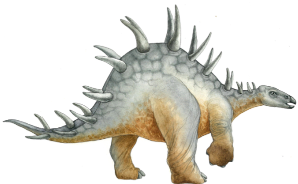
Capítulo 6: Sincronismo de processos

Silberschatz, Galvin e Gagne ©2007

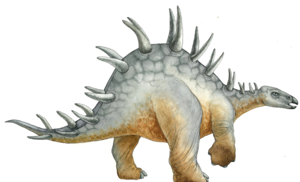
Capítulo 6: Sincronismo de processo

- Fundamentos
- O problema da seção crítica
- Solução de Peterson
- Hardware de sincronismo
- Semáforos
- Problemas clássicos de sincronismo
- Monitores
- Exemplos de sincronismo
- Transações indivisíveis



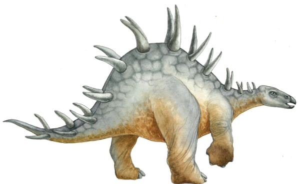
Fundamentos

- Acesso concorrente aos dados compartilhados pode resultar em inconsistência de dados
- Manutenção da consistência dos dados requer mecanismos para garantir a execução ordenada dos processos em cooperação
- Suponha que queiramos oferecer uma solução para o problema de consumidor-produtor com buffer compartilhado. Podemos fazer isso com um contador inteiro que indica o número de espaços ocupados no buffer (inicialmente, contador = 0).



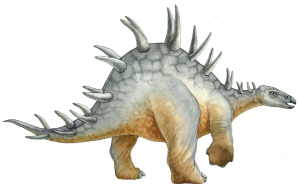
Produtor

```
while (count == BUFFER_SIZE)
   ; // do nothing

// add an item to the buffer
++count;
buffer[in] = item;
in = (in + 1) % BUFFER_SIZE;
```



Consumidor

```
while (count == 0)
   ; // do nothing

// remove an item from the buffer
--count;
item = buffer[out];
out = (out + 1) % BUFFER_SIZE;
```

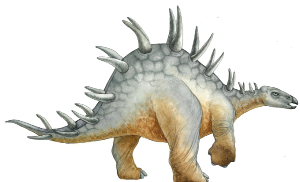


Condição de race

- count++ poderia ser implementado como
  register1 = count
  register1 = register1 + 1
  count = register1

- count-- poderia ser implementado como
  register2 = count
  register2 = register2 - 1
  count = register2

- Considere esta execução intercalando com “count = 5” inicialmente:
  S0: produtor executa register1 = count {register1 = 5}
  S1: produtor executa register1 = register1 + 1 {register1 = 6}
  S2: consumidor executa register2 = count {register2 = 5}
  S3: consumidor executa register2 = register2 - 1 {register2 = 4}
  S4: produtor executa count = register1 {count = 6 }
  S5: consumidor executa count = register2 {count = 4}



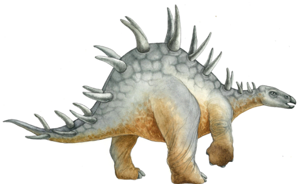
Problema de seção crítica

Condição de race – Quando há acesso simultâneo aos dados compartilhados e o resultado final depende da ordem de execução.

Seção crítica – Seção do código onde os dados compartilhados são acessados.

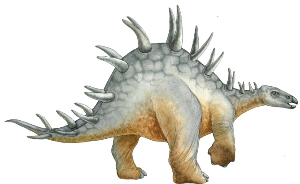
Seção de entrada - Código que solicita permissão para entrar em sua seção crítica.

Seção de saída – Código executado após a saída da seção crítica.



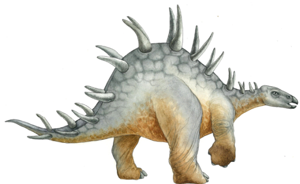
Estrutura de um processo típico

```
while (true) {
        entry section
            critical section
        exit section
            remainder section
}
```



Seção crítica usando locks

```
while (true) {
        acquire lock
            critical section
        release lock
            remainder section
}
```

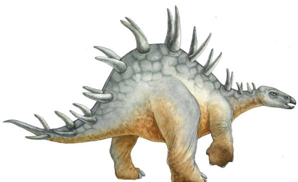


Solução do problema de seção critica

1. Exclusão mútua – Se o processo P_i estiver executando em sua seção crítica, então nenhum outro processo poderá estar executando em suas seções críticas.

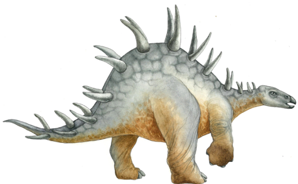
2. Progresso – Se nenhum processo estiver executando em sua seção crítica e houver alguns processos que queiram entrar em sua seção crítica, então a seleção dos processos que entrarão na seção crítica em seguida não poderá ser adiada indefinidamente.

3. Espera limitada - É preciso haver um limite sobre o número de vezes que outros processos têm permissão para entrar em suas seções críticas depois que um processo tiver feito uma solicitação para entrar em sua seção crítica e antes que essa solicitação seja concedida



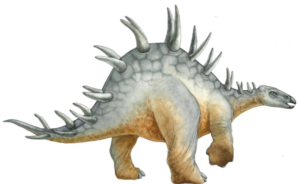
Solução de Peterson

- Solução em dois processos
- Os dois processos compartilham duas variáveis:
  - int turn;
  - Boolean flag[2]
- A variável turn indica de quem é a vez de entrar na seção crítica.
- O array flag é usado para indicar se um processo está pronto para entrar na seção crítica. flag[i] = true implica que o processo P_i está pronto!



