Exercício Programa 1

Escalonador de processos

Lucas Paiolla Forastiere e Marcos Siolin Martins

IME-USP

05 de outubro de 2020

Arquitetura do Shell

- O shell segue a arquitetura sugerida em aula, tendo sido implementado apenas no arquivo `bccsh.c`.
- Conta com um loop principal em que lê um comando por iteração e executa esse comando internamente por meio de chamadas de sistema ou realiza a invocação externa do binário informado até que um sinal `EOF` seja emitido pelo usuário (pressionar as teclas `CTRL+D`).

Arquitetura do Shell

Além disso algumas decisões de projetos foram tomadas, entre elas:

- A função `read_command(command, parameters)` recebe o comando digitado pelo usuário, usando a função `readline()`, e devolve o comando na variável `command` e os parâmetros na variável `parameters`. Por definição, `parameters[0] = command`;
- A função `readline()` aloca a memória necessária. Guardamos seu retorno no histórico usando `add_history()` e tratamos seu retorno substituindo espaços em branco pelo caractere '\0' e mudando os ponteiros de `parameters` para o começo de cada parâmetro na string.

Arquitetura do Shell

- Todos os arrays que não são alocados por funções externas são alocados estaticamente com valor máximo definido por diretivas `#define`:
  - `CUR_DIR_SIZE`: tamanho máximo do nome do diretório;
  - `PROMPT_SIZE`: tamanho máximo da string exibida no prompt;
  - `MAX_PARAMETERS`: quantidade máxima de parâmetros.
- Por fim, implementamos a chamada de sistema `mkdir` passando como parâmetro a constante `S_IRWXU` que dá ao usuário todas as permissões sobre aquele diretório.

Implementação dos Escalonadores

- Inicialmente, todas as threads que eventualmente chegarão no sistema são carregadas do arquivo de entrada, criadas e ficam bloqueadas até que o escalonador lhes dê a permissão de rodar.
- Para fazer esse gerenciamento das threads, existe um array de mutex (chamado `mutex`) em que cada mutex está associado a uma thread. Se o mutex está liberado, então a thread pode rodar. Caso contrário, a thread fica bloqueada.
- Usamos os mutex da biblioteca `pthread` para fazer esse gerenciamento, juntamente com as funções `pthread_lock` e `pthread_unlock`.

Implementação dos Escalonadores

- A variável inteira chamada `semaforo` possui valor igual à thread que está em execução no momento (decidimos que apenas uma thread executaria por vez).
- Essa variável é gerenciada pela função `setSemaforo(value)`, que recebe o valor da thread que executará e bloqueia a antiga thread para liberar a nova (caso o valor passado seja -1, então isso indica que nenhuma thread está em execução no momento).

Implementação dos Escalonadores

- Decidimos também criar uma `struct` para os processos, para armazenar algumas informações de cada processo. Como o tempo em que ela terminou de executar e as propriedades informadas no arquivo de trace.
- Esses processos ficam em um array chamado `processos` que possui tamanho máximo igual a `nmax`. Assumimos que o número máximo de processos é 1000, mas deixamos `nmax` como 1024 para ter uma folga.
- Todas as variáveis e funções de uso amplo foram colocadas no arquivo `util.h` e cada escalonador foi implementado em um arquivo próprio.

Implementação dos Escalonadores

- Por fim, o arquivo `ep1.c` possui a função `main` e a função `busy`, que é a função executada por cada uma das threads.
- O consumo de CPU realizado por ela advém da função `sched_getcpu()`, que retorna a CPU atual em que a thread está executando. Nos nossos testes, esse uso foi de 100% do núcleo para os escalonadores `FCFS` e `SRTN`. Já no `round robin` a ocorrência massiva de preempções dificulta a visualização de qual CPU está sendo usada.

Implementação dos Escalonadores - Tempo

- Sobre o tempo da simulação, o próprio escalonador controla o tempo passado através do uso da função `usleep(t)` que coloca o escalonador para "dormir" por (pelo menos) t microssegundos. Quando o escalonador "acorda" se passaram pelo menos t microssegundos e assumimos que exatamente t microssegundos se passaram (o erro cometido por `usleep` é pequeno de acordo com a documentação).
- A variável global `cur_time` controla quantos segundos na simulação se passaram. Ela começa com valor igual ao t_0 do primeiro processo (avançamos a simulação para o ponto em que o primeiro processo chega).

