A Especificação Formal e o Teste de um Protocolo de Comunicação de Grupo

Perry Roland James

Dissertação de Mestrado apresentada ao

INSTITUTO DE MATEMÁTICA E ESTATÍSTICA
DA
UNIVERSIDADE DE SÃO PAULO

Curso: Mestrado em Matemática Aplicada
Área de Concentração: Ciência da Computação
Orientadores: Prof. Dr. Markus Endler
Profa. Dra. Marie-Claude Gaudel

São Paulo, 1997

O aluno recebeu apoio da CAPES

A Especificação e o Teste de um Protocolo de Comunicação de Grupo

Este exemplar corresponde à redação final da dissertação
apresentada por Perry Roland James, devidamente
corrigida e aprovada pela comissão julgadora.

São Paulo, outubro de 1997

Banca examinadora:

Prof. Dr. Markus Endler
Prof. Dr. Siang Wun Song
Prof. Dr. Jean-Marie Farines

IME - USP
IME - USP
DAS - UFSC

to Marcia and Jailson,

Agradecimentos

À minha família pela torcida.

À dona Lêonia e sua família pela ajuda na minha assimilação à vida no Brasil.

Ao Prof. Dr. Markus Endler e à Profa. Dra. Marie-Claude Gaudel à pela orientação segura, profissionalismo, interesse, dedicação e amizade demonstrados.

À Fundação Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior (CAPES) pela bolsa concedida.

Resumo

Um mecanismo de comunicação de grupo é um serviço útil para a implementação de sistemas distribuídos, mas poucos trabalhos se preocuparam em especificar formalmente os protocolos usados para sua implementação. Esta dissertação descreve o protocolo de comunicação de grupo que foi implementado e os métodos formais usados. Foi implementado um protocolo de difusão de mensagens (*broadcast*) atômico usando um protocolo de confirmação em duas fases (*two-phase commit*) que seja tolerante a falhas. Este sistema foi escrito na linguagem Concert/C por causa do seu apoio para a comunicação entre processos UNIX. Inicialmente, foi desenvolvido uma especificação formal para o protocolo e mostrada a sua validade. Em seguida, casos teste para a implementação final foram gerados a partir da especificação. A implementação do protocolo foi testada usando o conjunto de testes criados para mostrar sua conformidade com a especificação original.

Abstract

A group communication mechanism is a useful service for implementing distributed systems, but little work has been done in formally specifying and testing the protocols used to implement such mechanisms. This work dissertation describes the group-communication protocol that was implemented and the formal methods used. A fault tolerant two-phase-commit atomic-broadcast was implemented. Concert/C was the chosen implementation language because of its communication support for UNIX processes. First a formal specification for the protocol was developed, and its validity was established. Next, test cases for the final implementation were generated from the specification. The protocol implementation was tested using the already-created test suite to show its conformance to the original specification.

Sumário

1. Introdução	1
2. Propriedades dos Protocolos de Comunicação de Grupo	1
3. Modelos de Computação Distribuída	2
4. Alguns Exemplos de Protocolos de Comunicação de Grupo	3
5. Suposições e Modelos das Camadas de Protocolos	4
6. Linguagens de Especificação Formal	9
7. Ferramentas Disponíveis	12
8. A Especificação Formal	14
9. Validação da Especificação	17
10. Criação de Casos Teste	20
11. A Implementação	32
12. Execução dos Testes	37
13. Conclusões	39

Apêndices

A. Especificação Informal da <i>GPE</i>	A-1
B. Especificação da <i>GPE</i> em LOTOS	A-5
C. Explicação para a Especificação Formal	A-14
D. Conjunto Original para a Validação dos <i>Containers</i>	A-20
E. Especificação dos <i>Containers</i> em PLUSS	A-22
F. Conjunto para a Validação dos <i>Containers</i>	A-24
G. Manual do Usuário para GPelib	A-26
H. Parte do Arquivo list.h	A-29
I. Parte dos Arquivos gpetypes.h e ports.h	A-31
J. Parte do Arquivo gpeports.c	A-33
K. Parte do Arquivo gpemisc.c	A-38
L. Parte do Arquivo gpemain.c	A-41
M. Parte do Arquivo launcher.c	A-45

Bibliografia

A Especificação Formal e o Teste de um Protocolo de Comunicação de Grupo

1. Introdução

Computação distribuída vem se tornando cada vez mais comum, apesar de ser inerentemente complicada. Ambientes de programação distribuída (tais como o proposto no projeto Sampa [End]) ajudam a superar os problemas de desenvolvimento de aplicações para sistemas distribuídos, uma vez que eles fornecem serviços básicos e abstrações de alto nível para os programadores de aplicações distribuídas. Uma parte importante desta infra-estrutura de apoio é a comunicação de grupo. Um mecanismo de comunicação de grupo permite que um grupo de processos seja tratado como uma única entidade. Os processos podem se juntar ao grupo como também deixá-lo, e as mensagens enviadas ao grupo são recebidas por todos os membros ou por nenhum deles. Esta última propriedade é obtida por um mecanismo de *broadcast* atômico.

Uma vez que este tipo de comunicação é um serviço básico do sistema, é necessário garantir que a implementação final esteja correta. Uma maneira de identificar os problemas é fazer uma análise de todos os possíveis fluxos de controle (*walk-throughs*) do pseudocódigo do algoritmo, mas é provável que usando tal método muitos erros passem despercebidos. Uma melhor maneira de garantir a qualidade na implementação é formalizar a especificação do protocolo, provar sua validade e automatizar a verificação de que a implementação está em conformidade com a especificação.

Enquanto muitos protocolos ponto a ponto (tais como aqueles usados em níveis inferiores do modelo de protocolos da ISO/OSI) têm sido formalmente especificados e transformados em padrões internacionais, pouco disto tem sido feito com protocolos de níveis superiores, tais como os protocolos de comunicação de grupo. Os objetivos neste trabalho são:

- 1) escolher um protocolo adequado para a comunicação de grupo,
- 2) especificar esse protocolo numa linguagem formal de especificação,
- 3) provar várias propriedades do protocolo especificado a fim de mostrar sua correção (validação),
- 4) implementar o protocolo especificado e
- 5) testar a implementação para mostrar sua conformidade com a especificação (verificação).

2. Propriedades dos Protocolos de Comunicação de Grupo

A propriedade mais importante de um *broadcast* é que este seja atômico, isto é, que ou todos os processos no grupo recebem a mensagem ou nenhum deles a recebe. Outra propriedade importante é que o protocolo deve ser suficientemente robusto para suportar qualquer combinação de falhas dos processos, das máquinas e da rede. Grupos devem ser dinâmicos, ou seja, os processos devem ser capazes tanto de se juntar a um grupo quanto deixá-lo a qualquer momento.

O recebimento de mensagens para o grupo também tem que respeitar certas propriedades de ordenação. Há três tipos básicos de ordenação da entrega de mensagens associados com *broadcasts*: *FIFO*,

causal e global. A ordenação *FIFO* garante que cada mensagem enviada por um mesmo processo será recebida por todos os outros processos na ordem na qual foram enviadas. Essa é uma condição fraca, uma vez que ela não dá garantias sobre a ordem das mensagens enviadas por diferentes processos. Em outro extremo, a ordenação global ou absoluta garante que todos os processos receberão todas as mensagens na mesma ordem. A ordenação causal se situa entre as duas anteriores em termos de requisitos e das propriedades que oferece. Ela garante que nenhuma mensagem seja recebida até que todas as mensagens que podem ter causado esta mensagem tenham sido recebidas. Desta forma, todas as mensagens sem uma relação de causalidade podem ser vistas como tendo sido enviadas ao mesmo tempo e podem ser recebidas em qualquer ordem. Elas podem ser entregues em qualquer ordem para os processos membros do grupo e a ordem de entrega pode ser diferente para cada membro.

Os dois possíveis tipos de semântica de *broadcast* são *no máximo uma vez* (*at most once*) e *no mínimo uma vez* (*at least once*). A entrega *no máximo uma vez* significa que o sistema tentará entregar uma mensagem do *broadcast*, garantindo que nenhum membro receberá a mesma mensagem duas vezes. Escolhemos um sistema com a entrega *no mínimo uma vez* já que queremos um sistema que garanta que todos os membros do grupo, eventualmente, recebam todas as mensagens aceitas pelo grupo. Dessa forma, seria necessário provar, também, uma maneira de detectar e tratar as mensagens duplicadas.

3. Modelos de Computação Distribuída

Hadzilacos e Toueg [Had] dão um resumo abrangente de vários aspectos do problema de *broadcast* tolerante à falha com semântica *at most once*. Embora a semântica dos *broadcasts* que eles discutem não seja compatível com o tipo com o qual estamos trabalhando, as observações feitas por eles na introdução sobre a seleção de um modelo de computação distribuída são aplicáveis.

Trabalharemos num ambiente no qual os processos se comunicam através de envio de mensagens usando uma rede, ao invés do uso de uma memória compartilhada. Uma vez que estamos interessados em especificar somente as propriedades de alto nível, assumiremos várias propriedades da rede. Ela proverá uma transmissão confiável de mensagens de qualquer tamanho entre quaisquer dois processos no sistema. O sistema é assíncrono. O único uso explícito de tempo é para *timeouts* que são usados para detectar processos que apresentam uma falha. Depois de mandar uma mensagem, um processo assumirá que uma mensagem não foi recebida se uma confirmação (*acknowledgment*) não for recebida dentro de um dado intervalo de tempo.

Há três tipos de erros que são possíveis no sistema: aqueles que são tratados por outras partes do sistema, aqueles que são tratados pelo mecanismo de comunicação de grupo e aqueles que não podem ser tratados pelo nosso sistema. Hadzilacos e Toueg classificam os modelos de falha pela severidade. Um modelo é considerado mais severo que outro se o grupo de comportamentos faltosos que ele permite é um subconjunto próprio do grupo do outro. Dado que estamos assumindo uma rede confiável, a perda de mensagens pela rede é tratada por uma outra parte do sistema. Falhas arbitrárias (ou *Bizantinas*), isto é, falhas nas quais um processo pode exibir um comportamento qualquer não serão tratadas pelo nosso sistema. Os seguintes tipos de falhas são tratados pelo nosso sistema:

- 1) *Parada (Crash)*: um processo funciona corretamente até um ponto e, então, pára prematuramente.
- 2) *Omissão de mensagens*: um processo pára, ou algumas vezes deixa de enviar ou receber mensagens, ou ambos.
- 3) *Falha de temporização*: o tempo necessário para transmitir uma mensagem excede o seu limite.

Na lista acima, um *Crash* é o menos severo e cada modelo sucessivo é mais severo do que o anterior. Os três modelos de falha listados acima são chamados **benignos** uma vez que é relativamente fácil detectar sua ocorrência. Nosso protocolo deve ser capaz de tratar qualquer combinação de falhas benignas.

4. Alguns Exemplos de Protocolos de Comunicação de Grupo

Existem vários sistemas operacionais e ambientes de programação distribuídos, provendo um mecanismo de comunicação de grupos já existem. Abaixo são resumidos os protocolos usados em Amoeba, ISIS e Horus.

4.1. Amoeba

O modelo computacional usado em Amoeba [Tan] é aquele no qual os processos se comunicam por meio do envio de mensagens usando uma rede que provê um *broadcast* não confiável de mensagens sem limitações de tamanho. *Timeouts* são possíveis. O sistema deve tolerar qualquer combinação de falhas benignas.

O envio de mensagens em Amoeba é usualmente feito por meio de um mecanismo de chamada remota de procedimentos (*remote procedure call*, ou *RPC*). Os grupos são coleções de processos que trabalham juntos ou para atingir um objetivo comum ou para operar como algum tipo de servidor. Todos os grupos são fechados. Quando um cliente quer se comunicar com um servidor, ele o faz por *RPC*. Se o servidor estiver implementado por um grupo, a *RPC* é para um membro do grupo. Este membro pode usar o mecanismo de comunicação de grupo para prover o serviço ao pedido.

As primitivas providas pelo Amoeba são as seguintes:

CreateGroup	Cria um novo grupo e determina os seus parâmetros
JoinGroup	Inclui o processo requisitante no grupo
LeaveGroup	Remove o processo requisitante do grupo
SendToGroup	Manda uma mensagem para todos os membros de um grupo de forma confiável
ReceiveFromGroup	Bloqueia até que uma mensagem do grupo chegue
ResetGroup	Inicia a recuperação depois da falha de um processo

CreateGroup tem como um dos seus parâmetros um fator de resiliência, k , que especifica o número de processos que podem falhar, antes que o grupo como um todo seja considerado falho. Ele retorna o identificador do grupo que é usado para referenciar um grupo específico. **JoinGroup** e **LeaveGroup** incluem, como um dos seus parâmetros, uma mensagem a ser enviada a todos os membros do grupo, de modo que todos os membros possam saber quais processos estão no grupo. Um grupo é destruído quando o último membro sai. **ResetGroup** é usado para a recuperação de falhas. **SendToGroup** é usado para fazer um *broadcast* atômico com uma ordenação global. **SendToGroup** e **ReceiveFromGroup** bloqueiam até que a operação seja completada ([Tan]).

A ordenação global provida por **SendToGroup** é realizada usando um seqüenciador. Este seqüenciador é um processo auxiliar, único no sistema. **SendToGroup**, em vez de disseminar a mensagem para os membros diretamente, envia a mensagem para o seqüenciador. Este dá à mensagem o próximo número de seqüência disponível e dissemina a mensagem para o grupo. Já que só há um seqüenciador, o método de atribuir números de seqüência é serial.

4.2. Isis

Isis ([Tan] e [Biv]) é um pouco mais flexível que Amoeba, no sentido de prover duas formas de *broadcast* que são diferenciadas pelo modo em que as mensagens são ordenadas. As primitivas de *broadcast* são **ABCAST**, para um *broadcast* com ordem total, e, **CBCAST**, para um *broadcast* com ordem causal. A ordenação global provida em Isis não é realizada por meio de um processo centralizado, como em Amoeba. A ordenação e *broadcast* atômico são realizados com um mesmo protocolo de duas fases. Um processo que inicia um **ABCAST** dissemina a mensagem para os membros do grupo. Quando os membros do grupo recebem a mensagem, estes incluem na confirmação um possível número de sequência que é maior que os números já conhecidos pelos processos. O processo iniciador do *broadcast* coleta os números de sequência sugeridos pelos membros e escolhe o maior para ser o número de sequência da mensagem. **CBCAST**, o *broadcast* com ordenação causal, usa um vetor de *timestamps* para a ordenação de mensagens.

4.3. Horus

Horus ([Biv]) oferece muito mais flexibilidade. Ao invés de prover para os usuários poucas opções fixas para a comunicação, Horus permite que cada grupo possa configurar sua pilha de protocolos própria, por meio da combinação de microprotocolos como a conexão dos blocos de Lego. Esta flexibilidade de configuração é obtida fazendo com que todos os microprotocolos tenham a mesma interface. Os microprotocolos mais interessantes estão resumidos abaixo:

COM	provê a interface para os protocolos de nível mais baixo, tais como IP
NAK	provê uma transmissão confiável por meio de confirmações negativas e retransmissões
FRAG	provê a fragmentação e remontagem de mensagens
MBRSHIP	fornece aos membros uma lista de receptores possíveis
FC	provê controle de fluxo
TOTAL	provê uma ordenação total de mensagens
STABEL	indica quando uma mensagem já foi mandada para todos os receptores
CRYPT	provê cifragem e decifragem

Nem toda combinação de microprotocolos faz sentido e nem todo microprotocolo pode ser usado em qualquer nível na pilha. Por exemplo, a camada **COM** é quase sempre a camada mais baixa, enquanto que, entre as **FRAG** e **NAK**, não faz sentido usar a primeira abaixo da segunda.

O microprotocolo que provê *broadcast* atômico, entre outros serviços, é o **MUTS** (*Multicast TransportService*). Ele provê um modelo de envio de mensagens que é assíncrono e um para muitos (*one to many*). **MUTS** é um esqueleto que descreve uma interface e este microprotocolo pode ser instanciado com protocolos que são confiáveis ou não, um a um (*peer to peer*) ou *multicast*. O protocolo padrão provê uma ordenação *FIFO* e *at most once*, por meio de *multicast* confiável.

5. Suposições e os Modelos das Camadas de Protocolos

Como já foi previamente especificado, o modelo computacional usado é aquele no qual os processos se comunicam por meio de envio de mensagens usando uma rede que provê uma transmissão confiável entre quaisquer dois processos de mensagens de tamanho ilimitado. O único requisito temporal é que se conheça o tempo máximo para que uma mensagem seja enviada e confirmada. O sistema somente apresentará falhas benignas, isto é, falhas arbitrárias não são tratadas.

Para ser utilizado por usuários finais, o mecanismo de comunicação de grupo deve ter um conjunto completo de primitivas, como descrito por Endler e D'Souza [End]. O objetivo neste trabalho não é implementar um sistema completo, mas, ao invés disso, implementar e testar apenas uma parte desse sistema. Para explicar a parte que interessa, é preciso dar uma descrição do serviço como um todo. As seguintes propriedades são desejáveis para um mecanismo completo de comunicação de grupo.

- 1) Os grupos são criados dinamicamente. Qualquer processo pode criar um grupo. O procedimento para criar o grupo terá como parâmetros o número máximo de membros no grupo, o número máximo de mensagens a serem guardadas no registro de mensagens (*log*), a fração mínima no número de membros do grupo para a qual a mensagem tem que ser entregue e a demora para um *timeout*. O procedimento devolverá o identificador do grupo.
- 2) Os processos podem se juntar a um grupo ou deixar um grupo dinamicamente. Os procedimentos para entrar ou sair de um grupo terão como parâmetros os identificadores do grupo e do processo remetente. Eles devolverão **true** para sucesso e **false** para falha.
- 3) Os Grupos são fechados. Somente membros de um grupo podem enviar mensagens para o grupo. Processos que não pertencem a um grupo comunicam-se com ele, enviando uma mensagem para um dos membros, o qual pode, então, comunicar-se com o grupo.
- 4) Qualquer membro de um grupo pode difundir mensagens para o grupo. Para fazê-lo, este usa um procedimento que tem como parâmetros o identificador do grupo, a mensagem e o tamanho da mensagem. O sistema bloqueia o procedimento de envio apenas por um tempo suficientemente longo para registrar o pedido de *broadcast*. O procedimento devolverá **true** para sucesso e **false** para falha. **True** não significará que a mensagem foi enviada com sucesso. Isso apenas significa que o sistema será capaz de continuar processando o pedido após recuperar-se de uma falha. Se uma mensagem é enviada com sucesso para o grupo, esta também será recebida pelo remetente contendo o status "**commit**." Caso contrário, será recebida com status "**abort**."
- 5) Um protocolo *two phase commit*, tal como o descrito por Birman [Bir], será usado para garantir a entrega atômica.
- 6) Somente membros podem receber mensagens de um grupo. Para fazê-lo, é usado um procedimento que tem como parâmetros o identificador de grupo, o endereço de uma área de memória para armazenar a mensagem (*buffer*) e o tamanho desta área. Um inteiro é devolvido indicando o tamanho da mensagem recebida. Se nenhuma mensagem estiver disponível, o processo remetente é bloqueado até que uma mensagem se torne disponível.
- 7) Haverá uma função para retornar a informação sobre um grupo, que estará disponível para qualquer processo. Esta função terá como parâmetros o identificador do grupo e o tipo de informação desejada e devolverá a informação em um *buffer*.

Um método de implementar este serviço é com um protocolo de três camadas sobre uma rede confiável como a descrita acima. A camada inferior consistirá de uma entidade para a comunicação de grupo confiável que se chama *Group Protocol Entity* (ou *GPE*), uma por máquina no sistema distribuído. O conjunto de *GPEs* proverá uma entrega atômica para todas as máquinas no sistema. A camada intermediária proverá a ordenação da mensagens e a camada superior proverá a capacidade de se ter grupos dinâmicos.

Uma vez que a segunda camada proverá a ordenação das mensagens, será necessário implementar apenas as operações **Send** e **Receive**. Quando o sistema é inicializado, a regra de ordenação terá de ser escolhida. Esta camada simplesmente recebe mensagens da camada acima e as envia para a rede, e recebe mensagens da rede e as envia para cima de acordo com uma dada regra de ordenação. Quando uma men-

sagem é recebida de uma camada acima, essa camada adicionará um cabeçalho que inclui a informação necessária para a ordenação, passando-a para a *GPE*. Quando uma mensagem é recebida da rede, esta camada determinará se a mensagem pode ser entregue, dependendo das mensagens recebidas e a informação de ordem no cabeçalho da mensagem atual. Se a mensagem não pode ser entregue imediatamente, ela é armazenada até que todas as mensagens enviadas previamente tenham chegado. A regra de ordenação determinará o que significa o termo *enviadas previamente*.

O restante deste trabalho trata somente da camada mais inferior (a *GPE*) das três camadas. Futuros trabalhos podem tratar as demais. Uma vez que seja determinado um bom modo de especificar, implementar e testar a camada *GPE*, a especificação e teste das outras duas camadas não devem apresentar maiores problemas.

5.2. Descrição do *GPE*

Segue uma especificação informal de um serviço de *broadcast* atômico (*GS*) para um conjunto estático de processos de aplicações. O objetivo de tal serviço é fornecer uma abstração do envio atômico para um grupo de processos de aplicação. A interface entre a *GPE* e os processos de aplicação consiste dos dois canais de comunicação *fromUser* e *toUser*, os quais são usados para transmitir os dados referentes às mensagens e dados de controle.

As primitivas para utilizar estes canais são:

GPE_broadcast(message, members) é uma chamada não-bloqueante pela qual a disseminação de ***message*** é iniciada.

GPE_receive(message, members, from, result) é uma chamada que bloqueia o invocador e retorna somente quando *toUser* contém uma mensagem. Quando isso acontecer, os parâmetros são atualizados com os valores correspondentes a esta nova mensagem. O parâmetro ***result*** contém o estado final da mensagem, que pode ser ***committed*** ou ***aborted***.

A funcionalidade básica do *GS* é a seguinte: para cada pedido de disseminação, a *GPE* tentará entregar a mensagem para todos os membros. Se algum membro não estiver disponível, a disseminação é abortada e a mensagem não será entregue para nenhum membro. Neste caso, a disseminação é dita ***aborted***. Caso todos os membros estejam disponíveis, então a mensagem é entregue a todos e a disseminação é dita ***committed***.

O *GS* não garante qualquer tipo de ordenação na entrega das mensagens. Por exemplo, duas mensagens que são dependentes causalmente podem chegar em ordens diferentes em dois processos.

O *GS* implementa uma entrega de mensagens com semântica *pelo menos uma vez*. Isso significa que os processos de aplicação podem receber uma mensagem mais de uma vez. Isso não será um problema tratado pela *GPE* pois é possível detectar e descartar as mensagens duplicadas em camadas superiores.

5.2.1. Arquitetura

O serviço *GS* será implementado por um conjunto estático de Entidades do Protocolo de Grupos (*GPE*), cada uma servindo um único processo de aplicação, como mostrado na figura 1. Para cada pedido de disseminação, a *GPE* ligada ao processo de aplicação que iniciou este pedido será chamada o *coordenador* do

Figura 1: A Arquitetura do Serviço

pedido. O coordenador inicia o protocolo de confirmação de duas fases (*two-phase commit*) entre os GPEs para executar a disseminação atômica. O coordenador tentará entregar a mensagem para todos os GPEs, e se não for possível, não a entregará para nenhum deles.

GPEs enviam mensagens entre si usando os serviços de uma camada de rede confiável (NL), que garante a entrega de mensagens mas não faz suposições sobre o tempo de transmissão das mensagens. A interface entre cada GPE e a camada de rede consiste dos dois canais de comunicação *fromNet* e *toNet*, os quais são usados para enviar mensagens pontuais (*peer-to-peer*) entre GPEs.

Associado a cada GPE deverá existir um dispositivo de armazenamento não-volátil que é usado para registrar o estado dos pedidos de disseminação. Isso permite que os GPEs que estão se recuperando de uma falha transiente possam retomar a entrega de mensagens de acordo com o seu estado imediatamente antes da falha.

5.2.2. O Protocolo de Confirmação em Duas Fases

O protocolo de confirmação em duas fases (2PCP), representado na figura 2, pode ser explicado em duas situações:

5.2.2.1 Processamento Normal

Quando um pedido para disseminação é recebido no canal *fromUser* de um GPE (que assim torna-se o coordenador do pedido), este pedido é registrado como **new** e é disseminado a todos os outros GPEs.

Ao receber uma mensagem deste tipo, todos os GPEs ativos registram o pedido com o tipo **OK**. Durante um certo período, o coordenador coleta as respostas das demais GPEs. Tão logo todas as respostas tenham sido recebidas, o tipo da mensagem torna-se **committed**. Se o período termina e nem todas as respostas são recebidas, então o tipo da mensagem torna-se **aborted**. Este tipo é gravado, e o coordenador envia o resultado (**committed** ou **aborted**) a todos os GPEs e então entrega a mensagem ao processo que faz o pedido de disseminação. Na recepção de uma mensagem **committed** ou **aborted**, cada GPE também atualiza o tipo gravado. Se o tipo final é **committed** então a mensagem é entregue aos processo de aplicação. Caso contrário, é descartada.

Figura 2: O Protocolo de Confirmação em Duas Fases

5.2.2.2 Recuperação

Quando uma GPE recomeça depois de uma falha, inicialmente esta analisa a lista de mensagens gravadas e faz o seguinte:

- Para cada mensagem com tipo **new**, é iniciado um novo **2PCP** para completar o pedido do qual foi o coordenador, mas que não havia sido completado. Todas as respostas recebidas antes da falha são descartadas.
- Para cada mensagem com estado **OK**, é enviada uma mensagem de tipo **query** para os demais **GPEs** para determinar o resultado do pedido. Já que cada **GPE** que sobreviveu a esta segunda fase do protocolo tem gravado o resultado do envio da mensagem, cada **GPE** ativa responde à **query** com o resultado.

A **GPE** deve retomar seu processamento normal enquanto está se recuperando.

5.2.3. Falhas

A qualquer momento um ou mais processos de aplicação e sua **GPE** podem tornar-se não-disponíveis durante um período arbitrário. Isso também vale para o coordenador de um pedido.

Uma vez que é suposto que a camada de rede seja confiável, nenhuma mensagem pode ser perdida pela rede. Isso significa que quando uma mensagem é enviada de uma **GPE** pelo canal **toNet**, esta mensagem eventualmente é entregue pela rede ao seu destino. Além disso, nenhuma mensagem pode ser corrompida pela rede. Conseqüentemente, a **GPE** só tem que tratar falhas do tipo *parada*.

Também é descartada a possibilidade de falha no meio de armazenamento não-volátil usado para armazenar as mensagens com o seu tipo.

Além disto, assume-se que as seguintes ações serão atômicas:

- a) receber um pedido do usuário e gravá-lo.
- b) receber uma mensagem da rede e gravá-la.

Esta suposição de atomicidade é necessária para garantir a consistência entre os registros e as interações de GPEs com seus processos de aplicações.

5.2.4. Suposições Adicionais

- Cada *GPE* terá um endereço fixo chamado **GPEaddr**, pelo qual é conhecida pelas demais *GPEs*.
- Os registros que contém o estado dos pedidos podem ter um tamanho arbitrário.
- A demora para buscar e acessar os registros é insignificante.
- Os canais fromUser e toUser são capazes de guardar um número arbitrário de mensagens, que são consumidas na ordem *FIFO*.

5.2.5. Propriedades Desejadas

As seguintes são as principais propriedades desejadas do sistema:

Consistência Uniforme: Se uma mensagem chegar a um processo usuário, então eventualmente ela vai chegar a todos.

Terminação: Cada *broadcast* iniciado eventualmente chega ou ao estado **commit** ou ao **abort**.

Correção (1): Caso um *broadcast* torna-se **abort**, então a mensagem correspondente não chega em nenhum processo usuário.

Correção (2): Caso um *broadcast* torna-se **commit**, então a mensagem correspondente vai chegar a todos os processos usuários.

Garantia de Entrega: Se todos os *GPEs* são disponíveis entre o pedido de um *broadcast* e a entrega do seu resultado a um processo usuário, então a mensagem correspondente tem estado **commit**.

Ausência de Disseminação espontânea: Se uma mensagem for entregue a qualquer processo usuário, então tem que ter havido um pedido para o seu *broadcast*.

Capacidade de Recuperação: Cada processo que se recupera eventualmente recebe todas as mensagens que têm estado final **committed**.

6. Linguagens de Especificação Formal

Foram analisadas duas linguagens de especificação para protocolos de comunicação: LOTOS como descrita em [LOT], e Promela, como descrita em [Hol]. Há várias outras, tais como: Estelle, SDL etc.

