Influências de políticas de escalonamento
no desempenho de simulações distribuídas

Bárbara Lopes Voorluys

SERVIÇO DE PÓS-GRADUAÇÃO DO ICMC-USP

Data de Depósito: 08.03.2006

Assinatura: _____

Influências de políticas de escalonamento no desempenho de simulações distribuídas

Bárbara Lopes Voorsluys

Orientadora: *Prof. Dra. Regina Helena Carlucci Santana*

Dissertação apresentada ao Instituto de Ciências Matemáticas e de Computação - ICMC-USP, como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Ciências da Computação.

USP – São Carlos
Março/2006

Agradecimentos

Primeiramente a Deus, por sempre me surpreender com as coisas que tem reservado para minha vida. Realmente, quando uma porta se fecha a outra que vai se abrir é muito mais gratificante.

À querida orientadora e professora Regina, pela confiança em mim depositada e pelas orientações.

Ao William (meu marido) pelo grande incentivo e dedicação. A sua companhia e seu amor foram fundamentais durante este trabalho. Você me surpreende...Te amo.

Ao Paulo e a Simone pelo incentivo, apoio, e principalmente pela amizade.

Aos meus pais, José e Elaine, pelo incentivo e compreensão pela minha ausência. Fundamentais também foram os meus sogros (meus segundos pais), Leonardo e Adelaide.

As minhas irmãs, Bruna, Beatriz e Bianca, e toda a minha família que sempre me apoiaram.

A grande amiga Vanessa, pela compreensão da minha ausência.

A professora Rosely Sanches, pelas conversas e pelo carinho demonstrado.

Não posso deixar de citar os Professores Dr. Philip Wilsey e Msc. Dale Martin (University of Cincinnati), responsáveis pelo desenvolvimento da ferramenta *Warped*, que se mostraram sempre dispostos a discutir sobre o trabalho.

À Beth, Laura e Ana Paula, por sempre estarem dispostas a ajudar no que fosse preciso, na secretaria da Pós-Graduação.

Aos *amigos* do laboratório: Valéria, Gustavo, Juliano, Michel, Caio, Célia, Hima Carla, Sarita, e muitos outros que de uma maneira ou de outra contribuíram para a realização do trabalho.

Ao pessoal da biblioteca, sempre dispostos a “caçar” qualquer artigo.

À tia da cantina, pelos “Bom dia” e pelos bolos maravilhosos.

A CAPES pelo apoio financeiro.

" Viver apenas um dia e ouvir um bom ensinamento é melhor do que viver um século sem conhecer tal ensinamento."

Buda

Resumo

Este trabalho analisa o impacto causado no desempenho de uma simulação distribuída quando técnicas de particionamento convencionais são empregadas. Essas técnicas não levam em conta informações inerentes ao estado da simulação. Pelo fato da execução de uma simulação também estar sujeita a sofrer interferências da plataforma, informações sobre a potência computacional de cada recurso utilizado e sobre o tipo de simulação, podem ser aplicadas em seu particionamento. Foram utilizadas informações estáticas, geradas através da avaliação da plataforma com *benchmarks*, e dinâmicas, obtidas através de índices de carga. Os resultados obtidos da utilização destas técnicas se mostram atrativos, principalmente quando o objetivo é a execução das simulações em ambientes que não disponibilizam políticas de escalonamento específicas e sim políticas convencionais. Nos estudos de casos avaliados, observaram-se ganhos satisfatórios, como a redução de até 24% do tempo de execução, um aumento de até 22% de eficiência e 79% menos *rollbacks* causados. Percebe-se que dependendo do tempo que se dispõe e dos objetivos pretendidos, as técnicas convencionais podem ser empregadas em simulações distribuídas. Este trabalho também contribui com o aperfeiçoamento das duas ferramentas utilizadas: WAR-PED e AMIGO. Uma interface de comunicação entre as duas ferramentas foi desenvolvida, ampliando assim seus campos de utilização.

Abstract

This work analyses the impact caused on distributed simulation performance when conventional partitioning techniques are employed. These techniques do not take into account inherent information about the state of the simulation. Since a simulation execution is subject to platform interference, information about the type of simulations and about the computational power of resources may be applied to the partitioning process. Static performance information, generated from evaluating the platform with benchmarks has been employed, as well as dynamic load information provided by load indices. The results obtained with this approach are attractive, mainly when the objective is to execute simulations on environments which make conventional scheduling policies available, instead of specific policies. The evaluated case studies show satisfactory performance gains of up to 24% of reduction in execution time, 22% of improvement in efficiency and reduction of up to 79% in rollbacks. So, depending on the available time and the aimed objectives, it is worth using conventional techniques to assist distributed simulation partitioning. This work also contributes to the improvement of both tools used in it: Warped and AMIGO. A communication interface has been developed to integrate the tools, extending their capabilities.

Listas de Figuras

<i>Figura 2.1 Relação entre Evento, Processo e Atividade.</i>	12
<i>Figura 2.2 Ocorrência de Causa e Efeito.</i>	14
<i>Figura 2.3 Chegada de uma mensagem com tempo menor que o do processo.</i>	20
<i>Figura 2.4 Etapas envolvidas quando uma mensagem atrasada é recebida.</i>	22
<i>Figura 2.5 Etapas envolvidas quando uma mensagem atrasada é recebida.</i>	23
<i>Figura 3.1 Arquitetura do ambiente AMIGO.</i>	40
<i>Figura 3.2 Comunicação na camada inferior.</i>	42
<i>Figura 3.3 Cabeçalho das mensagens trocadas na camada inferior.</i>	43
<i>Figura 3.4 Utilização de um recurso no decorrer do tempo de uma simulação.</i>	49
<i>Figura 3.5 Modelos de filas, gráfico de interconexão, componentes fortemente acoplados e strong groups.</i>	51
<i>Figura 3.6 Estado dos processadores antes e depois de uma migração.</i>	52
<i>Figura 4.1 Diagrama de classes da interface com o AMIGO.</i>	72
<i>Figura 4.2 Exemplo de um particionamento descentralizado.</i>	77
<i>Figura 4.3 Exemplo de um particionamento centralizado.</i>	78
<i>Figura 4.4 Fluxos dos particionamentos centralizado (a) e descentralizado (b).</i>	79
<i>Figura 4.5 Arquivo de configuração: escopo Partitioning.</i>	80
<i>Figura 4.6 Arquivo com notas de benchmarks.</i>	81
<i>Figura 4.7 Organização dos objetos.</i>	83
<i>Figura 4.8 Exemplo de uma saída com estatísticas da simulação.</i>	89

Lista de Tabelas

<i>Tabela 4.1 Tabela de escolha do receptor da próxima mensagem.</i>	<i>83</i>
<i>Tabela 5.1 Modelos que apresentam uma grande comunicação entre os objetos.</i>	<i>97</i>
<i>Tabela 5.2 Modelos que utilizam principalmente memória.</i>	<i>98</i>
<i>Tabela 5.3 Modelos que efetuam muito processamento exigindo mais do recurso CPU.</i>	<i>99</i>
<i>Tabela 5.4 Plataforma utilizada nos testes.</i>	<i>100</i>
<i>Tabela 5.5 Resultados dos Benchmarks.</i>	<i>101</i>
<i>Tabela 5.6 Análise de GVT.</i>	<i>102</i>
<i>Tabela 5.7 Correlação entre variáveis - Correlação entre as variáveis GVT e tempo com quantidade de rollbacks e eficiência.</i>	<i>103</i>
<i>Tabela 5.8 Desvio padrão das médias para as execuções do modelo B com GVT 300.</i>	<i>109</i>
<i>Tabela 5.9 Informações de três execuções de modelo P.</i>	<i>123</i>
<i>Tabela 5.10 Informações de execuções do modelo G em plataforma compartilhada/carga determinística.</i>	<i>132</i>
<i>Tabela 5.11 Informações das execuções do modelo G na plataforma compartilhada com carga aleatória.</i>	<i>135</i>

Lista de Gráficos

<i>Gráfico 5.1 Comportamento do tempo real com o aumento do GVT.....</i>	<i>104</i>
<i>Gráfico 5.2 Comportamento da Eficiência com o aumento do GVT.....</i>	<i>105</i>
<i>Gráfico 5.3 Quantidade de Rollbacks ocorridas com o aumento do GVT.....</i>	<i>105</i>
<i>Gráfico 5.4 Comportamento do tempo de 5, 10 e 15 execuções do modelo B.</i>	<i>107</i>
<i>Gráfico 5.5 Comportamento da eficiência de 5, 10 e 15 execuções do modelo B.</i>	<i>108</i>
<i>Gráfico 5.6 Comportamento da quantidade de rollbacks ocorridas de 5, 10 e 15 execuções do modelo B.</i>	<i>108</i>
<i>Gráfico 5.7 Comparativo do Tempo total de execução dos modelos do grupo Rede.</i>	<i>111</i>
<i>Gráfico 5.8 Comparativo da quantidade de rollbacks ocorridas durante a execução dos modelos do grupo Rede.</i>	<i>112</i>
<i>Gráfico 5.9 Comparativo da Eficiência final da execução dos modelos do grupo Rede.....</i>	<i>113</i>
<i>Gráfico 5.10 Comparativo do Tempo total de execução dos modelos do grupo memória. ...</i>	<i>114</i>
<i>Gráfico 5.11 Comparativo da Quantidade de Rollbacks ocorridas durante a execução do grupo memória.</i>	<i>115</i>
<i>Gráfico 5.12 Comparativo da Eficiência final da execução do grupo memória.</i>	<i>115</i>
<i>Gráfico 5.13 Tempo de execução de cada execução do “Modelo G”.</i>	<i>117</i>
<i>Gráfico 5.14 Quantidade de rollbacks de cada execução do “Modelo G”.</i>	<i>118</i>
<i>Gráfico 5.15 Eficiência de execuções do “Modelo G”.</i>	<i>118</i>
<i>Gráfico 5.16 Comparativo do Tempo total de execução do grupo cpu.</i>	<i>119</i>
<i>Gráfico 5.17 Quantidade de rollbacks ocorridas no do grupo cpu.</i>	<i>120</i>
<i>Gráfico 5.18 Eficiência de execuções de cada modelo do grupo de CPU.....</i>	<i>121</i>
<i>Gráfico 5.19 Tempo de execução do modelo P com diferentes benchmarks.</i>	<i>126</i>
<i>Gráfico 5.20 Quantidade de rollbacks ocorridos na execução do modelo P com diferentes benchmarks.....</i>	<i>127</i>
<i>Gráfico 5.21 Eficiência obtida com a execução do modelo P com diferentes benchmarks...</i>	<i>128</i>
<i>Gráfico 5.22 Tempo de execução numa plataforma compartilhada com carga determinística.</i>	<i>133</i>
<i>Gráfico 5.23 Eficiência obtida numa plataforma compartilhada com carga determinística.</i>	<i>134</i>

<i>Gráfico 5.24 Quantidade de rollbacks ocorridos em plataforma compartilhada e com carga determinística.....</i>	<i>134</i>
<i>Gráfico 5.25 Tempo de execução numa plataforma compartilhada com carga aleatória....</i>	<i>136</i>
<i>Gráfico 5.26 Eficiência obtida numa plataforma compartilhada com carga aleatória.....</i>	<i>137</i>
<i>Gráfico 5.27 Quantidade de rollbacks ocorridos numa plataforma compartilhada e com carga aleatória.....</i>	<i>138</i>

Sumário

CAPÍTULO 1 - INTRODUÇÃO.....	1
1.1. CONTEXTO.....	1
1.2. MOTIVAÇÃO	3
1.3. OBJETIVO	4
1.4. ESTRUTURA	5
CAPÍTULO 2 - SIMULAÇÃO DISTRIBUÍDA	7
2.1. CONSIDERAÇÕES INICIAIS	7
2.2. CONCEITOS EM SIMULAÇÃO.....	8
2.2.1. <i>Componentes de uma simulação</i>	10
2.3. SIMULAÇÃO DISTRIBUÍDA	13
2.4. PROTOCOLOS CONSERVATIVOS	15
2.4.1. <i>O Protocolo CMB</i>	16
2.5. PROTOCOLOS OTIMISTAS.....	18
2.5.1. <i>Protocolo Time Warp</i>	19
2.6. FERRAMENTAS PARA SIMULAÇÃO DISTRIBUÍDA.....	24
2.7. CONSIDERAÇÕES FINAIS	29
CAPÍTULO 3 - ESCALONAMENTO DE PROCESSOS	31
3.1. CONSIDERAÇÕES INICIAIS.....	31
3.2. ESCALONAMENTO DE PROCESSOS	32
3.2.1. <i>Terminologias</i>	33
3.3. AMIGO – DYNAMICAL FLEXIBLE SCHEDULING ENVIRONMENT.....	38
3.3.1. <i>Comunicação na Camada Inferior</i>	41
3.4. ESCALONAMENTO EM SIMULAÇÃO DISTRIBUÍDA	44
3.4.1. <i>Falta de Balanceamento na Simulação Distribuída</i>	45
3.4.2. <i>Algoritmos de Escalonamento e Balanceamento de Carga</i>	48
3.4.3. <i>Protocolo Otimista</i>	48
3.4.4. <i>Protocolo Conservativo</i>	57
3.5. CONSIDERAÇÕES FINAIS	60
CAPÍTULO 4 - ADAPTAÇÃO E INTEGRAÇÃO DAS FERRAMENTAS – WARPED E AMIGO63	63
4.1. CONSIDERAÇÕES INICIAIS.....	63
4.2. ESQUEMA DE PARTICIONAMENTO	64
4.2.1. <i>Avaliação da heterogeneidade</i>	66
4.2.2. <i>Índice de carga</i>	69
4.2.3. <i>Algoritmo de particionamento</i>	70
4.3. INTEGRAÇÃO DAS FERRAMENTAS	71
4.4. IMPLEMENTAÇÃO NO NÚCLEO	74
4.5. PARTICIONAMENTO CENTRALIZADO E DESCENTRALIZADO	75
4.6. INFORMAÇÕES ADICIONADAS AO ARQUIVO DE CONFIGURAÇÃO.....	79

4.7.	PHOLD	81
4.8.	CORREÇÕES DE <i>BUGS</i> E OUTROS APERFEIÇOAMENTOS NO CÓDIGO DO <i>WARPED</i>	85
4.8.1.	<i>Garbage collecting</i>	85
4.8.2.	<i>Rollbacks secundários</i>	86
4.8.3.	<i>Desempenho do escalonamento dos objetos</i>	87
4.8.4.	<i>Estatísticas da simulação</i>	88
4.9.	CONSIDERAÇÕES FINAIS	90
CAPÍTULO 5 - TESTES E RESULTADOS		93
5.1.	CONSIDERAÇÕES INICIAIS	93
5.2.	ESTUDOS DE CASOS	93
5.2.1.	<i>Dados coletados</i>	94
5.2.2.	<i>Modelos simulados</i>	95
5.3.	PLATAFORMA UTILIZADA	99
5.3.1.	<i>Estrutura Física</i>	99
5.3.2.	<i>Avaliação da Plataforma</i>	100
5.3.3.	<i>Definição do GVT (Tempo Virtual Global)</i>	101
5.3.4.	<i>Definição das execuções</i>	106
5.4.	RESULTADOS OBTIDOS	109
5.4.1.	<i>Ambiente heterogêneo e dedicado</i>	110
5.4.2.	<i>Ambiente heterogêneo e compartilhado</i>	128
5.5.	CONSIDERAÇÕES FINAIS	138
CAPÍTULO 6 - CONCLUSÕES		140
6.1.	CONSIDERAÇÕES INICIAIS	140
6.2.	PONDERAÇÕES FINAIS DESTA DISSERTAÇÃO.....	140
6.3.	CONTRIBUIÇÕES DESTE TRABALHO.....	142
6.4.	PROPOSTAS PARA TRABALHOS FUTUROS	145
6.5.	CONSIDERAÇÕES FINAIS	146
REFERÊNCIAS		147
APÊNDICE A – WARPED.....		161
A1 -	INTERFACE COM A APLICAÇÃO (API)	161
A1.1 -	<i>Classe Application</i>	162
A1.2 -	<i>Classe SimulationObject</i>	163
A1.3 -	<i>Classe State</i>	165
A1.4 -	<i>Classe DefaultEvent</i>	166
A2 -	ARQUITETURA DO NÚCLEO.....	167
A2.1 -	<i>Gerenciadores de simulação</i>	167
A2.2 -	<i>Gerenciamento dos objetos</i>	169
A2.3 -	<i>Escalonamento e listas de eventos</i>	170
A2.4 -	<i>Tempo virtual</i>	171
A2.5 -	<i>Salvamento de estados</i>	173
A2.6 -	<i>Particionamento dos objetos</i>	173
A2.7 -	<i>Comunicação Externa</i>	174
A3 -	CONFIGURAÇÃO AUTOMÁTICA DO SISTEMA	175
A4 -	EXEMPLO DE UM ARQUIVO DE CONFIGURAÇÃO DO <i>WARPED</i>	178
APÊNDICE B - TABELAS DE DADOS		181

Capítulo 1 - INTRODUÇÃO

1.1. Contexto

A complexidade dos sistemas computacionais modernos torna essencial a utilização de diferentes formas de avaliação de desempenho. Durante o projeto destes sistemas, é necessário o desenvolvimento de um modelo e sua solução de forma a obter uma validação inicial do projeto. A validação final do projeto pode ser realizada através da implementação de um protótipo do projeto proposto. Com a existência do protótipo ou do sistema real, pode-se optar por duas abordagens. A primeira é a obtenção de medidas do próprio sistema, utilizando-se monitores, para avaliações absolutas, ou *benchmarks*, quando se deseja comparar o sistema em questão com outros similares. A segunda abordagem é a modelagem deste sistema, que pode ser utilizada em sistemas existentes por diversas razões, dentre elas pode-se citar: quando o sistema não deve ser perturbado, quando se deseja avaliar soluções alternativas e quando se deseja avaliar características de difícil acesso através de medições.

Desta forma, a modelagem de sistemas computacionais pode ser utilizada tanto para avaliação de projetos como de sistemas em funcionamento. A utilização de modelos para avaliação de desempenho requer uma forma para a solução do modelo e obtenção de dados. A simulação tem sido largamente adotada devido a sua flexibilidade e baixo custo. No entanto,

simulação apresenta algumas desvantagens, sendo a principal os altos tempos de simulação quando modelos complexos são considerados.

Com o objetivo de diminuir o tempo de processamento de uma simulação, duas abordagens foram propostas e têm sido estudadas: a SRIP (Single Replication in Parallel) (Jefferson, 1985; Misra, 1986; Fujimoto, 1990) e Múltiplas Replicações em Paralelo (MRIP – Multiple Replication in Parallel) (Heidelberger, 1988; Ewing *et al.*, 1999). O que diferencia as abordagens SRIP e MRIP é o modo como o modelo será distribuído nos vários processadores disponíveis para a simulação.

Na abordagem SRIP, o sistema é particionado em processos lógicos e cada processo lógico é mapeado em um processador. Estes processos se comunicam através da troca de mensagens. Para garantir que os eventos sejam simulados na devida ordem, diversos protocolos de sincronização foram desenvolvidos, com o objetivo de sincronizar os tempos da simulação uma vez que a evolução de cada processo lógico depende dos eventos que podem ocorrer em outros processos lógicos.

Na abordagem MRIP o sistema não é particionado. Replicações independentes de um mesmo programa de simulação seqüencial são executadas em paralelo. Cada replicação envia seus resultados (variáveis estimadas) para um analisador global, onde as médias finais são calculadas. Quando a precisão requerida é atingida, a simulação é encerrada.

As duas abordagens citadas fazem uso dos benefícios de uma outra área que vem apresentando grandes avanços: a Computação Paralela, que tem como objetivo principal aumentar o desempenho, diminuindo o tempo para se obter um resultado (Almasi, 1994). Para se atingir o objetivo descrito acima é necessário o desenvolvimento de um programa paralelo eficiente e, principalmente, promover um escalonamento adequado para os diversos processos que deverão ser executados em paralelo.

A computação paralela, antes restrita a domínios compostos de computadores específicos com processamento paralelo, em busca de melhor desempenho e uma melhor relação custo/benefício, tem sido constantemente empregada em sistemas computacionais distribuídos. Esse emprego permite associar as vantagens dos sistemas distribuídos com os objetivos da área de computação paralela.

O principal objetivo do escalonamento é distribuir serviços (processos, tarefas, threads, etc.) aos vários recursos de processamento (processadores, memória, discos, etc.) disponíveis. Esta atividade pode ser realizada de diferentes maneiras, dependendo da política de escalonamento adotada, a qual depende dos objetivos definidos.

Devido à importância do escalonamento em uma aplicação distribuída e sendo a simulação distribuída um tipo de aplicação distribuída, verifica-se a necessidade de se utilizar técnicas apropriadas para o escalonamento dos programas de simulação.

1.2. Motivação

Os algoritmos de escalonamento de processos de uso geral, que tem a função de mapear processos em processadores disponíveis, baseiam-se em informações sobre a plataforma e sobre as aplicações com o objetivo de maximizar a utilização dos recursos disponíveis.

A simulação distribuída também está sujeita a influência da plataforma e das características do modelo de simulação. Diversas técnicas podem ser encontradas na literatura da área (Carothers & Fujimoto, 2000), que também baseiam suas decisões em informações relacionadas ao desempenho do sistema.

Diversos estudos sobre as abordagens de simulação distribuída, enfocando os protocolos utilizados, formas de implementação, etc. podem ser encontrados na literatura. Encontram-se também estudos sobre a utilização de algoritmos para balanceamento de carga, específicos para simulação distribuída. Nesses algoritmos, alguns parâmetros específicos da simulação

distribuída são utilizados visando melhorar o escalonamento inicial ou a migração dos processos. Apesar dos bons resultados obtidos com esses algoritmos, tem-se o problema da falta de flexibilidade, pois eles são específicos para simulação distribuída e, normalmente, não estão disponíveis em sistemas de uso geral.

Alguns estudos afirmam que os algoritmos de uso geral são insuficientes (Boukerche & Das, 1997). Contudo, não há na literatura estudos comparativos entre estes tipos de algoritmos. Todos os trabalhos a que se teve acesso e que avaliam a utilização de algoritmos de escalonamento para simulação distribuída apresentam comparações entre as simulações sem algoritmos de escalonamento e com algoritmos específicos. Não foram encontrados trabalhos que demonstrem o desempenho das simulações com escalonamento convencional.

1.3. Objetivo

O objetivo deste trabalho é avaliar o quanto se estaria ganhando e o quanto se estaria perdendo se um algoritmo de escalonamento não específico, de simulação distribuída, fosse utilizado. A grande vantagem na utilização deste tipo de escalonamento não específico é a existência desta ferramenta em diversos sistemas distribuídos. Para alcançar este objetivo as seguintes fases devem ser consideradas:

- Investigação e análise de ferramentas para auxílio da execução da simulação e escalonamento;
- Adaptação das ferramentas para utilização;
- Escolha e implementação de modelos de simulação;
- Escolha de políticas de escalonamento de processos convencionais já implementadas;

- Avaliação do desempenho das políticas para cada tipo de simulação distribuída;
- Comparação da avaliação de desempenho das políticas, considerando a execução do programa sem a política de escalonamento e com a política de escalonamento.

1.4. Estrutura

Esta dissertação está organizada visando fornecer a base necessária para contextualizar o trabalho e discutir os diversos aspectos que envolveram o seu desenvolvimento, e por fim, apresentar os resultados obtidos com relação ao desempenho das políticas convencionais. Dessa forma, os textos dos próximos capítulos estão organizados da seguinte maneira:

O capítulo 2 discorre sobre a área de simulação, abordando conceitos principais, a simulação distribuída e os protocolos de sincronização conservativos e otimistas. Neste capítulo também são comentadas as diversas ferramentas de simulação existentes.

O capítulo 3 apresenta uma revisão sobre escalonamento de processos, com pontos específicos sobre o assunto, como conceitos básicos, problemas com as diferenças de denominações na área, e ainda questões sobre algoritmos de escalonamento. A ferramenta de escalonamento *AMIGO* é apresentada, e ainda são abordados estudos relativos ao escalonamento de processos em simulação distribuída, apresentando alguns trabalhos de pesquisa encontrados na literatura.

O capítulo 4 demonstra o trabalho que foi realizado para se fazer a integração das ferramentas escolhidas: *WARPED* e *AMIGO*. Neste capítulo também é apresentado o modelo implementado para a realização dos testes.

O capítulo 5 apresenta as políticas utilizadas, os testes realizados e uma análise sobre os resultados.

Finalizando, o capítulo 6 apresenta as conclusões, contribuições do trabalho e ainda proposta de trabalhos futuros.

O apêndice A é o resultado do esforço dispensado para se entender e trabalhar com a ferramenta de simulação *WARPED*, escolhida para auxiliar no desenvolvimento deste trabalho.

O apêndice B apresenta os dados coletados durante a realização dos testes, dos quais os gráficos apresentados no capítulo 5 foram gerados.

Capítulo 2 - SIMULAÇÃO DISTRIBUÍDA

2.1. Considerações iniciais

A simulação é uma técnica de avaliação muito usada em casos onde uma solução analítica se mostra muitas vezes complexa e intratável. E ainda, se apresenta de forma atraente por reduzir custos de projeto e desenvolvimento quando sistemas complexos são considerados. A execução de uma simulação sequencial pode levar muito tempo, isso faz aumentar o interesse pela utilização da simulação distribuída.

Simulação é a imitação da operação de um processo do mundo real, sendo indispensável em ‘metodologias de soluções de problemas’, quando problemas do mundo real são considerados. É usada para descrever e analisar o comportamento de um sistema, ajudando a responder questões do tipo “O que acontecerá se...?”, e ainda auxiliando o desenvolvimento de sistemas reais (Banks, 1998).

Tanto os sistemas existentes quanto os projetos de sistemas podem ser modelados com a simulação. Essa técnica tem sido amplamente empregada em várias áreas do conhecimento, como a medicina, devido ao grau de realismo que pode ser obtido de seus modelos, e também, a facilidade com a qual tais modelos podem ser apresentados para pessoas que não possuem domínio técnico (Hoover & Perry, 1990).

Na análise de desempenho de sistemas computacionais, a simulação é uma técnica bastante útil, pois, provê uma maneira adequada de prever o desempenho ou comparar várias alternativas, variedades de cargas e ambientes, de um sistema.

Uma simulação realista, todavia, requer grande esforço computacional e o tempo de processamento necessário, muitas vezes, inviabiliza a simulação. Este cenário tem mudado com o uso de supercomputadores e de ambientes formados por processadores com grande capacidade de comunicação, onde o paralelismo pode ser explorado. Nesse caso, as técnicas de simulação devem ser adaptadas e a maneira tradicional e seqüencial deve ser substituída por técnicas de simulação distribuída que exploram convenientemente o paralelismo.

Este capítulo apresenta as principais questões sobre simulação distribuída, seus principais protocolos de sincronização, utilizados no desenvolvimento de programas de simulação distribuída, e ainda algumas ferramentas existentes para simulação.

2.2. Conceitos em simulação

A simulação distribuída se refere à distribuição da execução de um simples programa de simulação através de múltiplos processadores. Usualmente o termo simulação distribuída é aplicado para referir-se a uma simulação distribuída geograficamente. Enquanto que, simulação paralela tradicionalmente se refere à simulação executada em computadores paralelos fortemente acoplados. Porém, com outros paradigmas tais como, *clusters* de *workstation* e computação em grade esta distinção ficou menos clara. Neste trabalho o termo simulação distribuída será usado para se referenciar a todas as categorias de execução distribuída.

Simulação é a arte e a ciência de criar a representação de um sistema com o objetivo de realizar experimentos e avaliar seu desempenho (Gogf & Mott, 1995). É uma experiência ou ensaio realizado com o auxílio de modelos. A simulação considera a execução de modelos

que por sua vez representam as características do comportamento de um sistema físico real ou teórico.

Diversas são as definições de modelo encontradas na literatura (Bratley, 1987; Mchane, 1991; Naim, 1995; Shannon, 1975), apesar de algumas delas serem muito restritivas, abordando apenas alguns aspectos ou tipos.

Modelo é uma descrição do sistema, sendo que para cada problema específico existe um modelo apropriado. Deste modo, pode-se ter várias descrições para o mesmo sistema, cada qual para a resolução de um problema particular. Modelos requerem uma técnica para sua representação e podem ser classificados baseando-se em diferentes características. Após a definição dos modelos, eles devem ser resolvidos utilizando-se algumas abordagens, como por exemplo, a simulação. Após gerar e compilar um programa de simulação, a descrição do sistema é traduzida em uma forma aceitável por um sistema de computação. O computador é então utilizado para exercitar o modelo de modo a produzir saídas que podem ser analisadas (Soares, 1990).

Ao criar um modelo, uma das tarefas mais difíceis que o modelador enfrenta é abstrair quais características são essenciais, e estabelecer uma relação entre elas. Para tomar esta decisão, deve estar bem definido qual o propósito do modelo e o que se espera obter dele.

Sistema pode ser descrito como uma coleção de itens, entre os quais se podem encontrar ou definir alguma relação, que são objetos de estudo ou interesse. Definido que modelo é uma descrição do sistema, pode-se acrescentar que modelo é uma abstração do sistema.

O *estado de um sistema* é definido por um conjunto de variáveis que contém todas as informações necessárias para descrever o sistema em qualquer tempo. A base para a classificação dos modelos são as alterações que ocorrem nas variáveis de estado do sistema e, em um grande número de simulações, o tempo é a principal variável independente. As demais variáveis incluídas na simulação são funções do tempo e portanto, variáveis dependentes.

Fujimoto (1993) denomina a execução de um programa de simulação em uma máquina contendo várias unidades centrais de processamento de *concurrent discrete event simulation* (ou simplesmente simulação concorrente). Isso inclui execução em multiprocessadores fortemente acoplados (simulação paralela) e ambientes computacionais distribuídos (simulação distribuída). Alguns autores utilizam, de forma genérica, a sigla *PDES* (*Parallel Discrete Event Simulation*) (Fujimoto, 1990), enquanto outros utilizam a sigla *DDES* (*Distributed Discrete Event Simulation*) (Vries, 1990; Chiola & Ferscha, 1993; Djemame *et al.*, 1996). Ainda com relação à nomenclatura, Poplawski & Nicol (1998) descreve um sistema de simulação paralela orientado a processo (mapeados em uma implementação *Time Warp*).

Uma variedade muito grande de sistemas, nas mais diversas e variadas áreas, ciências físicas, sociais, biológicas e econômicas, se utiliza da simulação com muita frequência. As situações principais que justificam a utilização da simulação são (Gogf & Mott, 1995; Maryansky, 1980):

- Como uma ferramenta para estudar e para definir um problema;
- Para a detecção de elementos críticos;
- Para a síntese e avaliação de soluções propostas; e
- Para o planejamento de desenvolvimentos futuros.

2.2.1. Componentes de uma simulação

Na modelagem para simulação há algumas características que constituem seus principais componentes. Esses componentes são:

- **Entidades:** significam os objetos que podem ser individualmente identificados e processados. Cada entidade possui características próprias.

- **Atividade:** representa a menor unidade de trabalho no sistema, porém depende da visão particular que se tenha do mesmo. Uma atividade pode ser a execução de um passo de uma instrução ou a execução de uma tarefa em uma simulação macroscópica de um sistema computacional.
- **Eventos:** representam a mudança de estado de alguma entidade do sistema. O término de uma atividade é um evento cuja ocorrência pode iniciar outras atividades subsequentes. Tais eventos controlam a sequência de atividades dentro de um processo.
- **Estado:** indica características do sistema em um determinado instante de tempo.
- **Relógio da simulação:** constitui a variável que contém o valor do tempo simulado.
- **Filas de Eventos:** são estruturas usadas para modelar a espera de clientes (ou transações) por um tratamento, cuja taxa de chegada é superior à da capacidade de atendimento.

Um evento ocorre em um ponto isolado no tempo, no qual decisões devem ser tomadas para iniciar ou encerrar uma atividade. Um processo é então uma sequência ordenada de eventos, podendo englobar várias atividades (Soares, 1992).

Um modelo de simulação discreta pode ser visto como uma coleção de processos interativos, cada processo composto por diversas atividades e com as interações controladas e coordenadas pela ocorrência de eventos (MacDougall, 1987). A relação entre os conceitos pode ser observada na figura 2.1 (Soares, 1992).

Figura 2.1 Relação entre Evento, Processo e Atividade.

Em simulação discreta, atividades, processos e eventos são construções utilizadas para descrever o seu comportamento. Desta forma, a elaboração de um modelo para simulação discreta pode ser realizada de três formas, de acordo como o sistema é visto:

- **Simulação orientada a eventos:** a simulação do sistema é produzida pela execução da lógica associada a cada evento, em uma seqüência ordenada no tempo;
- **Simulação orientada a atividades:** conforme o tempo simulado avança, as condições para o início ou fim de uma atividade são verificadas. A cada avanço no tempo, todo o conjunto de atividades é examinado para garantir que cada atividade seja levada em consideração;
- **Simulação orientada a processos:** nesta abordagem o processo é utilizado para definir a estrutura e a atividade de um componente do sistema sendo modelado, existindo então uma grande correspondência entre o sistema real e o modelo.

2.3. Simulação Distribuída

A idéia de simulação distribuída foi proposta por Chandy em 1977 em uma série de conferências na Universidade de Waterloo, e por R. E. Bryant (1977) independentemente, e continua se desenvolvendo muito nas últimas décadas (Misra, 1986; Nicol & Fujimoto, 1994).

A possibilidade de diminuição do tempo de execução da simulação (*speedup*), e a grande quantidade de capacidade computacional disponível em uma arquitetura distribuída, viabilizando a simulação de modelos mais robustos, são o grande incentivo para a utilização da simulação distribuída (Low *et al.*, 1999).

A simulação distribuída faz uso principalmente de duas arquiteturas: a *cliente-servidor* e a *peer-to-peer*. A primeira como o nome mesmo já diz é formada por um ou mais computadores (como diversos computadores ligados numa rede local) a que clientes (usuários) podem se conectar através de um *login*. A segunda é formada também por tais servidores, e a simulação é distribuída através de muitas máquinas que podem estar interconectadas por uma grande rede (Fujimoto, 2003).

Como exemplos de aplicações que estão se beneficiando com o uso de simulação distribuída, podem-se citar a simulação de redes de telecomunicações e redes de longa distância, circuitos digitais, sistemas computacionais (Fujimoto, 2003; Jones & Das, 2000; Simmonds *et al.*, 2000), sistemas de produção (Zhang *et al.*, 2000), e outros.

Na simulação distribuída o sistema a ser simulado é decomposto em um conjunto de n subsistemas ou n processos lógicos $PL_0, PL_1, \dots, PL_n$, cada um representando um processo do sistema real. Cada processo lógico possui um relógio que indica o progresso da simulação. Quando um evento é processado, o relógio do processo é automaticamente avançado para o *timestamp* desse evento. Toda a interação entre os processos físicos é modelada através de mensagens de eventos contendo um *timestamp*, enviadas entre os correspondentes processos

lógicos por canais de comunicação. Cada processo lógico contém uma parte do estado correspondente ao processo físico que modela, além de um relógio local, e um conjunto de variáveis de estado que não são compartilhadas entre os mesmos (Fujimoto, 2000).

Uma simulação constituída de processos lógicos que interagem por via de troca de mensagens (com *timestamp*) obedece ao relacionamento de causa e efeito se e somente se cada processo lógico executa os eventos em ordem crescente do *timestamp* (Overeinder *et al.*, 1991).

Considere como exemplo, dois processos, PL_1 que executa o evento E_1 com *timestamp* 10 e o processo PL_2 que executa o evento E_2 com *timestamp* 20 (figura 2.2(a)). Se E_1 escalona um novo evento E_3 para execução em PL_2 com *timestamp* menor do que 20, E_3 pode afetar o evento E_2 , o que implica na necessidade de execução sequencial dos três eventos (figura 2.2(b)) (Overeinder *et al.*, 1991).

Figura 2.2 Ocorrência de Causa e Efeito.

A principal questão relacionada com a simulação distribuída refere-se à necessidade de sincronização entre os processos que a constituem, para se preservar a ordem de causa e efeito, e para isso são necessários protocolos que sincronizem os tempos de simulação dos pro-

cessos lógicos. Utilizam-se dois tipos básicos de protocolos, os otimistas e os conservativos, a partir dos quais muitas variantes têm sido propostas. Os dois tipos citados serão apresentados nas seções seguintes.

2.4. Protocolos Conservativos

Os protocolos conservativos evitam a possibilidade da ocorrência de erros de causa e efeito, ou seja, sua preocupação está em determinar quando é seguro processar um evento. Nessas simulações, um processo lógico só tratará um evento se puder garantir que não chegará um outro com *timestamp* menor do que a do evento a ser tratado (Srinivasan & Reynolds, 1995).

Os primeiros protocolos de simulação distribuída foram baseados em abordagens conservativas. Esses protocolos, desenvolvidos independentemente por Chandy e Misra (1979) e Bryant (1977) (por isso a denominação CMB (seção 2.4.1)), exigiam que a especificação dos canais que indicam a comunicação entre os processos fosse feita estaticamente e também que as mensagens chegassem em cada canal em ordem de *timestamp*. Garantindo-se que essas marcas de mensagens enviadas em um canal seja crescente é possível determinar quando é seguro executar um evento.

Um problema básico neste protocolo ocorre quando cada processo lógico se bloqueia, esperando indefinidamente por uma mensagem no canal de entrada que contém o menor valor de relógio, levando a simulação a um estado de *deadlock*.

O tratamento de *deadlock* é um dos principais enfoques dos vários protocolos conservativos existentes, os quais diferem basicamente quanto à forma desse tratamento. Alguns protocolos previnem o *deadlock*, enquanto outros permitem que a simulação entre em *deadlock* para depois detectá-lo e utilizam algum mecanismo para se recuperar (Fujimoto, 1990).

Um conceito que deve ser abordado quando se trata de protocolos conservativos é o de “*Lookahead*”, que desde que foi introduzido (Chandy & Misra, 1979) tem sido interpretado de diferentes maneiras. Misra (1986) define *lookahead* como sendo o intervalo de tempo em que um processo pode inferir o futuro com absoluta certeza. Já Fujimoto (1990) define *lookahead* como a capacidade do processo em prever o que acontecerá, ou mais importante, o que não acontecerá, no tempo de simulação futuro. Se um processo no tempo de simulação T pode prever com segurança todos os eventos que ele poderá gerar até o tempo de simulação $T+L$, pode se dizer que o processo tem *lookahead* L .

Lookahead não é um protocolo de simulação distribuída, mas uma técnica fundamental da qual os protocolos conservativos fazem uso. Diferentes modelos de simulação apresentam capacidade de *lookahead* distintos (Turner, 1998).

Muitos trabalhos apresentam pesquisas sobre o impacto do *lookahead* no desempenho de simulações distribuídas que utilizam protocolos conservativos (Cota & Sargent, 1989; Fujimoto & Nicol, 1992; Meyer & Bagrodia, 1999; Preiss & Loucks, 1990; Tatsumi, 2002).

2.4.1. O Protocolo CMB

No protocolo básico de sincronização CMB cada processo na simulação é forçado a conhecer quais outros processos interagem com ele próprio. Uma característica importante é que os pares de processos sempre interagem em tempos crescentes. Em outras palavras, se um processo A interage com um processo B , mensagens de A para B são sempre geradas (e recebidas) em tempos com valores crescentes.

Existem muitas variantes para o protocolo CMB. Na sua forma básica, cada processo recebe suas mensagens em portas (entradas) separadas, considerando-se uma porta para cada processo. Cada processo deverá processar a mensagem que possuir o menor tempo de ocorrência entre todas as mensagens armazenadas em suas entradas. Quando um processo possuir

uma ou mais entradas vazias, ele não poderá processar seguramente nenhum de seus eventos, pois não poderá prever a chegada de mensagens defasadas. Portanto, o processo ficará bloqueado esperando alguma mensagem chegar (Fujimoto, 1990).

O protocolo CMB evita que a simulação entre em *deadlock* através da utilização do conceito de mensagens nulas (Misra, 1986). Estas mensagens são utilizadas para atualizar os tempos nas filas de entradas dos processos.

As mensagens nulas são enviadas para os processos com os quais o processo em execução mantém comunicação. Estas mensagens são utilizadas apenas com o propósito de sincronização, ou seja, não correspondem a atividades do sistema físico. Uma mensagem nula com *timestamp* t , enviada por PL_i para um PL_j , indica que PL_i não enviará mensagens a PL_j entre o valor corrente do relógio e o tempo t . Com o processo lógico recebendo os *timestamps* atualizados dos outros processos com quem mantém comunicação, ele saberá até que ponto é seguro continuar sua execução ou não.

Uma desvantagem do protocolo CMB consiste na sobrecarga provocada pelas mensagens nulas. Uma variação desta abordagem consiste em enviar mensagens nulas sob demanda e não após o processamento de cada evento (Chandy & Misra, 1981). A frequência dessa demanda pode ser dada por um *timeout* ou quando o menor relógio de todos os canais for o de uma fila vazia, indicando que o processo lógico está parado. Quando isso ocorre, a próxima mensagem é requisitada (nula ou não) do processo que envia para esse canal, e o processo lógico continua sua execução quando a resposta a esse pedido for recebida.

No entanto, pode ocorrer, por exemplo, do PL_1 fazer uma solicitação de avanço do relógio a PL_2 , porém antes de PL_2 enviar uma mensagem de resposta ao processo PL_1 ele também necessitará fazer uma solicitação a outro PL_i . Esta situação, de propagação de pedidos de avanço do relógio, pode formar um ciclo, gerando uma situação de *deadlock*.

Segundo Misra (1986) a resolução do *deadlock* é difícil e pode ser efetuada determinando-se o mínimo dos próximos tempos de eventos. Para cada processo no conjunto de processos em *deadlock*, o tempo em que uma mensagem será enviada, contando que nenhuma mensagem posterior seja recebida até então, é determinado e o valor do relógio do processo com o menor relógio é avançado para esse tempo.

Segundo Fujimoto (1990) a maior desvantagem dos mecanismos conservativos consiste no fato de que estes não podem explorar totalmente o paralelismo disponível na aplicação. Considera-se, no pior caso, a abordagem conservativa pessimista, pois acaba algumas vezes forçando a abordagem sequencial quando não é necessária.

Como vantagens, em comparação com os protocolos otimistas descritos a seguir, pode-se citar: consumo de memória moderado, implementação ‘simples’ de estruturas de dados e controles, e somente eventos ‘seguros’ são processados.

2.5. Protocolos Otimistas

As abordagens otimistas utilizam algoritmos que permitem o progresso da simulação até onde for possível e, então, quando uma violação de causa e efeito ocorrer, utilizam um mecanismo de *rollback* para recuperar os estados dos processos lógicos para um estado consistente (Fujimoto, 2000). Esta recuperação pode ser feita de duas maneiras: através do *Salvamento de Estados* ou com utilização de *Computação Reversa*. Na primeira é feita a recuperação do estado da simulação para o último estado consistente salvo. Já a segunda é realizada a execução de operações inversas relativas às operações individuais que foram efetuadas durante a execução de um evento.

Este método tem por vantagens apresentar *speedup* potencialmente maior que os métodos conservativos, pois permite a exploração do paralelismo em situações onde erros de causa e efeito podem ocorrer, mas de fato não ocorrem. Além disso, a topologia das possíveis

interações entre os processos não precisa ser previamente conhecida, já que permite a criação dinâmica de processos lógicos (Fujimoto, 1990).

O protocolo otimista mais conhecido, que será apresentado a seguir, é o *Time Warp*. E assim como o protocolo conservativo CMB vem sendo discutido amplamente na literatura nos últimos anos. Porém um consenso entre qual dos dois apresenta melhor desempenho não existe e por este motivo, muitas pesquisas são dedicadas para desenvolver protocolos que busquem explorar as vantagens que ambos apresentam. As soluções são baseadas em inserir características conservativas em protocolos puramente otimistas, ou então tornar um protocolo conservativo mais otimista. Assim tem-se, protocolos que utilizam uma forma de otimismo controlado, aproveitando as vantagens da abordagem otimista, como a exploração do paralelismo, sem ser afetado pelas sobrecargas de *rollbacks* e consumo de memória (Lobato *et al.*, 2004).

2.5.1. Protocolo *Time Warp*

O *Time Warp* básico é o protocolo de simulação distribuída otimista mais difundido (Fujimoto, 2000) e tem como base o paradigma de *Virtual Time* proposto por Jefferson (1985), apresentando dois componentes principais: o *mecanismo de controle local*, e o *mecanismo de controle global* que serão discutidos posteriormente.

Um processo lógico na abordagem *Time Warp* é formado basicamente pelas seguintes estruturas: **LVT** (*Local Virtual Time*) que determina o relógio do processo é definido como o tempo de ocorrência do último evento processado; **Lista de entrada de mensagens** que armazena, em ordem crescente do *timestamp*, todas as mensagens recebidas (mensagens positivas) pelo processo; **Lista de saída de mensagens** armazena todas as mensagens enviadas (mensagens negativas / antimensagens) pelo processo, essa lista será utilizada em caso de

rollback; e **lista de estados** que armazena cópia dos estados do processo, que são salvos periodicamente para viabilizar o *rollback* (Schof, 1998).

Como em qualquer protocolo otimista, no *Time Warp* os eventos são processados continuamente até que uma mensagem com tempo defasado chegue ao processo. Normalmente as implementações do *Time Warp* possuem mecanismos para gerenciamento dos eventos e infraestrutura que garantem o mecanismo de *rollback* para cada processo lógico. Quando um processo recebe uma mensagem com seu tempo no passado, a simulação é retornada para o último estado consistente antes da chegada desta mensagem. Um exemplo disto é ilustrado na figura 2.3.

Figura 2.3 Chegada de uma mensagem com tempo menor que o do processo.

O mecanismo de controle global é responsável pelo gerenciamento de memória e detecção do fim da simulação. Neste caso, tem-se o *Global Virtual Time (GVT)*, que é o valor correspondente ao menor valor calculado entre todos os *LVTs* da simulação, e todos os *timestamps* de mensagens enviadas, que estão em transito. Com o valor do *GVT* calculado, todas as informações registradas com *timestamp* inferior ao seu podem ser descartadas (Hagenauer, 1999).

Existem diferentes formas para o cálculo do *GVT*. Na abordagem **centralizada** o cálculo é de responsabilidade de um processo lógico (*software*) ou *hardware* específico. Esta abordagem tem a vantagem de influenciar pouco o desempenho da simulação, porém o custo e a complexidade são maiores. Outra abordagem é a **distribuída**, onde o trabalho de cálculo do *GVT* é distribuído por todos os processos lógicos. Esta forma pode ser aplicada de maneira *local*, onde cada processo lógico calcula o seu *GVT* e depois compara com os demais, sendo o menor deles o valor final. A abordagem distribuída pode ainda ser aplicada de forma global onde um único valor é cálculo considerando-se todos os processos lógicos (Lobato *et al.*, 2004).

Quando um evento é processado ele pode gerar novos eventos, que serão escalonados através do envio de mensagens. Se um evento é retornado, o processo da simulação deve ser reiniciado com seus valores originais, e qualquer mensagem gerada deve ser cancelada com o envio de suas correspondentes antimensagens. Esta situação pode acarretar numa explosão em cascata de antimensagens.

O mecanismo de controle local do *Time Warp* é o responsável pela execução dos eventos da simulação na ordem correta do *timestamp* desses eventos. O otimismo do protocolo consiste em permitir que os processos lógicos executem os eventos até a ocorrência de algum erro de causa e efeito, verificando quando o processo recebe uma mensagem com *timestamp* menor que o *LVT* do processo. Esta mensagem que causou o erro de causa e efeito é denominada de *straggler* (figura 2.4) (Fujimoto, 2000).