Implementação dos Escalonadores - FCFS

- No FCFS, aproveitamos a própria fila de processos carregada na entrada para simular a ordem dos processos.
- Usamos uma variável `atual` para controlar o índice da thread que está executando no momento e vamos atualizando o tempo que ela ficou executando conforma a simulação avança.
- Além disso, também mantemos uma variável `prox` para dizer qual é o próximo processo que vai chegar na simulação. Enquando o tempo atual da simulação é igual ao t_0 de `prox` indicamos a chegada dele e incrementamos a variável.

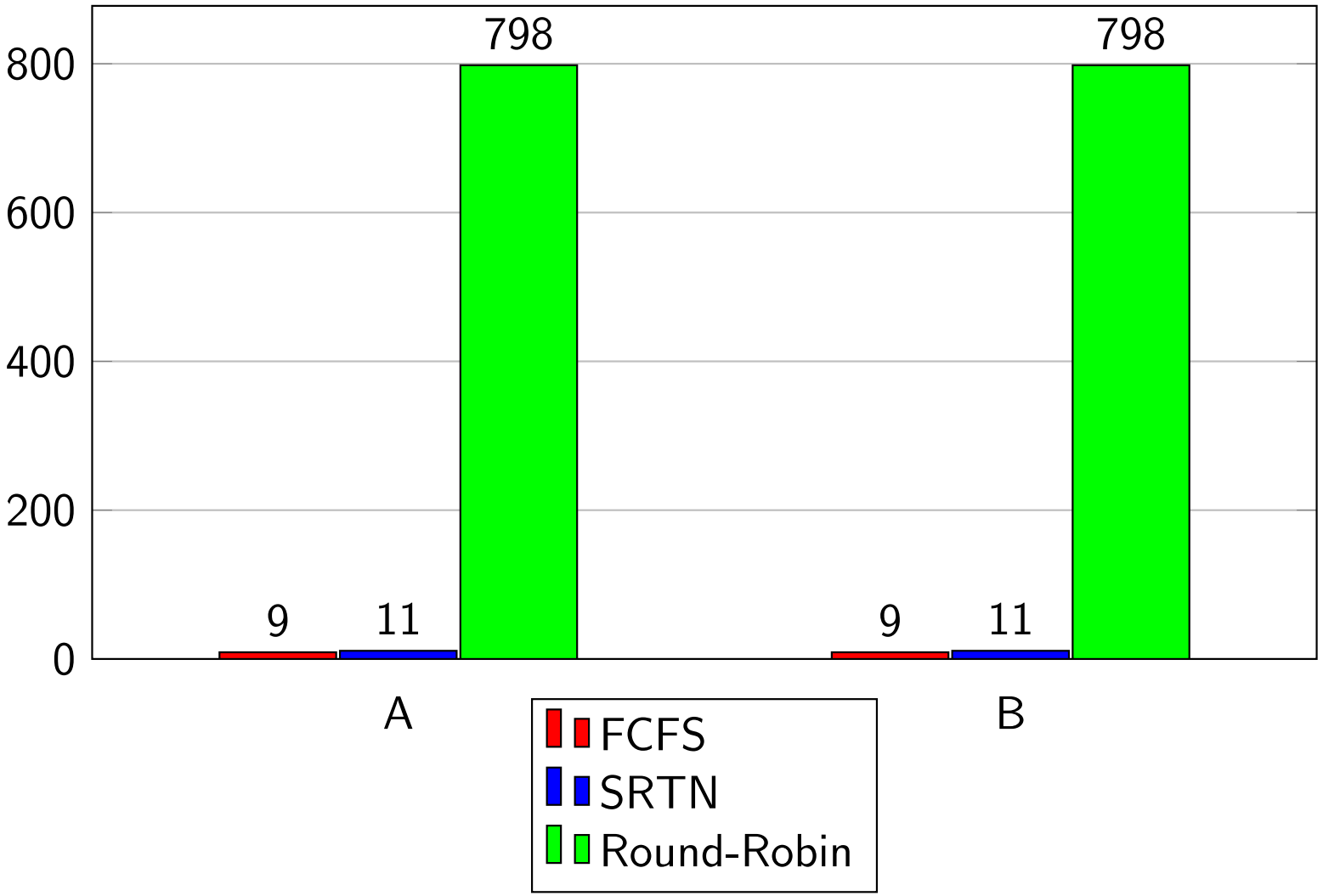
Implementação dos Escalonadores - SRTN