As especificações em LOTOS descrevem processos que se comunicam enviando dados por meio de portas (*gates*) compartilhadas. Os processos têm como parâmetros os dados normais e as portas (sem especificação de tipo) que são usadas para se comunicar com outros processos. Os dados são representa-

dos por especificações algébricas. Os processos têm condicionais e recursão como estruturas de controle, bem como mecanismos de sincronização e paralelismo. Uma semântica formal para LOTOS já foi definida. LOTOS com tipos de dados é chamada LOTOS Completa (*Full LOTOS*), enquanto que a linguagem sem tipos de dados é chamada LOTOS Básica (*Basic LOTOS*).

Promela é uma combinação de LOTOS e C. Ela inclui a maioria das características de LOTOS e outras, tais como um mecanismo para *timeouts* e para marcar um grupo de ações como atômico. Os únicos tipos de dados disponíveis são aqueles incluídos na linguagem (por exemplo, **char**, **int** e **array**). Tipos Abstratos de Dados (ADTs) não são disponíveis.

Um uso de semânticas formais que Gordon [Gor] apresenta é o de prover conceitos abstratos, precisos, independentes de uma máquina. A maior limitação da Promella é que ela não provê tais conceitos. Uma vez que os comportamentos de vários tipos de dados são definidos como sendo iguais aos dos tipos correspondentes de ANSI C, estes podem variar dependendo da implementação. Sem uma semântica formal, é impossível fazer afirmações gerais precisas sobre o comportamento de uma especificação escrita em Promella.

Uma vez que LOTOS foi a linguagem escolhida, é interessante notar algumas das suas principais características. Sistemas distribuídos são descritos em LOTOS em termos de processos. Um sistema é um processo composto de outros processos que executam e interagem através de ações atômicas. Um processo é considerado uma caixa preta que reage com seu ambiente. As ações que acontecem dentro da caixa não são visíveis e não fazem parte do modelo. Tais ações são chamadas de ações internas. As ações observáveis descrevem comunicações síncronas entre dois processos.

Os nomes dos processos usualmente começam com letras maiúsculas e os de ações com letras minúsculas. A ação interna é representada por *i*. Em LOTOS Completa, as ações de entrada são denotadas com um ponto de interrogação e as de saída com um ponto de exclamação (por exemplo, *g!v* e *h?x*, em que *v* é uma expressão de um valor e *x* é uma variável).

O processo mais simples de LOTOS é representado por **stop**, que não faz nenhuma ação. Os outros processos são compostos de combinações de ações, e há quatro tipos de combinações básicas: o prefixação de uma ação a um processo, a escolha entre dois processos, a ocorrência de interrupção e a combinação paralela. Esta última combinação tem três tipos de sincronização: nenhuma, parcial e completa.

A composição sequencial de ações é denotada por “;”, que é usada para prefixar uma ação a um processo. Por exemplo, considere o processo *a;B*. A ação *a* será oferecida ao ambiente e, se acontecer, o processo continuará com *B*.

O operador de escolha não-determinística $\square$ introduz opções para sincronização, e a seleção pode ser influenciada pelo ambiente. Por exemplo: $B_1 \square B_2$ é um processo que executa ou uma ação inicial de B_1 ou uma de B_2 , dependendo do ambiente. Se o ambiente oferece uma sincronização com uma ação inicial de B_1 e não com uma de B_2 então B_1 será escolhida, e vice-versa. Se uma ação inicial de B_1 e uma de B_2 forem oferecidas, uma escolha não-determinística é feita. Se o ambiente não oferece uma de B_1 nem de B_2 , o processo é bloqueado até que pelo menos uma das ações seja oferecida pelo ambiente. A ação interna *i* nunca é bloqueada porque ela não necessita de uma interação com o ambiente.

O processo $B_1 ||| B_2$ denota a composição independente de B_1 e B_2 . Estes dois subprocessos não se comunicam entre si. O comportamento da composição é o de intercalação (*interleaving*) arbitrária das

ações de B_1 e B_2 . Isto é, que as ações de um subprocesso acontecem na ordem especificada em relação às outras do mesmo subprocesso, mas podem ter qualquer ocorrência relativa com eventos do outro subprocesso.

No outro extremo de sincronização está o operador $B_1 \parallel B_2$ que requer uma sincronização de todos os pares de ações em B_1 e B_2 . Entre os dois operadores anteriores, existe o $[[]]$, que denota uma sincronização mais geral: o processo composto só tem que estar sincronizado com as ações listadas na caixa. Por exemplo, $B_1[[a, b]]B_2$ descreve a composição em que B_1 e B_2 têm que se sincronizar através de a e b .

O operador de interrupção (*disabling*) é usualmente usado para modelar uma falha no sistema. Com esta interpretação de $B_1 [> B_2$, B_1 descreve a operação normal e B_2 descreve o que acontece depois da ocorrência de um evento, como por exemplo uma falha. A semântica de $B_1 [> B_2$ é que a qualquer ponto da execução de B_1 , uma ação inicial de B_2 pode acontecer. Depois de entrar em B_2 , o fluxo em B_1 é abandonado para sempre.

Além da descrição de processos, em LOTOS Completa também há uma parte da linguagem que descreve a especificação de tipos de dados em uma linguagem algébrica. São os valores expressos nesta linguagem algébrica que são usados nas ações de comunicação. Predicados booleanos formados por valores podem guardar as escolhas não-determinísticas do operador $\square$.

7. Ferramentas Disponíveis

LOTOS tornou-se um padrão internacional em 1989, e muitas ferramentas têm sido desenvolvidas para facilitar seu uso. **LITE** [Can] é um conjunto de ferramentas que inicialmente pareceu promissor. Atualmente dispomos da versão 3.0, instalada na rede do IME. Este conjunto foi desenvolvido pelo consórcio LOTOSPHERE e posto à disposição do público em 1992. Há quatro grupos principais de ferramentas dentro de LITE. Com eles, uma especificação pode ser analisada dinamicamente e estatisticamente, validada e ter os casos teste gerados para os tipos de dados.

As ferramentas para a análise estática permitem a verificação de uma especificação em relação à sintaxe e à semântica de uma especificação (ferramenta **TOPO**). Permitem também a verificação da completeza e da consistência de seus tipos de dados (ferramenta **Cooper**), além de apontar as dependências entre processos (ferramenta **Xref**). A ferramenta **ILDI** (*Interactive LOTOS Data Interpreter*) auxilia na reescrita de expressões algébricas para sua forma normal. **Smile**, a ferramenta de análise dinâmica, permite a animação e a simulação de uma especificação. Dentre as demais ferramentas para validação, **Verif** é a mais interessante, pois permite a demonstração automática de teoremas escritos como fórmulas em lógica temporal. Infelizmente, essa ferramenta trabalha somente com LOTOS Básica, isto é, sem tipos de dados. Pior ainda é que ela não está incluída na distribuição do LITE, mesmo tendo a sua descrição incluída na documentação de LITE.

Loft, *Logic for Functions and Testing*, é uma ferramenta para manipular especificações na linguagem de especificação algébrica PLUSS. Ela fornece muitas das mesmas características fornecidas por Smile para ADTs, tais como estreitamento (*narrowing*) e resolução: um objetivo é apresentado à ferramenta, que então procura por soluções. A diferença principal entre as duas, além das diferenças entre as suas linguagens alvos, é que Smile usa uma estratégia de busca em profundidade e Loft usa uma de busca iterativa em profundidade, que em muitos casos tem a aparência de uma busca em largura.

Os algoritmos mais interessantes usados nas ferramentas de verificação são resolução por reescrita (*rewriting*) e verificação de modelos (*model checking*). O primeiro é parecido com Prolog com equações e predicados em vez de apenas predicados, em que as equações permitem que termos iguais possam ser substituídos. Eles também diferem em seus propósitos: Prolog é usado para instanciar variáveis com o fim de satisfazer um objetivo, enquanto *rewriting* tenta somente reduzir um termo à sua forma normal. Não existe a noção de retrocesso (*backtracking*) em sistemas de reescrita, portanto só pode existir uma equação que pode ser aplicada a cada passo. Resolução não é usada para instanciar variáveis no termo sendo reescrito, mas para unificar subtermos.

Uma possível razão para a ausência de ferramentas para validar as especificações em LOTOS Completa é o método usado pelas ferramentas existentes, o de *model checking*. Com este método, a especificação é inicialmente convertida para um autômato de estados finitos e as propriedades são escritas como fórmulas em uma lógica temporal. O autômato é considerado como um modelo da lógica. Para verificar uma propriedade ele é usado para determinar a presença ou ausência de certas combinações de estados. Por exemplo, “Não há um caminho com uma transição *a* que continua até uma transição *b*.” ou “após uma transição *a* todos os caminhos passam uma transição *b*.”

Na ausência de dados, a verificação de uma propriedade utiliza o *model checking* para demonstrar a presença ou ausência de certos estados. Uma vez que LOTOS tem recursão e interrupção, até uma especificação relativamente curta pode requerer um autômato de estados finitos grande para representá-la. Mesmo assim, sistemas com até 10^{20} estados, ou mais, podem ser checados exhaustivamente, com novos métodos *ad hoc* que evitam a construção do modelo inteiro.

Com a introdução de tipos de dados, o problema torna-se muito mais difícil. Cada estado de um autômato que corresponde a uma versão da especificação em LOTOS Básica tem que ser substituído por um conjunto de estados, cada um com um elemento para cada atribuição possível, e isto para todas as variáveis ativas na especificação. Fantechi *et al.* [Fan] mencionam um *model checker* para LOTOS Completa, mas esta ferramenta ainda está sendo desenvolvida.

8. A Especificação Formal

A especificação formal descreve o comportamento das *GPEs* no contexto específico descrito na seção 5.2. Este contexto consiste de um grupo de cinco *GPEs*, seus cinco usuários e uma rede confiável. Os usuários e a rede são abstrações que fornecem a funcionalidade mínima que as *GPEs* precisam. Cada *GPE* tem vários arquivos (*Pending*, *Outcome* e *Query*) para armazenar os estados de mensagens, e estes arquivos são acessíveis somente para a *GPE* que os controla. As *GPEs* podem falhar a qualquer momento.

Uma especificação LOTOS consiste de uma seção com especificações dos *ADTs* e uma com especificações dos processos.

8.1. Os *ADTs*

A seção dos *ADTs* começa com três tipos simples que são sugeridos pela especificação informal. Cada um destes tipos vem acompanhado de operações para testar sua igualdade e desigualdade:

- **KindOfMsg** os vários tipos de mensagens
- **VoteT** os três possíveis tipos de votos (OK, NOK e NN)
- **GPEAddr** os possíveis endereços das cinco *GPEs* no sistema

Os dois tipos de recipientes (*containers*) usados na especificação são *listas* e *dicionários* (também conhecido como vetores associativos). Os *containers* especificados são genéricos, no sentido em que eles descrevem o armazenamento e a retirada de elementos de tipos formais quaisquer e só depois são instanciados com tipos atuais. As coleções sugeridas pela especificação informal e instanciadas na especificação são

- **VoteDictionary** para os votos de cada *GPE* para uma dada mensagem
- **MessageDictionary** para as mensagens
- **MembershipList** para os endereços das *GPEs* no sistema

Um dicionário é um vetor associativo genérico, isto é, um vetor que pode ter qualquer tipo como índice. Suas operações são resumidas abaixo.

- **ED** o dicionário vazio (*Empty Dictionary*)
- **Mod, Fill** adicionam pares de índices e atributos
- **Remove** remove um dado índice
- **Retr** devolve o atributo associado com um dado índice
- **Choose** devolve um índice
- **IsIn, IsNotIn, IsEmpty** dão informação sobre a pertença de um índice
- **Size** devolve o número de pares de índice e atributo
- **Count** devolve o número de ocorrências de um dado atributo

As mensagens trocadas pelas *GPEs* têm mais informações do que as fornecidas pelos usuários. Elas também contêm informações de controle, e sendo que o conjunto todo é descrito pelo tipo *MessageStatus*. Os atributos deste tipo são:

- **Data** a mensagem do usuário
- **Seq** o número de sequência desta mensagem
- **Coord** o endereço da *GPE* que é o coordenador desta mensagem
- **To** o endereço da *GPE* que é o recipiente desta mensagem
- **From** o endereço da *GPE* que é o remetente desta mensagem
- **Kind** o tipo desta mensagem
- **Acks** o dicionário de votos para esta mensagem

8.2. Os Processos

O comportamento do sistema é definido pela interação de usuários, *GPEs* e a rede. Cada um dos cinco usuários tem uma *GPE* que é usada para coordenar suas atividades de grupo. As *GPEs* se comunicam pelo envio de mensagens através da rede. Os processos usuários e o processo rede não modelam usuários e uma rede real, mas em vez disso, só fornecem o contexto definido informalmente em que as *GPEs* operam.

A *GPE* é responsável pela a implementação do protocolo de confirmação em duas fases. Para fazer isso, são usados vários arquivos, que são implementados através do *ADT File*. Estes arquivos são locais e particulares a cada *GPE*. Sua funcionalidade é simplesmente o armazenamento de um dicionário de **MessageStatus**, que é atualizado quando um novo dicionário é apresentado e que devolve a última versão armazenada quando isto for pedido. Os três arquivos são *Pending*, *Outcome* e *Query*:

- **Pending** mensagens cujos resultados ainda não são conhecidos
- **Outcome** os resultados obtidos para cada uma das mensagens (committed ou aborted)
- **Query** consultas feitas por uma *GPE*, para as quais ainda não recebem resposta

O processo *GroupProtocolWithRecovery* mostra que durante a execução do protocolo uma falha pode acontecer a qualquer momento, e que neste caso apenas as informações armazenadas nos arquivos ficam disponíveis depois de uma falha.

O processo *GroupProtocol* começa por ler os arquivos. Quando o sistema foi inicializado, os arquivos foram criados vazios. O restante do processo *GroupProtocol* tem duas partes principais. A primeira é o tratamento de uma mensagem. A segunda é o processamento das entradas no arquivo *Query*. Finalmente é feita uma chamada recursiva para processar mais mensagens.

Na primeira parte, o protocolo tem três opções: fazer uma ação interna (que não é visível ao ambiente), receber uma mensagem do usuário ou receber uma mensagem da rede. Se a mensagem veio do usuário, então a mensagem é um pedido para uma disseminação ao grupo. O protocolo requer que esta mensagem seja gravada no arquivo *Pending* antes que a disseminação comece. Como vista na especificação informal, assume-se a ausência de falhas entre a recepção da mensagem e a gravação no arquivo.

Se a mensagem é da rede, existem várias possibilidades, dependendo do tipo da mensagem. Os tipos possíveis são OK, NOK, New, Commit, Abort e Query. Quando a mensagem é do tipo New, ela é gravada no *Pending* e o voto OK é enviado ao coordenador. Quando a mensagem é do

tipo OK ou NOK, este voto é armazenado em *Pending* e quando todas os votos estão disponíveis então o processo *IfCompleteSendResult* efetua a definição do resultado.

Note-se que quando o tipo é Commit ou Abort, os coordenadores *Outcome*, *Pending* e *Query* são atualizados correspondentemente. O *Query* também é atualizado no caso do Commit/Abort ser uma resposta a uma consulta.

Quando uma *GPE* se recupera de uma falha, o arquivo *Pending* tem que ser processado. Isso é feito em paralelo com a operação normal. Uma *GPE* que está se recuperando não está imune a uma falha, e na verdade pode falhar a qualquer momento.

O processamento do arquivo *Pending* é feito percorrendo-se todos os seus elementos. Apenas mensagens de tipo New, e OK são armazenados neste arquivo. Para mensagens de tipo New, os votos recebidos antes da falha são descartadas e o protocolo é reiniciado. Para as mensagens de tipo OK que não estejam em *Outcome*, as demais *GPEs* são consultadas para descobrir o resultado da mensagem.

A especificação formal da *GPE* e sua explicação detalhada são apresentadas nos Apêndices B e C, respectivamente. *Para um melhor entendimento da especificação formal, recomenda-se a sua leitura dirigida pelos comentários no Apêndice C.*

9. Validação da Especificação

Produzir tal especificação é útil para se ter uma descrição do sistema em uma forma mais abstrata do que em código, porém igualmente precisa. No entanto, esta especificação é ainda mais útil se for possível mostrar que ela realmente modela o sistema como o imaginamos. A especificação é composta de duas partes distintas que precisam ser validadas: as definições de tipos de dados (*ADTs*) e as definições dos processos.

9.1. A Validação dos *ADTs*

A validação das especificações algébricas é simples. Foi criada uma lista de propriedades que os *ADTs* devem possuir, expressa como teoremas em LOTOS, para que a ferramenta Smile pudesse ser usada para a sua validação. Se todos os teoremas puderem ser provados a partir dos axiomas, todas as propriedades são válidas. Os primeiros três tipos definidos (veja página A-5, começando nas linhas 7, 28 e 50) são tão simples que sua validação é trivial. Para cada um desses tipos, Smile foi usada para fornecer os pares de valores que são iguais e aqueles pares que não são. Por exemplo, $x:\text{VoteT} \text{ eq } y:\text{VoteT} = \text{true}$ tem como solução

```
x = OK_ack, y = OK_ack,  
x = NOK_ack, y = NOK_ack e  
x = NN_ack, y = NN_ack.
```

De forma similar, a ferramenta encontrou como solução de $x:\text{VoteT} \text{ ne } y:\text{VoteT} = \text{true}$ as outras seis combinações.

Os tipos de propriedades que desejamos mostrar para os tipos de dados recipientes (*containers*) são apenas um pouco mais interessantes; são um pouco mais difíceis de criar e muito mais difíceis de provar. Como Arnold *et al.* mencionam em [Arn], não é bom derivar tais listas de propriedades a partir da especificação, uma vez que assim fazendo, assumiria-se a validade da especificação e, dessa forma, estaria-se assumindo o que se quer mostrar. Há duas maneiras principais através das quais as propriedades são formuladas. A primeira é imposta pelas características das ferramentas, que obrigam o uso de uma abordagem mais construtiva do que aquela que a lógica exige (veja Apêndice C, página A-15). Isso torna-se necessário para a demonstração de que as descrições declarativas das operações se mantêm, como por exemplo, que vale $\text{IsIn}(\text{Remove}(L, e), e) = \text{false}$.

A outra maneira é aplicar os observadores aos pseudo-construtores. Os construtores da lista são **NIL** e **Con**, e portanto todas as operações são definidas em termos destes. Em vez de usar **Con**, deve-se pensar que os construtores da lista são **NIL**, **Add** e **Remove**. Desta forma, é interessante certificar-se de que os observadores se comportam corretamente com respeito a estas três operações. A lista de propriedades que foi originalmente escolhida para verificação é apresentada no Apêndice D. Por exemplo, a propriedade **Add-3** afirma que se um elemento está em uma lista então a adição de qualquer elemento a essa lista não pode removê-lo, ou simplificando, que a adição à lista não pode remover qualquer elemento.

Smile foi a ferramenta originalmente escolhida para validar os *ADTs*, porém identificou-se que a mesma não é confiável. Usando Smile para validar **MembershipList**, esta ferramenta indicou que não existe solução para o objetivo $\text{IsIn}(\text{Con}(l, e), ee) = \text{false}$. Isto é, após a adição de qualquer elemento a uma lista de *GPEs*, qualquer outra *GPE* está também na lista. A ferramenta também mostrou que existem exatamente cinco soluções para o objetivo

`IsIn(Con(1, e), ee) = true`. Essas cinco soluções correspondem a `e = ee`, significando que apenas a última *GPE* adicionada à **MembershipList** está na lista. Contactamos então o pessoal da Universidade de Twente que dá suporte a Smile, e eles confirmaram que este é um problema conhecido com o procedimento de resolução da ferramenta. Assim sendo, Smile não foi mais considerada adequada para uso com estruturas de dados.

A ferramenta Loft foi a segunda opção escolhida. A semântica de PLUSS, a linguagem usada pelo Loft, é muito parecida com a da linguagem da definição de tipos de dados de LOTOS. A principal diferença em nosso contexto é que LOTOS permite a definição de tipos genéricos, enquanto que Loft não permite. Isso foi contornado validando-se *containers* concretos com chaves (**key**) e atributos (**attrib**) de tipos que podem assumir exatamente cinco elementos cada um. A tradução da especificação dos *containers* para PLUSS encontra-se no Apêndice E.

Loft não pretende ser um demonstrador geral de teoremas, além de ser capaz de fornecer alguns tipos de demonstrações. Esta ferramenta foi desenvolvida para ajudar na geração de casos teste e dá apoio apenas para a reescrita e resolução (*rewriting* e *resolution*) de termos, não havendo possibilidade para provas por indução. Mesmo assim, a maioria das propriedades que foram inicialmente propostas foram mostradas verdadeiras na especificação. No Apêndice F encontra-se a lista das propriedades que foram submetidas à validação por Loft e os respectivos resultados. Note que as propriedades foram provadas por absurdo, isto é que a negação de cada uma das propriedades desejadas não tem solução. Uma vez que Loft não é um demonstrador de teoremas de propósito geral, ao invés de provar as propriedades para todas as listas e dicionários, foi escolhida uma instância de cada tipo de *container* e foram demonstradas as propriedades para todos os *containers* daquele tipo e de tamanho limitado. O tamanho de um valor, denotado α , é o número de construtores usados para escrevê-lo em sua forma normal. Na especificação do *GPE*, **VoteDictionary** só aparece com uma **MembershipList** de até cinco chaves. Assim, um limite de tamanho dez na lista verificada foi considerado como sendo mais do que o suficiente. Uma vez que o dicionário é muito mais complexo do que a lista, seria muito mais difícil verificá-lo usando o mesmo limite. Por isto foi escolhido um limite de tamanho cinco para este *ADT*.

As propriedades no Apêndice F que não estão marcadas foram demonstradas. Aquelas marcadas com uma adaga (†) foram demonstradas para *containers* de tamanho até cinco, ao invés de dez. Nenhum resultado significativo foi obtido para aquelas marcadas com uma adaga dupla (‡). A estatística indicando o número de propriedades demonstradas se encontra na tabela seguinte.

<u>Container</u>	Demonstrada para $\alpha=10$	Demonstrada para $\alpha=5$	Não demonstrada
Lista	16	5	3
Dicionário		14	14

O fato de que muitas propriedades do dicionário não puderam ser demonstradas com rigor formal foi um ponto negativo. Se o tempo permitisse, ferramentas mais poderosas (como PVS de Stanford ou HOL de Oxford) poderiam ser usadas para demonstrar a validade ou não das mesmas. No entanto, o tempo necessário para aprender a usá-las foi considerado excessivo e impraticável.

dentro do escopo deste trabalho, já que não acrescentaria muito ao grau de confiança da especificação.

Embora a especificação da *GPE* use **MessageDictionary**, que tem outros cinco possíveis atributos, essa instância do dicionário não foi validada devido a sua similaridade com **VoteDictionary**.

9.2. A Validação dos Processos

A idéia básica para a validação dos processos foi similar. Uma lista de propriedades foi desenvolvida em paralelo com a especificação. Pretendíamos provar que cada uma das propriedades é uma consequência da especificação. Um grupo mínimo de propriedades (da especificação completa) a serem verificadas encontra-se listado na seção 6 da especificação informal (veja página A-4). Na realidade, encontrar ferramentas para demonstrar essas propriedades foi muito difícil. A única ferramenta encontrada na literatura é apenas brevemente mencionada na sessão de trabalhos futuros do artigo escrito por Fantechi *et al.* [Fan].

[Can] descreve **Verif**, o verificador de modelos do projeto LITE, que verifica fórmulas em lógica temporal para uma especificação escrita em LOTOS Básica. Infelizmente, essa ferramenta não é distribuída com LITE, e está apenas disponível aos grupos que a desenvolveram. Smile permite outro tipo de abordagem: de acordo com sua documentação, é possível usá-la para encontrar os caminhos de execução (*traces*) de uma especificação para uma dada ação de comunicação. Infelizmente, já não foi possível demonstrar que uma mensagem pode eventualmente ser enviada ao usuário. Provavelmente isto é uma consequência do mesmo erro identificado no procedimento de resolução para ADTs mencionado anteriormente (veja seção 9.1).

Devido aos problemas encontrados na validação dos processos, esta etapa só foi completada mais tarde, quando já havia se iniciado a implementação e os testes. O método usado era simplesmente uma inspeção da especificação e um re-exame da sua explicação. Mesmo depois deste processo, encontrou-se um erro durante a implementação. Em *ProcessQueries*, e as linhas originais 601-602 foram alteradas de

```
>> writePending ! Mod( Pending, pk,
                        setAllAcks(pm, OtherMembers, NN_ack));
```

para

```
>> readPending ? wholePending : MessageDictionary;
writePending ! Mod( wholePending, pk,
                    setAllAcks(pm, OtherMembers, NN_ack));
```

A justificativa para tal alteração é o seguinte: O processo usa a variável *Pending* que contém uma versão temporária do *PendingDict*, cujos elementos são retirados a longo da execução do processo. Na versão original, as modificações a esta cópia era escritos em arquivo, perdendo-se assim o conteúdo original de *PendingDict* no arquivo.

Isto mostra como a tarefa de validação é importante para detectar propriedades indesejadas ou ausentes em uma especificação.

10. Criação de Casos Teste

10.1. Generalidades sobre Verificação

10.1.1. Técnicas de Verificação

Quando uma especificação é transformada manualmente em um sistema executável por uma máquina, a conformidade da implementação com a especificação tem de ser verificada. Essencialmente, existem duas maneiras para fazê-lo: demonstrando estaticamente ou testando dinamicamente o sistema em execução. A técnica mais comum adotada para linguagens de programação procedural é o uso de triplos {pré-condição; comando; pós-condição} de Floyd-Hoare, como apresentada originalmente em [Hoa].

A maior desvantagem deste método é que as provas são válidas apenas se a semântica da linguagem de implementação pode ser mapeada para aquela da linguagem de especificação. Uma vez que C não tem uma semântica formal, isto torna-se difícil, mas não impossível, haja visto que uma semântica formal tem sido definida para subconjuntos de C. No entanto, todos os comportamentos da linguagem que são dependentes da implementação ou estão indefinidos precisam também ser especificados. Algumas facilidades da linguagem têm de ser evitadas, como criar pseudônimos (*aliasing*) de áreas mutáveis de memória. É necessário demonstrar que a semântica formal da linguagem de programação se mantém para todas as combinações de compiladores e máquinas nos quais o código será executado. Uma outra característica desfavorável desse método é que o mesmo não pode ser usado para demonstrar que um sistema como um todo está correto, uma vez que não é possível especificar todos os aspectos da interação com o ambiente.

A demonstração estática de que uma função satisfaz as dadas pre- e pós-condições é difícil, mas fazê-lo dinamicamente (isto é, durante a execução) é simples. As pre-condições podem ser testadas (*asserted*) na entrada da função e as pós-condições testadas antes do retorno. Isso foi feito nas implementações dos ADTs.

10.1.2. Teste de Conformidade

Por causa da sua complexidade e de suas limitações, as técnicas de prova formal da correção de programas são utilizadas muito menos freqüentemente do que as técnicas de teste. O objetivo das técnicas de teste formal é derivar sistematicamente um conjunto de testes a partir da especificação, para uma dada noção formal de conformidade. Assim, aplicando-se com sucesso os testes na implementação, a conformidade da implementação com a especificação é garantida. Note-se que esse conjunto de testes deve ser derivado a partir da especificação e não a partir de uma implementação. A conformidade desejada para o protocolo é que todas e somente as mensagens especificadas (a serem enviadas para os *Users* e *GPEs*) serão realmente enviadas na implementação, ou seja, nenhuma mensagem pode ser perdida ou criada pelo sistema. Outros comportamentos (tais como a criação e uso de arquivos auxiliares) são aceitáveis. Brinksma [Bri] nota que o teste de robustez (*robustness testing*), isto é, testes da presença de tais comportamentos adicionais, não podem ser derivados metodicamente a partir da especificação, já que eles não estão descritos lá.

10.2. Geração de Casos Teste

Uma vez que a estrutura da implementação foi derivada da estrutura da especificação, existem três partes principais que precisam ser testadas: o comportamento dos *ADTs*, o das *ações* e o dos *processos*, sendo que processos utilizam os dois anteriores. A derivação dos casos teste para cada uma das três partes é distinta. As ações são os componentes básicos em LOTOS e têm uma semântica elementar, mas a sua implementação geralmente requer mais de uma simples linha de código. Cada ação na implementação envolve um comportamento mais elaborado do que aquele definido pela semântica formal. Por esta razão, as ações foram testadas informalmente. A derivação dos testes para os *ADTs* e para os processos é discutida na seção seguinte.

