Uma Arquitetura XML para Computação Voluntária P2P

Felipe C. Pereira[1], Fábio C. Lourenço[1], Éber A. Schmitz[1], Felipe M. G. França[2]
NCE/IM – Pós-Graduação em Ciência da Computação[1] e PESC – COPPE[2]
Universidade Federal do Rio de Janeiro
felipep@ufrj.br, fabiocl@ufrj.br, eber@nce.ufrj.br, felipe@cos.ufrj.br

Resumo

Diversas arquiteturas propostas para computação colaborativa*,* ou computação voluntária*, apresentam as seguintes características: (i) controle centralizado; (ii)* setup *complexo para não-especialistas.*

Este artigo introduz a IeC (Infraestrutura Colaborativa): *uma arquitetura para computação colaborativa* peer-to-peer — P2P — *implementada sobre* XML*, que é de fácil implantação por usuários não-especialistas e de simples utilização por desenvolvedores de aplicações para ambientes colaborativos. O uso de um mecanismo simples de escalonamento distribuído para o balanceamento de carga nos nós computacionais participantes é avaliado em termos da escalabilidade da arquitetura proposta e da qualidade do balanceamento. Tal foi obtido através de simulações usando-se como benchmark um lote de problemas do tipo* RCPS — Resource Constrained Project Scheduling.

1. Introdução

O aumento da popularidade da Internet em conjunto com o aumento da capacidade computacional dos computadores pessoais e das redes rápidas, ambos como bens de consumo de custo acessível, está mudando a forma com que se faz computação [1]. Essas novas tecnologias possibilitam o agrupamento de uma variada quantidade de recursos distribuídos geograficamente, tais como supercomputadores, sistemas de armazenamento, fontes de dados, dispositivos especiais e serviços, que podem ser utilizados como um único recurso. Esse novo paradigma está sendo chamado de *grid computing* [2] [3] [4]. O *grid* tem a principal função de coordenar esse conjunto virtual de recursos em larga escala de forma segura e eficiente [3].

Luis Sarmenta introduziu, em sua tese de doutorado [5], a idéia de *computação voluntária*, também chamada de *computação colaborativa*, onde também se permite a construção de plataformas paralelas de alta performance de uma forma simples, rápida e barata. Tal é conseguido de forma análoga a idéia de *grid computing*, mas onde os importantes aspectos relacionados à segurança são relaxados, dado que uma plataforma de comunicação segura é assumida. Tanto grid computing, como computação colaborativa, são formas de *metacomputação*, que procuram tornar fácil a utilização de diversos recursos computacionais espalhados geograficamente. Entretanto, configurar um *grid* não é uma coisa fácil para não-especialistas. Um princípio básico da computação colaborativa é permitir que qualquer internauta, sem experiência no assunto, consiga realizar a configuração para participar de uma rede colaborativa. A plataforma de computação colaborativa proposta por Sarmenta foi desenvolvida em Java. Também no caso da computação colaborativa, estações pessoais de trabalho, ociosas na maior parte do tempo, podem ser utilizadas para a realização de tarefas complexas que, de outra forma, requereriam máquinas de grande poder computacional e, portanto, de elevado custo.

Arquiteturas de *grid* e de computação colaborativa tais como SETI@Home [6], *Bayanihan Web-based Volunteer Computing System* [5] [7] e *XtremWeb* [8], adotam o estilo de controle centralizado. Em tal abordagem, uma única máquina, ou um conjunto designado, é responsável por fazer a distribuição das tarefas e a coleta de resultados no sistema. Se por um lado tal abordagem tem a qualidade de ser simples, por outro lado, pode não prover a escalabilidade desejada para usufruir plenamente da natureza dos sistemas colaborativos, que podem ter o número de máquinas que integram o sistema reduzido ou ampliado a qualquer momento. Além disso, a diferenciação de classes entre as máquinas participantes torna maior a complexidade do setup.

A computação *peer-to-peer* — P2P — pode ser definida como uma classe de aplicações que, baseadas

em um controle descentralizado, i.e., distribuído entre todos as máquinas participantes, usufruem de recursos de armazenamento, processamento, conteúdo, e presença humana disponíveis nas fronteiras da Internet [9]. Segundo o estudo de taxonomia de Krauter [10], P2P pode ser classificada como uma forma de organização plana das máquinas, em que todas se comunicam com qualquer outra (overlay) sem a necessidade de uma máquina servidor intermediária. Aplicações como o *Gnutella* [11] popularizaram o P2P na WWW onde, dado que operar em um ambiente de conectividade instável e endereços IPs imprevisíveis, projetos P2P são, geralmente, independentes de DNS e de servidores centrais.

