Gestione di eventi asincroni

SCD

Anno accademico 2007/8
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 (e dunque distinti dalle eccezioni!)
  - Non mappabili su interruzioni *hardware* (che hanno propri meccanismi di gestione)
  - Per i quali il "*polling*" , oltre che indesiderabile, è anche inadeguato
- Trattamento di errore
  - Il processo gestore potrebbe non arrivare mai al suo punto di "*poll*"
    - Per esempio per evitare lo stallo nel problema lettori-scrittori di cui alla lezione C06 diapositive 20-21
- Cambiamento di stato operativo ("*mode change*")
  - Quando questo è risultato di una emergenza
- Calcoli approssimati
  - Quando conviene porre un limite temporale a un calcolo approssimato
- Interventi dall'esterno (p.es. dell'operatore)
  - Il classico "Ctrl-C"

Una soluzione – 1

- Costrutto selettivo asincrono

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

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

Sequenza di comandi qualunque,
esclusa l'accettazione di sincronizzazione

Una soluzione – 2

- La prima alternativa recepisce l'evento asincrono esterno
- La seconda alternativa specifica l'esecuzione abbandonabile qualora l'evento asincrono avesse 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 ben ordinato
    - A cura della macchina virtuale che realizza il modello concorrente ma anche del programmatore!

Una soluzione – 3

- Il costrutto selettivo asincrono comporta 2 flussi di esecuzione concorrenti tra loro
  - La realizzazione 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;
```


Esempio d'uso di ATC

- Evitare lo stallo nel problema dei lettori-scrittori di lezione C06 (20-21)

```
procedure Write(I : in Item; Failed : out Boolean) is
begin
 Access_Control.Start_Write;
 select
   delay T;
   Failed := True;
 then abort
   Failed := False;
   … -- actual write
 end select;
 Access_Control.Stop_Write;
end Write;
```

Implicazioni – 1

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

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;
```

La EA 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;
```


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;
```

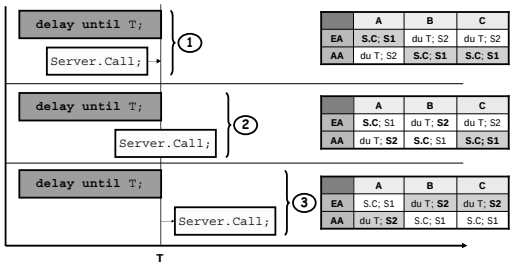
```
task C;

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 a eseguire **S2** come EA
C esegue **S2**

1 **Server.Call** completa prima di **T**:
A inizia a eseguire **S1** come EA
B esegue **S1** nell'alternativa asincrona (AA)
C esegue **S1** nell'alternative di accettazione

2 **Server.Call** solo 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**

Attese selettive finite



	A	B	C
EA	**S.C**; **S1**	du T; S2	du T; S2
AA	du T; S2	**S.C**; **S1**	**S.C**; **S1**

	A	B	C
EA	**S.C**; S1	du T; **S2**	du T; S2
AA	du T; **S2**	**S.C**; S1	**S.C**; **S1**

	A	B	C
EA	S.C; S1	du T; **S2**	du T; **S2**
AA	du T; **S2**	S.C; S1	S.C; S1

Implicazioni – 4

- **L'ATC realizza 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!

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;
```

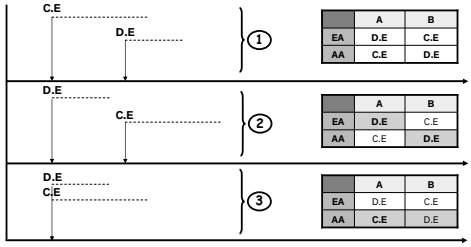
Caso 1 - **C.E** diventa pronto per primo:
A sincronizza con C, ma può anche farlo con D se C.E non completa prima che D.E diventi pronto
B sincronizza con C, ma può anche farlo con D se C.E non completa prima che D.E diventi pronto

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;
```

Attese di sincronizzazione



	A	B
EA	D.E	C.E
AA	C.E	D.E

	A	B
EA	D.E	C.E
AA	C.E	D.E

	A	B
EA	D.E	C.E
AA	C.E	D.E

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;             (Senza)
 …
 accept E2 do
  …
 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

Abbandono – 1

- **In situazioni estreme può essere necessario che un processo abbandoni la propria esecuzione**
  - **Quando il recupero del processo "guasto" è considerato impossibile**
  - **Questo effetto viene ottenuto tramite comando** `abort process_name;`
  - **Un processo può invocarlo su qualunque altro processo a lui visibile**
- **Questo evento non deve però causare inconsistenze di stato nel sistema**
  - **Alcune azioni "delicate" intraprese dal processo devono poter completare prima che il processo possa abbandonare**
  - **Il completamento di queste azioni pertanto ritarda l'effetto del comando di abbandono**

Abbandono – 2

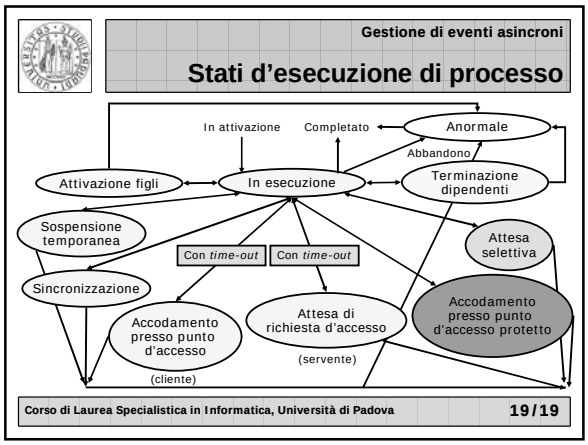
- **Il processo nominato nel comando diventa "anormale" e gli viene impedito di interagire con qualunque altro processo**
  - **Ogni processo non ancora completato e dipendente da tale processo diventa anormale a sua volta**
- **Quando un processo diventa anormale la sua esecuzione viene immediatamente interrotta a meno che non sia "delicata"**

Abbandono – 3

- **Le azioni "delicate" ritardano l'effetto di un ordine di abbandono fino al loro completamento**
  - **Ogni esecuzione entro una risorsa protetta**
  - **Ogni sincronizzazione**
  - **Ogni attesa di terminazione di dipendenti**
  - **Ogni finalizzazione**
    - E qualunque altra operazione predefinita su oggetti con tipo "controlled"
- **Un processo in corso di abbandono è comunque in stato "anormale"**

Critica dell'abbandono

- "***An abort statement should be used only in situations requiring unconditional termination.***"
  - **ARM 9.8**
- "***The existence of this statement causes intolerable overheads in the implementation of every other feature of tasking. Its 'successful' use depends on a valid process aborting a wild one before the wild one aborts a valid process — or does any other serious damage. The probability of this is negligible. If processes can go wild, we are much safer without aborts.***"
  - **C.A.R. Hoare (On Ada 83)**


Gestione di eventi asincroni
Stati d'esecuzione di processo
In attivazione
Completato
Anormale
Abbandono
Attivazione figli
In esecuzione
Terminazione dipendenti
Sospensione temporanea
Attesa selettiva
Con time-out
Con time-out
Sincronizzazione
Accodamento presso punto d'accesso
(cliente)
Attesa di richiesta d'accesso
(servente)
Accodamento presso punto d'accesso protetto
Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova
19/19