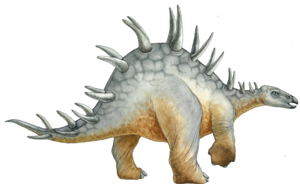
Algoritmo para o processo P_i

```
while (true) {
    flag[i] = TRUE;
    turn = j;
    while (flag[j] && turn == j);

        critical section

    flag[i] = FALSE;

        remainder section

}
```



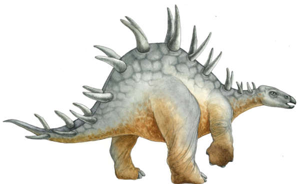
Hardware de sincronismo

- Muitos sistemas oferecem suporte do hardware para o código da seção crítica
- Uniprocessadores – poderiam desativar interrupções
  - Código atualmente em execução poderia ser executado sem preempção
  - Geralmente muito ineficaz em sistemas multiprocessados
- Máquinas modernas oferecem instruções de hardware especiais indivisíveis
  - Indivisível = não interrompida



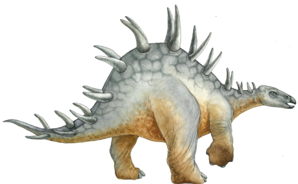
Estrutura de dados para soluções de hardware

```
public class HardwareData
{
    private boolean value = false;

    public HardwareData(boolean value) {
       this.value = value;
    }

    public boolean get() {
       return value;
    }

    public void set(boolean newValue) {
       value = newValue;
    }

    public boolean getAndSet(boolean newValue) {
       boolean oldValue = this.get();
       this.set(newValue);

       return oldValue;
    }

   public void swap(HardwareData other) {
     boolean temp = this.get();

     this.set(other.get());
     other.set(temp);
    }
}
```



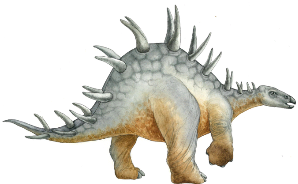
Solução usando GetAndSet

```
// lock is shared by all threads
HardwareData lock = new HardwareData(false);

while (true) {
    while (lock.getAndSet(true))
      Thread.yield();

    criticalSection();
    lock.set(false);
    remainderSection();
}
```



Solução usando Swap

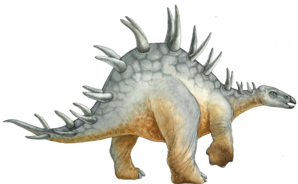
```
// lock is shared by all threads
HardwareData lock = new HardwareData(false);

// each thread has a local copy of key
HardwareData key = new HardwareData(true);

while (true) {
    key.set(true);

    do {
       lock.swap(key);
    }
    while (key.get() == true);

    criticalSection();
    lock.set(false);
    remainderSection();
}
```



Semáforo

- Ferramenta de sincronismo que não exige espera ocupada
- Semáforo *S* – variável inteira
- Duas operações padrão modificam S: acquire() e release()
- Só pode ser acessado por duas operações indivisíveis

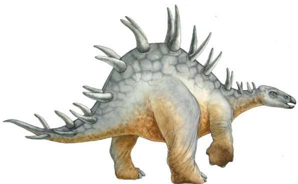
```
acquire() {
    while value <= 0
       ; // no-op
    value--;
}

release() {
    value++;
}
```



Semáforo como ferramenta geral de sincronismo

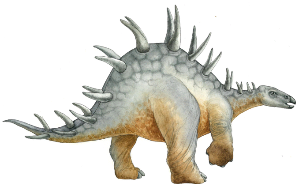
- Semáforo de contagem – valor inteiro pode variar por um domínio irrestrito
- Semáforo binário – valor inteiro só pode variar entre 0 e 1; pode ser mais simples de implementar
  - Também conhecidos como locks mutex

```
Semaphore S = new Semaphore();

S.acquire();

   // critical section

S.release();

   // remainder section
```



Implementação de semáforo

- Precisa garantir que dois processos não poderão executar acquire () e release () no mesmo semáforo ao mesmo tempo

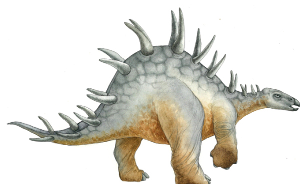


Implementação de semáforo

- Com cada semáforo existe uma fila de espera associada (elimina espera ocupada). Cada entrada em uma fila de espera possui dois itens de dados:
  - ID do processo (do tipo int)
  - ponteiro para próximo registro na lista

Duas operalorções:

- block – coloca o processo que chama a operação na fila de espera apropriada.
- wakeup – remove um dos processos na fila de espera e o coloca na fila de prontos.



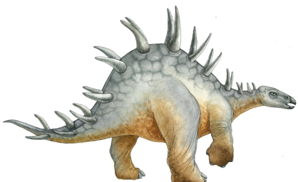
Implementação de semáforo sem espera ocupada (cont.)

- Implementação de **acquire()**:

```
acquire(){
    value--;
    if (value < 0) {
        add this process to list
        block;
    }
}
```

- Implementação de **release()**:

```
release(){
    value++;
    if (value <= 0) {
        remove a process P from list
        wakeup(P);
    }
}
```



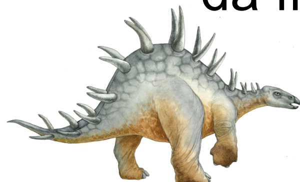
Deadlock e starvation

- Deadlock – dois ou mais processos estão esperando indefinidamente por um evento que pode ser causado somente por um dos processos esperando
- Exemplo: sejam S e Q dois semáforos inicializados com 1

P_0 P_1

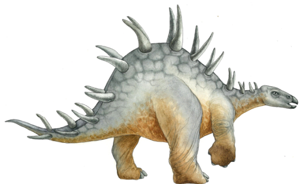
```
S.acquire();        Q.acquire();
Q.acquire();        S.acquire();
.                   .
.                   .
.                   .
S.release();        Q.release();
Q.release();        S.release();
```

- Starvation – lock indefinido. Um processo pode nunca ser removido da fila de semáforo em que ele é suspenso.



Problemas clássicos de sincronismo

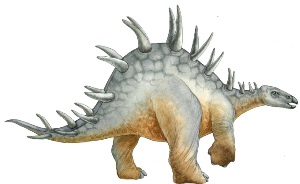
- Problema de buffer limitado
- Problema de leitores-escritores
- Problema do jantar dos filósofos



Silberschatz, Galvin e Gagne ©2007

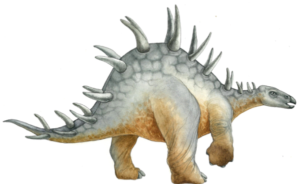
Problema de buffer limitado

- Buffer com capacidade para N itens
- Mutex inicializado com o valor 1
- Semáforo cheio inicializado com o valor 0
- Semáforo vazio inicializado com o valor N.