Este artigo introduz a **IeC** — **I**nfra**e**strutura **C**olaborativa — uma arquitetura colaborativa com uma organização descentralizada tipo P2P [9] [11] [12]. Com a adoção de XML [13] para o formato das mensagens trocadas entre os *peers*, tal arquitetura possui o objetivo de facilitar a criação de aplicações colaborativas, possibilitando que os desenvolvedores destas aplicações concentrem-se nas particularidades de seus aplicativos, deixando com a **IeC** os serviços de troca de mensagens entre os peers. A escolha de XML como padrão para a formatação das mensagens deve-se ao fato deste ser um padrão de mercado, que permite interoperabilidade entre diferentes plataformas.

O restante do texto está organizado da seguinte forma. Na próxima sessão é introduzida a proposta de arquitetura colaborativa incluindo detalhes de seus principais aspectos. A Sessão 3 apresenta a definição dos experimentos idealizados para uma avaliação preliminar da **IeC**. Os resultados experimentais são apresentados e discutidos na Sessão 4. Nossas conclusões são apresentadas na Sessão 5.

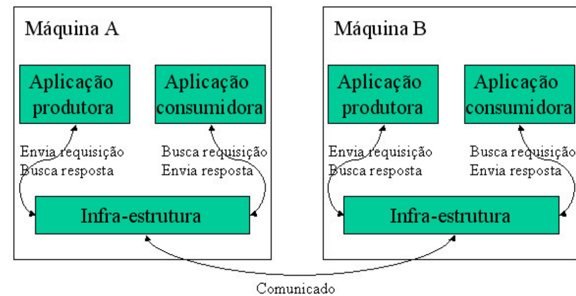
2. IeC: uma infraestrutura colaborativa

A arquitetura proposta aqui provê um ambiente colaborativo transparente para as aplicações que o utilizam, ou seja, uma aplicação construída para funcionar nesta arquitetura não precisa saber dos detalhes de como, ou por quem, uma requisição de trabalho computacional gerada será atendida e nem como a resposta será entregue, cabendo tal à arquitetura **IeC**. Manter a carga balanceada entre os nós presentes, garantir a capacidade da rede se recuperar a falhas de nós, se adaptando a novas topologias, também são atribuições da **IeC**.

A `Figura 1` mostra os fluxos de mensagens que circulam no sistema colaborativo. Uma aplicação produtora envia pacotes de requisição para o módulo da infra-estrutura e recebe pacotes de resposta da infra-estrutura, a qual envia pacotes de comunicado para outros nós da rede. Aplicações consumidoras recebem pacotes de requisições da arquitetura **IeC** e enviam os pacotes de resposta de volta.

Na construção da arquitetura **IeC**, os seguintes objetivos foram perseguidos:

- Facilidade de integração com aplicações colaborativas;
- Facilidade de configuração;
- Possibilidade de interoperabilidade entre diversas plataformas;
- Possibilidade de ser estendida.



`Figura 1. Relacionamento das aplicações com a infraestrutura IeC e entre os nós computacionais.`

2.1. API

Para a arquitetura **IeC** operar, cada nó computacional que participa do sistema colaborativo deve instalar um módulo do sistema, que fornece uma API padronizada para as aplicações produtoras e consumidoras de trabalhos. Este módulo é responsável por:

- escalonar as requisições recebidas de aplicações produtoras entre os diversos nós que possuem aplicações registradas para consumi-las;
- receber as respostas das requisições feitas por aplicações registradas no nó, entregando-as para estas;
- fornecer informação sobre a distribuição de carga para as aplicações, permitindo que elas controlem o tamanho do grão (Sessão 2.7);
- re-enviar requisições não atendidas no tempo máximo configurado (*time-out*).

A API foi escrita no modelo COM da Microsoft, que é um modelo de componentes padrão para o Windows, possibilitando que aplicações desenvolvidas, em praticamente todas as linguagens disponíveis para este ambiente, possam entrar em contato com o sistema. O fato de a arquitetura utilizar

mensagens em XML e trocá-las via comunicação TCP/IP via sockets, possibilita que a própria infra-estrutura seja re-escrita para outras plataformas, permitindo inclusive que estratégias diferentes de escalonamento, descoberta e disseminação de recursos e controle de carga, sejam utilizadas na mesma rede.