Figura 2.4 Etapas envolvidas quando uma mensagem atrasada é recebida.

Efetuar o *rollback* é a maneira pela qual o *Time Warp* desfaz as computações errôneas que tenham sido efetuadas. Para poder restaurar estados, o *Time Warp* se utiliza da lista de estado. Nesse processo de *rollback*, todas as mensagens enviadas, relativas aos estados que devem ser descartados, também necessitam ter seu envio anulado. Isso é feito através do envio de antimensagens (versões negativas das mensagens positivas enviadas por um processo). Se um processo lógico recebe uma antimensagem que corresponde a uma mensagem positiva que já executou, então esse também deve retornar para desfazer o efeito da mensagem positiva a ser anulada. Este procedimento pode ser realizado recursivamente até que todas as computações erradas sejam canceladas (Fujimoto, 1990).

O procedimento de salvamento de estados no *Time Warp* pode ser executado seguindo uma das seguintes abordagens (Lobato *et al.*, 2004):

Copy state saving: todo o estado do processo é salvo após a execução de cada evento;

Sparse state saving: o estado do processo lógico é salvo periodicamente (fixo ou adaptativo), e quando for necessária a execução de um *rollback* é feita a restauração para o último estado consistente salvo antes do evento afetado.

Incremental state saving: somente as partes do processo lógico que foram modificadas são salvas, e o salvamento poderá ocorrer ou no momento em que uma variável foi modificada, ou em intervalos fixos de tempo, quando todas as variáveis que sofreram modificações são salvas. Outra questão nessa abordagem é com relação à transparência ou não do salvamento. Na primeira a simulação se encarrega de verificar quais variáveis sofreram modificações, já na segunda o usuário é o responsável por apontar as variáveis que devem ser salvas.

Quando o *rollback* ocorre, a necessidade de cancelar algumas mensagens que foram enviadas para outros processos pode ser feita utilizando-se cancelamento Direto ou Indireto, como observado na figura 2.5 (Fujimoto, 1990; Lobato *et al.*, 2004).

Figura 2.5 Etapas envolvidas quando uma mensagem atrasada é recebida.

O cancelamento indireto de uma mensagem é feito através do envio explícito de anti-mensagens, e o cancelamento direto através da eliminação das mensagens enviadas diretamente nas filas dos outros processos lógicos (em caso de memória compartilhada) ou na fila de saída do próprio processo (no caso de memória distribuída)(Lobato *et al.*, 2004). O cancelamento indireto pode ser:

- **Agressivo:** quando um processo efetua *rollback* para o tempo T , imediatamente são enviadas antimensagens de todas as mensagens anteriormente enviadas com *timestamp* maior que T ;
- **Preguiçoso:** as antimensagens não são enviadas imediatamente após o *rollback*; espera-se a nova execução para verificar se esta não irá gerar as mesmas mensagens, sendo assim desnecessário o cancelamento dessas;
- **Dinâmico:** cada processo fica responsável por decidir como irá efetuar o cancelamento, agressivo ou preguiçoso.
- **em Tentativa:** um grupo de mensagens enviadas para um processo lógico pode ser cancelado por uma única antimensagem (utilizado no *Tentative Time Warp*).

O cancelamento direto pode ser agressivo ou em tentativa.

Um problema relacionado ao *Time Warp* é a necessidade de salvar periodicamente os estados dos processos lógicos, a sobrecarga gerada pode degradar o desempenho do mecanismo e tornar o gerenciamento de memória mais complexo. Dessa forma, a tarefa de salvar estados no *Time Warp* apresenta um alto custo e exige mecanismos que ajudem a minimizar a utilização do espaço de memória disponível. Diversos mecanismos para cancelamento de mensagens têm sido propostos, como por exemplo: Redução dos Estados Salvos (Das & Fujimoto, 1993), Otimismo Limitado (Madiseti *et al.*, 1992; Prakash & Subramarian, 1991), Retorno de mensagens e *Cancellback* (Akyildiz *et al.*, 1992), e outros.

2.6. Ferramentas para Simulação Distribuída

Um problema na elaboração de uma simulação é a transcrição do modelo definido pelo usuário em um programa de simulação. Para ajudar o usuário neste processo de transcrição,

tem-se as linguagens e os ambiente de simulação. Essas ferramentas oferecem ao usuário uma série de recursos que visam facilitar o desenvolvimento de uma simulação.

Existem linguagens de simulação paralelas que implementam os diferentes protocolos de sincronização disponíveis. Muitas suportam somente protocolos otimistas (Sim++, ModsimII, Apostle, SPEEDES), poucos suportam somente os conservativos e alguns ambos. Apesar dos protocolos conservativos terem uma implementação mais fácil, são os otimistas os mais utilizados. Porém, para Bagrodia (1996) explorando-se o *lookahead* nos modelos, pode ser possível extrair *speedups* significativos, utilizando protocolos conservativos.

Há várias linguagens e ambientes de simulação, sendo a maioria comerciais. A seguir são comentadas sobre algumas dessas ferramentas para simulação paralela e distribuída.

ParSMPL é um ambiente de simulação paralela que utiliza o mecanismo *CMB* para efetuar a sincronização entre os processos lógicos. Utiliza como plataforma o ambiente de passagem de mensagens PVM (Ulson *et al.*, 1997).

ModSim II é uma linguagem de simulação orientada a objetos baseada na linguagem Modula 2. Fornece construções para criação de objetos dinâmicos, comunicação e sincronização. Utiliza o sistema operacional *TWOS* para sincronizar a execução dos programas paralelos (Bagrodia, 1994).

PasaSol é um ambiente de simulação paralela desenvolvido em C++ e usa um ambiente como o *PVM* para distribuir cópias das tarefas e passagens de mensagens. As transações são implementadas como *threads timestamped* que migram de forma transparente entre os processadores para utilização dos recursos. O ambiente fornece domínios com funcionalidades adequadas à aplicação, como sistemas de manufatura, simulações de combate e circuitos lógicos digitais (Knop *et al.*, 1996; Mascarenhas *et al.*, 1996).

GPSS Paralelo, Knop *et al.*, (1996) apresentam uma paralelização da linguagem de simulação *GPSS*. Foi implementado um tradutor *GPSS-C++* e o código transformado é exe-

cutado com o auxílio do ambiente de simulação paralela *ParaSol*. Segundo o autor, o mapeamento de *GPSS* para *C++* é simples porque *ParaSol*, diferente dos demais ambientes de simulação paralela, é orientado a transação.

SPEEDES (*Synchronous Parallel Environment for Emulation and Discrete Event Simulation*) é um ambiente de simulação baseado em *C++* que implementa um conjunto de protocolos de sincronização incluindo *Time Warp* e um algoritmo de janelas denominado *Breathing Time Buckets* (Bagrodia, 1994). É um ambiente completo e usado operacionalmente no *Joint National Integration Center*. Exemplos de simulações que utilizam o sistema *SPEEDES* são a *MDWAR* (*Missile Defense Wargaming and Analysis Resource*), e a *JB* (*Joint Battlespace Infosphere*). Sabe-se que mais ou menos outras trinta organizações já estão considerando o seu uso. A principal desvantagem é que esta ferramenta é restrita a pesquisadores norte americanos (*SPEEDES*).

Maise é uma linguagem de simulação baseada em *C* que pode ser executada utilizando uma variedade de protocolos de simulação que incluem um algoritmo seqüencial, algoritmos paralelos baseados na combinação da abordagem conservativa de mensagens nulas e eventos condicionais e um algoritmo otimista. Uma extensão de *Maise* é o *MOOSE* (*Maise-based Object Oriented Simulation*) versão orientada a objetos (Bagrodia, 1994).

Portable Parallel Discrete Event Simulation System sistema projetado para facilitar a simulação de aplicações reais utilizando protocolos *PDES*, na *University of Exeter*. O sistema fornece meios para comparar protocolos de simulação, podendo ser utilizado para verificar a adequabilidade das abordagens otimistas ou conservativas em áreas de aplicações específicas. Uma abordagem é o desenvolvimento de protocolos híbridos, pela adição de características conservativas às abordagens otimistas e vice-versa (Turner & Xu, 1992).

COMPOSE (*Conservative, Optimistic and Mixed Parallel Object-oriented Simulation Environment*) é um biblioteca de simulação paralela, em *C++*, que suporta a execução de um

modelo utilizando um algoritmo de simulação adaptativo, onde os submodelos podem ser sincronizados utilizando métodos conservativos ou otimistas, e um objeto pode mudar seu modo de sincronização de forma dinâmica (Martin & Bagrodia, 1995).

PORTS (*Parallel, Optimistic, Real-Time Simulator*) é um sistema de simulação paralelo que executa em ambientes que impõem regras de tempo real na execução do programa de simulação (Ghosh *et al.*, 1994).

PARSEC (*PARallel Simulation Environment for Complex systems*) o ambiente de simulação fornece interfaces com o usuário como as linguagens *Parsec* e *Compose*, e um editor gráfico para construção do modelo de simulação. Implementa vários protocolos de sincronização (otimistas e conservativos) utilizando uma biblioteca de comunicação portátil, o que o torna disponível para uma variedade de plataformas de hardware (Bagrodia *et al.*, 1998).

GTW (*Georgia Tech Time Warp*) é um ambiente de simulação paralela baseado no mecanismo *Virtual Time* (Jefferson, 1985). Foi projetado para dar suporte à execução eficiente de simulações de aplicações com eventos com granulosidade fina¹. Fornece mecanismos para permitir ao programa de aplicação controlar o comportamento de otimismo excessivo do *Time Warp*. A interface com o programador oferece um conjunto mínimo de primitivas de simulação, permitindo que mecanismos mais sofisticados sejam implementados como rotinas de biblioteca (Das *et al.*, 1994).

ASDA (*Ambiente de Simulação Distribuída Automático*) é um ambiente de simulação voltado à avaliação de desempenho de sistemas computacionais. O público alvo desta ferramenta são alunos, professores e pesquisadores interessados na avaliação de desempenho de sistemas computacionais, principalmente os baseados na teoria de redes de filas. Este ambiente foi proposto por Bruschi (2002) em seu doutorado e encontra-se em fase de implementação.

¹ Granulosidade fina se refere aos eventos que levam pouco tempo para serem processados.

DSIM é um simulador *Time Warp* que tem como alvo os clusters formados por milhares de processadores. Emprega uma nova técnica para o cálculo do *GVT* chamada de “*Time Quantum GVT*”, um algoritmo que não requer mensagens de reconhecimento, baseado em mensagens de tamanho constante e eficiente em clusters com um grande número de processadores. Esta implementação usa uma técnica chamada de *Local Fossil Collection*¹ para diminuir a sobrecarga de memória e para suportar um eficiente gerenciamento dos eventos. Detalhes de implementação podem ser consultados em Chen & Szymanski (2005).

ROSS (*Rensselaer’s optimistic simulation system*) também é um sistema *Time Warp* que promete alto desempenho, com baixo uso de memória e um kernel extremamente modular. Estas vantagens são obtidas com o uso de diferentes tecnologias: um *framework* de implementação modular; algoritmo de *GVT* de Fujimoto; computação reversa e o uso de *kernel processes* (*KPs*). Os *KPs* diminuem a sobrecarga causada pela operação de *garbage collecting* através da agregação das listas de eventos processados. As tecnologias e outras informações estão descritas em Carothers et al. (2002).

WARPED é um núcleo *Time Warp* de domínio público, escrito em C++ e desenvolvido pela University of Cincinnati (EUA), e está disponível para várias plataformas. Define uma *interface* padrão para o programador de aplicação, utilizando o ambiente de passagem de mensagens *MPI* (*Message Passing Interface*). O principal objetivo do *Warped* é disponibilizar para a comunidade de pesquisa um núcleo otimista que permita a análise do *Time Warp*; distribuído livremente, fácil de portar, simples de modificar e estender e fácil de acoplar a novas aplicações. Esta ferramenta foi escolhida para auxiliar no desenvolvimento deste trabalho, como o ambiente que executará a simulação distribuída (Martin et al., 2003).

O sistema *Warped* é implementado na linguagem C++ e utiliza todas as funcionalidades de orientação a objetos disponíveis na linguagem. O projeto do código do sistema foi de-

¹ Também conhecida como *Garbage Collection*, onde a cada cálculo do *GVT* as mensagens antigas são apagadas.

envolvido de forma que o usuário especifica sua aplicação usando os recursos de herança, funções virtuais e sobrecarga diretamente a partir das classes do núcleo. As classes do usuário são compiladas juntamente com o código do núcleo resultando num único arquivo executável que contém tanto o núcleo quanto a aplicação. A linkedição estática pode fazer o arquivo executável adquirir um tamanho razoavelmente grande, o que não representa uma desvantagem, já que dessa forma não há a necessidade de instalar a biblioteca do *Warped* nas máquinas onde a simulação será executada.

Uma vantagem desse tipo de projeto é a flexibilidade proporcionada ao usuário que pode modificar o comportamento de qualquer funcionalidade do sistema apenas herdando classes e sobrecarregando métodos. É possível modificar facilmente funcionalidades como: algoritmo de cálculo do *GVT*, gerenciamento de filas, algoritmo de escalonamento de objetos, etc. Outra vantagem desse projeto orientado a objetos é a facilidade de anexar um núcleo diferente, por exemplo, para ter uma simulação seqüencial. Isso pode ser feito sem que a aplicação seja alterada.

Como desvantagem há o fato de que o usuário deve ter conhecimento de técnicas de programação orientada a objetos mesmo que a interação com o sistema seja apenas em nível de interface. O apêndice A apresenta detalhes de sua implementação.

2.7. Considerações Finais

Simulação é o processo de projetar um modelo de um sistema real e conduzir experimentos com este modelo com o propósito de entender seu comportamento e/ou avaliar estratégias para sua operação (Pegden *et al.*, 1991). Pode ser considerada uma das ferramentas de análise de projeto, de operação de processos e sistemas em indústrias. A simulação vem sendo cada vez mais utilizada, devido a sua versatilidade, flexibilidade, potência computacional e baixo custo.

Um problema discutido na simulação distribuída é a sincronização no processamento de eventos, que é necessária para que as relações de causa e efeito encontradas no sistema real sejam preservadas. Os protocolos para sincronização em simulação distribuída dividem-se em duas abordagens principais: *conservativos* e *otimistas*, que foram discutido no decorrer deste capítulo. E como ambos possuem vantagens e desvantagens, a escolha do melhor protocolo dependerá do sistema que se pretende simular.

A simulação distribuída apresenta diversos problemas similares aos encontrados na computação distribuída em geral. Alguns desses problemas podem ter soluções específicas para simulação distribuída e outros se resolvem com as técnicas gerais aplicadas a computação distribuída.

Considerando o grande valor da área de simulação para a evolução e melhor execução de diversos trabalhos nas mais variadas áreas, é que se tem o interesse de focalizar no estudo específico do escalonamento de processos em simulação distribuída, que será o assunto abordado conceitualmente e especificamente na área de simulação distribuída no próximo capítulo.

Capítulo 3 - ESCALONAMENTO DE PROCESSOS

3.1. Considerações Iniciais

Escalonamento de processos é encontrado em áreas do conhecimento onde se deseja que serviços sejam divididos entre recursos, que realizarão algum processamento sobre esses serviços; exemplos de áreas são a engenharia de produção e a computação. Mas o ato de escalonar pode ser facilmente encontrado no dia-a-dia das pessoas, como por exemplo, na construção de uma casa, onde se tem vários pedreiros e vários materiais que serão usados em comum. Para que a construção ocorra de maneira esquematizada e sem transtornos, é necessário dividir entre os pedreiros os materiais e com isso cada um fica responsável por determinada parte da construção, pode-se chamar essa organização de “escalonamento de tarefas”. Assim “escalonar em computação” é a preocupação dispensada quando para executar um processo (serviço) há a necessidade de colocá-lo para execução em um recurso de processamento apropriado.

Em sistemas distribuídos, que são sistemas constituídos por diversos computadores independentes conectados por uma rede de computadores, os processos são distribuídos (escalonados) entre os diferentes elementos de processamento integrantes do sistema, através de um processo de escalonamento, que pode ser balanceado ou não, sobrecarregando determina-

das máquinas e deixando outras ociosas. Estes sistemas apresentam uma acentuada heterogeneidade entre cada elemento de processamento, e a não observância dessas diferenças de hardware e software pode acarretar num escalonamento ineficiente que prejudicará o desempenho global, trazendo conseqüências indesejáveis.

A literatura sobre escalonamento de processos é numerosa, contando com artigos que contribuem para o aperfeiçoamento da área. No entanto, percebe-se que as terminologias utilizadas são distintas e conflitantes. Este problema de terminologia na área é discutido em detalhes por Souza *et al.* (2000).

3.2. Escalonamento de processos

Para que um processo possa ser executado em um sistema qualquer, deve-se determinar quando ele poderá usar a *CPU*, quais recursos estarão disponíveis e ainda, no caso de sistemas distribuídos, deve-se definir em qual processador ele será executado. Esta atividade é de responsabilidade do escalonador de processos. O objetivo do escalonamento é resolver estas questões melhorando, na medida do possível, as métricas de desempenho global do sistema, tais como tempo de execução dos processos e a taxa de uso dos processadores. Contudo, estas melhorias não devem comprometer os aspectos de transparência e desempenho.

O escalonamento de processos é construído através de um algoritmo, que é organizado como um conjunto de componentes (partes), onde cada componente é responsável por uma porção da finalidade maior que é “escalonar processos”. Uma forma comum de dividi-lo é em políticas responsáveis por diferentes partes do processo de escalonamento (Muniz, 1994; Shirazi *et al.*, 1995 (a); Shivaratri *et al.*, 1992).

Em se tratando de escalonamento de maneira geral pode-se dizer que existe um conjunto de atividades comuns, que são chamados de mecanismos, e que são usados de diferentes maneiras e em diferentes combinações para se implementar as políticas. Um exemplo de me-

canismo, que surge quando se trata de escalonamento de processos em sistemas distribuídos, é a de migração¹ de processos (ou partes deste).

A migração de processos busca reduzir o tempo gasto pelos processos na fila de espera por processamento, porém, o custo dispensado é uma sobrecarga no sistema de comunicação. A migração facilita o compartilhamento de carga entre os processadores, ou seja, distribuir de maneira igual a carga, respeitando as oscilações na capacidade de processamento do sistema, para obter um aumento no desempenho. Diferentes políticas utilizam migração com objetivos diferentes, por isso pode se dizer que um algoritmo de escalonamento implementa políticas, que por sua vez utilizam diversos mecanismos (Song *et al.*, 1997).

As estratégias de escalonamento podem ser classificadas de diferentes formas dependendo do autor, e ainda levando-se em consideração as formas como foram feitas. Podem, por exemplo, ser classificadas segundo o grau de interação entre os processos no sistema, os quais podem necessitar de troca significativa de informações durante a sua execução ou podem rodar de forma essencialmente desconexa.

3.2.1. Terminologias

A literatura sobre escalonamento de processos é bastante ampla. Muitos artigos são encontrados para o aprimoramento da área, porém uma divergência muito grande é observada com relação às terminologias utilizadas nesses trabalhos. O trabalho de Souza (Souza *et al.*, 2000) trata em detalhes os vários problemas existentes com a terminologia da área de escalonamento.

A seguir, alguns conjuntos de termos serão definidos de acordo com o que será utilizado no decorrer de todo o trabalho, segundo o estudo apresentado por Souza (2000).

¹ Entende-se por migração, neste escopo, a possibilidade de um processo mudar de máquina durante sua execução.

Processos, programas, tarefas, *threads*, aplicações e *jobs*

Um **processo** é um **programa** em execução, contendo, além de um código fonte, uma entrada, uma saída e um estado (pilha, contador de programa e demais informações necessárias à execução do programa) (Tanenbaum, 1995). O termo **tarefa** é empregado como sinônimo de processo. ***Threads*** ou *lightweight processes* são, segundo Tanenbaum (1995), linhas de execução (concorrentes) que podem existir em um mesmo processo. Cada *thread* executa de forma seqüencial, similarmente a um processo, mas, compartilha, com outras *threads*, o mesmo espaço de endereçamento de memória do processo a que pertence. Já **aplicação e *job*** são termos usados no mesmo sentido e indicam a maior “entidade” de execução.

Políticas, estratégias, mecanismos e algoritmos de escalonamento

Política de escalonamento e estratégia de escalonamento tem o mesmo sentido. Ambos são usados para designar as decisões que devem ser tomadas em um escalonamento, determinando quais, quando e como os mecanismos serão empregados para que o escalonamento seja realizado.

Os **mecanismos** de escalonamento são os comandos e/ou instruções que, atuando como “ferramentas”, desempenham as atividades básicas para a realização do escalonamento. Como exemplo pode-se citar as instruções que coletam informações sobre a carga de um sistema.

O termo **algoritmo de escalonamento** é utilizado como um termo mais genérico, responsável pela implementação das políticas e mecanismos utilizados no escalonamento.

Escalonamento de processos, escalonamento de aplicações paralelas, balanceamento de carga, alocação de recursos.

Diferentes autores definem o termo escalonamento de diferentes formas (Feitelson & Rudolph, 1995). Os termos **escalonamento de processos** e **escalonamento de aplicações paralelas** são utilizados dando-se ênfase ao que se está escalonando.

O termo **alocação/gerenciamento de recursos** é comumente empregado como sinônimo de escalonamento, apesar de Casavant e Kuhl (1988) afirmar que os dois termos executam a mesma atividade com ponto de vista diferentes. Enquanto o termo **escalonamento** aborda a questão em termos de processos e aplicações, ou seja, os consumidores de recursos; a **alocação de recursos** leva em consideração os próprios recursos.

Segundo Souza (2000), um erro comumente utilizado é o do termo **balanceamento de carga** como sinônimo de escalonamento realizado em tempo de execução da aplicação. Quando este termo deveria ser usado como um dos possíveis objetivos do escalonamento.

Várias taxonomias foram propostas para a área de escalonamento, com o objetivo de organizar o conhecimento adquirido na área e facilitar a comparação entre os trabalhos desenvolvidos (Souza, 2000). Dentre estas, a taxonomia de Casavant e Kuhl (1988) é uma das mais completas, muito utilizada e referenciada em trabalhos da área.

Uma questão que é muito discutida quando o assunto é escalonamento é sobre o **tipo de aplicação**. Levando-se em consideração o tipo de aplicação que está executando, as políticas de escalonamento poderão tratar adequadamente elas com diferentes requisitos. Os principais tipos são:

CPU-Bound neste tipo de aplicação são encontradas uma alta demanda por processamento e baixa comunicação entre os processos (Araújo *et al.*, 1999);

Memory-Bound o objetivo do escalonamento é evitar falhas de página¹ (Majumdar & Parsons, 2000);

I/O² - Bound esta classe engloba as aplicações que realizam muitas operações em dispositivos de entrada/saída. Essas aplicações também podem ser classificadas como **Disk-Bound** (quando realizam muito acesso a disco) e **Network-Bound** (quando devido a alta comunicação, um alto tráfego na rede é gerado) (Ishii, 2004).

Diferentes tipos de informações contribuem consideravelmente para a qualidade do escalonamento, dependendo da quantidade de informações obtidas e disponíveis no momento em que as decisões precisam ser tomadas para a atribuição de processos. Uma dessas informações é a respeito da carga do processador, que permite avaliar o quanto um processador está carregado ou não. Para quantificar esta carga é utilizada uma métrica denominada na literatura por *índice de carga*, que é definida como sendo um valor não-negativo, iniciando em zero se o processador está ocioso e aumentando positivamente conforme a carga de trabalho aumenta (Branco, 2000; Ferrari & Zhou, 1987; Kunz, 1991; Mehra & Wah, 1993; Shirazi *et al.*, 1995 (b)).

Exemplos de índices de carga são: índices baseados no tempo de execução/resposta; índices baseados no tamanho da fila de acesso ao recurso; índices baseados no percentual de utilização do recurso (Ferrari & Zhou, 1987; Souza *et al.*, 2000) e outros.

A grande dificuldade encontrada é no que se refere à obtenção destes índices de carga, pelo fato de não existir uma única regra correta que determine se um processador está carregado, moderado ou ocioso. O uso do termo genérico ‘a carga de um processador’ pode não ser

¹ Situação que ocorre em sistemas operacionais que utilizam memória virtual. Quando a memória principal é insuficiente, uma área do disco (memória secundária) é destinada a armazenar temporariamente dados de um programa que não estão sendo utilizados no momento. Quando o programa precisa desses dados ocorre uma falha de página. Então, o sistema operacional busca os dados no disco e coloca na memória principal.

² *Input / Output* – Entrada / Saída

representativo, devido ao fato da necessidade por recursos variar de aplicação para aplicação (Tanenbaum, 1995; Ferrari & Zhou, 1987).

Uma questão particular que deve ser considerada, principalmente em sistemas que apresentam heterogeneidade, é a normalização dos valores dos índices, que leve em consideração a diferença computacional dos processadores envolvidos.

Dependendo do objetivo que se queira atingir, serão determinados, um ou mais índices de carga e a função de cada uma das políticas de escalonamento. Discussões sobre índices de carga são encontradas em diversos trabalhos relacionados ao escalonamento de processos (Araújo *et al.*, 1999; Clark *et al.*, 1995; Dantas & Zaluska, 1998; Santana & Zaluska, 1988; Schnor *et al.*, 1996; Zhou *et al.*, 1993; Branco, 2004); entre outros.

Um dos objetivos do escalonamento de processos é a obtenção de uma distribuição uniforme de carga de trabalho entre as máquinas, de tal forma que não existam máquinas ociosas e outras sobrecarregadas. Assim utiliza-se o balanceamento de cargas, que trata a realocação de carga de trabalho entre os nós do sistema, obtendo assim, tempos de resposta menores, aumento na utilização dos recursos computacionais e ganho no desempenho do sistema.

A seguir será apresentada uma das ferramentas que são encontradas para auxiliar no gerenciamento e escalonamento de aplicações. O *AMIGO (dynAMical flexIble schedulinG enviroNment)* é uma ferramenta que foi proposta em um trabalho de doutorado no grupo de Sistemas Distribuídos e Programação Concorrente do *ICMC-USP* (Souza, 2000), que está em constante desenvolvimento e que será utilizada como o ambiente que auxiliará na execução das aplicações envolvidas neste trabalho.

3.3. *AMIGO* – DynAMical FlexIble SchedulinG Environment

O principal objetivo do escalonamento em plataformas distribuídas (como arquiteturas paralelas e sistemas de computação distribuída) é a distribuição de serviços para vários recursos de processamento existentes.

Além das diferentes necessidades, o escalonamento deve preocupar-se com outros fatores, os quais influenciam decisivamente no seu desempenho final (Shivaratri *et al.*, 1992; Ferrari & Zhou, 1987). Dentre esses fatores destacam-se:

- ✓ A finalidade da plataforma computacional utilizada. O escalonamento adotado em uma arquitetura paralela a qual está executando aplicações paralelas difere do escalonamento adotado para um sistema distribuído com aplicações seqüenciais;
- ✓ O hardware disponível. Os recursos de computação e comunicação, além da topologia impõem restrições à escolha de determinados escalonamentos. Exemplos são os ambientes heterogêneos e homogêneos e a grande variedade de organizações físicas dos meios de conexão dos elementos de processamento;
- ✓ Ambientes multiusuários. A coexistência ou não de vários usuários, compartilhando os mesmos recursos computacionais, contribuem para gerar alterações extras no ambiente computacional, as quais, de alguma forma, também devem ser consideradas;
- ✓ Diferentes classes de aplicações. Mesmo considerando apenas uma plataforma computacional, como por exemplo máquinas paralelas, há inúmeras classes de software diferentes, com necessidades variadas e, muitas vezes, conflitantes. Um exemplo são as aplicações interativas, batch e tempo real;

- ✓ Diferentes cargas de trabalho. Ambientes com altos e baixos índices de carga comportam-se de maneiras distintas, se considerado um mesmo algoritmo de escalonamento de processo.

Devido ao grande número de fatores que afetam decisivamente a atividade de distribuição de processos e, desse modo, o desempenho final das aplicações, é vital determinar e viabilizar o emprego do algoritmo de escalonamento que mais se adapta às reais necessidades do usuário.

Dentro deste contexto, o Grupo de Sistemas Distribuídos e Programação Concorrente do ICMC/USP propôs e está desenvolvendo o *AMIGO* (*dynAMical flexIble schedulinG envi-rOnment*), uma nova ferramenta de software capaz de incluir flexibilidade ao escalonamento de processos em plataformas paralelas, em tempo de execução da aplicação e de maneira totalmente transparente para o usuário (Souza, 2000). Através do *AMIGO*, as principais características que envolvem a atividade de distribuir processos em plataformas distribuídas podem ser alternadas, com o objetivo de fornecer ao usuário a melhor opção de escalonamento para a realidade atual do seu ambiente computacional.

A flexibilidade do *AMIGO* deve-se à sua capacidade de alterar ou configurações com o objetivo de atender às necessidades dos usuários, por exemplo, inserir ou remover políticas de escalonamento. A parte dinâmica diz respeito à adequação do ambiente de acordo com o comportamento da plataforma perante novas situações, por exemplo, trocar a política de escalonamento ativa em tempo de execução.

O *AMIGO* é organizado em duas camadas principais. A camada superior é composta de uma interface gráfica na qual o usuário tem acesso a várias opções para configurar o ambiente e escolher a forma que as políticas de escalonamento serão usadas. A camada inferior opera independentemente da camada superior e oferece o suporte necessário para a realização de um escalonamento flexível e dinâmico por meio de três módulos: o *middleware*, responsá-

vel pelo gerenciamento e execução das tarefas; o *AMIGO daemon* (AMIGOD), e as políticas de escalonamento (Figura 3.1). Exemplos de *middleware* utilizados pelo AMIGO na camada inferior são: *PVM* (Parallel Virtual Machine), *MPI* (Message Passing Interface) e *CORBA* (Common Object Request Broker Architecture).

Inicialmente o AMIGO foi projetado para executar com os ambientes de passagem de mensagens, porém, ele também pode ser utilizado por intermédio de outros softwares. Isso se dá graças a esta divisão em duas camadas. Adaptando-se a camada inferior para a plataforma e/ou software desejados, é possível utilizá-lo em outras situações, sem ser necessária a alteração da camada superior. Este é o caso deste trabalho, onde uma das contribuições é a conexão entre a ferramenta *Warped* com o AMIGO (capítulo 4). Detalhes da camada superior do AMIGO são discutidos por Souza (2000).

Figura 3.1 Arquitetura do ambiente AMIGO.
(Retirado de Souza (2000)).

O *AMIGOD* é um pequeno servidor distribuído que age como um elo entre as políticas de escalonamento e o ambiente de passagem de mensagem. Ele é executado em todos os processadores que serão usados no escalonamento. O *AMIGOD* não implementa nenhuma política, ficando responsável apenas pelo gerenciamento e roteamento das mensagens trocadas entre os módulos da camada inferior, assim como por manter ativas as políticas necessárias.

O *AMIGOD* é composto fundamentalmente por estruturas de dados, responsáveis por manter tabelas com as políticas que estão ativas no momento, tabelas da relação de processadores e também os mecanismos de comunicação entre os processos. Sendo que seus dados são sempre atualizados quando mudanças no escalonamento ocorrem. Como quando um processador é anexado, ou deixa o grupo de processadores .

As políticas de escalonamento são implementadas como processos independentes para permitir que sejam trocadas enquanto as aplicações estão executando (característica dinâmica do *AMIGO*). As políticas precisam seguir um protocolo de comunicação especificado para trocar mensagens com os *AMIGODs* e com outras políticas. As principais características das políticas são: (1) sua independência do ambiente de passagem de mensagens, visto que a integração com esses ambientes é feita pelo *AMIGOD* e (2) seu código específico, que as torna mais concisas e eficientes e permite que possuam quaisquer características e objetivos. O ambiente de passagem de mensagem é um cliente do *AMIGO*; que requisita ao *AMIGO* informações sobre quais processadores devem ser usados para escalonar os processos; o *AMIGO*, por sua vez requisita esta informação à política ativa.

3.3.1. Comunicação na Camada Inferior

A comunicação realizada pela camada inferior é baseada nos protocolos *TCP* (*Transmission Control Protocol*) e *UDP* (*User Datagram Protocol*), os quais são utilizados por

intermédio da interface *sockets*. O *AMIGO* assume que todos os processadores que farão parte do escalonamento são capazes de se conectarem através desses mecanismos de comunicação.

A figura 3.2 apresenta a comunicação realizada pela camada inferior. Pode-se observar a existência de três tipos de conexões: entre o *AMIGOD* e as políticas ativas; entre o *AMIGOD* e o ambiente de passagem de mensagem e entre os *AMIGODs* dos diferentes processadores. Outro ponto a ser observado é o tipo de comunicação, dentro do mesmo processador o protocolo utilizado é o TCP; e entre processadores diferentes o protocolo de comunicação é o UDP. Essas escolhas segundo Souza (2000) foram feitas por causa da capacidade escalar (comunicação *AMIGOD*↔*AMIGOD*) e à confiabilidade (no caso das comunicações *AMIGOD*↔Políticas e *AMIGOD*↔ambiente de passagem de mensagem).

Figura 3.2 Comunicação na camada inferior.
(Retirado de Souza (2000)).

As mensagens trocadas na camada inferior possuem um cabeçalho para identificá-la. Esse cabeçalho, que é ilustrado na figura 3.3, possui dezesseis bytes e é formado por quatro

campos principais: o código da mensagem, o destino da mensagem, a origem da mensagem e o tamanho do corpo da mensagem.

Figura 3.3 Cabeçalho das mensagens trocadas na camada inferior.
(Retirado de Souza (2000)).

O código define a finalidade da mensagem e quais módulos estão participando da comunicação. Por exemplo como é observado na figura 3.3, quando a comunicação é entre *AMIGOD* ↔ Políticas o prefixo é AP_. Se a mensagem é entre *AMIGOD* ↔ Ambiente de passagem de mensagem, o prefixo é AM_. E se a mensagem é entre *AMIGOD* ↔ *AMIGOD* o prefixo é AA_. O significado do conteúdo detalhado de todas as mensagens está descrito em Souza (2000).

Os campos de origem e destino são formados por seis *bytes*, divididos da seguinte maneira: o primeiro é o identificador dos módulos destino/origem que estão participando da comunicação. Sendo “A” para identificar o módulo *AMIGOD*; ou “P” para uma política e “M” para o ambiente de passagem de mensagem. Os quatro próximos *bytes* representam o endereço IP dos processadores origem/destino que estão participando da comunicação. O último *byte* é usado para identificar, quando a origem e/ou destino for uma política, dentre as políticas ativas qual efetivamente está se comunicando.

O campo “tamanho da mensagem” determina quantos *bytes* devem ser lidos, referente ao corpo da mensagem, que pode ser zero também.

Todos os detalhes de implementação e funcionamento desta ferramenta podem ser encontrados no trabalho de Souza (2000).

3.4. Escalonamento em Simulação Distribuída

Os algoritmos de escalonamento de processos de uso geral, construídos para plataformas computacionais distribuídas são geralmente destinados ao gerenciamento dos processos de programas paralelos. Uma das principais atividades realizadas por esses algoritmos é o mapeamento dos processos aos processadores disponíveis, isto é, escolher qual processo deve ser executado em qual processador. Muitas vezes isso é feito baseando-se em informações sobre a plataforma e sobre as aplicações. As informações coletadas pelos mecanismos responsáveis devem ser baseadas em métricas relacionadas com o desempenho da aplicação paralela, para que a correta utilização dessas informações possa contribuir para o aumento do desempenho do sistema. Por exemplo, um determinado algoritmo pode se basear em informações sobre a utilização do processador para decidir como será feito o mapeamento dos processos aos processadores; neste caso, deve-se atribuir mais processos aos processadores que estão sendo menos utilizados, buscando a maximização da utilização dos recursos disponíveis.

O desempenho de uma simulação distribuída também está sujeito a influências da plataforma e das características do modelo de simulação. Diversas técnicas para otimizar o desempenho de uma simulação podem ser encontradas na literatura (Carothers & Fujimoto, 2000), dentre elas, destacam-se as técnicas de escalonamento e balanceamento de carga. O objetivo deste capítulo é apresentar os *algoritmos de escalonamento e balanceamento de carga para simulação distribuída*. Assim como os algoritmos construídos para escalonar processos de programas paralelos, os algoritmos destinados à simulação baseiam suas decisões em informações relacionadas ao desempenho do sistema.

Os algoritmos feitos especificamente para simulação distribuída apresentam algumas semelhanças e diferenças com relação aos algoritmos de uso geral. Em especial, as diferenças existentes muitas vezes tornam os algoritmos de uso geral inadequados para o uso na simulação distribuída, principalmente por causa dos tipos de informações nas quais as decisões são baseadas (Boukerche & Das, 1997; Deelman & Szymanski, 1998).

Esta seção apresenta diversos exemplos de algoritmos de escalonamento feitos para simulação distribuída, e destaca as semelhanças com outros tipos de algoritmos de escalonamento bem como as diferenças mais importantes.

São apresentados algoritmos tanto para simulação conservativa como otimista, sendo que a maior parte dos exemplos encontrados é destinada à simulação otimista.

3.4.1. Falta de Balanceamento na Simulação Distribuída

As simulações conservativa e otimista têm seu desempenho afetado por fatores distintos. No caso da simulação conservativa, onde os processos lógicos (*LPs*) são freqüentemente bloqueados devido a restrições causais, o desempenho depende predominantemente do tempo que os *LPs* ficam impossibilitados de executar em paralelo. Por este motivo, problemas como garantir sincronização e evitar *deadlocks* devem ganhar atenção especial. Na simulação otimista os erros de causa e efeito não são evitados, portanto os *LPs* sempre podem executar em paralelo. Neste tipo de simulação o principal limitante de desempenho é ocorrência de *roll-backs*, que se ocorridos em quantidade excessiva podem degradar muito o desempenho do sistema (Boukerche, 2002).

O problema de desbalanceamento de carga é aparente tanto na simulação otimista como na simulação conservativa. Segundo Carothers e Fujimoto (2000), na simulação otimista utilizando *Time Warp* é comum a seguinte situação: alguns *LPs* que são atribuídos a processadores sobrecarregados tendem a avançar muito devagar se comparados a outros *LPs* execu-

tando em processadores com carga mais leve. Isso faz com que alguns *LPs* avancem excessivamente em direção ao futuro da simulação podendo sofrer *rollbacks* causados por *LPs* muito atrasados. Neste caso os *rollbacks* podem ser frequentes e longos. A simulação conservativa, também se preocupa com as diferenças nas velocidades dos *LPs*. Um dos problemas que isso pode causar é um aumento significativo no tempo de espera dos *LPs* que permanecem bloqueados devido a restrições do protocolo (por exemplo, *CMB*) (Boukerche & Das, 1997).

O aumento constante na utilização de estações de trabalho ou computadores pessoais conectados por uma rede de comunicação (*clusters* e *NOWs*) para execução de simulações indica uma tendência importante. Nessas plataformas há algumas preocupações que não existiam quando as simulações eram executadas apenas em plataformas dedicadas. Um programa utilizando o protocolo de simulação otimista *Time Warp* que se apresente bem balanceado numa plataforma com hardware dedicado, pode se tornar totalmente desbalanceado quando executado em máquinas onde há influências de outros usuários (Carothers & Fujimoto, 2000).

Além da influência de usuários externos outros fatores contribuem para causar o problema da falta de balanceamento na simulação otimista. O desbalanceamento pode ser causado por fontes internas e externas. As fontes internas são advindas do próprio programa de simulação e as fontes externas são advindas da plataforma computacional multiusuário onde a simulação é executada em *background*. Existem três tipos de fontes internas de desbalanceamento: (1) população de eventos, (2) granulosidade dos eventos e (3) comunicação (Carothers & Fujimoto, 2000).

A *população de eventos* é irregular quando o número de eventos processados num período do tempo de simulação difere de um *LP* para outro. Desta forma alguns *LPs* impõe uma maior sobrecarga ao processador onde estão executando já que precisam processar mais eventos para chegar ao mesmo ponto da simulação. Carothers e Fujimoto (2000) consideram a população irregular de *LPs* como um caso especial de população de eventos irregular. Nesta

situação o número de *LPs* por processador difere significativamente fazendo com que certos processadores se tornem sobrecarregados por terem que processar mais *LPs*, e conseqüentemente mais eventos.

As diferenças na *granulosidade dos eventos* também provocam falta de balanceamento porque o tempo necessário para processar um evento varia de um *LP* para outro. Mesmo que a população de eventos seja a mesma para todos os *LPs*, ainda assim um processador pode ser mais sobrecarregado do que outro já que os eventos a serem processados demandam mais tempo.

A última causa interna de desbalanceamento é a *comunicação*. Nesse caso, um *LP* ou um grupo de *LPs* muda seu padrão de comunicação fazendo com que comunicações remotas que não existiam passem a existir. O efeito dessa mudança de padrões é um aumento na carga dos *LPs* que passam a trocar mais mensagens com *LPs* de outros processadores.

Em plataformas multiusuárias como as *NOWs*, as interferências externas são bastante acentuadas. Carothers e Fujimoto (2000) citam duas fontes de interferências externas: (1) cargas dos usuários e (2) heterogeneidade dos processadores.

As *cargas dos usuários* são geradas por programas executados localmente ou remotamente no mesmo conjunto de máquinas onde a simulação está sendo executada em *background*. Estas cargas externas utilizam os mesmos recursos computacionais que os processos da simulação fazendo com que alguns *LPs* se tornem mais lentos, caso estejam sendo executados em máquinas onde o compartilhamento de processamento é alto. As cargas geradas pelo sistema (por exemplo, backup) também são consideradas como cargas de usuários.

A outra fonte externa de desbalanceamento corresponde à *heterogeneidade dos processadores*, onde o desempenho dos processadores é diferente em cada máquina que compõe a *NOW*. Para os processos da simulação os processadores mais lentos parecem estar mais sobrecarregados e provocam diferenças na taxa de progresso dos *LPs*.

3.4.2. Algoritmos de Escalonamento e Balanceamento de Carga

As técnicas de escalonamento e balanceamento de carga são bastante difundidas na área de sistemas distribuídos. Nas últimas décadas muitos algoritmos destinados ao balanceamento de carga de aplicações paralelas em *NOWs* foram desenvolvidos; cada um destes algoritmos leva em consideração fatores que podem influenciar o desempenho das aplicações paralelas. Muitos destes fatores também afetam as simulações, no entanto, existem características que são inerentes à simulação distribuída, especialmente quando se trata da simulação otimista.

3.4.3. Protocolo Otimista

Na *simulação distribuída otimista* o conceito de *utilização* possui uma abordagem distinta das utilizada nos algoritmos de escalonamento para aplicações paralelas. Uma alta utilização do processador não significa necessariamente que um bom desempenho está sendo atingido já que o processador pode estar sendo mantido ocupado por computações que serão posteriormente desfeitas. A noção mais importante aqui é a *eficiência* da simulação, que é determinada pelo número de *rollbacks* ocorridos (Carothers & Fujimoto, 2000). O conceito de utilização permanece ativo, mas somente são consideradas as computações úteis (que não sofrem *rollback*). Reiher e Jefferson (1990) chamam este conceito de *utilização efetiva do processador*, que é definida como “a fração de tempo na qual um processador executa computações que serão eventualmente consolidadas”. Som e Sargent (2000) formalizam o conceito de utilização da seguinte forma: supõe-se que uma simulação iniciada no tempo 0 é observada até o tempo T_I ; durante o intervalo $[T, T_I]$, $0 < T < T_I$, o tempo de *cpu* usado por um *LP* L para executar computações que não sofreram *rollback* foi T_u ; o resultado de $T_u/(T_I - T)$, que é um valor menor ou igual a 1, corresponde à utilização de L no intervalo $[T, T_I]$. O valor da utilização é diretamente proporcional ao número de *rollbacks* ocorridos. Muitos *rollbacks* indicam

uma utilização baixa e uma utilização alta é caracterizada por poucos *rollbacks*, a figura 3.4 ilustra esta situação (Som & Sargent, 2000).

Figura 3.4 Utilização de um recurso no decorrer do tempo de uma simulação.

Um dos primeiros trabalhos que abordam o problema do balanceamento de carga na simulação otimista é o de Reiher e Jefferson (1990). O algoritmo desenvolvido baseia-se na utilização efetiva do processador para alterar o mapeamento dos processos aos processadores. A utilização é vista como a carga imposta ao processador pela computação útil realizada em um determinado intervalo. Segundo os autores, o balanceamento da carga é alcançado através do balanceamento das utilizações. O algoritmo calcula periodicamente as utilizações de cada *LP* e a carga do processador (soma das utilizações dos *LPs* mapeados naquele processador). Se a carga não está balanceada é feita uma migração de *LPs* dos processadores sobrecarregados para os menos carregados. Com esta migração pretende-se alterar a quantidade de processamento que cada *LP* recebe, a fim de igualar a taxa de progresso dos *LPs*. Um *LP* que está executando muito rapidamente sofre *rollbacks* causados pelos *LPs* mais lentos, portanto sua utilização diminui. Por sua vez, os *LPs* mais lentos apresentam utilização alta já que não so-

frem muitos *rollbacks*. Para igualar a taxa de progresso dos *LPs* o algoritmo altera o mapeamento dos processos de forma que os *LPs* com baixa utilização recebem uma fatia menor do processamento obrigando-os a compartilhar o processador com outros *LPs*, e com isso sua velocidade é diminuída. Por outro lado, os *LPs* com utilização alta são movidos para processadores mais ociosos para que tenham sua velocidade aumentada e passem a causar menos *rollbacks* nos outros *LPs*.

Outro trabalho que utiliza o conceito de utilização efetiva é o de Som e Sargent (2000). Este trabalho identifica algumas fraquezas no balanceamento de carga baseado em utilização apresentado por Reiher e Jefferson (1990) e inova com a introdução de novos conceitos, como o conceito de *Strong Groups (SGs)*. Os *SGs* são grupos de processos formados por *LPs* que exercem forte influência uns nos outros. Estes grupos podem ser identificados a partir da análise do grafo de interconexão que descreve o modelo de simulação, e para tanto é necessário certo nível de conhecimento sobre o comportamento do modelo. Foi observado nesse estudo que, devido à dependência entre os *LPs* do mesmo *SG*, a taxa de progresso desses *LPs* tende a convergir para o mesmo valor, sem qualquer intervenção no mapeamento dos processos. Assim, os *SGs* podem ser vistos como uma única entidade e pode-se considerar a interação entre os grupos (figura 3.5).

Figura 3.5 Modelos de filas, gráfico de interconexão, componentes fortemente acoplados e strong groups.

Segundo Som e Sargent (2000), a técnica de balanceamento baseado em utilização não é adequada quando os LPs mais rápidos e os mais lentos não pertencem ao mesmo SG. Neste caso, pode não ocorrer nenhum *rollback* já que os processos não interagem entre si, ou os *rollbacks* podem ser bastante atrasados causando o uso ineficiente do processador ou até um problema de *overflow*. Isto se deve ao fato de que as migrações são feitas baseadas no valor da utilização, que reflete o número de *rollbacks*; como os *rollbacks* não ocorrem, nenhuma migração é feita, mesmo que as taxas de progresso dos LPs estejam desiguais. Ao contrário do algoritmo proposto por Reiher e Jefferson (1990), que utiliza os valores da utilização para alterar o mapeamento, o trabalho de Som e Sargent (2000) utiliza as informações sobre o ma-

peamento para alterar os valores da utilização. O objetivo desta abordagem é encontrar valores de utilização bons para igualar a taxa de progresso de todos os *SGs* do modelo de simulação. Para isto, tenta-se alcançar valores de utilização “alvo” para os *LPs* de um mesmo *SG*. Como a taxa dos *LPs* de um *SG* é praticamente igual, para alterar a taxa de progresso de um *SG* em um fator k , basta alterar a taxa de progresso de todos os *LPs* do grupo no mesmo fator k . A alteração da taxa de progressos de um *LP* pode ser obtida reduzindo ou aumentando sua utilização, já que a utilização é diretamente proporcional à taxa de progresso. O algoritmo migra os *LPs* necessários visando o alcance das utilizações alvo calculadas. Desta forma, espera-se que todos os *SGs* progridam com taxas de progresso semelhantes. A figura 3.6 mostra a situação onde uma migração é necessária e como ficou a distribuição após a migração. No material pesquisado não é apresentada uma avaliação de desempenho do algoritmo proposto.