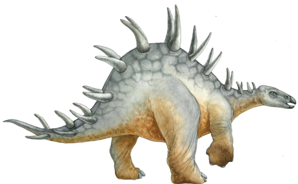
Problema de buffer limitado

```
public class BoundedBuffer implements Buffer
{
    private static final int BUFFER_SIZE = 5;
    private Object[] buffer;
    private int in, out;
    private Semaphore mutex;
    private Semaphore empty;
    private Semaphore full;

    public BoundedBuffer() {
       // buffer is initially empty
       in = 0;
       out = 0;
       buffer = new Object[BUFFER_SIZE];

       mutex = new Semaphore(1);
       empty = new Semaphore(BUFFER_SIZE);
       full = new Semaphore(0);
    }

    public void insert(Object item) {
       // Figure 6.9
    }

    public Object remove() {
       // Figure 6.10
    }
}
```



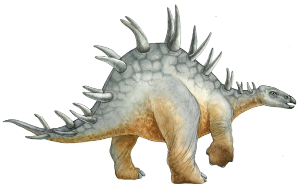
Problema de buffer limitado

```
public void insert(Object item) {
    empty.acquire();
    mutex.acquire();

    // add an item to the buffer
    buffer[in] = item;
    in = (in + 1) % BUFFER_SIZE;

    mutex.release();
    full.release();
}
```



Problema de buffer limitado

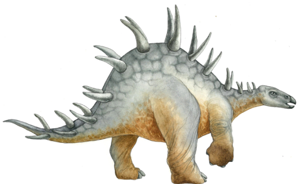
```
public Object remove() {
    full.acquire();
    mutex.acquire();

    // remove an item from the buffer
    Object item = buffer[out];
    out = (out + 1) % BUFFER_SIZE;

    mutex.release();
    empty.release();

    return item;
}
```



Problema de buffer limitado (cont.)

- A estrutura do processo produtor

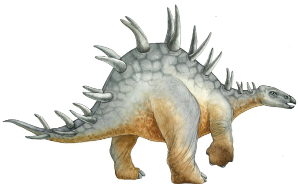
```
public class Producer implements Runnable
{
   private Buffer buffer;

   public Producer(Buffer buffer) {
      this.buffer = buffer;
   }

   public void run() {
      Date message;

      while (true) {
         // nap for awhile
         SleepUtilities.nap();
         // produce an item & enter it into the buffer
         message = new Date();
         buffer.insert(message);
      }
   }
}
```



Problema de buffer limitado (cont.)

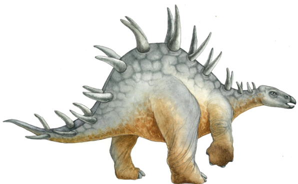
- A estrutura do processo consumidor

```
public class Consumer implements Runnable
{
   private Buffer buffer;

   public Consumer(Buffer buffer) {
      this.buffer = buffer;
   }

   public void run() {
      Date message;

      while (true) {
         // nap for awhile
         SleepUtilities.nap();
         // consume an item from the buffer
         message = (Date)buffer.remove();
      }
   }
}
```



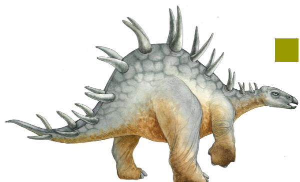
Problema de buffer limitado (cont.)

```
public class Factory
{
    public static void main(String args[]) {
      Buffer buffer = new BoundedBuffer();

      // now create the producer and consumer threads
      Thread producer = new Thread(new Producer(buffer));
      Thread consumer = new Thread(new Consumer(buffer));

      producer.start();
      consumer.start();
    }
}
```



Problema de leitores-escritores

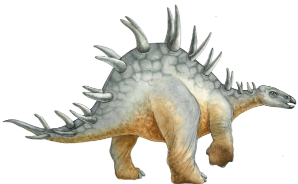
- Um conjunto de dados é compartilhado entre diversos processos concorrentes
  - Leitores – só lêem o conjunto de dados; eles não realizam quaisquer atualizações
  - Escritores – podem ler e escrever.
- Problema – permite que vários leitores leiam ao mesmo tempo. Apenas um único escritor pode acessar os dados compartilhados de uma só vez.
- Dados compartilhados
  - Conjunto de dados
  - Mutex inicializado com 1.
  - Semáforo db inicializado com 1.
  - Inteiro readerCount inicializado com 0.
  - Solução apresentada pode dar starvation!



Problema de leitores-escritores

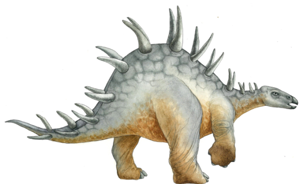
Interface para locks de leitura-escrita

```
public interface RWLock
{
   public abstract void acquireReadLock();
   public abstract void acquireWriteLock();
   public abstract void releaseReadLock();
   public abstract void releaseWriteLock();
}
```



Problema de leitores-escritores

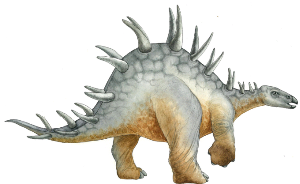
```
public class DataBase implements RWLock {
   private int readerCount;
   private Semaphore mutex;
   private Semaphore db;

   public Database() {
      readerCount = 0;
      mutex = new Semaphore(1);
      db = new Semaphore(1);
   }

   //métodos acquire and release read/write lock
}
```



Problema de leitores-escritores

Métodos chamados por escritores.

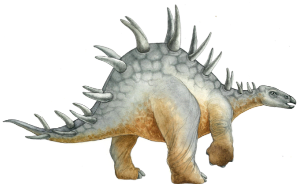
```
public void acquireWriteLock() {
   db.acquire();
}

public void releaseWriteLock() {
   db.release();
}
```



Problema de leitores-escritores

Métodos chamados por leitores.