10.2.1. Geração de Casos Teste para os *ADTs*

10.2.1.1. Generalidades do método

Testar código baseado em uma especificação algébrica consiste em demonstrar que cada um dos axiomas na especificação se mantém no sistema. Para criar casos teste para um dado axioma, as variáveis no axioma são substituídas por valores e a expressão booleana resultante é avaliada. Caso seu valor seja *verdadeiro*, então o teste é aprovado; senão ele é falho. Axiomas condicionais têm que ser manipulados com um pouco mais de cuidado: A premissa tem que ser *verdadeira* para o caso teste ser útil, uma vez que se há *falsa*, isto implicaria qualquer coisa.

Em [Gau], Gaudel faz uma discussão da base formal para testar um programa baseado em uma especificação algébrica. Tal especificação tem duas partes: uma assinatura (*signature*) $\Sigma = (S, F)$ na qual S é um conjunto finito de tipos (*sorts*) e F é um conjunto finito de nomes de operações sobre os *sorts* em S , e Ax , um conjunto finito de axiomas que são Σ -fórmulas. Os axiomas são fórmulas condicionais positivas (*positive conditional formulas*). Se SP é uma especificação e P é um programa sob teste, então o teste está relacionado aos valores computados por P que são mencionados em SP . O programa P tem que prover um método de executar as operações de modo que possa ser determinado se os axiomas de SP são satisfeitos. Seja t um Σ -termo base (*ground*) e t_P sua computação por P . Dada uma Σ -equação ε e um programa P que fornece uma implementação para cada operação de Σ , um teste para ε é qualquer instância *ground* de $t = t'$ em ε . Um **experimento teste** de P para $t = t'$ consiste da avaliação de t_P e t'_P e a comparação dos valores resultantes. Essa comparação é a tarefa de um **oráculo**, isto é, de um procedimento que pode decidir se o resultado computado está correto.

Um **conjunto exaustivo de testes** para uma especificação é o conjunto de todas as instâncias de tipo correto e *ground* de todos os Σ -axiomas. Quando um programa passa o conjunto *exaustivo* _{SP} isto não necessariamente significa que ele satisfaz SP , uma vez que *exaustivo* _{SP} é exaustivo em relação a SP , mas não necessariamente a P . Portanto, P satisfaz SP somente se todos os valores computados por P podem ser alcançados por T_Σ . Dado uma assinatura Σ , a **hipótese mínima** H_{min} é aquela na qual P define uma Σ -álgebra gerada finitamente, e sendo portanto Σ -testável.

Freqüentemente *exaustivo* _{SP} é grande demais para ser útil. É possível propor hipóteses mais rígidas sobre o comportamento do programa e reduzir o número de testes necessários para demonstrar a satisfação da especificação. Essas são chamadas de **hipóteses de seleção**, e as mais comuns são hipóteses de **uniformidade** e de **regularidade**. Uma **hipótese de uniformidade** é a suposição de que o espaço de entrada pode ser dividido em sub-domínios tais que se um conjunto

de teste que contém um único representante de cada sub-domínio e cada um destes elementos o teste é bem sucedido, então o teste para todos os elementos de *exaustivo_{SP}* também é bem sucedido. Um exemplo para inteiros é “se o sistema funciona para entradas de um valor negativo, um positivo e zero, então, funcionará para todos os inteiros.” Uma **hipótese de regularidade** utiliza uma função de termos *ground* para os números naturais e tem a forma “se um conjunto de testes formado por todos os termos *ground* com tamanho menor que um dado limite é bem sucedido, então *exaustivo_{SP}* também é.” Um exemplo de tal hipótese para uma lista seria “se a operação **Add** funciona para todas as listas de tamanho de até quatro, então funcionará para todas as listas.”

A estratégia de teste é definida pela escolha das hipóteses de seleção. Expor as hipóteses torna clara as suposições feitas no programa. Um **contexto de teste** é um par (H, T) de um conjunto de hipóteses e um de testes. Um contexto de teste é considerado **válido** se H implica que se T é bem sucedido então *exaustivo_{SP}* é também. O contexto é considerado **imparcial** (*unbiased*) se H implica que se *exaustivo_{SP}* é bem sucedido então T é também. Assumindo H , a validade assegura que todos os programas são rejeitados, e imparcialidade assegura que nenhum programa correto é rejeitado.

Por construção, $(H_{min}, \text{exaustivo}_{SP})$ é tanto válido quanto imparcial. Várias hipóteses podem ser formuladas simultaneamente sobre uma implementação. Um outro exemplo extremo válido e imparcial é $(H_{min} \wedge P \text{ passa } \text{exaustivo}_{SP}, \emptyset)$, isto é, se é assumido que o programa está correto então não é preciso nenhum teste. Contextos de teste interessantes são aqueles que são válidos e imparciais, isto é, aqueles que são bem sucedidos por somente e todos os programas corretos. Hipóteses fracas correspondem a conjuntos grandes de testes, e hipóteses fortes a conjuntos pequenos. O objetivo é fazer hipóteses razoáveis para reduzir o conjunto de testes para um tamanho tratável. A seleção de tais hipóteses pode ser baseada na especificação formal, em algum conhecimento do programa ou em algumas das características do ambiente do sistema.

10.2.1.2. Aplicação do Método

Um conjunto é parcial se o mesmo rejeita algumas implementações corretas. Para evitar parcialidade no conjunto de testes, foram gerados casos teste das versões mais declarativas da especificação, conforme descrito na explicação da especificação (Apêndice C).

Sorts genéricos não podem ser testados diretamente, mas somente nas suas instanciações. O tipo de lista mais usado na especificação é **MemberhipList**, uma lista de **GPEaddrs**. Uma vez que a especificação considera apenas cinco *GPEs*, parece razoável adotar-se a hipótese de regularidade de tamanho cinco nas listas. Uma vez que existem apenas

$$\sum_{i=0}^5 P(5, i) = \sum_{i=0}^5 \frac{5!}{(5-i)!} = 326$$

permutações com tamanho menor ou igual a cinco, é possível determinar os valores para todas as combinações de operações, listas e *GPEs*. O número de experimentos de teste para esta estratégia está resumido na tabela seguinte:

<u>Operação</u>	<u>Combinações de Listas</u>	<u>Combinações de Outros Parâmetros</u>	<u>Número de experimentos</u>
Add	326	5	1630
Remove	326	5	1630
IsIn	326	5	1630
IsNotIn	326	5	1630
IsEmpty	326	0	326
IsNotEmpty	326	0	326
Choose	326	0	326
Length	326	0	326
Total			7.824

O menor dos dois dicionários usados na especificação é o **VoteDictionary**, que usa **GPEaddr** como chave e **VoteT** como atributo. O número de **VoteDictionary**s possíveis é muito maior do que o número de **MembershipLists**. São

$$\sum_{i=0}^5 P(5, i) \cdot 3^i = \sum_{i=0}^5 \frac{5!}{(5-i)!} \cdot 3^i = 40.696$$

dicionários com tamanho menor ou igual a cinco. Uma das operações, **fill**, toma como parâmetros um **VoteDictionary**, uma lista de **GPEaddr**, e um **VoteT**. Um teste exaustivo dessa operação, até com a hipótese de regularidade mencionada acima, iria requerer $40.696 \cdot 326 \cdot 3 = 39.800.688$ experimentos. Usando-se a hipótese de uniformidade tanto em **GPEaddr** como **VoteT**, o número de dicionários que tem que ser testados se reduz para seis. Testando **fill** com todas as 326 listas iria requerer então 1956 combinações. Fazendo uma hipótese de uniformidade nos **GPEaddrs** das **MembershipLists** diminui o número de experimentos para trinta e seis, menos que um milionésimo do número original. Os valores armazenados nas seis listas e nos seis dicionários podem ser gerados aleatoriamente desde que seja produzido um exemplo de cada tamanho possível de zero a cinco.

Nenhum dos axiomas que define **fill** é condicional, portanto foi possível utilizar quaisquer dicionários com **GPEaddrs** e **VoteTs** aleatórios. Isso também é válido para **Choose**, **IsEmpty** e **Size**. Para as demais operações (isto é, **Remove**, **IsIn** e **Count**) as hipóteses são razoáveis somente se as premissas dos axiomas são *verdadeiras* (uma vez que *falso* implica qualquer coisa). Para evitar a geração de valores individuais para cada um destes testes condicionais, a hipótese de uniformidade foi omitida nos **GPEaddrs** destas operações, e todos os cinco valores foram testados. O número de experimentos necessários para esta estratégia está mostrado na tabela seguinte:

<u>Operação</u>	<u>Dicionários e Listas</u>	<u>Outros Valores</u>	<u>Número de Experimentos</u>
Mod	6	5	30
Remove	6	5	30
Fill	36	1	36
Retr	6	5	30
IsIn	6	5	30
IsNotIn	6	5	30
IsEmpty	6	0	6
IsNotEmpty	6	0	6
Choose	6	0	6
Size	6	0	6
Count	6	3	18
Total			228

10.2.2. Criação de Testes para os Processos

O processo mais relevante na especificação é *GroupProtocol*. A geração de casos teste para este processo é muito diferente do que aquela para os outros processos por causa das suas naturezas. Manna e Pnueli [Man] descrevem estas naturezas como características *transformacional* e *reativa*. Uma função transformacional produz um resultado após uma computação finita. Um processo reativo, por outro lado, “não produz um resultado final mas mantém uma relação contínua com seu ambiente.” *GroupProtocol* é reativo. Uma vez que os demais processos são transformacionais, a geração de casos teste para eles é similar àquela para os *ADTs*, onde o modo pelo qual suas entradas estão relacionadas às suas saídas é definido na especificação. *GroupProtocol* não trata de tal mapeamento, mas ao invés disso descreve os fluxos de informação através de iterações infinitas.

Durante o teste dos processos, foi assumido sempre que as ações atômicas e outros processos funcionam corretamente.

10.2.2.1. Geração de Testes para Processos Transformacionais

O processo mais simples é *Broadcast* (Apêndice B, linha 616), que tem dois parâmetros, **MsgStatus** e **MembershipList**. Este processo envia a mensagem para todos os **GPEaddrs** na **MembershipList**. Uma vez que a variável **MsgStatus** não é modificada ou testada, parece natural formar uma hipótese de uniformidade para ela. Uma hipótese de regularidade de tamanho cinco é feita para **MembershipList**. Então *Broadcast* é testado com seis grupos de entrada, cada um com uma **MembershipList** de tamanho variando de zero a cinco.

O segundo processo testado foi *ProcessPending* (Apêndice B, linha 574), que é usado no processo *Recovery*. Como o nome sugere, seu principal parâmetro é **PendingDictionary**, e mais especificamente, o campo **kind** de seus atributos. O teste é dividido em duas etapas: a primeira mostrando que cada tipo de mensagem é manipulado corretamente e a segunda que **PendingDictionary**s de tamanhos diferentes também o são. A primeira parte é executada pela cobertura de cada uma das afirmações condicionais. As hipóteses feitas são de regularidade de tamanho um (1) no **PendingDictionary**, e de uniformidade para todos os campos da mensagem, que é o único atributo do dicionário, exceto para o campo **kind**. Existem dois tipos de mensagem que podem estar em um **PendingDictionary**: **New** e **OK**. Se uma mensagem é **New**, existem dois casos a serem considerados: Ou a mensagem está no **OutcomeDictionary** ou não está. Uma vez que **MsgStatus** foi testada individualmente, as hipóteses feitas na segunda parte são: uma de uniformidade nos atributos do **MsgStatus** do **OutcomeDictionary**, e uma de regularidade de tamanho cinco na **MembershipList**. As saídas previstas estão resumidas na tabela seguinte.

	Mensagem no	Mudança no	kind no
<u>kind</u>	<u>OutcomeDictionary</u>	<u>PendingDictionary</u>	<u>broadcast</u>
New	sim	removido	do OutcomeDictionary
New	não	todos os votos para NN	New
OK	-	nenhuma	Query

ProcessQueries é um processo simples que é similar ao *Broadcast*, exceto que ao invés de fazer um *broadcast* de uma mensagem só, este faz um *broadcast* de um dicionário de mensagens. O **QueryDictionary** tem somente mensagens do tipo **OK**. É feita uma hipótese de uniformidade

nos atributos do **MsgStatus** do dicionário e uma hipótese de regularidade no dicionário de tamanho cinco. As saídas previstas são aquelas nas quais cada uma das mensagens no **QueryDictionary** é *broadcast* com tipo **Query**, e o **QueryDictionary** não é modificado.

O último processo finito a ser testado é *IfCompleteSendResult* (linha 503), que é chamado depois do recebimento de cada confirmação (*acknowledgement*). Seu único parâmetro de interesse é um **MsgStatus**. O **VoteDictionary**, que contém as confirmações de uma mensagem **msg** pelos *GPEs*, é devolvido pela função **GetAcks(msg)**. Se todos as *GPEs* no **VoteDictionary** da mensagem tiverem respondido, então essa mensagem é confirmada (*committed*).

Uma vez que não há confirmação negativa (*negative acknowledgements*) na implementação, (veja a Justificativa, página A-19), não há como testar a mesma em relação ao comportamento especificado.

De acordo com a especificação, há sempre quatro *GPEs* na lista de destino. Uma hipótese de uniformidade é feita para todos os campos da mensagem. Dois casos são considerados: Um no qual todas as confirmações são **OK** e um outro no qual nem todas são. No segundo caso, nenhuma saída é esperada. Já no primeiro caso, as saídas previstas são chamadas para a porta **toUser** e a execução de *Broadcast* a mensagem com **kind** alterada para **Commit**, e a inclusão desta mensagem modificada no **OutcomeDictionary**, e remoção correspondente do **PendingDictionary**.

10.2.2.2. Generalidades sobre a Geração de Testes para Processos Reativos

Como mencionado anteriormente, derivar casos teste para o processo *GroupProtocol* apresenta muitas dificuldades. Enquanto a noção de uma implementação correta de um *ADT*, ou de um processo transformacional, é baseada em satisfação lógica, aquela de um processo reativo é baseada em inclusão (*containment*) de comportamentos.

Uma estrutura matemática bem conhecida no estudo da semântica de processos é a teoria de Sistemas de Transição Marcada (*Labeled Transition Systems*, ou *LTS*). A semântica da linguagem de especificação LOTOS tem sido descrita em termos de sistemas de transição. *LTS* são variantes de autômatos, usando a noção de estados. Ações são modeladas como transições, e a ação interna é rotulada com τ . O *LTS* do processo $Q = a.i.b.Q$ é mostrado na seguinte figura, onde Q_0 , Q_1 e Q_2 representam os possíveis estados de Q .

O teste de *ADTs* depende da demonstração da equivalência de valores computados e previstos. Definir a equivalência de processos é mais complicado devido à possibilidade de paralisação completa (*deadlocks*) e do não-determinismo, no caso geral. Apenas as ações e os comportamentos observáveis são de interesse para o teste. Desta forma as relações de equivalência desenvolvidas deveriam considerar apenas estas ações. Uma relação de equivalência prospectiva é

a de caminhos (*trace equivalence*). Um *trace* é uma seqüência de ações observáveis. A seqüência vazia é denotada por ϵ . Como exemplo, o conjunto de *traces* para $P=a;i;b;a$ é $\{\epsilon, a, ab, aba\}$. Dois processos são considerados como equivalentes por caminhos (*trace equivalent*) se seus conjuntos de *traces* são iguais. Essa relação seria uma candidata para a definição de uma implementação correta de um processo por um outro (isto é, para ser a relação de *conformance*). Contudo, a pré-ordem de *trace*, definida pela inclusão de conjuntos de *traces* pode ser uma escolha melhor em alguns casos, uma vez que uma implementação correta tem que, ao menos, permitir comportamentos requisitados pela especificação mas pode permitir alguns outros.

A noção de *traces* observáveis não capta todas as observações que podem ser feitas em um processo pois um processo é executado em algum contexto, que consiste de outros processos que interagem com ele. Com este tipo de observação é possível identificar os processos que são *trace equivalent*. Por exemplo, considere os processos $S=a;b$ e $I=i;a;b \square a$. Se o processo S é uma especificação, como podemos determinar se o processo I é uma implementação correcta? Tem-se que $Traces(I) \subseteq Traces(S)$, mas em alguns contextos I tem comportamento diferente de S . Por exemplo, $S||a;b$ sempre termina com sucesso enquanto $I||a;b$ pode, ou terminar com sucesso, ou alcançar um estado em que ele recusa b e entra em *deadlock*.

Processos usualmente são testados desta maneira, sendo executados em paralelo com alguns outros processos chamados de **testadores**. Uma outra definição de equivalência interessante, chamada de *testing equivalence*, é a seguinte: dois processos P e Q são equivalentes se, para todo processo testador T , suas composições com T são equivalente de algum modo, isto é, $P \text{ t}_{eq} Q \leftrightarrow (\forall T \ P||T \text{ eq } Q||T)$. Existem várias *testing equivalences* dependendo da relação de equivalência escolhida para a composição.

Brinksma [Bri] trata da noção de *deadlock* destas composições paralelas. Em tal abordagem, a noção de conjuntos de recusa (*refusal sets*), ou a noção complementar de conjuntos de aceitação (*acceptance sets*) é essencial. A composição paralela com qualquer testador tem que ter as mesmas em falhas (ou seja *failure equivalent*), isto é, eles têm que ter os mesmos *deadlocks*.

No *LTS* associado com um processo P , dado um estado s , denota-se $out(s)$ o conjunto de ações observáveis de um *trace* iniciado a partir de s . Diz-se que s é **estável** se não há uma transição rotulada por τ a partir de s . Dado um conjunto A de ações observáveis, $s \text{ ref } A$ se $A \cap out(s) = \emptyset$. Isto é, no estado s , as ações em A não podem ser executadas e portanto são recusadas. Dada uma seqüência σ , seja $P \text{ after } \sigma$ o conjunto de estados que podem ser alcançados a partir do estado inicial de P depois de executar σ (podem existir vários por causa de não-determinismo). Para cada $P \text{ after } \sigma$ estamos interessados nos conjuntos de ações recusadas pelos estados de $P \text{ after } \sigma$. *Ref* então é definida como este conjunto de conjuntos de ações:

$$Ref(\sigma, P) = \{A \subseteq L \mid \exists s \in P \text{ after } \sigma, \text{ tal que } s \text{ ref } A\}$$

em que L representa o conjunto de todas as ações observáveis. $A \in Ref(\sigma, P)$ expressa que é possível mas não necessário que P bloqueie para todas ações em A depois da execução de σ . Note que $\emptyset$ é um elemento de $Ref(\sigma, P)$ sempre que $P \text{ after } \sigma$ não é vazio.

Por exemplo, considere o seguinte processo I e o diagrama LTS correspondente:

$$\begin{array}{lll}
 I = i; a; b \square a & I3 \in I \text{ after } a & I1 \in I \text{ after } a \\
 out(I) = \{a\} & out(I3) = \{b\} & out(I1) = \emptyset \\
 Ref(\epsilon, I) = \{\emptyset, \{b\}\} & I3 \text{ ref } \{a\} & I1 \text{ ref } \{a, b\} \\
 & & Ref(a, I) = \{\emptyset, \{a\}, \{a, b\}\}
 \end{array}$$

Conjuntos de recusa não são usados diretamente na derivação de testes. No lugar destes conjuntos, é usada a noção complementar de conjuntos de aceitação, ou seja, os conjuntos de transições que podem sair de um estado. Isto leva ao seguinte conjunto de conjuntos de ações:

$$Accept(\sigma, P) = \{A \subseteq L \mid \forall s \in P \text{ after } \sigma, \neg(s \text{ ref } A)\}$$

$A \in Accept(\sigma, P)$ expressa que depois da execução da sequência de ações σ , P é sempre capaz de executar pelo menos uma das ações no conjunto A . Os conjuntos de ações em $Accept(\sigma, P)$ são chamados **conjuntos de aceitação** (*acceptance sets*) de P after σ . Hennessy [Hen] nota que L , o conjunto de todas as ações observáveis é um elemento de $Accept(\sigma, P)$ sempre que P after σ não é vazio.

Conjuntos de aceitação são utilizados para derivar testes, mas nem todos deles são úteis: Apenas aqueles que estão contidos em $out(P)$ podem ser alcançados a partir de P . Isto leva a definição de conjuntos obrigatórios (*must sets*):

$$M_\epsilon(P) = \{out(P) \setminus A \mid A \subseteq Ref(\epsilon, P)\}:$$

A relação de conformidade considerada por Brinksma [Bri] é definida como

$$I \text{ conf } S \text{ iff } (\forall \sigma \in traces(S))(Ref(\sigma, I) \subseteq Ref(\sigma, S))$$

Isto é, para todos os *traces* parciais σ de S e todos os subconjuntos A de ações observáveis, se I contém um estado *after* σ que recusa A , então existe tal estado em S . Cada uma das recusas da implementação estão especificadas. Uma definição equivalente por Tretsmann [Tre] é

$$I \text{ conf } S \text{ iff } (\forall \sigma \in traces(S))(Accept(\sigma, S) \subseteq Accept(\sigma, I))$$

Brinksma [Bri] descreve uma derivação de testes baseada nesta relação de conformidade e define uma transformação de um LTS para um outro LTS , chamado de **testador canônico**, que está definida para o caso de LTS s com um conjunto finito de ações observáveis e com *traces* finitos. Isto se aplica a um subconjunto de LOTOS Básica sem recursão. O testador canônico é a composição não-determinística de vários casos teste que são consistentes (*sound*). Existe aproximadamente um caso teste para cada *trace* completo no LTS original, com a possibilidade da introdução de ações internas em todo lugar. A execução paralela de uma implementação candidato com o testador produz um **veredicto** positivo quando o *trace* termina com sucesso, e um negativo se acontecer um *deadlock*. Por exemplo, considere o processo especificado $S = b; c \square i; a$, cujo tes-

tador canônico é $CT(S)=i;b;i;c;i\Box i;a;i$. Executando $\text{III}CT(S)$ para algum I , o resultado é **bem sucedido** quando $CT(S)$ termina e **mal sucedido** caso contrário.

O testador canônico é intrinsecamente não-determinístico. Por construção, as escolhas dos vários casos teste começam com uma ação interna, e portanto, não podem ser influenciadas pelo comportamento da implementação. Isto é altamente desejado, mas levanta a questão da cobertura (*coverage*) dos casos teste. Todos os casos teste podem ser executados através da execução do testador por várias vezes, mas isto não pode ser garantido. O testador canônico tem a vantagem de descrever um conjunto de testes em uma notação compacta. Contudo, uma apresentação mais realística seria um conjunto de testes determinísticos a serem executados independentemente.

Tretzman [Tre] descreve uma generalização do testador canônico para *LTSs* com comportamentos infinitos (mas ainda com um conjunto finito de ações observáveis). O problema principal é manter os casos testes finitos. Isto está feito pela parada a cada transição com um veredicto de sucesso. Este método produz um conjunto infinito de casos testes finitos. O conjunto completo de testes é então composto por todos os casos testes que são finitos, mais arbitrariamente compridos. Isso é parecido com a noção de conjunto exaustivo de testes dado por Bernot *et al.* em [Ber]. A escolha de um conjunto finito de casos teste geralmente corresponde à suposição de algum tipo de hipótese de regularidade na implementação.

A generalização para um conjunto infinito de ações observáveis é possível somente para os *LTSs* que têm **imagem finita**. Em um processo com imagem finita, o número de estados pode ser infinito, mas o número de estados que podem ser alcançados para um dado *trace* σ é finito: isto é, $\forall \sigma \in \text{traces}(\mathbf{P})$, $\mathbf{P}$ *after* σ é finito. O tipo de linguagens formais que pode ser tratado com estas limitações se assemelha a LOTOS Completa, na qual existem um conjunto infinito de ações de entrada da forma $g?x:\text{tipo}$. Tretzman [Tre] analisa a derivação de testes para $\mathcal{BEX}_v$, uma linguagem pequena definida através seguintes processos:

stop	nenhuma ação posterior é tomada
$g?x;p; B$	se p então x assumo o valor apresentado na porta g e continue com B senão stop
$g!x; B$	apresente o valor de x na porta g e continue com B
$i;p; B$	se p então B senão stop
$B_1\Box B_2$	escolha não-deterministicamente entre B_1 e B_2

Por exemplo, a expressão $\mathbf{B}=g?x:x<20;h!x+2;\text{stop}\Box i;g?y:y>10;h!y;\text{stop}$ apresenta um comportamento válido. Tretzman elabora uma maneira de derivar casos testes, mas não há mais o conceito de um testador canônico, porque ele não pode ser expresso na linguagem $\mathcal{BEX}_v$, uma vez que ele não é do tipo imagem finita.

A derivação de casos teste é simples e recursiva. Primeiramente, uma ação inicial do processo é escolhida em um dos conjuntos obrigatórios (*must sets*). Posteriormente, o resto do teste é derivado dos comportamentos dos processos testados após esta ação. Para agilizar a derivação, Tretzman define as seguintes funções:

B	out (B)	st (B)	$\mathcal{M}_\varepsilon(\mathbf{B})$
stop	$\emptyset$	<i>true</i>	$\{\emptyset\}$
$g?x:p; B_1$	$\{g?x:p\}$	<i>true</i>	$\{\{g?x:p\}\}$
$i;p; B_1$	<i>out</i> (B ₁) se p $\emptyset$ se não-p	not p	$\mathcal{M}_\varepsilon(B_1)$ se p $\{\emptyset\}$ se não-p
$B_1 \square B_2$	$out(B_1) \cup out(B_2)$	$st(B_1)$ and $st(B_2)$	$\{out(B)\} \cup$ se não- $st(B_1)$ então $\mathcal{M}_\varepsilon(B_1)$ $\cup$ se não- $st(B_2)$ então $\mathcal{M}_\varepsilon(B_2)$

B	choice B after $h!v$
stop	stop
$g?x:p; B_1$	i; B₁ [v/x] se $g=h$ e $p[v/x]$ stop se $g \neq h$ ou não- $p[v/x]$
$i;p; B_1$	choice B₁ after $h!v$ se p stop se não- p
$B_1 \square B_2$	choice B₁ after $h!v$ $\square$ choice B₂ after $h!v$

Um teste de **B** então é definido como ($h_1!v_1; \text{test}(\text{choice B after } h_1!v_1)$
 $\square h_2!v_2; \text{test}(\text{choice B after } h_2!v_2)$
 $\dots \square h_n!v_n; \text{test}(\text{choice B after } h_n!v_n)$), em que $\{ h_1!v_1, h_2!v_2, \dots h_n!v_n \}$ é um elemento de $\mathcal{M}_\varepsilon(\mathbf{B})$.

Do exemplo acima, $out(\mathbf{B}) = \{g?x:x<20, g?y:y>10\}$, **B** não é estável e $\mathcal{M}_\varepsilon(\mathbf{B}) = \{\{g?x:x<20, g?y:y>10\}, \{g?y:y>10\}\}$. Um caso teste é obtido pela escolha de um conjunto em $\mathcal{M}_\varepsilon(\mathbf{B})$, cujas variáveis são instanciadas com valores concretos, e a continuação da derivação para o resto do processo. Por exemplo:

- Escolhe $\{g?y:y>10\}$.
- Instancie com $g!11$.
- Um teste é $g!11$, seguido da obtenção do teste de (*choice B after g!11*).

Continuando o exemplo, o teste derivado será $g!11; \text{um_teste_para } (B_1)$, em que $B_1 = (i; h?y:y=11; \text{stop} \square i; h?y:y=13; \text{stop})$. A derivação para **B₁** segue o mesmo padrão com $out(B_1) = \{h!11, h!13\}$, **B₁** não é estável, e portanto $\mathcal{M}_\varepsilon(B_1) = \{\{h!11, h!13\}, \{h!11\}, \{h!13\}\}$. Como no primeiro passo as ações são

- Escolhe $\{h!11, h!13\}$.
- Não havendo variáveis livres as ações têm que ser $h!11$ e $h!13$.
- Um teste é $h!11; \text{test}(\text{choice B}_1 \text{ after } h!11) \square h!13; \text{test}(\text{choice B}_1 \text{ after } h!13)$. Isto é, $h!11; \text{test}(i; \text{stop}) \square h!13; \text{test}(i; \text{stop})$ e finalmente $h!11; \text{stop} \square h!13; \text{stop}$.

Então um teste **T** do processo original **B** é $g!11; (h!11; \text{stop} \square h!13; \text{stop})$. Se a execução do processo **B||T** termina, então o teste é dito bem sucedido, senão é mal sucedido.