Figura 3.6 Estado dos processadores antes e depois de uma migração.

Som e Sargent (1993) apresentam uma heurística de mapeamento que em contraste dos estudos citados anteriormente, não utiliza o conceito de utilização. No entanto, o algoritmo criado também tem como objetivo igualar a taxa de progresso dos *LPs* para diminuir o número de *rollbacks* ocorridos. O estudo baseia-se em duas tarefas: (1) a identificação de e-

ventos que, se executados, podem sofrer *rollbacks*, chamados de eventos de risco, e (2) a criação de uma heurística para tentar atrasar a execução dos eventos de risco. A identificação dos eventos de risco parte da seguinte afirmação: “Se um processo lógico Li pode escalonar eventos em um processo lógico Lj , então Li pode causar *rollback* em Lj ”. Os eventos que devem ser atrasados são os eventos dos LPs que podem sofrer *rollbacks*. Os autores afirmam que uma boa maneira de atrasar a execução desses eventos é colocar os LPs que podem sofrer *rollbacks* no mesmo processador ou no menor número de processadores possível. Como a ocorrência de *rollbacks* demanda certa quantidade de processamento, os outros LPs que poderiam sofrer *rollbacks*, que estão no mesmo processador, têm o seu progresso retardado, diminuindo as chances da ocorrência de um novo *rollback*. Os experimentos realizados com esse algoritmo resultaram em reduções de até 22% no número de *rollbacks*.

Em outro trabalho, Som & Sargent (1998) criam um outro mecanismo para reduzir o número de *rollbacks*, mas que não é baseado no problema de mapeamento de processos aos processadores, como nos trabalhos anteriores. Em vez disso, o mecanismo emprega algoritmos probabilísticos na escolha do próximo evento que deve ser processado, nos casos onde há mais de um LP no mesmo processador. O algoritmo mais utilizado para este fim em outros trabalhos é o *LTF* (*Lowest Timestamp First*, ou Menor *Timestamp* Primeiro). De vários eventos a serem executados no processador o algoritmo *LTF* escolhe o que possui menor *timestamp*, presumindo que este evento tem a menor chance de sofrer *rollback* devido à chegada de um evento com *timestamp* menor (*straggler*). O algoritmo probabilístico de Som e Sargent (1998) utiliza distribuições aleatórias geradas a partir de informações sobre eventos passados. Para cada evento que pode ser escolhido para executar é feita uma estimativa para saber qual a probabilidade deste evento sofrer *rollback* causado por um *straggler*, caso seja processado. O evento de menor probabilidade não é necessariamente o evento que possui o menor *timestamp*. O trabalho efetua previsão em vários níveis estimando a probabilidade das execuções

de vários eventos futuros, e partir desta avaliação escolhe a seqüência de eventos mais promissora. Os ganhos com o uso deste algoritmo, sem a ajuda de qualquer algoritmo de mapeamento, variaram de 2% a 42% na redução do número de computações erradas.

Diversos outros trabalhos têm como objetivo comum corrigir a diferença existente nas taxas de progressos dos *LPs* para melhorar o desempenho dos *LPs*. Um dos diferenciais entre eles é a escolha da métrica utilizada para detectar esta diferença. Burdorf e Marti (1993) propõem uma abordagem onde periodicamente calculam-se a média e o desvio padrão dos valores dos relógios locais de todos os *LPs* do sistema. Se a média dos relógios locais dos *LPs* residentes em um determinado processador é maior que a média geral do sistema num fator de um desvio padrão, conclui-se que os *LPs* desse processador estão avançando muito rapidamente em relação aos outros *LPs* da simulação. Nesta situação outros *LPs* são migrados para este processador para aumentar sua carga, e conseqüentemente diminuir sua velocidade de progresso. O *LP* escolhido para migração é aquele cujo relógio local possui o menor valor. Neste momento também ocorrem migrações entre outros processadores; os *LPs* que possuem o valor de seu relógio local abaixo da média (num fator de um desvio padrão) são migrados para os processadores onde estão executando os *LPs* com maior relógio local. Métricas parecidas baseadas em cálculos utilizando como base o relógio virtual local também são descritas em Schlagenhaft *et al.* (1995) e em Glazer e Tropper (1993).

Um dos trabalhos relacionados mais completos é o de Carothers e Fujimoto (2000). Onde é descrito o desenvolvimento da política de gerenciamento de carga *BGE* (*Background Execution*). Este algoritmo, como o nome sugere, tem como principal objetivo possibilitar que simulações otimizadas possam obter desempenho rodando em *background* em plataformas distribuídas, heterogêneas e compartilhadas por outros usuários. Este trabalho visa tratar dois problemas importantes, muitas vezes negligenciados pelos trabalhos anteriores, que são: a capacidade de adaptar a simulação para os processadores disponíveis em tempo de execução,

visto que o conjunto de processadores pode mudar dinamicamente durante a execução; e a capacidade de lidar com o dinamismo das cargas externas que dificilmente podem ser controladas pelo protocolo de simulação, principalmente quando a simulação é executada em *background* em plataformas *NOW*. Dois componentes diferentes do algoritmo operam de maneira independente, um deles trata do balanceamento de carga realizando as migrações de *LPs* necessárias, e o outro é responsável por gerenciar o conjunto de processadores e decidir quais processadores usar. Ambos os componentes baseiam-se na mesma métrica, chamada de *PAT* (*Processor Advance Time*), que indica “a quantidade de tempo (real) que um processador necessita para avançar uma unidade do tempo virtual sem a presença de *rollbacks*”. Este algoritmo só realiza migrações de grupos de *LPs* e não de *LPs* individuais. Para estimar o tempo que um grupo de *LPs* (*cluster*) leva para avançar uma unidade no tempo virtual uma outra métrica é utilizada, chamada de *CAT* (*Cluster Advance Time*), calculada a partir de medições do tempo de *CPU* utilizado para processar os eventos dos *LPs* de um *cluster* em intervalos passados; esta métrica corresponde ao tempo real necessário para um determinado *cluster* avançar uma unidade no tempo de simulação. A métrica *PAT* de cada processador é calculada a partir do valor de *CAT*, considerando todos os *clusters* mapeados naquele processador. Quanto maior o valor de *PAT* mais sobrecarregado está o processador. Quando o componente de balanceamento de carga opera, primeiramente é escolhido um par de processadores que irão trocar processos. O processador com o maior valor de *PAT* (transmissor) deve enviar processos para algum que tenha um *PAT* menor (receptor); para escolher o receptor é considerado, além do valor de *PAT*, o custo de comunicação entre os processadores. Para cada processador participante da transferência, dois valores de *PAT* são definidos: um é calculado a partir do mapeamento atual e o outro é estimado através de um mapeamento hipotético resultante de uma possível migração. Se os valores estimados de *PAT* indicam uma melhor situação que o valor atual, o mapeamento é ajustado para a melhor configuração (anteriormente hipotética)

efetuando-se as migrações necessárias. O efeito da migração é que o *PAT* do transmissor após a transferência é equivalente ao *PAT* anterior menos a soma dos valores de *CAT* dos *clusters* migrados. Conseqüentemente, o receptor tem seu *PAT* aumentado na mesma proporção. O algoritmo desenvolvido tenta encontrar diversas possibilidades de mapeamento possíveis a fim de minimizar a diferença dos *PAT* dos processadores após a transferência; uma diferença baixa indica uma situação de igualdade nas taxas de progresso dos *LPs* do processador. A principal função do componente que gerencia o conjunto de processador é cuidar do efeito das cargas externas. Quando um processador perde todos seus *LPs* devido aos resultados de migrações realizadas, esse processador é retirado do conjunto dos processadores viáveis. Ele só é recolocado no conjunto quando sua carga atinge um valor duas vezes menor do que era antes de ser retirado do conjunto. Diversos experimentos foram realizados para provar a eficiência do algoritmo criado, e resultados variaram desde ganhos expressivos de mais de 100%, até ganhos mais modestos, justificados pelas limitações dos modelos de simulação utilizados nos testes.

A utilização de técnicas de gerenciamento de carga é apenas uma das formas de otimizar o desempenho das simulações otimistas utilizando *Time Warp*. As técnicas criadas para este fim são conhecidas como mecanismos de garantia de estabilidade (*Stability Assurance Mechanisms*, ou *SAMs*), que monitoram o sistema *Time Warp* e fazem as mudanças necessárias para garantir uma execução eficiente. Outros *SAMs* conhecidos incluem o controle de fluxo e as técnicas de gerenciamento adaptativo de *buffers* de memória (Carothers & Fujimoto, 2000).

Alguns estudos utilizam mais de um método de garantia de estabilidade em conjunto, com o intuito de completar as limitações de um método com as potencialidades do outro. Este é o caso do estudo apresentado em Choe e Tropper (1999) que utiliza um mecanismo integrado empregando controle de fluxo e balanceamento de carga. O objetivo do controle de fluxo é

retardar ao máximo a ocorrência de situações de desbalanceamento. O algoritmo de controle de fluxo é executado de modo contínuo para regular o tráfego de mensagens entre pares de processadores. Para cada fluxo unidirecional de mensagens é atribuído um conjunto de *tokens*. Para enviar uma mensagem, o processador primeiro deve adquirir um *token*. Caso não haja *tokens* disponíveis, o processador é bloqueado. O número de *tokens* do conjunto é atualizado dinamicamente de acordo com um algoritmo estocástico de aprendizado. Em situações onde, apesar do uso do controle de fluxo, um desbalanceamento é detectado, o algoritmo de balanceamento de carga é chamado. Para medir a carga dos processadores esse algoritmo utiliza uma métrica baseada no número e no tamanho dos eventos executados no processador. Numa abordagem similar à de Carothers e Fujimoto (2000) o algoritmo controla a diferença entre as métricas dos processadores e tenta minimizá-la através de migrações.

3.4.4. Protocolo Conservativo

A quantidade de trabalhos que abordam o problema do escalonamento e balanceamento de carga para simulação conservativa é bastante limitada. Um dos trabalhos que abordam este assunto é o de Boukerche e Das (1997). Os autores utilizam uma versão otimizada do algoritmo de mensagens nulas desenvolvido por Chandy e Misra (1979). Este algoritmo usa mensagens com conteúdo nulo, mas com *timestamp* válido, para avisar aos processos lógicos que é seguro processar um determinado evento. Logo após processar um evento os *LPs* enviam mensagens nulas em todos os canais de saída (outros *LPs*). A métrica de carga utilizada por Boukerche e Das (1997) leva em conta o número de mensagens esperando na fila de cada canal de entrada do processador (ligações com outros *LPs*). São consideradas tanto as mensagens reais como as mensagens nulas. Para chegar a um valor que represente a carga do processador o algoritmo utiliza uma média baseada na quantidade de mensagens reais e nulas na fila de todos os canais do processador, e outros parâmetros como o tempo que o processador

leva para processar uma mensagem. O objetivo do algoritmo é balancear a carga medida, ou seja, distribuir uniformemente as mensagens que trafegam de um *LP* para outro. Para balancear a carga migram-se os *LPs* dos processadores mais sobrecarregados para os mais ociosos. Mas isto não é feito migrando-se qualquer *LP*; são escolhidos para residirem no mesmo processador os *LPs* que se comunicam mais freqüentemente (vizinhos), portanto antes de mover um *LP* o algoritmo checka a melhor combinação para tentar juntar o maior número de vizinhos possível. Os resultados obtidos com este algoritmo foram significativos: médias variando de 30 a 50% de redução no tempo total de execução das simulações, dependendo do modelo utilizado.

No trabalho descrito em Boukerche e Das (2004) um técnica para reduzir o número de mensagens nulas na simulação conservativa foi desenvolvida. Em outro trabalho os autores mostram que o desbalanceamento de carga na simulação paralela com *CMB* pode aumentar muito o número de mensagens nulas, anulando os ganhos de desempenho advindos da exploração do paralelismo (Boukerche e Das, 1999). A técnica para reduzir o número de mensagens nulas baseia-se no balanceamento de carga com migração para atingir o objetivo. Os autores implementam um esquema de balanceamento baseado em dois componentes, um processo balanceador de carga e um processo responsável por migrar *LPs*. O primeiro processo monitora a simulação e fornece informações para o segundo executar as migrações necessárias. A carga de cada processo é representada por uma métrica chamada pelos autores de “tamanho da fila do processador”. Essa métrica representa a quantidade de trabalho futuro que o processador tem para fazer. O trabalho é definido pelo número de mensagens aguardando para serem processadas, incluindo mensagens nulas. O efeito geral do balanceamento é uma distribuição equitativa do número de mensagens nulas geradas pelos processadores.

O estudo de Gan *et al.* (2000) descreve um esquema para adicionar as técnicas de particionamento e balanceamento de carga no protocolo *CMB-SMP*, uma extensão do protocolo

CMB para máquinas de memória compartilhada que não utiliza mensagens nulas. A técnica de particionamento tem por objetivo escolher quais objetos são agrupados para formar um *LP*. É possível um particionamento simples sem agrupamento onde é criado um *LP* para cada objeto da simulação, no entanto, este tipo de particionamento gera uma sobrecarga muito alta para a simulação. O esquema de particionamento de Gan *et al.* (2000) analisa o grafo de interconexão do modelo de simulação e tenta encontrar um bom particionamento que satisfaça alguns objetivos. O primeiro objetivo é maximizar o *lookahead* do *LP*. O *lookahead* corresponde ao tempo mínimo de serviço que um *LP* leva para processar um evento, assim, durante este tempo os outros *LPs* podem processar seus eventos sem o risco de bloqueio. A informação de *lookahead* é obtida através do peso das arestas que ligam os *LPs*. O segundo objetivo é minimizar o desbalanceamento de objetos por *LP*. No grafo que descreve o modelo cada objeto possui um peso. Os objetos são agrupados nos *LPs* de forma que no final cada um dos *LPs* possuam pesos semelhantes. Um terceiro objetivo possível, mas que não foi tratado pelos autores, é otimizar a comunicação entre os *LPs*. Como o estudo é feito para máquinas de memória compartilhada, onde o custo de comunicação é baixo, os autores preferiram priorizar os dois primeiros objetivos. O esquema de balanceamento dinâmico de carga funciona de maneira que cada *thread* do sistema operacional é associado a um *LP* em um dado momento. Qualquer *thread* do sistema pode simular qualquer *LP*. Os *LPs* são guardados num *pool* e são escalonados de acordo com as restrições do protocolo de simulação. Existem dois *pools* de *LPs*, um ativo e outro passivo. Assim que um *LP* é retirado do *pool* ativo, ele é executado até que nenhum progresso possa mais ser feito, momento em que é colocado no *pool* passivo e outro *LP* é retirado do *pool* ativo. Quando todos os *LPs* do *pool* ativo são consumidos, os *pools* são invertidos. Os experimentos realizados pelos autores foram feitos para destacar a importância de cada componente do algoritmo (particionamento, balanceamento de carga e outros). Foi provado que os algoritmos são bons para os objetivos propostos.

A simulação paralela síncrona é um dos mais simples protocolos de sincronização. Em contraste com os protocolos conservativos e otimistas, a simulação síncrona impõe barreiras de sincronização depois de cada passo da simulação. Dessa forma, todos os processos lógicos avançam no mesmo ritmo. Enquanto os protocolos conservativos e otimistas podem aproveitar melhor o paralelismo, a simulação síncrona tem a vantagem de possuir pouca sobrecarga advinda de mecanismos adicionais. A simulação síncrona também sofre com os efeitos do desbalanceamento de carga e requer mecanismos de balanceamento para melhorar o seu desempenho. Como nesse tipo de simulação um processo só pode avançar para o próximo passo quando todos tiverem executado o passo atual, o desbalanceamento faz com que os processos mais rápidos tenham que aguardar muito tempo sem executar operações.

Xu e Chung (2004) descrevem um modelo para analisar e prever o desempenho de uma simulação paralela síncrona através da estimativa de fatores como balanceamento de carga e o modelo de comunicação. Os autores não implementam as técnicas de balanceamento, mas estudam como os vários fatores afetam o desempenho da simulação.

3.5. Considerações finais

As grandes transformações tecnológicas ocorridas nos últimos anos permitiram que sistemas distribuídos se tornassem uma excelente alternativa de organização do processo computacional. Para que este sistema computacional seja utilizado de maneira eficiente ele deve ser auxiliado pelo escalonamento de processos, que define as regras de alocação dos processos aos processadores, e que se realizado de maneira eficiente, os objetivos a que se propõe o sistema serão alcançados.

Existem diversos fatores que podem influenciar um escalonamento e diversos objetivos possíveis, tornando muito difícil a existência de um algoritmo de escalonamento que seja

bom para toda e qualquer situação. E é nesta questão que está à preocupação deste trabalho – o escalonamento de processos em simulações distribuídas.

Muitos algoritmos de escalonamento e balanceamento de carga foram desenvolvidos para otimizar o desempenho de simulações distribuídas. Existem algoritmos tanto para simulação conservativa como para a simulação otimista, sendo que a última tem recebido mais atenção dos pesquisadores.

O principal objetivo dos algoritmos desenvolvidos para a simulação conservativa é maximizar as opções de paralelização dos modelos, já que as simulações deste tipo estão sujeitas a bloqueios constantes decorrentes das restrições impostas pelos protocolos. No caso da simulação otimista, a maioria dos algoritmos tem como principal objetivo minimizar o número de *rollbacks* ocorridos, já que esta característica é o principal limitante do desempenho deste tipo de simulação. O equilíbrio nas taxas de progresso dos *LPs* é apresentado como um objetivo comum para os dois tipos de simulação, já que as diferenças nessas taxas são as principais causas das instabilidades das simulações.

Embora muitos dos trabalhos pesquisados apresentem algoritmos com objetivos semelhantes, há muitas variações no emprego das técnicas para atingir esses objetivos. Uma característica que apresenta grande variação entre os trabalhos é a métrica de desempenho utilizada para avaliar a situação da simulação e proporcionar decisões sensatas. Pode-se perceber que praticamente todas as métricas propostas podem trazer benefícios para a simulação distribuída, desde que empregadas nos algoritmos apropriados.

Um ponto importante a observar é que há um consenso entre os autores pesquisados no que se refere à forte ligação entre as aplicações de simulação e seus algoritmos de escalonamento e balanceamento de carga. Alguns estudos afirmam que os algoritmos convencionais não são capazes de detectar as diferenças entre as taxas de progresso dos processos lógicos da simulação. Para que isto seja possível são necessárias que métricas específicas sejam analisa-

das. Um exemplo de métrica que satisfaz esta necessidade é a *utilização efetiva do processador*, proposta por Reiher e Jefferson (1990) para uso na simulação otimista. Por outro lado, percebe-se uma limitação nos estudos que afirmam que os algoritmos convencionais são insuficientes, por exemplo (Boukerche e Das, 1997). Não se encontram na literatura estudos comparativos entre algoritmos convencionais e específicos. É provável que a ausência destes estudos se justifique pelo sucesso obtido com os algoritmos específicos para a simulação. Apesar da simulação fornecer muitas informações que se mostram úteis para minimizar o tempo da execução da simulação, esse fato não exclui a possibilidade de se utilizar algoritmos de escalonamento não específico com sucesso. Além disso, nenhum desses trabalhos discute o impacto de se utilizar esses algoritmos específicos. Todos esses algoritmos dependem da obtenção de dados específicos da simulação, que muitas vezes podem ser de difícil obtenção, ocasionando uma sobrecarga para a simulação.

Nenhum dos trabalhos estudados apresenta uma análise de como uma simulação distribuída se comportaria se fosse utilizado um particionamento não específico, que não dependesse das características específicas da simulação.

Uma grande vantagem na utilização de particionamento não específico é a existência desta ferramenta em diversos sistemas distribuídos. Desta forma, a proposta deste trabalho é avaliar o quanto se estaria ganhando e o quanto se estaria perdendo se um algoritmo não específico fosse utilizado.

Capítulo 4 - ADAPTAÇÃO E INTEGRAÇÃO DAS FERRAMENTAS – WARPED E AMIGO

4.1. Considerações Iniciais

Originalmente o *AMIGO* foi concebido para auxiliar os ambientes de passagem de mensagens, como *PVM* e *MPI*, na distribuição dos processos através dos nós de uma plataforma distribuída. O suporte a múltiplas políticas independentes é uma característica que contribuiu para o sucesso da integração do *AMIGO* com o *WARPED*, permitindo que a política criada para auxiliar no particionamento de objetos fosse facilmente acoplada ao *AMIGO*. Inicialmente, a seção 4.2 descreve o novo esquema de particionamento balanceado proposto por este trabalho para permitir que o *Warped* realize a distribuição dos objetos utilizando os escalonadores disponíveis no *AMIGO*.

A seguir são apresentadas as diversas modificações realizadas em classes internas do núcleo do *Warped* para adequá-lo às necessidades do *AMIGO*, e para que a utilização das duas ferramentas em conjunto pudesse ser possível. Esses aperfeiçoamentos são descritos na seção 4.8.

4.2. Esquema de particionamento

O esquema de particionamento criado visa balancear a carga das máquinas envolvidas na simulação, distribuindo os objetos de acordo com a capacidade de cada máquina. A capacidade é uma estimativa feita levando em conta alguns fatores, como resultados de *benchmarks* executados nas máquinas e a carga medida em tempo de execução. Um esquema como esse é especialmente útil quando as máquinas que formam a plataforma são diferentes entre si, no que diz respeito à capacidade de seus recursos.

A política utilizada como base para o esquema foi originalmente desenvolvida e testada no auxílio aos ambientes de passagem de mensagem na execução de aplicações paralelas em plataformas heterogêneas. A heurística criada para essa política baseia-se na contribuição que cada máquina oferece à plataforma, isto é, caso os índices de desempenho mostrem que uma máquina tem o dobro de capacidade que outra, assume-se que a primeira é capaz de receber duas vezes mais processos do que a segunda. Essa idéia foi aproveitada para criar o esquema de balanceamento para as simulações distribuídas. Nesse caso, a política recebe a informação do número total de objetos da simulação e define a quantidade de objetos que os *LPs* irão conter, utilizando o algoritmo original de distribuição de processos. Essa informação é repassada para o *Warped* que monta as partições de acordo com o resultado da política.

Conforme as características das aplicações variam, os dispositivos das máquinas que influenciam o desempenho das aplicações também variam. Por exemplo, uma aplicação que utiliza grandes quantidades de memória será mais afetada pela característica da memória das máquinas, como a quantidade disponível e a velocidade de acesso. Por outro lado, uma aplicação que é altamente dependente da comunicação entre os processos tem seu desempenho mais afetado pela velocidade da conexão de rede entre as máquinas. No caso das simulações

distribuídas, isso não é diferente. Cada modelo de simulação possui características particulares e pode ter seu desempenho afetado por diferentes recursos.

Um dos objetivos do estudo feito neste trabalho é avaliar o impacto do uso de diferentes tipos de informações para estimar a capacidade de cada máquina na execução de um modelo de simulação específico. Essa avaliação foi facilitada por uma característica presente na política utilizada que permite utilizar diferentes informações, tanto estáticas como dinâmicas, para o cálculo da capacidade das máquinas. As informações estáticas são aquelas que estão disponíveis a priori, antes da execução de qualquer modelo, e visam representar quantitativamente características da máquina, como por exemplo, quantidade de memória disponível, velocidade do processador, velocidade da memória e velocidade da conexão de rede. As informações dinâmicas são coletadas durante a execução do modelo e visam representar o estado da carga da plataforma. Essas informações, também conhecidas como índices de carga, são utilizadas para estimar o impacto causado pela simulação nos recursos da máquina.

Os índices de carga, se combinados com as informações estáticas, formam os chamados “índices de desempenho” (Branco, 2004) que podem ser usados em casos onde a plataforma é compartilhada com outras simulações ou aplicações. Em situações onde a carga da plataforma está em níveis baixos, a decisão de particionamento pode ser feita considerando apenas as informações estáticas. Quando várias instâncias de simulações são enviadas à plataforma ao mesmo tempo, é essencial empregar os índices de desempenho. Quando os recursos se aproximam de certos limites, submissões de novas simulações podem sobrecarregar as máquinas e degradar significativamente o desempenho do sistema. As informações dinâmicas são capazes de indicar se as decisões de particionamento anteriores causaram falta de balanceamento, sendo possível tomar decisões futuras melhores e retardar, ou até mesmo evitar, os efeitos maléficos da sobrecarga das máquinas.

4.2.1. Avaliação da heterogeneidade

Medir o desempenho de cada máquina é uma atividade essencial para caracterizar a heterogeneidade da plataforma. Para alimentar a política de particionamento realizou-se uma avaliação para classificar as máquinas de acordo com sua capacidade quando executam certo tipo de operação, seja o processamento de instruções pelo processador, leitura e escritas na memória ou troca de mensagens pela rede. Essas informações correspondem às informações estáticas que juntamente com os índices de carga formam os índices de desempenho.

A fim de representar a capacidade de dispositivos específicos três métricas de desempenho foram definidas: (1) velocidade de processador, (2) capacidade de memória e (3) velocidade da rede. A abordagem empregada para as medições foi a utilização de *benchmarks*¹.

Para medir a velocidade de processador foi utilizado o conjunto de programas *SS-BENCH* (SSBench CPU). Esse *benchmark* consiste em oito testes para a unidade de processamento de inteiros e oito testes para a unidade de ponto-flutuante. Os testes são bastante diversificados. Alguns são algoritmos específicos como cálculos de números primos, resolução de jogos, filtros de imagens, cálculos de fractais e inversão de matrizes, enquanto outros representam aplicações reais formadas de múltiplos algoritmos, como uma aplicação para fotometria astronômica. O resultado do *benchmark* é um índice que corresponde à média geométrica dos tempos de execução de cada teste. A escolha do *SSBENCH* foi baseada em algumas razões, como o fato de ele ser gratuito e de código aberto e possuir testes variados e representativos.

O *benchmark STREAM* (McCalpin(a)) foi o escolhido para testar a velocidade da memória das máquinas. Esse é um *benchmark* sintético baseado em quatro operações, aplicadas em vetores:

¹ Programas destinados a quantificar a capacidade dos recursos através de testes representativos.

COPY: $a(i) \leftarrow b(i)$;

SCALE: $a(i) \leftarrow q * b(i)$;

ADD: $a(i) \leftarrow b(i) + c(i)$;

TRIAD: $a(i) \leftarrow b(i) + q * c(i)$.

Para a avaliação feita nesse estudo o resultado considerado foi apenas o da operação *TRIAD*, que representa todas as outras. Essa operação corresponde a ler um número em ponto flutuante de uma posição de memória, multiplicá-lo por uma constante, somar o resultado a outro número lido da memória e gravar o resultado final numa terceira posição da memória. A quantidade de dados manipulados em cada iteração é de 24 *bytes*: cada número em ponto flutuante possui oito *bytes* (64 *bits*) e são feitas três operações na memória (2 leituras e 1 escrita).

A justificativa do *benchmark STREAM* baseia-se na sua capacidade de medir o desempenho da memória em operações conjuntas com o processador, já que são realizadas operações matemáticas. Estudos anteriores mostraram que o resultado da operação *TRIAD* corresponde a um índice que representa com qualidade a velocidade da memória de sistemas reais (McCalpin(b)). O resultado fornecido pelo *benchmark* é a capacidade da memória em *MB/s*. O *benchmark* foi configurado para utilizar uma grande quantidade de memória, que não excede a capacidade total da memória de cada máquina, mas é suficiente para testar o desempenho do sistema de memória além do alcance dos níveis de *cache*.

No caso das medições da capacidade da rede, a estratégia adotada foi executar o programa *ping* entre todos os pares de máquinas disponíveis. O programa *ping* envia pacotes *ICMP* (*Internet Control Message Protocol*) e mede a velocidade da resposta. Utilizando a configuração padrão que define pacotes de 64 *bytes*, a medição reflete basicamente a latência da rede. Nas simulações com *Time Warp* a latência causa um impacto significativo já que o padrão de comunicação geralmente consiste numa grande quantidade de mensagens de tama-

nho reduzido. O resultado de cada máquina foi considerado como a média de dois conjuntos de tempos de resposta; o primeiro consiste dos tempos obtidos enviando uma mensagem da máquina A para todas as outras máquinas da rede e o segundo consiste nos tempos de todas as outras para a máquina A.

De posse dos resultados de cada teste, adotou-se uma estratégia de *ranking* para produzir valores de desempenho comparáveis e padronizados. Considerando que tem-se um conjunto de máquinas C que consiste de n máquinas heterogêneas. A potência de uma máquina $m_i \in C$ é p_i . Os valores dos *benchmarks* do processador, da memória e da rede são denotados por bp_i , bm_i e br_i , respectivamente. Cada máquina recebe três “notas” referentes ao seu desempenho em cada *benchmark*, expressas em função do desempenho de uma máquina padrão m_p . A nota de uma máquina i corresponde à divisão do resultado da máquina i pelo resultado da máquina padrão. Isso é válido para as métricas em que valores medidos maiores significam desempenho melhor, como é o caso do *benchmark* da memória (bm). No caso das métricas em que valores de medição menores significam desempenho melhor, a nota considerada corresponde ao inverso da divisão, como acontece nos *benchmarks* do processador (bp) e da rede (br). A equação 1 expressa a nota final de uma máquina i :

$$p_i = \frac{bp(m_p)}{bp_i} \cdot wbp + \frac{bm_i}{bm(m_p)} \cdot wbm + \frac{br(m_p)}{br_i} \cdot wbr \quad (1)$$

onde wbp , wbm e wbr correspondem aos pesos de cada métrica na nota final.

Os pesos podem ser ajustados de acordo com as características do modelo a ser simulado. Se há conhecimento sobre o padrão de utilização de recursos do modelo podem ser atribuídos pesos maiores para as métricas que representam os recursos que mais afetam o desempenho da simulação.

Quando se deseja executar apenas uma instância de uma simulação na plataforma e há garantia que a plataforma é dedicada às simulações, as informações estáticas de heterogeneidade são suficientes para alimentar a política de particionamento. A maior parte dos cenários de avaliação de desempenho foi analisada considerando esse tipo de plataforma.

4.2.2. Índice de carga

Uma parte dos estudos deste trabalho foi investigar as vantagens e desvantagens de executar simulações numa plataforma compartilhada. Pode ser útil executar uma simulação ao mesmo tempo em que outras aplicações estão rodando na plataforma, principalmente quando essas aplicações não utilizam completamente os recursos da máquina, deixando-os parcialmente ociosos. Mesmo em simulações mais pesadas pode-se tirar proveito de casos onde o processador pode ficar ocioso quando há muita comunicação a ser feita, possibilitando que outra aplicação aproveite os ciclos que seriam desperdiçados.

Nas plataformas compartilhadas os índices de carga indicam a real situação da plataforma após sucessivas decisões de particionamento, sendo possível alimentar o algoritmo de particionamento com novas informações a serem utilizadas nas decisões subseqüentes.

Para os estudos deste trabalho os índices de carga escolhidos foram a quantidade de processos na fila do processador; e a quantidade de memória livre, que pode indicar com precisão os níveis de saturação da máquina. O excesso de operações de *swap* que ocorrem quando a memória satura podem diminuir a capacidade das máquinas a níveis mínimos.

A política coleta o índice periodicamente (intervalos de 1 segundo) e calcula uma média móvel exponencial para uma máquina i considerando as N medições mais recentes, de acordo com a equação 2:

$$v_i = (l_i - va_i) \cdot \frac{2}{1 + N} + va_i, \quad (2)$$

onde v_i é a média móvel exponencial, l_i é a medida atual do índice de carga e va_i é a média do período anterior.

A média móvel exponencial é empregada para suavizar a medição do índice, impedindo que valores de pico de pouca duração afetem a medição. Além disso, por considerar valores passados, esse tipo de média pode representar a carga da máquina [LSF].

O cálculo do índice também depende do estabelecimento de um limiar de carga mínima. Quando o valor medido está abaixo desse limiar considera-se que a carga da máquina não faz diferença em sua capacidade. Quando a carga ultrapassa o limiar a sua capacidade é reduzida proporcionalmente. Nesse caso o valor da capacidade é expressa pela equação 3.

$$c_i = p_i \cdot \frac{v_i}{th_i}, \quad (3)$$

onde th_i é valor do limiar de carga.

4.2.3. Algoritmo de particionamento

O algoritmo de particionamento balanceado baseia-se na estimativa da contribuição que cada máquina oferece à plataforma. A contribuição de uma máquina i é definida como a porcentagem (Sh_i) da capacidade de toda a plataforma oferecida pela máquina i , como expresso na equação 4. A capacidade total da plataforma é o somatório da capacidade das n máquinas que a compõem.

$$Sh_i = \frac{c_i}{\sum_{j=0}^{n-1} c_j}, \quad (4)$$

A quantidade de objetos (o_i) que compõem o LP atribuído a uma máquina i corresponde à multiplicação do total de objetos (To) da simulação pela porcentagem de contribuição da máquina i , como formalizado na equação 5.

$$o_i = To \cdot Sh_i \quad (5)$$

O procedimento de particionamento recebe uma lista de máquinas ordenada pela capacidade e uma lista de objetos organizada pela aplicação. A alocação de objetos inicia pela máquina mais potente e continua até chegar à máquina menos potente ou até o número de objetos não alocados ser igual a zero. A lista de objetos é percorrida sequencialmente e nenhuma informação sobre a natureza dos objetos é considerada.

Após a alocação é possível que a soma total de objetos alocados seja maior ou menor que o total de objetos da simulação, devido aos arredondamentos necessários. Nesse caso os valores são ajustados de forma que se foram alocados menos objetos que o necessário, os objetos restantes são alocados para as máquinas mais potentes, e caso haja sobra de objetos alocados, a diferença é subtraída das máquinas menos potentes.

O resultado desse esquema de particionamento é que se a capacidade calculada de uma determinada máquina equivale a x % da capacidade total da plataforma, a partição que formará o *LP* atribuído àquela máquina conterá x % do total de objetos da simulação.

4.3. Integração das ferramentas

Várias adições foram feitas à arquitetura do núcleo do *Warped*, para possibilitar o acesso ao *AMIGO*. Esta seção descreve as classes criadas e o funcionamento da interface. A figura 4.1 apresenta um diagrama contendo as classes criadas e as classes originais do núcleo que com elas interagem. As originais estão representadas na cor branca, enquanto que as classes criadas estão em tom de cinza.

Figura 4.1 Diagrama de classes da interface com o *AMIGO*.

A classe *BalancePartitioner*, derivada de *Partitioner*, contém a implementação de um método *partition* preparado para acessar o mecanismo de particionamento balanceado. Esse método prepara uma lista de identificadores (*IDs*) dos receptores *Time Warp Simulation Manager* (*TWSMs*) que estarão envolvidos no particionamento e repassa essa informação, juntamente com o número total de objetos, para a parte responsável pela interface com o *AMIGO*.

Os mecanismos da interface são implementados primariamente na classe *AMIGOInterface*. Assim que a instância dessa classe recebe os *IDs* dos *TWSMs* e a quantidade de objetos, ela trata de efetuar a conversão dos *IDs* dos gerenciadores para os endereços *IP* das máquinas correspondentes. Isso é necessário porque o *AMIGO* identifica as máquinas pelo seu endereço *IP* e, por outro lado, o *Warped* utiliza números inteiros para rotular cada gerenciador. Num sistema com N máquinas, há um *TWSM* por máquina, sendo que o da máquina mestre recebe o *ID* 0 e as máquinas escravo recebem os *IDs* 1, 2, 3, até $N-1$.

O mecanismo de conversão de *ID* para *IP* e vice-versa, foi implementado dentro da classe *TimeWarpSimulationManager*. Durante a fase de inicialização todas as máquinas exe-

cutam um procedimento para descobrir o *IP* local. Então, cada escravo envia seu *IP* para o mestre que os armazena numa tabela. Uma pesquisa nessa tabela permite descobrir um *IP* através do *ID* e vice-versa. Essa conversão é utilizada em duas situações: (1) quando o método de particionamento faz uma requisição à interface passando uma lista de *IDs* que devem ser convertidos para *IPs* antes de enviar ao *AMIGO*; (2) quando a interface recebe o resultado do particionamento do *AMIGO*, os *IPs* devem ser convertidos para *IDs* que são retornados à classe particionadora.

A especificação do *AMIGO* (Souza, 2000) define um conjunto de mensagens de propósito específico que compõe o protocolo de comunicação do *AMIGO* com outras entidades do sistema. Originalmente, um subconjunto de mensagens é destinado à comunicação entre o *AMIGO* e o módulo que necessita das informações de escalonamento dos processos. Nesse caso, este módulo é o *Warped*. Para as necessidades deste trabalho apenas dois tipos de mensagem precisam ser tratados. O primeiro, de código *AM_SCHED*, é enviado pelo *Warped* para requisitar um particionamento, e o segundo, de código *AM_SCHEDACK*, representa o retorno do *AMIGO*.

Algumas classes foram criadas para representar as mensagens e os mecanismos para manipulá-las. Qualquer implementação é derivada da classe abstrata *AMIGOMessage*. As informações comuns a todas as classes são: o código da mensagem, o código e o endereço *IP* do módulo transmissor, e o código e o endereço *IP* do módulo destino.

O tratamento da mensagem *AM_SCHED* foi implementado na classe *AMIGOMessageSCHED*. O conteúdo da mensagem é composto do número de objetos e da lista de possíveis receptores (*TWSMs*). Essa classe, como representa uma mensagem que deve ser enviada para o *AMIGO* deve implementar um método *pack* para empacotar o conteúdo da mensagem num *buffer* que será transmitido pela rede juntamente com o cabeçalho.

A classe que representa a mensagem *AM_SCHEDACK* é a *AMIGOMessageSCHE-DACK*. Uma instância dessa classe é criada quando a interface recebe a mensagem correspondente do *AMIGO*. Ela contém uma lista de pares (*IP*, quantidade de objetos), que associa a cada máquina a quantidade de objetos que o *LP* residente nela irá conter, de acordo com a decisão do *AMIGO*. Como essa classe representa uma mensagem que é recebida do *AMIGO* ela deve implementar um método *unpack* que recebe um *buffer* e preenche os membros da classe com as informações de particionamento. Assim as informações podem ser facilmente obtidas, de forma mais amigável, através dos métodos da classe.

A resposta que a interface retorna para a classe particionadora é uma lista de instâncias do tipo *Host*. A interface preenche os *IDs* dos objetos, após a conversão, dentro das instâncias de *Host* e as informações podem ser facilmente obtidas através dos métodos próprios dessa classe. A classe *AMIGOHost*, derivada de *Host*, é usada dentro da interface para operações que envolvem o uso do endereço *IP*.

A comunicação física entre o *Warped* e o *AMIGO* é feita através de *sockets* locais *TCP*. A distribuição original do *Warped* fornece a classe *Socket*, que cria um código orientado a objetos para utilizar mais facilmente as primitivas de baixo nível da interface socket.

4.4. Implementação no núcleo

No caso das decisões de particionamento baseadas apenas em informações estáticas sobre as máquinas, o *AMIGO* é dispensável. Nas primeiras implementações realizadas nesse estudo as informações estáticas eram inseridas na política que estava conectada ao *AMIGO*. As decisões eram tomadas pela política que deixava os índices de carga desativados. Por questões de desempenho, optou-se por reimplementar o algoritmo de particionamento dentro do núcleo do *Warped* e criar a possibilidade de ativar e desativar o *AMIGO*, conforme a necessidade.

Esta implementação pode ser vista como uma otimização do método de particionamento balanceado, que dependendo do perfil da plataforma de execução, pode escolher utilizar apenas informações estáticas, ou contar com o *AMIGO* para fornecer informações dinâmicas. A primeira opção é ideal para uma plataforma heterogênea mas dedicada, enquanto que a segunda opção é útil quando há vários usuários compartilhando a plataforma; ambos são cenários comuns. A possibilidade de ativar e desativar o *AMIGO* é especialmente útil, já que o perfil da plataforma pode mudar no intervalo entre uma simulação e outra.

A informação sobre a utilização ou não do *AMIGO* é descrita no arquivo de configuração do *Warped* (Apêndice A, seção A.4). Essa informação é interpretada pelo método *partition*, da classe *BalancePartitioner*, fazendo com que o programa siga caminhos diferentes dependendo da situação. Assim como no caso onde se utiliza a interface com o *AMIGO*, o resultado do particionamento é uma lista de instâncias de *Host*, preenchidas com as quantidades de objetos a serem alocados para cada *LP*.

O esforço principal feito nesse caso foi reimplementar o código do particionamento e a criação de classe *Host*, que antes não era necessária. Isso permitiu que o código do particionador se tornasse simples e flexível.

4.5. Particionamento centralizado e descentralizado

Alguns conceitos de simulação distribuída são aplicados pelo *Warped* de maneira que confusões podem ser feitas. O *Warped* denomina *LP* um grupo de objetos que serão colocados para executar numa mesma máquina; diferente da literatura que caracteriza *LP* como um processo lógico que representa uma das N partes da simulação, e que possui alguns atributos (seção 2.3). Na visão *Warped* há apenas um *LP* por máquina, formado pelos objetos que executarão nesta máquina, assim a quantidade de *LPs* é definida de acordo com a quantidade de máquinas que serão utilizadas da plataforma. O que o *Warped* chama de objeto, é o que se reco-

nhece como um *LP* definido pela literatura, ou seja, cada objeto *Warped* possui um relógio para indicar o progresso da simulação; gera eventos; tem um estado e possui filas de eventos enviados e recebidos. Neste trabalho optou-se por manter a terminologia usada pela ferramenta.

Originalmente no *Warped*, o particionamento é realizado de forma descentralizada em cada máquina, a figura 4.2 ilustra as fases de um particionamento descentralizado. Isso é possível porque todas as máquinas recebem a lista de todos os objetos da simulação (fase 1), executam o algoritmo de criação de objetos integralmente criando localmente todos os objetos (fase 2). Após executar o algoritmo de particionamento, cada máquina escolhe sua partição e registra seus objetos como objetos locais (fase 3). Depois cada máquina informa a lista dos seus objetos locais para as demais máquinas, quando estas recebem as listas, elas registram estes objetos como objetos remotos, chamados pelo *Warped* de objetos *proxy*.

Quando se utilizam apenas informações estáticas ou o particionamento é realizado pelo algoritmo *round-robin*, pode-se garantir que o particionamento realizado de forma descentralizada terá o mesmo resultado em todas as máquinas. Isso não é verdade quando se utiliza o *AMIGO* para tomar a decisão de particionamento. Devido aos padrões de atualização das informações adotados pela arquitetura do *AMIGO* e das políticas, não é garantido que todos os *AMIGODs* repassarão a mesma informação para todas as instâncias do *Warped*.

Figura 4.2 Exemplo de um particionamento descentralizado.

Para contornar essa situação optou-se por modificar o esquema de organização do mecanismo de particionamento. Para isso foi criada uma forma de efetuar o particionamento de forma centralizada, ilustrado na figura 4.3. Essa tarefa é deixada por conta da máquina mestre (máquina *M1*) que efetua o particionamento (fase 2 e 3) e envia para as máquinas uma lista com os nomes dos objetos pertencentes a cada uma (fase 4).

Figura 4.3 Exemplo de um particionamento centralizado.

A mensagem é criada através da instanciação da classe *PartitionMessage*. A criação dessa classe foi facilitada pelo fato do *Warped* fornecer a classe abstrata *KernelMessage*, que descreve uma interface padrão para troca de mensagens entre os *SMs*.

A criação dos objetos ainda é feita de forma descentralizada. Quando uma máquina recebe a lista com os nomes dos seus objetos, ela compara com a lista de objetos criados e retira os seus objetos, registrando-os como locais. Os demais são registrados como *proxy*. Os procedimentos originais de registro do *Warped* foram mantidos.

A figura 4.4 ilustra os fluxos de execuções dos particionamentos centralizado e descentralizado. A fase 1 corresponde à criação de todos os objetos da simulação. A fase 2 é a realização do particionamento. No modo centralizado (a) apenas a máquina mestre (M1) realiza essa fase, enviando em seguida os nomes dos respectivos objetos de cada máquina. No modo descentralizado (b) todas as máquinas aplicam o particionamento definido para saber

seus objetos locais. Os procedimentos das fases 3 e 4 para o modo centralizado foram mantidos como está na implementação original do *Warped*. Eles correspondem, respectivamente, à troca de nomes de objetos entre as máquinas, para que todas tenham a informação de onde estão localizados os demais objetos, e o registro destes objetos do tipo *proxy*.

Figura 4.4 Fluxos dos particionamentos centralizado (a) e descentralizado (b).

4.6. Informações adicionadas ao arquivo de configuração

A arquivo de configuração do *Warped* foi adaptado para conter mais informações sobre particionamento. Para isso foi criado o escopo *Partitioning*. A figura 4.5 mostra um exemplo de configuração desse escopo. O arquivo completo de configuração do *Warped* é apresentado e descrito no apêndice A, seção A.4.

```

Partitioning {
  Responsibility : Kernel
  Organization : Decentralized
  Type : Balance
  AMIGO : Inactive
  Speeds : "/home/warped/test/bench.res"
}

```

Figura 4.5 Arquivo de configuração: escopo *Partitioning*.

O parâmetro *Responsibility* indica a parte responsável pelo particionamento. Os valores possíveis para esse parâmetro são *Kernel* e *Application*. No primeiro caso, o núcleo assume a responsabilidade pelo particionamento. No segundo caso a responsabilidade é da aplicação, sendo que cabe ao usuário fornecer os métodos necessários. Os outros parâmetros do escopo *Partitioning* são ignorados caso o valor de *Responsibility* seja igual a *Application*.

O valor de *Organization* define se o particionamento será centralizado ou descentralizado, como descrito na seção 4.5. Os valores possíveis são *Centralized* ou *Decentralized*. Quando o *AMIGO* está ativo a escolha desse parâmetro deve ser *Centralized*, caso contrário, a escolha é livre. Contudo, é recomendado que o particionamento seja descentralizado quando se utilizam apenas informações estáticas.

Para o parâmetro *Type*, os valores possíveis são *Balance* ou *Round-robin*. No primeiro caso, o particionamento balanceado é escolhido, enquanto que no segundo caso, o escalonamento é feito pelo algoritmo *round-robin* que distribui os objetos igualmente entre os *LPs*.

O parâmetro *AMIGO*, que pode receber os valores *Active* ou *Inactive*, indica se o *AMIGO* será ativado ou não. Esse parâmetro só é reconhecido quando o tipo de particionamento escolhido é *Balance*.

O parâmetro *Speeds* indica o caminho completo do arquivo que contém as notas obtidas pelas máquinas na avaliação de heterogeneidade. Ele é usado apenas quando o *AMIGO* está inativo, situação na qual o *Warped* utiliza o particionamento balanceado implementado no núcleo. A figura 4.6 ilustra o formato de um arquivo de notas.

lasdpc14	0.120
lasdpc15	0.782
lasdpc16	0.480
lasdpc17	1.000

Figura 4.6 Arquivo com notas de *benchmarks*.