- No SRTN, usamos um vetor `fila` que guarda os índices de cada thread.
- A variável `prox` tem o mesmo papel que no FCFS, assim como `atual`.
- A variável `ini` aponta para o começo da fila e, por definição, `fila[ini-1]` é o processo que está executando no momento.
- A variável `fim` aponta para a última posição não ocupada da fila e, por definição, `fila[fim]` é sempre igual a -1.
- Além disso, esse escalonador conta com a função `insere_na_fila`, que insere o processo que acabou de chegar no seu lugar apropriado na fila (ordenado pelo tempo restante de execução) e atualiza os valores de `ini` e `fim`.

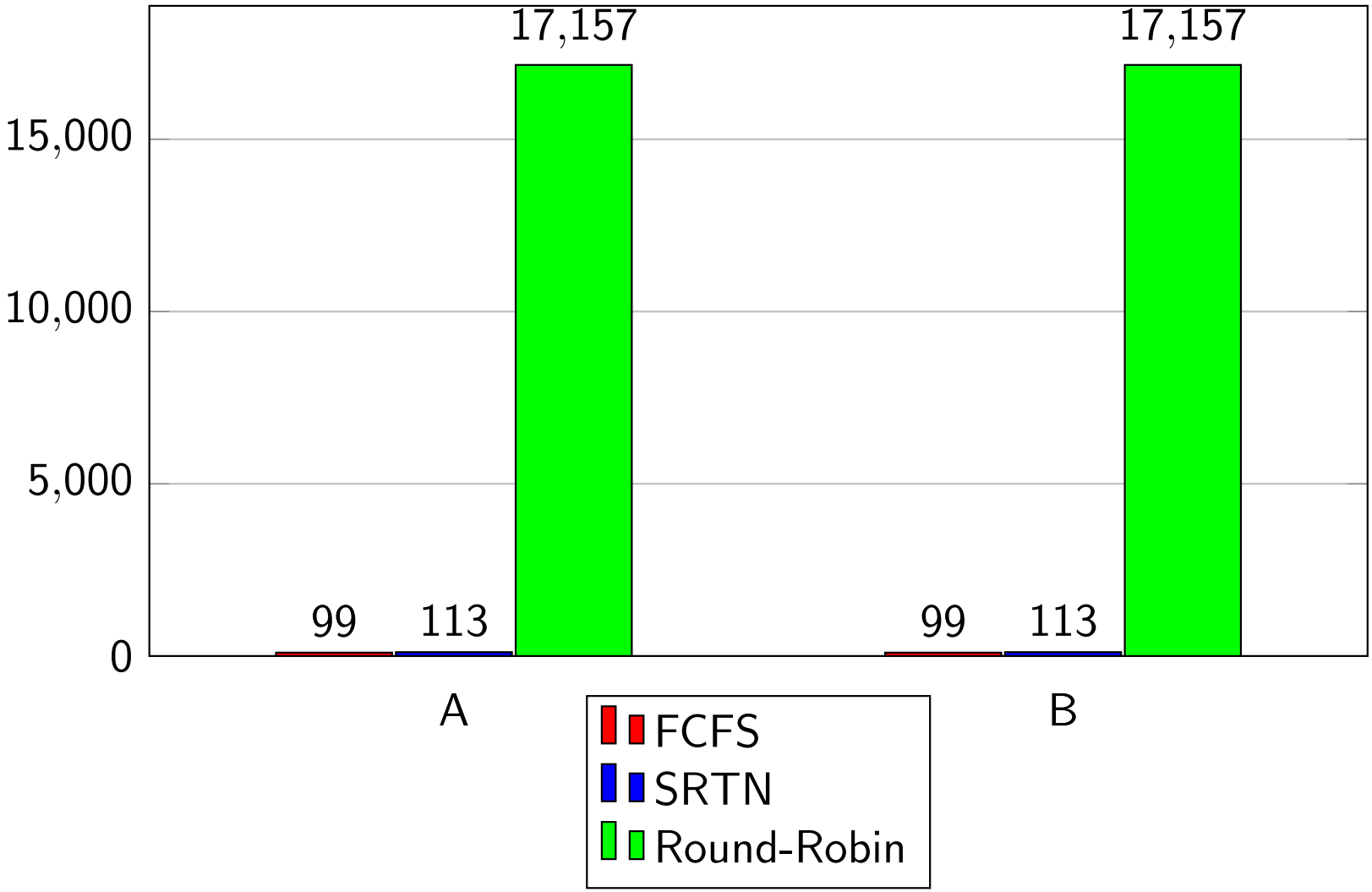
Implementação dos Escalonadores - Round-Robin