Os seguintes métodos são disponibilizados pela API do sistema (a `Figura 2` ilustra uma dinâmica desses métodos):

- <u>Registro</u> (DoRegister) – Através desse método, uma aplicação se habilita a utilizar os serviços oferecidos. Caso forneça algum serviço, o tipo de requisição que ela atende é indicado. A aplicação recebe um identificador de aplicação (*AppID*) que deverá ser utilizado para identificá-la no relacionamento com a **IeC**;
- <u>Requisitar serviço</u> (SendRequest) – Este método permite a uma aplicação produtora (ou cliente) requisitar um trabalho. A aplicação recebe um identificador para o trabalho solicitado (*ReqID*);
- <u>Buscar resposta</u> (GetResponse) – Esse método permite que uma aplicação verifique se alguma requisição feita anteriormente foi respondida, sendo entregue caso exista. O *ReqID* identifica a requisição que foi respondida;
- <u>Buscar requisição de serviço</u> (GetRequest) – Através deste método, uma aplicação consumidora (ou servidora) busca uma requisição para resolver. O retorno será vazio se não existir uma requisição pendente;
- <u>Enviar resposta</u> (SendResponse) – Uma aplicação servidora, utiliza este método para enviar a resposta para um trabalho feito, atendendo a uma requisição recebida;
- <u>Buscar distribuição</u> (GetDistribution) – Verifica como está a distribuição das requisições entre o conjunto de máquinas que fornece um serviço.

2.2. Componentes da arquitetura IeC

O módulo da **IeC** foi construído com uma arquitetura de componentes, sendo cada um responsável por atender uma funcionalidade específica. Assim, podemos dividir o módulo nos seguintes componentes principais:

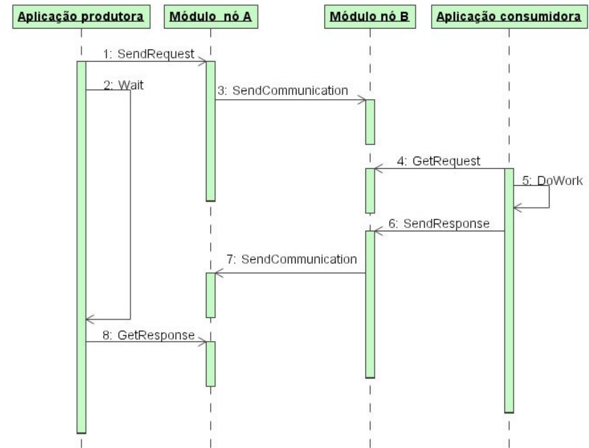


Figura 2. Ciclo de vida de uma requisição.

- <u>Gerente de resposta</u> – É o guardião das respostas recebidas para as solicitações feitas. As respostas vão sendo removidas à medida que as aplicações que fizeram as requisições respondidas as buscam;
- <u>Gerente de requisição</u> – Mantém uma fila para cada tipo de requisição recebida, sendo a fonte de requisições para as aplicações consumidoras;
- <u>Gerente de envio</u> – Mantém o controle das requisições enviadas pelas aplicações produtoras registradas. Para cada requisição pendente, são mantidos os IPs das máquinas que a receberam, e o horário do último envio. Este módulo informa para o escalonador a necessidade de envio redundante da requisição, conforme a política configurada;
- <u>Escalonador</u> – Componente chave do sistema. Este módulo é responsável por distribuir as requisições recebidas entre os nós computacionais. Cabe a ele decidir qual nó existente é o mais adequando para receber uma requisição, a fim de manter o sistema com carga equilibrada;
- <u>Gerente de conectividade</u> – Sua função é manter o nó conectado ao sistema da melhor forma para este. Esse componente é responsável em descobrir máquinas no sistema e iniciar a comunicação com estas, fornecendo para o escalonador a lista das máquinas conhecidas.
- <u>Receptor de comunicados</u> – Recebe os comunicados dos diversos nós, sendo responsável por distribuir as informações aos outros componentes do sistema. Respostas são repassadas ao gerente de resposta, dando baixa no gerente de envio (fim da pendência da

requisição); requisições são repassadas para o gerente de requisição, informações de carga são repassadas ao escalonador.

2.3. Pacotes de informação

Os tipos de requisição são nomeados de forma única, permitindo que diversas aplicações possam conviver juntas na rede sem que haja conflito. Para cada requisição feita, é gerado um pacote XML contendo o descritor do solicitante e o pacote da aplicação. O descritor contém o IP do nó e o *AppID* da aplicação que gerou a requisição. O pacote da aplicação é um nó do pacote XML que recebe o nome do tipo da requisição. Este nó XML pode conter diversos sub-nós, compostos ou não, de acordo com a necessidade da aplicação representar os dados da requisição. Da mesma forma, uma resposta a uma requisição é representada por um pacote XML contendo o destino da resposta, ou seja, IP do nó e *AppID*, e um nó XML com o nome do tipo da requisição, organizado da maneira que a aplicação julgar necessário.