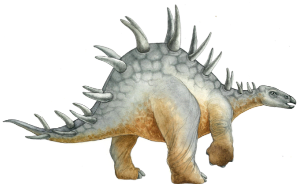
```
public void acquireReadLock() {
   mutex.acquire();
   readerCount++;

   if(readerCount == 1)
      db.acquire();

   mutex.release();
}

public void releaseReadLock() {
   mutex.acquire();
   readerCount--;

   if(readerCount == 0)
      db.release();

   mutex.release();
}
```



Problema de leitores-escritores

- A estrutura de um processo escritor

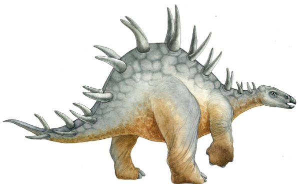
```
public class Writer implements Runnable
{
    private RWLock db;

    public Writer(RWLock db) {
       this.db = db;
    }

    public void run() {
       while (true) {
          // nap for awhile
          SleepUtilities.nap();

          db.acquireWriteLock();

          // you have access to write to the database
          SleepUtilities.nap();

          db.releaseWriteLock();
       }
    }
}
```



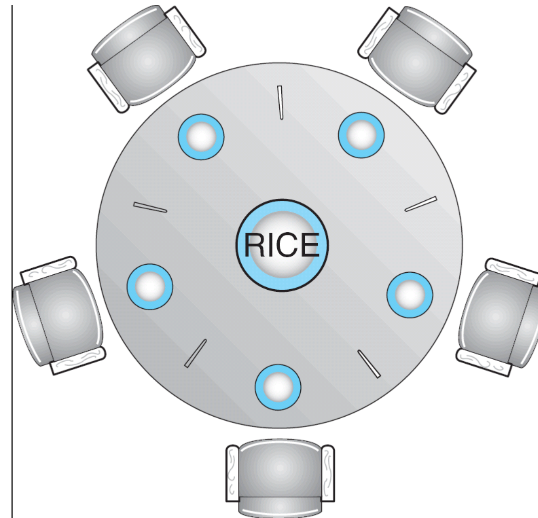
Problema de leitores-escritores

- A estrutura de um processo leitor

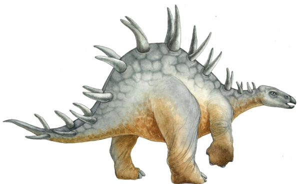
```
public class Reader implements Runnable
{
    private RWLock db;

    public Reader(RWLock db) {
       this.db = db;
    }

    public void run() {
       while (true) {
          // nap for awhile
          SleepUtilities.nap();

          db.acquireReadLock();

          // you have access to read from the database
          SleepUtilities.nap();

          db.releaseReadLock();
       }
    }
}
```



Problema do jantar dos filósofos



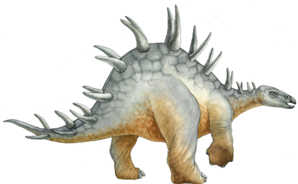
- Dados compartilhados
  - Tigela de arroz (conjunto de dados)
  - Semáforo chopStick [5] inicializado com 1
  - Solução apresentada pode dar deadlock!



Problema do jantar dos filósofos (cont.)

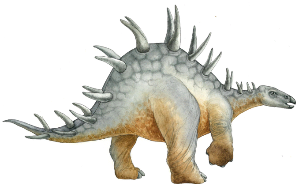
- A estrutura do Filósofo *i*:

```
while (true) {
    // get left chopstick
    chopStick[i].acquire();
    // get right chopstick
    chopStick[(i + 1) % 5].acquire();

    eating();

    // return left chopstick
    chopStick[i].release();
    // return right chopstick
    chopStick[(i + 1) % 5].release();

    thinking();
}
```



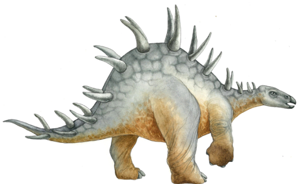
Problemas com semáforos

- Uso correto das operações de semáforo:
  - mutex.acquire() …. mutex.release()
  - Omissão de mutex.release() pode gerar problema



Monitores

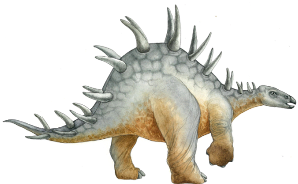
- Uma abstração de alto nível que oferece um mecanismo conveniente e eficaz para o sincronismo de processo
- Somente um processo pode estar ativo dentro do monitor em determinado momento



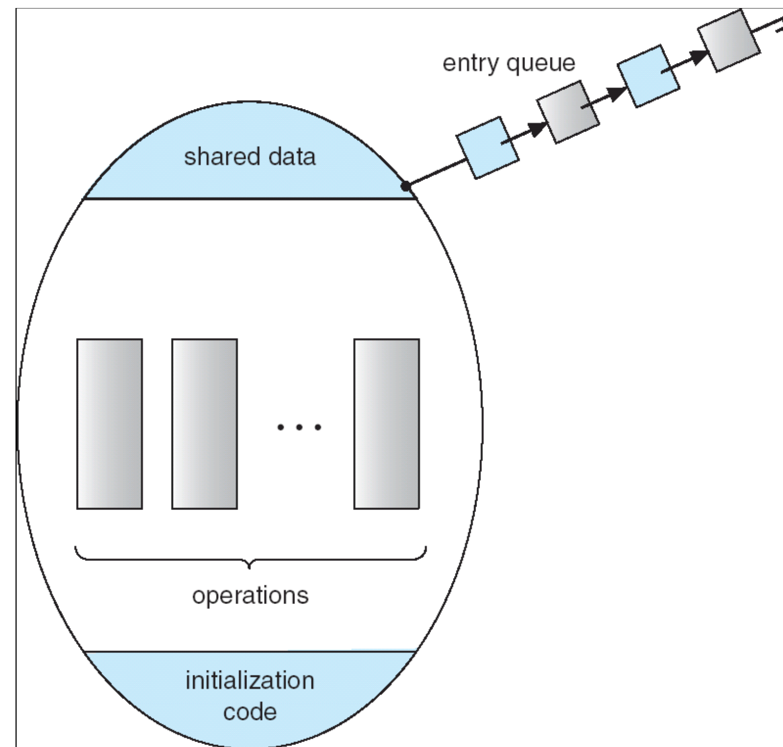
Silberschatz, Galvin e Gagne ©2007

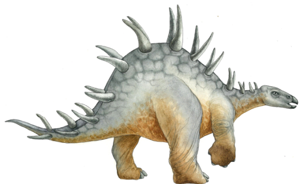
Sintaxe de um monitor

```
monitor monitor name
{
   // shared variable declarations

   initialization code ( . . . ) {
      . . .
   }

   public P1 ( . . . ) {
      . . .
   }

   public P2 ( . . . ) {
      . . .
   }
         .
         .
         .
   public Pn ( . . . ) {
      . . .
   }
}
```