10.2.2.3 Aplicação ao GroupProtocol

Para traduzir *GroupProtocol* para $\mathcal{BEX}_v$, é conveniente notar que qualquer comunicação com os arquivos são ações internas para *GroupProtocol*, e qualquer sequência de ações internas é equivalente a uma só ação interna. Assim, a versão simplificada de *GroupProtocol* em $\mathcal{BEX}_v$ passa a ser:

1. $GP = (\quad i: true;$
2. $\quad \square \text{ fromUser ? msg : true; } i: true; \text{ Broadcast(msg)}$
3. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=OK } \wedge \text{ isInPending(msg);}$
 $\quad \text{ IfCompleteSendResult(msg)}$
4. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=OK } \wedge \text{ isNotInPending(msg)}$
5. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=New; } i: true; \text{ toNet ! f(msg)}$
6. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=Commit } \wedge \text{ isInPending(msg); } i: true;$
 $\quad \text{ toUser ! msg; } i: true$
7. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=Commit } \wedge \text{ isInNotPending(msg)}$
8. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=Abort } \wedge \text{ isInPending(msg); } i: true;$
9. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=Abort } \wedge \text{ isInNotPending(msg)}$
10. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=Query } \wedge \text{ isInPending(msg); toNet ! g(msg);}$
11. $\quad \square \text{ fromNet ? msg : kind(msg)=Query } \wedge \text{ isInNotPending(msg)}$
12. $\quad); (\text{ ProcessQueries}$
13. $\quad \square i: true$
14. $\quad); GP$

em que f e g são funções que alteram o tipo da mensagem.

O método de Tretzman foi modificado levemente para tornar os casos teste determinísticos e terminantes. A primeira modificação foi motivada pelo comentário na pagina 21 sobre o testador canônico, isto é, queremos uma cobertura de todos os casos. A segunda é brevemente sugerida por Tretzman e consiste em limitar os testes aos comportamentos finitos.

Então, há um teste por linha da especificação simplificada. Estas correspondem aos inícios dos testadores dados por Tretzman. Note que a linha 1 abaixo representa o teste de um processo que contém apenas ações internas. Usando o método descrito por Tretzman com as modificações mencionadas acima, os testadores para as linhas 1 a 11 são

1. $\emptyset$
2. $\text{fromUser ! msg : true; test(Broadcast(msg))}$
3. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=OK } \wedge \text{ isInPending(msg); test(IfCompleteSendResult(msg))}$
4. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=OK } \wedge \text{ isNotInPending(msg)}$
5. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=New; toNet ? f(msg)}$
6. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=Commit } \wedge \text{ isInPending(msg); toUser ? msg}$
7. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=Commit } \wedge \text{ isInNotPending(msg)}$
8. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=Abort } \wedge \text{ isInPending(msg)}$
9. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=Abort } \wedge \text{ isInNotPending(msg)}$
10. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=Query } \wedge \text{ isInPending(msg); toNet ? g(msg);}$
11. $\text{fromNet ! msg : kind(msg)=Query } \wedge \text{ isInNotPending(msg)}$

Uma vez que os processos *Broadcast*, *IfCompleteSendResult* e *ProcessQueries* têm sido testados por outros meios, não foi necessário produzir os seus testadores. O próximo passo na geração dos casos teste foi produzir uma mensagem para cada uma das linhas 2 a 11 acima e enviá-

las para a implementação sendo testada. Uma hipótese de regularidade foi formulada sobre todos os campos das mensagens enviadas, exceto o campo **kind**. As iterações de *GroupCommunication* dependem do conteúdo dos seus arquivos de dicionários. Se for possível mostrar que cada uma das execuções têm uma seqüência de ações de comunicação correta e deixa os dicionários no estado consistente, então a *GPE* deve funcionar para qualquer combinação de entradas. Isso é parecido com uma hipótese de tamanho um formulada para um *ADT*.

11. A Implementação

Apesar de haver uma especificação formal antes da implementação, a implementação de algumas partes foi mais difícil do que inicialmente previsto. Entre estas partes está a comunicação entre processos através de portas e o armazenamento de informação em uma forma que evita a sua corrupção em caso de falha. A solução usada para a primeira está apresentada na seção seguinte, enquanto que aquela para a segunda encontra-se nas seção 11.2.2. Em particular, decisões e considerações de implementação tratam dos aspectos de eficiência e facilidade de uso e limitações de recursos do sistema, assuntos que não fazem parte da especificação.

Outros detalhes importantes da implementação não são mencionados nem na especificação formal nem na informal. Entre estes estão

- o *hardware* em que o sistema deve executar
- a linguagem em que ele deve ser escrito
- o compilador a ser usado
- o tipo de rede a ser usado

Estes eram conhecidos desde o início do projeto, mas não foram especificados formalmente. O sistema deveria rodar na rede do IME, que consiste de estações de trabalho Sun rodando Solaris. A linguagem de programação escolhida foi C e o ambiente de desenvolvimento o sistema Concert/C.

Concert/C foi escolhido porque é uma extensão de ANSI C que dá apoio à programação distribuída. Este apoio é realizado através da encapsulação da complexidade envolvida com a criação de processos e a comunicação entre os mesmos em primitivas da linguagem. No ambiente Concert/C, os processos comunicam-se entre si usando ou a troca assíncrona de mensagens ou a chamada remota de procedimentos (*remote procedure call*, *RPC*). Tais comunicações acontecem através de uma ligação (*binding*) de um processo com uma fila de mensagens de um outro processo. Tanto para *RPC* como para a comunicação assíncrona, o compilador Concert/C verifica a compatibilidade entre os tipos argumentos/parâmetros e das mensagens. Todos os tipos de dados de C podem ser transmitidos entre processos, até aqueles complexos envolvendo apontadores. Estruturas de dados com apontadores são marcadas pelo programador para fornecer informações adicionais ao compilador para determinar como elas devem ser tratadas.

A comunicação assíncrona é feita usando as primitivas **send** e **receive**. As *RPCs* são transparentes ao programador usuário no sentido que ele só tem que fornecer um *binding* para a função e o sistema de *run-time* empacota e transmite os dados automaticamente. Quando um processo chama uma função não local, a função realmente chamada é um procedimento *stub*, criado pelo compilador e que redireciona os dados para o processo que contém a função desejada usando as primitivas **send** e **receive**. Ao receber os dados, o servidor executa a função e os resultados são devolvidos para o *stub* no processo inicial. Finalmente, o *stub* devolve os resultados para a função que o chamou como se fosse ela que os calculou.

Em Concert/C há várias maneiras para interligar os processos. Quando um processo cria um processo filho, o pai recebe uma porta inicial que pode ser usada uma primeira comunicação com o filho, por exemplo para estabelecer *bindings* com outros portos do mesmo. *Bindings* podem ser transmitidos através da comunicação entre processos como quaisquer outros dados ou podem ser armazenados em arquivos compartilhados pelos programas.

O compilador do Concert/C é um pré-processador que executa depois do pré-processador ANSI. As extensões da linguagem são substituídas por código ANSI C que é então passado ao compilador. As definições de portas são traduzidas para definições de estruturas. As chamadas para funções não locais têm seus *stubs* criados e também os outros comandos Concert/C são transformados em chamadas às funções de uma biblioteca *run-time*. Na documentação é mencionado que as partes de um programa que não fazem parte das extensões fornecidas são passados ao compilador sem modificações. Na realidade, elas podem sofrer mudanças que alteram sua semântica, causando problemas como descrito em seção 11.1.

11.1. A Arquitetura do Sistema

Como descrito na especificação, foi implementado um sistema que consiste de processos de usuários e *GPEs* sendo executados em cima de uma camada de rede confiável, que é fornecida pelo ambiente Concert/C. Cada máquina *host* contém um par de *GPE* e usuário. A especificação não menciona nem como os processos *GPE* e usuário devem ser criados nem como eles são inicialmente ligados entre si. *GPEs* são instanciadas pelo programa **launcher**, que tem que ser executado antes de qualquer programa de usuário que deseja usar o serviço de *broadcast*. A sequência de inicialização está resumida no diagrama seguinte.

O código fonte para o **launcher.c** encontra-se no Apêndice M.

Um arquivo com nome **GCS.ini** (para *Group Communication Service*) descreve a configuração inicial do sistema. Este arquivo pode ser usado por todas as camadas do serviço de comunicação de grupo, e não apenas pela camada de *GPEs*. Um exemplo do arquivo está listado embaixo. Após o cabeçalho de seção **[GPE]**, os valores de diversos *time-outs* são seguidos pela lista de máquinas *host*.

```

[GPE]
bcast_timeout=2000
query_timeout=1000
host=osasco.ime.usp.br
host=santana.ime.usp.br
host=fradim.ime.usp.br

```

O **launcher** lê este arquivo e cria um processo *GPE* em cada uma das máquinas listadas. Cada um destas *GPEs* é consultada para descobrir o endereço da sua porta **GPEtoGPE**. Depois da recep-

ção destas n portas, n^2 mensagens são enviadas para informar as *GPEs* dos endereços das demais *GPEs*.

Após esta interação com o **launcher**, cada *GPE* é capaz de receber mensagens da rede e executar o protocolo sem esperar até seu usuário registrar. Se uma mensagem chegar a uma *GPE* antes do registro do usuário correspondente, esta mensagem é armazenada em uma fila que pode ser recuperada caso haja uma falha no sistema. Assim que um processo de usuário se registrar, todas as mensagens nesta fila são enviadas e a fila é destruída.

Para um processo de usuário ligar-se a uma *GPE*, inicialmente este deve obter ao **launcher** os endereços das portas daquela *GPE*. Após da recepção desta informação, ele manda uma mensagem que o anuncia à *GPE*. Com isso feito, um usuário pode iniciar o envio de *broadcasts* ao grupo. A interface de usuário para o sistema no nível das *GPEs* consiste de apenas duas funções, **GPE_broadcast** para o envio e **GPE_receive** para o recebimento de mensagens.

```
bool GPE_broadcast(char * sMsg, unsigned uLength,
                  GPEaddr_list *members);
unsigned GPE_receive(char * sMsg, GPEaddr * from,
                    GPEaddr_list ** members, KindOfMsgT * result);
```

Encontra-se no Apêndice G uma descrição detalhada desta interface.

Dado que o sistema foi projetado para ser robusto, uma *GPE* que falha pode ser substituída por outra através da execução do comando **gpe recover sgPEdir** na máquina desejada, em que **sgPEdir** é o nome completo do caminho do diretório que contém o arquivo **gcs.ini**. Esta *GPE* que está se recuperando entra em contato com o **launcher** para informá-lo o endereço de suas portas e obter as portas dos demais *GPEs*. Usuários também podem ser substituídos a qualquer momento pelo registro de um novo usuário com a *GPE* desejada. Note que isto é uma potencial falha na segurança do sistema, uma vez que o usuário antigo não é consultado antes de ser descartado.

O objetivo principal de todas as técnicas da engenharia de *software* é a produção de sistemas corretos. O segundo é produzir tais sistemas de uma maneira que eles sejam fáceis tanto de entender como manter. O primeiro objetivo é tratado pelos métodos formais usados, mas o segundo não é. A especificação e a justificativa fornecem uma boa descrição abstrata do sistema, e o código reflete tanto quanto possível a estrutura da especificação. A especificação é composta de três tipos de construções: as definições dos *ADTs*, as ações atômicas de comunicação e os processos. A abordagem usada na implementação de cada uma destas partes foi diferente, e o código para cada uma foi isolado.

11.2. Os *ADTs*

O propósito da seção dos *ADTs* é a definição dos tipos a serem usados e as funções que os manipulam. Cada um dos tipos especificados tem duas partes: uma **assinatura** que fornece tanto os nomes dos tipos como também informações dos tipos para as operações naqueles tipos e **axiomas** que descrevem o comportamento das operações. Em C, as assinaturas são usualmente colocadas em arquivos de cabeçalho e os axiomas encontra-se em arquivos “.c”.

11.2.1. Containers *Simples*

Os tipos de *containers*, as listas e dicionários, são especificados como tipos genéricos que podem ser instanciados para armazenar quaisquer tipos que fornecem uma relação de igualdade. ANSI C não fornece uma maneira de realizar isso facilmente. Em C++, os *containers* seriam implementados usando o mecanismo de *templates* e sobrecarregando o `operator==()`. Uma versão estática de *templates* simples pode ser simulada em C usando substituição de macros com parâmetros. Veja Appendix H para uma parte do arquivo `list.h`. Cada um dos tipos genéricos tem duas partes: uma declaração e uma definição. Cada uma dessas está implementada com um macro que é parametrizado pelo nome do tipo a ser armazenado. Este nome do tipo é usado para a criação das estruturas e funções necessárias na realização da instanciação. Já que LOTOS e C++ apoiam a sobrecarga de nomes de funções, os nomes das funções que manipulam instâncias distintas podem ser os mesmos (por exemplo, `nil` pode se referir tanto a uma lista de `GPEaddrs` como também a uma lista de `MessageIDs`). Em C++ é feita através da manipulação (*mangling*) pelo compilador das nomes das funções (isto é, pela adição ao nome de uma função de informação sobre o número e os tipos dos seus parâmetros). Os macros dos *container* fazem algo semelhante (por exemplo, a instanciação de uma lista de `GPEaddr` e uma outra de `MessageID` produzirá (entre outras coisas) as funções `nil_GPEaddr_list` e `nil_MessageID_list`). A maior diferença entre os dois métodos é que *mangling* está feita na hora da compilação e somente o lincador tem acesso aos nomes que são *mangled*. Já que a substituição de macros é feita pelo pre-processor, o compilador está apresentado com seus efeitos e o programador tem que ser consciente dos nomes sendo gerados.

11.2.2. Containers *Estáveis*

Como foi mencionado anteriormente, do ponto de vista da especificação, os dicionários não podem falhar porque é assumido que eles são estáveis. No mundo real não é tão simples assim, pois estruturas de dados armazenadas na memória, como aquelas descritas acima, são perdidas quando acontece uma falha em um processo. Arquivos em disco são mais estáveis do que arquivos na memória, e o *ADT file*, que é modelado como uma seqüência de registros que podem ser acessados por índice, foi criado para fornecer uma maneira de armazenar informações em disco. Uma estrutura de dados pode ser armazenada em um *file* e lida ou excluída dele. Um dado é armazenado usando a operação *add*: O valor é escrito em um lugar vazio do *file* e seu índice é devolvido. Para recuperar ou excluir um registro, precisa-se de seu índice. O número de registros armazenados em um *file* pode ser determinado, e além disto um *file* pode ser destruído inteiramente.

Guardar cópias da informação em disco é um passo no sentido certo, mas sempre há a possibilidade de uma falha (de processo ou de máquina) no meio do acesso de um arquivo, o que poderia corromper o seu conteúdo. Para resolver este problema, uma segunda cópia do arquivo pode ser feita, e com um arquivo indicador de qual dos dois arquivos garantidamente está não corrompido. Esta é a idéia atrás do *ADT st_file*, que usa duas instâncias do tipo *file* chamadas *a* e *b* e um arquivo auxiliar e temporário. Sua interface para o resto do sistema é idêntica ao do *file* com a exceção de que o mesmo não pode ser corrompido por causa da falha de um processo. Quando um arquivo é modificado, os seguintes quatro passos são feitos:

- o arquivo *a* é modificado
- o arquivo indicador é criado
- o arquivo *b* é modificado
- o arquivo indicador é excluído

Quando um **st_file** está sendo aberto, se existe o arquivo indicador, então sabe-se que o arquivo *a* está não corrompido. Caso contrário, sabe-se que o arquivo *b* é o não corrompido. Em qualquer caso, o arquivo incorrupto é copiado em cima daquele possivelmente corrompido e o indicador é excluído. Os observadores devolvem valores associados com o arquivo simples *a*.

Um dicionário estável, **st_dict**, é construído usando um **st_file** e um dicionário simples. Quando um **st_dict** é criado, há duas opções: ele pode ser criado vazio ou pode recuperar dados de uma execução abortada. Quando um **st_dict** é modificado, as modificações são refletidas tanto na versão na memória como também no **st_file** associado. Os observadores devolvem valores associados com o dicionário na memória.

11.3. As Ações e os Processos

Todos os aspectos da comunicação entre usuários e *GPEs* são tratados por primitivas de comunicação fornecidos por Concert/C. Cada uma das portas na especificação é de mão única, e cada uma foi implementada usando um par de funções: uma para enviar mensagem para a porta e uma outra para ler tais mensagens. As descrições dos dados das portas são descritas no arquivo **ports.h** (veja Apêndice I), e as funções usadas para acessá-las estão no arquivo **gpeports.c** (veja Apêndice J).

Os processos constituem a parte mais simples para implementar, já que os tipos de dados e a infraestrutura de comunicação já existia na hora de escrevê-los, como descrito na seção anterior. Uma vez que os processos foram construídos usando funções que encapsulam detalhes das ações em Concert/C e objetos abstratos de alto nível (por exemplo, um dicionário estável, etc.) sua implementação foi uma tradução quase literal da sua especificação. As únicas maneiras pelas quais as funções se diferenciam são um resultado do requerimento de gerenciamento de memória e o fato de que a especificação está escrita em uma linguagem funcional, isto é, com recursão em vez de iteração e a falta de um comando para atribuição. As funções que implementam os processos estão nos arquivos **gpemisc.c** (veja Apêndice K) e **gpemain.c** (veja Apêndice L).

12. Execução dos Testes

12.1. O Teste dos ADTs

Como mencionado no capítulo 9, a **MembershipList** foi testada exaustivamente: Cada uma das operações foi aplicada com todas as possíveis combinações de parâmetros a todas as listas com tamanho menor ou igual a cinco. O *driver* computou os valores que correspondem aos dois lados dos casos teste e os comparou. A ferramenta ILDI de LITE foi utilizada como o oráculo para produzir os termos resultantes a serem verificados. Para simplificar os *drivers* dos testes, as operações foram testadas em grupos que correspondem aos seus valores de retorno. Todo o código do sistema (menos o código específico de Concert/C em **gports.c**) foi projetado para ser portátil, e o desenvolvimento inicial foi feito em um PC e depois testado na rede do departamento usando o compilador de Concert/C.

O primeiro passo no teste do ADT lista foi a geração das 326 listas. Os testes para **add** e **remove** usam uma função de igualdade que não faz parte da especificação. Essa função foi cuidadosamente implementada e testada usando uma hipótese de uniformidade e de regularidade de tamanho cinco, e portanto, a hipótese do oráculo (isto é, que esta função está correta) parece razoável. Uma estratégia foi usada para testar os dicionários.

Surpreendentemente, nenhum erro foi encontrado nas implementações do dicionário e da lista. Isso não quer dizer que todos os testes deram resultados corretos nas primeiras execuções nas diferentes plataformas. Os *drivers* não foram especificados formalmente, e vários erros foram encontrados neles. A correção das listas e dos dicionários se deve provavelmente tanto a sua simplicidade como ao fato de que estes foram especificados formalmente. Quando o código executou corretamente no PC, esperou-se que o mesmo executasse corretamente nas estações de trabalho Sun. Isto não foi o caso. Depois de examinar o código para eliminar a possibilidade de erros óbvios, suspeitou-se de um *bug* no compilador. A execução de uma versão reduzida de um dos *drivers* confirmou esta hipótese: O programa deu saídas corretas com o compilador gnu mas não quando compilado com o compilador Concert/C. A fonte do erro foi identificada no pre-processor de Concert/C. A definição do tipo **bool** é

```
typedef enum { true = (1==1), false = (1==0) } bool;
```

O pre-processor deveria produzir uma versão do programa com uma semântica equivalente àquela da entrada, mas em vez disso produziu

```
enum crt__T_9 {
    true = 1,
    false = 1} ;
typedef enum crt__T_9 bool;
```

Esta tradução errada foi descoberta e foi evitada pela troca da definição de **false** para **(0==1)**. Esta experiência trouxe à luz um ponto muito importante: até as partes mais simples do código devem ser testadas, porque nunca se tem certeza do que o compilador faz com ela. Este problema não seria encontrado usando técnicas de verificação por demonstração porque seria assumido um compilador que funciona corretamente. O problema vem do fato de que C não tem um tipo Booleano, que teve que ser implementado através do **typedef** acima. A implementação é tão simples que a hipótese da sua correção foi feita. Se o compilador fosse um compilador correto de

ANSI C, esta hipótese seria válida. Como isto não é o caso, e os *drivers* indicaram como erradas as implementações que estavam corretas.

Os quatro tipos adicionais discutidos na implementação que não fazem parte da especificação também não foram testados formalmente. Estes tipos foram testados de forma convencional e não são discutidos aqui.

12.2. O Teste das Ações e dos Processos

As ações atômicas da especificação consistem do envio de mensagens entre *Users* e *GPEs* e entre *GPEs*, e também modificam as estruturas de dados internas. Cada uma destas estruturas de dados foi implementada usando um *ADT* previamente testado. A infra-estrutura de comunicação foi construída e testada passo a passo, começando com um sistema mínimo: inicialmente os processos *GPE* foram criados em vários *hosts*, e eles enviaram mensagens entre si para testar as conexões entre as *GPE*. Em seguida, pares de *GPEs* e usuários foram conectados para modelar mais fielmente o sistema final. Uma *GPE* enviou todas as mensagens recebidas para as demais *GPEs*, e enviou para seu usuário todas as mensagens recebidas das outras *GPEs*.

Uma vez que as facilidades de comunicação entre processos funcionaram corretamente, os processos baseados nelas puderam ser testados mais facilmente. Em vez de serem ligados com o arquivo objeto que contém as facilidades reais de comunicação, os *drivers* foram ligados com funções que imprimem o conteúdo das mensagens que seriam enviadas no sistema real.

Como ocorreu com os *ADTs*, nenhum problema foi encontrado com a implementação dos processos transformacionais. Isso não foi uma surpresa, já que sua implementação é muito parecida com sua especificação. Cada função foi testada com seu próprio *driver*. Por exemplo, a função **broadcast_to_GPEs** foi testada com os casos teste gerados a partir do processo *Broadcast* (veja 9.2.1.). Para cada um dos seis experimentos de teste, um **VoteDictionary** foi alocado e votos foram registrados, a função do *broadcast* foi chamada, e o dicionário foi liberado. O primeiro teste foi um caso degenerado: Uma mensagem de tipo **MsgStatus** é criada com um **VoteDictionary** vazio. A função foi chamada, e como previsto, nenhuma saída foi produzida. Embora esta função nunca seja chamada com tal entrada, ela mostrou-se funcionar corretamente mesmo neste caso.

Erros foram encontrados através dos testes no processo reativo *GroupProtocol*. Por exemplo, o primeiro caso teste (veja página 23) levou à descoberta de um erro no gerenciamento da memória e no tratamento dos *time-outs*, duas partes não especificadas da implementação.

13. Conclusões

Neste trabalho especificou-se formalmente em LOTOS um sistema para a comunicação de grupo confiável. A validade de partes da especificação com relação a certas propriedades desejadas foi provada. A partir desta especificação foram gerados alguns casos teste para as principais estruturas de dados e funções do sistema. Tendo como base a especificação, foi também implementado o sistema para a rede de estações de trabalho Sun rodando UNIX e foram executados testes para várias partes do sistema.

O sistema implementado funciona, e ao que tudo indica está sem erro. O fato de que não há erros detectáveis usando os testes formais, combinado com a execução bem sucedida dos também importantes testes informais do sistema nos dá uma boa confiança na correção do sistema.

É sempre difícil coletar métricas do tempo gasto por um projeto em um ambiente acadêmico, mas pode ser interessante analisar o cronograma deste trabalho.

- Dez. Começaram o estudo de LOTOS e a busca por ferramentas
- Fev. Foram concluídas a especificação e sua explicação
- Mar. Foram implementados e testados os *ADTs*
- Abr. Encontrado um erro em Smile; validação dos recipientes com Loft
- Mai. Descoberta da ausência de Verif; iniciou-se a implementação dos processos
- Jun. Terminou-se a derivação de testes para os processos
- Jul. Terminou-se a implementação dos processos e executaram-se os casos teste

Embora o processo tenha durado seis meses, a grande parte do tempo foi gasto lutando com as ferramentas. Assimilar as técnicas da geração de testes para processos reativos também foi trabalhoso.

Foi ilustrativo ver a diferença grande no tratamento formal das especificações de sistemas algébricos e as especificações de processos. Seria desejável que no futuro se obtivesse uma unificação das teorias e uma simplificação das mesmas. Embora as idéias-chaves sejam similares, a terminologia usada por Gaudel em [Gau] e Brinksma e Trettsman em [Bri] e [Tre] é muito diferente e são usados métodos bem distintos para obter o mesmo objetivo. Consideramos este trabalho como um passo inicial.

Até mesmo não sendo possível usar todas as facetas dos métodos formais que existem, foi bom ver que tipo de benefício pode ser obtido com as poucas ferramentas existentes. Por exemplo, não foi possível encontrar nenhum erro na implementação dos *ADTs*. Isto demonstra o valor de ter baseado a implementação em uma especificação formal. Mesmo que não seja possível fazer uma validação e verificação formal e completa para todo o sistema, acreditamos que o uso da especificação formal como base para a implementação e a seleção dos casos teste, bem como a utilização parcial de ferramentas para a validação, aumenta muito a confiabilidade e a qualidade do sistema final. Já a partir de uma simples especificação formal de um sistema obtém-se uma descrição mais abstrata, porém precisa, de um sistema, que pode ser usado para raciocinar matematicamente sobre o modelo do sistema dado pela especificação. Além disto, parece-nos muito importante ter a possibilidade de testar se certas propriedades desejadas serão satisfeitas pelo sistema, examinando-se apenas a especificação formal antes da implementação do sistema. Mesmo que isto não seja possível, possíveis erros na especificação podem ser descobertos nas etapas seguintes, como aconteceu neste trabalho. Determinar se as saídas previstas para a especificação fazem sentido é muito importante neste caso.

A nossa grande decepção com os métodos formais, em particular com os baseados em LOTOS, foi com a falta de ferramentas para trabalhar com as especificações. Não foi possível usar todas as ferramentas mencionadas na literatura, e daquelas utilizadas, foi decepcionante ver que elas não cumprem aquilo que os seus autores prometem. Foram descritas várias ferramentas na literatura que, ou ainda estão em desenvolvimento, ou existem mas não funcionam, ou existem mas não estão disponíveis para uso geral. Ao nosso ver, a ausência de ferramentas poderosas e de fácil uso é o maior obstáculo à adoção de uma metodologia de desenvolvimento de software baseada em métodos formais. Apesar de que o benefício que os métodos formais oferecem em termos de qualidade é enorme, o custo (em tempo) hoje em dia ainda é alto.

A fonte de uma grande parte do benefício do uso de métodos formais é a redundância inerente no processo de usá-los. Usando uma metodologia convencional de desenvolvimento de um sistema, o mesmo é descrito informalmente, a sua implementação baseada nesta descrição e testes são derivados de uma maneira *ad hoc*. Isto é muito menos rigoroso do que uma metodologia baseada em métodos formais. Já que a descrição é informal, há a possibilidade de se ter ambigüidade, lacunas na especificação ou uma má interpretação por parte do programador. Se a especificação fosse formal, seria possível modelar detalhadamente em uma linguagem de alto nível os aspectos importantes do sistema. Observamos que o tempo necessário para implementar um sistema a partir de uma especificação foi menor que seria a partir de uma descrição informal porque várias decisões de projeto são resolvidas no ato de especificar o sistema. Este fato é reportado por vários autores na literatura.

A partir do momento que existir um conjunto adequado de ferramentas para o trabalho de uma linguagem de especificação formal, o uso destas deverá se tornar comum no desenvolvimento de software, aumentando muito a qualidade e confiabilidade do mesmo.

Apêndice A: Informal Specification of a Reliable Group Communication Service

1 Introduction

In the following we give an informal specification of a reliable group communication service (*GS*) for a static set of application processes. The aim of such a service is to provide an abstraction of broadcast communication for a group of application processes. The interface between the *GS* and the application processes consists of two communication channels **fromUser** and **toUser**, which are used to transmit the message data and status.

The primitives used to access these channels are

Bcast(&SeqNr, message) is a non-blocking call by which the broadcast of *message* is requested. The sequence number (*SeqNr*) and the identification of the requester uniquely identify every broadcast request.

Recv(&MsgId, &buffer, &result) is a blocking call that returns only when channel **toUser** contains a message. When this occurs *MsgId*, *buffer* and *result* are overwritten with the message identification, the message data and the result of the broadcast request. While the *MsgId* data structure contains the originator and the sequence number of the message, *result* contains the status of the request, which may be either committed or aborted. This primitive is used by the requesting application process to learn the outcomes of its previously broadcast messages.

The basic functionality of *GS* is the following: For every broadcast request from an application process *GS* will attempt to deliver the message to all group members (i.e. application processes). If any application process is not reachable or available, the broadcast is aborted and the message will not be delivered to any application process. In this case the broadcast is said to have been aborted. If all application processes are available, then the message is delivered to all application processes and the broadcast is said to have been committed.

The *GS* *does not* guarantee any order of message delivery, e.g. two causally dependent broadcast messages may arrive in different order at the individual application processes.

The *GS* implements message delivery with *at-least-once* semantics. This means that application processes may eventually receive duplicated messages, and since they have access to a system-unique *MsgId*, they are able to identify and discard them.

