>=t2 jump to endrel`
	`code.add("bge endrel, t1, t2")`
	`code.add("li dest, 1")`
	`code.addLabel(endrel)`
	`return dest`

`GenCodeStmt:`

x = e	`dest <- GenCodeExpr(e)`
	`loc <- symbol_table[x]`
	`code.add("mv loc, dest")`

S1; S2	`# Just concatenate codes`
	`GenCodeSmt(S1)`
	`GenCodeSmt(S2)`

`if` b `then` $S1$ `else` $S2$	`lelse <- new_label()`
	`lendif <- new_label()`
	`t1 <- GenCodeExpr(b)`
	`#if the condition is false, jump to else`
	`code.add("beq lelse, t1, 0")`
	`GenCodeSmt(S1) # then`
	`code.add("j lendif")`
	`code.addLabel(lelse)`
	`GenCodeSmt(S2) # else`
	`code.addLabel(lendif)`

`while` b `do` S `done`	`ltest <- new_label()`
	`lendwhile <- new_label()`
	`code.addLabel(ltest)`
	`t1 <- GenCodeExpr(b)`
	`code.add("beq lendwhile, t1, 0")`
	`GenCodeSmt(S)`
	`# execute S`
	`code.add("j ltest")`
	`# and jump to the test`
	`code.addLabel(lendwhile)`
	`# else it is done.`