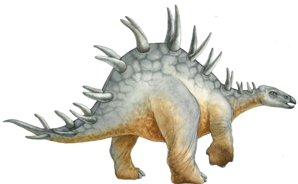
Visão esquemática de um monitor



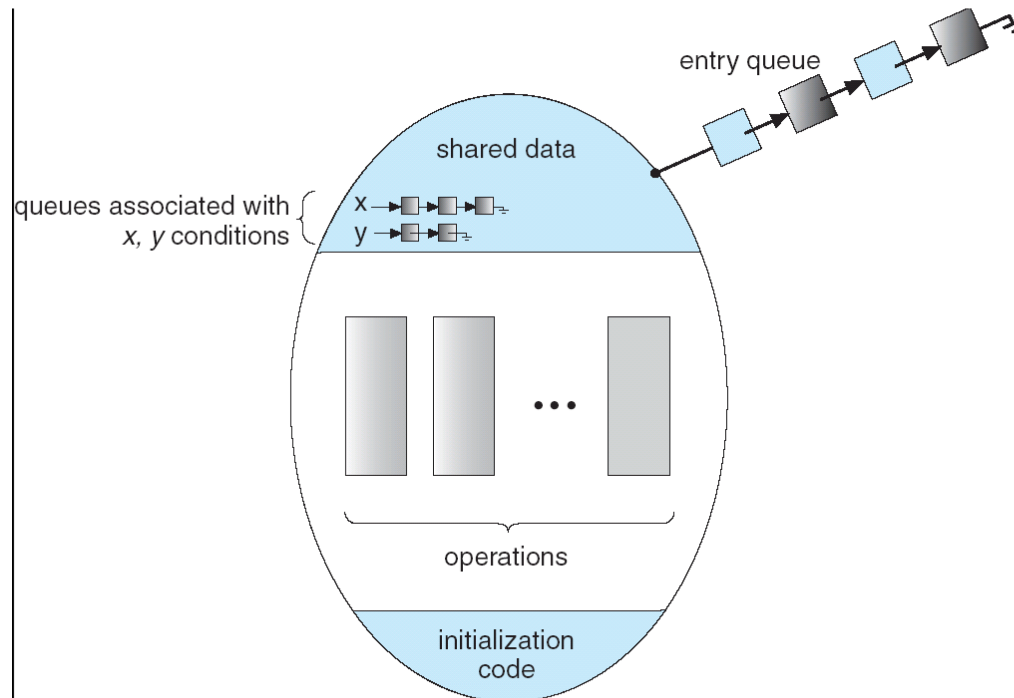


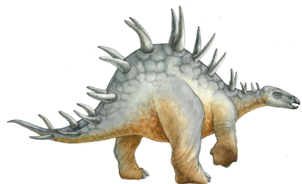
Variáveis de condição

- Condição x, y;
- Duas operações em uma variável de condição:
  - x.wait () – o processo que invoca a operação é suspenso.
  - x.signal () – retoma um dos processos (se houver) que invocou x.wait ()



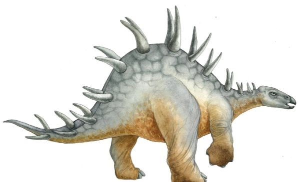
Monitor com variáveis de condição





Solução do jantar dos filósofos

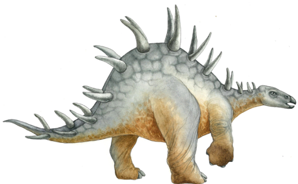
```
monitor DiningPhilosophers
{
   enum State {THINKING, HUNGRY, EATING};
   State[] states = new State[5];
   Condition[] self = new Condition[5];

   public DiningPhilosophers {
      for (int i = 0; i < 5; i++)
         state[i] = State.THINKING;
   }

   public void takeForks(int i) {
      state[i] = State.HUNGRY;
      test(i);
      if (state[i] != State.EATING)
         self[i].wait;
   }

   public void returnForks(int i) {
      state[i] = State.THINKING;
      // test left and right neighbors
      test((i + 4) % 5);
      test((i + 1) % 5);
   }

   private void test(int i) {
      if ( (state[(i + 4) % 5] != State.EATING) &&
         (state[i] == State.HUNGRY) &&
         (state[(i + 1) % 5] != State.EATING) ) {
            state[i] = State.EATING;
            self[i].signal;
      }
   }
}
```



Solução do jantar dos filósofos (cont.)

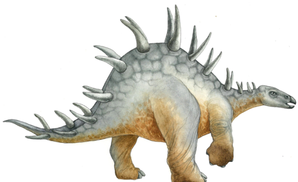
- Cada filósofo i invoca as operações takeForks(i) e returnForks(i) na seqüência a seguir:

```
dp.takeForks (i)

    COMER

dp.returnForks (i)
```



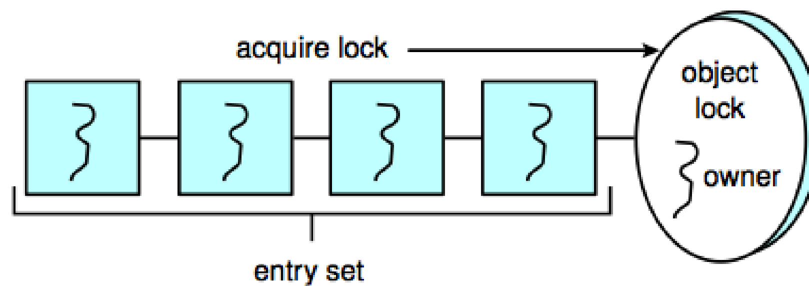
Sincronismo em Java

- Java oferece sincronismo em nível de linguagem.
- Cada objeto Java possui um lock associado.
- Esse lock é adquirido pela invocação de um método (ou bloco) **sincronizado**.
- Esse lock é liberado na saída do método (ou bloco) sincronizado.
- Os threads esperando para adquirir o lock do objeto são colocados no **conjunto de entrada** para o lock do objeto.