4.7. PHOLD

O modelo *PHOLD* (*Parallel HOLD*) é uma proposta utilizada para avaliar o desempenho de programas de simulação paralela de eventos discretos. Ele é uma extensão do *HOLD*, um modelo largamente usado para avaliar o desempenho algoritmos de listas de eventos sequenciais. Seu principal objetivo é ser um modelo de carga sintética capaz de fornecer resultados que possibilitem comparações entre diferentes mecanismos de simulação paralela e distribuída, tanto otimistas como conservativos. (Fujimoto, 1990b).

A simulação consiste de um conjunto de objetos organizados de acordo com alguma topologia. Cada objeto comunica-se com um número fixo de vizinhos. O processamento de uma mensagem consiste em executar alguma computação por certo tempo e então enviar uma nova mensagem para outro objeto.

O modelo pode ser configurado através dos seguintes parâmetros:

1. Número de objetos;
2. População de mensagens: quantidade de mensagens (eventos) que se movem entre os objetos. Para cada mensagem recebida apenas uma mensagem é enviada, por isso o número de mensagens circulando permanece sempre o mesmo;
3. Função de incremento do timestamp: se um objeto recebe um evento no tempo T , ele calcula, de acordo com alguma distribuição, um incremento I e envia um novo evento com tempo de recebimento igual a $T + I$;

4. Função movimento: usada para definir o destino do próximo evento a ser enviado;
5. Granulosidade computacional: define por quanto tempo (pode ser 0) o objeto ficará executando algum trabalho antes de enviar o próximo evento;
6. Configuração inicial: define a localização (no tempo e no espaço) de cada evento inicial antes que a simulação comece.

A implementação do modelo *PHOLD* criada para os testes deste trabalho possibilita que o modelo seja configurado de acordo com as especificações citadas anteriormente. Cada nova configuração deste modelo genérico deve ser visto como um novo modelo de simulação independente.

Os objetos são organizados numa topologia do tipo *torus* de duas dimensões. A quantidade total de objetos é definida pelo número de linhas e colunas do *torus*. Cada objeto pode se comunicar com quatro vizinhos, que são identificados pelas direções: norte (N), sul (S), leste (L) e oeste (O). Além disso, um objeto pode enviar mensagens para si mesmo. Cada objeto recebe uma identificação única utilizada como nome de objeto dentro do sistema *Warped*. O nome é formado pelos números da linha e coluna na qual o objeto está posicionado, p.ex. (2,3). A figura 4.7 ilustra a organização de objetos numa topologia *torus*, juntamente com o detalhamento da conexão de um objeto com seus quatro vizinhos.

Figura 4.7 Organização dos objetos.

Na função movimento, o destino da próxima mensagem depende da origem da última mensagem recebida. Há cinco opções de movimentação: para frente, para trás, para a direita, para a esquerda e para si mesmo. Uma dessas direções será escolhida de acordo com as probabilidades escolhidas pelo usuário. As probabilidades são definidas em porcentagem e a escolha é feita de acordo com uma distribuição uniforme. Por exemplo, quando um objeto recebe uma mensagem do vizinho oeste e a variável aleatória gerada define que a movimentação deve ser para frente, a próxima mensagem será enviada para o vizinho leste. Para casos onde a última mensagem foi originada pelo próprio objeto, considera-se a localização da última fonte diferente de si mesmo. A tabela 4.1 mostra outras opções de movimentação possíveis.

Tabela 4.1 Tabela de escolha do receptor da próxima mensagem.

Direção \ Fonte	Fonte			
	Sul	Leste	Norte	Oeste
Frente	Norte	Oeste	Sul	Leste
Trás	Sul	Leste	Norte	Oeste
Direita	Leste	Norte	Oeste	Sul
Esquerda	Oeste	Sul	Leste	Norte

A granulosidade foi simulada através da inserção de um cálculo de multiplicação de matrizes no processamento de um evento. O tamanho do atraso a ser inserido pode ser controlado pelo tamanho das matrizes. Além do parâmetro que define o tamanho médio das matrizes, é possível especificar um desvio padrão que controla a diferença na quantidade de trabalho de um objeto para outro. Esses dois parâmetros são utilizados para gerar números aleatórios de acordo com uma distribuição normal. As quantidades de linhas e colunas das duas matrizes são definidas por esses números aleatórios, que são gerados apenas uma vez, durante a inicialização do objeto. Dessa forma, o tamanho do trabalho (atraso) de um determinado objeto permanece constante durante toda a simulação e não depende dos eventos.

Foi assumido que inicialmente os eventos estão uniformemente distribuídos entre os objetos. Para determinar a localização inicial de cada evento do tempo, é calculado um número aleatório distribuído uniformemente no intervalo entre 0 e o tempo virtual máximo de inicialização dos eventos.

A definição do modelo *PHOLD* não define o tempo máximo de duração da simulação. Nos testes realizados neste trabalho, foi utilizado um mecanismo do *Warped* que permite definir um tempo virtual máximo de duração para qualquer simulação. Assim que o último *GVT* calculado é maior ou igual ao valor máximo definido, a simulação é finalizada.

Pelo fato desse modelo ser amplamente empregado nos trabalhos de outros pesquisadores, incluindo alguns dos trabalhos citados no capítulo 3 desta dissertação, optou-se por implementá-lo no *Warped* e utilizá-lo como base para os testes deste trabalho. Os experimentos com o modelo *PHOLD* mostraram sua utilidade para avaliar o desempenho do mecanismo *Time Warp* em diferentes situações.

4.8. Correções de *bugs* e outros aperfeiçoamentos no código do *Warped*

Durante o processo de aprendizado e experimentação do *Warped*, foram encontrados alguns problemas que momentaneamente impediram o avanço dos estudos. Em todos os casos optou-se por investir o tempo necessário para corrigir os erros encontrados ou para aperfeiçoar problemas de desempenho. A seguir são descritos os problemas encontrados e suas soluções.

4.8.1. Garbage collecting

O processo de limpeza é feito pelo gerenciador da simulação sempre que o *GVT* é atualizado. O *Warped* organiza o processo de limpeza de modo que cada módulo efetua a sua limpeza interna independentemente. Basicamente, os módulos que precisam executar a limpeza são: (1) o gerenciador de salvamento de estados, (2) o gerenciador de saída e (3) o gerenciador das listas de eventos.

O processo 1 apaga os estados armazenados antes do novo *GVT*, que certamente não precisarão ser recuperados, já que a simulação não pode mais voltar para um tempo menor que o *GVT*. O processo 2 apaga as informações sobre os eventos enviados, que são armazenadas pelo gerenciador de saída caso haja a necessidade de enviar anti-mensagens. No processo de limpeza 3 todos os eventos processados que haviam sido armazenados e que não tenham sido previamente cancelados por anti-mensagens são apagados.

Nesses processos foi encontrado um *bug* que podia fazer a simulação falhar sem avisar o motivo. O motivo era um erro na ordem de execução dos processos, que estavam organizados da seguinte maneira: os processos 1, 2 e 3, nessa ordem, eram executados para cada objeto da simulação. Havia casos onde um evento *E* enviado por um objeto *A* para um objeto *B*,

era apagado pelo gerenciadores das listas de eventos de B, supondo que os processos eram executados antes para B. Quando o gerenciador de saída de A (transmissor do evento) fosse consultar o tempo virtual de envio do evento E, para verificar a necessidade de enviar uma antimensagem, um erro ocorria pelo fato da instância do evento E já ter sido apagada.

A solução foi alterar a organização das execuções dos processos de limpeza. A nova implementação garante que o processo 3 só inicia quando o processo 2 estiver concluído para todos os objetos.

4.8.2. *Rollbacks* secundários

Nas primeiras simulações com o modelo *PHOLD*, foi verificado um problema de desempenho. Após algumas investigações, percebeu-se que o número de eventos que circulavam no sistema aumentava rapidamente e sem limites durante a simulação. Como o modelo *PHOLD* só envia um único evento para cada evento recebido, o número de eventos circulando deve permanecer sempre constante.

A causa do problema era uma implementação incompleta do mecanismo de *rollback*, que além de ser um erro também afeta o desempenho do sistema. Os *rollbacks* secundários ocorrem quando um objeto recebe uma antimensagem que provoca o cancelamento de um evento já processado. Nessa situação o objeto deve reiniciar a simulação a partir do tempo imediatamente anterior ao processamento do evento.

Para permitir o perfeito funcionamento do *Warped*, investiu-se um esforço significativo para implementar completamente o mecanismo de *rollbacks* secundários. Isso exigiu modificações em várias partes do código, incluindo o gerenciador da simulação e no gerenciamento das listas de eventos.

Originalmente, o código do gerenciador da simulação continha comandos apenas para cancelar os eventos processados pelo próprio objeto que estava sofrendo *rollback*. Não havia

uma implementação que se preocupasse em cancelar as mensagens enviadas aos outros objetos. O código adicionado ao *Warped* executa os passos necessários para garantir que o estado de todos os objetos envolvidos no *rollback* seja restaurado ao instante de tempo correto.

Para isso foi criada uma implementação através da qual é possível obter uma lista de todos os eventos que foram enviados para outros objetos após o *timestamp* do *rollback*. Essa lista é dividida de acordo com a máquina de destino de cada evento. Caso o evento tenha sido enviado para um objeto da mesma máquina, a função de *rollback* secundário pode ser chamada diretamente. Para cada evento enviado é feito um teste para verificar se o LVT do objeto receptor é maior que o *timestamp* de recebimento do evento. Caso o teste seja positivo, a função de *rollback* do gerenciador da simulação é chamada recursivamente para cada objeto com LVT avançado. No caso dos eventos enviados para outras máquinas, são enviadas mensagens com uma lista de identificadores dos eventos que devem ser cancelados. Quando o gerenciador da simulação da máquina receptora recebe a lista, o mesmo código usado para cancelamento de eventos de objetos locais é usado.

4.8.3. Desempenho do escalonamento dos objetos

Uma das operações freqüentemente realizadas numa simulação é a de requisitar ao gerenciador de escalonamento uma referência ao próximo evento que deve ser executado. Isso corresponde à execução do algoritmo de escalonamento LTF (*Lowest Timestamp First*).

Após algumas análises detalhadas de desempenho percebeu-se que, dependendo do número de objetos na simulação, o tempo gasto com a operação de “pegar um evento” poderia corresponder a até 99% do tempo total de execução.

Para descobrir o motivo de um desempenho tão ruim, foram feitas algumas medições para avaliar o tempo de execução de cada trecho do código envolvido na operação. O motivo principal do problema era o excesso de operações de resolução de nomes de objetos. Esse

procedimento consiste numa busca em uma tabela de espalhamento passando o nome do objeto e recebendo como resultado um ponteiro para a instância do objeto.

A solução foi reescrever parte do código do gerenciador das listas de eventos para obter acesso direto à lista dos eventos recebidos de cada objeto. Na solução original o próprio objeto não guardava uma referência à sua lista de eventos recebidos, sendo necessária à busca pelo nome do objeto. Como a organização das listas de eventos é descentralizada não houve motivo que impedisse a colocação de uma referência à lista dentro de cada objeto. Essa solução melhorou consideravelmente o desempenho das simulações.

4.8.4. Estatísticas da simulação

Para analisar o desempenho dos diferentes tipos de particionamento foi necessário adicionar algumas informações sobre a simulação. Elas correspondem basicamente às estatísticas sobre o desempenho da simulação. O objetivo dessas adições foi permitir que fossem feitas observações mais claras do desempenho durante o ajuste dos algoritmos desenvolvidos.

Ao todo, 14 informações são fornecidas ao usuário assim que a simulação termina, que são:

1. Tempo total da simulação;
2. Quantidade de eventos processados;
3. Quantidade de eventos desfeitos por *rollback*;
4. Quantidade de eventos consolidados (não desfeitos);
5. Quantidade total de *rollbacks*;
6. Quantidade de *rollbacks* primários;
7. Quantidade de *rollbacks* secundários;
8. Tempo útil (gasto com processamento de eventos consolidados)

9. Tempo gasto com *rollbacks*;
10. Eventos processados por segundo;
11. Eventos consolidados por segundo do tempo total;
12. Eventos consolidados por segundo do tempo útil;
13. Tempo de espera por mensagens;
14. *Rollbacks* causados por máquina.

Para cada máquina da simulação é exibido um conjunto de estatísticas. A figura 4.8 mostra um exemplo da saída contendo as estatísticas citadas, considerando uma simulação com quatro máquinas, numeradas de 0 a 3.

```
(2) Simulation complete (86.1264 secs), Processed events: 10093,
Rolledback: 0, Committed: 10093
  Events/sec: 117.188, Comm/sec: 117.188
  Total rollbacks: 0, Primary: 0, Secondary: 0
  Useful time: 86.1264, Comm/u sec: 117.188, RB time: 0, msg time: 0.413214
  Rollbacks caused by:   (0)0   (1)0   (2)0   (3)0

(0) Simulation complete (86.2293 secs), Processed events: 27667,
Rolledback: 13057, Committed: 14610
  Events/sec: 320.854, Comm/sec: 169.432
  Total rollbacks: 5962, Primary: 1159, Secondary: 4803
  Useful time: 45.1536, Comm/u sec: 323.562, RB time: 0.72172, msg time:
0.766455
  Rollbacks caused by:   (0)982   (1)99   (2)0   (3)78

(1) Simulation complete (86.6423 secs), Processed events: 10157,
Rolledback: 0, Committed: 10157
  Events/sec: 117.229, Comm/sec: 117.229
  Total rollbacks: 0, Primary: 0, Secondary: 0
  Useful time: 86.6423, Comm/u sec: 117.229, RB time: 0, msg time: 0.704344
  Rollbacks caused by:   (0)0   (1)0   (2)0   (3)0

(3) Simulation complete (86.9368 secs), Processed events: 10101,
Rolledback: 2, Committed: 10099
  Events/sec: 116.188, Comm/sec: 116.165
  Total rollbacks: 1, Primary: 1, Secondary: 0
  Useful time: 86.9193, Comm/u sec: 116.188, RB time: 0.000287, msg time:
1.4603
  Rollbacks caused by:   (0)0   (1)0   (2)1   (3)0
```

Figura 4.8 Exemplo de uma saída com estatísticas da simulação.

Na figura 4.8, cada bloco de linhas equivale às informações de uma máquina. Como uma máquina pode terminar a simulação um pouco antes do que outras, os blocos não são impressos ordenados pelo número da máquina. Nesse exemplo o gerenciador da máquina 0

(mestre) obteve um tempo total da simulação igual a 86,2293 segundos. Foram processados 27.667 eventos, dos quais 13.057 foram desfeitos e 14.610 foram consolidados. Nessa máquina, a média de eventos processados por segundo foi de 320.854, e os 169.432 foi a média de eventos consolidados por segundo. O total de *rollbacks* sofridos foi de 5962, dos quais 1159 foram primários e os 4083 restantes foram *rollbacks* secundários. O tempo útil foi 45,1536 segundos. A média de eventos consolidados por segundo útil foi de 117,226. O tempo gasto com o processo de *rollback* foi de 0,72172 segundos. Dos *rollbacks* sofridos pelos objetos da máquina 0, 982 foram causados por objetos da própria máquina, 99 foram causados por objeto da máquina 1; os objetos da máquina 2 não causaram *rollbacks* e 78 *rollbacks* foram provenientes da máquina 3.

4.9. Considerações Finais

Este capítulo apresentou uma importante parte deste trabalho, que são detalhes da base sobre a qual experimentos foram realizados e análises feitas. Detalhes de como é a realização de um particionamento, como uma plataforma heterogênea é avaliada, e índices de carga foram discutidos. Características de funcionamento e implementação da integração das duas ferramentas, *AMIGO* e *Warped*, utilizadas também foram apresentadas. Esta integração contribuiu ampliando as funcionalidades e o leque de usuários de ambas as ferramentas.

Outra contribuição importante apresentada neste capítulo foram as melhorias realizadas na ferramenta de simulação *Warped*. Esta ferramenta inicialmente se mostrou um *software* amplo e eficaz para a realização de simulação distribuída, porém, como qualquer software está sujeito a erros. Considerando ainda que o *Warped* não possui atualmente pesquisadores empenhados em sua manutenção e aperfeiçoamento os erros são mais significativos. Apesar disto, esta ferramenta foi a de mais fácil acesso, e os ajustes realizados a tornaram funcional e muito mais robusta, sendo de fundamental contribuição para a comunidade acadêmica.

Este trabalho se preocupou em realizar a comunicação entre as ferramentas para que elas possam interagir entre si como uma só. Evoluções futuras e independentes de cada uma estarão sempre contribuindo indiretamente entre elas. E a partir desta união experimentos podem ser realizados com o objetivo de executar simulações distribuídas com um escalonamento convencional e dinâmico. O próximo capítulo apresenta os testes realizados com a utilização destas ferramentas, a primeira parte de testes é realizada apenas com o *Warped* por se tratar de um ambiente dedicado; na segunda parte, onde o ambiente analisado é compartilhado as ferramentas integradas são utilizadas.

Capítulo 5 - TESTES E RESULTADOS

5.1. Considerações Iniciais

Objetiva-se com este capítulo demonstrar não somente que é possível a obtenção de ganhos de desempenho com a utilização de políticas convencionais em simulações distribuídas, mas também quando e como essas políticas devem ser aplicadas visando bons resultados. A seguir é descrito o ambiente e as condições em que foram realizados os experimentos práticos e a análise de seus resultados.

5.2. Estudos de Casos

Uma vez que o número de fatores envolvidos na avaliação de desempenho é consideravelmente alto, houve a necessidade de estabelecer experimentos que contemplassem alguns objetivos. Nesses experimentos, comparou-se o desempenho das aplicações quando o particionamento é feito utilizando a política *round-robin*⁷, e quando se beneficia de informações de *benchmarks* e índices de desempenho tradicionalmente utilizados.

Os experimentos foram realizados inicialmente num ambiente dedicado, onde apenas a simulação é executada na plataforma. Neste ambiente foram utilizados *benchmarks* das má-

⁷ A política *round-robin* não leva em conta nenhuma informação da aplicação e/ou plataforma para realizar o escalonamento.

quinas para auxiliar no particionamento dos objetos. O segundo ambiente de testes é compartilhado, ou seja, simultaneamente com a simulação é executada uma aplicação parasita, que tem como finalidade gerar cargas na plataforma. Para este ambiente serão considerados índices de desempenho, que são baseados em cálculos de *benchmarks* e índices de carga.

A escolha dos *benchmarks* e/ou índices de carga é feita baseada no tipo de aplicação que será executada, assim o desempenho obtido com o escalonamento é avaliado em função do tipo da aplicação que o utiliza. Considerando que a avaliação a ser feita é das políticas convencionais, com o intuito de validar e testar a eficiência destas políticas, optou-se por efetuar os experimentos submetendo tipos de simulações de acordo com os diferentes tipos de índices: *CPU-Bound*, *Network-Bound*, *Memory-Bound* e mistas⁸.

5.2.1. Dados coletados

Durante a execução de cada modelo foram coletadas informações da simulação distribuída. Através destas informações é possível estabelecer quadros comparativos sobre o desempenho de cada modelo, quando executados com diferentes políticas de particionamento. As informações coletadas foram:

- ✓ **Tempo total:** é o tempo total da simulação medido em segundos ;
- ✓ **Quantidade de eventos processados por segundo:** se refere a quantidade total de eventos que são processados por segundo na simulação, independente se estes eventos posteriormente sofrerão ou não *rollbacks*;
- ✓ **Quantidade de eventos realizados por segundo:** esta medida se refere a quantidade dos eventos por segundo que foram realmente aproveitados, ou seja, que não sofreram *rollbacks*;

⁸ Entende-se por mista, uma simulação que apresenta um comportamento variado com relação a utilização de recursos.

- ✓ **Quantidade total de eventos processados:** a quantidade final de eventos que foram processados, ou seja computação feita, mesmo que posteriormente desfeita;
- ✓ **Quantidade total de eventos cancelados:** é o número de computações que foram desfeitas, ou seja, eventos que sofreram *rollbacks*; e
- ✓ **Quantidade de total de *rollbacks*:** é número total de *rollbacks* que ocorreu durante a simulação. Sobre este valor total, é possível também que se tenha a informação de quantos destes *rollbacks* foram primários ou secundários; e ainda saber a quantidade gerada por cada máquina da plataforma.

A partir destas informações coletadas durante a execução da simulação é possível que outras informações possam ser extraídas:

- ✓ **Quantidade total de eventos realizados:** como já definido, eventos realizados são aqueles eventos que foram processados e não sofreram *rollbacks* posteriormente. Esse valor equivale à diferença entre a quantidade total de eventos processados e a quantidade total de eventos cancelados; e
- ✓ **Eficiência:** é um valor ≤ 1 , calculado através da divisão da quantidade total de eventos realizados pela quantidade total de eventos processados. Desta maneira relaciona-se a eficiência com a quantidade de computação útil que foi processada pela simulação em sua execução.

5.2.2. Modelos simulados

De acordo com os objetivos, alguns parâmetros do modelo *PHOLD* podem ser ajustados de maneira que o modelo final tenha uma configuração específica do que se quer simular. Por exemplo, quando se pretende analisar um modelo de simulação que utiliza muita *cpu*, basta que os parâmetros sejam formados de maneira que a quantidade de objetos e a população de mensagens não sejam muito grandes, porém o trabalho configurado para ser realizado por cada evento possui um valor alto.

Com o objetivo de analisar características e ambientes diferentes foram definidas dezesete variações do modelo *PHOLD*. Cada variação é identificada como “**Modelo X**”, onde “X” são letras de “A” a “Q” representando as diferentes configurações do modelo *PHOLD*. Conforme discutido na seção 4.7, cada configuração do modelo *PHOLD* deve ser tratada como um modelo independente.

Os modelos foram divididos em três grupos, onde para cada grupo, no momento de sua execução, foi utilizado na política de particionamento de objetos um dos *benchmarks*: rede, memória ou *cpu*. Esses modelos têm seus parâmetros definidos de forma que, a sua simulação requer uma utilização maior ou menor de um determinado recurso (memória, *cpu* ou rede). As tabelas 5.1, 5.2 e 5.3 apresentam os parâmetros de cada modelo para os grupos de rede, memória e *cpu*.

A primeira coluna dos parâmetros de cada modelo define a quantidade de objetos que terá cada um. Quanto maior a quantidade de objetos, mais será exigido do recurso de memória. A coluna população de mensagens se refere à quantidade de eventos que o modelo irá possuir, sendo que esta quantidade é constante durante toda a simulação. Uma quantidade grande de mensagens significa que uma maior comunicação irá ocorrer entre os objetos da simulação, utilizando rede.

O trabalho que cada objeto da simulação irá executar ao receber um evento é um cálculo de multiplicação de matrizes (*M1 e M2*). Quanto maior o tamanho definido para estas matrizes maior será o tempo que o objeto levará para processar o evento. Na coluna trabalho das tabelas 5.1, 5.2 e 5.3 os valores estão definidos no formato “*Y x Z*”, onde *Y* corresponde a quantidade média de linhas e colunas das matrizes e *Z* corresponde ao desvio padrão em porcentagem do valor *Y*. Esses dois parâmetros geram, de acordo com uma distribuição normal, três números aleatórios *T*, *U* e *W*. Onde *T* será a quantidade de linhas da *M1*, *U* é a quan-

tidade de colunas de $M1$ e de linhas de $M2$, e W será a quantidade de colunas de $M2$. Assim tem-se uma multiplicação de $M1_{T, U}$ por $M2_{U, W}$.

A última coluna das tabelas, '*Probabilidades de Navegação*,' caracteriza as opções de movimentação das mensagens, ou seja, o destino da próxima mensagem (que depende da origem da mensagem anterior). As opções de destino podem ser cinco: para frente, para trás, para a direita, para a esquerda e para si mesmo. Os valores são definidos em porcentagem e a escolha é feita de acordo com uma distribuição uniforme.

Tabela 5.1 Modelos que apresentam uma grande comunicação entre os objetos.

GRUPO REDE

Modelo	Parâmetros			
	Objetos	População Mensagens	Trabalho	Probabilidades de Navegação
A	1000	2000	0 x 0	20,20,20,20,20
B	1000	4000	0 x 0	20,20,20,20,20
C	5000	10000	0 x 0	20,20,20,20,20
D	5000	20000	0 x 0	20,20,20,20,20
E	5000	20000	0 x 0	50,10,20,20,0

Pode-se observar que os modelos do grupo rede possuem uma população de mensagens alta em relação a sua quantidade de objetos. Um parâmetro em comum desses objetos é o trabalho, ou seja, nenhum dos modelos realiza a multiplicação de matrizes. Como o objetivo nesse grupo é testar comunicação, o parâmetro trabalho foi setado como nulo para que não houvesse uma demanda grande por processamento, e conseqüentemente uma utilização significativa de *cpu*. Os modelos *A* e *B* apenas diferem na quantidade de sua população de mensagens, onde *B* possui o dobro que *A*. O mesmo ocorre em relação aos modelos *C* e *D*. O mode-

lo *E* possui quantidade de objetos, população de mensagens e trabalho igual ao modelo *D* sendo apenas suas probabilidades de navegação diferenciadas. Neste último modelo a probabilidade do destino do evento ser “para frente” é de 50% e o destino nunca será para o próprio objeto.

Tabela 5.2 Modelos que utilizam principalmente memória.

GRUPO MEMÓRIA				
Modelo	Parâmetros			
	Objetos	População Mensagens	Trabalho	Probabilidades de Navegação
F	10000	20000	0 x 0	20,20,20,20,20
G	10000	40000	0 x 0	20,20,20,20,20
H	15000	15000	0 x 0	20,20,20,20,20
I	15000	15000	0 x 0	5,5,5,5,80

O grupo de memória é caracterizado por modelos que possuem grandes quantidades de objetos e população de mensagens. Observa-se que as probabilidades de navegação do modelo *I* são ajustadas de forma que a comunicação entre os objetos ocorra raramente, isto é observado, pois a probabilidade do objeto passar o evento para outro objeto o evento é pequena, já que há uma probabilidade de 80% do evento ser enviado a ele mesmo.

Tabela 5.3 Modelos que efetuam muito processamento exigindo mais do recurso CPU.

GRUPO CPU				
Modelo	Parâmetros			
	Objetos	População Mensagens	Trabalho	Probabilidades de Navegação
J	1000	2000	50 x 0	20,20,20,20,20
K	1000	2000	50 x 50	20,20,20,20,20
L	1000	2000	50 x 25	20,20,20,20,20
M	5000	10000	50 x 0	20,20,20,20,20
N	5000	10000	50 x 50	20,20,20,20,20
O	5000	10000	50 x 25	20,20,20,20,20
P	5000	20000	50 x 0	20,20,20,20,20
Q	5000	20000	50 x 25	20,20,20,20,20

Os modelos que formam o grupo de *CPU* são modelos que possuem o parâmetro trabalho diferente de nulo, ao contrário dos grupos anteriores.

5.3. Plataforma Utilizada

5.3.1. Estrutura Física

O ambiente utilizado para a realização dos testes compreende quatro computadores do tipo PC, formando uma arquitetura *MIMD* de memória distribuída. Esse ambiente está disposto no Laboratório de Sistemas Distribuídos e Programação Concorrente, do Instituto de Ciências Matemáticas e de Computação da USP, executando o sistema operacional *Linux*.

As máquinas possuem características computacionais distintas e estão conectadas por uma rede *FastEthernet* (100Mbps). A heterogeneidade encontrada no ambiente descrito constitui um fator motivante para o estudo das técnicas de escalonamento de processos quando se deseja aumentar o desempenho de um sistema. A tabela 5.4 descreve a configuração das máquinas utilizadas. A primeira coluna se refere ao nome da máquina na rede do laboratório de sistemas distribuídos do ICMC; a segunda coluna é o *id* utilizado para identificar a respectiva máquina nos testes e a última coluna apresenta a configuração de hardware da máquina.

Tabela 5.4 Plataforma utilizada nos testes.

Máquina	Id	Configuração
Lasdpc14	3	AMD Duron 1.2 GHz Cache 64Kb 256MB RAM HD
Lasdpc15	2	Pentium 4 2.0 GHz Cache 256Kb 256MB RAM HD
Lasdpc16	1	Pentium 3 600MHz Cache 64Kb 256MB RAM HD
Lasdpc17	0	AMD Atlon XP 2000+ 1.6 GHz Cache 256Kb 256MB RAM HD

5.3.2. Avaliação da Plataforma

Para a realização dos testes, antes das ferramentas *Warped* e *AMIGO* serem instaladas e configuradas foi necessária uma avaliação de cada máquina, através de *benchmarks*, com o objetivo de alimentar as políticas de particionamento utilizadas nas execuções. Os *benchmarks* utilizados para esta avaliação foram discutidos na seção 4.2.1 deste trabalho. A tabela 5.5 apresenta a nota individual das máquinas em cada *benchmark*. Quando o particionamento dos objetos considera combinações destes *benchmarks*, a nota que a máquina receberá é a média aritmética entre os *benchmarks* considerados.

Tabela 5.5 Resultados dos *Benchmarks*.

Id Máquina	Rede	CPU	Memória
3	0,8272	0,686	0,533
2	1	0,856	1
1	0,8220	0,384	0,319
0	0,9354	1	0,696

5.3.3. Definição do GVT (Tempo Virtual Global)

Após a estrutura física estar avaliada e configurada, foi necessário a avaliação de características das simulações. A primeira é a definição do valor do *GVT* máximo. Como apresentado na seção 4.7 o modelo *PHOLD* não define qual o término da simulação, assim, caso este parâmetro não seja ajustado o modelo irá executar infinitamente.

Para achar um valor adequado duas questões devem ser analisadas, a primeira diz respeito a se encontrar um valor de *GVT* que seja aceitável de se executar tanto simulações leves quanto pesadas. Por exemplo, um valor de *GVT* muito alto para uma simulação simples pode significar alguns minutos de execução, porém uma simulação mais complexa, onde se tenha muita computação e até uma grande comunicação entre os objetos, esse *GVT* alto pode significar dias para finalizar uma única execução. Este trabalho considera diversos modelos que serão executados diversas vezes, assim o tempo real de cada simulação não deve ser muito alto. O segundo ponto que deve ser considerado diz respeito à definição de um *GVT* que produza dados suficientes para serem analisados e comparados.

Foi apresentado (seção 4.7) que o modelo *PHOLD*, é um modelo sintético, onde dependendo das alterações de seus parâmetros pode-se “criar” um modelo com características específicas, ou seja, quando falamos “modelo *PHOLD*” estamos falando de um modelo “genérico”, e cada nova configuração dele é um modelo diferente.

ta o tempo também tem um crescimento. A eficiência da simulação reduz devido ao crescimento do número de *rollbacks*.

Tabela 5.7 Correlação entre variáveis - Correlação entre as variáveis GVT e tempo com quantidade de rollbacks e eficiência.

CORRELAÇÃO	Tempo	Quantidade de <i>Rollbacks</i>	Eficiência
<i>GVT</i>	0,9991995	0,999916974	-0,914871371
TEMPO	—	0,99992208	-0,909875684

Os gráficos apresentados a seguir ilustram a linha de tendência das variáveis com o aumento do *GVT*. Duas linhas estão representadas nesses gráficos, onde a linha cheia é referente aos valores apresentados na tabela 5.6 e a linha tracejada é a linha de tendência¹¹ dos dados do gráfico.

O gráfico 5.1 apresenta a linha de comportamento do tempo real da simulação quando o seu tempo virtual de execução é aumentado. Utilizando-se do método de regressão linear, que é uma forma de análise estatística para fazer previsões, pode-se afirmar que com 99% de certeza que a equação linear $Y = 0,0187X - 0,0268$ faz o ajuste da linha.

¹¹ A linha de tendência pode ser linear, de potência, polinomial, exponencial, média móvel ou logarítmica.

Gráfico 5.1 Comportamento do tempo real com o aumento do GVT.

O gráfico 5.2 apresenta a linha de comportamento da eficiência da simulação quando o seu tempo virtual de execução é aumentado. Através de regressão linear, afirma-se que com 97% de certeza que a equação de potência $y = 1,2361x^{-0,1027}$ faz o ajuste da linha para estas variáveis.

Gráfico 5.2 Comportamento da Eficiência com o aumento do GVT.

O gráfico 5.3 apresenta a linha de comportamento da quantidade de *rollbacks* que ocorrem quando o *GVT* aumenta. A equação linear $y = 58,193x - 2077,1$ provê uma base ajustada em 99% de certeza para previsões futuras.

Gráfico 5.3 Quantidade de Rollbacks ocorridas com o aumento do GVT.

Por meio de uma configuração do modelo *PHOLD*, pode-se observar o comportamento da simulação desse modelo quando o tempo virtual de execução foi aumentado. Alguns comportamentos já são esperados, mesmo antes da simulação do modelo. O fato da simulação prosseguir por um tempo maior infere que um número maior de *rollbacks* vai ocorrer em relação a uma simulação que executou por um tempo menor. Assim, cada execução da simulação, com valores de *GVT* diferentes, deve ser considerada independente. Esse mesmo modelo foi analisado fazendo o particionamento baseado no *benchmark* de rede, como o comportamento foi semelhante, optou-se por detalhar um deles. Após essa análise o valor do *GVT* dos estudos de caso deste trabalho foi fixado em 300, por ser um valor que gera um tempo real de simulação aceitável para que possa ser explorado um número grande de modelos.

5.3.4. Definição das execuções

Um ponto definido antes da realização dos experimentos é o número de execuções a que cada modelo de simulação será submetido. Essa repetição é necessária para se poder analisar a variabilidade que um mesmo modelo demonstra em suas diversas execuções. De um modo geral, quanto maior o número de repetições, mais precisas serão as estimativas, porém na prática o número de repetições vai depender muito do conhecimento sobre o comportamento da variabilidade dos dados.

Neste trabalho avaliou-se o comportamento da variabilidade dos dados através da comparação de médias de diferentes quantidades de execuções de um modelo de simulação. Coletou-se e comparou-se a média de cinco, dez e quinze execuções do modelo. Optou-se por não continuar as comparações com um número maior de execuções, pois através dos dados coletados observou-se que o comportamento apresentava uma variabilidade quase nula. Observa-se pelos gráficos 5.4, 5.5 e 5.6 o comportamento das variáveis: tempo, eficiência e quantidade de *rollbacks*, respectivamente.

O estudo do número de execuções necessárias também foi realizado para diversos valores de *GVT*. Assim, os gráficos 5.4 a 5.6 mostram que, independente da quantidade de repetições feitas da execução do modelo *B*, a média das variáveis tempo, eficiência e quantidade de *rollbacks* não demonstram alterações significativas.

Gráfico 5.4 Comportamento do tempo de 5, 10 e 15 execuções do modelo B.

Gráfico 5.5 Comportamento da eficiência de 5, 10 e 15 execuções do modelo B.

Gráfico 5.6 Comportamento da quantidade de rollbacks ocorridas de 5, 10 e 15 execuções do modelo B.

Através dos resultados desses gráficos concluiu-se que a média dos dados gera uma diferença pequena quando um número maior de execuções é realizado. E essa diferença não compensaria o tempo total gasto se uma quantidade maior de execuções fosse considerada. A tabela 5.7 apresenta o desvio padrão das médias para o valor do *GVT* igual a 300 que será o valor fixado em todas as simulações deste trabalho.

Tabela 5.8 Desvio padrão das médias para as execuções do modelo B com GVT 300.

	Número de Execuções	Média	Desvio Padrão
Tempo	5	5,577	0,184
	10	5,605	0,185
	15	5,560	0,169
Quantidade de <i>Rollbacks</i>	5	15357,8	798,653
	10	15308,2	656,440
	15	15223,133	548,663
Eficiência	5	0,680	0,011
	10	0,681	0,008
	15	0,683	0,007

Analisando-se a tabela 5.8 percebe-se que o aumento do número de execuções causa uma alteração muito pequena na médias das três variáveis observadas. Sendo assim, fixou-se o número de quinze repetições para cada modelo simulado nos testes deste trabalho, por apresentar um tempo de execução aceitável.

5.4. Resultados obtidos

Os gráficos desta seção têm por objetivo apresentar e comparar o desempenho de cada modelo de simulação, quando o particionamento dos objetos é realizado com o *round-robin*; e

quando uma política convencional de sistemas distribuídos é utilizada. Dentre as informações¹² obtidas da simulação, foram analisadas três: **Tempo**, **Quantidade de Rollbacks** e **Eficiência**. Com essas informações é possível visualizar o ganho obtido na simulação com políticas não específicas. Os resultados serão apresentados de acordo com os grupos de modelos definidos na seção anterior, sendo que para cada grupo têm-se três gráficos, cada um apresentando uma das três informações analisadas: tempo, quantidade de *rollbacks* e eficiência.

5.4.1. Ambiente heterogêneo e dedicado

Neste ambiente as máquinas estavam disponíveis apenas para os testes, e a rede em que elas se encontram foi isolada. A política de particionamento convencional utilizada baseia-se no *benchmark* que julgou-se mais adequado para cada tipo de modelo considerado.

GRUPO REDE

Para a execução dos modelos deste grupo, a política de particionamento convencional utilizada baseou-se no *benchmark* de rede. Os gráficos 5.7, 5.8 e 5.9 apresentam comparativos de desempenho das simulações dos cinco modelos que caracterizam este grupo: *A*, *B*, *C*, *D* e *E*.

Para cada modelo há duas colunas associadas, onde cada coluna representa o tempo de execuções da simulação em situações diferentes de particionamento de objetos. A primeira (coluna preta) corresponde a execução de um modelo no qual o particionamento dos objetos foi feito baseado em informações sobre a plataforma. A segunda coluna (branca) corresponde a execução do mesmo modelo, porém o particionamento dos objetos é feito de maneira igualitária para todas as máquinas (*round-robin*).

¹² As tabelas com todas as informações e valores de cada modelo estão apresentadas no Apêndice B.

A utilização de uma política convencional reduziu o tempo de execução de todos os modelos deste grupo (gráfico 5.7). As reduções mais significativas foram nos modelos A e B, com 18,4% e 23,7% respectivamente. Nos modelos C, D e E as reduções foram de 6,5%, 2,9%, e 3,8% respectivamente. Analisando os parâmetros de cada modelo (tabela 5.1) observa-se que os modelos C, D e E possuem um número maior de objetos e eventos que A e B, ou seja, são modelos que além de terem uma comunicação acentuada entre os seus objetos, também utilizam e/ou acessam a memória de maneira que o desempenho final possa ser afetado.

Gráfico 5.7 Comparativo do Tempo total de execução dos modelos do grupo Rede.

O gráfico 5.8 apresenta um comparativo entre a *quantidade de rollbacks* em cada modelo para as duas situações já abordadas. Pode-se observar que a quantidade de *rollbacks* que ocorreram com a utilização de *round-robin* (colunas brancas), foram consideravelmente superior ao caso onde a política foi aplicada (colunas pretas). A redução da quantidade de *rollbacks* mais significativa foi no modelo C com 78,9%; os demais modelos, como o gráfico já demonstra, também obtiveram uma redução considerável de 55,6% em média.

Os modelos deste grupo diferem entre si em quantidade de objetos e/ou no tamanho da população de mensagens. Percebe-se que o uso de uma política exerce influencia na redução de *rollbacks*. Como a política proporcionou um melhor balanceamento de carga, os objetos progrediram de maneira uniforme diminuindo assim a quantidade de *rollbacks*.

Gráfico 5.8 Comparativo da quantidade de rollbacks ocorridas durante a execução dos modelos do grupo Rede.

A terceira informação avaliada nesse grupo de modelos foi a eficiência das simulações. O gráfico 5.9 apresenta a comparação entre os valores obtidos. As simulações executadas com *round-robin* apresentaram em todos os modelos uma eficiência inferior. Nos modelos A e B a utilização de *round-robin* resulta em uma eficiência inferior (19,3% e 21,9% respectivamente), comparando as execuções com a política de particionamento utilizando *benchmark* de rede. As execuções dos modelos C, D e F foram em média 3,8% inferiores com *round-robin*.

Gráfico 5.9 Comparativo da Eficiência final da execução dos modelos do grupo Rede.

GRUPO MEMÓRIA

A política de particionamento de objetos, utilizada na execução dos modelos deste grupo, foi realizada de acordo com o *benchmark* de memória. Os gráficos 5.10, 5.11 e 5.12 apresentam os desempenhos obtidos, em *tempo*, *quantidade de rollbacks* e *eficiência* respectivamente, nas execuções dos modelos deste grupo.

Pode-se observar através dos gráficos que os resultados obtidos com a utilização do *benchmark* de memória na heurística da política de particionamento dos objetos não foram satisfatórios. Em todas as simulações deste grupo, com a política, o desempenho foi significativamente inferior que ao desempenho obtido quando apenas *round-robin* foi considerado.

Gráfico 5.10 Comparativo do Tempo total de execução dos modelos do grupo memória.

Pelo gráfico 5.11 é possível observar que a quantidade de *rollbacks* que ocorreram foi consideravelmente alta, podendo-se afirmar que os resultados do *tempo* e da *eficiência* foram afetados diretamente por esta situação. Através de números este impacto fica mais acentuado, por exemplo o “melhor caso”, entre as execuções dos modelos (coluna branca) deste grupo, sofreu 45.265 *rollbacks* a mais que a execução do mesmo modelo com *round-robin*. No pior caso este número chega em 265.812 *rollbacks* a mais.

Gráfico 5.11 Comparativo da Quantidade de Rollbacks ocorridas durante a execução do grupo memória.

Gráfico 5.12 Comparativo da Eficiência final da execução do grupo memória.

Por meio desses resultados observados pode-se afirmar que o *benchmark* de memória utilizado não reflete o desempenho que a simulação irá apresentar na máquina. Pois, a simula-

ção pode depender também de outros fatores que tem mais influência em seu desempenho do que a velocidade de acesso à memória.

Para comprovar que o *benchmark* de memória utilizado não foi adequado para prover um bom particionamento, selecionou-se um dos modelos deste grupo para ser executado com diferentes políticas de particionamento. O modelo G foi selecionado e executado com a política de particionamento baseada em diferentes informações, utilizando-se da combinação dos *benchmarks*:

- ✓ de *cpu* e rede;
- ✓ de memória e rede;
- ✓ de *cpu*, rede e memória;
- ✓ apenas rede;
- ✓ apenas memória; e
- ✓ *round-robin*.

Conforme definido na tabela 5.2, o modelo G apresenta as seguintes características:

- ✓ Muita comunicação, uma população com 40.000 mensagens sendo apenas 20% de chances da mensagem ser enviada para o próprio objeto;
- ✓ Composto por 10.000 objetos, o que exige maior quantidade de memória para armazená-los; e
- ✓ Não possui trabalho adicional, o processamento executado equivale ao repasse de uma mensagem.

O gráfico 5.13 apresenta o tempo de execução do modelo G quando simulado para cada um dos conjuntos de *benchmarks*, utilizados na política de particionamento. Pode-se observar que na execução em que o particionamento foi baseado nos *benchmarks* de *CPU* e re-

de, o tempo da simulação foi reduzido em 18% em relação à execução com *round-robin*. Os resultados também mostram que a utilização do índice de velocidade de acesso a memória isoladamente não oferece um bom balanceamento. Esse comportamento pode ser explicado pela existência de uma grande quantidade de comunicação desse modelo, o que torna o índice de rede mais atrativo. Como para a execução de qualquer modelo observa-se a utilização de *CPU*, a associação de índices de *CPU* e rede proporcionou um melhor resultado. Os resultados obtidos indicaram que a memória disponível na plataforma utilizada supre adequadamente as necessidades do modelo, mesmo quando um grande número de objetos é considerado.

Gráfico 5.13 Tempo de execução de cada execução do “Modelo G”.

A quantidade de *rollbacks* em cada situação de execução do modelo G é apresentada no gráfico 5.14. Neste gráfico há duas situações em que a quantidade de *rollbacks* foi inferior a do *round-robin*. A primeira é quando o *benchmark* de rede foi utilizado para o particionamento dos objetos, a diferença foi de 93,6% de *rollbacks* a menos. O segundo caso é quando o *benchmark* de *cpu* foi considerado juntamente com o de rede, a diferença foi de 92,7% menos

rollbacks. Para estes mesmos casos é observado no gráfico 5.15, que a eficiência foi superior ao *round-robin* em 16,3% na média.

Gráfico 5.14 Quantidade de *rollbacks* de cada execução do “Modelo G”.

Gráfico 5.15 Eficiência de execuções do “Modelo G”.

GRUPO CPU

Este grupo teve seu particionamento realizado através de informações do *benchmark* de CPU. Os modelos deste grupo (tabela 5.3) têm por principal característica o parâmetro “*trabalho*” diferente de nulo. Este trabalho corresponde a uma multiplicação de matrizes, sendo que a dimensão das matrizes leva à diferenciação do trabalho realizado pela CPU em cada modelo.

Os gráficos de 5.16 a 5.18 apresentam uma comparação dos resultados obtidos com os modelos J a Q que apresentam uma carga de processamento elevada. O gráfico 5.16 mostra os tempos de execução dos modelos. Observa-se que quando o modelo simulado é particionado de acordo com o *benchmark* de cpu há uma redução do tempo final de execução. Com exceção dos modelos P e Q, os demais modelos apresentaram uma redução média de 22,8% no tempo total comparado ao obtido quando os modelos foram executados com *round-robin*.

Gráfico 5.16 Comparativo do Tempo total de execução do grupo cpu.

O gráfico 5.17 apresenta o comparativo da quantidade de *rollbacks*. Para este grupo os resultados foram expressivos, no melhor caso houve uma redução de 88% (modelo J). O caso

com menor ganho foi de 25% de redução (modelo P). O valor médio de redução dos *rollbacks* para este grupo de modelos foi de 53,4%, em relação às execuções com o *round-robin*.

Gráfico 5.17 Quantidade de *rollbacks* ocorridas no do grupo cpu.

O gráfico 5.18 apresenta o comparativo das eficiências obtidas na simulação dos modelos. A execução desses modelos utilizando-se de *round-robin* causa uma queda na eficiência de até 20%. Os modelos analisados neste grupo obtiveram sempre ganhos em suas execuções com o *benchmark* de *cpu*.

Gráfico 5.18 Eficiência de execuções de cada modelo do grupo de CPU.

Observa-se nesse grupo que os modelos P e Q, executados com o *benchmark* de *cpu*, apresentaram o tempo final da execução superior a execução com *round-robin*. Porém, a quantidade de *rollbacks* observados foi menor e a eficiência final da simulação foi superior. O aumento do tempo total de execução dos modelos P e Q pode ser atribuído à elevada população de mensagens presentes nesses modelos. Nos dois casos tem-se 20.000 mensagens, sendo apenas 20% de chances de o destino da mensagem ser o próprio objeto. Para esse nível de comunicação seria interessante considerar, além do índice de *CPU*, também um *benchmark* de rede.

A utilização de um valor de *benchmark* que não reflete as características da aplicação influenciou a quantidade de *rollbacks* na eficiência da simulação. Com relação aos *rollbacks*, pode-se observar que a queda detectada nos modelos P e Q (25.12% e 27.44% respectivamente) quando o índice de *CPU* foi utilizado, foi menor que a queda observada nos outros modelos (62.37% em média). O gráfico 5.18, que representa a eficiência da simulação, apresenta o mesmo comportamento.

A queda menos significativa dos *rollbacks*, se comparado ao tempo de processamento, pode ser creditada a falta de balanceamento tanto em relação ao índice de rede quanto em relação ao processamento, como pode ser verificado na análise a seguir. Por meio da análise das tabelas de dados pôde-se constatar que, das quatro máquinas da plataforma, as duas máquinas (0 e 2) com maior potência computacional não sofreram *rollbacks*. Isto significa que a política de particionamento superestimou estas duas máquinas, sobrecarregando-as com um maior número de objetos que as outras duas.

É interessante analisar algumas informações da simulação do modelo P, com utilização da política de particionamento baseada no *benchmark* de *cpu*, para analisar o seu comportamento. A tabela 5.9 apresenta valores de três execuções¹³ do modelo P, das quais se podem tirar algumas conclusões.