- No Round-Robin, a fila de processos carregada na entrada é reaproveitada para simular a ordem dos processos.
- As variáveis `atual` e `prox` cumprem o mesmo papel que dos outros dois escalonadores, enquanto a variável `tempo_dormindo` controla quantos microssegundos além do segundo atual já se passaram.
- O `quantum` é definido em um `#define` e é dado em microssegundos. Testamos para `quantum = 0.05s`.
- A variável `minimo` assegura que o escalonador não dormirá por `quantum` se o tempo para o processo terminar é menor que isso.
- A variável `todos_terminaram` controla se todos os processos já encerraram sua execução.

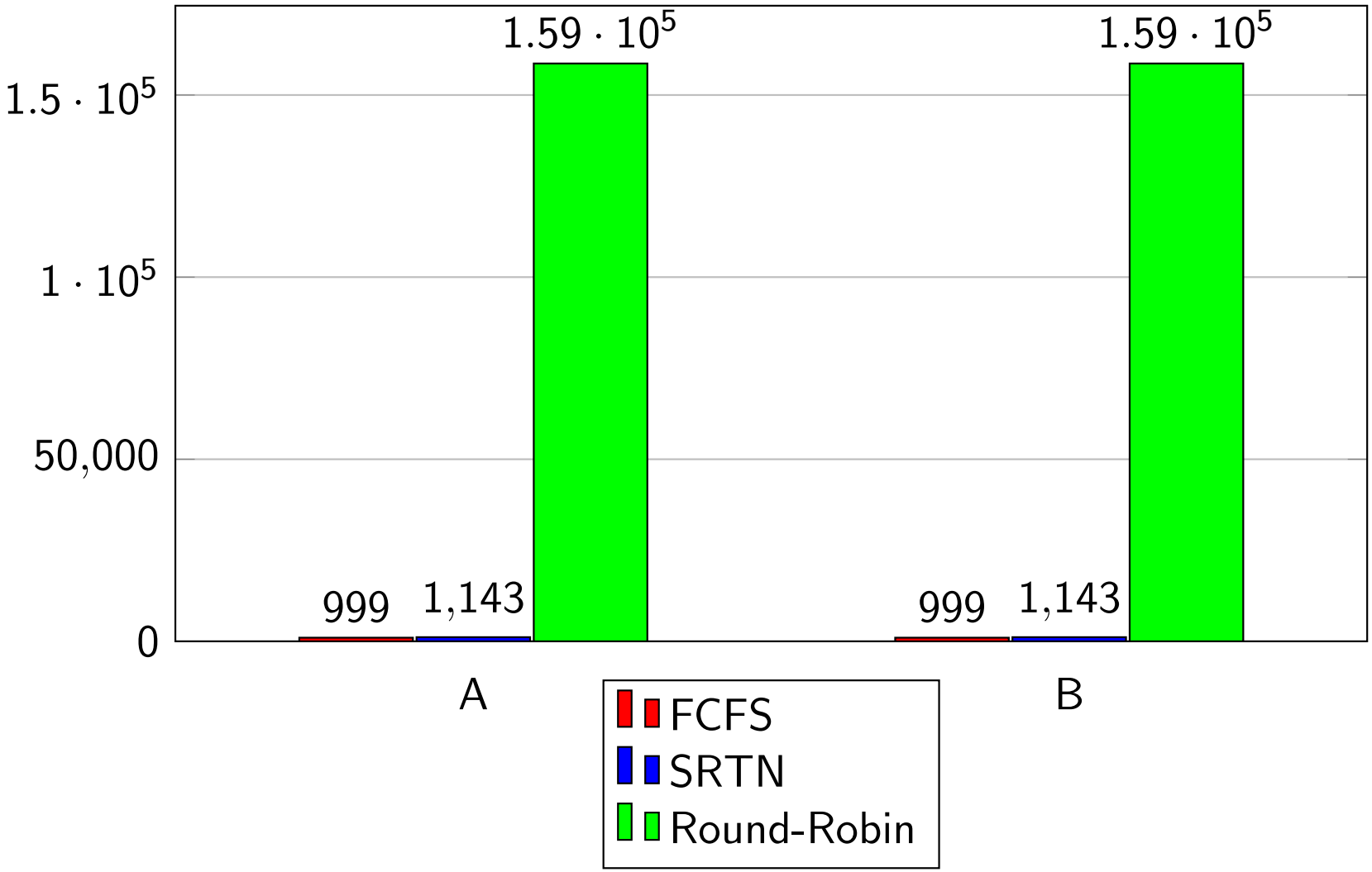
Arquivo de Trace: 10 processos - Mudanças de contexto