2 Architecture

The *GS* will be implemented by a static set of Group Protocol Entities (GPE), each serving a single application process, as shown in figure 2. For each broadcast request the GPE serving the application process that has issued the request will be elected the *coordinator* for the request. The coordinator is in charge of starting a Two-Phase-Commit Protocol among all GPE's in order to carry out an atomic

broadcast. It will attempt to deliver the message to all GPE's, and if this is not possible, will not deliver the message to any of them.

Figure 1: The GS Architecture

GPE's send messages to each other using the services of a Reliable Network Layer (NL), which guarantees message delivery but makes no assumption about message transmission times. The interface between every GPE and the underlying Network Layer consists of two communication channels **fromNet** and **toNet**, which are used to send peer-to-peer messages among GPE's.

Associated with each GPE is a non-volatile storage device, which is used to log the status of the individual broadcast requests. This allows GPE's which are recovering from a transient failure to resume the message delivery according to their state immediately before the failure.

3 The Two-Phase Commit Protocol

Figure 2: The Two Phase Commit Protocol

The Two-Phase Commit Protocol (2PCP), depicted in figure 2, can best be explained in two scenarios:

3.1 Normal processing

Whenever a broadcast is received at channel **fromUser** of a GPE (which by this becomes the coordinator of the request), this request is logged as a new request and is sent to all other GPE's.

Upon arrival of a request with this status, all active GPE's log the request with status OK and respond to the coordinator with an OK message. For a certain period of time, the coordinator keeps collecting the replies. As soon as all of the replies are in, the message is changed to status committed. If time runs out and all replies have not been received, the message's status is changed to aborted. This status is logged, and the coordinator sends an outcome message (committed or aborted) to all other GPE's and then delivers the message to the process that made the request. Upon arrival of either a committed or aborted message, every GPE also updates this state of the request in its log. If the final state was committed, the message is delivered to the application process. Otherwise it is discarded, but remains in the log.

3.2 Recovery

When a GPE resumes after a failure, it first scans its log and does the following:

- For every message with state new it starts a new 2PCP in order complete the broadcast request of which it was the coordinator but had failed right after logging the request. All replies that have been received before the failure are lost.
- For every message logged with state OK it sends a query message to all GPE's to learn the final result of the request, since it apparently failed after replying to the request's coordinator with OK and before the arrival of the committed/aborted message. Since every GPE that has survived this second phase of the commit protocol has logged the result, all active GPE's will reply to the query with the outcome.

Meanwhile, the recovering GPE may assume its normal processing, i.e. it starts servicing its application process and receiving new broadcasts from the other GPE's while it is doing the recovery. This is only possible because GS does not give any delivery order guarantees.

4 Failures

At any moment one or more application processes and their corresponding GPE's may become unavailable for an arbitrary period of time. This also holds for the coordinator of a broadcast request.

Because we assume the Network Layer to be reliable, no failures can occur at message emission, message transmission and message delivery. This means that whenever a message is sent to a GPE via the **toNet** channel, this message will eventually be delivered by the NL to its correct destination. Moreover, no message corruption may occur in the network layer. Thus, our GS is only supposed to handle benign failures of the kind *stop-fail*.

We also disconsider any failures of the non-volatile media used to hold the current status of the broadcast requests, and in the access to this media by each GPE.

We further assume failure-atomicity in for following the set of actions at every GPE:

- a) between accepting a broadcast request **fromUser** and logging of the request
- b) between accepting a message from the network and logging it.

This failure-atomicity assumption is necessary to guarantee the consistency between the logs and the interactions of the GS with the application processes.

5 Additional Assumptions

- Each *GPE* will have a fixed address *GPEaddr* which is known by all other *GPE*'s at system configuration.
- The logs containing the status of the broadcast requests may be arbitrary long.
- There is a constant (and insignificant) delay for the search and access to any entry the logs (of any size).
- The channels **toUser** and **fromUser** are capable of holding an arbitrary number of messages, which are consumed in FIFO order.

6 Desired Properties

The following properties are expected from the GS described above:

Uniform consistency If a message is delivered to one application process it will eventually be delivered to all the remaining application processes.

Status Reachability Every broadcast request will eventually reach either the *committ* or *abort* state.

Status correctness(1) If a broadcast request becomes *aborted*, the corresponding message is not delivered to any application process.

Status correctness(2) If a broadcast request becomes *committed* it has been delivered to all the application processes.

Delivery guarantee If all nodes are available between the request of a broadcast and the delivery of its result to its requesting application process, then it has state *committed*.

No spontaneous broadcasts If a message is delivered to any application process, then there must have been a request for its broadcast.

Recoverability Every recovering *GPE*/application process will eventually receive all the *committed* messages that had been delivered to other application processes, provided that that at any time there is a sufficient number of active *GPE*'s. (A sufficient but not necessary condition for this is one permanently active *GPE*.)

Apêndice B: Especificação da *GPE* em LOTOS

```

1 specification TwoPhaseCommitWithFailure [toUser1, fromUser1, toUser2, fromUser2, toUser3, fromUser3, toUser4, fromUser4,
2   : noexit
3   toUser5, fromUser5, toNet, fromNet1, fromNet2, fromNet3, fromNet4, fromNet5]
4
5 library Boolean, FBoolean, OctetString, NaturalNumber, Element endlib
6
7 type KindOfMsgT is Boolean, NaturalNumber
8   sorts
9     KindOfMsgT
10  opns
11    New_K, OK_K, NOK_K, Commit_K, Abort_K, Query_K :-> KindOfMsgT
12    KindOfMsgT_toNat : KindOfMsgT -> Nat
13    _ eq _, _ ne _ : KindOfMsgT, KindOfMsgT -> Bool
14  eqns
15    forall a, al: KindOfMsgT
16      ofsort Nat
17        KindOfMsgT_toNat(New_K) = 0;
18        KindOfMsgT_toNat(OK_K) = Succ(KindOfMsgT_toNat(New_K));
19        KindOfMsgT_toNat(NOK_K) = Succ(KindOfMsgT_toNat(OK_K));
20        KindOfMsgT_toNat(Commit_K) = Succ(KindOfMsgT_toNat(NOK_K));
21        KindOfMsgT_toNat(Abort_K) = Succ(KindOfMsgT_toNat(Commit_K));
22        KindOfMsgT_toNat(Query_K) = Succ(KindOfMsgT_toNat(Abort_K));
23      ofsort Bool
24        a eq al = KindOfMsgT_toNat(a) eq KindOfMsgT_toNat(al);
25        a ne al = not(a eq al);
26  endtype
27
28 type VoteT is Boolean, KindOfMsgT, NaturalNumber
29   sorts
30     VoteT
31  opns
32    OK_ack, NOK_ack, NN_ack :-> VoteT
33    VoteT_toNat : VoteT -> Nat
34    _ eq _, _ ne _ : VoteT, VoteT -> Bool
35    ConvertStatus : KindOfMsgT -> VoteT
36  eqns
37    forall a, al: VoteT
38      ofsort Nat
39        VoteT_toNat(OK_ack) = 0;
40        VoteT_toNat(NOK_ack) = Succ(VoteT_toNat(OK_ack));
41        VoteT_toNat(NN_ack) = Succ(VoteT_toNat(NOK_ack));
42      ofsort Bool
43        a eq al = VoteT_toNat(a) eq VoteT_toNat(al);
44        a ne al = not(a eq al);
45      ofsort VoteT
46        ConvertStatus(OK_K) = OK_ack;
47        ConvertStatus(NOK_K) = NOK_ack;
48  endtype
49
50 type GPEAddr is Boolean, NaturalNumber
51   sorts
52     GPEAddr
53  opns
54    GPEAddr1, GPEAddr2, GPEAddr3, GPEAddr4, GPEAddr5 :-> GPEAddr
55    GPEAddr_toNat : GPEAddr -> Nat
56    _ eq _, _ ne _ : GPEAddr, GPEAddr -> Bool
57  eqns
58    forall a, al: GPEAddr
59      ofsort Nat
60        GPEAddr_toNat(GPEAddr1) = 0;
61        GPEAddr_toNat(GPEAddr2) = Succ(GPEAddr_toNat(GPEAddr1));
62        GPEAddr_toNat(GPEAddr3) = Succ(GPEAddr_toNat(GPEAddr2));
63        GPEAddr_toNat(GPEAddr4) = Succ(GPEAddr_toNat(GPEAddr3));
64        GPEAddr_toNat(GPEAddr5) = Succ(GPEAddr_toNat(GPEAddr4));
65      ofsort Bool
66        a eq al = GPEAddr_toNat(a) eq GPEAddr_toNat(al);
67        a ne al = not(a eq al);
68  endtype
69

```

```

70 type MessageID is GPEAddr, NaturalNumber, Boolean
71   sorts
72     MessageID
73   opns
74     Mid : GPEAddr, Nat -> MessageID
75     SetCoord : MessageID, GPEAddr -> MessageID
76     SetId : MessageID, Nat -> MessageID
77     GetCoord : MessageID -> GPEAddr
78     GetId : MessageID -> Nat
79     _ eq _, _ ne _ : MessageID, MessageID -> Bool
80   eqns
81     forall m, m1:MessageID, g, g1: GPEAddr, n, n1:Nat
82       ofsort MessageID
83         SetCoord(Mid(g, n), g1) = Mid(g1, n);
84         SetId(Mid(g, n), n1) = Mid(g, n1);
85       ofsort Nat
86         GetId(Mid(g, n)) = n;
87       ofsort GPEAddr
88         GetCoord(Mid(g, n)) = g;
89       ofsort Bool
90         Mid(g, n) eq Mid(g1, n1) = (g eq g1) and (n eq n1);
91         m ne m1 = not(m eq m1);
92   endtype
93
94 type KeyElement is
95   FBoolean
96   formalsorts
97     KeyElement
98   formalopns
99     _ eq _, _ ne _ : KeyElement, KeyElement -> FBool
100   formaleqns
101     forall x, y: KeyElement
102       ofsort KeyElement
103         x eq y =>
104           x = y ;
105
106       ofsort FBool
107         x = y => x eq y = true ;
108         x ne y = not (x eq y) ;
109   endtype
110
111 type AttribElement is
112   FBoolean
113   formalsorts
114     AttribElement
115   formalopns
116     _ eq _, _ ne _ : AttribElement, AttribElement -> FBool
117   formaleqns
118     forall x, y: AttribElement
119       ofsort AttribElement
120         x eq y =>
121           x = y ;
122
123       ofsort FBool
124         x = y =>
125           x eq y = true ;
126           x ne y = not (x eq y) ;
127   endtype
128
129
130 type VoteDictionary is
131   Container actualizedby VoteT, GPEAddr using
132   sortnames GPEAddr for KeyElement
133             VoteT for AttribElement
134             Bool for FBool
135             MembershipList for List
136             VoteDictionary for Dictionary
137   endtype
138
139 type MessageDictionary is
140   Container actualizedby MessageID, MsgStatus using
141   sortnames MessageID for KeyElement
142             MsgStatus for AttribElement
143             Bool for FBool
144             MessageDictionary for Dictionary
145             MessageIDList for List
146   endtype

```

```

147 type Container is
148   KeyElement, AttribElement, Boolean, NaturalNumber
149   sorts
150     List, Dictionary
151   opns
152     NIL :-> List
153     Con, Add, Remove : List, KeyElement -> List
154     IsIn, IsNotIn : List, KeyElement -> Bool
155     IsEmpty, IsNotEmpty : List -> Bool
156     Choose : List -> KeyElement
157     Length : List -> Nat
158
159     ED :-> Dictionary
160     Con, Mod : Dictionary, KeyElement, AttribElement -> Dictionary
161     Remove : Dictionary, KeyElement -> Dictionary
162     Fill : Dictionary, List, AttribElement -> Dictionary
163     Retr : Dictionary, KeyElement -> AttribElement
164     Choose : Dictionary -> KeyElement
165     IsIn, IsNotIn : Dictionary, KeyElement -> Bool
166     IsEmpty, IsNotEmpty : Dictionary -> Bool
167     Size : Dictionary -> Nat
168     Count : Dictionary, AttribElement -> Nat
169   eqns
170   forall k, k1: KeyElement, e, e1: AttribElement, n, n1: Nat, L:List, D: Dictionary
171   ofsort List
172     IsIn(L, k)      => add(L, k) = L;
173     IsNotIn(L, k)   => add(L, k) = con(L, k);
174     remove(NIL, k)  = NIL;
175     k eq k1 => remove(con(L, k1), k) = remove(L, k);
176     k ne k1 => remove(con(L, k1), k) = con(remove(L, k), k1);
177   ofsort Bool
178     IsIn(NIL, k) = false;
179     k eq k1 => IsIn(con(L, k1), k) = true;
180     k ne k1 => IsIn(con(L, k1), k) = IsIn(L, k);
181     IsNotIn(L, k) = not(IsIn(L, k));
182     IsEmpty(L) = Length(L) eq 0;
183     IsNotEmpty(L) = not(IsEmpty(L));
184   ofsort KeyElement
185     choose(con(L, k)) = k;
186   ofsort Nat
187     Length(NIL) = 0;
188     Length(con(L, k)) = succ(Length(L));
189
190   ofsort Dictionary
191     IsIn(D, k)      => Mod(D, k, e) = Con(Remove(D, k), k, e);
192     IsNotIn(D, k)   => Mod(D, k, e) = Con(D, k, e);
193
194     Remove(ED, k) = ED;
195     k eq k1 => Remove(Con(D, k1, e), k) = Remove(D, k);
196     k ne k1 => Remove(Con(D, k1, e), k) = Con(Remove(D, k), k1, e);
197
198     Fill(D, NIL, e) = D;
199     Fill(D, con(L, k), e) = Fill(Mod(D, k, e), L, e);
200   ofsort AttribElement
201     k eq k1 => Retr(Con(D, k1, e), k) = e;
202     k ne k1 => Retr(Con(D, k1, e), k) = Retr(D, k);
203   ofsort KeyElement
204     Choose(Con(D, k, e)) = k;
205   ofsort Bool
206     IsIn(ED, k) = false;
207     k eq k1 => IsIn(Con(D, k1, e), k) = true;
208     k ne k1 => IsIn(Con(D, k1, e), k) = IsIn(D, k);
209     IsNotIn(D, k) = not(IsIn(D, k));
210     IsEmpty(D) = Size(D) eq 0;
211     IsNotEmpty(D) = not(IsEmpty(D));
212   ofsort Nat
213     Size(ED) = 0;
214     Size(Con(D, k, e)) = Succ(Size(D));
215     Count(ED, e) = 0;
216     e eq e1 => Count(Con(D, k, e1), e) = Succ(Count(D, e));
217     e ne e1 => Count(Con(D, k, e1), e) = Count(D, e);
218   endtype

```

```

219 type MsgStatus is
220 Boolean, NaturalNumber, OctetString, GPEAddr, VoteT, KindOfMsgT, VoteDictionary, MessageID
221 sorts
222   MsgStatus
223 opns
224   MsgS      :-> MsgStatus
225   SetData   : MsgStatus, OctetString -> MsgStatus
226   SetSeq    : MsgStatus, Nat -> MsgStatus
227   SetCoord  : MsgStatus, GPEAddr -> MsgStatus
228   SetTo     : MsgStatus, GPEAddr -> MsgStatus
229   SetFrom   : MsgStatus, GPEAddr -> MsgStatus
230   SetKind   : MsgStatus, KindOfMsgT -> MsgStatus
231   SetAcks   : MsgStatus, VoteDictionary -> MsgStatus
232   SetAck    : MsgStatus, GPEAddr, VoteT -> MsgStatus
233   SetAllAcks : MsgStatus, MembershipList, VoteT -> MsgStatus
234   GetData   : MsgStatus -> OctetString
235   GetSeq    : MsgStatus -> Nat
236   GetCoord  : MsgStatus -> GPEAddr
237   GetID     : MsgStatus -> MessageID
238   GetTo     : MsgStatus -> GPEAddr
239   GetFrom   : MsgStatus -> GPEAddr
240   GetKind   : MsgStatus -> KindOfMsgT
241   GetAcks   : MsgStatus -> VoteDictionary
242   _ eq _, _ ne _ : MsgStatus, MsgStatus -> Bool
243 eqns
244   forall data: OctetString, seq: Nat, coord, to, from, gpe: GPEAddr, kind: KindOfMsgT, ack : VoteT,
245     acks: VoteDictionary, MS, MS1: MsgStatus, ML: MembershipList
246   ofsort MsgStatus
247     SetAck(MS, gpe, ack) = SetAcks(MS, Mod(GetAcks(MS), gpe, ack));
248     SetAllAcks(MS, ML, ack) = SetAcks(MS, Fill(GetAcks(MS), ML, ack));
249   ofsort Bool
250     MS eq MS1 = (GetCoord(MS) eq GetCoord(MS1)) and (GetSeq(MS) eq GetSeq(MS1));
251     MS ne MS1 = not(MS eq MS1);
252   ofsort OctetString
253     GetData(SetData(MS, data)) = data;
254     GetData(SetSeq(MS, seq)) = GetSeq(MS);
255     GetData(SetCoord(MS, coord)) = GetCoord(MS);
256     GetData(SetTo(MS, to)) = GetTo(MS);
257     GetData(SetFrom(MS, from)) = GetFrom(MS);
258     GetData(SetKind(MS, kind)) = GetKind(MS);
259     GetData(SetAcks(MS, acks)) = GetAcks(MS);
260   ofsort MessageID
261     GetID(MS) = Mid(GetCoord(MS), GetSeq(MS));
262   ofsort Nat
263     GetSeq(SetData(MS, data)) = GetSeq(MS);
264     GetSeq(SetSeq(MS, seq)) = seq;
265     GetSeq(SetCoord(MS, coord)) = GetSeq(MS);
266     GetSeq(SetTo(MS, to)) = GetSeq(MS);
267     GetSeq(SetFrom(MS, from)) = GetSeq(MS);
268     GetSeq(SetKind(MS, kind)) = GetSeq(MS);
269     GetSeq(SetAcks(MS, acks)) = GetSeq(MS);
270   ofsort GPEAddr
271     GetCoord(SetData(MS, data)) = GetCoord(MS);
272     GetCoord(SetSeq(MS, seq)) = GetCoord(MS);
273     GetCoord(SetCoord(MS, coord)) = coord;
274     GetCoord(SetTo(MS, to)) = GetCoord(MS);
275     GetCoord(SetFrom(MS, from)) = GetCoord(MS);
276     GetCoord(SetKind(MS, kind)) = GetCoord(MS);
277     GetCoord(SetAcks(MS, acks)) = GetCoord(MS);
278     GetTo(SetData(MS, data)) = GetTo(MS);
279     GetTo(SetSeq(MS, seq)) = GetTo(MS);
280     GetTo(SetCoord(MS, coord)) = GetTo(MS);
281     GetTo(SetTo(MS, to)) = to;
282     GetTo(SetFrom(MS, from)) = GetTo(MS);
283     GetTo(SetKind(MS, kind)) = GetTo(MS);
284     GetTo(SetAcks(MS, acks)) = GetTo(MS);
285     GetFrom(SetData(MS, data)) = GetFrom(MS);
286     GetFrom(SetSeq(MS, seq)) = GetFrom(MS);
287     GetFrom(SetCoord(MS, coord)) = GetFrom(MS);
288     GetFrom(SetTo(MS, to)) = GetFrom(MS);
289     GetFrom(SetFrom(MS, from)) = from;
290     GetFrom(SetKind(MS, kind)) = GetFrom(MS);
291     GetFrom(SetAcks(MS, acks)) = GetFrom(MS);
292   ofsort KindOfMsgT
293     GetKind(SetData(MS, data)) = GetKind(MS);
294     GetKind(SetSeq(MS, seq)) = GetKind(MS);
295     GetKind(SetCoord(MS, coord)) = GetKind(MS);
296     GetKind(SetTo(MS, to)) = GetKind(MS);
297     GetKind(SetFrom(MS, from)) = GetKind(MS);
298     GetKind(SetKind(MS, kind)) = kind;
299     GetKind(SetAcks(MS, acks)) = GetKind(MS);
300   ofsort VoteDictionary
301     GetAcks(SetData(MS, data)) = GetAcks(MS);
302     GetAcks(SetSeq(MS, seq)) = GetAcks(MS);
303     GetAcks(SetCoord(MS, coord)) = GetAcks(MS);
304     GetAcks(SetTo(MS, to)) = GetAcks(MS);
305     GetAcks(SetFrom(MS, from)) = GetAcks(MS);
306     GetAcks(SetKind(MS, kind)) = GetAcks(MS);
307     GetAcks(SetAcks(MS, acks)) = acks;
308 endtype

```

```

309 behavior
310
311 (* specification TwoPhaseCommitWithFailure[toUser1, fromUser1, toUser2, fromUser2, toUser3, fromUser3, toUser4, fromUser4,
312 toUser5, fromUser5, toNet, fromNet1, fromNet2, fromNet3, fromNet4, fromNet5]
313 *)
314 (* we will model a system with 5 GPE's (and therefore 5 Users) communicating across a network *)
315
316 (* the membership list is static *)
317 let AllMembers:MembershipList = Add(Add(Add(Add(Add(NIL, GPEAddr1), GPEAddr2), GPEAddr3), GPEAddr4), GPEAddr5
318 zero:Nat = 0
319
320 in ((User[toUser1, fromUser1](zero) |[toUser1, fromUser1]|
321 GPE[toUser1, fromUser1, toNet, fromNet1](GPEAddr1, Remove(AllMembers, GPEAddr1))) |||
322 (User[toUser2, fromUser2](zero) |[toUser2, fromUser2]|
323 GPE[toUser2, fromUser2, toNet, fromNet2](GPEAddr2, Remove(AllMembers, GPEAddr2))) |||
324 (User[toUser3, fromUser3](zero) |[toUser3, fromUser3]|
325 GPE[toUser3, fromUser3, toNet, fromNet3](GPEAddr3, Remove(AllMembers, GPEAddr3))) |||
326 (User[toUser4, fromUser4](zero) |[toUser4, fromUser4]|
327 GPE[toUser4, fromUser4, toNet, fromNet4](GPEAddr4, Remove(AllMembers, GPEAddr4))) |||
328 (User[toUser5, fromUser5](zero) |[toUser5, fromUser5]|
329 GPE[toUser5, fromUser5, toNet, fromNet5](GPEAddr5, Remove(AllMembers, GPEAddr5))) |||
330 )
331
332 |[toNet, fromNet1, fromNet2, fromNet3, fromNet4, fromNet5]|
333
334 Network[toNet, fromNet1, fromNet2, fromNet3, fromNet4, fromNet5]
335
336 where
337
338 (* NB: this is the user as seen by the GPE; it is not a REAL user *)
339
340 process User[toUser, fromUser](NumberOfMsgsSent:Nat) : noexit :=
341 (* a user may start by either doing internal processing or receiving a message. after doing internal processing, the user may need to send a message *)
342 toUser ? m : MsgStatus; User[toUser, fromUser](NumberOfMsgsSent)
343 [] i; (
344 [] fromUser ? m : MsgStatus; User[toUser, fromUser](NumberOfMsgsSent)
345 )
346 endproc (* User *)
347
348 (* the network is point to point; it is NOT bus based *)
349 (* the network receives a message from its input gate and delivers it. Messages are never lost or corrupted *)
350 process Network[toNet, fromNet1, fromNet2, fromNet3, fromNet4, fromNet5]
351 : noexit :=
352
353 toNet ? msg : msgStatus;
354
355 ( [getTo(msg) eq GPEAddr1] -> fromNet1 ! msg; exit
356 [] [getTo(msg) eq GPEAddr2] -> fromNet2 ! msg; exit
357 [] [getTo(msg) eq GPEAddr3] -> fromNet3 ! msg; exit
358 [] [getTo(msg) eq GPEAddr4] -> fromNet4 ! msg; exit
359 [] [getTo(msg) eq GPEAddr5] -> fromNet5 ! msg; exit
360 )
361
362 ||| Network[toNet, fromNet1, fromNet2, fromNet3, fromNet4, fromNet5]
363 endproc (* Network *)
364
365 (* GPE has as parameters Myself and OtherMembers; keeps nonvolatile copies of Pending, Outcome, and Query Messages; and of course runs the group protoc.
366 process GPE[toUser, fromUser, toNet, fromNet]
367 (Myself:GPEAddr, OtherMembers:MembershipList) : noexit :=
368
369 let emptyMessageDictionary : MessageDictionary = ED in
370 hide readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome, readQuery, writeQuery in
371 ( MessageFile[writePending, readPending](emptyMessageDictionary)
372 ||| MessageFile[writeOutcome, readOutcome](emptyMessageDictionary)
373 ||| MessageFile[writeQuery, readQuery](emptyMessageDictionary)
374 )
375 |[writePending, readPending, writeOutcome, readOutcome, writeQuery, readQuery]|
376 GroupProtocolWithRecovery[toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending,
377 readOutcome, writeOutcome, readQuery, writeQuery]
378 Myself, OtherMembers)
379
380 where
381
382 (* When a message dictionary is presented, it is stored; and when requested, the dictionary is presented *)
383 process MessageFile[inGate, outGate](oldMD:MessageDictionary) : noexit :=
384 inGate ? newMD:MessageDictionary; MessageFile[inGate, outGate](newMD)
385 [] outGate ! oldMD; MessageFile[inGate, outGate](oldMD)
386 endproc (* PendingFile *)

```

```

387 process GroupProtocolWithRecovery [toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending,
388                                     readOutcome, writeOutcome, readQuery, writeQuery]
389                                     (Myself:GPEAddr, OtherMembers:MembershipList)
390     : noexit :=
391
392     GroupProtocol [toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome,
393                   readQuery, writeQuery] (Myself, OtherMembers)
394     (* at any point, we can have a failure *)
395     [> Failure [toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome,
396                 readQuery, writeQuery] (Myself, OtherMembers)
397 where
398

```

```

399 process GroupProtocol[toUser, fromUser, toNet, fromNet,
400     readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome, readQuery, writeQuery]
401     (Myself:GPEAddr, OtherMembers:MembershipList)
402     : noexit :=
403
404     (* read the pending, outcome, and query files *)
405     readPending ? Pending:MessageDictionary;
406     readOutcome ? Outcome:MessageDictionary;
407     readQuery ? Queries:MessageDictionary;
408
409     ( i; exit
410     (* if there is a new message from the user to be sent to the group, put it in the pending list and broadcast it *)
411     [] fromUser ? Msg:MsgStatus;
412         (let newMsg:MsgStatus=SetCoord(SetKind(Msg, New_K), Myself) in let
413             newPending:MessageDictionary=Mod(Pending, GetID(Msg), setAllAcks(Msg, OtherMembers, NN_ack))
414             in writePending ! newPending;
415                 Broadcast[toNet](newMsg, OtherMembers) >>
416                 exit
417             )
418
419     [] fromNet ? Msg:MsgStatus ;
420     (* if the message is a ACK or a NAK then we need to store the vote
421     and check to see if all the votes are in *)
422     ( [(GetKind(Msg) eq OK_K) or (GetKind(Msg) eq NOK_K)] ->
423
424         ( let newPending:MessageDictionary = Mod(Pending, GetID(Msg),
425             SetAck(ReTr(Pending, GetID(Msg)), GetFrom(Msg),
426                 ConvertStatus(GetKind(Msg))))
427         in ( writePending ! newPending;
428             IfCompleteSendResult[toNet, toUser, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome]
429             (Myself, OtherMembers, Msg)
430             >> exit
431             )
432         )
433
434     (* if this is a new message from another member, we need to send in our vote *)
435     [] [GetKind(Msg) = New_K] ->
436     (let m:MsgStatus=SetKind(Msg, OK_K) in let
437         newPending:MessageDictionary=Mod(Pending, GetID(Msg), m)
438         in writePending ! newPending;
439             toNet ! SetFrom(SetTo(m, GetCoord(Msg)), Myself);
440             exit
441         )
442
443     (* if this is a commit, move the message from pending to outcomes and give the message to the user *)
444     [] [GetKind(Msg) = Commit_K] ->
445     (* that is, if it's in pending (it may happen because of the way we do queries) *)
446     ( [IsIn(Pending, GetID(Msg)) = true] ->
447         ( let newOutcome:MessageDictionary = Mod(Outcome, GetID(Msg), Msg),
448             newPending:MessageDictionary = Remove(Pending, GetID(Msg)),
449             newQueries:MessageDictionary = Remove(Queries, GetID(Msg))
450         in WriteOutcome ! newOutcome;
451             WriteQuery ! newQueries;
452             toUser ! SetFrom(Msg, GetCoord(Msg));
453             WritePending ! newPending;
454             exit
455         )
456     (* if it's not, we can ignore it *)
457     [] [IsIn(Pending, GetID(Msg)) = false] -> exit
458     )
459     (* if it's an abort we take it out of pending (if it's there) and discard it *)
460     [] [GetKind(Msg) = Abort_K] ->
461     ( [IsIn(Pending, GetID(Msg)) = true] ->
462         ( let newPending:MessageDictionary = Remove(Pending, GetID(Msg)),
463             newOutcome:MessageDictionary = Mod(Outcome, GetID(Msg), Msg),
464             newQuery :MessageDictionary = Remove(Queries, GetID(Msg))
465         in WriteOutcome ! newOutcome;
466             WriteQuery ! newQuery;
467             WritePending ! newPending;
468             exit
469         )
470     [] [IsIn(Pending, GetID(Msg)) = false] -> exit
471     )
472
473     [] [GetKind(Msg) = Query_K] ->
474     [IsIn(Outcome, GetID(Msg)) = true] ->
475     ( let result:msgStatus = Retr(Outcome, GetID(Msg))
476     in toNet ! SetTo(result, GetFrom(Msg));
477         exit
478     )
479     [] [IsIn(Outcome, GetID(Msg)) = false] -> exit
480     )
481
482 >> readQuery ? Queries:MessageDictionary;
483     ( ProcessQueries[toNet](Queries, OtherMembers) >>
484     [] exit
485     )
486 >> GroupProtocol[toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome,
487     readQuery, writeQuery] (Myself, OtherMembers)
488
489 where