A primeira coluna refere-se a uma das execuções que cada modelo é submetido; a segunda coluna identifica as máquinas da plataforma utilizada. Para cada execução as quatro linhas das próximas colunas apresentam dados da execução por máquina. A coluna tempo informa quantos segundos cada máquina levou para alcançar o *GVT* (igual a 300) da simulação. As demais colunas trazem informações sobre os *rollbacks* que ocorreram durante a simulação.

¹³ A tabela completa está disponível no apêndice C.

Tabela 5.9 Informações de três execuções de modelo P.

<i>Execução</i>	<i>Máquina</i> (Tabela 5.1)	<i>Tempo Total</i>	<i>Rollbacks</i>				
			<i>Primários (causados por:)</i>				<i>Secundários</i>
			<i>0</i>	<i>1</i>	<i>2</i>	<i>3</i>	
<i>1</i>	0	400,704	0	0	0	0	0
	1	400,195	747	2965	700	0	8998
	2	401,089	0	0	0	0	0
	3	400,186	530	0	611	1073	2755
<i>2</i>	0	402,259	0	0	0	0	0
	1	402,099	744	2987	715	0	9206
	2	401,883	0	0	0	0	0
	3	402,284	464	0	591	1076	2884
<i>3</i>	0	397,348	0	0	0	0	0
	1	396,585	778	2964	712	0	8768
	2	397,128	0	0	0	0	0
	3	397,442	531	0	612	1057	2771

Os *rollbacks* ocorridos podem ser primários, ou secundários que são *rollbacks* que ocorreram decorrentes de outro *rollback*, devido a anti-mensagens. Verifica-se pela tabela que as máquinas com *ids* 0 e 2, nunca sofrem *rollbacks*. A coluna “*rollbacks* primários” está dividida em quatro colunas, onde cada coluna corresponde ao número de *rollbacks* causado por

determinada máquina em outra. Por exemplo, vê-se que a máquina de *id 0* provocou 747 e 530 *rollbacks* respectivamente nas máquinas de *id 1* e 3, na primeira execução do modelo P. Pode-se perceber ainda que as únicas máquinas que sofreram *rollbacks* (1 e 3), tiveram a maior parte de seus *rollbacks* primários ocasionados por ela mesma. Isto se explica pelo fato de que os objetos apenas estão executando numa mesma máquina, o *rollback* de um deles não necessariamente implica num *rollback* imediato dos outros objetos. Porém na evolução da simulação um objeto pode causar *rollbacks* em outros objetos da mesma máquina.

De acordo com informações da tabela 5.4 verifica-se que as máquinas 0 e 2 são as que possuem maior potência computacional da plataforma. Uma simulação distribuída em plataformas heterogêneas tem a necessidade de manter balanceada a carga das máquinas, de forma que máquinas com potência computacional maior não avancem mais rapidamente no seu processamento em relação a máquinas com potência inferior. Caso esta situação não seja evitada as melhores máquinas sofrerão *rollbacks* provocados pelas máquinas mais lentas e computações serão desfeitas.

Porém, nesse modelo simulado observa-se a situação oposta, as máquinas com maior potência computacional não sofrem *rollbacks*, mas causam nas máquinas inferiores. Esse comportamento ocorre devido a política de particionamento usada que baseou-se em informações do *benchmark* de *cpu*. De acordo com a tabela 5.5, as máquinas de *id 0* e 2, são as que receberam as maiores notas do *benchmark* e conseqüentemente, receberam um maior número de objetos a serem processados. Assim, pode-se afirmar que, a heurística da política de particionamento superestimou a potência computacional dessas máquinas, sobrecarregando-as com uma grande quantidade de objetos e deixando-as mais lentas que as outras máquinas.

De acordo com a heurística da política de particionamento com *benchmark* de *cpu*, a máquina de *id 1* recebe 34,2% dos objetos, e a máquina de *id 2* receberá 29,3%. Ou seja, as duas são responsáveis pelo processamento de aproximadamente 3175 dos 5000 objetos deste

modelo. Sendo assim, o tempo de simulação foi maior devido à concentração de objetos em um número menor de máquinas. Esse comportamento permite concluir que quando a sobrecarga de execução de um modelo é muito alta, o *benchmark* proposto para o cálculo da potência computacional das máquinas pode não apresentar o resultado esperado. Apesar disso, é importante salientar que mesmo nesses casos, a eficiência da simulação melhorou em relação à utilização do *round-robin*.

O modelo P, como definido na tabela 5.3, possui as seguintes características:

- ✓ Muita comunicação, uma população com 20.000 mensagens sendo 20% para o próprio objeto. Valor considerado alto devido a quantidade de objetos definida.
- ✓ Compostos por 5.000 objetos, exigindo pouca quantidade de memória para armazená-los; e
- ✓ Como diferencial realiza uma multiplicação de matrizes de tamanho 50x50, antes de repassar a mensagem.

Este modelo foi executado também com as seguintes combinações de *benchmarks*:

- ✓ de *cpu* e rede;
- ✓ de *cpu*;
- ✓ de memória e *cpu*;
- ✓ de *cpu*, rede e memória; e
- ✓ *round-robin*.

Como já discutido anteriormente a utilização apenas do *benchmark* de *cpu* não foi suficiente para melhorar o tempo do modelo. Observa-se no gráfico 5.19 que a adição de outros *benchmarks* na política trouxe ganhos para a simulação.

Gráfico 5.19 Tempo de execução do modelo P com diferentes *benchmarks*.

Usando-se apenas o *benchmark* de *cpu* o tempo de execução da simulação foi 12% superior que quando executada com *round-robin*, com adição do *benchmark* de memória este tempo foi 40,7% maior. Porém, quando se usa a combinação de *cpu* e rede este tempo é reduzido em 9,7%. Executando com os três *benchmarks*: *cpu*, rede e memória, a redução do tempo é de 9,5%. Percebe-se aqui também que o *benchmark* de memória não traz ganhos para o desempenho da simulação.

No gráfico 5.20 pode-se analisar a quantidade de *rollbacks* do modelo P executado com as diferentes combinações de *benchmarks*. A quantidade de *rollbacks* foi reduzida em 73% quando utilizados os *benchmarks* de *cpu* e rede. Porém, verificou-se que quando o *benchmark* de memória é considerado, em quaisquer combinações, o desempenho da simulação sempre é degradado. O caso de maior impacto é o ilustrado nesse gráfico onde, com o *benchmark* de *cpu*, a quantidade de *rollbacks* foi 25,12% inferior que o *round-robin*. Mas quando adicionado o *benchmark* de memória, junto com o de *cpu*, a quantidade de *rollbacks* aumenta

em 288.29%. Assim, pode-se concluir que o *benchmark* de memória não é útil nos estudos de casos realizados.

Gráfico 5.20 Quantidade de rollbacks ocorridos na execução do modelo P com diferentes *benchmarks*.

O gráfico 5.21 apresenta a eficiência obtida em cada execução do modelo P com as variações dos *benchmarks* considerados. Nesse gráfico a mesma análise anteriormente feita para quantidade de *rollbacks* é válida. Ou seja, quando adicionado o índice de memória a eficiência da simulação é afetada.

Gráfico 5.21 Eficiência obtida com a execução do modelo P com diferentes *benchmarks*

Com a utilização dos *benchmarks* de *cpu* e rede a eficiência foi 11.7% superior que o *round-robin*. Para as execuções considerando os três *benchmarks*, e somente com o de *cpu* o ganho foi de 7% e 3.8%, respectivamente. Já a execução apenas com os *benchmarks* de *cpu* e memória a eficiência foi 26.7% inferior. Pode-se perceber que neste modelo, apesar de realizar um trabalho grande, o fator impactante para melhorar a sua *performance* foi a rede. Quando este *benchmark* foi considerado em suas execuções os ganhos obtidos foram consideravelmente superiores.

5.4.2. Ambiente heterogêneo e compartilhado

Os resultados da seção anterior mostraram testes em ambiente dedicado a uma única simulação, onde se analisou o impacto da heterogeneidade da plataforma no desempenho da simulação. Os resultados obtidos demonstram que a utilização de um índice que represente a capacidade de trabalho de cada máquina, em relação aos recursos necessários para a execução de uma aplicação, pode causar um impacto grande no sentido de melhorar o desempenho da

simulação. Os testes realizados na seção anterior consideram um índice estático para cada máquina, sem considerar a carga adicional em execução no momento da alocação dos objetos. O objetivo desta seção é integrar o *Warped* e o *AMIGO* de forma a permitir que índices de desempenho sejam considerados durante a alocação de objetos nos processadores. Para demonstrar o funcionamento conjunto desses sistemas, realizou-se alguns testes e verificou-se o impacto no desempenho de uma simulação devido à concorrência na utilização dos recursos com aplicações de outros usuários.

5.4.2.1. Caracterização do ambiente

Com o intuito de caracterizar um ambiente compartilhado desenvolveu-se uma aplicação que fica em execução durante todo o tempo da simulação. Esta aplicação, denominada de “parasita”, foi criada para inserir carga na plataforma simulando a presença de aplicações de outros usuários. O parasita corresponde à execução de uma seqüência de processos que provoca variações no nível de carga das máquinas.

Os processos são execuções da versão seqüencial da aplicação *PHOLD*, sendo que para cada máquina uma configuração específica foi definida. Assim máquinas com maior potência computacional receberam processos com um número maior de objetos, em comparação com máquinas inferiores.

A variação de carga durante a execução foi obtida alterando-se o número de processos, que estão executando concorrentemente, de acordo com a seguinte seqüência: 0; 1; 2; 4; 2; 1 e 0 processos. Essa seqüência é repetida durante todo o tempo do experimento.

Foi definido um intervalo de tempo durante o qual era mantido cada estado de carga (seqüência de processos executando). Porém, duas formas distintas de geração desta carga foram criadas, diferenciando os experimentos em dois grupos: (1) com carga determinística e (2) com carga aleatória. No primeiro tipo, o intervalo foi definido como um valor fixo de 180 segundos. No outro caso o valor do intervalo era sorteado aleatoriamente de acordo com uma

distribuição uniforme variando entre 1 e 360 segundos; nesse caso, para cada mudança de estado de carga era sorteado um novo valor do intervalo.

O objetivo das variações no número de processos executando concorrentemente e do intervalo de duração dos diferentes estados de carga, foi tornar a carga parasita menos previsível e consequentemente mais realista.

5.4.2.2. Estudo de Caso

Considerando que a plataforma não está mais dedicada para execução da simulação, esses testes se tornam mais demorados. Assim, apenas o modelo G foi selecionado para ser executado e analisado neste ambiente. O tempo de execução deste modelo, em média, no ambiente dedicado foi de 570 segundos, enquanto que no ambiente compartilhado o tempo de execução chegou a 2678 segundos.

A quantidade de *rollbacks* ocorridos e a eficiência da simulação também foram afetadas com a mudança do ambiente de execução. No ambiente dedicado os valores da execução deste modelo foi de 0,99 em eficiência e 4208 *rollbacks* ocorridos. Já na plataforma compartilhada esses valores foram no melhor caso 0,90 de eficiência e 29.133,667 *rollbacks* ocorridos. As próximas seções apresentam os resultados obtidos com os testes dessa plataforma.

Conforme apresentado na tabela 5.2 o modelo G apresenta as seguintes características:

- ✓ Compostos por 10.000 objetos, exigindo considerável quantidade de memória para armazená-los;
- ✓ Muita comunicação, com uma população de 40.000 mensagens sendo apenas 20% para o próprio objeto.
- ✓ O único custo de processamento para cada objeto é a definição do destino das mensagens que serão enviadas.

5.4.2.3. Índices de carga

Quando plataformas compartilhadas são consideradas outras informações, além das informações estáticas (*benchmarks*), podem ser analisadas para a realização do particionamento dos objetos. Os índices de carga são utilizados para indicar a real situação da plataforma, sendo assim possível adicionar à política de particionamento novas informações para serem utilizadas nas decisões subsequentes. Os *benchmarks* utilizados foram os de *cpu* e rede. A nota obtida para cada máquina da plataforma (tabela 5.5) destes *benchmarks* é a informação estática utilizada pelo particionamento, que será a *nota inicial* referente a cada máquina.

A seção 4.2.2 apresentou os índices de carga que foram estudados para este trabalho: a quantidade de processos na fila do processador e a quantidade de memória livre, que podem indicar com precisão os níveis de saturação da máquina. Os testes realizados no ambiente compartilhado foram divididos inicialmente em dois grupos: ambiente onde a carga parasita é determinística e outro onde esta carga é aleatória. O desempenho desses testes foi comparado também com o desempenho da simulação utilizando o *round-robin*.

Dentro dos grupos citados anteriormente executou-se os testes com quatro configurações distintas de informações para o particionamento, considerando:

- ✓ Apenas informações estáticas, ou seja, a nota inicial de cada máquina obtida com os *benchmarks* de *cpu* e rede;
- ✓ As notas iniciais, e o índice de memória;
- ✓ As notas iniciais e o índice da fila do processador;
- ✓ A combinação das três informações: notas iniciais, índice de memória e índice da fila do processador.

5.4.2.4. Ambiente com carga determinística

A carga determinística gerada nessa plataforma de testes, ocorria colocando-se processos para executarem concorrentemente com a simulação. A cada 180 segundos a quantidade

de processos gerados por essa carga parasita é alterada, de forma que há até quatro processos executando.

A tabela 5.10 apresenta os valores de tempo, eficiência e quantidade de *rollbacks* obtidos para cada execução do modelo G. Para cada execução diferentes informações foram utilizadas para auxiliar no particionamento dos objetos do modelo. No primeiro caso (NI) apenas informações estáticas sobre a plataforma foram utilizadas. Nos próximos três casos, além da informação estática, também se utilizam informações dinâmicas da plataforma. No último caso apenas o *round-robin* é utilizado.

Tabela 5.10 Informações de execuções do modelo G em plataforma compartilhada/carga determinística.

<i>Informações utilizadas no particionamento</i>	<i>Tempo (seg)</i>	<i>Eficiência</i>	<i>Rollbacks</i>
Notas Iniciais (NI)	909.045	0.90	36865.133
NI + índice de fila de processos (IndFila)	1545.458	0.61	315888.067
NI + índice de memória (IndMem)	1925.162	0.43	561227.5
NI + IndMem + IndFila	1069.683	0.79	89866
Round-robin (RR)	1276.849	0.76	111416.2

Observa-se que o tempo de execução (gráfico 5.22) do modelo no melhor caso foi 28.8% menor que quando apenas o *round-robin* é utilizado. Porém, este melhor tempo encontrado foi utilizando-se apenas de informações estáticas da plataforma. Quando os dois índices estudados foram adicionados às notas iniciais, o ganho apesar de menor, ainda foi 16.22% em relação ao *round-robin*, mas quando utilizados separadamente o tempo foi afetado, sendo 21% maior no caso onde apenas o índice de fila de processos foi utilizado, e chegando a 50.8% com o índice de memória.

Gráfico 5.22 Tempo de execução numa plataforma compartilhada com carga determinística.

O gráfico 5.23 apresenta a eficiência obtida nas simulações, que chegou a ser 18.8% superior em relação ao *round-robin*, quando apenas as notas iniciais foram consideradas. Um ganho de 4.7% foi obtido com a combinação das informações estáticas e os dois índices de carga estudados. E como no caso da variável tempo, quando os índices foram utilizados separadamente, a eficiência foi reduzida em 19.8% com índice de fila e 43% com o índice de memória.

Gráfico 5.23 Eficiência obtida numa plataforma compartilhada com carga determinística.

O gráfico 5.24 apresenta a quantidade de *rollbacks* ocorridos. A redução mais significativa foi de 67% usando apenas informações estáticas. O pior caso de desempenho foi com o índice de memória, adicionado as notas iniciais, com 403.7% *rollbacks* a mais que o *round-robin*.

Gráfico 5.24 Quantidade de *rollbacks* ocorridos em plataforma compartilhada e com carga determinística.

Percebe-se que nesse estudo de caso as informações dinâmicas não trouxeram ganhos consideráveis quando adicionadas com as informações estáticas. Quando utilizadas independentemente acabaram degradando o desempenho. A combinação das duas informações elevou o desempenho, porém o maior ganho foi obtido somente com a utilização das informações estáticas.

Isso mostra que a carga gerada pela aplicação parasita não causou grande impacto na plataforma, e apenas as informações estáticas foram suficientes para balancear a carga da simulação.

5.4.2.5. Ambiente com carga aleatória

Nesse ambiente, a carga parasita também gera processos para serem executados concorrentemente com a simulação. A diferença é que em vez do intervalo em que o número de processos ativos é alterado ser fixo em 180 segundos, ele foi calculado de forma aleatória, podendo ser 1 a 360 segundos. A tabela 5.11 apresenta os dados obtidos nesse ambiente.

Tabela 5.11 Informações das execuções do modelo G na plataforma compartilhada com carga aleatória.

<i>Informações utilizadas no particionamento</i>	<i>Tempo(seg)</i>	<i>Eficiência</i>	<i>Rollbacks</i>
Notas Iniciais (NI)	2677.711	0.55	315636.933
NI + índice de fila de processos (IndFila)	1214.118	0.69	158642.267
NI + índice de memória (IndMem)	1804.833	0.60	268347.133
NI + IndMem + IndFila	1156.571	0.68	183080.333
<i>Round-robin (RR)</i>	1358.145	0.71	149678.200

Os gráficos 5.25, 5.26 e 5.27 apresentam respectivamente as variáveis tempo, eficiência e quantidade de *rollbacks* obtidas nas execuções deste ambiente. Percebe-se que, diferentemente do ambiente anterior, onde a carga parasita era determinística, nesse ambiente, a utilização apenas das informações estáticas para a realização do particionamento, foi o pior caso

de todas as simulações. Em relação ao *round-robin*, o uso apenas das notas iniciais teve o seu tempo de execução 97% pior, a eficiência 22% menor e a quantidade de *rollbacks* ocorridos 110.9% superior. Isso mostra que o fator aleatoriedade da carga imposta na plataforma teve um considerável impacto na tomada de decisão do particionamento dos objetos. Apenas as informações estáticas não foram suficientes para expressar a carga da plataforma.

Percebe-se também nesses estudos que o índice de carga de memória, quando utilizado como única informação dinâmica, não contribui significativamente para o aumento do desempenho da simulação. A adição desse índice junto com as informações estáticas trouxe pequenos ganhos nos resultados. Comparando com o resultado anterior, que considera apenas as notas iniciais, a eficiência aumentou em torno de 5%, a quantidade de *rollbacks* foi aproximadamente 30% menor. Apesar dessas pequenas melhoras, o uso destas combinações de informações sobre a plataforma não se mostram úteis, pois ainda apresentam um desempenho inferior ao *round-robin*.

Gráfico 5.25 Tempo de execução numa plataforma compartilhada com carga aleatória.

O tempo da simulação foi reduzido quando, junto com as informações estáticas, as duas informações dinâmicas foram utilizadas. O uso do índice de fila de processos reduziu o

tempo em 10,6%; já a combinação com o índice de memória o ganho foi de um tempo 14,8% menor que o *round-robin*.

Gráfico 5.26 Eficiência obtida numa plataforma compartilhada com carga aleatória.

Apesar dessa combinação ter reduzido o tempo da simulação, a sua eficiência final acabou sendo 4,5% inferior ao *round-robin*. Essa diferença ocorre pelo fato da eficiência estar relacionada com a quantidade de eventos, realizados por processados, durante toda a simulação. Observou-se que apesar desse cenário, executar num tempo menor, a quantidade de *roll-backs* ocorridos foi 22% superior. Já, o cenário que considera apenas as notas iniciais com o índice de fila de processos teve uma eficiência 2,3% inferior ao *round-robin* e gerou 6% *roll-backs* a mais.

Gráfico 5.27 Quantidade de *rollbacks* ocorridos numa plataforma compartilhada e com carga aleatória.

5.5. Considerações Finais

O ambiente de testes utilizado neste trabalho é formado por uma quantidade grande de características específicas, desde as máquinas utilizadas até a definição dos modelos simulados. Os modelos foram divididos em três grupos de análise, de acordo com os *benchmarks* aplicados: rede, *cpu*, memória ou combinações deles.

Os parâmetros dos modelos foram ajustados de forma que a sua simulação requiera uma utilização maior ou menor de um determinado recurso (memória, *cpu* ou rede). Os modelos do grupo de rede possuem uma população alta em relação à quantidade de objetos e também uma probabilidade maior de propagar mensagens para seus vizinhos. Para caracterizar os modelos do grupo *cpu*, o parâmetro ajustado foi referente ao trabalho realizado por cada objeto (multiplicação de matrizes), de maneira que um uso significativo de *cpu* fosse necessário. Já os modelos de memória são caracterizados por ter grandes quantidades de objetos e mensagens.

Informações sobre a plataforma foram coletadas visando alimentar a política de particionamento. A avaliação dos recursos utilizados foi feita através de *benchmarks* e as informações sobre o desempenho de cada recurso são conhecidas antes do início das simulações. Os testes executados na plataforma dedicada fazem uso apenas dessas informações, que são estáticas. Já em ambientes compartilhados utilizam-se também informações dinâmicas, que são os índices de carga. Estes índices informam o estado de carga da plataforma.

Os desempenhos dos modelos executados com as políticas de particionamento balanceado foram comparados com os resultados utilizando a política *round-robin*. Dessa forma, foi possível avaliar o impacto de políticas de particionamento convencionais na execução de simulações distribuídas. As métricas de desempenho utilizadas nas comparações forma: *Tempo de execução*, *quantidade de rollbacks* e *eficiência*.

Os resultados obtidos no ambiente dedicado mostram que a utilização dos *benchmarks* de rede e *cpu* resultou em tempos de execução das simulações significativamente menores e portanto, em um melhor desempenho. O tempo de execução foi reduzido em até 24%, a eficiência teve um aumento de até 22% e houve uma redução de 79% no número de *rollbacks*. Nesse mesmo ambiente, o uso do *benchmark* de memória não foi eficiente por provocar um desbalanceamento na simulação causando perda de desempenho.

Os resultados do ambiente compartilhado, também apresentaram ganhos com o uso de políticas convencionais. O tempo de execução teve redução de até 28,8%, a eficiência foi em torno de 18.8% superior e a quantidade de *rollbacks* foi reduzida em 66%. Nesses casos o índice de carga que mede a quantidade de memória livre também se mostrou incapaz de melhorar o particionamento.

O próximo capítulo apresenta as principais contribuições geradas para a área de Simulação Distribuída e propostas de trabalho futuros.

Capítulo 6 - CONCLUSÕES

6.1. Considerações Iniciais

Este trabalho tem por objetivo principal a investigação da qualidade das decisões oferecidas por políticas de escalonamento convencionais na execução de simulações distribuídas. Neste capítulo estão descritas as contribuições desta pesquisa, uma análise do desenvolvimento do trabalho, que resultou em outras importantes contribuições à área e as propostas de trabalhos futuros, concluindo desta forma, esta dissertação.

6.2. Ponderações finais desta dissertação

O objetivo deste trabalho foi avaliar o efeito da aplicação de políticas de particionamento convencionais na execução de simulação distribuída. Essas políticas geralmente já estão disponíveis para uso sem que sejam necessárias adaptações na aplicação. Ao contrário das políticas de particionamento específicas, que não estão facilmente disponíveis, normalmente demandam mais pesquisa e tempo de implementação, e ainda são construídas e avaliadas para um modelo pré-determinado.

As políticas convencionais baseiam suas decisões normalmente em informações sobre as características e o estado da plataforma. Uma forma de extrair essas características é a uti-

lização de *benchmarks* que medem a potência dos recursos. Essa foi a abordagem adotada neste trabalho, com *benchmarks* para avaliar a capacidade de memória, rede e *cpu* das máquinas. O estado da plataforma foi avaliado através da utilização de índices de carga. Os dois índices empregados foram a quantidade de processos na fila do processador e a quantidade de memória livre.

Foram realizados testes em dois tipos de ambiente: dedicado e compartilhado. No primeiro caso as simulações submetidas ao sistema não competiam pelos recursos com outras aplicações. Nesse ambiente, apenas informações estáticas sobre a potência dos recursos foram utilizadas pela política de particionamento. No segundo caso, as simulações compartilharam os recursos com uma aplicação “parasita”, que tem como objetivo simular a presença de outros usuários. Nessa situação a política de particionamento também utilizou informações dinâmicas, fornecidas pelos índices de carga.

Diferentes tipos de simulações foram executadas e avaliadas. Essas simulações foram configuradas de forma que apresentassem diferentes comportamentos com relação a utilização de recursos, ou seja, foram caracterizadas de maneira que demandassem por mais memória, processamento, comunicação ou combinações destes.

Os resultados obtidos demonstram ganhos na maioria dos cenários avaliados. No ambiente dedicado, aplicando os resultados do *benchmark* de rede no particionamento, foram obtidos ganhos de até 24% na redução do tempo de execução, a quantidade de *rollbacks* foi reduzida em até 79% e a eficiência foi melhorada em até 22%, em comparação à execução dos mesmos modelos utilizando a política *round-robin*. Com o *benchmark* de *cpu*, ganhos expressivos também foram obtidos, com redução de tempo de execução em até 23%, redução dos *rollbacks* em 88% e aumento da eficiência em 20%.

A execução de modelos nesse mesmo ambiente, porém com resultados do *benchmark* de memória, não apresentou ganhos. Em todos os casos, a política *round-robin* proporcionou

desempenhos superiores aos obtidos com o uso desse *benchmark*. Percebeu-se que o *benchmark* de memória não é capaz de avaliar corretamente a potência dos recursos, quando se deseja balancear a carga de uma simulação distribuída. Por exemplo, um mesmo modelo executado com outros *benchmarks*, apresentou ganhos expressivos comparados ao *round-robin*, com redução do tempo em até 18%, aumento da eficiência em 16% e uma redução na quantidade de *rollbacks* ocorridos em até 94%.

No ambiente compartilhado, as informações dinâmicas utilizadas trouxeram ganhos quando a carga imposta à plataforma não era previsível. Apesar das métricas que representam a eficiência e a quantidade de *rollbacks* indicarem resultados inferiores, o tempo de execução foi reduzido em 15%. Isso ainda indica um resultado positivo, já que a redução da métrica “tempo” é desejável pelo usuário. Nesses casos, os resultados também foram comparados com a política *round-robin*.

Conclui-se que a execução de simulações em ambientes dedicados proporciona benefícios consideravelmente melhores aos usuários. A execução de um mesmo modelo num ambiente compartilhado pode aumentar o tempo em até 5 vezes, em comparação ao resultado obtido no ambiente dedicado.

A utilização de políticas convencionais no particionamento de simulações distribuídas se mostrou vantajosa, pois são políticas de fácil acesso para utilização. Além disso, apenas o conhecimento sobre a plataforma demonstrou trazer ganhos de desempenho para as simulações. Portanto, ignorar as informações inerentes desse tipo de aplicação é aceitável quando se dispõe de pouco tempo para definir a melhor política a ser aplicada ao modelo simulado.

6.3. Contribuições deste Trabalho

As principais contribuições deste trabalho foram:

Estudo e documentação de uma ferramenta de simulação distribuída. Dentre todas as ferramentas pesquisadas o *Warped* foi a que melhor se adequou às necessidades desta pesquisa, principalmente por ser uma ferramenta disponível livremente. Porém uma dificuldade encontrada de início é que a ferramenta não possuía documentações sobre a utilização, e nem uma visão geral sobre o funcionamento do sistema. Para gerar esta documentação, mostrando desde como é a interface do *Warped*, passando por como modelar uma simulação na sua linguagem e indo até a sua execução, foram dispensados muitos estudos sobre o código da ferramenta e os comentários de implementação contidos nele.

Contribuições no desenvolvimento da ferramenta de simulação. O objetivo de uma ferramenta ser disponível livremente, é que qualquer pessoa possa adquiri-la e adaptá-la segundo as suas necessidades. Porém neste trabalho, as adaptações foram além dos objetivos próprios. Alguns erros, de fundamental importância para a correta execução da simulação, foram diagnosticados e corrigidos. A maioria dos erros foi difícil de ser diagnosticada, o que exigiu considerável tempo de dedicação.

Uma contribuição importante adicionada à ferramenta foi a possibilidade de extração de um número maior de informações sobre a execução de uma simulação, por exemplo, informações sobre a quantidade de *rollbacks* ocasionados por cada máquina da plataforma, a quantidade de eventos processados e cancelados, e quantidade de eventos processados por segundo. Além de informações sobre as decisões tomadas pelo *AMIGO* no momento dos particionamentos.

Implementação do modelo PHOLD. Outra contribuição para este trabalho e também para o desenvolvimento do *Warped* foi a implementação do modelo sintético *PHOLD*. Esse modelo é um dos mais usados pelo meio acadêmico em testes de ferramentas que implementam o protocolo *Time Warp*. A adição de uma implementação do *PHOLD* ao *Warped* será de

grande importância a outros usuários que necessitem da ferramenta para validar novas idéias de mecanismos para simulação distribuída.

Interface entre o WARPED e o AMIGO. A interface entre uma ferramenta de simulação distribuída e um ambiente de escalonamento trás uma grande facilidade para futuras pesquisas em simulação distribuída e escalonamento de processos. Essa interface adicionou novos recursos para os usuários de ambas as ferramentas. Embora esta não seja a primeira contribuição para o projeto *AMIGO*, pode-se considerar que é a primeira vez em que um projeto o aborda em conjunto com aspectos de simulação distribuída. Nessa interface foi implementada a opção de particionamento centralizado, ou seja, uma única máquina realiza o particionamento. O *Warped* apenas oferecia o particionamento descentralizado.

Políticas de Escalonamento Convencionais x Simulação Distribuída. O objeto de estudo deste trabalho era a análise do desempenho de uma simulação distribuída, quando políticas de escalonamento convencionais são consideradas no particionamento. Percebeu-se através dos testes realizados que é possível se obter ganho no desempenho de uma simulação com essas políticas, que ignoram informações inerentes da simulação e apenas informações sobre a plataforma são consideradas.

Utilizar índices de *benchmarks* para se conhecer a plataforma e a partir disto fazer o particionamento dos objetos da simulação, trouxe ganhos no desempenho final da simulação se comparado com uma execução que não leva em conta nenhuma informação (*round-robin*).

As simulações são aplicações que exigem muito dos recursos da plataforma, assim quando executadas numa plataforma dedicada apresentam resultados consideravelmente melhores que quando executadas em plataformas compartilhadas.

6.4. Propostas para Trabalhos Futuros

O trabalho desenvolvido nesta dissertação de mestrado está inserido em dois grandes projetos acadêmicos. O *AMIGO* que é um projeto desenvolvido no Grupo de Sistemas Distribuídos e Programação Concorrente do *ICMC/USP*. E o *WARPED* que é um projeto desenvolvido pelo Laboratório de Computação Experimental da *University of Cincinnati (EUA)*.

Outras pesquisas podem ser sugeridas com o objetivo de aprimorar o estudo aqui realizado. São elas:

Interface gráfica. O desenvolvimento de uma interface gráfica para as ferramentas utilizadas tornaria a sua utilização mais atrativa e simplificada para usuários leigos na área. Com tal interface um usuário poderia facilmente instalar e configurar seu ambiente de simulação, definir seu modelo de simulação e executar de forma facilitada.

Migração de objetos. Durante a execução de uma simulação é natural que algumas máquinas passem a ser mais sobrecarregadas que outras. Em alguns casos essas máquinas sobrecarregadas passam a deixar as outras ociosas. Dentro dessa situação, percebe-se que uma migração de objetos entre as máquinas pode balancear a execução da simulação, permitindo um melhor aproveitamento dos recursos disponíveis e principalmente um ganho no desempenho final da simulação. A implementação dessa migração no *Warped* seria de fundamental importância para estudos de escalonamento em simulação distribuída.

Processos lógicos. O *Warped* foi implementado de maneira que considera um único processo lógico por máquina da plataforma. Ou seja, todos os objetos que forem escalonados para uma mesma máquina estarão num mesmo *LP*. Como já discutido, essa característica dificulta a extração de informações dinâmicas da plataforma. Propõe-se que esta característica seja reformulada.

Strong Groups. Dentro do contexto proposto anteriormente, é interessante também adicionar o conceito proposto por Som e Sargent (2000) de *Strong Groups*, que são grupos formados por objetos que exercem forte influência uns nos outros. Esses grupos podem ser identificados a partir da análise do modelo de simulação e para tanto é necessário certo nível de conhecimento sobre o comportamento do modelo.

Outros Testes. Os testes do ambiente compartilhado podem ser expandidos através de um estudo maior sobre outros índices de carga, que possam apresentar valores mais significativos para a simulação. A avaliação de modelos com outras características também é sugerida.

Pretende-se também realizar um estudo mais abrangente com o objetivo de aplicar outras pesquisas em simulação, criadas em trabalhos do grupo LASDPC, de escalonamento de processos em sistemas distribuídos. As aplicações destas pesquisas, já relacionadas com o *AMIGO*, poderão contribuir com a riqueza de novas funcionalidades que estarão sendo embutidas na ferramenta. Como a interface entre *AMIGO* e *Warped* já está implementada, a validação de qualquer funcionalidade adicionada ao *AMIGO* pode ser realizada sem muito esforço.

6.5. Considerações Finais

Esta pesquisa preenche uma das lacunas abertas nos estudos de escalonamento de processos em simulação distribuída. Através dos testes realizados pode-se dizer que em algumas situações, principalmente em plataformas dedicadas, um serviço de qualidade pode ser alcançado, mesmo que características inerentes e importantes da simulação sejam ignoradas, dependendo dos objetivos e do tempo que o usuário dispõe para a execução de sua simulação.

Aconselha-se o uso de políticas convencionais quando não se dispõe de tempo para desenvolvimento de uma nova política e nem de conhecimentos suficientes para a implementação desta.

Referências

- (Akyildiz *et al.*, 1992) AKYILDIZ, L. F.; CHEN, L.; DAS, S. R.; FUJIMOTO, R. M.; SERFOZO, R. F., Performance analysis of Time Warp with Limited Memory. In: *Proceedings of the 1992 ACM Sigmetrics Conference on Measurement and Modeling Computer Systems*, p. 213-224, 1992.
- (Almasi, 1994) ALMASI, G.S. and GOTTLIEB, A.. *Highly Parallel Computing*, 2^a ed., The Benjamin/Cummings Publishing Company, 1994.
- (Araújo *et al.*, 1999) ARAÚJO, A.P.F., SANTANA, M.J., SANTANA, R.H.C., SOUZA, P.S.L., DPWP - A New Load Balancing Algorithm. *5th International Conference on Information Systems Analysis and Synthesis - ISAS'99*, agosto, 1999.
- (Bagrodia, 1994) BAGRODIA, R. L. Language Support for Parallel Discrete-Event Simulations. *Proceedings of the 1994 Winter Simulation Conference – WSC'94*, pp. 1324-1331, 1994.
- (Bagrodia, 1996) BAGRODIA, R. L. Perils and Pitfalls of Parallel Discrete-Event Simulations. *Proceedings of the 1996 Winter Simulation Conference – WSC'96*, pp. 136-146, 1996.
- (Bagrodia *et al.*, 1998) BAGRODIA, R.; MEYER, R.; TAKAI, M.; CHEN, Y.; ZENG, X.; MARTIN, J.; SONG, H. PARSEC: A Parallel Simulation Environment for Complex Systems. *IEEE Computer*, v.3, n.10, p.77-85, 1998.
- (Banks, 1998) BANKS, J., *Handbook of Simulation: Principles, Methodology, Advances, Applications, and Practice*. New York: John Wiley & Sons, Inc., 1998.
- (Boukerche, 2002) BOUKERCHE, A. An Adaptive Partitioning Algorithm for Distributed Discrete Event Simulation Systems. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, n° 62, 1454-1475, 2002.

- (Boukerche & Das, 1997) BOUKERCHE, A.; DAS, S. K. Dynamic Load Balancing Strategies for Conservative Parallel Simulations. In: *Proceedings of the 11th workshop on Parallel and distributed simulation*. p.20-28, 1997.
- (Boukerche & Das, 1999) BOUKERCHE, A.; DAS, S. K. *Load Balancing Strategies Parallel Simulation on a Multiprocessor machine*. In: ZOBRIST, C.; BAGCHI, J.; WALRAND, J. (Eds.), *State-of-the-Art in Performance Modeling and Simulation*, Gordon and Breach, Londres, 1999.
- (Boukerche & Das, 2004) BOUKERCHE, A.; DAS, S. K. Reducing null messages overhead through load balancing in conservative distributed simulation systems. *Journal of parallel an distributed Computing*. V. 4, p. 330-344, march 2004.
- (Branco, 2000) BRANCO, K.R.L.J.C. *Índice de Carga e Desempenho em Ambientes Paralelos/Distribuídos - Modelos e Métricas*. Trabalho de doutorado em andamento no ICMC-USP, São Carlos, 2000.
- (Branco, 2004) BRANCO, K.R.L.J.C. *Índice de Carga e Desempenho em Ambientes Paralelos/Distribuídos: Modelagem e Métricas*. Tese (Doutorado em Ciências da Computação). ICMC-USP, São Carlos, 2004.
- (Bratley, 1987) BRATLEY, P. *A guide to Simulation*. Second Edition. New York: Springer-Verlag, 1987. p.31-45.
- (Brown, 1988) BROWN, R. Calendar Queues: A fast $O(1)$ Priority Queue Implementation for the Simulation Event Set Problem. *Communications of the ACM*. v. 31, nº 10, p. 1220-1227, October-1988.
- (Bruschi, 2002) BRUSCHI, S. M., *ASDA – Um Ambiente de Simulação Distribuída Automático*. Tese (Doutorado em Ciências da Computação). ICMC-USP, São Carlos, 2002.
- (Bryant, 1977) BRYANT, R. E., *Simulation of Packet Communications Architecture Computer Systems*. Massachusetts Institute of Technology, 1977. (Relatório Técnico 188 - MIT-LCS).

- (Burdorf & Marti, 1993) BURDORF, C.; MARTI J. Load Balancing Strategies for *Time Warp* on Multiuser Workstations. *The Computer Journal*, v. 36, n°. 2, p. 168-176, 1993.
- (Carothers et al., 2002) CAROTHERS, C. D.; BAUER, D.; PEARCE, S. ROSS: A high-performance, low-memory, modular Time Warp System. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, n° 62, p. 1648-1669, 2002.
- (Carothers & Fujimoto, 2000) CAROTHERS, C. D.; FUJIMOTO, R. M. Efficient Execution of *Time Warp* Programs on Heterogeneous, NOW Platforms. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, v. 11, n° 3, março, 2000.
- (Casavant & Kuhl, 1988) CASAVANT; T. L.; KUHL, J. G., A Taxonomy of scheduling in General-Purpose Distributed Computing Systems. *IEEE Transactions on Software Engineering*, p. 141-154, fevereiro, 1988.
- (Chandy & Misra, 1979) CHANDY, K. M., MISRA, J., Distributed Simulation: A Case Study in Design and Verification of Distributed Programs. *IEEE Transactions on Software Engineering*. SE-5, n.5, p. 440-452, 1979.
- (Chandy & Misra, 1981) CHANDY, K. M., MISRA, J. Asynchronous Distributed Simulation via a sequence of parallel computations. *Communications of ACM*, v.24, n.4, p. 11-14; 198-205, mar. 1981.
- (Chen & Szymanski, 2005) CHEN, G.; SZYMANSKI, B. K. DSIM: Scaling Time Warp to 1,033 processors. In: *Proceedings of the 2005 Winter Simulation Conference*. 2005.
- (Chiola & Ferscha, 1993) CHIOLA, G.; FERSCHA, A. Performance Comprable Implementation Desing of Synchronization Protocols for Distributed Simulation. *Technical Report Series of the Austrian Center for Parallel Computation*, ACPC/TR 93-23, December 1993.
- (Choe & Tropper, 1999) CHOE, M.; TROPPER, C. On Learning Algorithms an Balancing Loads in Time Warp. In: *Proceedings of the 13th Workshop on Parallel and Distributed Simulation (PADS '99)*, Atlanta, GA, USA, p. 101-108, May 1-4, 1999.

- (Clark *et al.*, 1995) CLARK, D.L.; CASAS, J.; OTTO, S.W.; PROUTY, R.M.; WALPOLE, J. *Scheduling of Parallel Jobs on Dynamic, Heterogeneous Networks*. janeiro, 1995. Disponível em: <http://www.cse.ogi.edu/DISC/projects/cpe/> Acesso em 12 janeiro 2004.
- (Cota & Sargent, 1989) COTA, B. A., SARGENT, R. G., A Framework for Automatic Lookahead Computation in Conservative Distributed Simulations. In: *Proceedings of the SCS Multiconference on Distributed Simulation*, p. 56-59. The Society for Computer Simulation International, 1989.
- (Dantas & Zaluska, 1998) DANTAS, M.A.R.; ZALUSKA, E.J. Efficient Scheduling of MPI applications on Networks of Workstations. *Future Generation Computer Systems - FGCS*, v.13, p.489-499, 1998.
- (Das & Fujimoto, 1993) DAS, R. S.; FUJIMOTO, R. M., A performance Study of the Cancellback Protocol for *Time Warp*. In: *Proceedings of the 7th Workshop on Parallel and Distributed Simulation*, p. 135-142, 1993.
- (Das *et al.*, 1994) DAS, S.; FUJIMOTO, R. M.; PANESAR, K.; ALLISON, D.; HYBINETE, M. GTW: A Time Warp System for Shared Memory Multiprocessors. *Proceedings of the 1994 Winter Simulation Conference*, p. 1332-1339, 1994.
- (Deelman & Szymanski, 1998) DEELMAN, E.; SZYMANSKI, B. K. Dynamic Load Balancing in Parallel Discrete Event Simulation for Spatially Explicit Problems. In: *Proceedings of the 12th Workshop on PADS*, Banff, Alberta, Canada, p. 46-53, May 1998.
- (Djemame *et al.*, 1996) DJEMAME, K.; BETTAZ, M.; GILLES, D. C.; MACKENZIE, L. M. Performance Comparison of High Level Algebraic Nets Distributed Simulation Protocols. *Proceedings of the 1996 Winter Simulation Conference (WSC'96)*, p.621-628,1996.
- (Ewing *et al.*, 1999) EWING, G.C.; PAWLIKOWSKI, K.; MCNICKLE, D. Akaroa-2: Exploiting Network Computing by Distributing Stochastic Simulation. In: *Proceeding of European Simulation Multiconference (ESM'99)*, Warson - Poland, p.175-181, 1999.

- (Feitelson & Rudolph, 1995) FEITELSON, D. G.; RUDOLPH, L., Parallel Job Scheduling: Issues and Approaches. In: *IPPS'95 Workshop on Job Scheduling Strategies for Parallel Processing*, Lecture Notes in Computer Science v.949, Santa Barbara, CA, USA, abril, 1995.
- (Ferrari & Zhou, 1987) FERRARI, D.; ZHOU, S. An Empirical Investigation of Load Indices for Load Balancing Applications. *Proceedings of the 12th Int'l Symposium on Computer Performance Modeling, Measurement, and Evaluation (Performance'87)*, p.515-528, 1987.
- (Fujimoto, 1990) FUJIMOTO, R. M., Parallel Discrete Event Simulation. *Communications of the ACM*, v. 33, n° 10, p. 31-53, 1990.
- (Fujimoto, 1990b) FUJIMOTO, R. M., Performance of Time Warp under Synthetic Workloads. *Proceedings of the SCS Multiconference on Distributed Simulation*, p.23-28,1990.
- (Fujimoto & Nicol, 1992) FUJIMOTO, R. M., NICOL, D., State of the Art in Parallel Simulation. In: *Proceedings of the 1992 Winter Simulation Conference*, p. 246-254, 1992.
- (Fujimoto, 1993) FUJIMOTO, R. M. Parallel and distributed discrete event Simulation: Algorithms and applications. In: *Proceedings of the 1993 Winter Simulation Conference*, December 1993.
- (Fujimoto, 2000) FUJIMOTO, R. M., *Parallel and Distributed Simulation Systems*. John Wiley & Sons, Inc., 2000.
- (Fujimoto, 2003) FUJIMOTO, R. M., Distributed Simulation Systems. In: *Proceedings of the 2003 Winter Simulation Conference*, p. 124-134, 2003.
- (Gan et al., 2000) GAN, B. P; LOW, Y. H.; JAIN, S.; TURNER, S. J.; CAI, W.; HSU, W. J.; HUANG, S. Y. Load Balancing for Conservative Simulation on Shared Memory Multiprocessor Systems. In: *Proceedings of the 14th Workshop on Parallel and Distributed Simulation (PADS 2000)*, p. 139-146, May 28-31 2000.

- (Ghosh *et al.*, 1994) GHOSH, K.; PANESAR, K.; FUJIMOTO, R. M.; SCHWAN, K., PORTS: A Parallel, Optimistic, Real-Time Simulator. *Proceedings of the 8th Workshop on Parallel and Distributed Simulation (PADS'94)*, 1994.
- (Glazer & Tropper, 1993) GLAZER, D. W.; TROPPER, C. On Process Migration and Load Balancing in *Time Warp*. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*. v. 4, n° 3, March 1993.
- (Gogf & Mott, 1995) GOGF, T. J.; MOTT, J. A., *Improve Quality & Productivity With Simulation*. JMI Consulting Group, 1995.
- (Hagenauer, 1999) HAGENAUER, H., Global Virtual Time Approximation for Split Queue *Time Warp*. *4th International ACPC Conference*. In: *Lecture Notes on Computer Science*, n° 1557, p. 540-548, 1999.
- (Heidelberger, 1988) HEIDELBERGER, P. Discrete Event Simulation and Parallel Processing: Statistical Properties. *SIAM J. Stat. Comput*, v.9, n.6, p.1114-1132, 1988.
- (Hoover & Perry, 1990) HOOVER, S.V., PERRY, R.F., *A Problem Simulation - Solving Approach*, Addison - Wesley Publishing Company, 1990.
- (Ishii, 2004) ISHII, R. P. *NBSP: uma política de escalonamento network-bound para aplicações paralelas distribuídas*. Dissertação de mestrado. ICMC-USP, São Carlos, 2004.
- (Jefferson, 1985) JEFFERSON, D. R., Virtual Time. *IEEE Transactions on Programming Languages and Systems*, v.7, n.3, p. 404-425, 1985.
- (Jones & Das, 2000) JONES, K. G.; DAS, S., Parallel Execution of a Sequential Network Simulator. In: *Proceeding of the 2000 Winter Simulation Conference (WSC'2000)*, p. 418-424, 2000.
- (Knop *et al.*, 1996) KNOP, F.; MASCARENHAS, E.; REGO, V., A Parallel GPSS Based on the Parasol Simulation System. *Proceedings of the 1996 Winter Simulation Conference (WSC'96)*, p. 801-808, 1996.