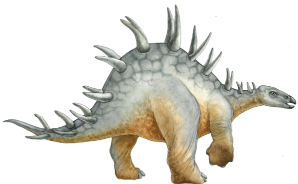


Sincronismo em Java

Cada objeto possui um conjunto de entrada associado.



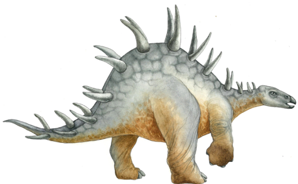
Cada cobrinha é uma thread :)



Sincronismo em Java

Métodos sincronizados insert() e remove()

```
public synchronized void insert(Object item) {
    while (count == BUFFER_SIZE)
      Thread.yield();

    ++count;
    buffer[in] = item;
    in = (in + 1) % BUFFER_SIZE;
}


public synchronized Object remove() {
    Object item;

    while (count == 0)
      Thread.yield();

    --count;
    item = buffer[out];
    out = (out + 1) % BUFFER_SIZE;

    return item;
}
```



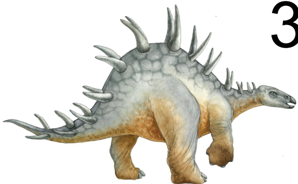
Sincronismo em Java: wait/notify()

- Quando uma thread invoca **wait()**:

  1. A thread libera o lock do objeto;
  2. O estado da thread é definido como Blocked;
  3. A thread é colocada na fila de espera associada ao objeto.

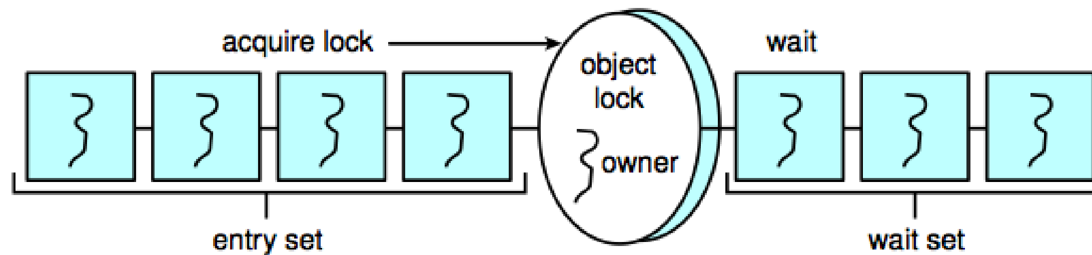
- Quando uma thread invoca **notify()**:

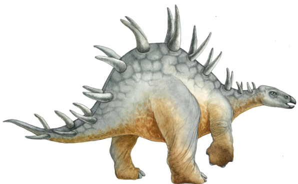
  1. Uma thread qualquer T do conjunto de espera é selecionada;
  2. T é movida da espera para o conjunto de entrada;
  3. O estado de T é definido como Runnable.



Sincronismo em Java

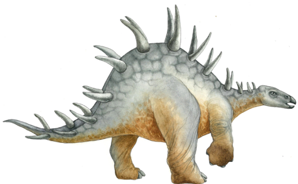
Entrada e conjuntos de espera





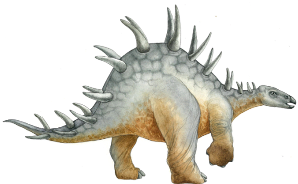
Sincronismo em Java – buffer limitado

```
public class BoundedBuffer implements Buffer
{
    private static final int BUFFER_SIZE = 5;

    private int count, in, out;
    private Object[] buffer;

    public BoundedBuffer() {
      // buffer is initially empty
      count = 0;
      in = 0;
      out = 0;
      buffer = new Object[BUFFER_SIZE];
    }

    public synchronized void insert(Object item) {
       // Figure 6.28
    }

    public synchronized Object remove() {
       // Figure 6.28
    }
}
```



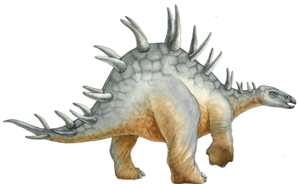
Sincronismo em Java - buffer limitado

```
public synchronized void insert(Object item) {
    while (count == BUFFER_SIZE) {
        try {
            wait();
        }
        catch (InterruptedException e) { }
    }

    ++count;
    buffer[in] = item;
    in = (in + 1) % BUFFER_SIZE;

    notify();
}

public synchronized Object remove() {
    Object item;

    while (count == 0) {
        try {
            wait();
        }
        catch (InterruptedException e) { }
    }

    --count;
    item = buffer[out];
    out = (out + 1) % BUFFER_SIZE;

    notify();

    return item;
}
```



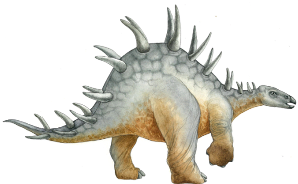
Sincronismo em Java

- A chamada a **notify()** seleciona uma thread qualquer do conjunto de espera. É possível que a thread selecionada não esteja de fato esperando pela condição para a qual foi notificada.
- A chamada **notifyAll()** seleciona todas as threads no conjunto de espera e as move para o conjunto de entrada.



Sincronismo em Java – leitores-escritores

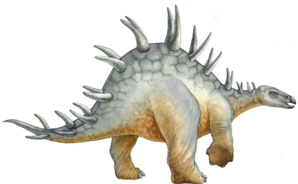
```
public class Database implements RWLock
{
    private int readerCount;
    private boolean dbWriting;

    public Database() {
       readerCount = 0;
       dbWriting = false;
    }

    public synchronized void acquireReadLock() {
       // Figure 6.33
    }

    public synchronized void releaseReadLock() {
       // Figure 6.33
    }

    public synchronized void acquireWriteLock() {
       // Figure 6.34
    }

    public synchronized void releaseWriteLock() {
       // Figure 6.34
    }
}
```



Sincronismo em Java – leitores-escritores

Métodos chamados pelos leitores

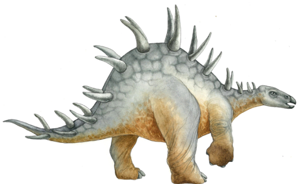
```
public synchronized void acquireReadLock() {
    while (dbWriting == true) {
       try {
          wait();
       }
       catch(InterruptedException e) { }
    }

    ++readerCount;
}

public synchronized int releaseReadLock() {
    --readerCount;

    // if I am the last reader tell writers
    // that the database is no longer being read
    if (readerCount == 0)
       notify();
}
```