```


489

```

490 process ProcessQueries [toNet] (Queries:MessageDictionary, OtherMembers:MembershipList)
491 : exit :=
492 [IsEmpty(Queries) = true] -> exit
493 [] [IsEmpty(Queries) = false] -> (let qk:MessageId=Choose(Queries) in let qm:MsgStatus=Retr(Queries, qk)
494 in Broadcast[toNet] (SetKind(qm, Query_K), OtherMembers)
495 >> ProcessQueries [toNet] (Remove(Queries, qk), OtherMembers)
496 )
497 endproc (* ProcesQueries *)
498
499 process IfCompleteSendResult [toNet, toUser, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome]
500 (Myself:GPEAddr, OtherMembers:MembershipList, Msg:MsgStatus)
501 : exit :=
502 readPending ? Pending:MessageDictionary;
503 readOutcome ? Outcome:MessageDictionary;
504 (let m:MsgStatus = Retr(Pending, GetID(Msg))
505 in [(Count(GetAcks(m), OK_ack) + Count(GetAcks(m), NOK_ack) eq Length(OtherMembers) = false] -> exit
506 [] [Count(GetAcks(m), OK_ack) eq Length(OtherMembers) = true] ->
507 ( [Count(GetAcks(m), OK_ack) eq Length(OtherMembers) = true] ->
508 ( let newPending:MessageDictionary = Remove(Pending, GetID(Msg)),
509 newOutcome:MessageDictionary = Mod(Outcome, GetID(Msg), SetKind(Msg, Commit_K))
510 in writeOutcome ! newOutcome;
511 toUser ! SetKind(Msg, Commit_K);
512 Broadcast[toNet] (SetKind(Msg, Commit_K), OtherMembers)
513 >> writePending ! newPending;
514 exit
515 )
516 [] [Count(GetAcks(m), OK_ack) eq Length(OtherMembers) = false] ->
517 ( let newPending:MessageDictionary = Remove(Pending, GetID(Msg)),
518 newOutcome:MessageDictionary = Mod(Outcome, GetID(Msg), SetKind(Msg, Abort_K))
519 in writeOutcome ! newOutcome;
520 toUser ! SetKind(Msg, Abort_K);
521 Broadcast[toNet] (SetKind(Msg, Abort_K), OtherMembers)
522 >> writePending ! newPending;
523 exit
524 )
525 )
526 )
527 )
528 endproc (* IfCompleteSendResult *)
529
530 endproc (* GroupProtocol *)
531
532 (* While the GPE is down, it can either recover or stay down. If it is down, it takes available messages from the network.
533 Since LOTOS doesn't have a way to simulate timeouts, we have to use a work-around: If the message is a NEW, it is answered with a NOK. *)
534 process Failure [toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome,
535 readQuery, writeQuery] (Myself:GPEAddr, OtherMembers:MembershipList)
536 : noexit :=
537
538 Recover[toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome,
539 readQuery, writeQuery] (Myself, OtherMembers)
540 [] ( i; Failure[toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome,
541 readQuery, writeQuery] (Myself, OtherMembers)
542 [] fromNet ? msg:MsgStatus;
543 ( [GetKind(msg) eq New_K] -> toNet ! SetKind(setTo(setFrom(msg, Myself), getCoord(msg)), NOK_K);
544 Failure[toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome, readQuery, writeQuery]
545 (Myself, OtherMembers)
546 [] [GetKind(msg) ne New_K] -> Failure[toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome, readQuery, writeQuery]
547 (Myself, OtherMembers)
548 )
549 )
550 )
551 )
552 )
553 where
554
555 (* Recovery reads the pending file, process it, and then continues with the main part of the protocol. *)
556 (* Of course, the recovery process can fail at any time *)
557 process Recover [toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome,
558 readQuery, writeQuery] (Myself:GPEAddr, OtherMembers:MembershipList)
559 : noexit :=
560
561 ( readPending ? Pending:MessageDictionary;
562 ProcessPending[toNet, toUser, readPending, writePending, readOutcome, readQuery, writeQuery] (Pending, OtherMembers)
563 ||| GroupProtocol [toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome, readQuery, writeQuery] (Myself, OtherMembers)
564 )
565 )
566 )
567 [> Failure[toUser, fromUser, toNet, fromNet, readPending, writePending, readOutcome, writeOutcome, readQuery, writeQuery] (Myself, OtherMembers)
568 ]
569 where

```

```

570 process ProcessPending [toNet, toUser, readPending, writePending, readOutcome, readQuery, writeQuery]
571     (Pending:MessageDictionary, OtherMembers:MembershipList)
572     : exit :=
573
574     [IsEmpty(Pending) = true] -> exit
575     [] [IsEmpty(Pending) = false] ->
576         (* pk is the key of a message in the pending list, and pm is the message itself *)
577         ( let pk:MessageID=Choose(Pending) in let pm:MsgStatus=Retr(Pending, pk)
578
579             (* if the message is an OK, we need to find out the outcome, so ask everybody, remember the queries, and process the rest of the messages
580             in ([GetKind(pm) eq OK_K] -> readQuery ? qd:MessageDictionary;
581                 writeQuery ! Mod(qd, pk, pm);
582                 Broadcast[toNet] (SetKind(pm, Query_K), OtherMembers)
583                 >> ProcessPending[toNet, toUser, readPending, writePending, readOutcome,
584                     readQuery, writeQuery] (Remove(Pending, pk), OtherMembers)
585
586             (* if the message is a NEW, we need to send it again so we get a new set of votes. we also need to nullify any votes received *)
587             (* so far for this message, and finally process the rest of the messages in pending *)
588             [] [GetKind(pm)=New_K] ->
589                 readOutcome ? Outcomes:MessageDictionary;
590                 ( [IsIn(Outcomes, pk) = true] -> (Broadcast[toNet] (Retr(Outcomes, pk), OtherMembers)
591                     >> toUser ! Retr(Outcomes, pk);
592                     ProcessPending[toNet, toUser, readPending, writePending,
593                         readOutcome, readQuery, writeQuery]
594                         (Remove(Pending, pk), OtherMembers)
595                     )
596                 [] [IsIn(Outcomes, pk) = false] -> (Broadcast[toNet] (pm, OtherMembers)
597                     >> writePending ! Mod(Pending, pk,
598                         SetAllAcks(pm, OtherMembers, NN_ack));
599                     ProcessPending[toNet, toUser, readPending, writePending,
600                         readOutcome, readQuery, writeQuery]
601                         (Remove(Pending, pk), OtherMembers)
602                     )
603                 )
604             )
605         )
606
607     endproc (* ProcessPending *)
608     endproc (* Recover *)
609     endproc (* Failure *)
610     endproc (* GroupProtocolWithRecovery *)
611
612 process Broadcast [toNet] (Msg:MsgStatus, toList:MembershipList)
613     : exit :=
614     [IsEmpty(toList) = true] -> exit
615     [] [IsEmpty(toList) = false] -> ( let m:GPEAddr=Choose(toList)
616         in toNet ! SetTo(Msg, m);
617         Broadcast[toNet] (Msg, Remove(toList, m))
618     )
619     endproc (* Broadcast *)
620     endproc (* GPE *)
621 endspec (*TwoPhaseCommitWithFailure *)

```

Apêndice C: A Rationale for the GPE Specification

1. Introduction

The translation of the informal specification into LOTOS was not direct for several reasons. These fall into two categories: limitations of the LOTOS language and limitations of the tools that are available for working with LOTOS specifications.

The major limitation of LOTOS for us is that it doesn't have support for timeouts. The informal specification uses timeouts to detect failed GPE's. To overcome this shortcoming, we invented a message of status `NOK` that "failed" GPE's reply with when they receive broadcast messages. That is, we have failed GPE's continue to receive messages from the network and either ignore them or respond with `NOK` messages. When a process in our specification receives a `NOK` message, it should have the same effect as timing out in the implementation. Since we have this new message status in the specification that will not be present in the implementation, messages with this status must be created by some process in the specification, and we have the process `Failure` do this (see page A-12).

The inability to model timeouts also places some restrictions on the specification, such as requiring the atomicity of some sequences of actions for it to be valid. Even though these extra messages and atomicity restrictions will not be required of the final implementation, they are discussed below to ensure that they are taken into account during the validation of the specification.

Ideally, the formal specification would be as declarative as possible (describing what the system does) and not constructive (telling how it should do it). The tools that exist today cannot handle this approach in all cases, so we were obliged to overspecify some operations. An example of this is the definition of the `choose` operation in the `list` definition. `choose` should return an element of a nonempty list, so the behavior we want is

$$L \text{ eq } \text{NIL} \text{ xor } \text{IsIn}(L, \text{choose}(L)) = \text{true}.$$

We were forced instead to use something like

$$\text{choose}(\text{con}(L, e)) = e,$$

which causes the selection of the last element added to the list. When implementing the system, we will use the declarative specifications described in this document instead of the LOTOS specifications. A discussion of the validity of the more declarative version is also included. Care should be taken when generating test cases to ensure that our test suite is **unbiased** (i.e., that correct implementations will not be rejected).

We have made a **regularity assumption** on the number of GPE's. Our specification models a set of five GPE's, their users, and the network that connects them. The users and network that are specified are only sophisticated enough to satisfy the minimal requirements of the GPE. For example, a user is only capable of receiving a message from its GPE and generating random messages to be broadcast to its group. Since this is all the GPE's need to know about what a user does, it is enough.

2. The ADT Definitions

The two major sections of a LOTOS specification are the ADT specifications and the process specifications. The ADT section begins with three simple types that are suggested by the informal specification. Each of these is specified as a type that has operations to test for equality and inequality:

- `KindOfMsg` several *kinds of messages*
- `VoteT` the three kinds of *votes*
- `GPEAddr` for the five GPE's in the system

The brute-force way of specifying the equality operation is $O(n^2)$ in the number of equations, where n is the number values in the sort. An alternate way was suggested in the Lite User's Manual ([Can], 40-43) that is $O(n)$. An auxiliary function is introduced that converts the values of the type to sort `nat`, and the equality operation compares these converted numerical values. The *vote* type also has an operation to convert the *kind of messages* OK and NOK to the *Vote* type.

Users will be able to uniquely identify messages by means of the sender and a sequence number. This is expressed in the `MessageID` type, which has operations to set and retrieve these two values.

2.1 Containers

The two kinds of containers that are used in the specification are *Lists* and *Dictionaries* (also known as *associative arrays*) (see page A-7). The containers that we specify are generic, in that they describe the storage and retrieval of elements of formal sorts and are later instantiated with actual sorts. They can be instantiated with any sorts that offer the `eq` and `ne` operations. The formal types used are `KeyElement` and `AttribElement` (see page A-6). `KeyElement` is the type of the values stored in a list and that are used as the indices into a dictionary. `AttribElement` is the type of the values associated with the keys in the dictionary.

Again we were forced away from a preferred specification because of the tools available. One operation, `Fill`, operates on both a list and a dictionary. We would like to have had the two kinds of containers defined as different types, but we were forced to combine them as two sorts within the same type because of the type resolution capabilities of our tools. Even so, it was possible to textually separate them. They cannot be instantiated separately. Whenever a dictionary is instantiated, a list of the key type is also produced. This is not necessarily bad, because in one of the two types of dictionaries that we instantiate (the `VoteDictionary`), we want to have type that happens to be a list of the key type. The collections that are suggested by the informal specification and instantiated in the specification are

- `VoteDictionary` to store the votes cast by each GPE for a given message
- `MessageDictionary` a message log
- `MembershipList` to store the network addresses of the GPE's in the system
 (defined in `VoteDictionary`)

2.1.1 Lists

The simpler of the two containers is the `List`, and the simplest list is `NIL`—an empty list. The operations `Add` and `Remove` are used to add and remove elements from a list. The boolean operations `IsIn`, `IsNotIn`, and `IsEmpty` return information about a list, and `Length` returns the number of elements in the list. `Choose` returns an element of the list.

We wanted lists in which duplicates are not allowed, so `Add` operation only has an effect when the element to be added isn't already in the list. To specify this using `Add` as a generator would have resulted in axiomatizing a generator, which isn't allowed by the tools. We introduced an auxiliary operator `Con` that is the true generator, but which is not a part of the public interface to the sort and should not be used elsewhere.

`Remove` eliminates all traces of a given element from the list. The result of removing an element from `NIL` is just `NIL`. The result of removing an element from a list made up of at least one addition has two possibilities: either the element added is the element to be removed or it is not. If it is, the result is the list that results from removing the element from the rest of the list. If it's not, it's the list formed by adding the list element back to the list that's formed by the removal of the element from the rest of the list. This is another example of the type of overspecification we were forced into. The property we are interested in is `IsIn(Remove(L, e), e) = false`.

No element `IsIn` the empty list. If the list is not empty, each element that was added must be checked to see if it's equal to the one sought. If it is, then the value is `true`. If it's not, the rest of the list must be searched. `IsNotIn` is the negation of `IsIn`.

A list is `Empty` if its `Length` is zero, where `Length` returns the number of elements in the list. The length of `NIL` is zero, and each `Con` increases the length by one.

The problem with the definition of the `Choose` operation was discussed in the introduction. `Choose(NIL)` is not defined.

2.1.2 Dictionary

A `Dictionary` is an *associative array*; that is, it is an array generalized to take any type as indices. Its operations are summarized below.

- `ED` the empty dictionary
- `Mod, Fill` add key/attribute pairs
- `Remove` eliminates a given key
- `Retr` retrieves the attribute associated with a given key
- `Choose` gives a key
- `IsIn, IsNotIn, IsEmpty` give membership information
- `Size` returns the number of key/attribute pairs
- `Count` returns the number of occurrences of a given attribute

There is also a `Con` operation that is not part of the interface that was added for the same reasons as it was added to the `List` sort.

The `Mod` and `Remove` operations are similar to the list's `Add` and `Remove` except that they work with key/attribute pairs. If the key to be `Modified` is already in the dictionary, it and its associated attribute are removed before the new pair is added. `Fill` is similar to `Mod`, except that it takes a list of keys to be set to the same attribute value. It is used only once in the specification, in the type `MsgStatus` when we want to set the votes from all other GPE's for a given message to `NN_ack`.

2.3 MessageStatus

The messages the GPE's work with include more than just the information given by their users. They also contain control information, and all of this is stored in the data type `MessageStatus`. Its various fields are summarized below.

- `Data` the data a user wants to be broadcast
- `Seq` the message's sequence number
- `Coord` the GPE acting as coordinator for this message
- `To` the GPE this message is being sent to
- `From` the GPE this message is being sent from
- `Kind` the kind of this message
- `Acks` the dictionary of votes for this message

Each of these fields has `Set-` and `Get-` operations. The constructors for this type are `MsgS` and the `Set-` operations. While this way of specifying a record structure uses more space than others, it gives a better model of undefined fields.

Only the coordinator of a message should access the `Acks`. To facilitate working with this field, two additional operations are provided: `SetAck`, which sets a the `AckT` for a single `GPEAddr`, and `SetAllAcks`, which sets the `AckTs` for an entire `MembershipList`.

3. The Process Definitions

The gates that the GPE uses to communicate with its environment are listed on lines 1 and 2 of the specification. Other gates are used in the specification, but they are not visible from the outside.

The `MembershipList AllMembers` is a list of all of the `GPEAddresses` in the system.

The behavior of the system is the interplay of the users, GPE's, and the network. Each of the five **Users** has a **GPE** that it uses to coordinate its group activities. All of the users and GPE's run in parallel and communicate through the `toUseri` and `fromUseri` gates. The GPE's communicate with each other by sending messages through the **Network**. As mentioned in the introduction, the network and users of the specification are not intended to model real users and network. Their only purpose is to give the GPE a context in which to operate, showing the interface that the GPE assumes to be in place for to communicate with the outside world.

If a message is available from its **GPE**, a **User** can choose to take it. If there is none (or if the user chooses not to take it) it can either generate a message to be broadcast to the group or not. Users also generate the message sequence numbers. In the implementation this will be taken care of by the `BCast` function, as described in the informal specification (see page A-1).

The **Network** is always ready to receive messages from the **GPE's**. Once one is sent, the Network sends it to its destination. The Network is reliable, so there is no chance of losing or corrupting messages. The recursive call (line 362, page A-9) is made in parallel with the delivery to prevent the system from deadlocking.

A **GPE** is responsible for implementing the two-phase commit protocol. To do this it needs to keep various logs, which are implemented as message **Files**. These files are local and private to each GPE. Their functionality is simply storing a dictionary of `MessageStatus`, updating it when a new dictionary is

presented and returning the last version stored when asked for it. In this simplified version, the entire log is read and written each time the file is accessed. The three files are the Pending file, the Outcome file, and the Query file, and their purposes are summarized below:

- **Pending** Stores messages whose outcomes are unknown.
- **Outcome** Stores the results of messages, either aborted or committed.
- **Query** Stores queries that a GPE has made but not received replies to.

The **Group Protocol with Recovery** process shows that while executing the protocol, failure can occur at any time. The **Recovery** process is covered after the discussion of the **Failure** process. No information, except that stored in the files, is available after a Failure.

The **Group Protocol** starts by reading the log files into memory. When the system was booted for the first time, the **Pending**, **Outcome**, and **Query** files were created as empty. The Query file is created empty each time the system recovers from failure. The Group Protocol specification has three main parts. The first (and by far the largest) is handling a message. The second is processing the entries in the Query log. The final step is just a recursive call to process further messages.

In the first part, the protocol has three choices: do internal processing (that is invisible to the environment), receive a message from the user, or receive a message from the network. If the choice is to receive *from the user*, the message must be a request for a group broadcast. The protocol requires that this new message be recorded in the Pending file before the broadcasts are started. **Failure** is not allowed between the time of the receive and writing in the log for the specification to be valid. A way must still be found to overcome this in the implementation. The timer in the implementation should be started after the message has been sent to the other GPE's.

If the choice in the first part is to receive a message *from the network*, there are several possibilities, depending on the Kind of the message. If it is an OK or NOK, then this message is a vote for a previously broadcast message. This vote is then stored in the pending log. After storing the vote, the system checks to see if all the votes are in, and if so, sends the result. This last process is described in more detail below. In the implementation, the NOK messages will not exist. Instead of only checking the vote count when a message arrives, there will also be a timer that is started when the message is broadcast. If all of the votes (which will be OK's) are not received within a cutoff limit, the delivery will be considered a unsuccessful and the other GPE's will be sent an **Abort** message. In the formal specification, NOK thus simulates a response that arrived after the before-mentioned timeout.

If the message received is a **New** then it is stored in the pending file and an OK vote is sent. The log entry must be recorded before the reply is made to ensure that the GPE can determine the result if it fails before receiving the result. (Consider this scenario: This GPE fails after the acknowledging and before logging, and the result of the message was **Commit** after recovering. The GPE wouldn't know that the message existed, and so could neither deliver it to the user or query its outcome.)

For the specification to be valid, failure is also not allowed between receiving the message and storing it in the Pending log. This is an result of the NOK messages that we have introduced, and will not be required in the implementation. Consider if this were not the case: Because of a failure at this point, the message would have been lost without a trace by the failing GPE, and the coordinator will never receive a (possibly negative) acknowledgement. Therefore, this message would never be committed or aborted. In the implementation, a failure at the above mentioned point will eventually cause a timeout, the message will be aborted, and no harm is done.

Upon receiving either a `Commit` or an `Abort` message, the GPE first determines if it's in the Pending log. If not, the receipt of the outcome is a duplicate and can be ignored. (Duplicates are possible because of the way the Query log is processed). If the message is still in the Pending log, the GPE records the Outcome in a log and, if it's in the Query log, removes it. `Commit` messages are passed to the user while `Aborts` are not. The message is finally removed from the Pending log. The order must be the above for proper recovery from a failure.

The final kind of message is the `Query`. When received, the outcome, if known, is sent.

Since timeouts aren't available, **Processing** the `Query` log is done by a nondeterministic choice in the specification. In the implementation, it should of course be triggered by a timeout. The `Query` file is created during the Recovery process, and should be processed periodically until empty. It consists simply of resending the `Query` messages that were first sent during the last Recovery process. In the implementation, a timer should be started after sending the last `Query`, but only if the log is not empty.

IfCompleteSendResult starts by comparing the number of votes received so far with the number of GPE's that the message was sent to. If not, the process exits. If so, the result must be determined. If all of the votes are `OK`'s, then the message is committed. If not, it is aborted. In the implementation, there are no `NOK` votes, so only the first check need be made. If all of the votes are in, then the message can be committed. An `Abort` will only be sent when the message times out.

In reality, when a node fails it does nothing. If we could control such a thing so as to write code for its implementation, we would just eliminate the possibility of its occurring. Since we have invented the `NOK` messages, we must generate them, and they are only generated when the GPE has failed. We are then obliged to include a **Failure** process. At any moment a failed process can **Recover**. If it doesn't recover, it can take an arriving message from the network. If the message is `New`, a `NOK` must be sent. Any other kind of message is thrown away.

When a GPE **Recovers** from failure, it must process its Pending log. This is done in parallel with continuing its normal operation. A recovering GPE is not immune to failure, and can indeed fail at any time (with the above atomicity limitations).

To **Process** the `Pending` log, we iterate through it. Only messages of types `New` and `OK` are stored in the in the Pending log. For `New` messages, we discard any votes that were received before the failure and start the group broadcast process from scratch. `OK` messages require less work. All we do is ask the other GPE's for the outcome, if we don't already have it stored in the Outcome log.

To **Broadcast** a message, all we do is iteratively send it to each of the other GPE's in the system.

Apêndice D - O Conjunto Original para a Validação dos *Containers*

O processo de validação é *ad hoc*, mas uma maneira sistemática foi usada na criação das propriedades pela consideração dos pseudo-construtores com construtores. Para listas, isto significa que serão demonstrado que **NIL**, **Add** e **Remove** tem o comportamento correto em combinação com si e com os demais operações. Validação consiste não somente da demonstração de que uma operação faz o que deve, mas também que não faz nada que não deve.

1. Tipo **List**

Operação **Add**

1. **Add(L, e) = L** or **Add(L, e) = Con(L, e)**
2. **IsIn(Add(L, e), e) = true**
3. **IsIn(L, e) => IsIn(Add(L, e1), e) = true**
4. **(e ne e1) and IsNotIn(L, e) => IsNotIn(Add(L, e1), e) = true**
5. **IsEmptyIn(Add(L, e)) = false**

Operação **Remove**

1. **IsIn(Remove(L, e), e) = false**
2. **(e ne e1) and IsIn(L, e) => IsIn(Remove(L, e1), e) = true**
3. **IsNotIn(L, e) => IsNotIn(Remove(L, e1), e) = true**

Operações **IsIn** e **IsNotIn**

1. **IsIn(L, e) => IsNotIn(L, e) = false**
2. **IsNotIn(L, e) => IsIn(L, e) = false**

Operação **Choose**

1. **(L eq NIL) xor IsIn(L, Choose(L)) = true**

Operação **Length**

1. **(Length(Add(L, e)) eq Length(L)) or (Length(Add(L, e)) eq Succ(Length(L)))**
2. **IsIn(L, e) => Length(Add(L, e)) eq Length(L)**
3. **IsNotIn(L, e) => Length(Add(L, e)) eq Succ(Length(L)) = true**
4. **Length(Remove(L), e) le Length(L)**
5. **IsIn(L, e) => Length(Remove(L, e)) lt Length(L)**
6. **IsNotIn(L, e) => Length(Remove(L, e)) eq Length(L)**

Operações **IsEmpty** e **IsNotEmpty**

1. **(L eq NIL) xor IsNotEmpty(L) = true**
2. **IsEmpty(L) => IsNotEmpty(L) = false**
3. **IsNotEmpty(L) => IsEmpty(L) = false**

2. Tipo Dictionary

Operação Mod

1. `IsIn(Mod(D, k, e), k) = true`
2. `Retr(Mod(D, k, e), k) = e`
3. `IsIn(D, e1) => IsIn(Mod(D, k, e), e1) = true`
4. `(k ne k1) and IsNotIn(D, k1) => IsNotIn(Mod(D, k, e), k1) = true`
5. `IsEmpty(Mod(D, k, e)) = false`

Operação Remove

1. `IsIn(Remove(D, k), k) = false`
2. `(k ne k1) and IsIn(D, k1) => IsIn(Remove(D, k), k1) = true`
3. `IsNotIn(D, k1) => IsNotIn(Remove(D, k), k1) = true`

Operação Fill

1. `IsIn(Fill(D, L, e), Choose(L)) = true`
2. `Retr(Fill(D, L, e), Choose(L)) = e`
3. `IsIn(D, e1) => IsIn(Fill(D, L, e)) = true`
4. `IsNotIn(L, k) and IsNotIn(D, k) => IsNotIn(Fill(D, L, e), k) = true`
5. `IsEmpty(L) => IsEmpty(Fill(D, L, e)) = true`

Operação Choose

1. `IsIn(D, Choose(D)) = true`

Operações IsIn e IsNotIn

1. `IsIn(D, k) => IsNotIn(D, k) = false`
2. `IsNotIn(D, k) => IsIn(D, k) = false`

Operação IsEmpty e IsNotEmpty

1. `(D = ED) xor IsNotEmpty(D)`
2. `IsEmpty(D) => IsNotEmpty(D) = false`
3. `IsNotEmpty(D) => IsEmpty(D) = false`

Operação Size

1. `(Size(Mod(D, k, e)) eq Size(D)) or (Size(Mod(D, k, e)) eq Succ(Size(L)))`
2. `IsIn(D, k) => Size(Mod(D, k, e)) eq Size(D)`
3. `IsNotIn(D, k) => Size(Mod(D, k, e)) eq Succ(Size(L)) = true`
4. `Size(Fill(D, L, e)) ge Size(D)`
5. `Size(Fill(D, L, e)) le (Size(D) + Length(L))`
6. `Size(Remove(D, k)) le Size(D)`
7. `IsIn(D, k) => Size(Remove(D, k)) lt Size(D)`
8. `IsNotIn(D, k) => Size(Remove(D, k)) eq Size(D)`

Operação Count

1. `Count(D, e) le Size(D, e)`

Apêndice E: Especificação dos *Containers* em PLUSS

```

SPECIF list

USE  boolean nat key

SORT list

GENERATORS
  nil      :                -> list
  con _ _  : list * key -> list

OPERATIONS
  add      _ _ : list * key -> list
  remove   _ _ : list * key -> list
  isin     _ _ : list * key -> boolean
  isnotin  _ _ : list * key -> boolean
  isempty  _   : list       -> boolean
  isnotempty _ : list       -> boolean
  choose   _   : list       -> key
  length   _   : list       -> nat
  eq_l     _ _ : list * list -> boolean

VARIABLES
  K, K1: key,
  N, N1: nat,
  L, L1: list

AXIOMS
  add1 : isin(L, K) = true  => add(L, K) = L
  add2 : isnotin(L, K) = true => add(L, K) = con(L, K)

  rem1 : remove(nil, K) = nil
  rem2 : eq_key(K, K1) = true => remove(con(L, K1), K) = remove(L, K)
  rem3 : ne_key(K, K1) = true => remove(con(L, K1), K) = con(remove(L, K), K1)

  isn1 : isin(nil, K) = false
  isn2 : eq_key(K, K1) = true => isin(con(L, K1), K) = true
  isn3 : ne_key(K, K1) = true => isin(con(L, K1), K) = isin(L, K)

  isnn : isnotin(L, K) = not(isin(L, K))
  isem : isempty(L) = equal(length(L), 0)
  isne : isnotempty(L) = not(isempty(L))

  chos : choose(con(L, K)) = K

  len1 : length(nil) = 0
  len2 : length(con(L, K)) = s(length(L))

  eq1 : eq_l(nil, nil) = true
  eq2 : eq_l(nil, con(L, K)) = false
  eq3 : eq_l(con(L, K), nil) = false
  eq4 : eq_l(con(L, K), con(L1, K1)) = and(eq_key(K, K1), eq_l(L, L1))

END list

```

SPECIF dictionary

USE boolean nat list key attrib

SORT dictionary

GENERATORS

```
ed      : -> dictionary
con  _ _ _ : dictionary * key * attrib -> dictionary
```

OPERATIONS

```
mod  _ _ _ : dictionary * key * attrib -> dictionary
fill _ _ _ : dictionary * list * attrib -> dictionary
remove _ _ _ : dictionary * key -> dictionary
retr  _ _ _ : dictionary * key -> attrib
choose _ _ _ : dictionary -> key
isin  _ _ _ : dictionary * key -> boolean
isnotin _ _ _ : dictionary * key -> boolean
isempty _ _ _ : dictionary -> boolean
isnotempty _ _ _ : dictionary -> boolean
size  _ _ _ : dictionary -> nat
count _ _ _ : dictionary * attrib -> nat
eq_d  _ _ _ : dictionary * dictionary -> boolean
```

VARIABLES

```
K, K1 : key,
E, E1 : attrib,
N, N1 : nat,
L      : list,
D, D1 : dictionary
```

AXIOMS

```
mod1 : isin(D, K) = true => mod(D, K, E) = con(remove(D, K), K, E)
mod2 : isnotin(D, K) = true => mod(D, K, E) = con(D, K, E)

rem1 : remove(ed, K) = ed
rem2 : eq_key(K, K1) = true => remove(con(D, K1, E), K) = remove(D, K)
rem3 : ne_key(K, K1) = true => remove(con(D, K1, E), K) = con(remove(D, K), K1, E)

fill1 : fill(D, nil, E) = D
fill2 : fill(D, con(L, K), E) = fill(mod(D, K, E), L, E)

ret1 : eq_key(K, K1) = true => retr(con(D, K1, E), K) = E
ret2 : ne_key(K, K1) = true => retr(con(D, K1, E), K) = retr(D, K)

cho1 : choose(con(D, K, E)) = K

isn1 : isin(ed, K) = false
isn2 : eq_key(K, K1) = true => isin(con(D, K1, E), K) = true
isn3 : ne_key(K, K1) = true => isin(con(D, K1, E), K) = isin(D, K)
isn4 : isnotin(D, K) = not(isin(D, K))

ism1 : isempty(D) = equal(size(D), 0)
ism2 : isnotempty(D) = not(isempty(D))

siz1 : size(ed) = 0
siz2 : size(con(D, K, E)) = s(size(D))

cnt1 : count(ed, E) = 0
cnt2 : eq_attrib(E, E1) = true => count(con(D, K, E1), E) = s(count(D, E))
cnt3 : ne_attrib(E, E1) = true => count(con(D, K, E1), E) = count(D, E)

eqd1 : eq_d(ed, ed) = true
eqd2 : eq_d(con(D, K, E), ed) = false
eqd3 : eq_d(ed, con(D, K, E)) = false
eqd4 : eq_d(con(D, K, E), D1) = and(and(isin(D1, K), eq_attrib(retr(D1, K), E)), eq_d(D, remove(D1, K)))
```

END dictionary

Apêndice F: Conjunto de Propriedades para a Validação dos *Containers*

As seguintes propriedades foram fornecidas à ferramenta LOFT.