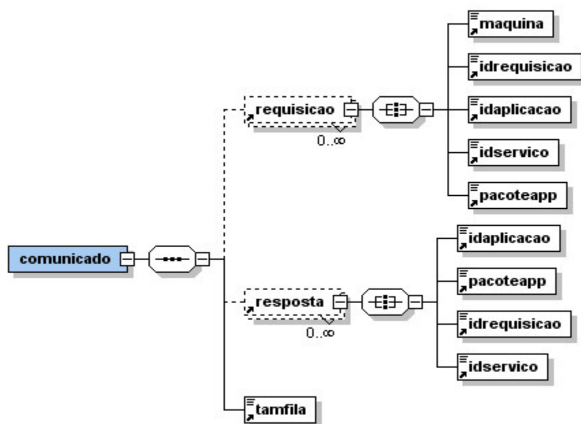


Figura 3. Estrutura de um pacote de comunicado (XML).

A troca de mensagens entre os diversos nós presentes na rede é feita por pacotes maiores, chamados de *pacotes de comunicado*, os quais agregam diversos pacotes de respostas e requisições, além de dados sobre a situação no nó, que serão utilizados para a gerência da rede. A Figura 3 mostra a estrutura de um pacote de comunicado. A estrutura dos pacotes são descritas e validadas através de *XML Schemas* [14].

2.4. Escalonamento

O escalonamento adotado ocorre de forma totalmente descentralizada, ou seja, cada nó toma sua própria decisão sem apoio de um servidor central que possua uma visão completa da rede. Entretanto, ainda é desejado que uma requisição deva ser enviada para um nó que seja a melhor alternativa para o desempenho global do sistema.

Neste ambiente, a estratégia de escalonamento busca uma computação de alta vazão [10], o que significa a realização da maior quantidade de trabalhos possíveis em um determinado intervalo de tempo, visando maximizar o desempenho do sistema como um todo e não de uma aplicação específica.

A abordagem de escalonamento desejada deve atender os requisitos acima, porém, sem introduzir *overheads* e retardos significativos no sistema.

Uma primeira estratégia utilizada em nossos testes foi uma abordagem *round-robin*, na qual cada nó envia, para os nós conhecidos que possuem consumidores para o tipo de requisição, suas requisições, escolhendo o nó destino a partir de uma lista circular. Tal abordagem poderia funcionar adequadamente em um ambiente controlado, em que as máquinas, com uma mesma capacidade de processamento, estariam sendo utilizadas exclusivamente para o ambiente colaborativo. Entretanto, em ambientes reais, esta abordagem pode sobrecarregar de requisições máquinas lentas ou não ociosas, deixando máquinas mais poderosas desocupadas. Até mesmo em um ambiente controlado, conforme mencionado, estes problemas podem ocorrer, visto que se as requisições possuem tamanho variado, é possível que algumas máquinas fiquem sobrecarregadas com requisições mais demoradas.

A solução adotada para o componente escalonador, foi a de cada nó manter a informação do tamanho da fila de requisições, mantida pelo componente "Gerente de Requisição" de cada máquina conectada ao nó em questão. Assim, a máquina escolhida para enviar uma requisição é sempre a com menor fila que possua uma aplicação consumidora registrada para a requisição. Para manter a informação das filas das máquinas, incluímos o dado tamanho de fila no *pacote de comunicado* trocado em todas as comunicações (nó **tamfila** da estrutura mostrada na Figura 3). O *overhead* de comunicação é aceitável dado o pequeno aumento induzido no tamanho do pacote.

Apesar do grande dinamismo do sistema, em que diversos nós fazem requisições simultâneas, essa abordagem adapta-se às mudanças de forma rápida a diversas situações, tais como:

- casos em que a visão de um nó sobre outro está defasada em relação ao estado atual. Exemplo: dado uma situação em que o nó A possui a

informação que o nó mais desocupado é o nó D; porém, o nó B fez diversas solicitações, tornando o nó D carregado com requisições. Na primeira requisição do nó A para o nó D, este responde com o tamanho de sua fila, permitindo que o nó A reavalie se o nó D continua, ou não, sendo a melhor opção, permitindo uma rápida adaptação a esta nova situação;

- existência de máquinas mais lentas. Neste caso, todas as máquinas do sistema começam a receber requisições na mesma velocidade que outras mais rápidas. Como as mais rápidas consomem suas requisições de forma mais acelerada, as filas das mais lentas ficam maiores, e o sistema direciona os novos pacotes somente para as máquinas mais rápidas, até que as filas voltem ao equilíbrio.