Sincronismo em Java – leitores-escritores

Métodos chamados pelos escritores

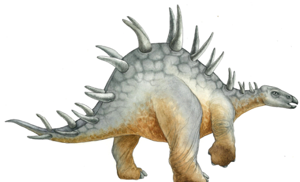
```
public synchronized void acquireWriteLock() {
   while (readerCount > 0 || dbWriting == true) {
      try {
         wait();
      }
      catch(InterruptedException e) { }
   }

   // once there are either no readers or writers
   // indicate that the database is being written
   dbWriting = true;
}

public synchronized void releaseWriteLock() {
   dbWriting = false;

   notifyAll();
}
```



Sincronismo em Java

Ao invés de sincronizar um método inteiro, blocos de código podem ser declarados como sincronizados

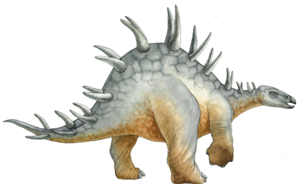
```
Object mutexLock = new Object();
. . .
public void someMethod() {
    nonCriticalSection();

    synchronized(mutexLock) {
       criticalSection();
    }

    remainderSection();
}
```



Sincronismo em Java

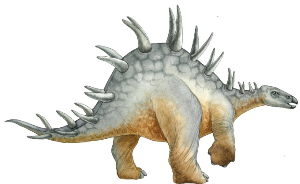
Sincronismo de bloco usando wait()/notify()

```
Object mutexLock = new Object();
. . .
synchronized(mutexLock) {
    try {
       mutexLock.wait();
    }
    catch (InterruptedException ie) { }
}

synchronized(mutexLock) {
    mutexLock.notify();
}
```



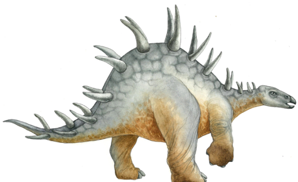
Transações indivisíveis

- Modelo do sistema
- Recuperação baseada em log
- Pontos de verificação
- Transações indivisíveis simultâneas



Modelo do sistema

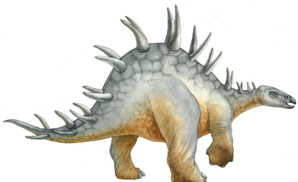
- Garante que as operações acontecem como uma única unidade lógica de trabalho, em sua inteireza, ou não acontecem
- Relacionado ao campo de sistemas de banco de dados
- Desafio é assegurar a indivisibilidade apesar das falhas do sistema de computação
- Transação – coleção de instruções ou operações que realiza uma única função lógica
  - Aqui, nos preocupamos com mudanças no armazenamento estável – disco
  - A transação é uma série de operações read e write
  - Terminado com operação commit (transação bem sucedida) ou abort (transação falhou)
  - Transação abortada deve ser rolled back para desfazer quaisquer mudanças feitas por ela



Tipos de meio de armazenamento

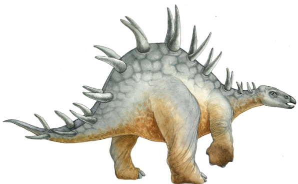
- Armazenamento volátil – informação armazenada aqui não sobrevive a falhas do sistema
  - Exemplo: memória principal, cache
- Armazenamento não volátil – A informação normalmente sobrevive a falhas
  - Exemplo: disco e fita
- Armazenamento estável – Informação nunca se perde
  - Não é realmente possível, e por isso é aproximado pela replicação ou RAID para dispositivos com modos de falha independentes

Objetivo é garantir indivisibilidade da transação onde as falhas causam perda de informações no armazenamento volátil



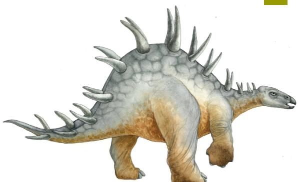
Recuperação baseada em log

- Registro de informações em armazenamento estável sobre todas as modificações feitas por uma transação
- Mais comum é o logging write-ahead
  - Log em armazenamento estável, cada registro de log descreve operação de escrita de única transação, incluindo
    - Nome da transação
    - Nome do item de dados
    - Valor antigo
    - Valor novo
  - <T_i inicia> escrito no log quando a transação T_i inicia
  - <T_i confirma> escrito quando T_i confirma
- Entrada de log precisa alcançar o armazenamento estável antes que a operação ocorra



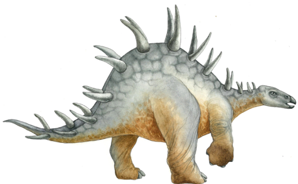
Algoritmo de recuperação baseado em log

- Usando o log, o sistema pode tratar de quaisquer erros de memória volátil
  - Undo(T_i) restaura o valor de todos os dados atualizados por T_i
  - Redo(T_i) define valores de todos os dados na transação T_i para novos valores
- Undo(T_i) e redo(T_i) devem ser idempotentes
  - Múltiplas execuções devem ter o mesmo resultado que uma execução
- Se o sistema falhar, restaura estado de todos os dados atualizados em log
  - Se log contém <T_i starts> sem <T_i commits>, undo(T_i)
  - Se log contém <T_i starts> e <T_i commits>, redo(T_i)



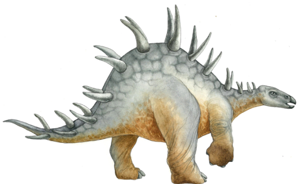
Pontos de verificação

- Log poderia se tornar longo, e recuperação poderia levar muito tempo
- Pontos de verificação encurtam log e tempo de recuperação.
- Esquema de ponto de verificação:
  1. Enviar todos os registradores de log atualmente no armazenamento volátil para o armazenamento estável
  2. Enviar todos os dados modificados do armazenamento volátil para o estável
  3. Enviar um registro de log <checkpoint> para o log no armazenamento estável
- Agora a recuperação só inclui Ti, tal que Ti iniciou a execução antes do ponto de verificação mais recente, e todas as transações após Ti. Todas as outras transações já estão em armazenamento estável