1. Conjunto de Propriedades para `list.spec`

As propriedades sem anotação foram demonstradas para $\alpha = 10$. Aquelas marcadas com $\dagger$ foram demonstradas para $\alpha = 5$. Nenhum resultado significativo foi obtido para aquelas anotadas com $\ddagger$.

1. `or(eq_l(add(L, E), L), eq_l(add(L, E), con(L, E))) = false.`
2. `isin(add(L, E), E) = false.`
3. `imply(isin(L, E), isin(add(L, E1), E)) = false.`
4. `imply(and(ne_key(E, E1), isnotin(L, E)), isnotin(add(L, E1), E)) = false.`
5. `isempty(add(L, E)) = true.`
6. `isin(remove(L, E), E) = true.`
7. `imply(and(ne_key(E, E1), isnotin(L, E)), isnotin(remove(L, E1), E)) = false.`
- $\dagger$ 8. `imply(isnotin(L, E), isnotin(remove(L, E1), E)) = false.`
- $\dagger$ 9. `imply(isnotin(L, E), isnotin(remove(L, E1), E)) = false.`
10. `imply(isin(L, E), not(isnotin(L, E))) = false.`
11. `imply(isnotin(L, E), not(isin(L, E))) = false.`
12. `xor(eq_l(nil, L), isin(L, choose(L))) = false.`
13. `or(equal(length(add(L, E)), length(L)), equal(length(add(L, E)), s(length(L)))) = false.`
14. `imply(isin(L, E), equal(length(add(L, E)), length(L))) = false.`
15. `imply(isnotin(L, E), equal(length(add(L, E)), s(length(L)))) = false.`
- $\dagger$ 16. `le(length(remove(L, E)), length(L)) = false.`
- $\ddagger$ 17. `le(length(remove(L, E)), length(L)) = false.`
- $\dagger$ 18. `imply(isin(L, E), lt(length(remove(L, E)), length(L))) = false.`
- $\ddagger$ 19. `imply(isin(L, E), lt(length(remove(L, E)), length(L))) = false.`
- $\dagger$ 20. `imply(isnotin(L, E), equal(length(remove(L, E)), length(L))) = false.`
- $\ddagger$ 21. `imply(isnotin(L, E), equal(length(remove(L, E)), length(L))) = false.`
22. `xor(eq_l(L, nil), isempty(L)) = false.`
23. `imply(isempty(L), not(isnotin(L))) = false.`
24. `imply(isnotin(L), not(isempty(L))) = false.`

1. Conjunto de Propriedades para `dict.spec`

As propriedades sem anotação foram demonstradas para $\alpha = 5$. Nenhum resultado significativo foi obtido para aquelas anotadas com ‡.

1. `isin(mod(D, K, E), K) = false.`
2. `eq_attrib(retr(mod(D, K, E), K), E) = false.`
- ‡ 3. `imply(isin(D, K1), isin(mod(D, K, E), K1)) = false.`
4. `imply(and(ne_key(K, K1), isnotin(D, K1)),
isin(mod(D, K, E), K1)) = false.`
5. `isempty(mod(D, K, E)) = true.`
6. `isin(remove(D, K), K) = true.`
- ‡ 7. `imply(and(ne_key(K, K1), isin(D, K1)),
isin(remove(D, K), K1)) = false.`
8. `imply(isnotin(D, K1), isnotin(remove(D, K), K1)) = false.`
- ‡ 9. `isin(fill(D, L, E), choose(L)) = false.`
- ‡ 10. `eq_attrib(retr(fill(D, L, E), choose(L)), E) = false.`
- ‡ 11. `imply(isin(D, K), isin(fill(D, L, E), K)) = false.`
- ‡ 12. `imply(and(isnotin(L, K), isnotin(D, K)),
isin(fill(D, L, E), K)) = false.`
- ‡ 13. `imply(isnotempty(L), isnotempty(fill(D, L, E))) = false.`
14. `isin(D, choose(D)) = false.`
15. `imply(isin(D, K), not(isnotin(D, K))) = false.`
16. `imply(isnotin(D, K), not(isin(D, K))) = false.`
17. `xor(eq_d(D, ed), isnotempty(D)) = false.`
18. `imply(isempty(D), not(isnotempty(D))) = false.`
19. `imply(isnotempty(D), not(isempty(D))) = false.`
- ‡ 20. `or(equal(size(mod(D, K, E)), size(D)),
equal(size(mod(D, K, E)), s(size(D))) = false.`
- ‡ 21. `imply(isin(D, K), equal(size(mod(D, K, E)), size(D))) = false.`
- ‡ 22. `imply(isnotin(D, K), equal(size(mod(D, K, E)), s(size(D))) = false.`
- ‡ 23. `ge(size(fill(D, L, E)), size(D)) = false.`
- ‡ 24. `le(size(fill(D, L, E)), add(size(D), size(L))) = false.`
25. `le(size(remove(D, K)), size(D)) = false. (++++)`
- ‡ 26. `imply(isin(D, K), lt(size(remove(D, K)), size(D))) = false.`
- ‡ 27. `imply(isnotin(D, K), equal(size(remove(D, K)), size(D))) = false.`
28. `le(count(D, E), size(D)) = false.`

Apêndice G: Manual do Usuário para **GPElib**

A camada da *GPE* forma o nível mais baixo do Serviço de Comunicação de Grupo. A *GPE* fornece um mecanismo de disseminação atômica. Este método de envio de mensagens é diferente de um `send` simples no sentido em que o destino é um grupo de recipientes. Ou todos recebem a mensagem ou nenhum a recebe. Após a decisão, se uma mensagem difundida será confirmada ou rejeitada, todos os usuários recebem a mensagem e seu resultado.

Há duas partes do sistema que um programador de uma aplicação distribuído precisa conhecer: A *API* fornecida por **GPElib** e a forma de inicialização de processos.

1. A *API* **GPElib**

GPElib fornece a interface para programas usuário e é muito simples, consistindo de apenas duas funções: `GPE_broadcast` e `GPE_receive`. A configuração inicial dos processos usuário com seus *GPEs* é tratado por estas funções. A declaração destas funções encontra-se no arquivo **GPElib.h**, que é mostrado abaixo.

```

/*****
 * gpelib.h
 *****/
#ifndef GPELIB_H
#define GPELIB_H

#include "adts.h"

/*****
 * GPE_broadcast - initiate an atomic broadcast of a message to a list of members.
 * return type: bool, in this version, always true
 * parameters: sMsg, a message in the form of a not necessarily
 *                NULL-terminated string
 *                uLength, the length of the message in sMsg
 *                members, the intended recipients of sMsg, if NULL then all GPEs
 *                mentioned in GCS.ini are the recipients.
 *****/
bool GPE_broadcast(char * sMsg, unsigned uLength, GPEaddr_list *members);

/*****
 * GPE_receive - receive a message, if available, from the GPE layer.
 * return type: unsigned, 0 message is available
 *                otherwise length of the message received into sMsg
 * parameters: sMsg, a message in the form of a not necessarily
 *                NULL-terminated string
 *                from, the address of the GPE of the user that originated this
 *                message
 *                members, the recipients of sMsg.
 *                result, the final status of the message, either abort or commit
 *****/
unsigned GPE_receive(char * sMsg, GPEaddr * from, GPEaddr_list ** members,
                    KindOfMsgT * result);

#endif
```

O endereço de uma *GPE* (como é usado nos `GPEaddrs` nestas duas funções) é a ordem em que são listados no arquivo `GCS.ini`, começando em zero. A `GPEaddr_list` é manipulada com as funções descritas no arquivo `list.h`.

O código usuário é compilado com o compilador Concert/C `ccc` e ligado com o arquivo **GPElib.o**.

Um programa simples encontra-se na seção 3 deste apêndice.

Como descrito na especificação formal, processos usuário devem ser sempre disponível para receber uma mensagem da *GPE*. Isso pode ser feito incluindo-se as chamadas **GPE_receive** em uma *thread* isolado.

2. O Processo da Inicialização das *GPEs*

Antes de usar o sistema de *GPEs*, a configuração do sistema tem que ser descrita no arquivo **GCS.ini** e o caminho completo do diretório que a contém tem que estar na variável do ambiente **GPEDIR**. Este arquivo pode ter várias seções, mas a única de interesse para a camada de *GPEs* segue o cabeçalho **[GPE]**. Esta seção contém os valores para os *time-out* (em segundos) e uma lista das máquinas que serão incluídas no grupo. O *broadcast time-out* é o tempo de espera até que um *broadcast* atômico é abortado. O *query time-out* é o tempo de espera entre tentativas de *query*. Um arquivo exemplo encontra-se abaixo.

```
[GPE]
bcast_timeout=2
query_timeout=8
host=osasco.ime.usp.br
host=santana.ime.usp.br
host=fradim.ime.usp.br
```

Uma vez que este arquivo contém as informações corretas, o comando **launcher** pode ser executado para instanciar os processos *GPE* nas máquinas listadas. Finalmente, os programas usuário podem ser iniciados individualmente nas suas máquinas.

3. Um Exemplo de um Programa Usuário

```
/******
 *                                     user.c                               *
 *****/
#include <stdio.h>
#include "gpelib.h"

void sendMsg(void);
void getMsg(void);
```

```

/*****
 * Run until the user presses 'q', then quit.
 * Inside the loop, if the user presses 's', send a message.
 * In any event, check to see if a message has been received
 *****/
int main()
{
    int c=' ';

    while ('q'!=c)
    {
        if ('s'==(c=getch())) sendMsg();
        getMsg();
    }
}

/*****
 * Select a random number and include it in a message.
 * Broadcast the message to all members of the group.
 *****/
void sendMsg(void)
{
    char szMsg[1024];
    int i, nValue;

    nValue = random()%5000;
    sprintf(szMsg, "I chose %4d.", nValue);

    GPE_broadcast(szMsg, 1+strlen(szMsg), NULL);
}

/*****
 * Check to see if a message has arrived. If so, print it
 * and its outcome.
 *****/
void getMsg(void)
{
    char          szMsg[1024];
    GPEaddr       from;
    unsigned      uLength;
    GPEaddr_list * lTo;
    KindOfMsgT    result;

    uLength=GPE_receive(szMsg, &from, &lTo, &result);
    if (uLength>0)
    {
        if (Commit_k==result)
            printf("commit ");
        else
            printf("abort ");
        printf("'s' from %d\n", szMsg, from);
    }
}

```

Apêndice H: Parte do Arquivo `list.h`

Em diversas partes da implementação utilizou-se a facilidade de macro-substituição para criar tipos de dados similares. Para tal, utilizou-se a diretiva de pre-processamento `##`, que é um operador pouco usado do preprocessador `pcc`. Kernighan and Ritchie [K&R] mencionam que depois da substituição dos parâmetros, cada `##` é excluído, como também qualquer espaço branco em volta destes símbolos, para concatenar os *tokens* adjacentes e formar um *token* novo. Como pode ser visto, existem dois macros: `list_decl(TYPE)` que corresponde à assinatura e `list(TYPE)` que corresponde aos axiomas. Asserções são usados para fazer cumprir as pre- e pós-condições.

```

/*****
/* list.h
*****/

#ifndef LIST_INCLUDED
#define LIST_INCLUDED

#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <assert.h>
#include "bool.h"

#define list_decl(TYPE)

typedef struct { TYPE ** v;
                unsigned nSize;
                unsigned nMaxSize;
                } TYPE##_list;

TYPE##_list * nil_##TYPE##_list(unsigned);
TYPE##_list * con_##TYPE##_list(TYPE##_list *, const TYPE *);
TYPE##_list * add_##TYPE##_list(TYPE##_list *, const TYPE *);
TYPE##_list * remove_##TYPE##_list(TYPE##_list *, const TYPE *);
bool is_in_##TYPE##_list(const TYPE##_list *, const TYPE *);
bool is_not_in_##TYPE##_list(const TYPE##_list *, const TYPE *);
bool is_empty_##TYPE##_list(const TYPE##_list *);
bool is_not_empty_##TYPE##_list(const TYPE##_list *);
bool are_equal_##TYPE##_list(const TYPE##_list *, const TYPE##_list *);
TYPE * choose_##TYPE##_list(const TYPE##_list *);
unsigned length_##TYPE##_list(const TYPE##_list *);
TYPE##_list * copy_##TYPE##_list(const TYPE##_list *);
void destroy_##TYPE##_list(TYPE##_list * pL);

#define list(TYPE)

/*****
/* nil_list(unsigned nInitialMaxSize)
/* pre: none
/* post: none
*****/
TYPE##_list * nil_##TYPE##_list(unsigned nInitialMaxSize)
{
    TYPE##_list * pL;

    if (nInitialMaxSize==0)
        nInitialMaxSize++;
    if (NULL!=(pL = (TYPE##_list*)malloc(sizeof(TYPE##_list))))
    {
        pL->nSize = 0;
        pL->nMaxSize = nInitialMaxSize;
        if (NULL==(pL->v = (TYPE**)malloc(pL->nMaxSize*sizeof(TYPE))))
        {
            free(pL);
            pL=NULL;
        }
    }
    return pL;
}

```

```

/*****/
/* destroy_list(list * pL) */
/* pre: none */
/* post: none */
/*****/
void destroy_##TYPE##_list(TYPE##_list * pL)
{
    if (pL==NULL)
        return;
    free(pL->v);
    free(pL);
}

/*****/
/* add_list(list * pL, TYPE element) */
/* pre: pL != NULL */
/* post: isin(pL, element) = true */
/*****/
TYPE##_list * add_##TYPE##_list(TYPE##_list * pL, const TYPE * element)
{
    assert(pL!=NULL);
    if (is_in_##TYPE##_list(pL, element))
        return pL;
    if (pL->nSize==pL->nMaxSize)
    {
        pL->nMaxSize *= 2;
        if (NULL==(pL->v=(TYPE**)realloc(pL->v, pL->nMaxSize*sizeof(TYPE))))
        {
            destroy_##TYPE##_list(pL);
            return NULL;
        }
    }
    pL->v[pL->nSize++] = (TYPE*)element;
    assert(is_in_##TYPE##_list(pL, element));
    return pL;
}

/*****/
/* remove_list(list * pL, TYPE element) */
/* pre: pL != NULL */
/* post: isin(pL, element) = false */
/*****/
TYPE##_list * remove_##TYPE##_list(TYPE##_list * pL, const TYPE * element)
{
    unsigned i;
    assert(pL!=NULL);
    for (i=0; i<pL->nSize; i++)
    {
        if (equal_##TYPE##_list(pL->v[i], element))
        {
            pL->nSize--;
            pL->v[i]=pL->v[pL->nSize];
            break;
        }
    }
    assert(is_in_##TYPE##_list(pL, element)==false);
    return pL;
}

/*****/
/* is_in_list(list * pL, element) */
/* pre: pL != NULL */
/* post: none */
/*****/
bool is_in_##TYPE##_list(const TYPE##_list * pL, const TYPE * element)
{
    unsigned i;
    assert(pL!=NULL);
    for (i=0; i<pL->nSize; i++)
    {
        if (equal_##TYPE##_list(pL->v[i], element))
            return true;
    }
    return false;
}

```

Apêndice I: Parte dos Arquivos `gpetypes.h` e `ports.h`

O arquivo `gpetypes.h` define, entre outras coisas, os tipos das mensagens enviadas entre processos. Os nomes dos tipos são do ponto de vista de uma *GPE*. Por exemplo, `ToUserType` é o tipo de uma mensagem de um *GPE* para um usuário, enquanto `GPetoGPetype` é o tipo de uma mensagem entre *GPEs*.

O arquivo `ports.h` define, entre outras coisas, os tipos das portas que ligam os processos. Os nomes seguem o mesmo padrão do que os de `gpetypes.h`. Por exemplo, `ToUserPortType` define uma porta para o envio de mensagens do tipo `ToUserType` e é usado para ligar um usuário com seu *GPE*.

```
/* ***** */
/*      gpetypes.h      */
/* ***** */

typedef struct { char          sMsg[MAX_GPE_MSG_SIZE];
                 unsigned      uLength;
                 GPEaddr      from;
                 GPEaddr_list * members;
                 KindOfMsgT    result;
                 unsigned      seq;
                 } ToUserType;

typedef struct { unsigned      uMySeq;
                 } ToUserAckType;

typedef struct { char          sMsg[MAX_GPE_MSG_SIZE];
                 unsigned      uLength;
                 GPEaddr_list  members;
                 unsigned      seq;
                 } FromUserType;

typedef struct { unsigned      uMySeq;
                 } FromUserAckType;

typedef MsgStatus GPetoGPetype;
```

```

/*****
/*    ports.h                                */
*****/

typedef receiveport { ToUserType          } ToUserPortType;
typedef receiveport { ToUserAckType       } ToUserAckPortType;
typedef receiveport { FromUserType        } FromUserPortType;
typedef receiveport { FromUserAckType     } FromUserAckPortType;
typedef receiveport { GPetoGPEType       } GPetoGPEportType;

typedef struct { ToUserPortType    * [required] toUser;
                ToUserAckPortType * [required] toUserAck;
                } NewUserType;

typedef struct { GPetoGPEportType * [required] prt;
                char                szName[MAX_HOST_NAME];
                unsigned             uNumber;
                } NewGPEType;

typedef receiveport { NewUserType } NewUserPortType;
typedef receiveport { NewGPEType  } NewGPEportType;

typedef struct { NewUserPortType    * [required] newUser;
                FromUserPortType    * [required] fromUser;
                FromUserAckPortType * [required] fromUserAck;
                } NewUserLauncherType;

```

Apêndice J: Parte do Arquivo `gpeports.c`

O arquivo `gpeports.c` define os processos que implementam as ações atômicas da especificação. Escondidas aqui é todo o código que usa as extensões de Concert/C.

```
/*
 *
 *      gpeports.c
 *
 */
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

#ifdef JUST_BROADCAST
#include "gpetypes.h"
void print_keys(GPEaddr_VoteT_dict * d);
void toGPE(const GPetoGPetype * msg);
#endif
#ifndef JUST_BROADCAST

#include <concert.h>
#include "gpeports.h"
#include "ports.h"

static GPetoGPEportType      myGPetoGPEport;
static ToUserPortType        * myToUserPort      = NULL;
static ToUserAckPortType     * myToUserAckPort    = NULL;
static FromUserPortType       myFromUserPort;
static FromUserAckPortType    myFromUserAckPort;
static NewGPEportType         myNewGPEport;
static NewUserPortType        myNewUserPort;
static NewGPetype             other_GPEs[MAX_GPE_ADDRESS];

extern FILE * fpLog;

extern char szMyName[];
extern char szGPEdir[];
extern char szLogFileName[];

static unsigned uNumGPES;
static unsigned uBcastTimeOut;
static unsigned uQueryTimeOut;

#ifdef TEST_GPE_PORTS
FILE * fpLog;
VoteT NN_v = NN_ack;
#endif
/*****
 *  init_port_function - called by launcher to get this GPE's port info
 *  return type - void
 *  parameters - GPEdir    null terminated string that gives the
 *                          name of the directory containing the
 *                          GCS.ini file
 *                          myName    null terminated string that contains the
 *                          name of this GPE's host machine
 *                          numGPES   total number of GPEs in the group
 *                          bcastTO   broadcast time-out value in seconds
 *                          queryTO   query time-out value in seconds
 *                          gpePorts  this GPE's port addresses
 *****/
initial port
void init_port_function([in] char * GPEdir, [in] char * myName,
                        unsigned numGPES, unsigned bcastTO, unsigned queryTO,
                        [out] GPEportListType * gpePorts)
{
    strcpy(szGPEdir, GPEdir);
    strcpy(szMyName, myName);
    sprintf(szLogFileName, "%s/%s.log", szGPEdir, szMyName);

    strcpy(szMyName, myName);
    uNumGPES = numGPES;
    uBcastTimeOut = bcastTO;
    uQueryTimeOut = queryTO;

    gpePorts->GPetoGPE      = myGPetoGPEport;
    gpePorts->fromUser       = myFromUserPort;
    gpePorts->fromUserAck   = myFromUserAckPort;
    gpePorts->newUser        = myNewUserPort;
    gpePorts->newGPE         = myNewGPEport;
    strcpy(gpePorts->szName, myName);
```

```

fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
fprintf(fpLog, "%s is alive\n", szMyName);
fclose(fpLog);
}

/*****
 * connect_GPEs - called by main to send GPE port info to all GPEs
 * return type - void
 * parameters - szGPEdir null terminated string that gives the
 *               name of the directory containing the
 *               GCS.ini file
 *               puNumGPEs total number of GPEs in the group
 *               bcastTO broadcast time-out value in seconds
 *               queryTO query time-out value in seconds
 *****/
void connect_GPEs(char * szGPEdir, unsigned * puNumGPEs,
                  unsigned * puQueryTO, unsigned * puBcastTO)
{
    GPEaddr      i;
    char          szBindingsFile[1024];
    char          * szMyHost;
    char          * szGPEdirEnv;
    GPEportListType myPorts;
    unsigned      (*new_GPE_func)([in] GPEportListType, unsigned * uQueryTO,
                                  unsigned * uBcastTO);

#ifdef TEST_GPE_PORTS
    GPEtoGPEtype Hello;
#endif

    if ('\0'==szGPEdir[0])
    {
        accept(init_port_function);
        *puNumGPEs = uNumGPEs;
        *puBcastTO = uBcastTimeOut;
        *puQueryTO = uQueryTimeOut;
    }
    else
    {
        szMyHost = getenv("HOST");
        szGPEdirEnv = getenv("GPEDIR");
        strcpy(szMyName, szMyHost);
        strcpy(szGPEdir, szGPEdirEnv);
        free(szMyHost);
        free(szGPEdirEnv);

        sprintf(szBindingsFile, "%s/gpe_bindings_file", szGPEdir);
        switch (cn_shared_file_import(szBindingsFile, "new_GPE_func", &new_GPE_func))
        {
            case cn_success : break;
            case cn_resource_not_available :
                fpLog = fopen(szLogFileName, "at");
                fprintf(fpLog, "resource not available: file '%s' not found\n", szBindingsFile);
                fclose(fpLog);
                exit (0);
            case cn_symbol_not_available :
                fpLog = fopen(szLogFileName, "at");
                fprintf(fpLog, "symbol not available: symbol 'new_GPE_func' not found in file '%s'\n", szBindingsFile);
                fclose(fpLog);
                exit (0);
            case cn_interface_mismatch :
                fpLog = fopen(szLogFileName, "at");
                fprintf(fpLog, "interface mismatch for new_GPE_func in binding file\n");
                fclose(fpLog);
                exit (0);
        }
        myPorts.GPEtoGPE = &myGPEtoGPEport;
        myPorts.fromUser = &myFromUserPort;
        myPorts.fromUserAck = &myFromUserAckPort;
        myPorts.newUser = &myNewUserPort;
        myPorts.newGPE = &myNewGPEport;
        strcpy(myPorts.szName, szMyName);
        *puNumGPEs = new_GPE_func(myPorts, puBcastTO, puQueryTO);
    }
    for (i=0; i<uNumGPEs; i++)
    {
        receive(myNewGPEport, &(other_GPEs[i]));
    }

#ifdef TEST_GPE_PORTS
    strcpy>Hello.data, "Hello there!");
    Hello.coord = 0;
    Hello.to = 0;
    Hello.from = 0;
    Hello.kind = 0;
    Hello.acks = NULL;

    for (i=0; i<uNumGPEs; i++)
    {
        if (other_GPEs[i].prt==myGPEtoGPEport)
        {
            fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
            fprintf(fpLog, "%s is number %d\n", szMyName, i);
            fclose(fpLog);
        }
        else
        {
            sprintf>Hello.data, "Hi %s, I'm %s", other_GPEs[i].szName, szMyName);

```



```

        send(other_GPEs[i].prt, Hello);
    }
}
for (i=0; i<uNumGPES-1; i++)
{
    receive(myGPEToGPEport, &Hello);
    fpLog = fopen(szLogFileName, "at");
    fprintf(fpLog, "received the message '%s'\n", Hello.data);
    fclose(fpLog);
}
#endif
}

/*****
 * toUser - implements the functionality of the toUser ! value action
 * return type - void
 * parameter - msg a message to be sent. The user address
 * is given as one of the fields.
 *****/
void toUser(const GPEToGPEType * msg)
{
    static unsigned nCount = 0;
    static unsigned * puSeq;
    static FromUserAckType ack;
    static ToUserType userMsg;

    /* code to store messages until a user registers
    if (myToUserPort == NULL)
    {
        nCount++;
        if (NULL==(puSeq = (unsigned *) malloc(sizeof(unsigned))))
        {
            fpLog = fopen(szLogFileName, "at");
            fprintf(fpLog, "couldn't allocate memory to store a message\n");
            fclose(fpLog);
            exit(EXIT_FAILURE);
        }
        *puSeq = nCount;
        mod_unsigned_ToUserType_st_dict(puSeq, msg);
    }
    else
    */
        memcpy(userMsg.sMsg, msg->data, msg->length);
        userMsg.uLength = msg->length;
        userMsg.from = msg->from;
        userMsg.members = get_keys_GPEaddr_VoteT_dict(msg->acks);
        userMsg.result = msg->kind;
        userMsg.seq = msg->seq;

        send(myToUserPort, userMsg);
        destroy_GPEaddr_list(userMsg.members);
    }

/*****
 * toUserAck - acknowledges a message to be sent to the user
 * return type - void
 * parameter - msg the acknowledgement to be sent.
 *****/
void toUserAck(const ToUserAckType * msg)
{
    send(*myToUserAckPort, *msg);
}

/*****
 * fromUser - implements the functionality of the fromUser ? var action
 * return type - bool true is a message was received, false otherwise
 * parameter - msg if the return value is true, the message
 * received. undefined if false.
 *****/
bool fromUser(GPEToGPEType * msg)
{
    static ToUserAckType ack = { 0 };
    static FromUserType userMsg;
    static GPEaddr_VoteT_dict * acks;
    static VoteT nn = NN_ack;

    if (0==poll(myFromUserPort))
        return false;
    else
    {
        receive(myFromUserPort, &userMsg);
        ack.uMySeq++;
        send(myToUserAckPort, ack);

        memcpy(msg->data, userMsg.sMsg, userMsg.uLength);
        msg->length = userMsg.uLength;
        acks = empty_GPEaddr_VoteT_dict(length_GPEaddr_list(&(userMsg.members)));
        acks = fill_GPEaddr_VoteT_dict(acks, &(userMsg.members), &nn);
        msg->acks = acks;
        msg->seq = userMsg.seq;
        return true;
    }
}