2.5. Redundância

A política de envio de requisições pode ser configurada para gerar redundância de pacotes. Isto é feito por dois principais motivos: (i) tornar o ambiente tolerante a falhas; (ii) aumentar a eficiência do sistema quando existem máquinas ociosas. Como a arquitetura **IeC** é descentralizada, cada nó pode escolher utilizar a configuração mais adequada às necessidades das suas aplicações registradas.

Para atender o primeiro motivo apresentado, o sistema permite a configuração de um *time-out* para as requisições enviadas, logo, caso o nó que recebeu uma requisição não responda no tempo programado pelo nó que a enviou, uma nova é gerada para um outro nó. O componente "Gerente de Envio" é o responsável por avisar o escalonador que o pacote deve ser re-enviado, indicando as máquinas que não devem recebê-lo. Para o segundo, foi adotada uma política de "racionamento" para requisições, que visa melhorar o desempenho em aplicações que despejam um lote de requisições iniciais e depois ficam aguardando as diversas respostas. Aplicações no estilo *Master-Worker* [1] [5] [15] podem se beneficiar desta política.

A política de "racionamento" consiste em definir o número máximo de requisições de um determinado tipo que uma máquina pode receber. Desta forma, se uma aplicação despejar um número de requisições maior que o número máximo definido para o tipo de requisição, multiplicado pelo número de máquinas, as requisições serão represadas no nó origem até que alguma máquina entregue alguma resposta. O objetivo é evitar uma má distribuição inicial devido, por exemplo, a uma máquina ser mais lenta que outras. As requisições vão sendo liberadas conforme as máquinas vão atendendo as enviadas anteriormente. A redundância é gerada quando o número máximo definido para o tipo de requisição, multiplicado pelo número de máquinas, é maior do que o número de requisições pendentes. Neste caso, são enviadas requisições redundantes em um esquema de lista circular, tal como na abordagem de *eager scheduling* [7], até que todas as máquinas recebam a quota estipulada.

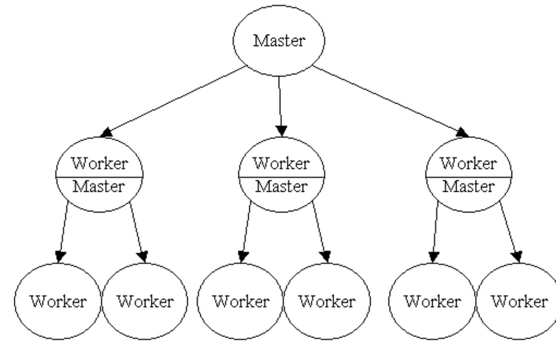


Figura 4. Master-Worker com hierarquia.

O uso desta política deve ser estudado cuidadosamente. O número máximo estipulado deve ser de um tamanho suficiente para que os nós consumidores não fiquem parados esperando por pacotes, porém, quanto maior o tamanho, mais redundância e *overhead* serão gerados ao sistema. Outro problema é a utilização em aplicações que usem abordagens *Master-Worker* com hierarquia (Figura 4), em que os trabalhadores re-dividem o trabalho, tornando-se mestres. Nestas aplicações, é provável a ocorrência de *deadlocks*, pois, como existe dependência entre as requisições, se requisições que precisam ser resolvidas para liberar seus pais, na árvore de dependência, ficarem represadas no nó de origem, o sistema todo fica parado até que novos nós entrem no sistema, o que pode nunca acontecer.

2.6. Conectividade

O objetivo do sistema é que cada nó mantenha um conjunto de conexões suficientes para:

- garantir a resiliência do sistema, mantendo todos os nós do sistema conectados entre si diretamente, ou indiretamente, mesmo após a saída ou quedas de nós;
- garantir acesso aos nós que atendem as requisições solicitadas.

Na versão atual da arquitetura, o gerenciamento de conexões está estático, feito através de um arquivo XML, carregado por cada nó presente na rede. Tal

arquivo contém a relação dos nós presentes e os tipos de requisições atendidas por cada nó.

