Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

SCD

Anno accademico 2004/5
Corso di Sistemi Concorrenti e Distribuiti

Tullio Vardanega, tullio.vardanega@math.unipd.it

Esigenze

- È desiderabile poter reagire velocemente al verificarsi di eventi
  - Asincroni rispetto al flusso di esecuzione
  - Non mappabili su interruzioni *hardware* (che hanno propri meccanismi di gestione)
  - Per i quali il "*polling*", oltre che indesiderabile, è anche inadeguato
- Rispetto al trattamento di un errore
  - Il processo gestore potrebbe non arrivare mai al suo punto di "*polling*"
- Rispetto al cambiamento dello stato operativo ("*mode*")
  - Quando questo è risultato di una emergenza
- Rispetto a calcoli per approssimazione
  - Quando conviene porre un limite temporale ad un calcolo approssimato
- Rispetto ad interventi dall'esterno (p.es. dell'operatore)
  - il classico "Ctrl-C"

Una soluzione - 1

- Costrutto selettivo asincrono

```
select
 triggering_alternative
then abort
 abortable_part
end select.
```

Richiesta di sincronizzazione su canale tipato (*entry call*) Attesa temporale {+ sequenza opzionale di comandi}

Sequenza di comandi qualunque, esclusa l'accettazione di sincronizzazione

Una soluzione - 2

- La prima alternativa recepisce l'evento asincrono
- La seconda alternativa specifica il lavoro abbandonabile qualora l'evento abbia luogo
- L'esecuzione prima predispone la ricezione dell'evento e poi dà inizio al lavoro
  - Se il lavoro completa prima dell'arrivo dell'evento asincrono, l'attesa viene cancellata e l'esecuzione procede normalmente
  - Altrimenti si finalizza il lavoro, si esegue la sequenza opzionale di comandi di abbandono (se presente) e poi si procede normalmente
  - Vi è *race condition* tra il determinarsi delle due alternative, per questo l'abbandono del lavoro deve avvenire in modo ordinato
    - A cura sia dell'implementazione che del programmatore!

Una soluzione - 3

- Il costrutto selettivo asincrono comporta 2 flussi di esecuzione concorrenti tra loro
  - L'implementazione tipica è infatti detta "*two-thread model*"

```
protected Error_Manager is
 procedure Notify (Error : Message);
 entry Wait (Error : out Message);
private
 …
end Error_Manager;
```

```
loop
 …
 select
  Error_Manager.Wait(Error);
  case Error is
   when … =>
    … -- corrective actions
   …
  end case;
 then abort
  loop
   … -- normal work
  end loop;
 end select;
 …
end loop;
```

① ②

Implicazioni - 1

- Il trasferimento asincrono di controllo (ATC) è sintatticamente semplice, ma ha implicazioni assai pesanti sulla complessità del modello
- L'interazione tra l'evento asincrono ed il lavoro abbandonabile è particolarmente complessa quando l'uno e/o l'altro sono
  - Attese temporali
  - Attese selettive finite
  - Attese di sincronizzazione

Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Implicazioni - 2

- **Interazione con attese temporali**

```
task A;

task body A is
 T : Time;
 D : Duration;
begin
 …
 select
  delay until T;
 then abort
  delay D;
 end select;
 …
end A,
```

Il "lavoro" si completa solo quando il processo sia stato risvegliato dalla sua attesa D!

```
task B;

task body B is
 T : Time;
 D : Duration;
begin
 …
 select
  delay D;
 then abort
  delay until T;
 end select;
 …
end B,
```


Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Implicazioni - 3

- **Interazione con attese selettive finite**

```
task A;

task body A is
 T : Time;
begin
 …
 select
  delay until T;
  S2;
 then abort
  Server.Call;
  S1;
 end select;
end A;
```

```
task B;

task body B is
 T : Time;
begin
 …
 select
  Server.Call;
  S1;
 then abort
  delay until T;
  S2;
 end select;
end B;
```

```
task C;

task body C is
 T : Time;
begin
 …
 select
  Server.Call;
  S1;
 or
  delay until T;
  S2;
 end select;
end C;
```

3 T scade prima che **Server.Call** inizi:
A esegue **S2**
B inizia ad eseguire **S2** come lavoro abbandonabile
C esegue **S2**

1 **Server.Call** completa prima di **T**:
A inizia ad eseguire **S1** come lavoro abbandonabile
B esegue **S1** come lavoro opzionale dopo l'evento
C esegue **S1**