- (Kunz, 1991) KUNZ, T. The Influence of Different Workload Descriptions on a Heuristic Load Balancing Scheme. *IEEE Transactions on Software Engineering*, v.17, n.7, p.725-730, julho, 1991.
- (Lobato *et al.*, 2004) LOBATO, R. S., SANTANA, M. J., SANTANA, R. H. C., ULSON, R. S., *Uma hierarquia para classificação de protocolos otimistas de sincronização em simulação distribuída*. CLEI - Conferência Latino Americana em Informática: Arequipa : 2004.
- (Low *et al.*, 1999) LOW, Y.; LIM, C.; CAI, W.; HUANG, S.; HSU, W.; JAIN, S.; TURNER, S. J., Survey of Languages and Runtime Libraries for Parallel Discrete Event Simulation. *Technica article Simulation*, v.72, n.3, p. 170-186, 1999.
- (MacDougall, 1987) MACDOUGALL, M. H., *Simulating Computing Systems – Techniques and Tools*. The MIT Press, 1987.
- (Madiseti *et al.*, 1992) MADISETI, V. K.; HARDAKER, D. A.; FUJIMOTO, R. M.; *et al.*, The MIMDIX Operating Systems for Parallel Simulation. In: *Proceedings of the SCS Multiconference on Parallel and Distributed Simulation*, v. 24, n. 3, p. 65-74. The Society for Computer Simulation International, 1992.
- (Majumdar & Parsons, 2000) MAJUMDAR, S.; PARSONS, E. W. Parallel job scheduling: A performance perspective. In: *Performance Evaluation: Origins and directions*. Berlim: Springer, 2000, (Lecture Notes in Computer Science, v. 1769). p. 233–252.
- (Maryansky, 1980) MARYANSKI, F. J., *Digital Computer Simulation*. Hayden Book Company, 1980.
- (Martin & Bagrodia, 1995) MARTIN, J. M.; BAGRODIA, R. L. COMPOSE: An Object-Oriented Environment for Parallel Discrete-Event Simulations. *Proceedings of the 1995 Winter Simulation Conference (WSC'95)*, 1995.
- (Martin *et al.*, 2003) MARTIN, D. E.; WILSEY, P. A.; HOEKSTRA, R. J.; KEITER, E. R.; HUTCHINSON, T. V. R.; WATERS, L. J. Redesigning the WARPED Simulation Kernel for Analysis and Application Development. *Proceedings of the 36th Annual Simulation Symposium (ANSS'03)*, 2003.

- (Mascarenhas *et al.*, 1996) MASCARENHAS, E.; KNOP, F.; REGO, V. Parasol: A Multithreaded System for Parallel Simulation based on Mobile threads. *Proceeding of the 1996 Winter Simulation Conference (WSC'96)*, 1996.
- (Mattern, 1993) MATTERN, F. Efficient Algorithms for Distributed Snapshots and Global Virtual Time Approximation. *Journal of Parallel and Distributed Computing*. v.18, n°4, 1993.
- (McCalpin (a)) MCCALPIN, J.D. *STREAM: Sustainable Memory Bandwidth in High Performance Computers*. Disponível em: <http://www.cs.virginia.edu/stream> . Acesso em janeiro de 2004.
- (McCalpin (b)) MCCALPIN, J.D. *A Survey of Memory Bandwidth and Machine Balance in Current High Performance Computers*. Disponível em <http://home.austin.rr.com/mccalpin/papers/balance/> . Acesso em janeiro de 2004.
- (Mchaney, 1991) MCHANNEY, R. *Computer Simulation: a practical perspective*. Academic Press, San Diego: California, 1991.
- (Mehra & Wah, 1993); MEHRA, P.; WAH, B.W. *Automated Learning of Load-Balancing Strategies for a Distributed Computer System*. University of Illinois at Urbana-Champaign, 1993.
- (Meyer & Bagrodia, 1999) MEYER, R. A.; Bagrodia, R. L., Path Lookahead: a Data Flow View of PDES Models. In: *Proceedings of the 13th Workshop on Parallel and Distributed Simulation (PADS'99)*, 1999.
- (Misra, 1986) MISRA, J. Distributed Discrete-event Simulation. *ACM Computing Surveys*, v.18, n.1, p. 39-65, 1986.
- (Muniz, 1994) MUNIZ, F.J. *Parallel Load-Balancing on Message Passing Architectures*. Tese (Doutorado), Faculdade de Engenharia da Universidade de Southampton, março, 1994.
- (Naim, 1995) NAIM, A. K. *Systems Modeling and Computer Simulation*. Second Edition. New York: Marcel Dekker, 1995.
- (Nicol & Fujimoto, 1994) NICOL, D. M.; FUJIMOTO, R. M., *Parallel Simulation To-*

- day. *Annals of Operations Research*, vol. 53, p. 279-286, 1994.
- (Overeinder *et al.*, 1991) Overeinder, B.; HERTZBERGER, B.; SLOOT, P., *Parallel Discret Event Simulation*, 1991. Disponível em: <http://www.fwi.uva.nl/research/pwrs/papers/archieve/Overeinder91.htm>. Acesso em 27 novembro 2003.
- (Pegden *et al.*, 1991) PEGDEN, C.D., SHANNON, R.E., SADOWSKI, R.P., *Introduction to Simulation Using SIMAN*, McGraw-Hill International Editions, 1991.
- (Poplawski & Nicol, 1998) POPLAWSKI, A.; NICOL, D. M. Nops: A conservative parallel simulation engine for Ted. In *Proceedings of the 12th Workshop on Parallel and Distributed Simulation* (PADS'98), p. 180-187, 1998.
- (Prakash & Subramarian, 1991) PRAKASH, A.; SUBRAMARIAN, R., Optimistic Distributed Simulation. In: *Proceedings of the 24th annual Simulation Symposium*, p. 123-132, 1991.
- (Preiss & Loucks, 1990) PREISS, B. R.; LOUCKS, W. M., The Impact of Lookahead on the Performance of Conservative Distributed Simulation. In: *Proceeding of 1990 European Multiconference – Simulation Methodologies, Languages and Architectures*, p. 204-209, Nuremberg, FRG, June 1990.
- (Reiher & Jefferson, 1990) REIHER, P.L.; JEFFERSON, D. Dynamic Load Management in the Time Warp Operating System. *Trans. Society for Computer Simulation*, vol. 7, n°. 2, p. 91-120, June 1990.
- (Santana & Zaluska, 1988) SANTANA, M.J.; ZALUSKA, E.J. Load Balancing in a Session-based Distributes File-Store Architecture. *Software Practice and Experience*, v. 18(11), p. 1091-1107, novembro, 1988.
- (Schlagenhaft *et al.*, 1995) SCHLAGENHAFT, R.; RUHWANDL, M; SPORRER, C.; BAUER, H. Dynamic Load Balancing of a Multi-Cluster Simulator on a Network of Workstations. In: *Proceedings of the 9th Workshop on Parallel and Distributed Simulation*, p. 175-180, June 1995.

- (Schnor *et al.*, 1996) SCHNOR, B.; PETRI, S.; LANGENDÖRFER, H. Load Management for Load Balancing on Heterogeneous Platforms: A Comparison of Traditional and Neural Network Based Approaches. *Lecture Notes in Computer Science*, v.1124, pp. 611-614, agosto, 1996.
- (Schof, 1998) SCHOF, S., Efficient Data Structures for *Time Warp* Simulation Queue. *Journal of Systems Architecture*, n. 44, p. 497-517, 1998.
- (Shannon, 1975) SHANNON, R. E. *Systems Simulation, the Art and Science*. New Jersey: Prentice Hall, p. 67-98, 1975.
- (Shirazi *et al.*, 1995 (a)) SHIRAZI, B.A.; HURSON, A.R.; KAVI, K.M. Introduction to Scheduling and Load Balancing. Introdução do Primeiro Capítulo do Livro Scheduling and Load Balancing in Parallel and Distributed Systems, *IEEE Computer Society Press*, Los Alamitos, CA, p.2-6, USA, 1995.
- (Shirazi *et al.*, 1995 (b)) SHIRAZI, B.A.; HURSON, A.R.; KAVI, K. M. Mechanisms for Process Migration. Introdução do Sexto Capítulo do Livro Scheduling and Load Balancing in Parallel and Distributed Systems, *IEEE Computer Society Press*, Los Alamitos, CA, USA, p.411-413, 1995.
- (Shivaratri *et al.*, 1992) SHIVARATRI, N.G.; KRUEGER, P.; SINGHAL, M. Load Distributing for Locally Distributed Systems. *IEEE Computer Society Press*, dezembro, 1992.
- (Sleator & Tarjan, 1985) SLEATOR, D. D.; TARJAN, R. E. Self-Adjusting Binary search Trees. *Journal of the Association for Computing Machinery*, v. 32, nº 3, p. 652-686, July, 1985.
- (Simmonds, 2000) SIMMONDS, R.; BRADFORD, R.; UNGER, B., Applying Discrete Event Simulation to Network Emulation. In: *Proceeding of the 14th Workshop on Parallel and Distributed Simulation (PADS 2000)*, p. 15-22, 2000.
- (Soares, 1990) SOARES, L.F.G., *Modelagem e Simulação Discreta de Sistemas*, VII Escola de Computação, IME-USP, São Paulo, 1990.

- (Soares, 1992) SOARES, L. F. G., *Modelagem e Simulação Discreta de Sistemas*. Editora Campus Ltda, 1992.
- (Som & Sargent, 1993) SOM, T. K.; SARGENT, R. G. A New Process to Processor Assignment Criterion for Reducing *Rollbacks* in Optimistic Simulation. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, n° 18, p. 509-515, 1993.
- (Som & Sargent, 1998) SOM, T. K.; SARGENT, R. G. A Probabilistic Event Scheduling Policy for Optimistic Parallel Discrete Event Simulation. In: *Proceeding of the 12th Workshop on Parallel and Distributed Simulation*, p. 56-63, May 26-29, 1998.
- (Som & Sargent, 2000) SOM, T. K.; SARGENT, R. G. Model Structure and Load Balancing in Optimistic Parallel Discrete Event Simulation. In: *Proceeding of the 14th Workshop on Parallel and Distributed Simulation*, p. 147-154, May 28-31, 2000.
- (Song *et al.*, 1997) SONG, J.; CHOO, H.K.; LEE, K.M. Application-level load migration and its implementation on top of PVM. *Concurrency: Practice and Experience*, v.9(1), p.1-19, janeiro, 1997.
- (Souza, 2000) SOUZA, P. S. L., *AMIGO: Uma Contribuição para a Convergência na Área de Escalonamento de Processos*. Tese (Doutorado). IFSC-USP, São Carlos, Junho de 2000.
- (Souza *et al.*, 2000) SOUZA, P. S. L., SANTANA, M. J., SANTANA, R. H. C., *Escalonamento de Processos: Uma contribuição para a Convergência da Área*, Notas, Instituto de Ciências Matemáticas e de Computação, Universidade de São Paulo (ICMC/USP), 2000.
- (SPEEDES) SPEEDES Disponível em <http://www.speedes.com> . Acesso em novembro de 2003.
- (Srinivasan & Reynolds, 1995) SRINIVASAN, S.; REYNOLDS JR, P., NPSI Adaptive Synchronization Algorithms for PDES. In: *Proceedings of the 1995 Winter Simulation Conference*, p. 658-665. The Society for Computer Simulation International, USA, 1995.

- (SSBENCH) *SSBENCH CPU benchmark test.* Disponível em <http://www.spaennare.se/ssbench.html> Acesso em janeiro de 2004.
- (Tanenbaum, 1995) TANENBAUM, A.S. *Modern Operating Systems*. Prentice Hall, New Jersey, 1995.
- (Tatsumi, 2002) TATSUMI, S. E., *Análise e Avaliação do Uso da Ferramenta ParSMPL em um Ambiente de Simulação Distribuída Automático (ASDA)*. Monografia de qualificação (Mestrado), ICMC - USP, abril 2002.
- (Turner & Xu, 1992) TURNER, S. J.; XU, M. Q. A Portable Parallel Discrete Event Simulation System. *Proceedings os ESPRIT Workshop on Parallel Computing*, p. 284-287, March 1992.
- (Turner, 1998) TURNER, S. J., Models of Computation for Parallel Discrete Event Simulation. *Journal of Systems Architecture*, n. 44, p. 395-409, 1998.
- (Ulson *et al.*, 1997) ULSON, R. S.; SANTANA, R. H. C.; SANTANA, M. J. Distributed Simulation Environment for Computing Systems Performance Evaluation. *The proceeding of the 1997 Summer Computer Simulation Conference – Symposium of Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems (SPECTS'97)*, P. 85-90. The Society for Computer Simulation International, July 1997.
- (Vries, 1990) VRIES, R. C. Reducing Null Messages in Misra's Distributed Discrete Event Simulation Method. *IEEE Transactions on Software Engineering*, v. 16, n. 1, p. 82-91, January, 1990.
- (Xu & Chung, 2004) XU, J.; CHUNG, M. J. Predicting the Performance of Synchronous Discrete Event Simulation. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*. V.15, nº 12, p. 1130-1137, December 2004.
- (Zhang *et al.*, 2000) ZHANG, Y.; CAI, W.; TURNER, S. J., Parallel Discrete Event Simulation of Manufacturing Systems Using Parsec. In: *Proceedings of the 14th European Simulation Multiconference (ESM'2000)*, p. 296-301, 2000.

(Zhou et al., 1993)

ZHOU, S.; ZHENG, X.; WANG, J.; DELISLE, P. Utopia: a Load Sharing Facility for Large, Heterogeneous Distributed Computer Systems. *Software: Practice and Experience*, v.23(12), p.1305-1336, dezembro, 1993.

APÊNDICE A – Warped

Este apêndice descreve a interface fornecida pelo *Warped* para definir a estrutura de uma aplicação de simulação, com seus objetos, estados e eventos. Além disso, apresenta os principais mecanismos internos empregados pelo *Warped* para implementar o protocolo Time Warp. O particionamento de objetos para formar os *LPs* representa uma das tarefas mais importantes para garantir o bom desempenho da simulação distribuída. Diversas implementações relacionadas ao particionamento foram efetuadas nesse trabalho. Os detalhes foram descritos no capítulo 4, que descreveu a integração do *Warped* com a ferramenta *AMIGO*.

A1 - Interface com a aplicação (API)

A API (*Application Programming Interface*) do *Warped* é baseada nos conceitos do artigo original de Jefferson sobre o Time Warp (1985). Os objetos são modelados como entidades que enviam e recebem eventos entre si e trabalham esses eventos fazendo com que o estado do objeto seja alterado. Para isto, o sistema fornece funções básicas para enviar e receber eventos e a habilidade de especificar diferentes tipos de objetos, cada um com um tipo único de estado.

No *Warped*, os objetos são organizados em grupos chamados de Processos Lógicos (*LPs – Logical Processes*). Os objetos de um mesmo *LP* comunicam-se entre si sem a necessidade da rede de comunicação. É tarefa do algoritmo de particionamento agrupar os objetos em processos lógicos. Idealmente os objetos que se comunicam com mais frequência devem ser colocados no mesmo *LP*, tarefa esta, que pode não ser fácil, por envolver conhecimento sobre os padrões de comunicação entre os objetos da simulação. O escalonamento dos objetos

é uma tarefa atribuída ao processo lógico que, em cada passo da simulação, deve escolher qual objeto será o próximo a ser executado. Um objeto dentro de um *LP* age como um processo Time Warp, seguindo os conceitos da definição de Jefferson. Isso significa que, mesmo estando agrupados, a sincronização dos objetos não é forçada, dependendo do algoritmo de escalonamento. Isso ainda implica que os objetos sofrem *rollback* individualmente, o que significa que o regresso de um objeto a um estado anterior não implica regresso de todos os objetos do *LP*.

A interação entre o núcleo e a aplicação é feita toda através de invocação de métodos e ambos compartilham a mesma *thread*. Para que a simulação funcione corretamente o usuário deve fornecer ao núcleo diversas funções, sobrecarregando os métodos apropriados. Essas funções fornecem ao núcleo informações do tipo: como inicializar a aplicação e o que cada objeto faz durante um ciclo da simulação.

Nas seções seguintes, será apresentada uma descrição detalhada das principais classes da interface com a aplicação. Essas classes formam a base da implementação que deve ser derivada e especificada com as classes do usuário.

Há quatro classes abstratas básicas que devem ser especificadas em qualquer simulação que tenha algum significado. São elas: *Application*, *SimulationObject*, *State* e *Event*.

A1.1 - Classe *Application*

Das classes da API, a classe derivada de *Application* é a primeira a ser criada. Ela possui basicamente as tarefas de receber os parâmetros de linha de comando destinados à aplicação e criar os objetos. O particionamento do conjunto de objetos em *LPs* também pode ser uma tarefa de *Application* caso o usuário deseje utilizar um modo de particionamento diferente dos que existem no núcleo. Os principais métodos que devem ser definidos são:

➤ *initialize e finalize*

O método *initialize* recebe como parâmetro a lista dos argumentos passados à aplicação na linha de comando. É recomendado que qualquer validação de parâmetros ou outros testes necessários sejam realizados nesse método. O *finalize* permite que a aplicação imprima as saídas necessárias quando a simulação termina.

➤ ***getSimulationObjects***

Os objetos da simulação devem ser criados na implementação desse método. Os objetos devem receber nomes, que serão gerenciados pelo núcleo e usados como referência aos objetos. Qualquer tarefa que exija passar informações aos objetos para que eles possam iniciar corretamente deve ser feita nesse método. Exemplos dessas tarefas incluem: definir a topologia de comunicação entre os objetos, passando a cada um os nomes dos seus vizinhos e definir alguma regra sobre como os objetos irão enviar os eventos iniciais.

➤ ***getPartitionInfo***

Caso defina-se que o particionamento dos objetos é responsabilidade da aplicação, a tarefa deve ser feita por esse método. Nesse caso, uma instância de uma classe de particionamento (derivada da classe *Partitioner*), deve ser criada. A lista dos objetos é passada para a classe de particionamento que retorna um objeto do tipo *PartitionInfo*, que contém as partições, e é retornado para o núcleo.

A1.2 - Classe *SimulationObject*

A classe *SimulationObject* define os dados e os métodos que cada objeto precisa para funcionar. O usuário pode definir vários tipos de objetos, contanto que sejam derivados desta classe. O conjunto de métodos definido nesta classe forma a interface vista pela aplicação. Os principais métodos que devem ser definidos são:

➤ *initialize e finalize*

O método *initialize* é chamado pelo núcleo, para todos os objetos, antes que a simulação inicie. A ação mais comum executada nesse método é o envio de eventos iniciais. É natural que pelo menos um objeto envie um evento antes que a simulação comece para que um outro objeto tenha algo para fazer; caso contrário, a simulação terminaria mesmo antes de começar. O método *finalize* é chamado quando a simulação termina. Ele permite que os objetos colem estatísticas, fechem arquivos, produzam saída, etc. O objetivo principal é permitir uma finalização “limpa”.

➤ *executeProcess*

O núcleo chama esse método quando o objeto tem pelo menos um evento para executar. O código do método corresponde a todas as tarefas que o objeto deve executar em um ciclo da simulação. Comumente, em um ciclo o objeto recebe os eventos destinados a ele naquele instante do tempo virtual, processa os eventos, atualiza o seu estado e se necessário, envia novos eventos.

➤ *allocateState e deallocateState*

Esses métodos são responsáveis por alocar e desalocar instâncias do estado do objeto. O método *allocateState* é chamado antes que a simulação inicie e sempre que um estado deve ser salvo. O método *deallocateState* é chamado quando as cópias de estados armazenadas não são mais necessárias. Isso acontece durante o processo de limpeza (*garbage collecting*), executado sempre que o *GVT* é atualizado. No momento da chamada desse método o objeto pode tanto apagar a instância do estado como pode armazená-la e reutilizá-la em uma chamada à *allocateState*.

➤ *getEvent*

Retorna o próximo evento que deve ser tratado pelo objeto. Normalmente as chamadas a esse método devem ser controladas com chamadas a *haveMoreEvents()*, como no exemplo a seguir:

```
while (haveMoreEvents()) {
    Event1 *event = getEvent();
    Do(event);
}
```

Um código como esse deve residir no método *executeProcess* e irá garantir o tratamento de todos os eventos recebidos pelo objeto no tempo virtual atual.

A1.3 - Classe *State*

No *Warped* o estado de um objeto é definido utilizando os recursos da classe abstrata *State*. Os estados são gerenciados pelo núcleo, que salva instâncias dessa classe de acordo com o algoritmo de salvamento de estados escolhido. A criação e a destruição de instâncias de estados são tarefas do objeto.

Além o construtor e o destruidor as classes derivadas de *State* devem fornecer apenas um método obrigatório: *copyState*.

➤ *copyState*

Quando o núcleo precisa salvar um estado ele executa dois passos básicos: (1) requisita que o objeto aloque uma nova instância do estado através da chamada à *SimulationObject::allocateState* e (2) invoca o método *copyState* para que ele copie corretamente o conteúdo do estado a ser salvo para a nova instância. A tarefa de copiar o estado é deixada a cargo da aplicação porque a instância do estado pode conter ponteiros para outros objetos ou outros objetos podem conter ponteiros para o estado. Todos os ponteiros devem ser acertados pela

aplicação. Caso esse tipo de situação não aconteça numa aplicação é possível definir o estado como uma subclasse de *FlatState* em vez de *State*. Nesse caso, uma implementação padrão de *copyState* é fornecida e a aplicação do usuário deve apenas definir o método *FlatState::getSize* que informa ao núcleo o tamanho da instância do estado.

A1.4 - Classe *DefaultEvent*

Os eventos representam a comunicação entre os objetos. É comum as simulações possuírem diversos tipos de eventos. Um novo tipo de evento é criado a partir da derivação da classe *DefaultEvent* que, por sua vez, é derivada da classe abstrata *Event*. Contudo, é possível que uma simulação não necessite especificar nenhum novo tipo de evento, sendo possível criar instâncias diretamente a partir da classe *DefaultEvent*. Nesse caso o evento enviado carrega apenas as informações básicas definidas na classe *Event*, que são: tempo virtual em que o evento foi enviado, tempo virtual em que o evento será recebido, nome do objeto transmissor, nome do objeto receptor e um número identificador.

Se, além das informações básicas, os eventos necessitam carregar mais informações, novas variáveis devem ser incluídas na parte de dados da nova classe. Nesse caso, os seguintes métodos adicionais devem ser redefinidos pela classe derivada:

➤ *serialize e deserialize*

As instâncias das classes que definem tipos de evento são transmitidas através de mensagens. Esses dois métodos executam a tarefa de empacotar e desempacotar os dados das instâncias para que eles possam ser inseridos nas mensagens. Essas tarefas também são conhecidas como serialização e deserialização.

➤ *eventCompare*

O *Warped* exige que seja fornecido um método para comparar dois eventos para conferir se eles são idênticos ou não. O núcleo fornece o método *compareEvents* que testa a i-

gualdade das informações básicas, ficando a critério da aplicação definir quais são as informações adicionais que garantem a igualdade de dois eventos.

➤ *new e delete*

Em casos onde se deseja reaproveitar a memória utilizada por uma instância de um evento é comum que os operadores *new* e *delete* sejam sobrecarregados. A biblioteca *clutils*, que faz parte da distribuição do *Warped*, fornece um contêiner para facilitar o reaproveitamento de instâncias. Ele possui o funcionamento de uma pilha onde as referências para os objetos são inseridas e retiradas e memória ocupada não é desalocada. Numa simulação, o número de eventos circulando pode ser extremamente grande fazendo com o volume de novas instanciações degrade o desempenho da simulação. Na maioria dos casos uma nova instanciação é uma operação mais lenta do que um reaproveitamento de memória através da pilha.

A2 - Arquitetura do núcleo

Esta seção apresenta a estrutura interna do núcleo de simulação do *Warped*. Será apresentada uma descrição dos mecanismos que o núcleo emprega para implementar uma simulação *Time Warp*.

A2.1 - Gerenciadores de simulação

Os principais mecanismos utilizados pelo núcleo são controlados pelo gerenciador de simulação (*Simulation Manager* ou *SM*). Há dois tipos de *SM* implementados no *Warped*: um para simulação sequencial e outro para simulação com o protocolo *Time Warp*.

Um *SM* fornece uma interface para que um objeto da simulação possa desempenhar tarefas como: comunicar-se com outros objetos, receber eventos e informar-se sobre o tempo da simulação, etc. Essa interface é definida na classe abstrata *SimulationManager* e implementa-

da nas classes *SequentialSimulationManager* e *TimeWarpSimulationManager* (*TWSM*). Esse projeto de gerenciamento permite que uma mesma aplicação seja executada em modo sequencial ou distribuído sem que nenhuma de suas classes tenha o código modificado.

A escolha do gerenciador é feita em tempo de execução, portanto, a aplicação não precisa sequer ser recompilada. A própria estrutura interna do código do *Warped* foi feita de forma flexível com relação ao *SM* já que muitas classes internas comunicam-se apenas com a interface *SimulationManager*. Isso permitiria adicionar um novo tipo de *SM*, por exemplo, para implementar um protocolo de sincronização conservativo, sem muitas modificações na estrutura do núcleo. A figura A.1 exibe um diagrama de classe composto das classes que interagem com os *SMs*.

O *SM* gerencia toda a estrutura da simulação, por isso está conectado às principais classes que implementam diversos mecanismos, como: gerenciamento dos objetos, gerenciamento da lista de eventos, escalonamento de objetos e gerenciamento do tempo virtual. No caso do *TWSM*, o gerenciador do *TimeWarp*, alguns mecanismos adicionais são gerenciados, como: salvamento de estados, cálculo do tempo global virtual (*GVT*), particionamento dos objetos e comunicação externa.

As discussões que se seguem serão focadas no funcionamento dos mecanismos para simulação distribuída com *TimeWarp*. A partir desse ponto a sigla *SM* será utilizada como sinônimo de *TWSM* (*TimeWarpSimulationManager*) .

Figura A.1 Diagrama de classes relacionadas ao SM.

A2.2 - Gerenciamento dos objetos

No *Warped*, os objetos são identificados por um nome definido pelo usuário. Numa simulação, qualquer referência a um objeto deve ser feita pelo nome. Isso é obtido através de uma chamada ao método *SimulationManager::getObjectHandle*, que recebe como parâmetro uma string com o nome e retorna uma referência para um *SimulationObject*. No caso das simulações distribuídas, a referência ainda pode ser do tipo *SimulationObjectProxy*, que provê acesso ao mecanismo de comunicação externa. Isso ocorre quando o objeto requisitado não reside no mesmo *LP* do objeto que pediu a referência. Mesmo assim, o envio de eventos pode ser feito utilizando as mesmas chamadas de métodos, já que o *proxy* é um tipo de objeto.

Internamente o SM mantém um Mapa de Dispersão (*Hash Map*), construído no momento da criação dos objetos, que mantém as relações de nomes e referências para todos os objetos da simulação. Os mapas de dispersão são estruturas de dados eficientes e representam uma boa opção quando se trata de buscas utilizando *strings* como chave. Isso proporciona ao *Warped* flexibilidade e facilidade de uso sem penalizar o desempenho.

A2.3 - Escalonamento e listas de eventos

O escalonador é um mecanismo presente nos *LPs* que tem a responsabilidade de selecionar o próximo objeto a ser executado. A escolha é dependente de alguma regra que normalmente é relacionada ao tempo virtual dos eventos recebidos pelos objetos. Atualmente, no *Warped*, o único algoritmo de escalonamento de objetos implementado é o *LTF* (*Lowest Timestamp First* ou Menor *Timestamp* Primeiro). No *LTF* o próximo objeto a ser executado é sempre o receptor do evento com menor *timestamp*, presente na lista de eventos não processados. A atividade de escalonamento está diretamente ligada com o tipo de armazenamento das listas de eventos.

O núcleo do *Warped* está preparado para utilizar duas formas de gerenciamento de listas de eventos: centralizada e descentralizada. Na primeira abordagem, todos os eventos recebidos pelos objetos de um *LP* são armazenados em uma mesma estrutura de dados, enquanto que na abordagem descentralizada, uma estrutura separada é mantida para cada objeto. Na versão utilizada neste trabalho, a única implementação que estava funcionando corretamente era uma versão simples do gerenciamento descentralizado utilizando listas ordenadas.

O escalonamento é deixado a cargo da classe *SchedulingManager*, que em cada instante do tempo virtual de simulação recebe uma chamada do *SM* requisitando uma referência ao próximo evento a ser tratado. No escalonamento padrão do *Warped*, o escalonador percorre a lista de objetos do *LP* acessando a lista de eventos de cada um, em busca do evento com menor *timestamp*, cuja referência é retornado ao *SM*. Utilizado o nome do objeto receptor, que está contido na instância do evento, o *SM* obtém uma referência ao próximo objeto a ser executado. Em seguida, o método *executeProcess* do objeto receptor é invocado.

Cada objeto mantém duas listas de eventos: uma com os eventos processados e outra com os eventos não processados. A lista dos eventos processados é ordenada sob-demanda, isto é, ela pode ficar desordenada após uma ou mais modificações e é reordenada apenas quando o evento de menor *timestamp* deve ser retirado. Um evento processado permanece armazenado em sua lista enquanto há a possibilidade de ocorrer um *rollback* que faça a simulação voltar a um ponto anterior ao seu tempo de recebimento. Caso isso ocorra, os eventos processados com tempos virtuais menores ou iguais ao tempo do *rollback* e que não tenham sido cancelados por antimensagens, são movidos de volta para a lista dos não-processados.

As listas ordenadas possuem baixa complexidade e são fáceis de implementar, contudo podem apresentar desempenho insatisfatório frente a grandes quantidades de eventos, devido à complexidade dos algoritmos de ordenação. Estruturas de dados mais eficientes são frequentemente empregadas no gerenciamento de listas de eventos, tanto em simulações distribuídas como seqüenciais. Alguns exemplos dessas estruturas incluem: splay trees (Sleator & Tarjan, 1985) e calendar queues (Brown, 1988).

A2.4 - Tempo virtual

O *Warped* define a noção de tempo virtual através da classe abstrata *VTime*. A única classe derivada presente no núcleo é *IntVTime*, na qual cada instante de tempo virtual é representado por um número inteiro. Caso haja necessidade de representar o tempo virtual com outros tipos de dados, basta criar uma classe derivada de *VTime* e implementar os métodos necessários. É comum alguns tipos de simulações utilizarem tipos de dados mais complexos para representar o tempo virtual, como vetores ou números reais.

A classe *VTime* e suas derivações são usadas tanto para representar o tempo virtual local de cada objeto como o tempo virtual global (*GVT*). O gerenciamento do *GVT* é uma tarefa que influencia significativamente o desempenho de uma simulação *Time Warp*. A principal

influência é no gerenciamento dos dados que devem ser salvos para posteriormente serem recuperados em caso de *rollback*. Esses dados incluem os estados dos objetos e as cópias das mensagens enviadas e recebidas. O *GVT* define o instante do tempo virtual no qual todos os objetos chegaram. Seguramente não ocorrerá *rollback* para trás desse tempo. A atualização do *GVT* indica o momento em que um procedimento de limpeza (*garbage collecting*) pode ser disparado para excluir os que foram salvos e não são mais necessários.

A classe abstrata *GVTManager* define as funcionalidades básicas de um esquema de gerenciamento de *GVT*. No núcleo existe apenas um esquema implementado, que é o algoritmo de Mattern (Mattern, 1993). Esse método funciona através da passagem de duas rodadas de mensagens de controle para criar dois cortes que dividem a simulação entre passado e futuro. Os cortes são feitos de forma a evitar o problema das mensagens transientes que podem causar erros no cálculo do *GVT*. O primeiro corte indica o início da fase de cálculo, onde cada objeto registra o tempo do evento enviado com menor *timestamp*. O segundo corte garante que todas as mensagens enviadas antes do primeiro corte foram recebidas.

A frequência com que o processo de cálculo do *GVT* é disparado é definida por um parâmetro chamado “período”. Esse parâmetro baseia-se na quantidade de eventos executados. Cada vez que um ou mais eventos são processados por um objeto em um instante da simulação a variável de controle do período é incrementada. Quando essa variável atinge o valor do período uma fase de cálculo do *GVT* é disparada. Um valor do período menor aumenta a frequência de atualização do *GVT* e da execução do processo de limpeza. Períodos curtos podem causar excesso de comunicação e afetar negativamente o desempenho. Períodos mais longos fazem com que a influência no desempenho da simulação seja menor, mais em contrapartida, o espaço de memória necessário para armazenar estados e mensagens aumenta significativamente.

A2.5 - Salvamento de estados

No núcleo, há um gerenciador responsável por tratar das tarefas relativas ao salvamento de estados. A classe abstrata *StateManager* define a interface básica dos gerenciadores de estados. O salvamento de estado periódico é o único que está implementado atualmente no *Warped*. A classe *PeriodicStateManager* implementa a lógica necessária. Nesse tipo de salvamento os estados são copiados para uma lista periodicamente.

A frequência do salvamento depende de um período que deve ser definido pelo usuário. Se o período for igual a 0, o estado é copiado sempre que alterado. Isso é equivalente à definição do esquema *Copy State Saving*.

Um período maior que 0 define de quanto em quanto tempo a cópia será feita, como definido pelo esquema *Sparse State Saving*. Nesse caso, quando ocorre um *rollback*, o objeto deve voltar para o último estado salvo antes do tempo do *rollback*. Isso pode implicar num retorno mais longo ao que seria necessário caso os estados fossem salvos mais frequentemente.

Na versão utilizada neste trabalho o gerenciador de salvamento não funcionava caso o período fosse maior que 0.

A2.6 - Particionamento dos objetos

O particionamento dos objetos para formar os *LPs* é uma das tarefas mais importantes quando se trata de garantir o bom desempenho da simulação. Uma porção significativa do esforço deste trabalho foi empregada no estudo dessa tarefa. O objetivo do particionamento é dividir os objetos em grupos de acordo com alguma regra. Cada grupo de objetos torna-se um *LP*. O *Warped* só permite que se tenha um *LP* por máquina.

O particionamento pode ser feito pelo núcleo ou pode ser deixado a cargo da aplicação. Em ambos os casos, a lógica do particionamento deve ser definida numa classe derivada de *Partitioner*. Essa classe abstrata define apenas o método *partition*, dentro do qual deve ser implementada a heurística. Originalmente o núcleo implementa apenas um tipo de particionamento, através da classe *RoundRobinPartitioner*. A *Round-robin* é uma das heurísticas mais simples possíveis; ela divide os objetos igualmente entre os *LPs* e não utiliza qualquer tipo de conhecimento sobre o modelo de simulação ou sobre a plataforma. Apesar de simples, essa heurística é opção mais indicada quando não se pode basear as decisões de particionamento em informações mais detalhadas.

A implementação do método *partition* deve preparar um objeto do tipo *PartitionInfo* e usá-lo como valor de retorno. Após a execução da heurística de particionamento esse objeto deve conter um número de partições equivalente ao número de *LPs*. Cada partição é uma lista de ponteiros para objetos.

A2.7 - Comunicação Externa

O sistema de comunicação do *Warped* foi projetado para proporcionar principalmente uma boa flexibilidade. Isso é obtido com alguns níveis de abstração que isolam a implementação da comunicação física do gerenciador da simulação.

O gerenciador da simulação distribuída (*TimeWarpSimulationManager*) é ligado à classe abstrata *CommunicationManager*. Essa classe provê os métodos necessários para enviar e receber mensagens através da rede. Atualmente há duas classes concretas derivadas de *CommunicationManager*, que implementam diferentes estratégias para gerenciar as mensagens. A classe *DefaultCommunicationManager* implementa o mecanismo padrão no qual as mensagens são enviadas imediatamente após a requisição do *SM*, ao contrário do que acontece na implementação do gerenciador de comunicação com agregação de mensagens. Essa

otimização, implementada pela classe *MessageAggregatingCommunicationManager*, procura diminuir o impacto da latência da rede atrasando o envio de algumas mensagens por certo tempo, agrupando-as e enviando-as de uma só vez. O mecanismo de comunicação padrão sem agregação de mensagens foi adotado nos testes realizados nesse estudo.

A classe *CommunicationManager* não implementa a comunicação física. Isso é deixado para o segundo nível de abstração, definido na classe *PhysicalCommunicationLayer*. Essa é uma classe abstrata que define os métodos que devem ser implementados pelos sistemas específicos de comunicação física. O *Warped* suporta atualmente três tipos de comunicação fornecidos pela biblioteca *ecmpl*: *MPI*, *TCP* ou *UDP*. No primeiro caso a distribuição dos processos e a comunicação entre os *LPs* são feitos através da biblioteca *MPI* (*Message Passing Interface*). Nas outras opções a comunicação é feita diretamente através de *sockets TCP* ou *UDP*, dependendo da escolha do usuário. A biblioteca *ecmpl* faz parte da distribuição do *Warped*.

Nas execuções feitas para este trabalho, o modo de comunicação utilizado foi com o auxílio da biblioteca *MPI*. Atualmente a implementação *MPICH* é a única suportada pelo *Warped*.

A3 - Configuração automática do sistema

As funcionalidades do *Warped* são configuradas automaticamente na fase de inicialização da simulação. Diversos mecanismos podem ser personalizados sem que o programa precise ser recompilado. Esta seção descreve o significado dos parâmetros mais relevantes. O tópico A.4 apresenta um arquivo de configuração completo para ser usado em uma simulação *Time Warp*.

Cada parâmetro é descrito em uma linha no formato:

Nome: Valor

Os parâmetros relacionados são agrupados em escopos, que podem ser aninhados, como pode ser observado no exemplo a seguir.

```
TimeWarp {
  Scheduler {
    Type : Default
  }
}
```

O parâmetro *Simulation* pode receber os valores “*Time Warp*” ou “*Sequential*”. No primeiro caso uma simulação distribuída é realizada. No segundo caso adota-se uma simulação seqüencial.

O escopo *Time Warp*, contém vários escopos internos que definem as escolhas de mecanismos que serão usados na simulação e suas configurações.

O escopo *Scheduler* foi criado para permitir a configuração do mecanismo de escalonamento de objetos. A versão do Warped utilizada neste trabalho contém apenas uma opção de escalonamento (valor *Default*). O algoritmo dessa versão corresponde ao escalonamento LTF (*Lowest Timestamp First*).

Através do escopo *EventList* é possível configurar o mecanismo de gerenciamento das listas de eventos. O parâmetro *Type* define a estrutura de dado utilizada, podendo assumir os valores *Default* e *Multiset* no caso de simulação paralela e *Default*, *SplayTree* e *SingleLinkedList* para a simulação seqüencial. O parâmetro *Organization* define se será mantida uma lista conjunta de eventos para todos os objetos de cada LP (valor *Centralized*) ou se uma lista de eventos separada será criada para cada objeto (valor *Decentralized*).

O mecanismo de monitoramento e instrumentação de simulação pode ser ativado ou desativado através do arquivo de configuração. A opção *Type*, do escopo *ControlManager* pode receber os valores *Active* (mecanismo ativo) ou *Inactive* (mecanismo inativo).

O escopo *CommunicationManager* contém os parâmetros necessários para configurar o gerenciador de comunicação. O parâmetro *PhysicalLayer* define o protocolo de comunica-

ção utilizado para troca de mensagens entre diferentes gerenciadores de simulação. Os valores possíveis para esse parâmetro são *MPI*, *UDPSelect* e *TCPSelect*. O parâmetro *Type* define se haverá agregação de mensagens (valor *MessageAggregating*) ou não (valor *Default*). O parâmetro *Nodes* é usado para definir os nomes das máquinas participantes da simulação. Os nomes das máquinas participantes, com exceção da máquina de onde a simulação será iniciada, devem escritos separados por vírgulas.

O comportamento do gerenciador de salvamento de estados pode ser ajustado através do escopo *StateManager*. O parâmetro *Type* pode assumir dois valores: *Periodic* ou *Adaptive*. No primeiro caso, é feito um salvamento de estados do tipo *Copy State Saving*, sendo que o intervalo de salvamento é controlado pelo parâmetro *Period*. No segundo caso seria usado um salvamento de estados adaptativo, contudo, o Warped não inclui nenhuma implementação desse tipo de salvamento.

O escopo *OutputManager* contém um parâmetro (*Type*) para definir como será feito o cancelamento dos eventos enviados na ocorrência de *rollback*. As opções disponíveis são *Aggressive* e *Lazy*. No primeiro caso, usa-se o método de cancelamento agressivo (seção 2.5.2) enquanto que no segundo caso usa-se o método preguiçoso.

O último escopo de configuração disponível no arquivo de configuração do Warped é o escopo *GvtManager*. Ele é usado para configurar o mecanismo de controle do GVT, através dos parâmetros *Type* e *Period*. O parâmetro *Type* pode receber apenas o valor *Mattern* (Mattern, 1993), que corresponde ao único tipo de cálculo de GVT implementado no Warped. O parâmetro *Period* controla a frequência em que o cálculo do GVT é chamado. Quanto menor o valor do período, mais frequentemente o cálculo será disparado.

A4 - Exemplo de um arquivo de configuração do *warped*

```
# FileName: parallel.config

# Purpose : This is a configuration file that the simulation kernel
#           requires for configuring the different components in the
#           simulation kernel.

# Notes    : Empty lines are ignored; a comment is indicated by a "//".

# Do you want debugging information to be shown
# Note: You will have to build with the -DDEVELOPER_ASSERTIONS flag turned
#       on before you can use this option.
# Choices:
# [a] True or False

Debug : false

ParallelDebug {
# SpinBeforeConfiguration : false
}

# What type of simulation would you like:
# Choices:
# [a] "Sequential"
# [b] "TimeWarp"

Simulation : TimeWarp # or sequential
TimeWarp {
    Scheduler {
        Type : Default # Only choice
    }

    EventList {
        Type : Default # could be MultiSet, or in the case of sequential it
                        # could be SplayTree or SingleLinkedList
        Organization : Decentralized
    }

    ControlManager {
        Type : Inactive # Could be Active
    }

    CommunicationManager {
        PhysicalLayer : MPI # Could be UDPSelect or TCPSelect
        Type : Default # Could be MessageAggregating
        StartingNode : lasdpc17
        Nodes : lasdpc16, lasdpc14 # List of nodes to simulate on IN ADDITION TO
starting node, separated by commas
    }

    StateManager {
        type : periodic # Could be adaptive
        period : 0
    }
}
```

```
OutputManager {
  type : aggressive # Could be Lazy or Aggressive
}

GvtManager {
  type : Mattern # Currently the only type
  period : 500 # an int value
}

Partitioning {
  Responsibility : Kernel # Kernel or Application(Ignores other
parameters)
  Organization : Decentralized
  Type : Balance # RoundRobin or Balance
  AMIGO : Inactive # Could be Active
  Speeds : "/home/barbara/w/warped/test/bench.res"
}
}
```


APÊNDICE B - Tabelas de dados

B.1. Ambiente Dedicado

B.1.1. Modelos executados com benchmark de CPU

Execução	Tempo Total	Eventos			Total Cancelados	Total Realizados	Rollbacks				Causados por:			
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados			Eficiência	Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	24,885	1957,843	1917,247	47941	1001	46940	0,979	505	224	281	8	59	105	52
2	25,411	1949,994	1879,793	48994	1762	47232	0,964	902	361	541	14	132	130	115
3	25,387	1950,822	1893,970	48891	1430	47461	0,971	749	331	418	19	91	140	81
4	25,395	1955,405	1911,679	48937	1098	47839	0,978	564	259	305	13	74	106	66
5	25,353	1953,175	1893,643	48991	1496	47495	0,969	781	297	484	15	90	126	66
6	26,859	1939,208	1869,423	50112	1832	48280	0,963	897	347	550	27	112	117	91
7	24,981	1962,099	1917,192	48404	1115	47289	0,977	580	264	316	17	78	110	59
8	25,297	1954,728	1885,187	48972	1746	47226	0,964	859	334	525	11	115	144	64
9	25,055	1960,241	1910,110	48485	1246	47239	0,974	619	297	322	22	100	120	55
10	25,416	1946,612	1893,528	48970	1336	47634	0,973	704	294	410	16	92	112	74
11	25,598	1955,956	1897,499	49462	1464	47998	0,970	811	365	446	28	119	149	69
12	25,429	1952,548	1895,579	49008	1436	47572	0,971	728	299	429	15	90	120	74
13	25,506	1951,062	1886,727	48997	1617	47380	0,967	809	330	479	25	90	125	90
14	25,002	1957,408	1911,851	47976	1127	46849	0,977	577	284	293	10	83	135	56
15	24,995	1960,031	1914,589	47945	1125	46820	0,977	574	243	331	7	84	112	40
Média	25,371						0,972	711						

Tabela B. 1 - Dados da execução do Modelo J com *benchmark de cpu*.

<i>Execução</i>	Eventos			Total Pro- cessados	Total Cance- lados	Total Reali- zados	Rollbacks				Causados por:			
	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo				Eficiência	Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
<i>1</i>	40,043	1303,793	1209,781	51579	3724	47855	0,928	1759	566	1193	146	219	116	85
<i>2</i>	44,136	1291,055	1168,724	55889	5287	50602	0,905	2532	750	1782	178	291	141	140
<i>3</i>	41,759	1295,678	1212,770	53148	3444	49704	0,935	1711	546	1165	120	208	128	90
<i>4</i>	41,474	1293,459	1206,045	53209	3599	49610	0,932	1798	582	1216	140	231	128	83
<i>5</i>	40,848	1301,010	1194,625	52694	4302	48392	0,918	2063	660	1403	162	232	144	122
<i>6</i>	42,985	1333,118	1197,654	56440	5672	50768	0,900	2731	800	1931	188	338	152	122
<i>7</i>	41,158	1290,664	1204,486	52706	3539	49167	0,933	1742	506	1236	124	211	93	78
<i>8</i>	41,758	1300,551	1205,670	53242	3914	49328	0,926	1922	673	1249	171	231	148	123
<i>9</i>	42,156	1301,168	1203,951	53756	4065	49691	0,924	1953	647	1306	159	257	138	93
<i>10</i>	41,778	1286,165	1180,062	53255	4393	48862	0,918	2229	693	1536	215	233	132	113
<i>11</i>	42,139	1303,664	1197,078	54309	4445	49864	0,918	2194	662	1532	158	245	153	106
<i>12</i>	42,636	1291,302	1190,544	54275	4271	50004	0,921	2174	644	1530	146	255	144	99
<i>13</i>	42,978	1280,910	1185,562	54372	3983	50389	0,927	1941	612	1329	132	253	134	93
<i>14</i>	42,421	1304,010	1197,473	54786	4490	50296	0,918	2169	608	1561	126	232	128	122
<i>15</i>	42,774	1313,052	1197,055	55351	4922	50429	0,911	2425	696	1729	136	299	162	99
Média	42,069						0,921	2090						

Tabela B.2 - Dados da execução do Modelo K com *benchmark* de *cpu*.

<i>Execução</i>	Eventos						Rollbacks				Causados por:			
	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
<i>1</i>	24,558	2017,993	1930,072	48380	2144	46236	0,956	1058	352	706	84	141	77	50
<i>2</i>	23,934	2024,323	1945,847	47888	1850	46038	0,961	930	346	584	55	149	102	40
<i>3</i>	25,027	2031,100	1947,879	49461	2065	47396	0,958	1058	377	681	81	138	100	58
<i>4</i>	25,316	2031,487	1940,340	50508	2254	48254	0,955	1146	390	756	98	112	107	73
<i>5</i>	24,661	1998,409	1916,926	48445	1943	46502	0,960	995	373	622	60	153	114	46
<i>6</i>	24,278	2062,342	1990,591	48479	1724	46755	0,964	840	320	520	70	120	73	57
<i>7</i>	25,388	2062,742	1962,089	51042	2534	48508	0,950	1271	420	851	85	160	111	64
<i>8</i>	24,577	2013,984	1936,882	48973	1886	47087	0,961	947	368	579	60	147	116	45
<i>9</i>	24,782	2022,490	1922,913	50045	2458	47587	0,951	1226	449	777	88	165	128	68
<i>10</i>	25,062	2039,463	1944,947	50585	2318	48267	0,954	1179	412	767	72	183	104	53
<i>11</i>	24,116	2065,465	1983,784	48534	1957	46577	0,960	958	388	570	64	155	121	48
<i>12</i>	24,818	2022,637	1944,471	49002	1926	47076	0,961	986	385	601	59	146	112	68
<i>13</i>	24,498	2021,796	1922,236	48429	2351	46078	0,951	1142	418	724	84	165	116	53
<i>14</i>	24,608	2026,568	1940,033	48370	2114	46256	0,956	1052	417	635	96	162	99	60
<i>15</i>	24,908	1999,920	1892,704	49491	2627	46864	0,947	1295	466	829	109	168	121	68
Média	24,702						0,956	1072						

Tabela B. 3- Dados da execução do Modelo L com *benchmark* de *cpu*.

