Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

SCD

Anno accademico 2003/4
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 (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 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 definisce 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 (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 "*2-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 pesanti implicazioni 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.Enty_Call;
  S1;
 end select;
end A;
```

```
task B;

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

```
task C;

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

Se T scade prima che Server.Entry_Call inizi:
A esegue S2
B inizia ad eseguire S2 come lavoro interrompibile
C esegue S2

Se Server.Entry_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

Se Server.Entry_Call inizia prima di T:
A esegue Server.Entry_Call e poi S1
B esegue Server.Entry_Call e poi S2
C esegue Server.Entry_Call e poi 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_Entry_Call(Completed);
  -- Completed set to True in Server
 if Completed then
  S1;
 else
  S2;
 end if;
end C;
```

```
task C;

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

Questo è 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;
```

Caso 1 (Con) – **E1** è subito pronto:
S può cominciare solo dopo l'accodamento su E2
Caso 2 (Senza) – **E1** è subito pronto:
S non viene eseguito
Caso 3 (Con) – **E1** diventa pronto dopo l'inizio di S:
S esegue e B.E1 (incluso E2) viene cancellata se e quando S completa
Caso 4 (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

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

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

(Con) (Senza)

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

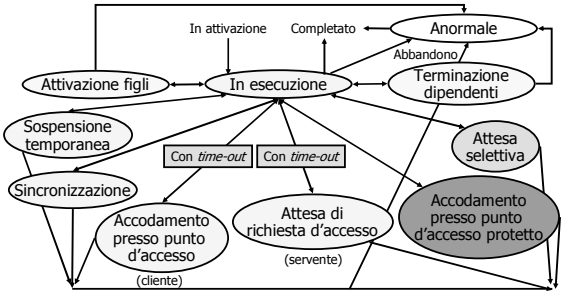
- **Le azioni considerate "delicate" e che quindi ritardano l'effetto di un ordine di abbandono sono:**
  - **Ogni esecuzione entro una risorsa protetta**
  - **Ogni sincronizzazione**
  - **Ogni attesa di terminazione di dipendenti**
  - **Ogni finalizzazione**
- **Un processo in corso di abbandono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

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 13

Università degli Studi di Padova

Gestione di eventi asincroni

Stati d'esecuzione di processo



Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 14