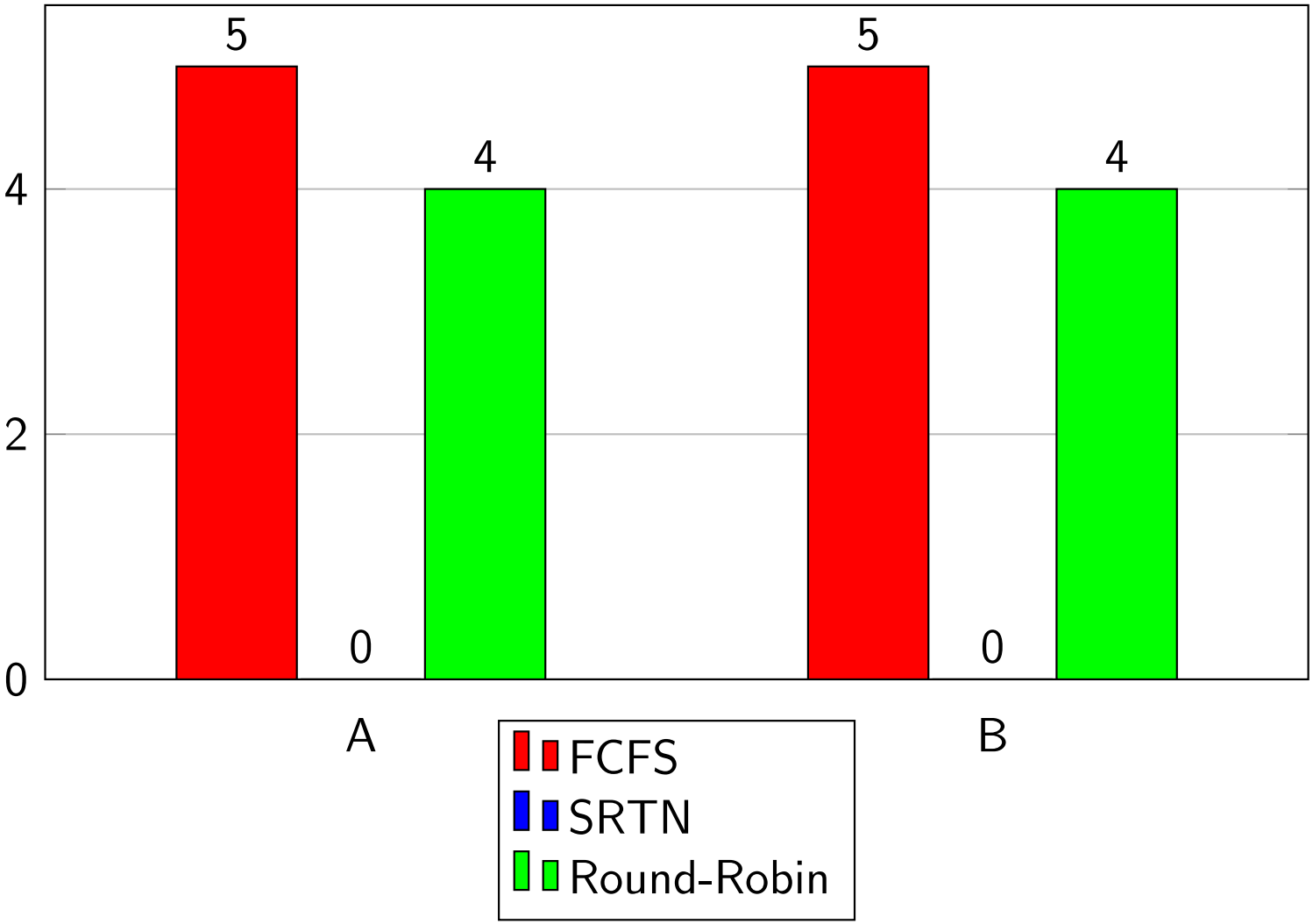
Arquivo de Trace: 100 processos - Mudanças de contexto