<i>Execução</i>	Tempo Total	Eventos		Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados	Rollbacks			Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo				Eficiência	Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	197,258	1196,823	1091,885	235669	20692	214977	0,912	10105	3234	6871	616	1555	562	501
2	197,157	1198,441	1093,422	235410	20617	214793	0,912	9972	3315	6657	615	1550	642	508
3	199,759	1194,953	1089,831	238464	20990	217474	0,912	10231	3371	6860	606	1548	641	576
4	197,298	1199,091	1095,272	235414	20451	214963	0,913	9883	3288	6595	648	1574	583	483
5	200,422	1193,575	1080,128	238371	22605	215766	0,905	10998	3612	7386	681	1676	653	602
6	196,925	1199,412	1096,321	235551	20273	215278	0,914	9763	3209	6554	559	1592	566	492
7	197,156	1197,489	1092,278	235217	20715	214502	0,912	9912	3408	6504	618	1640	660	490
8	196,400	1200,316	1091,731	235438	21302	214136	0,910	10293	3312	6981	603	1548	631	530
9	198,118	1199,136	1089,568	236792	21577	215215	0,909	10338	3436	6902	636	1624	662	514
10	196,745	1200,504	1097,366	235871	20265	215606	0,914	9685	3287	6398	616	1530	639	502
11	195,203	1199,930	1098,817	233618	19629	213989	0,916	9397	3049	6348	570	1475	589	415
12	197,978	1198,932	1093,502	236931	20755	216176	0,912	10022	3300	6722	626	1547	632	495
13	196,949	1198,563	1090,838	235255	21109	214146	0,910	10019	3253	6766	638	1545	601	469
14	199,723	1195,992	1089,145	238453	21272	217181	0,911	10323	3404	6919	600	1647	648	509
15	198,318	1198,415	1088,890	237263	21693	215570	0,909	10479	3460	7019	593	1660	668	539
Média	197,694						0,911	10095						

Tabela B. 4- Dados da execução do Modelo M com *benchmark* de *cpu*.

Eventos							Rollbacks				Causados por:			
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	272,518	915,258	837,483	248494	21076	227418	0,915	10512	3477	7035	660	1413	651	753
2	273,261	918,097	834,184	250535	22902	227633	0,909	11049	3689	7360	758	1385	664	882
3	273,090	910,634	830,685	248437	21804	226633	0,912	10581	3474	7107	709	1239	665	861
4	275,036	910,240	828,139	249744	22516	227228	0,910	10726	3424	7302	654	1182	648	940
5	271,533	914,365	835,485	247458	21366	226092	0,914	10363	3487	6876	661	1325	684	817
6	279,186	907,567	827,524	252108	22277	229831	0,912	10870	3509	7361	636	1387	617	869
7	270,157	912,902	835,269	245770	20835	224935	0,915	9839	3331	6508	658	1245	661	767
8	272,501	914,756	835,310	248531	21559	226972	0,913	10625	3588	7037	693	1397	652	846
9	295,563	894,503	800,600	263673	27690	235983	0,895	13091	3971	9120	614	1451	709	1197
10	270,752	909,329	834,242	245776	20289	225487	0,917	9947	3404	6543	697	1262	657	788
11	270,406	915,209	834,426	247023	21769	225254	0,912	10328	3505	6823	659	1294	676	876
12	271,412	907,986	830,666	245893	20924	224969	0,915	10131	3421	6710	608	1252	714	847
13	278,857	916,750	826,579	255304	25111	230193	0,902	11991	3817	8174	691	1425	725	976
14	274,575	908,280	830,184	249070	21397	227673	0,914	10099	3342	6757	599	1247	641	855
15	274,580	912,259	831,771	249973	22005	227968	0,912	10677	3467	7210	673	1242	645	907
Média	274,89 5						0,911	10722						

Tabela B. 5- Dados da execução do Modelo N com benchmark de cpu.

<i>Execução</i>	Eventos						Rollbacks				Causados por:			
	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
<i>1</i>	198,520	1221,223	1104,621	241605	23112	218493	0,904	11331	3544	7787	665	1686	579	614
<i>2</i>	196,419	1227,149	1113,218	240184	22358	217826	0,907	10818	3561	7257	656	1638	634	633
<i>3</i>	194,865	1221,215	1112,066	237432	21245	216187	0,911	10316	3330	6986	596	1497	647	590
<i>4</i>	195,191	1221,116	1108,800	237902	21875	216027	0,908	10654	3439	7215	650	1606	615	568
<i>5</i>	194,875	1229,704	1111,613	238553	22892	215661	0,904	11057	3563	7494	630	1680	626	627
<i>6</i>	195,841	1221,372	1107,112	238258	22258	216000	0,907	10780	3534	7246	586	1708	637	603
<i>7</i>	197,500	1223,005	1104,403	240907	23378	217529	0,903	11293	3563	7730	672	1639	603	649
<i>8</i>	194,674	1223,926	1114,822	237398	21148	216250	0,911	10187	3299	6888	616	1541	589	553
<i>9</i>	194,657	1221,246	1109,171	237405	21815	215590	0,908	10504	3475	7029	631	1517	683	644
<i>10</i>	197,773	1219,819	1105,547	240486	22555	217931	0,906	10741	3522	7219	645	1571	660	646
<i>11</i>	195,180	1222,479	1109,735	238088	21960	216128	0,908	10563	3439	7124	626	1538	646	629
<i>12</i>	194,939	1227,430	1115,555	238477	21785	216692	0,909	10581	3531	7050	580	1646	673	632
<i>13</i>	195,180	1221,502	1111,969	237918	21356	216562	0,910	10158	3396	6762	616	1541	648	591
<i>14</i>	194,125	1230,432	1116,927	237904	21886	216018	0,908	10559	3613	6946	681	1677	620	635
<i>15</i>	192,938	1228,796	1112,938	236294	22301	213993	0,906	10578	3410	7168	609	1571	611	619
<i>Média</i>	195,512						0,907	10675						

Tabela B. 6- Dados da execução do Modelo O com *benchmark* de *cpu*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Total	Primá- rios	Secundários				
											0	1	2	3
1	401,089	1185,582	1059,982	474898	50264	424634	0,894	18379	6626	11753	1277	2965	1311	1073
2	402,284	1181,363	1055,380	475074	50664	424410	0,893	18667	6577	12090	1208	2987	1306	1076
3	397,442	1186,267	1060,231	471137	50013	421124	0,894	18193	6654	11539	1309	2964	1324	1057
4	397,989	1185,731	1058,720	471200	50462	420738	0,893	18379	6620	11759	1320	2929	1308	1063
5	402,440	1183,898	1055,746	476201	51555	424646	0,892	18557	6625	11932	1330	2889	1289	1117
6	395,923	1186,712	1063,558	469417	48638	420779	0,896	17607	6414	11193	1312	2839	1269	994
7	401,014	1183,157	1057,026	473697	50425	423272	0,894	18199	6528	11671	1253	2845	1313	1117
8	397,573	1186,885	1063,550	471285	49014	422271	0,896	17821	6471	11350	1245	2873	1303	1050
9	400,502	1184,810	1057,375	474161	50964	423197	0,893	18590	6604	11986	1275	2889	1321	1119
10	401,459	1182,958	1056,737	474324	50536	423788	0,893	18237	6589	11648	1220	2956	1307	1106
11	403,683	1180,125	1051,797	475801	51744	424057	0,891	19089	6840	12249	1290	3053	1361	1136
12	400,341	1185,668	1061,217	474104	49663	424441	0,895	18049	6384	11665	1262	2802	1255	1065
13	398,833	1185,208	1060,571	471830	49512	422318	0,895	17927	6472	11455	1263	2859	1294	1056
14	398,233	1186,291	1059,568	471383	50297	421086	0,893	18318	6530	11788	1245	2923	1287	1075
15	399,928	1183,618	1054,976	472824	51366	421458	0,891	18483	6594	11889	1239	2885	1311	1159
Média	399,916						0,894	18300						

Tabela B. 7- Dados da execução do Modelo P com *benchmark* de *cpu*.

		Eventos					Rollbacks			Causados por:				
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Total	Primários	Secundários				
											0	1	2	3
1	394,490	1210,819	1080,137	477241	51478	425763	0,892	18773	6806	11967	1370	2913	1302	1221
2	397,862	1216,002	1076,558	483373	55450	427923	0,885	20299	7002	13297	1257	3184	1273	1288
3	394,734	1212,290	1079,482	478021	52325	425696	0,891	18954	6742	12212	1274	2961	1325	1182
4	396,389	1211,755	1077,545	480065	53113	426952	0,889	19386	6954	12432	1356	3015	1343	1240
5	393,205	1212,186	1079,637	476192	52049	424143	0,891	18802	6766	12036	1314	2992	1370	1090
6	395,354	1197,914	1076,356	473047	48048	424999	0,898	17398	6412	10986	1304	2545	1384	1179
7	395,202	1194,789	1073,675	471469	47699	423770	0,899	17495	6498	10997	1280	2569	1318	1331
8	396,197	1199,548	1075,780	474348	48963	425385	0,897	17979	6455	11524	1245	2690	1276	1244
9	393,754	1198,794	1079,259	471292	47012	424280	0,900	17097	6395	10702	1243	2615	1263	1274
10	393,799	1193,267	1075,547	469622	46334	423288	0,901	17008	6297	10711	1272	2469	1312	1244
11	390,557	1208,901	1084,254	471313	48590	422723	0,897	17682	6467	11215	1245	2762	1261	1199
12	395,276	1214,298	1076,410	479344	54468	424876	0,886	19965	6965	13000	1356	3055	1286	1268
13	395,071	1207,642	1073,437	476546	52923	423623	0,889	19021	6815	12206	1334	2953	1318	1210
14	393,545	1215,780	1078,828	477826	53770	424056	0,887	19599	6814	12785	1271	3036	1291	1216
15	389,258	1213,574	1088,194	471540	48670	422870	0,897	17605	6333	11272	1241	2965	1306	821
Média	394,313						0,893	18471						

Tabela B. 8 - Dados da execução do Modelo Q com *benchmark* de *cpu*.

B.1.2. Modelos executados com benchmark de Memória

Execução	Tempo Total	Eventos			Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados				Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	557,130	1817,815	1039,746	1011724	432810	578914	0,572	197785	27505	170280	3464	16100	1463	6478
2	564,003	1798,328	1009,212	1012269	443885	568384	0,561	203199	27744	175455	3791	16138	1514	6301
3	557,486	1747,227	1012,881	972538	408522	564016	0,580	186781	26600	160181	3677	16654	1558	4711
4	556,126	1789,893	1039,900	994098	416326	577772	0,581	189952	27054	162898	3482	16415	1550	5607
5	557,875	1833,352	1036,974	1021320	443474	577846	0,566	202824	28379	174445	3693	16685	1531	6470
6	558,151	1824,495	1047,508	1016920	432750	584170	0,574	198914	26913	172001	3169	15694	1431	6619
7	556,877	1826,562	1032,880	1015948	441274	574674	0,566	202354	28176	174178	3672	16394	1532	6578
8	560,542	1817,908	1032,929	1018010	439430	578580	0,568	201929	28420	173509	3694	16477	1545	6704
9	561,123	1828,416	1039,606	1024647	441854	582793	0,569	202417	28485	173932	3682	16595	1573	6635
10	555,843	1832,540	1040,490	1017124	439481	577643	0,568	201851	27863	173988	3469	16298	1513	6583
11	558,515	1827,448	1037,780	1019182	440162	579020	0,568	200425	28030	172395	3469	16419	1562	6580
12	559,452	1828,296	1035,518	1021826	442845	578981	0,567	202469	28277	174192	3726	16454	1595	6502
13	557,045	1819,871	1032,054	1013041	438363	574678	0,567	200044	28378	171666	3862	16487	1563	6466
14	558,486	1823,298	1034,462	1017516	440025	577491	0,568	202236	27743	174493	3534	16140	1530	6539
15	812,657	1723,194	774,142	1399513	770592	628921	0,449	353555	42158	311397	8660	21650	1547	10301
Média	575,421						0,562	209782						

Tabela B. 9 - Dados da execução do Modelo F com *benchmark de memória*.

		Eventos					Rollbacks			Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados			Primários	Secundários	0	1	2	3
1	1118,510	1794,838	930,755	2005951	965490	1040461	0,519	332247	51659	280588	8445	28263	2968	11983
2	1117,160	1796,245	933,487	2005328	963143	1042185	0,520	330573	50998	279575	8273	27790	3069	11866
3	1114,550	1792,256	933,159	1996192	956747	1039445	0,521	329150	51582	277568	8246	28306	2928	12102
4	1112,920	1797,491	931,015	1999136	963547	1035589	0,518	330668	51676	278992	8374	28281	3050	11971
5	1115,490	1796,744	931,859	2002724	963712	1039012	0,519	332975	51619	281356	8630	28085	2904	12000
6	1113,390	1798,529	934,845	2000926	960616	1040310	0,520	329260	52098	277162	8504	28509	3084	12001
7	1117,020	1792,533	926,021	2000882	967148	1033734	0,517	335184	52569	282615	8508	28762	3149	12150
8	1118,530	1794,240	931,063	2005697	964688	1041009	0,519	334146	51780	282366	8400	28194	3002	12184
9	1114,760	1789,146	930,416	1992793	956370	1036423	0,520	329685	51993	277692	8421	28230	3071	12271
10	1118,220	1795,757	929,823	2006487	967400	1039087	0,518	331388	51985	279403	8394	28120	3129	12342
11	1112,090	1794,072	934,471	1993734	955040	1038694	0,521	328755	51076	277679	8371	27726	2988	11991
12	1112,450	1797,018	933,304	1997653	959916	1037737	0,519	331821	51969	279852	8330	28386	3032	12221
13	1120,640	1794,009	930,222	2008700	966804	1041896	0,519	333686	52042	281644	8067	28722	3128	12125
14	1115,400	1796,012	929,067	2001844	966246	1035598	0,517	332689	52259	280430	8575	28529	2984	12171
15	1116,670	1792,143	929,201	1999741	962817	1036924	0,519	332737	52281	280456	8307	28591	3115	12268
Média	1115,853						0,519	331664						

Tabela B. 10 - Dados da execução do Modelo G com *benchmark de memória*.

Execução	Tempo Total	Eventos			Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:			
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo						Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2
1	555,298	1330,759	858,317	738449	262058	476391	0,645	150969	19407	131562	1694	11705	1161	4847
2	564,159	1328,602	854,553	749161	267218	481943	0,643	153478	19334	134144	1694	11696	1118	4826
3	554,643	1334,575	861,442	739601	262152	477449	0,646	148982	18812	130170	1624	11267	1123	4798
4	561,974	1325,793	851,301	744395	266331	478064	0,642	151633	19532	132101	1872	11622	1117	4921
5	558,317	1325,303	855,758	738977	261713	477264	0,646	149413	19475	129938	1809	11538	1101	5027
6	555,725	1320,074	856,615	732862	257094	475768	0,649	146377	19313	127064	1660	11645	1115	4893
7	556,718	1326,268	863,621	737601	257157	480444	0,651	147184	18658	128526	1673	11087	1070	4828
8	562,741	1324,564	847,713	743794	267616	476178	0,640	153166	19770	133396	1744	11736	1185	5105
9	559,749	1325,788	858,350	741030	261166	479864	0,648	150166	19219	130947	1601	11715	1114	4789
10	556,254	1324,757	857,005	736137	259844	476293	0,647	149014	19094	129920	1731	11514	1106	4743
11	558,078	1327,403	861,024	739004	259493	479511	0,649	148605	19269	129336	1790	11516	1122	4841
12	556,500	1327,091	863,184	737196	257472	479724	0,651	147360	18992	128368	1807	11395	1082	4708
13	562,903	1320,286	854,263	742538	261970	480568	0,647	149756	19033	130723	1687	11329	1086	4931
14	556,492	1325,593	859,369	735882	258573	477309	0,649	148316	18887	129429	1711	11192	1135	4849
15	555,146	1326,039	858,261	735566	259386	476180	0,647	147973	18532	129441	1617	11197	1065	4653
Média	558,313						0,647	149493						

Tabela B. 11 - Dados da execução do Modelo H com *benchmark* de memória.

		Eventos					Rollbacks			Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados			Primários	Secundários	0	1	2	3
1	555,586	1344,461	1178,517	745870	91994	653876	0,877	46798	5965	40833	537	4374	288	766
2	560,370	1335,076	1177,069	747128	88324	658804	0,882	45712	5954	39758	505	4381	291	777
3	564,909	1345,213	1188,287	758767	88416	670351	0,883	45496	5667	39829	507	4194	260	706
4	565,035	1345,498	1176,917	759410	95138	664272	0,875	48883	6103	42780	513	4536	282	772
5	563,371	1340,308	1173,624	754371	93743	660628	0,876	48309	6095	42214	557	4458	276	804
6	566,675	1343,490	1177,997	759904	93513	666391	0,877	48169	6111	42058	564	4577	267	703
7	563,185	1335,955	1174,134	751278	90933	660345	0,879	46835	6002	40833	526	4539	273	664
8	561,370	1342,946	1176,225	753015	93423	659592	0,876	47508	6158	41350	545	4543	286	784
9	559,417	1346,491	1181,703	752469	92053	660416	0,878	47518	6107	41411	532	4551	277	747
10	560,788	1341,002	1180,630	751043	89742	661301	0,881	46486	5821	40665	532	4277	258	754
11	560,537	1346,192	1178,567	753831	93836	659995	0,876	47582	5998	41584	476	4313	311	898
12	560,942	1343,189	1178,791	751803	91954	659849	0,878	47224	5998	41226	527	4500	261	710
13	562,418	1343,712	1184,065	755035	89640	665395	0,881	46166	5702	40464	489	4327	257	629
14	570,174	1335,409	1175,159	760666	91240	669426	0,880	46931	6059	40872	553	4435	274	797
15	559,253	1346,099	1181,937	751987	91613	660374	0,878	47242	6075	41167	543	4427	266	839
Média	562,269						0,878	47124						

Tabela B. 12 - Dados da execução do Modelo I com *benchmark* de memória.

B.1.3. Modelos executados com benchmark de Rede

Execução	Tempo Total	Eventos					Eficiência	Rollbacks		Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados		Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	2,190	27971,380	23754,690	60221	9040	51181	0,850	4359	1105	3254	507	137	344	117
2	2,191	27570,380	23424,160	59523	8909	50614	0,850	4313	1005	3308	464	107	316	118
3	2,156	27889,380	24219,110	59117	7748	51369	0,869	3665	997	2668	476	125	306	90
4	2,145	28018,400	23874,680	59643	8803	50840	0,852	4087	997	3090	434	116	335	112
5	2,214	27815,730	23646,070	60106	8957	51149	0,851	4352	1055	3297	489	131	321	114
6	2,188	27645,270	23383,250	59584	9176	50408	0,846	4399	1066	3333	467	126	373	100
7	2,109	27614,490	24187,350	57337	7097	50240	0,876	3441	835	2606	423	101	220	91
8	2,143	27431,860	23728,390	57990	7793	50197	0,866	3910	1024	2886	500	128	283	113
9	2,175	27795,050	23875,800	59554	8335	51219	0,860	3939	1032	2907	458	125	353	96
10	2,238	27664,320	23475,359	60586	9170	51416	0,849	4480	1108	3372	534	119	348	107
11	2,142	27965,640	23872,780	59037	8588	50449	0,855	4091	984	3107	431	126	320	107
12	2,120	28019,190	24252,580	58517	7831	50686	0,866	3832	932	2900	432	111	285	104
13	2,133	27788,690	24125,490	58098	7633	50465	0,869	3628	1005	2623	491	123	279	112
14	2,222	27611,370	23507,140	60751	8994	51757	0,852	4244	1025	3219	464	130	318	113
15	2,136	28118,500	24071,670	59000	8465	50535	0,857	4049	995	3054	445	107	359	84
Média	2,167						0,858	4053						

Tabela B. 13 - Dados da execução do Modelo A com *benchmark* de rede.

<i>Execução</i>	Tempo Total	Eventos						Rollbacks		Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
<i>1</i>	4,217	26602,860	21782,550	111582	20215	91367	0,819	7098	1751	5347	869	169	552	161
<i>2</i>	4,221	26753,350	22065,021	112080	19589	92491	0,825	7096	1866	5230	892	206	616	152
<i>3</i>	4,280	26476,300	22051,740	113008	18910	94098	0,833	6863	1732	5131	772	213	588	159
<i>4</i>	4,174	26914,170	22363,390	111526	18775	92751	0,832	6613	1611	5002	758	161	562	130
<i>5</i>	4,139	26737,090	22524,840	109905	17335	92570	0,842	6046	1663	4383	811	163	542	147
<i>6</i>	4,123	26877,050	22841,310	110262	16584	93678	0,850	6098	1692	4406	814	159	575	144
<i>7</i>	4,234	26611,810	22351,670	111638	17820	93818	0,840	6411	1776	4635	811	205	592	168
<i>8</i>	4,086	26744,730	22256,220	108431	18120	90311	0,833	6401	1609	4792	854	147	443	165
<i>9</i>	4,264	26719,390	21721,150	113398	21234	92164	0,813	7458	1827	5631	841	181	644	161
<i>10</i>	4,213	26670,459	22170,050	111481	18804	92677	0,831	6797	1709	5088	780	190	597	142
<i>11</i>	4,202	26574,860	22346,710	110989	17646	93343	0,841	6407	1800	4607	869	225	554	152
<i>12</i>	4,194	26705,520	22305,250	111804	18452	93352	0,835	6866	1760	5106	818	183	607	152
<i>13</i>	4,182	26831,360	22501,960	111084	17906	93178	0,839	6270	1656	4614	776	182	561	137
<i>14</i>	4,356	26567,860	21810,510	114856	20573	94283	0,821	7404	1912	5492	871	232	642	167
<i>15</i>	4,252	26682,450	21948,450	112829	19956	92873	0,823	6885	1806	5079	803	235	628	140
Média	4,209						0,832	6714						

Tabela B. 14 - Dados da execução do Modelo B com *benchmark* de rede.

<i>Execução</i>	Tempo Total	Eventos			Total Cancelados	Total Rea- lizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados				Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	71,933	3071,876	3032,048	220339	2851	217488	0,987	1494	813	681	131	135	341	206
2	71,239	3065,302	3040,412	217662	1770	215892	0,992	963	594	369	93	65	296	140
3	70,680	3085,925	3055,508	217352	2144	215208	0,990	1153	718	435	132	77	339	170
4	71,178	3076,339	3044,426	218145	2263	215882	0,990	1180	736	444	107	124	330	175
5	71,045	3075,291	3046,308	218228	2058	216170	0,991	1085	663	422	89	98	345	131
6	70,606	3077,432	3049,650	216849	1961	214888	0,991	1012	621	391	68	107	298	148
7	71,043	3070,266	3043,026	217490	1928	215562	0,991	1031	650	381	70	97	326	157
8	71,094	3071,120	3040,178	217693	2195	215498	0,990	1194	736	458	111	112	341	172
9	71,114	3077,215	3042,756	218197	2444	215753	0,989	1289	753	536	119	85	332	217
10	71,050	3070,259	3035,543	217542	2459	215083	0,989	1307	795	512	129	122	318	226
11	70,876	3090,461	3062,409	218579	1982	216597	0,991	1100	646	454	94	89	270	193
12	71,064	3074,091	3045,134	218016	2049	215967	0,991	1153	722	431	90	124	306	202
13	71,754	3069,993	3041,656	219772	2027	217745	0,991	1086	674	412	97	86	344	147
14	72,043	3077,074	3036,159	221208	2945	218263	0,987	1547	896	651	157	129	345	265
15	71,460	3073,858	3043,560	219162	2163	216999	0,990	1170	742	428	100	110	357	175
Média	71,212						0,990	1184						

Tabela B. 15 - Dados da execução do Modelo C com *benchmark* de rede.

<i>Execução</i>	Tempo Total	Eventos					Eficiência	Rollbacks		Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados		Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
<i>1</i>	148,194	2974,238	2902,967	440355	10558	429797	0,976	3948	1968	1980	337	436	931	264
<i>2</i>	149,610	2972,011	2898,630	443998	10962	433036	0,975	4173	2061	2112	398	447	886	330
<i>3</i>	148,078	2977,917	2911,952	440534	9755	430779	0,978	3830	1973	1857	379	391	875	328
<i>4</i>	148,453	2979,188	2911,452	441747	10044	431703	0,977	3908	1941	1967	408	392	867	274
<i>5</i>	150,634	2968,276	2879,315	446790	13398	433392	0,970	5049	2362	2687	491	530	1005	336
<i>6</i>	148,352	2982,333	2910,129	441853	10711	431142	0,976	4121	2071	2050	365	445	861	400
<i>7</i>	148,147	2971,643	2903,020	439334	10161	429173	0,977	3886	2012	1874	409	376	899	328
<i>8</i>	148,223	2982,026	2914,917	440949	9940	431009	0,977	3849	1974	1875	391	402	815	366
<i>9</i>	149,988	2966,750	2892,567	444105	11110	432995	0,975	4296	2026	2270	423	438	867	298
<i>10</i>	148,991	2979,895	2903,255	443131	11403	431728	0,974	4275	2127	2148	432	430	907	358
<i>11</i>	150,535	2972,496	2891,902	446120	12106	434014	0,973	4672	2241	2431	480	470	903	388
<i>12</i>	148,694	2978,950	2907,058	442355	10681	431674	0,976	4108	2007	2101	416	407	886	298
<i>13</i>	149,791	2972,858	2893,786	444853	11838	433015	0,973	4578	2199	2379	453	474	921	351
<i>14</i>	148,842	2978,051	2903,719	442621	11031	431590	0,975	4190	2070	2120	369	467	905	329
<i>15</i>	149,698	2977,901	2902,588	445606	11268	434338	0,975	4291	2126	2165	442	458	915	311
Média	149,082						0,975	4212						

Tabela B. 16 - Dados da execução do Modelo D com *benchmark* de rede.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados			Primá- rios	Secundários	0	1	2	3
1	149,197	2969,896	2887,657	441792	12243	429549	0,972	4582	2546	2036	560	551	1022	413
2	149,573	2966,669	2875,828	442980	13579	429401	0,969	4980	2637	2343	598	649	1056	334
3	148,843	2964,972	2891,317	440740	10963	429777	0,975	4094	2260	1834	532	469	1043	216
4	149,666	2970,367	2876,819	443598	13993	429605	0,968	5170	2717	2453	583	686	1133	315
5	149,503	2968,710	2880,197	442529	13211	429318	0,970	5024	2620	2404	540	682	998	400
6	149,939	2970,853	2874,113	444748	14484	430264	0,967	5392	2816	2576	620	697	1133	366
7	149,098	2972,608	2886,055	442977	12904	430073	0,971	4825	2520	2305	599	554	1052	315
8	149,260	2961,994	2879,665	441412	12264	429148	0,972	4561	2483	2078	548	541	1072	322
9	148,776	2969,446	2881,453	440809	13068	427741	0,970	4801	2599	2202	602	568	1097	332
10	148,989	2971,308	2889,483	441562	12175	429387	0,972	4562	2532	2030	545	524	1126	337
11	149,770	2966,854	2880,863	443749	12875	430874	0,971	4857	2609	2248	561	569	1098	381
12	150,487	2956,481	2867,455	444115	13370	430745	0,970	4949	2544	2405	624	544	1037	339
13	148,449	2969,643	2887,466	440256	12172	428084	0,972	4519	2512	2007	588	517	1064	343
14	150,441	2963,605	2864,746	444815	14843	429972	0,967	5481	2884	2597	627	662	1155	440
15	148,803	2972,409	2887,265	441201	12650	428551	0,971	4672	2491	2181	528	540	1048	375
Média	149,386						0,971	4831						

Tabela B. 17 - Dados da execução do Modelo E com *benchmark* de rede.

Execução	Tempo Total	Eventos			Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:			
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo						Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2
1	570,885	1508,555	1489,415	860622	10925	849697	0,987	4229	2226	2003	754	293	1058	121
2	569,163	1510,659	1492,564	859262	10298	848964	0,988	4058	2217	1841	708	250	1114	145
3	568,893	1509,249	1488,733	858391	11669	846722	0,986	4525	2392	2133	810	349	1063	170
4	571,793	1508,695	1490,032	862116	10670	851446	0,988	4127	2205	1922	707	302	1045	151
5	571,728	1512,348	1491,876	863584	11702	851882	0,986	4458	2289	2169	800	249	1134	106
6	571,231	1514,601	1493,050	864495	12309	852186	0,986	4739	2401	2338	833	267	1191	110
7	571,361	1512,473	1493,965	863505	10574	852931	0,988	4186	2247	1939	695	297	1142	113
8	567,469	1510,991	1493,820	856730	9743	846987	0,989	3810	2057	1753	644	272	1040	101
9	568,700	1510,584	1492,885	858517	10064	848453	0,988	4020	2111	1909	673	277	1033	128
10	569,824	1508,779	1489,855	858621	10781	847840	0,987	4215	2245	1970	731	299	1104	111
11	566,996	1515,242	1496,444	858606	10658	847948	0,988	4138	2171	1967	744	238	1074	115
12	571,169	1513,857	1494,891	864026	10831	853195	0,987	4316	2267	2049	757	276	1104	130
13	568,376	1509,163	1492,696	857013	9358	847655	0,989	3686	2081	1605	650	259	1058	114
14	569,000	1511,929	1492,586	860152	11004	849148	0,987	4263	2276	1987	751	244	1107	174
15	570,604	1510,884	1491,674	861543	10958	850585	0,987	4353	2326	2027	754	258	1164	150
Média	569,813						0,987	4208						

Tabela B. 18 - Dados da execução do Modelo G com *benchmark de rede*.

B.1.4. Modelos executados com Round Robin

Execução	Tempo Total	Eventos					Eficiência	Rollbacks		Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados		Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	2,738	25767,901	18582,410	69580	19315	50265	0,722	9150	1866	7284	914	159	615	178
2	2,586	26227,830	18930,050	67449	18772	48677	0,722	8856	1722	7134	902	151	537	132
3	2,644	26054,910	18956,660	67985	18447	49538	0,729	8752	1701	7051	861	139	534	167
4	2,612	25796,939	18470,320	67166	19099	48067	0,716	8735	1717	7018	838	147	569	163
5	2,674	25899,610	18773,100	67632	18555	49077	0,726	8554	1688	6866	817	159	578	134
6	2,583	25833,610	18683,390	66411	18384	48027	0,723	8500	1749	6751	873	152	558	166
7	2,605	25704,040	18385,410	66568	18956	47612	0,715	8742	1744	6998	941	152	495	156
8	2,588	26095,560	18630,140	67026	19217	47809	0,713	9108	1812	7296	949	146	565	152
9	2,659	25945,360	18511,690	68744	19695	49049	0,714	9176	1855	7321	931	182	602	140
10	2,606	25797,200	18521,600	66812	18826	47986	0,718	8886	1803	7083	931	156	560	156
11	2,840	25702,220	18200,300	71793	20829	50964	0,710	9808	1872	7936	965	167	570	170
12	2,702	25693,400	18383,230	69049	19684	49365	0,715	9376	1905	7471	930	148	658	169
13	2,675	25785,750	18718,720	68508	18828	49680	0,725	8965	1723	7242	901	156	526	140
14	2,624	26409,720	18987,140	68011	19051	48960	0,720	8789	1748	7041	872	137	590	149
15	2,718	25879,130	18574,100	69722	19711	50011	0,717	9112	1864	7248	918	161	603	182
Média	2,657						0,719	8967						

Tabela B. 19 - Dados da execução do Modelo A com Round Robin.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro-cessados	Total Can-celados	Total Rea-lizados			Primá-rios	Secundários	0	1	2	3
1	5,541	25254,500	17117,720	138609	44645	93964	0,678	15570	3438	12132	1694	321	1149	274
2	5,640	24954,720	16870,590	140230	45382	94848	0,676	15803	3404	12399	1689	320	1112	283
3	5,655	24750,040	16593,950	139505	45947	93558	0,671	15965	3444	12521	1699	330	1118	297
4	5,396	24791,050	17115,560	133119	41213	91906	0,690	14623	3158	11465	1589	283	1013	273
5	5,498	24709,010	17172,660	135289	41298	93991	0,695	14216	3152	11064	1525	310	1034	283
6	5,582	24820,530	16884,820	138020	44153	93867	0,680	15537	3442	12095	1708	329	1115	290
7	5,430	25162,860	17292,990	136341	42637	93704	0,687	14834	3313	11521	1649	298	1065	301
8	5,434	25103,811	52062,750	135509	42601	92908	0,686	14842	3313	11529	1580	320	1132	281
9	5,825	24631,970	16641,600	142844	46297	96547	0,676	16124	3600	12524	1725	359	1160	356
10	5,420	25003,200	17072,780	135221	42877	92344	0,683	15052	3417	11635	1660	340	1117	300
11	5,310	24462,850	17159,690	129584	38699	90885	0,701	13495	3114	10381	1595	297	926	296
12	5,504	25226,759	17410,760	137438	42441	94997	0,691	14704	3272	11432	1575	314	1081	302
13	5,548	24922,200	16778,100	137708	44973	92735	0,673	15611	3470	12141	1616	332	1199	323
14	5,539	59474,000	16832,180	137284	44362	92922	0,677	15638	3372	12266	1624	307	1130	311
15	5,473	25055,370	16770,020	136359	44989	91370	0,670	15711	3424	12287	1672	304	1144	304
Média	5,520						0,682	15182						

Tabela B. 20 - Dados da execução do Modelo B com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:													
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro-cessados	Total Can-celados	Total Rea-lizados	Eficiência	Total	Primá-rios	Secundários	0	1	2	3									
	1	75,421	3035,671	2895,099	228634	10602									218032	0,954	5317	2257	3060	627	598	508	524
	2	76,036	3018,204	2873,072	229201	11020									218181	0,952	5397	2276	3121	738	585	410	543
	3	76,762	3031,275	2872,310	232192	12170									220022	0,948	6140	2459	3681	751	563	594	551
	4	76,080	3023,519	2881,457	229384	10779									218605	0,953	5381	2229	3152	652	603	460	514
	5	76,087	3031,483	2879,336	230303	11554									218749	0,950	5746	2455	3291	734	633	537	551
	6	76,010	3014,373	2881,004	228058	10093									217965	0,956	5090	2178	2912	673	569	416	520
	7	76,135	3021,135	2868,889	229357	11560									217797	0,950	5730	2333	3397	699	552	512	570
	8	76,239	3017,452	2867,770	229691	11390									218301	0,950	5734	2340	3394	772	572	440	556
	9	76,055	3018,330	2872,807	228662	11031									217631	0,952	5452	2293	3159	630	591	530	542
	10	76,259	3024,032	2876,876	230265	11211									219054	0,951	5626	2361	3265	746	579	499	537
	11	75,885	3013,483	2867,710	228059	11014									217045	0,952	5498	2313	3185	675	609	515	514
	12	76,205	3029,466	2876,164	230458	11648									218810	0,949	5793	2351	3442	778	559	461	553
	13	76,895	3023,042	2860,366	231950	12470									219480	0,946	6184	2492	3692	765	559	573	595
	14	76,026	3020,619	2878,785	229348	10778									218570	0,953	5380	2292	3088	751	555	434	552
15	75,954	3028,369	2880,179	229802	11248	218554	0,951	5729	2382	3347	703	568	558	553									
Média	76,137						0,951	5613															

Tabela B. 21 - Dados da execução do Modelo C com *Round Robin*.

Execução	Tempo Total	Eventos			Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:			
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo						Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2
1	153,373	2936,869	2763,759	449867	26543	423324	0,941	9970	4422	5548	1344	1204	784	1090
2	153,536	2935,351	2770,488	450144	25298	424846	0,944	9424	4263	5161	1281	1090	737	1155
3	152,909	2934,198	2769,347	448333	25184	423149	0,944	9426	4357	5069	1305	1147	772	1133
4	153,450	2936,770	2773,407	449879	25063	424816	0,944	9322	4197	5125	1249	1052	780	1116
5	154,756	2932,097	2758,154	452888	26882	426006	0,941	10033	4437	5596	1325	1165	812	1135
6	153,218	2936,220	2765,361	448752	26089	422663	0,942	9691	4414	5277	1308	1173	813	1120
7	154,285	2926,486	2762,324	451012	25313	425699	0,944	9572	4253	5319	1233	1127	777	1116
8	153,064	2949,177	2788,694	451194	24557	426637	0,946	9179	4159	5020	1230	1084	746	1099
9	153,663	2931,591	2778,901	449675	23424	426251	0,948	8762	4078	4684	1192	1058	696	1132
10	153,411	2942,224	2771,784	450538	26106	424432	0,942	9714	4337	5377	1319	1114	771	1133
11	154,073	2934,222	2764,395	451126	26121	425005	0,942	9674	4411	5263	1341	1158	790	1122
12	153,558	2938,369	2776,720	450413	24804	425609	0,945	9447	4254	5193	1284	1103	767	1100
13	153,115	2939,789	2781,223	449729	24265	425464	0,946	9118	4200	4918	1273	1141	701	1085
14	153,853	2938,703	2767,677	451846	26292	425554	0,942	9832	4353	5479	1313	1150	762	1128
15	153,674	2932,993	2768,061	450356	25345	425011	0,944	9363	4215	5148	1279	1069	743	1124
Média	153,596						0,944	9502						

Tabela B. 22 - Dados da execução do Modelo D com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Total	Primá- rios	Secundários				
											0	1	2	3
1	156,075	2928,912	2720,532	456221	32490	423731	0,929	11857	5652	6205	1735	1305	1180	1432
2	156,474	2927,954	2728,121	457505	31241	426264	0,932	11418	5622	5796	1792	1275	1122	1433
3	156,486	2922,482	2710,402	456625	33181	423444	0,927	11931	5813	6118	1848	1419	1168	1378
4	155,053	2926,735	2735,280	453304	29665	423639	0,935	10695	5288	5407	1642	1270	1029	1347
5	154,526	2929,157	2734,295	452306	30102	422204	0,933	10860	5373	5487	1613	1295	1085	1380
6	155,363	2923,575	2732,915	453487	29567	423920	0,935	10704	5311	5393	1575	1244	1082	1410
7	154,453	2922,360	2723,222	450447	30713	419734	0,932	11065	5562	5503	1775	1358	1108	1321
8	155,970	2922,149	2723,825	455300	30887	424413	0,932	11406	5652	5754	1870	1255	1119	1408
9	154,748	2925,987	2735,595	451992	29412	422580	0,935	10608	5288	5320	1601	1323	1051	1313
10	155,681	2927,589	2725,367	455052	31466	423586	0,931	11412	5603	5809	1770	1362	1070	1401
11	154,969	2922,267	2737,847	451880	28553	423327	0,937	10441	5320	5121	1628	1281	1061	1350
12	153,756	2933,515	2750,160	450253	28170	422083	0,937	10168	5179	4989	1625	1225	954	1375
13	155,510	2917,013	2719,094	452812	30763	422049	0,932	11216	5537	5679	1816	1322	1085	1314
14	155,305	2923,026	2736,642	453317	28912	424405	0,936	10497	5249	5248	1636	1186	1051	1376
15	154,383	2923,437	2727,100	450302	30284	420018	0,933	10950	5429	5521	1695	1266	1053	1415
Média	155,250						0,933	11015						

Tabela B. 23 - Dados da execução do Modelo E com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:					
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2	3	
	1	330,153	1489,065	1385,280	491008	34236	456772	0,930	16742	5835	10907	1958	1259	1484	1134
	2	330,395	1493,368	1384,379	492434	35921	456513	0,927	17343	6084	11259	2079	1341	1499	1165
	3	330,484	1491,952	1383,509	492746	35815	456931	0,927	17363	6116	11247	2136	1310	1543	1127
	4	332,527	1492,329	1388,522	495486	34465	461021	0,930	16988	5757	11231	1991	1180	1451	1135
	5	328,530	1499,377	1392,236	492036	35137	456899	0,929	17183	5965	11218	2060	1297	1490	1118
	6	329,303	1494,240	1387,279	491619	35175	456444	0,928	16886	5877	11009	2024	1319	1390	1144
	7	329,068	1494,429	1390,572	490916	34101	456815	0,931	16743	5970	10773	1961	1289	1598	1122
	8	332,097	1489,853	1383,735	494343	35206	459137	0,929	17123	5864	11259	2000	1249	1496	1119
	9	331,410	1492,501	1381,706	494070	36661	457409	0,926	17718	6113	11605	2119	1287	1512	1195
	10	333,329	1489,177	1386,242	495645	34257	461388	0,931	16867	5980	10887	2081	1196	1491	1212
	11	330,279	1489,326	1385,071	490892	34327	456565	0,930	16611	5842	10769	1924	1260	1484	1174
	12	328,461	1496,746	1391,157	490359	34584	455775	0,929	16861	5864	10997	2009	1250	1497	1108
	13	331,489	1494,673	1385,621	494642	36075	458567	0,927	17300	5966	11334	2096	1243	1500	1127
	14	329,076	1494,143	1389,503	490251	34527	455724	0,930	16802	5829	10973	2014	1243	1480	1092
15	332,712	1498,032	1392,907	497258	34871	462387	0,930	17097	5852	11245	2086	1223	1465	1078	
Média	330,621						0,929	17042							

Tabela B. 24 - Dados da execução do Modelo F com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2	3
1	532,585	2015,530	1666,316	1072453	185784	886669	0,827	65587	16462	49125	10462	3295	1265	1440
2	530,054	1955,975	1638,914	1036053	167902	868151	0,838	59288	14828	44460	11415	1634	349	1430
3	534,336	2013,319	1664,483	1075065	186249	888816	0,827	65669	16608	49061	10539	3230	1311	1528
4	532,053	2016,395	1669,186	1071791	184569	887222	0,828	65272	16448	48824	10534	3236	1226	1452
5	533,030	2018,982	1659,582	1075871	191564	884307	0,822	67704	17007	50697	10887	3310	1297	1513
6	531,974	2011,173	1665,795	1069493	183713	885780	0,828	65286	16526	48760	10498	3292	1291	1445
7	533,919	2011,923	1658,764	1073131	188378	884753	0,824	66197	16546	49651	10488	3255	1311	1492
8	534,365	2018,821	1661,160	1078331	191098	887233	0,823	66703	16626	50077	10497	3336	1361	1432
9	534,392	2018,065	1666,983	1077649	187512	890137	0,826	66505	16794	49711	10636	3409	1283	1466
10	532,995	2016,659	1659,037	1074105	190543	883562	0,823	67032	16780	50252	10647	3331	1355	1447
11	534,093	2011,578	1663,732	1073716	185759	887957	0,827	65824	16781	49043	10648	3395	1294	1444
12	536,118	2016,044	1662,494	1080232	189444	890788	0,825	67488	16911	50577	10828	3278	1327	1478
13	533,797	2018,197	1663,044	1077022	189549	887473	0,824	66868	16794	50074	10666	3252	1350	1526
14	530,768	2021,828	1668,685	1072307	187236	885071	0,825	66160	16388	49772	10571	3176	1210	1431
15	532,639	2016,541	1667,282	1073304	185930	887374	0,827	66192	16632	49560	10712	3248	1220	1452
Média	533,141						0,826	65852						

Tabela B. 25 - Dados da execução do Modelo G com *Round Robin*.

<i>Execução</i>	Tempo Total	Eventos			Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados				Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	354,361	1130,310	1060,474	399931	24702	375229	0,938	14809	4459	10350	1578	888	1199	794
2	354,532	1127,543	1054,401	399296	25885	373411	0,935	15515	4669	10846	1665	908	1322	774
3	352,399	1127,359	1054,350	396300	25685	370615	0,935	15514	4678	10836	1609	914	1317	838
4	350,307	1125,973	1061,999	393680	22386	371294	0,943	13502	4214	9288	1479	848	1109	778
5	356,082	1125,719	1045,727	400002	28404	371598	0,929	16786	4945	11841	1795	977	1284	889
6	353,558	1124,306	1055,214	397290	24420	372870	0,939	14835	4377	10458	1450	863	1239	825
7	358,754	1125,964	1048,838	402757	27554	375203	0,932	16781	4880	11901	1738	884	1364	894
8	354,593	1123,552	1048,079	398099	26742	371357	0,933	15954	4761	11193	1641	942	1338	840
9	355,347	1126,671	1050,451	399352	27006	372346	0,932	16314	4835	11479	1689	946	1364	836
10	352,892	1124,625	1049,997	396221	26273	369948	0,934	15639	4780	10859	1709	954	1290	827
11	354,293	1127,855	1056,522	399276	25270	374006	0,937	15129	4557	10572	1670	862	1244	781
12	352,718	1125,129	1051,196	395621	25989	369632	0,934	15516	4644	10872	1600	910	1295	839
13	358,705	1128,266	1049,387	403561	28174	375387	0,930	16981	4835	12146	1661	947	1403	824
14	357,041	1128,047	1054,230	401626	26279	375347	0,935	15798	4692	11106	1686	893	1290	823
15	355,139	1127,862	1051,863	399782	26916	372866	0,933	16286	4793	11493	1773	915	1272	833
Média	354,715						0,935	15691						

Tabela B. 26 - Dados da execução do Modelo H com *Round Robin*.

<i>Execução</i>	Tempo Total	Eventos			Total Cancelados	Total Rea- lizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:				
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados				Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
<i>1</i>	354,480	1125,325	1116,066	398421	3279	395142	0,992	1916	712	1204	180	183	130	219
<i>2</i>	354,626	1125,343	1116,529	398328	3120	395208	0,992	1766	669	1097	166	187	124	192
<i>3</i>	356,051	1125,840	1116,293	399433	3386	396047	0,992	1889	680	1209	169	189	136	186
<i>4</i>	351,645	1126,288	1117,170	395390	3201	392189	0,992	1750	661	1089	166	198	111	186
<i>5</i>	352,725	1126,399	1117,954	396290	2968	393322	0,993	1663	626	1037	163	191	104	168
<i>6</i>	353,709	1127,198	1117,353	397804	3470	394334	0,991	1897	707	1190	160	197	150	200
<i>7</i>	354,800	1125,921	1116,096	398887	3483	395404	0,991	1921	707	1214	162	204	135	206
<i>8</i>	355,979	1122,199	1112,682	398852	3380	395472	0,992	1884	719	1165	156	206	147	210
<i>9</i>	351,791	1126,325	1116,167	395900	3569	392331	0,991	1980	701	1279	177	219	102	203
<i>10</i>	356,249	1122,802	1112,869	399086	3533	395553	0,991	1820	630	1190	160	193	101	176
<i>11</i>	352,227	1129,394	1119,055	396973	3630	393343	0,991	1975	700	1275	155	214	140	191
<i>12</i>	350,997	1127,663	1117,841	394872	3438	391434	0,991	1823	676	1147	142	202	137	195
<i>13</i>	351,144	1123,728	1113,327	394007	3648	390359	0,991	2019	767	1252	166	238	147	216
<i>14</i>	352,026	1124,856	1116,022	395088	3100	391988	0,992	1645	624	1021	130	190	132	172
<i>15</i>	353,553	1129,097	1118,941	398492	3580	394912	0,991	1938	696	1242	169	203	125	199
Média	353,467						0,991	1859						

Tabela B. 27 - Dados da execução do Modelo I com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro-cessados	Total Can-celados	Total Rea-lizados			Primá-rios	Secundários	0	1	2	3
1	35,222	1909,065	1521,968	67040	13615	53425	0,797	6243	1171	5072	649	154	294	74
2	35,210	1911,491	1566,597	65523	11842	53681	0,819	5438	1026	4412	580	134	238	74
3	35,301	1916,275	1552,823	66461	12515	53946	0,812	5739	1199	4540	727	152	247	73
4	35,377	1910,111	1543,823	67087	12880	54207	0,808	5913	1151	4762	670	148	236	97
5	35,126	1917,167	1566,687	66976	12262	54714	0,817	5679	1133	4546	665	129	246	93
6	36,193	1907,941	1555,631	68534	12657	55877	0,815	5975	1141	4834	665	154	228	94
7	35,315	1916,617	1556,866	67114	12612	54502	0,812	5758	1091	4667	631	125	237	98
8	36,089	1913,825	1542,781	68516	13285	55231	0,806	6274	1230	5044	635	149	315	131
9	36,007	1915,014	1539,537	68580	13461	55119	0,804	6341	1168	5173	695	125	249	99
10	35,303	1916,995	1567,404	65408	11913	53495	0,818	5517	1144	4373	649	133	241	121
11	35,168	1916,266	1535,969	66982	13307	53675	0,801	6130	1221	4909	745	132	247	97
12	35,208	1918,949	1579,711	66588	11705	54883	0,824	5380	1052	4328	645	137	218	52
13	36,095	1911,089	1534,732	68453	13487	54966	0,803	6467	1244	5223	734	132	267	111
14	35,180	1918,655	1566,719	67033	12312	54721	0,816	5726	1134	4592	664	130	253	87
15	35,593	1912,364	1514,891	67087	13953	53134	0,792	6390	1312	5078	750	172	296	94
Média	35,492						0,810	5931						

Tabela B. 28 - Dados da execução do Modelo J com *Round Robin*.