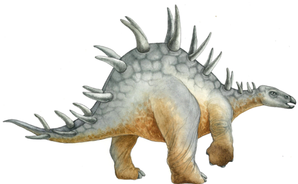
Transações concorrentes

- Devem ser equivalentes à execução serial - serialização
- Poderiam executar todas as transações na seção crítica
  - Ineficiente, muito restritivo
- Algoritmos de controle de concorrência oferecem serialização



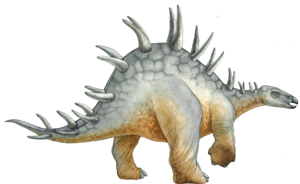
serialização

- Considere dois itens de dados A e B
- Considere as transações T_0 e T_1
- Execute T_0, T_1 de forma indivisível
- Seqüência de execução chamada schedule
- Ordem de transação executada de forma indivisível chamada schedule serial
- Para N transações, existem N! schedules seriais válidos



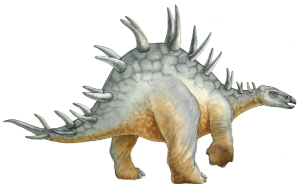
Schedule 1: T_0 depois T_1

T_0	T_1
read(A)	
write(A)	
read(B)	
write(B)	
	read(A)
	write(A)
	read(B)
	write(B)



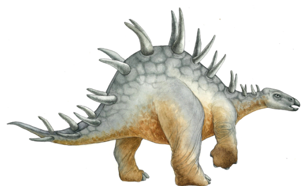
Schedule não serial

- Schedule não serial permite execução sobreposta
  - Execução resultante não necessariamente incorreta
- Considere schedule S, operações O_i, O_j
  - Conflito se acessar mesmo item de dados, com pelo menos uma escrita
- Se O_i, O_j consecutivos e operações de diferentes transações & O_i e O_j não em conflito
  - Então S' com ordem trocada O_j O_i equivalente a S
- Se S puder se tornar S' via swapping de operações não em conflito
  - S é seriável em conflito



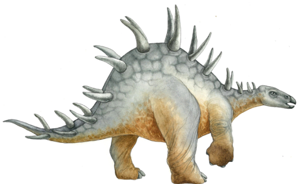
Schedule 2: Schedule seriável simultâneo

T_0	T_1
read(A)	
write(A)	
	read(A)
	write(A)
read(B)	
write(B)	
	read(B)
	write(B)



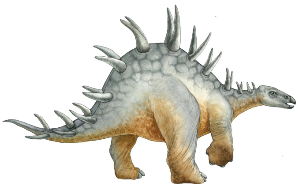
Protocolo de lock

- Garante serialização pela associação de lock a cada item de dados
  - Segue protocolo de lock para controle de acesso
- locks
  - Compartilhado – T_i tem lock de modo compartilhado (S) no item Q, T_i pode ler Q mas não escrever Q
  - Exclusivo – Ti tem lock em modo exclusivo (X) em Q, T_i pode ler e escrever Q
- Exige que cada transação no item Q adquira lock apropriado
- Se lock já for mantido, nova solicitação pode ter que esperar
  - Semelhante ao algoritmo de leitores-escritores



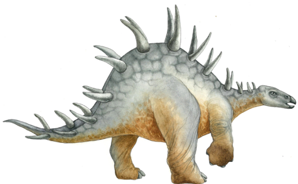
Protocolo de lock em duas fases

- Geralmente, garante serialização em conflito
- Cada transação emite solicitações de lock e unlock em duas fases
  - Crescimento – obtendo locks
  - Encolhimento – liberando locks
- Não impede deadlock



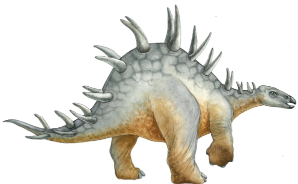
Protocolos baseados em estampa de tempo

- Selecione a ordem entre transações com antecedência – ordenação por estampa de tempo
- Transação T_i associada à estampa de tempo $TS(T_i)$ antes que T_i inicie
  - $TS(T_i) < TS(T_j)$ se T_i entrou no sistema antes de T_j
  - TS pode ser gerado pelo clock do sistema ou como contador lógico incrementado em cada entrada de transação
- Estampas de tempo determinam a ordem de serialização
  - Se $TS(T_i) < TS(T_j)$, sistema deve garantir schedule produzido equivalente a schedule serial, onde T_i aparece antes de T_j



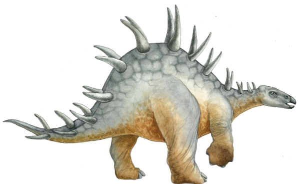
Implementação do protocolo baseado em estampa de tempo

- Item de dados Q recebe duas estampas de tempo
  - estampa-W(Q) – maior estampa de tempo de qualquer transação que executou write(Q) com sucesso
  - estampa-R(Q) – maior estampa de tempo de read(Q) bem sucedido
  - Atualizado sempre que read(Q) ou write(Q) é executado
- Protocolo de ordenação por estampa de tempo garante que qualquer read e write em conflito sejam executados na ordem da estampa de tempo
- Suponha que Ti execute read(Q)
  - Se $TS(T_i)$ < estampa-W(Q), Ti precisa ler valor de Q que já foi modificado
    - operação read rejeitada e T_i cancelada
  - Se $TS(T_i) \geq$ estampa-W(Q)
    - read executado, estampa-R(Q) definido como max(estampa-R(Q), $TS(T_i)$)



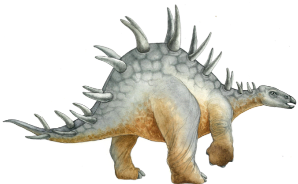
Protocolo de ordenação de estampa de tempo

- Suponha que Ti execute write(Q)
  - If $TS(T_i)$ < estampa-R(Q), valor Q produzido por T_i foi necessário anteriormente e T_i assumiu que nunca seria produzido
    - Operação write rejeitada, T_i cancelada
  - Se $TS(T_i)$ < estampa-W(Q), T_i tentando escrever valor obsoleto de Q
    - Operação write rejeitada e T_i cancelada
  - Caso contrário, write executado
- Qualquer transação cancelada T_i recebe nova estampa de tempo e é reiniciada
- Algoritmo garante serialização por conflito e ausência de deadlock



Schedule possível sob protocolo de estampa de tempo

T_2	T_3
read(B)	
	read(B)
	write(B)
read(A)	
	read(A)
	write(A)



Final do Capítulo 6