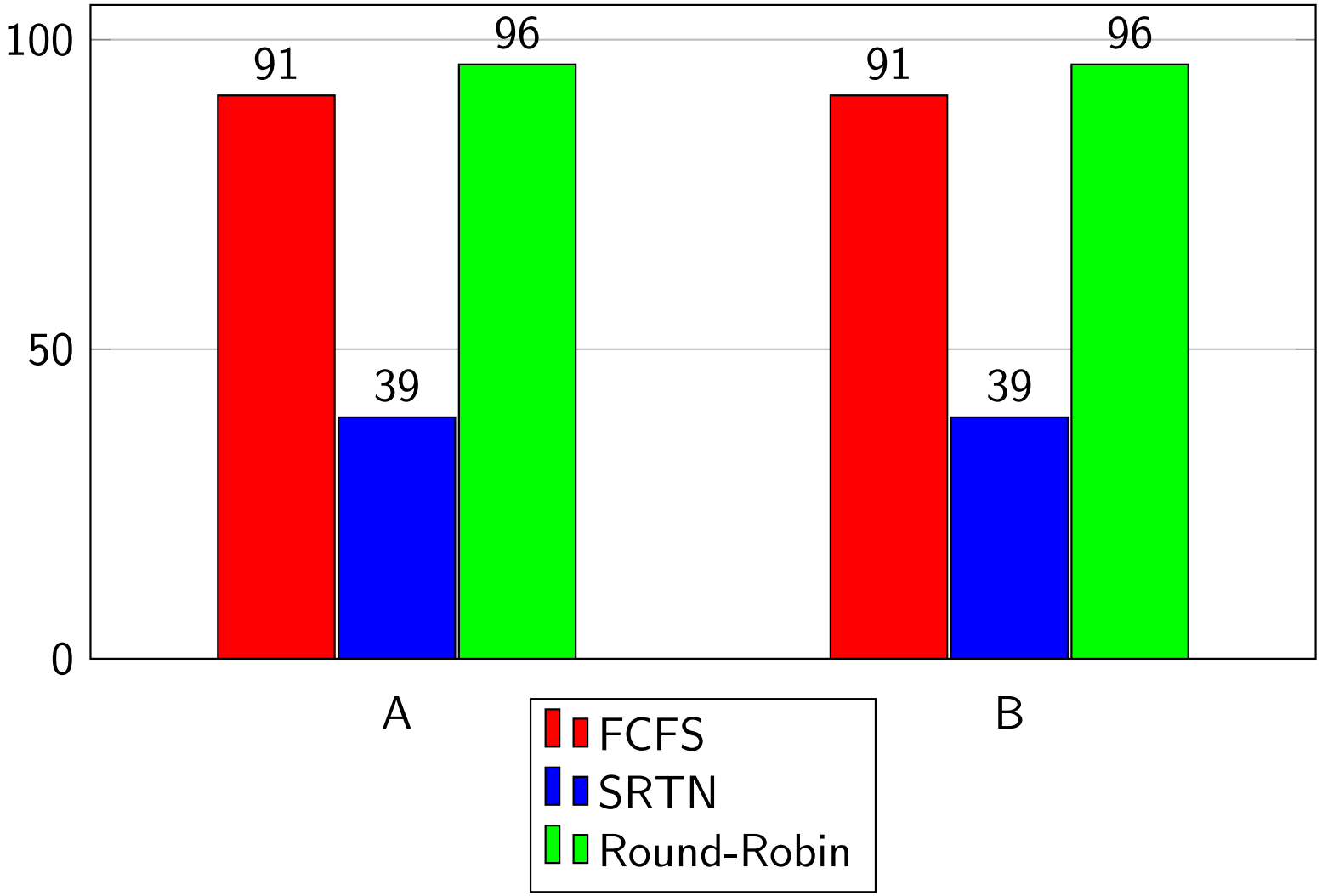
Arquivo de Trace: 1000 processos - Mudanças de contexto



