Aula 12

PseuCo (breve introdução) e programas concorrentes traduzidos para CCS

Controlo de Fluxo em $CCS^{\mathbb{Z}}_{vp}$

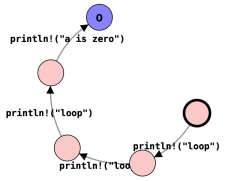
O seguinte código

```
while (a > 0) {
 println("loop");
 a = a-1;
}
println("a is zero");
```

pode ser escrito em CCS

```
P[a] := when( a<=0)i.Q[a]
        + when(a>0) println!"loop". P[a-1]
Q[a] :=println!"a is zero"
```

e $P[3]$ teria o seguinte LTS



PseuCo: Linguagem de programação concorrente

- Semântica formal traduz-se para CCS e é aí interpretada
- Tem uma semântica executável que é implementada num compilador para Java
- Processos são agentes havendo sempre o `mainAgent`

What's new?

```
mainAgent { int n, j;
n = 1;
for (j = 5; j > 0 ; j--){
n = n*j;
}
println (" O factorial de 5 e " + n + ".");
}
```

$$
\begin{array}{rcl}
MainAgent[a] & := & MainAgent_2[a, 5, 1] \\
MainAgent_1[a, \$j, \$n] & := & MainAgent_2[a, \$j - 1, \$n] \\
MainAgent_2[a, \$j, \$n] & := & when(!(\$j > 0))MainAgent_3[a, \$j, \$n] \\
 & & +when(\$j > 0)i.MainAgent_1[a, \$j, \$n * \$j] \\
MainAgent_3[a, \$j, \$n] & := & println!(\text{"}O\ factorial\ de\ 5\ e\ \text{"}^{\$}n\text{"}.\text{"}).0
\end{array}
$$

$MainAgent[1]\backslash *, println, exception$

Tipos de comunicação entre Agentes

- Por variáveis partilhadas: memória partilhada
- Síncrona via mensagens: canais de capacidade 0
- Assíncrona via mensagens: canais de capacidade > 0 (buffers)

Crash course PseuCO

- variáveis podem ser declaradas: locais ou globais
- instruções terminam com ;
- procedimentos tem um valor de retorno ou são de tipo `void`
- condicionais: **if**; operadores $!, ==, \&\&, ||$
- condicionais inline : $n > 5?\text{"}mais\text{"};\text{"}menos\text{"}$
- ciclos: **for** e **while**
- estruturas: **struct**
- Em procedimentos
- call-by-value: tipos simples
- call-by-reference: arrays, struct, monitor, mutex e canais

Agentes

- `agent a1=start(<instrucao>)`
- `start(<instrucao);`
- Esperar pela terminação: `join(a1)`

Exemplo

```
int n;
void counter(){
int loop;
for (loop = 0; loop < 5; loop++){
n = n - 1; }
}
mainAgent { n = 10;
agent a1 = start(counter());
agent a2 = start(counter());
join(a1);
join(a2);
println ("The value is "+ n);
}
```

Canais

- `boolchan chan1;` : sincrono
- `intchan7 chan2` : asíncrono
- canais são FIFO: first-in-first-out
- `chan2 <! 7` : envia 7
- `<?chan2` : recebe 7
- `int x = <?chan2`: x fica com 7
- se vazios não enviam
- se se tentar receber de um canal vazio, quem *recebe fica bloqueado*
- se se tentar enviar para um canal cheio, quem *envia fica bloqueado*

Sincronização

```
void factorial(int z, intchan c) {
    int j, n=1;
    for (j = z; j > 0 ; j--) {
        n= n*j;  }
    c <! n; }
mainAgent {
    intchan cc;
    int mid, fin;
    agent a1 = start(factorial(3, cc));
    println("Agent 1 is working for me.");
```

```
mid = <? cc;
agent a2 = start(factorial(mid, cc));
println("Agent 2 is working for me.");
fin = <? cc;
println("The factorial of the factorial of
  three is " + fin + ".");}
```

Ficheiro Pseuco.com: `https://pseuco.com/\#/edit/remote/yb141rpks19zbmryi1jp`

Tabela de factoriais

- Como se pode garantir a ordem
- Como se terminam os agentes

Tabela de factoriais

- Terminação:
- Ordem (outra solução)