A meta é que a arquitetura consiga resolver suas conexões de forma dinâmica, o que pode ser conseguido, por exemplo, através da estratégia utilizada pelo *Gnutella* [11]. Para um nó entrar na rede é necessário um ponto de partida, ou seja, o endereço de pelo menos um nó que faça parte da rede. Isto é feito mantendo-se uma lista dos nós que estão quase sempre conectados. Depois de conectado, o nó utiliza o mecanismo de PING e PONG para descobrir outros nós. Neste mecanismo, o nó que está se juntando a rede envia uma mensagem broadcast PING para anunciar sua presença. Os nós que recebem uma mensagem PING respondem com uma mensagem PONG, a qual contém informações sobre o nó.

2.7. Controle da granularidade

Um dos serviços fornecidos pela arquitetura às aplicações colaborativas é o fornecimento da situação da distribuição de requisições entre as máquinas que consomem um dado tipo de requisição. O objetivo desta comunicação é permitir que as aplicações não fiquem totalmente cegas em relação ao ambiente em que elas estão trabalhando, permitindo-as tomar decisões que possam melhorar o desempenho delas. A informação passada para as aplicações é o nível da dispersão. Para isso, utilizamos o *coeficiente de variação*, cálculo estatístico para medir dispersão relativa, definido como $\frac{\delta^2}{x}$, onde δ é o desvio padrão do tamanho das filas e x a média. A arquitetura converte o resultado em três valores discretos, conforme mostra a Tabela 1.

Tabela 1. Níveis de dispersão informados.

Dispersão calculada (x)	Nível informado
0% <= x < 30%	0 – Baixa dispersão.
30% <= x < 50%	1 – Média dispersão.
x >= 50%	2 – Alta dispersão.

Se o ambiente está com baixa dispersão, isto indica distribuição de carga está boa, logo, uma aplicação pode utilizar essa informação para aumentar o grão de suas requisições, porque não existe nó ocioso, e um grão maior significa menor *overhead* de comunicação. De forma contrária, uma dispersão maior indica que existem máquinas trabalhando mais do que outras. A aplicação pode optar em diminuir o grão nesta situação para aproveitar o processamento ocioso.

3. Base Experimental

Com fins a avaliar preliminarmente a arquitetura construída, foi implementado um algoritmo [16] para busca de soluções ótimas de problemas do tipo RCPS (*Resource-Constrained Project Scheduling*) [17] através de um esquema de enumeração implícita com *branch-and-bound* [18]. Nestes problemas, o objetivo é descobrir como escalonar as tarefas de um projeto tal que este tenha o menor tempo de duração possível. As tarefas podem possuir uma relação de precedência uma com as outras, e necessitam de recursos, os quais, em nosso experimento, são finitos, porém, renováveis.

O algoritmo consiste em enumerar todos as possibilidades de escalonamento e achar a melhor delas. Isto significa percorrer uma árvore para achar a folha que represente o melhor resultado. Como é possível avaliar que alguns ramos da árvore jamais serão a solução, estes são podados, diminuindo o espaço de busca. A escolha de problemas RCPS para avaliar a arquitetura **IeC**, como veremos adiante, se justifica pela dinâmica da carga imposta ao conjunto de máquinas participantes.

A estratégia *Master-Worker* (Figura 4) com hierarquia é utilizada para se distribuir os trabalhos entre os diversos *trabalhadores*. Cada máquina (nó), em uma fase inicial de *espalhamento*, recebe um ramo para resolver, descobre os ramos do próximo nível (sub-ramos) e solicita a outros trabalhadores para resolvê-los. Terminando a fase de espalhamento, o nó passa a resolver os ramos recebidos sem solicitar ajuda de outros nós. Cada trabalhador responde para seu respectivo *mestre* o melhor escalonamento conseguido a partir da situação recebida. Isto é feito combinando-se o próprio trabalho com o melhor resultado informado por seus trabalhadores, se houver.

Durante o espalhamento, os nós exploram a árvore utilizando busca em largura, procurando abrir ramos longes da folha. Isto é feito para tentar manter uma uniformidade no tamanho do grão que será resolvido. Após a fase de espalhamento, os nós passam a explorar a árvore utilizando busca em profundidade. O parâmetro espalhamento é configurado através do número de requisições que um determinado nó irá receber, gerando uma requisição para o sistema para cada sub-ramo, não podado, encontrado.

Nossos experimentos estão baseados na medição dos tempos de solução de 12 projetos de escalonamento diferentes, com 14 atividades cada um. Cada medida apresentada aqui representa a média aritmética dos tempos tomados pela solução dos 12 projetos diferentes. Os seguintes parâmetros serão medidos: (i) tempo de execução real, tomando-se 12

máquinas, em função do tamanho de espalhamento utilizado. (ii) tempos de execução real e serial, em função do número de máquinas utilizadas (espalhamento fixo definido pelo item i).