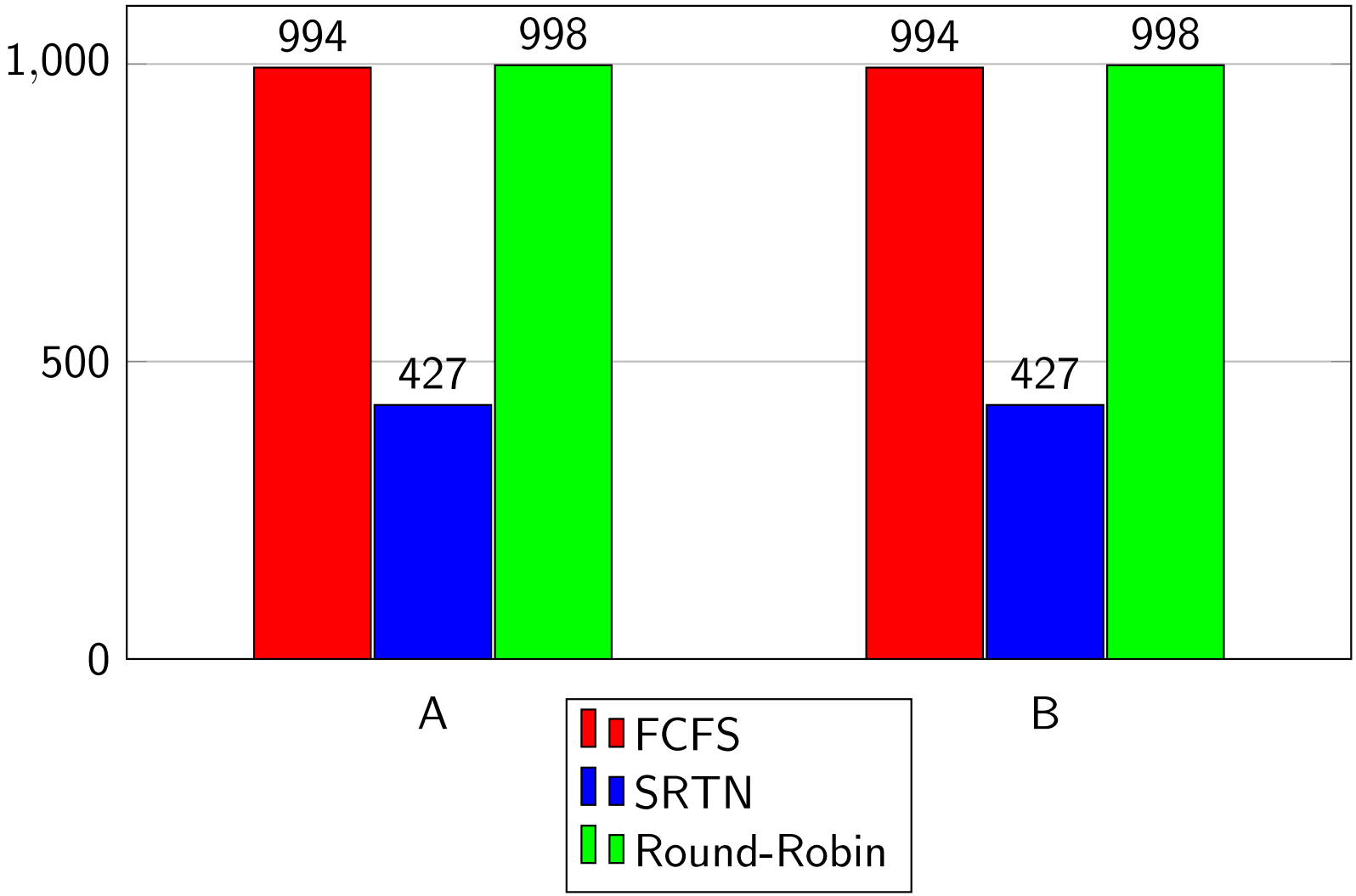
Arquivo de Trace: 10 processos - Deadlines



