Stallo di processi

Tecniche di prevenzione

Stefano Quer
Dipartimento di Automatica e Informatica
Politecnico di Torino

Prevenzione

- Le tecniche di **prevenzione**
  - Cercano di **controllare** le modalità di richiesta delle risorse per **prevenire** il verificarsi di **almeno una** delle condizioni necessarie
  - Cioè cercano di prevenire il verificarsi di almeno una delle condizioni seguenti
    - Mutua esclusione (mutual exclusion)
    - Possesso e attesa (hold and wait)
    - Impossibilità di prelazione (no preemption)
    - Attesa circolare (circular wait)

Mutua esclusione

Uno stallo si verifica a causa della "mutua esclusione" quando un processo rimane indefinitivamente in attesa su una risorsa non condivisibile

Quindi uno stallo potrebbe essere evitato se
1. Non esistessero risorse non condivisibili
2. Non si potesse rimanere in attesa di una risorsa non condivisibile

Strategia 1	Proibire risorse non condivisibili Tale strategia è considerata generalmente molto restrittiva
Strategia 2	Proibire l'attesa su risorse non condivisibili Tale strategia è considerata complessa da realizzare

Possesso e attesa

Un stallo si verifica a causa di un "possesso e attesa" quando un P possiede una o più risorse e ne chiede di ulteriori

Quindi una condizione di possesso e attesa potrebbe essere evitata imponendo che un P chieda una risorsa solo quando non ne possiede altre

Request All First (RAF)	I P devono acquisire tutte le risorse necessarie prima di iniziare l'attività di elaborazione • Scarso utilizzo delle risorse • Risorse eventualmente assegnate molto prima di essere utilizzate
Release Before Request (RBR)	Ai P è consentito richiedere risorse solamente se non ne hanno già acquisite in precedenza Prima di ogni nuova richiesta ogni P deve rilasciare le risorse già possedute • Possibilità di starvation • P che richiedono molte risorse molto utilizzate possono dover "ricominciare" molto spesso

Impossibilità di prelazione

Un stallo si verifica a causa dell' "impossibilità di prelazione" quando una risorsa non può essere sottratta a un P

In generale è complesso sottrarre risorse a altri processi in esecuzione
Però si potrebbe ottenere un effetto simile

Permettere la prelazione delle risorse possedute dal processo stesso	Se un processo, che mantiene alcune risorse, ne chiede un'altra che non può essere allocata immediatamente, è costretto a rilasciare tutte le risorse mantenute (preemption) Le risorse liberate sono aggiunte alla lista delle risorse che il processo attende di acquisire Il processo sarà svegliato solo quando potrà riacquisire tutte le sue vecchie risorse e quelle nuove che richiede

Impossibilità di prelazione

Un stallo si verifica a causa dell' "impossibilità di prelazione" quando una risorsa non può essere sottratta a un P

Permettere la prelazione di risorse possedute da un altro processo purchè esso sia in fase di attesa	Se la risorsa richiesta non è disponibile si verifica quale processo la possiede Se il processo che la possiede è a sua volta in attesa si sottrae a tale processo la risorsa richiesta assegnandola al processo che ne ha fatto richiesta In caso contrario il processo viene messo in attesa e in futuro potranno essere prelazionate le sue risorse

Entrambe le strategie

- Sono applicabili a risorse su cui è semplice salvare e ripristinare lo stato (registri CPU, memoria centrale, etc.)
- Non sono applicabili quando lo stato della risorsa non è ricostruibile (file, stampanti, etc.)

Attesa circolare

Un stallo si verifica a causa di un' "attesa circolare" quando un insieme di P è tale per cui ogni P dell'insieme attende una risorsa posseduta da un altro P dell'insieme

Per evitare tale condizione si potrebbe imporre un ordinamento totale tra tutte le classi di risorse

Hierarchical Resource Usage (HRU)

- Impone una relazione di ordinamento totale tra i vari tipi di risorse, associando a ciascuno di essi un numero intero. Esempio: HD = 1, DVD = 5, stampanti = 12
- Forza ogni processo a richiedere le risorse con un ordine crescente di enumerazione

In generale la verifica HRU sia applicato può essere effettuata dal

- Programmatore
- Sistema operativo. Il tool "witness", disponibile in UNIX versione FreeBSD, controlla l'ordine dei lock effettuati dai processi

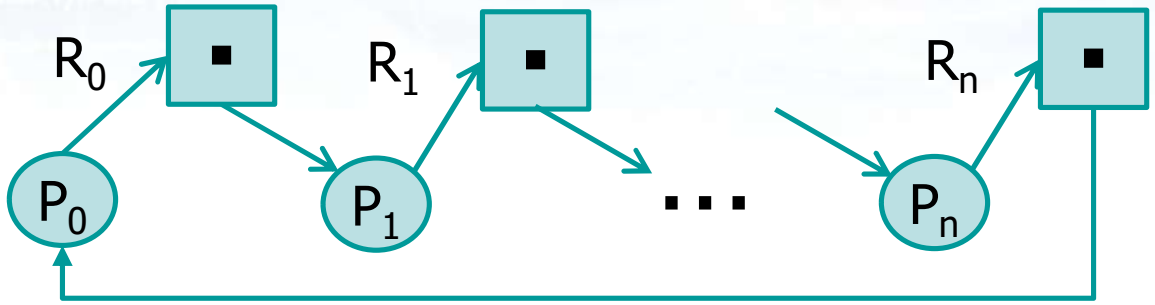
Attesa circolare

- Sia F la funzione che impone un ordine univoco tra tutte le classi di risorse R_i del sistema
- Un processo P
  - Abbia precedentemente richiesto una istanza della risorsa R_{old} e faccia richiesta di una istanza di R_{new}
  - Se $F(R_{new}) > F(R_{old})$
    - La risorsa viene concessa
  - Se $F(R_{new}) \leq F(R_{old})$
    - Il processo deve rilasciare tutte le risorse di tipo R_i per cui $F(R_{new}) \leq F(R_i)$ prima di ottenere R_{new}

Attesa circolare

- È possibile dimostrare che tale condizione è sufficiente per evitare l'attesa circolare
  - Ovvero, se le risorse si richiedono in un certo ordine è vero che non è possibile avere attesa circolare?
  - Procediamo per assurdo, supponendo ci sia attesa circolare, ovvero supponiamo che esista un insieme di processi che
    - Hanno fatto delle richieste rispettando l'ordine desiderato, e.g., in ordine numerico crescente
    - Risultino in attesa circolare

Attesa circolare



Ordine richiesta
$R_0, \ldots, R_n$

- L'ordine di richiesta impone sia
  - $F(R_k) < F(R_{k+1}), \ \forall\ k = 0 .. n - 1$
- Però in base all'attesa circolare si desume che
  - $F(R_0) < F(R_1) < \ldots < F(R_n) < F(R_0)$
- Questo implica che
  - $F(R_0) < F(R_0)$

il che è assurdo

Dato che P_i possiede R_i e ha richiesto R_{i-1}
R_i è stata richiesta prima di R_{i-1}
Quindi $F(R_i) > F(R_{i-1})$

Inoltre, P_0 non potrebbe mai chiedere R_0
dopo aver ottenuto R_n