2 **Server.Call** inizia prima di **T**:
A completa **Server.Call** e poi esegue **S2**
B completa **Server.Call** e poi esegue **S2**
C completa **Server.Call** e poi esegue **S1**

Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Implicazioni - 4

- **L'ATC rende perfettamente la semantica dell'attesa selettiva finita!**

```
task body C is
 T : Time;
begin
 …
 Completed := False;
 select
  delay until T;
 then abort
  Server.Call_ATC (Completed);
  -- "Completed" set to True in Server
 end select;
 if Completed then
  S1;
 else
  S2;
 end if;
end C;
```

```
task C;

task body C is
 T : Time;
begin
 …
 select
  Server.Call;
  S1;
 or
  delay until T;
  S2;
 end select;
end C;
```

Chiaro sintomo di ridondanza nel potere espressivo!

Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Implicazioni - 5

- **Interazione con attese di sincronizzazione**

```
task A;

task body A is
 …
begin
 …
 select
  C.E;
 then abort
  D.E;
 end select;
end A;
```

Caso 1 - ***C.E*** diventa pronto per primo:
A sincronizza con *C*, ma può anche farlo con D se *C.E* non completa prima che D.E diventi pronto
B sincronizza con *C*, ma può anche farlo con D se *C.E* non completa prima che D.E diventi pronto
Caso 2 - **D.E** diventa pronto per primo:
A sincronizza con D, ma può anche farlo con *C* se D.E non completa prima che *C.E* diventi pronto
B sincronizza con D, ma può anche farlo con *C* se D.E non completa prima che *C.E* diventi pronto
Caso 3 - ***C.E*** e **D.E** sono entrambi pronti:
A sincronizza solo con *C*
B sincronizza solo con D

```
task B;

task body B is
 …
begin
 …
 select
  D.E;
 then abort
  C.E;
 end select;
end B;
```


Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Implicazioni - 6

- **Interazione con trasferimenti di coda**

```
task A;

task body A is
begin
 …
 select
  B.E1;
 then abort
  S;
 end select;
 …
end A;
```

```
task B is
 entry E1;
 entry E2;
end B;

task body B is
begin
 …
 accept E1 do  (Con)
  requeue E2 [with abort];
 end E1;
 …
 accept E2 do  (Senza)
  …
 end E2;
 …
end B;
```

Caso 1.1 ((Con)) - **E1** è subito pronto:
S può cominciare solo dopo l'accodamento su E2
Caso 1.2 ((Senza)) - **E1** è subito pronto:
S non viene eseguito
Caso 2.1 ((Con)) - **E1** diventa pronto dopo l'inizio di S:
S esegue e B.E1 (inclusa E2) viene cancellata se e quando S completa
Caso 2.2 ((Senza)) - **E1** diventa pronto dopo l'inizio di S:
S esegue, ma il comando **select** di *A* non completa fin quando E2 non abbia completato

Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Abbandono - 1

- **In situazioni estreme può essere necessario che un processo abbandoni la propria esecuzione**
  - **Questo effetto viene ottenuto tramite comando** `abort process_name;`
- **Questo evento non deve però causare inconsistenze di stato nel sistema**
  - **Alcune azioni "delicate" intraprese dal processo devono completare prima che il processo possa abbandonare**
  - **Il completamento di queste azioni ritarda pertanto l'effetto del comando di abbandono**

Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Abbandono - 2

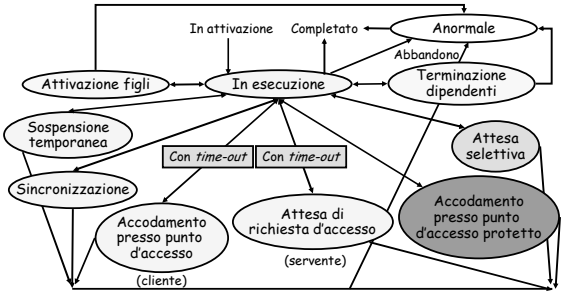
- **Le azioni considerate "delicate" che ritardano l'effetto di un ordine di abbandono sono:**
  - **Ogni esecuzione entro una risorsa protetta**
  - **Ogni sincronizzazione**
  - **Ogni attesa di terminazione di dipendenti**
  - **Ogni finalizzazione**
- **Un processo in corso di abbandono viene detto essere in stato "anormale"**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 13/14

Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Stati d'esecuzione di processo



Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 14/14