Arquivo de Trace: 100 processos - Deadlines



Arquivo de Trace: 1000 processos - Deadlines



Observações antes das conclusões

- O computador A possuia 8 núcleos e o computador B possuia 4;
- O arquivo de trace utilizado foi gerado sob as seguintes condições:
  1. O t_0 do primeiro processo é um número de 1 a 10;
  2. O t_0 de qualquer outro processo é o t_0 do processo anterior mais um número entre 0 e 15;
  3. O `dt` é um valor entre 1 e 21, mas com probabilidade maior de ser um valor mais baixo;
  4. O `deadline` é a soma do t_0 do processo mais seu `dt` vezes um número entre 2 e 7.

Observações antes das conclusões

- As threads da biblioteca `pthread` automaticamente mudam de *core* porque o escalonador do próprio SO produz essas mudanças.
- Nós imprimimos essas mudanças quando a opção `d` foi explicitada, mas não somamos as mudanças de contexto do SO às mudanças de contexto da nossa simulação.

Conclusões dos experimentos

- Os gráficos para os dois computadores foram exatamente os mesmos, pois nossa implementação considerou uma simulação com um núcleo apenas, então a diferença em núcleos dos computadores não afetaria os resultados.
- Além disso, todos os 30 testes com mesmo trace e escalonador geraram os mesmos resultados. Esse comportamento é esperado, pois os algoritmos de escalonamento implementados são determinísticos. Isso é por conta tanto da maneira como controlamos o tempo, como pelo fato de só haver uma thread em execução por vez.
- Esse fato gerou um desvio padrão nulo e, portanto, não existe intervalo de confiança.

Conclusões dos experimentos - Mudanças de Contexto

- A quantidade de mudanças de contexto do Round-Robin foi muito maior que as do demais, pois o quantum é muito pequeno.
- A quantidade de mudanças de contexto do FCFS foi exatamente a esperada, pois elas ocorrem sempre que os processos terminam, exceto quando a fila de espera está vazia.
- A quantidade de mudanças de contexto do SRTN foi também dentro do esperado por contadas situações em que um processo chega na fila com tempo de execução menor que o tempo restante do executando.

Conclusões dos experimentos - Deadlines

- O Round-Robin obteve muitas falhas de deadline. Achamos que isso se deve ao fato de que nosso gerador de trace faz com que os processos cheguem na fila com uma constância muito grande (sem intervalos de tempo grandes sem nenhum processo chegando na fila). Assim, o Round-Robin começa a acumular muitos processos na fila e os processos antigos precisam revezar o tempo de execução com processos que acabaram de chegar.
- Similarmente, o FCFS também cumpre poucos deadlines, pois os processos novos se acumulam e precisam esperar os antigos terminarem primeiro.

- Por fim, o SRTN parece ser bem melhor que os demais, pois ele é o único que prioriza de alguma forma os processos que terminam em menos tempo.
- Talvez se estivéssemos testando o Round-Robin em um ambiente favorável, poderíamos ver ele cumprindo mais deadlines, mas de fato, o esperado era que o SRTN fosse o melhor nesse quesito devido ao que foi comentado.

Obrigado!

Lucas e Marcos