Execução	Tempo Total	Eventos			Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:			
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo						Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2
1	52,850	1280,191	1051,078	66922	11977	54945	0,821	5596	1101	4495	598	148	270	85
2	53,502	1297,580	1047,339	69089	13309	55780	0,807	6144	1228	4916	613	141	314	160
3	53,485	1263,149	1029,771	66851	12332	54519	0,816	5944	1213	4731	624	158	326	105
4	53,393	1292,077	1042,401	68642	13290	55352	0,806	6135	1047	5088	576	129	236	106
5	52,650	1283,406	1036,458	67144	12946	54198	0,807	5954	1169	4785	650	153	245	121
6	51,884	1281,922	1070,168	65540	10843	54697	0,835	4997	980	4017	477	120	255	128
7	53,068	1271,576	1026,078	67036	12971	54065	0,807	5888	1177	4711	583	163	299	132
8	53,390	1281,513	1050,090	67655	12151	55504	0,820	5626	1032	4594	584	142	227	79
9	52,633	1289,736	1057,949	66052	11873	54179	0,820	5315	1095	4220	563	135	265	132
10	52,006	1294,557	1060,676	66660	12019	54641	0,820	5561	1135	4426	575	144	293	123
11	53,391	1279,152	1044,882	67161	12313	54848	0,817	5623	1124	4499	615	141	254	114
12	52,753	1261,377	1063,040	65896	10322	55574	0,843	4871	972	3899	500	117	226	129
13	52,113	1285,353	1056,233	66584	11894	54690	0,821	5523	1141	4382	616	137	277	111
14	53,473	1294,289	1033,837	68577	13787	54790	0,799	6408	1207	5201	669	150	252	136
15	53,708	1278,054	1044,176	68189	12450	55739	0,817	5772	1148	4624	598	150	285	115
Média	52,953						0,817	5690						

Tabela B. 29 - Dados da execução do Modelo K com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Total	Primários	Secundários	0	1	2	3
1	33,641	1954,142	1600,578	64988	11733	53255	0,819	5433	1143	4290	583	164	314	82
2	33,337	1955,258	1643,098	63865	10199	53666	0,840	4667	1012	3655	472	144	300	96
3	33,335	1953,657	1627,297	64840	10847	53993	0,833	5099	1102	3997	559	131	277	135
4	33,570	1947,273	1601,833	64743	11494	53249	0,822	5402	1071	4331	579	150	291	51
5	33,373	1975,925	1654,100	65298	10629	54669	0,837	4991	999	3992	533	141	269	56
6	33,964	1972,248	1629,786	66516	11615	54901	0,825	5483	1038	4445	547	133	279	79
7	33,361	1970,752	1622,381	65502	11580	53922	0,823	5454	1111	4343	590	137	277	107
8	33,936	1976,722	1635,633	66514	11536	54978	0,827	5315	1050	4265	568	135	284	63
9	34,031	1969,764	1628,615	66499	11553	54946	0,826	5367	1032	4335	520	120	278	114
10	33,297	1980,304	1638,574	64889	11168	53721	0,828	5171	1098	4073	619	139	255	85
11	34,317	1968,627	1616,918	67043	12006	55037	0,821	5656	1150	4506	610	149	287	104
12	33,453	1975,822	1631,614	65825	11469	54356	0,826	5330	1167	4163	639	158	281	89
13	33,367	1977,232	1625,140	65407	11666	53741	0,822	5403	1065	4338	580	148	265	72
14	33,390	1980,564	1627,862	64870	11576	53294	0,822	5249	1070	4179	581	142	281	66
15	34,022	1961,704	1608,255	66108	11949	54159	0,819	5489	1083	4406	548	145	308	82
Média	33,626						0,826	5301						

Tabela B. 30 - Dados da execução do Modelo L com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Total	Primá- rios	Secundários				
											0	1	2	3
1	248,456	1187,745	1034,742	294654	37982	256672	0,871	17616	4009	13607	2057	673	990	289
2	250,669	1191,041	1024,053	297426	41723	255703	0,860	19538	4374	15164	2205	678	1165	326
3	250,366	1186,116	1023,735	295922	40527	255395	0,863	18825	4234	14591	2175	712	1059	288
4	250,860	1191,100	1025,743	298581	41430	257151	0,861	19479	4225	15254	2167	652	1074	332
5	248,999	1189,105	1031,975	295624	39100	256524	0,868	18398	4167	14231	2064	669	1116	318
6	250,879	1190,047	1030,127	296827	39880	256947	0,866	18737	4259	14478	2140	674	1149	296
7	248,259	1188,767	1024,425	294519	40770	253749	0,862	18853	4303	14550	2157	687	1150	309
8	250,639	1190,265	1024,707	296765	41240	255525	0,861	19193	4347	14846	2140	715	1168	324
9	250,876	1186,774	1020,994	297196	41491	255705	0,860	19446	4218	15228	2094	684	1141	299
10	250,518	1190,132	1024,601	297213	41372	255841	0,861	19226	4306	14920	2163	690	1145	308
11	250,385	1191,025	1016,888	296843	43398	253445	0,854	19974	4506	15468	2257	707	1233	309
12	247,986	1187,849	1024,290	294296	40515	253781	0,862	18750	4293	14457	2208	715	1075	295
13	250,317	1190,780	1022,399	297537	42099	255438	0,859	19889	4394	15495	2236	697	1134	327
14	250,024	1187,625	1027,468	296330	39950	256380	0,865	18376	4209	14167	2079	686	1120	324
15	247,861	899,671	1026,103	294702	40689	254013	0,862	18551	4253	14298	2112	696	1134	311
Média	249,806						0,862	18990						

Tabela B. 31 - Dados da execução do Modelo M com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados			Primá- rios	Secundários	0	1	2	3
1	351,371	901,410	755,454	316239	51226	265013	0,838	23797	5027	18770	2666	688	1168	505
2	354,726	897,970	748,526	318065	52972	265093	0,833	24942	5269	19673	2882	676	1186	525
3	356,907	896,726	735,507	319301	57420	261881	0,820	26441	5507	20934	2851	728	1330	598
4	352,296	896,530	744,108	315395	53620	261775	0,830	24860	5252	19608	2772	699	1227	554
5	354,646	894,331	742,445	316883	53842	263041	0,830	24902	5171	19731	2706	662	1225	578
6	348,453	903,070	761,178	314368	49396	264972	0,843	22931	4871	18060	2619	657	1082	513
7	339,284	906,425	770,936	306963	45927	261036	0,850	21441	4755	16686	2441	698	1111	505
8	340,488	911,192	769,496	308694	47977	260717	0,845	22449	4956	17493	2593	700	1142	521
9	343,076	900,040	758,463	307950	48406	259544	0,843	22726	4873	17853	2607	704	1112	450
10	332,452	902,339	768,537	299661	44457	255204	0,852	20877	4753	16124	2609	691	942	511
11	338,377	904,155	774,419	304887	43734	261153	0,857	20564	4668	15896	2480	666	1003	519
12	337,417	901,341	764,313	303716	46196	257520	0,848	21329	4682	16647	2735	684	920	343
13	336,670	905,741	766,920	303312	46466	256846	0,847	21607	4799	16808	2739	694	962	404
14	338,191	902,456	765,352	304401	46263	258138	0,848	21626	4752	16874	2642	642	986	482
15	337,204	896,359	761,399	301344	45346	255998	0,850	21200	4777	16423	2637	688	996	456
Média	344,104						0,842	22779						

Tabela B. 32 - Dados da execução do Modelo N com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Total	Primá- rios	Secundários				
											0	1	2	3
1	245,245	1208,413	1043,609	295885	40392	255493	0,863	18897	4328	14569	2116	722	1133	357
2	242,289	1218,245	1055,825	294852	39330	255522	0,867	18252	4290	13962	2162	674	1120	334
3	245,055	1204,088	1038,450	294438	40554	253884	0,862	18700	4376	14324	2204	754	1111	307
4	242,037	1211,597	1049,297	292930	39263	253667	0,866	18366	4198	14168	2153	675	1049	321
5	244,857	1211,024	1050,657	295203	39111	256092	0,868	18316	4083	14233	2060	632	1048	343
6	242,631	1216,594	1051,204	294655	40058	254597	0,864	18700	4238	14462	2233	652	1009	344
7	244,712	1213,533	1055,171	296216	38651	257565	0,870	18294	4221	14073	2172	665	1044	340
8	245,856	1209,227	1040,350	296859	41491	255368	0,860	19507	4455	15052	2216	700	1181	358
9	247,809	1213,034	1042,369	300463	42285	258178	0,859	19679	4391	15288	2211	636	1189	355
10	244,672	1212,400	1052,311	295196	38993	256203	0,868	18373	4229	14144	2167	678	1088	296
11	244,650	1207,061	1045,334	294768	39523	255245	0,866	18481	4226	14255	2265	686	996	279
12	246,416	1213,912	1034,284	298514	44203	254311	0,852	20659	4578	16081	2354	691	1164	369
13	245,818	1210,560	1044,400	297138	40838	256300	0,863	19206	4413	14793	2233	652	1183	345
14	241,743	1214,136	1051,502	292940	39233	253707	0,866	18319	4243	14076	2159	727	1039	318
15	245,624	1213,385	1048,969	296986	40264	256722	0,864	18994	4241	14753	2144	670	1110	317
Média	244,628						0,864	18850						

Tabela B. 33 - Dados da execução do Modelo Q com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados			Primá- rios	Secundários	0	1	2	3
1	359,707	1392,295	1196,271	499901	70386	429515	0,859	24747	6656	18091	4863	799	224	770
2	356,476	1392,124	1198,279	495184	68950	426234	0,861	24519	6637	17882	4848	842	214	733
3	357,293	1390,639	1198,678	496252	68542	427710	0,862	24462	6490	17972	4804	805	185	696
4	357,937	1389,852	1197,630	496693	68663	428030	0,862	24050	6418	17632	4706	742	237	733
5	356,721	1391,680	1200,237	495576	68143	427433	0,862	24139	6313	17826	4681	739	219	674
6	355,951	1393,621	1201,248	495259	68312	426947	0,862	24181	6512	17669	4826	783	180	723
7	357,896	1390,352	1196,496	496757	69209	427548	0,861	24554	6682	17872	4915	829	213	725
8	356,275	1394,163	1202,885	496151	68074	428077	0,863	24317	6592	17725	4891	753	185	763
9	355,937	1390,944	1196,538	494856	69154	425702	0,860	24150	6474	17676	4757	772	231	714
10	357,553	1394,656	1201,331	497827	68956	428871	0,861	24399	6615	17784	4827	843	236	709
11	360,866	1390,500	1197,918	501274	69446	431828	0,861	24743	6557	18186	4737	812	297	711
12	355,429	1395,080	1201,578	494940	68636	426304	0,861	24241	6603	17638	4871	854	159	719
13	357,020	1389,678	1191,518	495540	70703	424837	0,857	25143	6709	18434	5057	754	130	768
14	354,570	1386,686	1190,874	491175	69428	421747	0,859	24625	6491	18134	4894	749	126	722
15	355,212	1389,106	1193,608	492691	69404	423287	0,859	24316	6679	17637	4912	869	121	777
Média	356,990						0,861	24439						

Tabela B. 34 - Dados da execução do Modelo P com *Round Robin*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2	3
1	346,589	1439,707	1236,615	497961	70203	427758	0,859	24758	6608	18150	4976	752	163	717
2	346,905	1436,094	1225,367	496911	72829	424082	0,853	25685	6586	19099	5035	735	124	692
3	348,853	1430,523	1224,290	497706	71800	425906	0,856	25338	6651	18687	5044	785	102	720
4	345,787	1445,080	1232,985	499325	73319	426006	0,853	25668	6562	19106	5008	799	102	653
5	345,148	1438,556	1227,041	495665	72823	422842	0,853	25293	6674	18619	5079	763	82	750
6	345,361	1439,640	1225,581	496291	73813	422478	0,851	25841	6720	19121	5155	767	103	695
7	346,856	1442,841	1236,120	499456	71530	427926	0,857	25118	6624	18494	4890	809	214	711
8	345,762	1446,684	1232,627	499312	73916	425396	0,852	26244	6830	19414	5170	760	161	739
9	344,877	1444,619	1237,594	497536	71397	426139	0,856	25166	6563	18603	4941	738	150	734
10	345,733	1442,163	1237,105	497749	70800	426949	0,858	24962	6586	18377	4959	745	157	726
11	346,333	1441,389	1228,997	498112	73373	424739	0,853	25965	6708	19257	5103	748	143	716
12	347,854	1436,682	1230,205	498581	71665	426916	0,856	25228	6638	18591	4967	797	158	716
13	345,574	1442,360	1229,283	497808	73566	424242	0,852	25755	6641	19114	5082	783	103	674
14	347,721	1435,115	1230,453	497834	71002	426832	0,857	25048	6630	18419	5010	769	133	719
15	345,574	1442,360	1229,283	497808	73566	424242	0,852	25755	6641	19114	5082	783	103	674
Média	346,329						0,855	25455						

Tabela B. 35 - Dados da execução do Modelo Q com *Round Robin*.

B.1.5. Modelos executados com benchmarks mistos

Execução	Tempo Total	Eventos			Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Rollbacks		Primários	Causados por:			
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados				Total	Secundários		0	1	2	3
1	749,781	1814,468	1279,932	1358547	400078	958469	0,706	141395	31508	109887	3089	9142	8688	10589
2	586,395	1908,562	1588,557	1118729	187555	931174	0,832	66051	18827	47224	2829	4862	4371	6765
3	563,455	1921,230	1627,964	1081865	165098	916767	0,847	59472	16546	42926	2552	4394	3814	5786
4	553,603	1925,552	1637,218	1065748	159583	906165	0,850	57158	16709	40449	2735	4271	3874	5829
5	603,436	1898,103	1543,964	1144852	213582	931270	0,813	76421	20351	56070	2849	5558	4911	7033
6	573,533	1919,567	1603,804	1100335	180966	919369	0,836	64621	16719	47902	2464	4562	3953	5740
7	475,089	2003,933	1868,067	951604	64511	887093	0,932	23450	8341	15109	2042	1806	1596	2897
8	492,627	1993,537	1831,377	981308	79790	901518	0,919	29284	9964	19320	2218	2287	1947	3512
9	633,852	1888,987	1531,485	1195889	226250	969639	0,811	80052	19130	60922	2362	5248	4852	6668
10	657,281	1856,016	1429,854	1218705	279741	938964	0,770	99777	24785	74992	2905	7002	6520	8358
11	550,805	1927,860	1662,975	1061285	145781	915504	0,863	52741	15841	36900	2673	4022	3454	5692
12	525,680	1959,754	1735,308	1029728	117921	911807	0,885	42343	13322	29021	2490	3156	2864	4812
13	522,882	1956,444	1741,486	1022764	112380	910384	0,890	40450	13049	27401	2525	3154	2840	4530
14	609,269	1907,631	1599,885	1160382	187091	973291	0,839	67242	17502	49740	2552	4693	4097	6160
15	754,973	1814,006	1281,369	1368188	401643	966545	0,706	140838	30925	109913	2926	9010	8611	10378
Média	590,177						0,833	69420						

Tabela B. 36 - Dados da execução do Modelo G com *benchmarks de memória e rede*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados			Primá- rios	Secundários	0	1	2	3
1	498,694	1824,018	1740,341	909037	41705	867332	0,954	15554	6738	8816	2468	1713	480	2077
2	431,165	1898,500	1891,809	818108	2884	815224	0,996	1293	927	366	531	249	41	106
3	420,593	1951,986	1949,247	820594	1151	819443	0,999	568	478	90	32	355	55	36
4	550,521	1801,907	1673,180	991102	70782	920320	0,929	25765	8568	17197	1936	2743	971	2918
5	424,431	1957,477	1951,164	830397	2678	827719	0,997	1189	894	295	395	419	58	22
6	421,875	1990,546	1975,082	839393	6523	832870	0,992	2678	1783	895	400	899	41	443
7	422,019	1990,695	1978,156	839740	5286	834454	0,994	2262	1580	682	320	788	51	421
8	422,081	1989,368	1976,970	838576	5227	833349	0,994	2221	1477	744	290	719	75	393
9	422,665	1995,632	1981,744	842986	5869	837117	0,993	2477	1636	841	318	877	82	359
10	422,868	2228,207	2203,730	843333	6013	837320	0,993	4379	2875	1504	706	1306	25	838
11	423,577	1990,939	1975,987	842742	6325	836417	0,992	2639	1726	913	386	863	53	424
12	422,893	1992,708	1976,319	842423	6930	835493	0,992	2875	1821	1054	381	977	48	415
13	423,807	1989,778	1973,957	842704	6704	836000	0,992	2721	1812	909	379	919	69	445
14	425,759	1989,048	1974,378	846219	6241	839978	0,993	2634	1770	864	383	879	62	446
15	423,206	1993,484	1978,984	843225	6133	837092	0,993	2605	1712	893	354	883	79	396
Média	437,077						0,987	4791						

Tabela B. 37 - Dados da execução do Modelo G com *benchmarks de cpu e rede*.

		Eventos					Rollbacks			Causados por:				
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados	Eficiência	Total	Primários	Secundários				
											0	1	2	3
1	528,790	2051,126	1732,054	1083653	168557	915096	0,844	60131	16424	43707	2451	3106	4647	6220
2	530,287	2048,908	1725,046	1085794	171584	914210	0,842	61435	17123	44312	2519	3120	4869	6615
3	528,436	2047,039	1730,737	1080739	166921	913818	0,846	60225	16401	43824	2377	3017	4717	6290
4	528,436	2047,039	1730,737	1080739	166921	913818	0,846	60225	16401	43824	2377	3017	4717	6290
5	526,736	2050,463	1729,350	1079689	169092	910597	0,843	60214	16656	43558	2519	3035	4746	6356
6	529,976	2052,352	1730,915	1086684	170089	916595	0,843	61388	16771	44617	2425	3054	4755	6537
7	527,906	2048,889	1725,202	1080887	170713	910174	0,842	60835	16923	43912	3751	4711	4824	6447
8	529,541	2050,704	1727,296	1085481	171170	914311	0,842	61694	16787	44907	2488	3073	4791	6435
9	527,772	2050,443	1731,789	1081010	167902	913108	0,845	60096	16566	43530	2536	3044	4613	6373
10	525,789	2047,695	1729,305	1075946	167204	908742	0,845	59552	16534	43018	2547	3055	4608	6324
11	529,155	2047,891	1723,976	1082743	171241	911502	0,842	61993	16930	45063	2478	3085	4831	6536
12	528,655	2050,807	1723,078	1083648	173167	910481	0,840	61748	16897	44851	2497	3001	4869	6530
13	526,270	2050,850	1734,655	1078205	166176	912029	0,846	59423	16456	42967	2476	2923	4638	6419
14	528,211	2047,591	1719,429	1081138	173226	907912	0,840	61391	16946	44445	2608	3022	4846	6470
15	529,504	2046,675	1723,660	1083064	170864	912200	0,842	61135	16517	44618	2534	3149	4548	6286
Média	528,364						0,843	60766						

Tabela B. 38 - Dados da execução do Modelo G com *benchmarks de cpu, rede e memória*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
Execução	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2	3
1	518,429	1420,226	895,053	736090	272148	463942	0,630	96081	18926	77155	1526	3153	7112	7135
2	514,249	1424,609	902,507	732005	268239	463766	0,634	94255	18610	75645	1423	3044	7008	7135
3	517,203	1421,801	896,068	734371	271381	462990	0,630	95388	18788	76600	1477	3111	6998	7202
4	518,049	1424,432	895,474	737040	273467	463573	0,629	95416	19094	76322	1482	3248	7266	7098
5	514,284	1428,933	908,290	733953	267286	466667	0,636	94274	18924	75350	1461	3152	7035	7276
6	518,971	1424,672	895,555	738225	273967	464258	0,629	95892	18639	77253	1476	3014	6984	7165
7	515,459	1422,732	896,427	732726	270982	461744	0,630	94728	18528	76200	1392	3122	6928	7086
8	516,212	1424,094	897,498	734479	271502	462977	0,630	95377	18778	76599	1430	3156	7229	6963
9	511,667	1428,221	909,955	730292	265041	465251	0,637	92389	18037	74352	1385	3054	6745	6853
10	517,107	1424,388	900,073	735683	270727	464956	0,632	94810	18724	76086	1403	3107	6963	7251
11	515,333	1422,665	902,716	732009	267337	464672	0,635	94130	18457	75673	1397	3073	6971	7016
12	517,066	1424,989	899,698	735737	271075	464662	0,632	94647	18613	76034	1414	3194	6882	7123
13	516,590	1423,326	899,530	734464	270185	464279	0,632	94437	18688	75749	1425	3184	7003	7076
14	514,757	1424,441	900,246	732276	269292	462984	0,632	94305	18619	75686	1461	3129	6944	7085
15	513,223	1423,451	905,682	730404	265644	464760	0,636	92255	18362	73893	1473	3091	6832	6966
Média	515,907						0,632	94559						

Tabela B. 39 - Dados da execução do Modelo P com *benchmarks de cpu e memória*.

Eventos								Rollbacks		Causados por:				
<i>Execução</i>	Tempo Total	Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo	Total Processados	Total Cancelados	Total Realizados			Primários	Secundários	0	1	2	3
1	329,178	1380,996	1333,880	453894	15506	438388	0,966	5921	2554	3367	1046	932	175	401
2	328,382	1379,833	1333,580	452086	15168	436918	0,966	5736	2579	3157	993	946	241	399
3	326,756	1378,668	1333,422	450128	14775	435353	0,967	5595	2522	3073	980	965	204	373
4	328,795	1376,294	1329,622	451764	15339	436425	0,966	5740	2570	3170	991	969	216	394
5	329,943	1376,509	1326,863	453103	16363	436740	0,964	6156	2626	3530	1071	1002	182	371
6	328,759	1362,123	1323,011	447183	12848	434335	0,971	4941	2303	2638	872	917	177	337
7	331,373	1374,460	1327,477	454524	15541	438983	0,966	5859	2559	3300	1005	929	225	400
8	326,330	1381,004	1335,056	450054	14988	435066	0,967	5510	2480	3030	981	944	188	367
9	329,535	1373,764	1328,879	451837	14766	437071	0,967	5675	2552	3123	992	951	237	372
10	326,611	1379,632	1332,353	450102	15431	434671	0,966	5598	2450	3148	943	1004	205	298
11	328,472	1376,360	1327,526	451600	16030	435570	0,965	5934	2616	3318	1016	988	232	380
12	328,779	1378,862	1328,970	453048	16401	436647	0,964	6071	2643	3428	1074	990	204	375
13	328,244	1379,226	1329,088	452293	16446	435847	0,964	6071	2629	3442	1081	1008	207	333
14	328,708	1379,090	1331,828	452567	15521	437046	0,966	5858	2567	3291	1029	964	161	413
15	329,590	1375,250	1326,736	452426	15965	436461	0,965	5864	2607	3257	1047	973	188	399
Média	328,630						0,966	5769						

Tabela B. 40 - Dados da execução do Modelo P com *benchmarks de cpu e rede*.

Execução	Tempo Total	Eventos			Total Pro- cessados	Total Can- celados	Total Rea- lizados	Eficiência	Rollbacks		Causados por:			
		Processados p/ segundo	Realizados p/ segundo						Total	Primá- rios	Secundários	0	1	2
1	328,215	1386,775	1291,393	454206	31196	423010	0,931	11111	3723	7388	624	694	1182	1223
2	329,293	1385,797	1288,865	455666	31883	423783	0,930	11785	3759	8026	642	637	1200	1280
3	327,780	1388,250	1291,895	454217	31492	422725	0,931	11417	3712	7705	613	645	1272	1182
4	327,676	1386,205	1289,608	454059	31635	422424	0,930	11288	3712	7576	599	679	1183	1251
5	328,716	1388,417	1291,533	455848	31836	424012	0,930	11454	3730	7724	633	621	1255	1221
6	327,704	1386,592	1290,391	453846	31464	422382	0,931	11176	3665	7511	622	671	1201	1171
7	327,551	1387,272	1291,871	453689	31194	422495	0,931	11268	3843	7425	631	695	1272	1245
8	325,194	1389,487	1296,457	451669	30226	421443	0,933	10843	3583	7260	603	618	1144	1218
9	323,940	1392,316	1298,090	450595	30501	420094	0,932	10977	3667	7310	634	657	1198	1178
10	335,680	1374,066	1268,568	460685	35396	425289	0,923	12622	4074	8548	723	674	1342	1335
11	329,569	1381,488	1281,355	454867	32989	421878	0,927	11720	3758	7962	613	648	1307	1190
12	351,061	1352,457	1228,592	474654	43475	431179	0,908	15494	4973	10521	691	913	1965	1404
13	335,792	1375,110	1273,111	461225	34219	427006	0,926	12221	4005	8216	691	693	1262	1359
14	332,624	1377,777	1274,962	457776	34193	423584	0,925	12171	3916	8255	668	661	1325	1263
15	330,493	1382,298	1284,784	456447	32223	424225	0,929	11532	3794	7738	647	656	1203	1289
Média	330,753						0,928	11805						

Tabela B. 41 - Dados da execução do Modelo P com *benchmarks de cpu, rede e memória*.

B.2. Execução do modelo G em Ambiente Compartilhado

B.2.1 Com carga parasita determinística

Eventos:											Causados por:			
Exec.	Tempo	proc.p/seg	real. P/seg.	Processados	Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	0	1	2	3
1	1274,630	1097,173	785,328	1394235	396021	998214	0,716	140112	30473	109639	10784	2771	7173	9745
2	1289,090	1110,776	777,313	1431458	429744	1001714	0,700	151300	32835	118465	11559	2939	7988	10349
3	1304,110	1074,970	769,068	1399374	398131	1001243	0,715	141309	30886	110423	11044	2802	7417	9623
4	1321,640	1091,268	764,776	1441354	431194	1010160	0,701	151599	32413	119186	11506	2833	7933	10141
5	1349,470	1066,731	747,520	1439215	430688	1008527	0,701	151295	32490	118805	11474	2850	7749	10417
6	1224,940	1152,655	817,695	1409645	409586	1000059	0,709	143679	31371	112308	11178	2872	7547	9774
7	1302,910	920,354	727,081	1197774	251484	946290	0,790	89679	22940	66739	2648	2717	7056	10519
8	1281,030	923,511	734,482	1181908	241857	940051	0,795	86502	22165	64337	2297	2347	7055	10466
9	1210,580	984,060	781,121	1190073	245351	944722	0,794	87564	22255	65309	2337	2373	7115	10430
10	1214,030	967,690	771,082	1172307	238030	934277	0,797	84425	21518	62907	2253	2309	7004	9952
11	1348,990	898,748	704,783	1211163	261280	949883	0,784	92537	23202	69335	2716	2513	7494	10479
12	1161,850	1017,572	810,350	1180910	240373	940537	0,796	84832	21870	62962	2482	2436	7017	9935
13	1316,370	911,601	722,392	1198815	248758	950057	0,792	89506	22858	66648	2703	2521	7159	10475
14	1267,400	938,775	742,869	1189146	248126	941020	0,791	88780	22288	66492	2451	2315	6854	10668
15	1285,690	931,028	739,840	1195761	245482	950279	0,795	88124	22148	65976	2615	2399	6987	10147
Média	1276,849						0,759	111416,2						

Tabela B. 42 - Dados da execução com o *round-robin*.

												Causados por:		
		Eventos:												
Exec.	Tempo	proc.p/seg	real. P/seg.	Processados	Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	0	1	2	3
1	863,107	1289,507	1094,018	1112179	168614	943565	0,848	59691	15356	44335	2116	5441	3626	4173
2	1016,910	1011,280	879,056	1023836	133791	890045	0,869	47640	12722	34918	3233	2762	4946	1781
3	1056,290	1120,159	916,403	1181367	215018	966349	0,818	77348	19539	57809	2634	4192	6414	6299
4	802,416	1072,353	1042,941	854207	23414	830793	0,973	9023	4297	4726	700	901	1774	922
5	785,803	1108,825	1050,557	870198	45707	824491	0,947	17127	7190	9937	1679	1573	1778	2160
6	1034,210	1017,640	936,772	1047985	83273	964712	0,921	30113	9554	20559	1515	3219	2752	2068
7	945,274	980,823	892,132	926796	83807	842989	0,910	30161	9615	20546	1923	2366	4367	959
8	898,495	1146,619	1048,187	1027941	88191	939750	0,914	31461	8650	22811	1234	3127	1338	2951
9	961,753	1082,030	911,966	1039977	163415	876562	0,843	58168	15056	43112	4096	3937	4740	2283
10	869,600	1060,510	990,771	916815	60312	856503	0,934	22157	7961	14196	2078	1438	2468	1977
11	897,003	1015,181	940,919	909552	66504	843048	0,927	23879	7963	15916	1744	1374	1487	3358
12	1135,040	1031,795	808,438	1165659	252477	913182	0,783	88945	19227	69718	2515	6143	2202	8367
13	719,227	1171,368	1138,728	840931	23427	817504	0,972	8957	4605	4352	1269	1185	1204	947
14	785,338	1108,982	1052,110	870395	44631	825764	0,949	16316	5679	10637	1308	1956	885	1530
15	865,211	1134,023	1031,900	979622	88208	891414	0,910	31991	11545	20446	2402	2945	2463	3735
Média	909,045						0,901	36865,133						

Tabela B. 43 - Dados da execução considerando apenas as informações estáticas.

Exec.	Tempo	Eventos:			Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	Causados por:			
		proc.p/seg	real. P/seg.	Processados							0	1	2	3
1	1397,900	1178,421	712,894	1646062	650165	995897	0,605	226968	41474	185494	3007	12134	11694	14639
2	1933,910	1324,909	572,808	2556930	1450891	1106039	0,433	501311	65085	436226	2930	24265	17583	20307
3	1699,770	1252,026	606,159	2125887	1096447	1029440	0,484	379756	51811	327945	2922	17632	15981	15276
4	2035,100	1270,820	533,634	2585180	1499742	1085438	0,420	518524	65042	453482	3037	22232	18109	21664
5	2522,050	1570,281	440,701	3959044	2847868	1111176	0,281	987636	115832	871804	2913	46803	41367	24749
6	1461,590	1231,496	701,871	1798509	773339	1025170	0,570	270431	46356	224075	2862	15649	12204	15641
7	1955,320	1531,819	555,939	2992836	1906424	1086412	0,363	656451	82824	573627	2922	37872	18054	23976
8	2452,030	1696,411	463,055	4156769	3021923	1134846	0,273	1040954	121240	919714	3032	53192	24798	40218
9	1924,965	1437,416	587,974	2901416	1836044	1065372	0,439	633961	81357	552604	3020	32663	18246	27429
10	1944,615	1428,364	564,374	2774883	1678658	1096226	0,398	578881	73955	504927	2926	31069	17819	22142
11	2440,392	1420,550	487,168	3272112	2173805	1098307	0,350	753080	90437	662643	2975	34518	29738	23207
12	1580,680	1241,761	654,015	1962198	934893	1027305	0,527	325094	49084	276010	2892	16641	14093	15459
13	1872,525	1297,864	553,221	2571055	1475317	1095739	0,426	509918	65064	444854	2984	23249	17846	20986
14	2075,900	1474,218	534,607	3141328	2059185	1082143	0,379	710355	86526	623830	2977	35412	20390	27747
15	1580,680	1241,761	654,015	1962198	934893	1027305	0,527	325094	49084	276010	2892	16641	14093	15459
Média	1925,162						0,432	561228						

Tabela B. 44 - Dados da execução considerando informações estáticas e o índice de carga de memória.

	Eventos:												Causados por:	
Exec.	Tempo	proc.p/seg	real. P/seg.	Processados	Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	0	1	2	3
1	1373,540	1241,213	751,765	1698580	669988	1028592	0,606	235654	41826	193828	2947	12134	12216	14529
2	2424,150	1444,047	458,167	3498097	2387971	1110126	0,317	822140	99835	722305	2940	35627	36759	24509
3	1029,080	1149,054	912,202	1181707	243498	938209	0,794	84896	19624	65272	1534	2965	4127	10998
4	1119,200	1119,182	813,251	1252045	342181	909864	0,727	120454	27851	92603	9719	2986	3063	12083
5	1079,660	1112,155	896,219	1200017	232898	967119	0,806	82569	21090	61479	1898	4108	4516	10568
6	944,156	1135,355	950,374	1070877	174485	896392	0,837	60910	15080	45830	3639	1827	1418	8196
7	1140,230	1086,419	815,882	1235144	307332	927812	0,751	108381	24898	83483	3038	2437	6647	12776
8	1444,580	1150,712	710,038	1658392	635307	1023085	0,617	221573	39343	182230	14671	2879	6238	15555
9	2080,390	1209,253	539,162	2511645	1391555	1120090	0,446	480958	62560	418398	28232	2987	11156	20185
10	1473,830	1153,938	705,285	1696928	659803	1037125	0,611	231531	43796	187735	8381	2785	12442	20188
11	2597,910	1236,124	453,106	3209754	2033054	1176700	0,367	697061	81489	615572	20625	3028	20549	37287
12	815,300	1162,201	1088,840	942387	59433	882954	0,937	22018	7881	14137	1795	1072	1326	3688
13	1947,220	1637,856	464,962	2905715	1930605	975110	0,336	785396	94559	690837	2812	60530	29307	1910
14	1873,170	1155,727	585,847	2159586	1064649	1094937	0,507	371843	58973	312870	13932	2873	19123	23045
15	1839,460	1220,354	574,325	2243997	1187932	1056065	0,471	412937	61336	351601	29373	2995	8593	20375
Média	1545,458						0,609	315888,07						

Tabela B. 45 - Dados da execução considerando informações estáticas e o índice de carga de fila do processador.

Exec.	Eventos:		real. P/seg.	Processados	Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	0	Causados por:		
	Tempo	proc.p/seg										1	2	3
1	856,879	1207,923	1076,601	1034315	112411	921904	0,891	40586	12895	27691	2529	3120	2591	4655
2	1099,650	1099,323	865,594	1208101	256812	951289	0,787	90554	22448	68106	2771	6181	5827	7669
3	1176,120	1059,114	813,235	1243605	288595	955010	0,768	103465	25701	77764	2819	7721	8179	6982
4	992,467	1257,306	963,247	1247198	291675	955523	0,766	103536	25058	78478	2721	9217	7799	5321
5	1045,700	1044,453	889,777	1091347	161584	929763	0,852	57574	16596	40978	2566	4776	4028	5226
6	1092,420	1186,041	883,372	1288411	328276	960135	0,745	115352	26756	88596	2862	8140	7352	8402
7	888,975	987,530	955,938	877327	28069	849258	0,968	10579	4753	5826	703	1243	1873	934
8	1141,490	1123,880	843,157	1282485	320313	962172	0,750	112603	26140	86463	2841	7029	7258	9012
9	1089,800	1217,313	896,915	1325662	348867	976795	0,737	123387	27113	96274	2844	9530	6185	8554
10	1160,020	1086,342	826,702	1259146	300871	958275	0,761	106242	25168	81074	2821	7535	6345	8467
11	1038,870	1149,778	906,153	1193477	252823	940654	0,788	89493	23003	66490	2700	5596	7586	7121
12	1127,700	1112,745	842,096	1252878	304592	948286	0,757	107640	25883	81757	2704	6226	8138	8815
13	1072,320	1087,952	879,876	1165816	222913	942903	0,809	79216	20599	58617	2733	4650	5774	7442
14	1067,390	1182,784	897,610	1261391	304062	957329	0,759	107159	25810	81349	2824	8280	7498	7208
15	1195,450	1047,548	807,756	1250710	286203	964507	0,771	100604	23864	76740	2897	8446	4685	7836
Média	1069,683						0,794	89866						

Tabela B. 46 - Dados da execução considerando informações estáticas e os dois índices de carga.

B.2.2 Com carga parasita aleatória

Exec.	Eventos:										Causados por:			
	Tempo	proc.p/seg	real. P/seg.	Processados	Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	0	1	2	3
1	1670,290	1075,954	613,417	1795256	771814	1023442	0,570	268327	43547	224780	16262	2761	11941	12583
2	1347,350	1099,390	746,284	1479146	475167	1003979	0,679	165267	30476	134791	11604	2437	5785	10650
3	1299,730	1039,813	779,068	1350530	338698	1011832	0,749	119448	25483	93965	4974	2678	9509	8322
4	1279,570	1045,233	756,024	1336476	369789	966687	0,723	129160	25806	103354	11948	2708	4375	6775
5	1333,860	1115,343	802,668	1485817	416461	1069356	0,720	145720	29592	116128	12531	2732	7397	6932
6	1355,530	1113,503	790,290	1504829	436759	1068070	0,710	152582	29981	122601	12248	2486	7737	7510
7	1685,140	1034,325	649,658	1741546	647696	1093850	0,628	226003	40425	185578	14237	2902	12451	10835
8	1325,590	968,527	733,174	1283676	311923	971753	0,757	108684	22261	86423	8565	2024	5074	6598
9	1175,090	1059,754	806,004	1244507	298020	946487	0,761	105462	23198	82264	7795	2459	5491	7453
10	1256,840	1065,845	782,655	1337629	355363	982266	0,734	126436	28100	98336	9003	2820	7432	8845
11	1100,310	1013,210	841,794	1113228	188334	924894	0,831	66881	18485	48396	6796	2538	4691	4460
12	1156,050	1050,022	796,718	1209853	291949	917904	0,759	103102	22241	80861	11524	2542	3537	4638
13	1692,960	1055,260	614,999	1782949	743885	1039064	0,583	257316	42812	214504	16199	2766	11117	12730
14	1540,190	1062,808	702,312	1635520	554725	1080795	0,661	193586	36204	157382	12852	2604	8697	12051
15	1153,670	1047,906	856,958	1207807	220197	987610	0,818	77199	18394	58805	7320	2870	5910	2294
Média	1358,145						0,712	149678,2						

Tabela B. 47 - Dados da execução com o *round-robin*.

Exec.	Tempo	Eventos:		Processados	Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	0	Causados por:		
		proc.p/seg	real. P/seg.									1	2	3
1	2667,170	694,021	407,044	1850500	765202	1085298	0,586	267668	46263	221405	14192	16590	3046	12435
2	2575,160	699,377	417,242	1800121	726113	1074008	0,597	253952	43174	210778	13591	17011	2829	9743
3	2663,840	754,965	405,901	2010547	929574	1080973	0,538	322127	52602	269525	17301	20074	3018	12209
4	2601,990	757,642	427,759	1967066	856230	1110836	0,565	299237	51105	248132	17286	18585	2944	12290
5	2653,280	706,943	401,365	1872166	808997	1063169	0,568	282375	48476	233899	15858	17865	3104	11649
6	2679,100	806,566	412,789	2158569	1053703	1104866	0,512	365482	57992	307490	20477	20892	3023	13600
7	2718,860	706,052	402,779	1917086	823282	1093804	0,571	287268	48822	238446	17208	19428	2973	9213
8	2689,020	769,274	407,093	2065832	972495	1093337	0,529	336765	53159	283606	18697	20046	2981	11435
9	2716,480	766,804	415,033	2080873	954485	1126388	0,541	332119	53464	278655	18872	19564	2954	12074
10	2837,360	742,663	395,595	2106230	984231	1121999	0,533	341635	53261	288374	16207	22657	2978	11419
11	2737,200	721,618	400,653	1972463	877143	1095320	0,555	305875	50497	255378	15903	19118	2972	12504
12	2630,750	800,577	422,182	2102899	993968	1108931	0,527	345041	55133	289908	19090	20844	3066	12133
13	2592,310	807,847	437,252	2089912	958815	1131097	0,541	334939	51604	283335	16921	22012	2835	9836
14	2616,330	750,038	417,729	1958788	868073	1090715	0,557	301355	50498	250857	16578	19475	3001	11444
15	2786,820	780,785	413,108	2174609	1024107	1150502	0,529	358716	55124	303592	19792	19867	2918	12547
Média	2677,711						0,550	315636,93						

Tabela B. 48 - Dados da execução considerando apenas as informações estáticas.

Exec.	Tempo	Eventos:			Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	0	Causados por:			
		proc.p/seg	real. P/seg.	Processados								1	2	3	
1	1193,310	830,307	729,732	988929	119833	869096	0,879	42428	11898	30530	1240	3658	5274	1726	
2	1713,380	879,206	561,400	1505320	544174	961146	0,638	191850	33858	157992	2567	11241	15449	4601	
3	1898,280	943,799	512,601	1790560	817874	972686	0,543	286780	47448	239332	2917	12867	23582	8082	
4	1877,470	998,968	516,216	1874361	905660	968701	0,517	314184	49201	264983	2826	18964	19589	7822	
5	2083,690	929,115	477,355	1933748	940234	993514	0,514	329430	50134	279296	2733	13886	24073	9442	
6	2126,980	1031,705	470,008	2193905	1194391	999514	0,456	414215	58059	356156	2878	20495	24858	9828	
7	1856,370	938,694	525,432	1741813	766713	975100	0,560	270150	44975	225175	2942	13628	18717	9688	
8	1535,350	905,818	598,500	1390569	471782	918787	0,661	164091	29654	134437	2338	13499	10862	2955	
9	1537,750	870,591	637,159	1338090	358680	979410	0,732	124527	23478	101049	2024	10589	7656	3209	
10	1660,550	926,354	566,229	1533758	596604	937154	0,611	208459	36972	171487	2792	13243	14983	5954	
11	2515,950	1133,092	417,419	2849221	1799436	1049785	0,368	622414	84736	537678	2913	29383	43515	8925	
12	2387,650	1095,448	429,648	2609957	1585563	1024394	0,392	550633	74458	476175	2860	33207	28595	9796	
13	1944,340	966,795	517,195	1875049	871440	1003609	0,535	303009	46512	256497	2891	15866	16826	10929	
14	1390,530	847,083	676,963	1176586	236179	940407	0,799	83519	18615	64904	2212	7284	6078	3041	
15	1350,900	917,032	667,421	1234863	335958	898905	0,728	119518	27045	92473	2690	5549	13087	5719	
Média	1804,833						0,596	268347,13							

Tabela B. 49 - Dados da execução considerando informações estáticas e o índice de carga de memória.

													Causados por:	
Exec.	Tempo	Eventos: proc.p/seg	real. P/seg.	Processados	Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	0	1	2	3
1	1300,750	1301,218	735,465	1691881	735549	956332	0,565	254983	39111	215872	2773	15633	6002	14703
2	1057,990	1191,722	880,499	1260039	328980	931059	0,739	116162	24412	91750	2526	8591	8768	4527
3	1415,570	1225,319	740,581	1733523	685635	1047888	0,604	238459	40352	198107	2996	19955	7382	10019
4	953,506	1112,956	949,125	1060601	156063	904538	0,853	55488	13902	41586	1580	2321	1932	8069
5	1367,290	1153,092	772,755	1575573	519616	1055957	0,670	179993	31883	148110	2902	4157	9458	15366
6	1006,940	1165,973	896,030	1172617	271630	900987	0,768	95176	19883	75293	6923	3510	2399	7051
7	1545,660	1161,719	688,352	1793314	730549	1062765	0,593	252606	40523	212083	14663	2289	2954	20617
8	1285,490	1084,091	775,800	1393214	396246	996968	0,716	139163	26912	112251	8904	2667	10380	4961
9	1294,880	1190,646	740,401	1536206	580542	955664	0,622	201474	36022	165452	2864	4595	18976	9587
10	1115,660	1212,476	867,905	1351939	384421	967518	0,716	134481	27733	106748	2209	15928	3389	6207
11	1448,390	1210,026	679,369	1751349	767958	983391	0,562	267625	42852	224773	2470	16560	3621	20201
12	1025,480	1166,220	917,333	1193854	254699	939155	0,787	89246	20825	68421	3453	4857	2277	10238
13	956,504	1085,268	923,867	1037527	154273	883254	0,851	55149	15606	39543	5028	2635	3157	4786
14	1286,830	1148,716	769,811	1477819	487479	990340	0,670	171728	31092	140636	2414	8986	7245	12447
15	1150,830	1135,701	812,753	1305493	370980	934513	0,716	127901	24082	103819	2308	3117	3589	15068
Média	1214,118						0,695	158642,27						

Tabela B. 50 - Dados da execução considerando informações estáticas e o índice de carga de fila do processador.

Exec.	Tempo	Eventos:		Processados	Cancelados	Realizados	Eficiência	Rollbacks	Prim.	Sec.	Causados por:			
		proc.p/seg	real. P/seg.								0	1	2	3
1	991,964	1162,343	941,098	1150604	218958	931646	0,810	78060	18434	59626	4230	4802	7253	2149
2	870,883	1145,118	1039,008	996196	92279	903917	0,907	33342	10976	22366	2353	2227	4568	1828
3	1040,450	1229,523	904,093	1278026	338162	939864	0,735	118355	26521	91834	2920	10395	8175	5031
4	1162,180	1280,840	847,119	1486659	503493	983166	0,661	174668	31908	142760	2780	18547	8267	2314
5	1381,180	1208,860	753,595	1669117	628576	1040541	0,623	218012	33440	184572	2795	13412	11228	6005
6	1296,440	1333,143	805,143	1726224	683875	1042349	0,604	237794	39635	198159	2362	16604	12906	7763
7	1294,950	1517,424	797,450	1963145	931234	1031911	0,526	323296	49119	274177	2857	26180	14112	5970
8	1153,070	1228,123	857,172	1415222	427403	987819	0,698	150649	28243	122406	2490	8472	11143	6138
9	1415,290	1275,739	765,199	1804027	721838	1082189	0,600	251843	41679	210164	2820	10010	14863	13986
10	1287,840	1267,054	799,079	1626805	600558	1026247	0,631	210205	36925	173280	2886	14192	12860	6987
11	1067,520	1304,847	901,815	1390473	429334	961139	0,691	150446	32037	118409	2764	9668	11215	8390
12	1346,980	1792,777	773,409	2409318	1369393	1039925	0,432	473803	61942	411861	2931	35753	13712	9546
13	1171,950	1243,410	848,186	1452838	461471	991367	0,682	161301	30276	131025	2515	12857	10301	4603
14	1015,110	1199,522	888,258	1214570	315134	899436	0,741	110418	24001	86417	6689	4086	10468	2758
15	852,751	1237,602	1058,944	1052343	151734	900609	0,856	54013	14395	39618	2141	4678	5579	1997
Média	1156,571						0,680	183080						

Tabela B. 51 - Dados da execução considerando informações estáticas e os dois índices de carga.