`Select-case`

- Vários `case` e um `default`
- não deterministicamente escolhe um que não esteja bloqueado
- `default` nunca está bloquado

```
select  case chan1 <! a:  // varias instrucoes case b = <? chan2: //
so uma case <? chan3: // recebe e esquece default: //sempre disponivel
```

Tabela de factoriais:

Exemplo

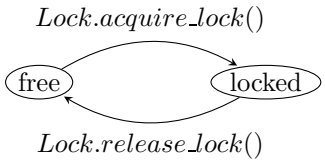
```
int n;
void counter(){
int loop;
for (loop = 0; loop < 5; loop++){
n = n - 1; }
}
```

```
mainAgent { n = 10;
agent a1 = start(counter());
agent a2 = start(counter());
join(a1);
join(a2);
println ("The value is "+ n);
}
```

Verificar o data race no pseuCo.com. e examinar caminhos. Ficheiro Pseuco.com: `https://pseuco.com/#/edit/remote/l6asuo7fyvsm71rb44ws`

Lock

- Objecto partilhado que permite implementar MUTEX
- tem dois métodos: $Lock.acquire\_lock()$ e $Lock.release\_lock()$
- tem dois estados: *free* e *locked*
-



lock em PseuCo

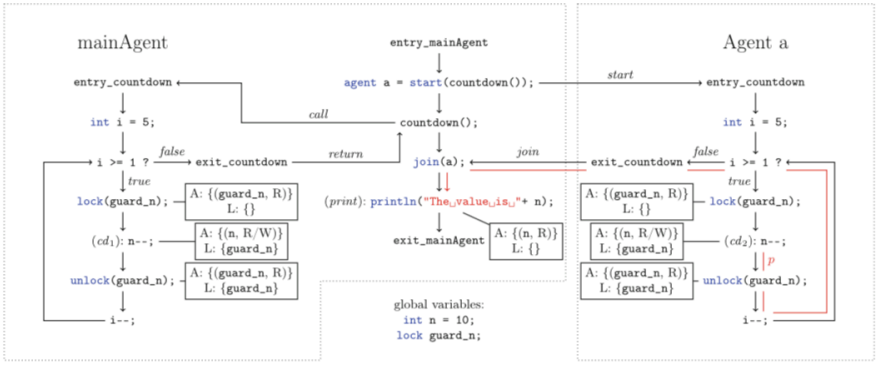
- Permitem coordenar o acesso a variáveis evitando o acesso concorrente e assim o *data race*.
- `lock` : bloqueia
- `unlock`: liberta
- Em CCS: $Lock := lock.unlock.Lock$ (qual o LTS?)
- ```
  lock m;
  int i=5;
  void dec() {
  lock(m);
  i--;
  unlock(m);
  }
  ```
- dizemos que i está *guardado* pelo lock/mutex m.
- a instrução `i--` é a *zona crítica*
  ```

Livre de data race