```

```

/*****
 * fromUserAck - acknowledges a message to be sent to the user
 * return type - void
 * parameter - msg the acknowledgement to be sent.
 *****/
bool fromUserAck(FromUserAckType * msg)
{
    if (0==poll(myFromUserAckPort))
        return false;
    else
    {
        receive(myFromUserAckPort, msg);
        return true;
    }
}

/*****
 * toGPE - sends a message from one GPE to another
 * return type - void
 * parameter - msg the message to be sent.
 *****/
void toGPE(const GPEToGPEType * msg)
{
    send(other_GPEs[msg->to].prt, *msg);
}

#endif

/*****
 * broadcast_to_GPEs - unicasts a message to GPEs, as specified by the
 * process Broadcast
 * return type - void
 * parameter - msg the message to be sent.
 *****/
void broadcast_to_GPEs(MsgStatus * msg)
{
    GPEaddr_list * members;
    GPEaddr * to;

    members = get_keys_GPEaddr_VoteT_dict(msg->acks);
    while (is_not_empty_GPEaddr_list(members))
    {
        to = choose_GPEaddr_list(members);
        msg->to = *to;
        toGPE(msg);
        members = remove_GPEaddr_list(members, to);
    }

    destroy_GPEaddr_list(members);
}

#ifndef JUST_BROADCAST
/*****
 * fromGPE - receives a message from another GPE.
 * return type - bool true if a message was received, false otherwise
 * parameter - msg if true, the message received. otherwise
 * undefined
 *****/
bool fromGPE(GPEToGPEType * msg)
{
    if (0==poll(myGPEToGPEport))
        return false;
    else
    {
        receive(myGPEToGPEport, msg);
        return true;
    }
}

/*****
 * getNewUser_ifAny - detects and registers any new user that connects
 * return type - void
 * parameter - none
 *****/
void getNewUser_ifAny()
{
    NewUserType msg;

    if (0==poll(myNewUserPort))
        return ;

    fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
    fprintf(fpLog, "%s is receiving user\n", szMyName);
    fclose(fpLog);

    receive(myNewUserPort, &msg);
    myToUserPort = msg.toUser;
    myToUserAckPort = msg.toUserAck;

    fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
    fprintf(fpLog, "%s received the user\n", szMyName);
    fclose(fpLog);
}

```

```

/*****
 *  getNewGPE_ifAny - detects and registers any new GPE process that
 *                   joins the group
 *  return type - void
 *  parameter   - none
 *****/
void getNewGPE_ifAny()
{
    NewGPEType msg;

    if (0==poll(myNewGPEport))
        return ;
    receive(myNewGPEport, &msg);
    other_GPEs[msg.uNumber].prt = msg.prt;
    strcpy(other_GPEs[msg.uNumber].szName, msg.szName);
}

#ifdef TEST_GPE_PORTS
char szMyName[1024];
char szGPEDir[1024];
char szLogFileName[1024];

int main(int argc, char ** argv)
{
    GPEToGPEType    Hello;
    unsigned         uNumGPES;
    unsigned         uQueryTO;
    unsigned         uBcastTO;

    connect_GPES("", &uNumGPES, &uQueryTO, &uBcastTO);

    return 0;
}
#endif
#endif

```

Apêndice K: Parte do arquivo **gpemisc.c**

As funções definidas neste arquivo implementam a maioria dos processos descritos na especificação formal.

```

/*****
/*
/*      gpemisc.c
/*
*****/

#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include "gpeports.h"
#include "gpemisc.h"

extern char  szLogFileName[];
FILE * fpLog;

KindOfMsgT OK      = OK_k;
KindOfMsgT New     = New_k;
KindOfMsgT Query   = Query_k;
KindOfMsgT Abort   = Abort_k;
KindOfMsgT Commit  = Commit_k;
VoteT      OK_v    = OK_ack;
VoteT      NN_v    = NN_ack;

/*****
 * function that implements process ProcessPending *
 *****/
void process_pending(      MessageID_MsgStatus_st_dict ** PendingDict,
                          const MessageID_MsgStatus_st_dict * OutcomesDict,
                          MessageID_MsgStatus_dict ** QueriesDict)
{
    MessageID_list * keyList;
    MessageID * pendKey;
    MsgStatus * pendAttrib;
    MsgStatus * outcomeAttrib;

    keyList = get_keys_MessageID_MsgStatus_st_dict(*PendingDict);
    while (is_not_empty_MessageID_list(keyList))
    {
        pendKey = choose_MessageID_list(keyList);
        pendAttrib = retr_MessageID_MsgStatus_st_dict(*PendingDict, pendKey);

        switch (pendAttrib->kind)
        {
            case OK_k : *QueriesDict = mod_MessageID_MsgStatus_dict(*QueriesDict, pendKey, pendAttrib);
                        pendAttrib->kind = Query_k;
                        broadcast_to_GPEs(pendAttrib);
                        pendAttrib->kind = OK_k;
                        break;

            case New_k : if (true==is_in_MessageID_MsgStatus_st_dict(OutcomesDict, pendKey))
                        {
                            outcomeAttrib = retr_MessageID_MsgStatus_st_dict(OutcomesDict, pendKey);
                            pendAttrib->kind = outcomeAttrib->kind;
                            broadcast_to_GPEs(pendAttrib);
                            toUser(pendAttrib);
                            *PendingDict = remove_MessageID_MsgStatus_st_dict(*PendingDict, pendKey);
                            destroy_MessageID(pendKey);
                            destroy_MsgStatus(pendAttrib);
                        }
                        else
                        {
                            broadcast_to_GPEs(pendAttrib);
                            set_all_acks(pendAttrib, &NN_v);
                        }
                        break;

            default : fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
                      fprintf(stderr, "Pending has a record of unknown type\n");
                      fclose(fpLog);
                      break;
        }

        keyList = remove_MessageID_list(keyList, pendKey);
    }
    destroy_MessageID_list(keyList);
}

```

```

/*****
 * function that implements process ProcessQueries *
 *****/
void process_queries(const MessageID_MsgStatus_dict * QueriesDict)
{
    MessageID_list * keyList;

    MessageID * key;
    MsgStatus * attrib;
    KindOfMsgT kind;

#ifdef TESTING_WITHOUT_MAIN
    printf("i'm process_queries\n");
#endif

    if (is_empty_MessageID_MsgStatus_dict(QueriesDict))
        return;

    keyList = get_keys_MessageID_MsgStatus_dict(QueriesDict);

    while (is_not_empty_MessageID_list(keyList))
    {
        key = choose_MessageID_list(keyList);
        attrib = retr_MessageID_MsgStatus_dict(QueriesDict, key);
        kind = attrib->kind;
        attrib->kind=Query_k;
        broadcast_to_GPEs(attrib);
        attrib->kind=kind;
        remove_MessageID_list(keyList, key);
    }
    destroy_MessageID_list(keyList);
}

/*****
 * function that implements process IfCompleteSendResult *
 *****/
void if_complete_send_result(MsgStatus * msg,
                             MessageID_MsgStatus_st_dict * PendingDict,
                             MessageID_MsgStatus_st_dict * OutcomesDict)
{
    GPEaddr_VoteT_dict * d;
    MessageID * keyID;
    MessageID msgID;

    d = msg->acks;
    if (count_GPEaddr_VoteT_dict(d, &OK_v)==size_GPEaddr_VoteT_dict(d))
    {
        msgID.gpe = msg->coord;
        msgID.n = msg->seq;
        keyID = get_key_MessageID_MsgStatus_st_dict(*PendingDict, &msgID);
        assert(NULL!=keyID);
        commit_msg(msg);
        *OutcomesDict = mod_MessageID_MsgStatus_st_dict(*OutcomesDict, keyID, msg);
        *PendingDict = remove_MessageID_MsgStatus_st_dict(*PendingDict, keyID);
    }
}

/*****
 * auxiliary functions that handle what happens when a
 * message is to be committed or aborted
 *****/
void abort_msg(MsgStatus * msg)
{
    msg->kind = Abort_k;
    toUser(msg);
    broadcast_to_GPEs(msg);
}

void commit_msg(MsgStatus * msg)
{
    msg->kind = Commit_k;
    toUser(msg);
    broadcast_to_GPEs(msg);
}

```


Apêndice L: Parte do arquivo `gpemain.c`

As funções deste arquivo implementam os processos *Recover* e *GroupProtocol* descritos na especificação formal. Também neste arquivo encontra-se a função principal do *GPE* que interliga-se com as demais *GPEs*.

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <time.h>
#include "gpemisc.h"
#include "gpeports.h"

char      szMyName[MAX_HOST_NAME];
GPEaddr   gpeMyself;
unsigned  uNumGPES;
char      szGPEDir[1024];
char      szFileName[1000];
char      szLogFileName[1000];

extern FILE * fpLog;

#ifdef TESTING_WITHOUT_MAIN
#define STATIC static
#else
#define STATIC
#endif

STATIC unsigned uBcastTimeOut;
STATIC unsigned uQueryTimeOut;
STATIC time_t  uNextQueryTimeOut = 0;
extern VoteT OK_v;
STATIC MessageID_MsgStatus_st_dict * PendingDict;
STATIC MessageID_MsgStatus_st_dict * OutcomesDict;
STATIC MessageID_MsgStatus_dict * QueriesDict;
STATIC TimeOutStruct_q * TimeOutQueue;
STATIC time_t now;

STATIC void recover(MessageID_MsgStatus_st_dict ** PendingDict,
    MessageID_MsgStatus_st_dict ** OutcomesDict,
    MessageID_MsgStatus_dict ** QueriesDict);
STATIC void check_for_timeouts(void);
STATIC void gpe_main_loop(void);

#ifdef TESTING_WITHOUT_MAIN
int main(int argc, char ** argv)
{
    char * szMyHost;
    FILE * fpLog;

    if (argc==1)
    { szMyName[0]='\0';
    }
    else
    { if (argc==3)
      { szMyHost = getenv("HOST");
        assert(NULL!=szMyHost);
        strcpy(szMyName, szMyHost);
        free(szMyHost);
      }
      else
      { fpLog=fopen("/tmp/gpe.log", "wt");
        fprintf(fpLog, "usage: gpe recover szGPEDir\n");
        fclose(fpLog);
        return 1;
      }
    }

    connect_GPES(szGPEDir, &uNumGPES, &uQueryTimeOut, &uBcastTimeOut);

    QueriesDict = empty_MessageID_MsgStatus_dict(10);

    if (argc==1)
    { sprintf(szFileName, "%s/%s.pending", szGPEDir, szMyName);
      PendingDict = empty_MessageID_MsgStatus_st_dict(10, szFileName);

      sprintf(szFileName, "%s/%s.outcomes", szGPEDir, szMyName);
      OutcomesDict = empty_MessageID_MsgStatus_st_dict(10, szFileName);
    }
    else
    { recover(&PendingDict, &OutcomesDict, &QueriesDict);
    }
    TimeOutQueue = new_TimeOutStruct_q(10);
    if (is_not_empty_MessageID_MsgStatus_dict(QueriesDict))
```

```

    { uNextQueryTimeOut = time(&now) + uQueryTimeOut;
    }

    fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
    fprintf(fpLog, "%s going to main loop\n", szMyName);
    fclose(fpLog);

    gpe_main_loop();
    return 0;
}
#endif

/*****
 * implements the process Recover
 *****/
STATIC void recover(MessageID_MsgStatus_st_dict ** PendingDict,
                   MessageID_MsgStatus_st_dict ** OutcomesDict,
                   MessageID_MsgStatus_dict ** QueriesDict)
{
    sprintf(szFileName, "%s/%s.pending", szGPEDir, szMyName);
    *PendingDict = recover_MessageID_MsgStatus_st_dict(szFileName);
    sprintf(szFileName, "%s/%s.outcomes", szGPEDir, szMyName);
    *OutcomesDict = recover_MessageID_MsgStatus_st_dict(szFileName);
    process_pending(PendingDict, *OutcomesDict, QueriesDict);
}

/*****
 * implements the process GroupProtocol
 *****/
STATIC void gpe_main_loop(void)
{
    MsgStatus * msg=NULL, *msgOrig;
    MessageID * mid=NULL; TimeOutStruct * toRecord;

    fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
    fprintf(fpLog, "%s in main loop\n", szMyName);
    fclose(fpLog);

    while (true)
    {
        if (NULL==msg)
        {
            if (NULL==(msg=(MsgStatus*)malloc(sizeof(MsgStatus))))
            {
                perror("unable to allocate memory for a new message\n");
                exit(0);
            }
            if (NULL==(mid=(MessageID*)malloc(sizeof(MessageID))))
            {
                perror("unable to allocate memory for a new message\n");
                exit(0);
            }
        }

        getNewUser_ifAny();
        getNewGPE_ifAny();

        if (uNextQueryTimeOut!=0 && time(&now)>=uNextQueryTimeOut)
        {
            process_queries(QueriesDict);
            if (is_empty_MessageID_MsgStatus_dict(QueriesDict))
            {
                uNextQueryTimeOut=0;
                destroy_MessageID_MsgStatus_dict(QueriesDict);
            }
            else
            {
                uNextQueryTimeOut+=uQueryTimeOut;
                if (uNextQueryTimeOut==0)
                    uNextQueryTimeOut=1;
            }
        }

        check_for_timeouts();

        if (true==fromUser(msg))
        {
            fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
            fprintf(fpLog, "%s got message from user\n", szMyName);
            fclose(fpLog);
            fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
            fprintf(fpLog, "%s got message '%s' from user\n", szMyName, msg->data);
            fclose(fpLog);
            msg->coord=gpeMyself;
            msg->from =gpeMyself;
            msg->kind=New_k;
            mid->gpe=msg->coord;
            mid->n=msg->seq;

            mod_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid, msg);
            broadcast_to_GPES(msg);

            if (NULL==(toRecord=(TimeOutStruct*)malloc(sizeof(TimeOutStruct))))
            {
                perror("unable to allocate memory for a new timeout record\n");
                exit(0);
            }

            toRecord->uTO = time(&now)+uBcastTimeOut;

```



```

        toRecord->msg = msg;
        TimeoutQueue = add_TimeOutStruct_q(TimeoutQueue, toRecord);
        msg=NULL;
        continue; /* cannot process a possible message from the net until
                    msg is reallocated at the top of the loop */
    }
    if (true==fromGPE(msg))
    {
        fpLog = fopen(szLogFileName, "a");
        fprintf(fpLog, "got message '%s' of type %d from gpe %d\n", msg->data, msg->kind, msg->from);
        fclose(fpLog);
        /*
        printf("got message '%s' of type %d from gpe %d\n", msg->data, msg->kind, msg->from);
        */
        mid->gpe=msg->coord;
        mid->n=msg->seq;
        switch (msg->kind)
        {
            case OK_k:
                if (is_in_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid))
                {
                    msgOrig = retr_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid);
                    msgOrig->acks = mod_GPEaddr_VoteT_dict(msgOrig->acks, &msg->from, &OK_v);
                    if_complete_send_result(msgOrig, &PendingDict, &OutcomesDict);
                }
                break;
            case New_k:
                msg->kind=OK_k;
                msg->from=gpeMyself;
                msg->to=msg->coord;
                mod_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid, msg);
                toGPE(msg);
                msg=NULL;
                break;
            case Commit_k:
                if (true==is_in_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid))
                {
                    msgOrig=retr_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid);
                    msgOrig->kind=Commit_k;
                    mod_MessageID_MsgStatus_st_dict(OutcomesDict, mid, msgOrig);
                    remove_MessageID_MsgStatus_dict(QueriesDict, mid);
                    msgOrig->from=msgOrig->coord;
                    toUser(msgOrig);
                    remove_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid);
                }
                break;
            case Abort_k:
                if (true==is_in_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid))
                {
                    msgOrig=retr_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid);
                    msgOrig->kind=Abort_k;
                    mod_MessageID_MsgStatus_st_dict(OutcomesDict, mid, msgOrig);
                    remove_MessageID_MsgStatus_dict(QueriesDict, mid);
                    msgOrig->from=msgOrig->coord;
                    remove_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, mid);
                    toUser(msgOrig);
                }
                break;
            case Query_k:
                if (true==is_in_MessageID_MsgStatus_st_dict(OutcomesDict, mid))
                {
                    msgOrig=retr_MessageID_MsgStatus_st_dict(OutcomesDict, mid);
                    msg->kind=msgOrig->kind;
                    msg->to=msg->from;
                    msg->from=gpeMyself;
                    toGPE(msg);
                }
                break;
        }
    }
}

STATIC void check_for_timeouts(void)
{
    TimeOutStruct * qe_first;
    MessageID * midOrig, mid;
    time(&now);

    if (is_empty_TimeOutStruct_q(TimeoutQueue))
        return;

    qe_first = first_TimeOutStruct_q(TimeoutQueue);
    while (qe_first!=NULL && now>=qe_first->uTO)
    {
        if (qe_first->msg->kind==New_k)
        {
            mid.gpe = qe_first->msg->coord;
            mid.n = qe_first->msg->seq;
            midOrig = get_key_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, &mid);
            qe_first->msg->kind=Abort_k;
            OutcomesDict = mod_MessageID_MsgStatus_st_dict(OutcomesDict, midOrig, qe_first->msg);
            abort_msg(qe_first->msg);
            remove_MessageID_MsgStatus_st_dict(PendingDict, midOrig);
        }
        TimeoutQueue = remove_TimeOutStruct_q(TimeoutQueue);
        free(qe_first);
        if (is_empty_TimeOutStruct_q(TimeoutQueue))
            qe_first = NULL;
        else
            qe_first = first_TimeOutStruct_q(TimeoutQueue);
    }
    while (qe_first!=NULL && qe_first->msg->kind!=New_k)

```

```
{    TimeOutQueue = remove_TimeOutStruct_q(TimeOutQueue);
    free(qe_first);
    if (is_empty_TimeOutStruct_q(TimeOutQueue))
        qe_first = NULL;
    else
        qe_first = first_TimeOutStruct_q(TimeOutQueue);
}
```

Apêndice M: Parte do arquivo **launcher.c**

O **launcher** é instancia as *GPEs* nas máquinas listadas no arquivo **GCS.ini**. Também tem a responsabilidade de interligar as *GPEs* e fornecer os endereços das portas delas para os processos de usuários.

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <assert.h>
#include <concret.h>
#include "ports.h"
#include "inifile.h"

GPEportListType gpePorts[MAX_GPE_ADDRESS+1];

char      ** aszHosts;
unsigned   uBcast_timeout;
unsigned   uQuery_timeout;
unsigned   uNumHosts;
char * szGPEdir;

port unsigned new_GPE_func([in] GPEportListType newPorts)
{
    bool      bFound = false;
    unsigned   i;
    NewGPEtype sNewGPE;

    for (i=0; i<uNumHosts; i++)
    {
        if (0==strcmp(newPorts.szName, gpePorts[i].szName, MIN(strlen(newPorts.szName), strlen(gpePorts[i].szName)))
        {
            gpePorts[i] = newPorts;
            bFound = true;
        }
    }

    if (false==bFound)
    {
        if (uNumHosts < MAX_GPE_ADDRESS)
        {
            gpePorts[uNumHosts] = newPorts;
            uNumHosts++;
        }
        else
            return 0;
    }

    strcpy(sNewGPE.szName, newPorts.szName);
    sNewGPE.uNumber = i;
    sNewGPE.prt = newPorts.GPEtoGPE;

    for (i=0; i < uNumHosts; i++)
    {
        send(gpePorts[i].newGPE, sNewGPE);
    }

    for (i=0; i < uNumHosts; i++)
    {
        strcpy(sNewGPE.szName, gpePorts[i].szName);
        sNewGPE.uNumber = i;
        sNewGPE.prt = gpePorts[i].GPEtoGPE;

        send(newPorts.newGPE, sNewGPE);
    }

    return uNumHosts;
}

port NewUserLauncherType new_user_func([in] const char * szHostName)
{
    unsigned   i;
    NewUserLauncherType gpeInfo = {NULL, NULL, NULL};

    for (i=0; i<uNumHosts; i++)
    {
        if (0==strcmp(szHostName, gpePorts[i].szName, MIN(strlen(szHostName), strlen(gpePorts[i].szName))))
        {
            gpeInfo.newUser = gpePorts[i].newUser;
            gpeInfo.fromUser = gpePorts[i].fromUser;
            gpeInfo.fromUserAck = gpePorts[i].fromUserAck;
        }
    }

    printf("told about %s\n", gpePorts[i].szName);
    return gpeInfo;
}

printf("something is wrong\n");
return gpeInfo;
}
```

```

[[
    use shared_file;
    export new_GPE_func { to "./gpe_bindings_file" };
    export new_user_func { to "./gpe_bindings_file" };
]]

typedef void (gpe_init_func_type)([in] char * , [in] char * , unsigned, unsigned, unsigned, [out] GPEportListType *

int main(void)
{
    unsigned i, j;
    char    szCommand[1024];
    program    prog_gpe[MAX_GPE_ADDRESS+1];
    gpe_init_func_type    *gpe_binding[MAX_GPE_ADDRESS+1];
    NewGPEType    startInfo;

    if (NULL==(szGPEDir=getenv("GPEDIR")))
    { printf("must define GPEDIR in the environment\n");
      exit(EXIT_FAILURE);
    }
    printf("gpedir is %s\n", szGPEDir);
    uNumHosts = read_ini_file("GCS.ini", &aszHosts, &uBcast_timeout, &uQuery_timeout);
    assert((uNumHosts > 0) && (uNumHosts<=MAX_GPE_ADDRESS));

    printf("the %d hosts are\n", uNumHosts);
    for (i=0; i<uNumHosts; i++)
        printf("%s\n", aszHosts[i]);

    for (i=0; i<uNumHosts; i++)
    { prog_gpe[i] = cn_prog_init();

      sprintf( szCommand, "/usr/X11R5/bin/xterm -display %s -title gpe@%s "
                    "-e /home/posmac/cd/mon/mon4/gpe/gpe concert_args termio",
                    getenv("DISPLAY"), aszHosts[i] );

      cn_prog_set_name(prog_gpe[i], szCommand);
      cn_prog_set_host(prog_gpe[i], aszHosts[i]);

      if (cn_executable_not_found==cn_prog_set_ptty(prog_gpe[i], "xhost", 0))
      { perror("couldn't find executable");
        exit(EXIT_FAILURE);
      }

      if (cn_executable_not_found==cn_prog_set_relative_name(prog_gpe[i], "/home/posmac/perry/cd/mon/mon4/gpe/gpe
      { perror("couldn't find executable");
        exit(EXIT_FAILURE);
      }
      create(prog_gpe[i], (gpe_init_func_type **) &(gpe_binding[i]));
    }
    for (i=0; i < uNumHosts; i++)
    { gpe_binding[i](szGPEDir, aszHosts[i], uNumHosts, uBcast_timeout, uQuery_timeout, &(gpePorts[i]));
    }

    for (i=0; i < uNumHosts; i++)
    { for (j=0; j < uNumHosts; j++)
      { strcpy(startInfo.szName, gpePorts[j].szName);
        startInfo.uNumber = j;
        startInfo.prt = gpePorts[j].GPEToGPE;

        send(gpePorts[i].newGPE, startInfo);
      }
    }
    while (1)
        accept(new_GPE_func, new_user_func);
}

```

Bibliografia

- [Arn] Arnold, A., M.C. Gaudel, and B. Marre. "An Experiment on the Validation of a Specification by Heterogeneous Formal Means: The Transit Node." *Fifth International Working Conference on Dependable Computing for Critical Applications*, 1995.
- [Ar2] Arnold, A. *Finite Transition Systems*. Prentice Hall, 1994.
- [Aue] Auerbach, Joshua S. et al. *Concert/C Tutorial and User's Guide: An Introduction to a Language for Distributed C Programming*. Hawthorne, New York: IBM T. J. Watson Research Center, 1995.
- [Ber] Bernot, G., M.C. Gaudel and B. Marre. "Software testing based on formal specifications: a theory and a tool." *Software Engineering Journal*. 6 (6): November 1991.
- [Bir] Birman, Kenneth P. *Building Secure and Reliable Network Applications*. Greenwich : Manning, 1996.
- [Biv] Birman, Kenneth P, and Robert van Renesse. *Reliable Distributed Computing with the Isis Toolkit*. Los Alamitos, CA: IEEE Computer Society Press, 1994.
- [Bri] Brinksma, Ed. "A Theory for the Derivation of Tests." *Protocol Specification, Testing, and Verification VIII*. North-Holland: Elsevier Science Publishers, 1988.
- [Cam] Campos, S., E. M. Clarke, M. Minea, "Symbolic Techniques for Formally Verifying Industrial Systems." *Science of Computer Programming*. 29 (1-2), 79-98, 1997.
- [Can] Caneve, Maurizio, and Elena Salvatori, eds. *Lite User Manual*. 1992.
<http://www.inria.fr/meije/lotostools.html>
- [Cla] Clarke, E. M. E. A. Anderson, and A. P. Sistla. "Automatic verification of finite-state concurrent systems using temporal logic specifications." *ACM Transactions on Programming Languages and Systems*, 8(2), 244-263, 1986.
- [Cla] Claßen, Ingo, Hartmut Ehrig, and Dietmar Wolz. *Algebraic Specification Techniques and Tools for Software Development: The ACT Approach*. River Edge, New Jersey: World Scientific Publishing Co. Pte. Ltd., 1993.
- [End] Endler, Markus, and Anil D'Souza. "Supporting Distributed Application Management in Sampa." Technical report of the Departamento de Ciência da Computação, Instituto de Matemática e Estatística, Universidade de São Paulo. 1995.

- [Fan] Fantechi, Alessandro, et al. "Towards Automatic Temporal Logic Verification of Value Passing Process Algebra Using Abstract Interpretation." *7th International Conference on Concurrency Theory*. Ed. Ugo Montanari and Vladimiro Sassone. Springer-Verlag, 1997. 565-578.
- [Gau] Gaudel, Marie-Claude. "Testing can be formal, too." Ed. Peter D. Mosses *et al.* *TAPSOFT '95: Theory & Practice of Software Development*. Lecture Notes in Computer Science 915, Springer-Verlag, 1995. 82-96.
- [Gor] Gordon, Michael, J. C., *The Denotational Description of Programming Languages: An Introduction*. New York: Springer-Verlag, 1979.
- [Had] Hadzilacos, Vassos and Sam Toueg. "Fault-Tolerant Broadcasts and Related Problems." *Distributed Systems, 2nd ed.* Ed. Sape Mullender. New York: ACM Press, 1993.
- [Hen] Hennessy, Matthew. *Algebraic Theory of Processes*. Cambridge, Mass.: The MIT Press, 1988.
- [Hoa] Hoare, C. A. R. "An Axiomatic Basis for Computer Programming." *Communications of the ACM*. 12 (1969): 576-583.
- [Hol] Holzmann, Gerard J. *Design and Validation of Computer Protocols*. Englewood Cliffs, N.J.: Prentice-Hall, 1991.
- [Iso] ISO. *Information Processing Systems, Open Systems Interconnection, LOTOS: A Formal Description Technique Based on the Temporal Ordering of Observational Behaviour*. IS-8807. Geneva: ISO, 1989.
- [K&R] Kernighan, Brian W., and Dennis M. Ritchie. *The C Programming Language, 2nd edition*. Editora Prentice-Hall do Brasil, Ltda.: Rio de Janeiro, 1988.
- [Man] Manna, Zohar, and Amir Pnueli. *The Temporal Logic of Reactive and Concurrent Systems*. New York: Springer-Verlag, 1992.
- [Tan] Tanenbaum, Andrew S. *Distributed Operating Systems*. Englewood Cliffs, N.J.: Prentice Hall, 1995.
- [Tre] Tretsman, J. "Test Generation with Inputs, Outputs, and Quiescence." Ed. T. Margaria and B. Steffen. *Second International Workshop on Tools and Algorithms for the Construction and Analysis of Systems*, pages 127-156. Lecture Notes in Computer Science 1055, Springer-Verlag, 1996.