O tempo de execução real é o tempo do início da execução real do problema até o final, medido pela máquina que iniciou o problema. Dado que cada máquina i gasta um tempo x_i processando dados para aplicação, o tempo serial é o somatório dos tempos x_i de todas as máquinas, ou seja, o tempo que seria gasto se nenhuma máquina trabalhasse em paralelo. O tempo ideal consiste na divisão do tempo serial pelo número de máquinas utilizadas, que seria o tempo decorrido se todas as máquinas permanecessem trabalhando ao mesmo tempo durante todo o experimento. O experimento foi realizado utilizando-se 12 máquinas AMD Athlon 1,1 Ghz, com 256 Mbytes de memória e conectadas em uma rede Ethernet a 10 Mbps.

4. Resultados

Tabela 2. Medições feitas no lote com espalhamento 100, variando-se o número de máquinas.

# Máq.	Tempo Real (s)	Tempo Serial (s)	Aceleração
2	211,99	349,22	1,65
4	189,98	366,12	1,93
6	157,45	390,42	2,48
8	145,52	421,59	2,90
10	148,11	433,82	2,93
12	100,75	461,66	4,58

A Tabela 2 apresenta a Aceleração obtida através das médias dos tempos de execução advindos do lote de problemas RCPS solucionados em diversos números de máquinas. O parâmetro de inicialização espalhamento foi investigado, como ilustrado na Figura 5, sobre o maior número de máquinas disponível em nosso ambiente controlado: 12 máquinas. Assumindo-se espalhamento igual a 100 como um valor próximo do ótimo (para 12 máquinas), a Figura 6 sugere um comportamento interessante quanto a escalabilidade da arquitetura **IeC**, que tende a se aproximar do comportamento ideal. Em tempo, na contabilidade do tempo serial, o tempo gasto em comunicação via TCP/IP não está incluído, somente os tempos de execução locais às máquinas participantes o são. No entanto, quando medido o tempo real, esses tempos de comunicação estão sendo contabilizados. Ou seja, a Figura 6 é ligeiramente pessimista em relação ao desempenho real da arquitetura **IeC**. Analisando-se os dados, pode-se observar o seguinte:

- Quanto maior o espalhamento, maior o tempo do processamento serial – Com exceção do valor de espalhamento igual a 100, como mostrado na Figura 5, o fenômeno é observado. Isto acontece porque o tamanho de uma requisição diminui nesta situação, tornando maior o *overhead* de se desempacotar e empacotar requisições;
- Quanto maior o número de máquinas com a mesma configuração de espalhamento, maior será o espalhamento – Isto pode ser observado no aumento do tempo serial (Figura 6). O fato ocorre porque existem mais máquinas espalhando requisições durante a fase inicial.

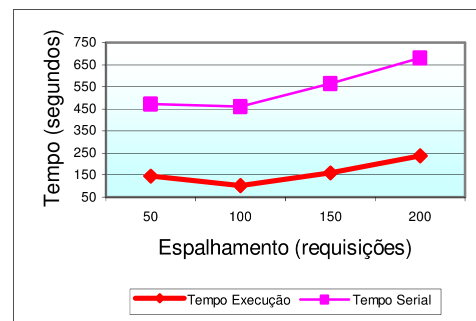


Figura 5. Gráfico do tempo médio de execução do lote de problemas RCPS x número de máquinas.

Os resultados apresentados na Figura 6 mostram que ocorre uma relativa perda de aceleração no intervalo de 4 a 10 máquinas. Dois fatores distintos podem causar o problema: (1) uma má distribuição no número inicial de requisições recebidas por cada máquina; (2) o tamanho das requisições recebidas. Embora não tenha sido ainda possível instrumentar eficientemente esses fatores, (2) deve ter predominado visto que cada ramo da árvore possui uma complexidade variável. Neste caso, o simples controle inicial na distribuição dos pacotes não se mostrou suficiente. O controle da granularidade (Sessão 2.7) pela aplicação, com ajuda da informação sobre a situação do ambiente fornecido pela arquitetura proposta, pode ser o caminho para se melhorar a distribuição das requisições entre os nós.