```
int n=10;
lock guardn;
void countdown() {
for (int i=5; i>=1;i--) {
  lock(guardn);
  n--;
  unlock(guardn);
  }
}
mainAgent {
    agent a=start(countdown());
    countdown();
    join(a);
    println("the value is +n);
}
```

Como detectar Data races?

- Calcular o grafo de programa usando a informação do fluxo de controlo
- Anotar o grafo nos locais em que há acesso a variáveis globais (A) e as regiões em que há locks (L) e o tipo de acesso (R ou W).
- Efetuar uma pesquisa no grafo e identificar pares de acesso à memória
- Detectar se algum desses pares é um data race.



Acessos à memória para n: cd_1, cd_2 e $print$

Pares candidatos: (cd_1, cd_2), $(cd_1, print)$ e $(cd_2, print)$

Análise do grafo de programa

As seguintes características distinguem pares de acessos à memória inofensivos ou potencialmente perigosos:

1. ambos são no mesmo agente?
2. são ambos de leitura?
3. ambos partilham um mesmo lock?
4. usando o grafo pode-se construir um caminho de causalidade entre os dois acessos?

Se alguma das respostas é *sim* então não é um candidato a *data race* No exemplo, para n temos os acessos cd_1, cd_2 e $print$.

- (cd_1, cd_2) ambos estão protegidos pelo mesmo lock (3)
- $(cd_1, print)$ no mesmo agente (1)
- $(cd_2, print)$ tem um caminho de causalidade p (4).

Notar que para uma mesma variável global

- não se pode ter um agente com o lock e outro sem lock
- não se podem usar locks diferentes para cada agente
- Se não usarmos **unlock** fica em *deadlock*
- Será necessário lock na criação e na escrita?
- Se usarmos uma variável local para decrementar n. Funciona?

Exercício 12.1. *Considerar todos estes casos para o exemplo do contador.* ◇

Propiedades de *Safety* e *Liveness*

***Safety* (segurança)** Nada de mal acontece. Podem ser invariantes. Têm de ser sempre verdade. Ex: Exclusão mútua (o código da zona crítica é executado no máximo por um processo em cada instante.)

***Liveness* (vivacidade)** Algo de bom irá acontecer. Terão de acontecer ao longo da execução do sistema.

- *Starvation-freedom*: cada processo que invoca $acquire\_mutex()$ termina, permitindo assim que outros processos possam entrar na zona crítica.

- *Deadlock-freedom*: em cada instante τ se vários processos invocaram $acquire\_mutex$ e essa invocação não terminou, então para $\tau' > \tau$ algum terá que terminar essa invocação.
- *Bypass limitado*: n processos em competição e um ganha. Existe $f(n)$ tal que cada processo que invoca $acquire\_mutex$ perde no máximo $f(n)$ vezes para os outros.

Bypass limitado $\rightarrow$ *Starvation-freedom*(=*Bypass* finito) $\rightarrow$ *Deadlock-freedom*

Mutex

- Um mutex é um objecto que pretende resolver o problema da exclucão mútua:
  1. um algoritmo de entrada $acquire\_mutex()$
  2. um algoritmo de saída $release\_mutex()$
- Um mutex só funciona se todos os agente envolvidos o usarem de forma cooperativa e para o mesmo fim
- Um recurso partilhado é livre de data races se existir um mutex m que independentemente de quando e como o recurso R é acedido esse acesso só ocorre em fragmentos de código que estão protegidos por m.
- no limite os programas podem ser sequênciais ou de paralelismo puro (intercalagem).

Sequencial

```
int n=10;
lock guardn;

void countdown() {
  lock(guardn);
    for (int i=5; i>=1;i--) {
        n--;}
    unlock(guardn);
}
mainAgent {
    agent a=start(countdown());
    countdown();
    join(a);
    println("the value is "+n);
}
```

Deadlock

Também devemos evitar *Deadlock*

```
lock guardr; lock guards;
int r; int s;
void swap(){
    lock(guards);
    lock(guardr);
    int x=r;
    r=s; s=x;
    lock(guards);   lock(guardr);}
mainAgent{
    r=13;s=17;
    agent a=start(swap());
    lock(guards);lock(guardr);
    println("troca de r e s"+r+" "+s);
    unlock(guards);unlock(guardr);
}
```

`struct`

Admite a definição de métodos

```
MyInt z;
struct MyInt{
    int n;
    void set(int x){n=x;}
    int get(){return n;}
    void dec(){n--;}}
MyInt z;
void decr(){
    z.dec();}
void setpr(){
    z.set(3);
    println("o valor=",z.get());}
mainAgent {
    agent a1=start(decr());
    agent a2 = start(setpr());
}
```

Pode ter data races...

`struct` com locks

```
MyInt z;
```

```
struct MyInt{
    lock g;
    int n;
    void set(int x){lock(g);n=x;unlock(g);}
    int get(){int tmp; lock(g);tmp=n; unlock(g);return tmp;}
    void dec(){lock(g);n--;unlock(g);}}
MyInt z;
void decr(){
    z.dec();}
void setpr(){
    z.set(3);
    println("o valor=",z.get());}
mainAgent {
    agent a1=start(decr());
    agent a2 = start(setpr());
}
```

Um monitor faz isto automáticamente.

Monitores

- Um *monitor* garante que no máximo uma operação interna é invocada em cada instante
- Suponhamos um recurso que tem de ser acedido em exclusão mútua
- Podemos definir um monitor que contenha o recurso e definir um método $use\_resource()$ que o monitor oferece aos processos.
- Para resolver problemas de sincronia usam-se *condições* C dentro do monitor: i.e quando um processo tem de esperar por um sinal de outro processo.
- As condições têm os seguintes métodos que podem ser invocados pelos processos: $C.wait()$, $C.signal()$ e $C.empty()$.

Monitores

$C.wait()$: o processo pára a execução e espera numa fila C; o monitor liberta o MUTEX

$C.signal()$ Se nenhum processo está bloqueado na fila C, não tem efeito. Senão é reactivado o primeiro processo bloqueado. Mas para não ficarem dois processos activos no monitor, o processo que invocou o $C.signal()$ fica inativo mas tem prioridade para se activar (caso que continuará a sua execução)

$C.empty()$ retorna um valor Booleano que indica se a fila C está ou não vazia.

monitor em PseuCo

- É um struct especial
- tem lock implícito: **lock** é usado antes de qualquer acesso a um método do monitor e **unlock** quando o método retorna.