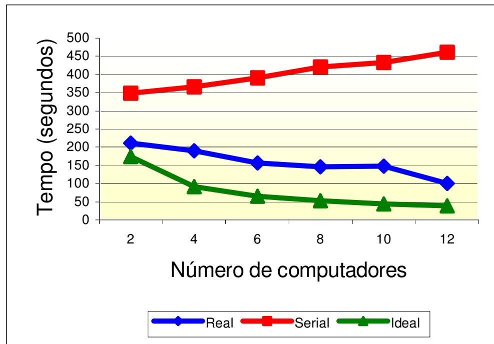


Figura 6. Gráfico do tempo médio de execução do lote de problemas RCPS x número de máquinas.

6. Conclusão

É importante notar que o porte dos problemas RCPS aqui atacados via *branch-and-bound* é comparável à granularidade (tamanho das requisições) de paralelismo encontrada nas abordagens do tipo *cluster computing*. Apesar disso, nossos resultados parecem consistentes com as limitações de paralelismo inerentes aos problemas alvo, o que demonstra o potencial da arquitetura **IeC**. No caso de um número consideravelmente maior de tarefas individualmente bem mais pesadas, o que seria o típico alvo de computação colaborativa e *grid computing*, os benefícios seriam muito realçados.

Referências

[1] Chunlin, L., Layuan, L. – "Agent framework to support the computational grid" – The Journal of Systems and Software, 2002.

[2] Foster, I., Kesselman, C. - "The GRID: Blueprint for a Future Computating Infrastructure". *Computational Grids*, Capítulo 2, 1998.

[3] N'emeth, Z., Sunderam, V. – "A Formal Framework for Defining Grid Systems" – *2nd IEEE/ACM International Symposium on Cluster Computing and the Grid* (CCGRID'02), p. 202, 2002.

[4] Foster, I., Kesselman, C., Tuecke, S. – "The anatomy of the grid: Enabling scalable virtual organizations" – *Journal of Supercomputer Applications*, 15(3):200--222, 2001.

[5] Sarmenta, L. F. G. – *Volunteer Computing* – Tese de doutorado Massachusetts Institute of Technology, 2001.

[6] SETI@home, 2003, "Search for Extraterrestrial Intelligence at home". Em: http://setiathome.ssl.berkeley.edu/, Acessado em 06/12/2003.

[7] Sarmenta, L. F. G., Hirano, S. – "Bayanihan: Building and studying web-based volunteer computing systems using Java" – *Future Generation Computer Systems*, 15(5-6):675--686, 1999. Special Issue on Metacomputing.

[8] Fedak, G., Germain C., Néri, V., Cappello, F. – "XtremWeb: A Generic Global Computing System" – *Workshop on Global Computing on Personal Devices* (CCGrid2001), Berlim, Alemanha, IEEE Press, 2001.

[9] Foster, I., Iamnitchi, A. – "On Death, Taxes, and Convergence of Peer-to-Peer and Grid Computing" – *2nd International Workshop on Peer-to-Peer Systems* (IPTPS'03), February 2003, Berkeley, CA.

[10] Krauter, K. – "A Taxonomy and Survey of Grid Resource Management Systems for Distributed Computing" – *Software - Practice and Experience*, 2001.

[11] Ripeanu, M. – "Peer-to-Peer Architecture Case Study: Gnutella Network" – *International Conference on Peer-to-peer Computing* (P2P2001), Linkoping, Sweden, August 2001.

[12] Schintke, F., Schütt, T., Reinefeld, A. – "A Framework for Self-Optimizing Grids Using P2P Components" – *DEXA Workshops*, 2003: 689-693.

[13] The World Wide Web Consortium (W3C), "Extensible Markup Language (XML)", Em: http://www.w3c.org/XML/, Acessado em 12/05/2004.

[14] The World Wide Web Consortium (W3C), "XML Schema", Em: http://www.w3c.org/XML/Schema, Acessado em 12/05/2004.

[15] Heymann, E., Senar, M., Luque, E., Liviny, M. – "Adaptative Scheduling for Master-Worker Applications on the Computational Grid" – *Proceedings of the First International Workshop on Grid Computing* (GRID 2000), 2000.

[16] Lourenço, F. C. - *Uma abordagem branch and bound para o RCPSP em um ambiente de computação colaborativa peer to peer* – Tese de mestrado NCE/IM – Pós-Graduação em Ciência da Computação, em andamento.

[17] W. Herroelen, E. Demeulemeester, B. De Reyck – "A classification scheme for project scheduling" – in J. Węglarz (Ed.), *Project Scheduling: Recent models, algorithms and applications*, Kluwer, Dordrecht, 1999.

[18] E.L. Demeulemeester, W.S. Herroelen, S. E. Elmaghraby – "Optimal procedures for the discrete time/cost trade-off problem in project networks" – *European Journal of Operational Recearch*, 88: 50-68, 1996.