```
monitor AtomicInt{
    int n;
    void set(int x){
        n=x; }
    int get(){
        return n;}
    void dec(){
        n--;}
}
```

Não tem Data races mas não chega: o valor calculado é não determinístico .

monitor

- Os monitores podem esperar por certas condições (**condition**)
- `waitForCondition` : só procede quando a condição é satisfeita
- `signal`: acorda um agente e indica que a condição se verifica
- `signalAll`: acorda todos os agentes
- quem re-adquire o lock só procede se a condição é satisfeita

monitor

```
monitor Count {
int i;
condition notNull with (i > 0);
void inc() {
i++;
 // alguem pode usar dec()
 signal(notNull);
}

void dec() {
waitForCondition(notNull);
 i--;
}
}
```

Semáforos

- permitem a implementação de MUTEX
- Têm o valor inicial (> 0)
- Qualquer processo que precise dum recurso pode aceder invocando $down()$
- Quando o processo não necessita do recurso chama $up()$

Semáforo S

- Tem dois métodos atómicos $S.down()$ e $S.up()$ tal que
- S é inicializado com um valor $s_0 \geq 0$
- $S \geq 0$ é sempre verificado
- $S.down()$ diminui S por 1 (atómicamente)
- $S.up()$ incrementa S por 1 (atómicamente).
- A operação $S.up()$ pode ser sempre realizada
- A operação $S.down()$ pode ser realizada se $S \geq 0$ for mantido.
- Se a operação não puder ser realizada ($S < 0$) o processo fica bloqueado.
- Quando o semáforo é incrementado, um dos processos que está à espera é desbloqueado.
- Invariante: sendo $\#S.down$ ($\#S.up$) o número de invocações,

$$S = s_0 + \#S.up - \#S.down$$

Implementação de um Semáforo

- Um contador: $S.count$ inicializado em s_0
- uma fila: $S.queue$ que é iniciada em 0
- **procedure** $S.down(\ )$
  $S.count \leftarrow S.count - 1$
  if $S.count < 0$ **then** ▷ O processo bloqueia e é adicionado à fila $S.queue$
  return;
  procedure $S.up(\ )$
  $S.count \leftarrow S.count + 1$
  if $S.count < 0$ **then** ▷ remover o primeiro processo da $S.queue$ e atribuí-lo a um processador.
  return;

Semáforos

- Sendo $nb\_blocked(S)$ o número de processos bloqueados em $S.queue$, o invariante é

  if $S.count \geq 0$ **then**
  $nb\_blocked(S) = 0$
  else
  $nb\_blocked(S) = S.count$

- notar que se $S.count \geq 0$ o seu valor é o do semáforo S.

Semáforo em PseuCo

Construção dum semáforo com um monitor

```
monitor Semaphore {
int value;
condition valueNonZero with (!( value ==0));

void init(int v) { value = v;
}

void up() { ++value;
signalAll valueNonZero; }

void down () {
waitForCondition valueNonZero --value;
} }
```

Propriedades dum Semáforo

- Quando um processo usa $S.down()$ não sabe se vai ou não ficar bloqueado
- Quando um processo usa $S.up()$, não sabe se vai ou não desbloquear algum processo
- Quando um processo usa $S.up()$,não se sabe se será ele ou o processo que ficou desbloqueado que irá proseguir imediatamente
- O valor do semáforo se positivo indica o número de processos que podem decrementar sem bloquar
- O valor do semáforo se negativo o número de processos bloqueados
- O valor do semáforo se zero indica que não há processos bloqueados mas se algum decrementar será bloqueado.