FERNANDO RYOJI KAKUGAWA

ATENDIMENTO PARA COMPOSIÇÃO DE SERVIÇOS JUSTO E
TRANSACIONAL COM ORIGEM EM MÚLTIPLOS DOMÍNIOS

São Paulo
2016

FERNANDO RYOJI KAKUGAWA

ATENDIMENTO PARA COMPOSIÇÃO DE SERVIÇOS JUSTO E
TRANSACIONAL COM ORIGEM EM MÚLTIPLOS DOMÍNIOS

Tese apresentada à Escola Politécnica da
Universidade de São Paulo para obtenção
do título de Doutor em Ciências.

São Paulo
2016

Este exemplar foi revisado e corrigido em relação à versão original,
sob
responsabilidade única do autor e com a anuência de seu orientador.

Assinatura do autor: _____

Assinatura do orientador: _____

Catálogo-na-publicação

Kakugawa, Fernando

Atendimento para composição de serviços justo e transacional com origem
em múltiplos domínios / F. Kakugawa -- versão corr. -- São Paulo, 2016.
136 p.

Tese (Doutorado) - Escola Politécnica da Universidade de São Paulo.
Departamento de Engenharia de Computação e Sistemas Digitais.

1.Sistemas distribuídos 2.Protocolos de comunicação 3.Interoperabilidade
4.Web Services 5.Controle de concorrência I.Universidade de São Paulo.
Escola Politécnica. Departamento de Engenharia de Computação e Sistemas
Digitais II.t.

FERNANDO RYOJI KAKUGAWA

ATENDIMENTO PARA COMPOSIÇÃO DE SERVIÇOS JUSTO E
TRANSACIONAL COM ORIGEM EM MÚLTIPLOS DOMÍNIOS

Tese apresentada à Escola Politécnica da
Universidade de São Paulo para obtenção
do título de Doutor em Ciências.

Área de concentração:
Engenharia de Computação

Orientadora:
Profa. Dra. Liria Matsumoto Sato

São Paulo
2016

AGRADECIMENTOS

Agradeço a Deus pela graça da vida e pelos dons recebidos, os quais proporcionaram a conclusão deste trabalho. É uma graça concretizar um sonho, que anos atrás era algo muito distante da minha realidade.

A minha orientadora Profa. Dra. Liria Matsumoto Sato, pela convivência, a paciência, a amizade e o amor que conduz tudo em sua vida. A sua orientação foi primordial em todas as etapas do trabalho.

A minha esposa Andréa Kakugawa, pelo suporte emocional e incondicional, pois em todas as situações de stress e agonia, ela oferecia amor e compreensão. A sua presença foi fundamental para concluir esta jornada.

A minha mãe, Rosa Kakugawa, com seu amor, seu apoio e sua presença na vida de todos os filhos. O seu exemplo e o esforço em sempre fazer o correto são uma referência em minha vida.

Aos grandes amigos Francisco Isidro Massetto, pelos auxílios técnicos para a realização deste trabalho, e Augusto Mendes Gomes Jr, disponibilizando uma carga de trabalho que sempre possibilitou o balanceamento entre as atividades do doutorado e as atividades docente na universidade que trabalhamos. O ombro amigo que eles sempre disponibilizaram foi essencial para o desenvolvimento deste trabalho.

Aos sobrinhos Gabriella, Júlia, Luiza, Julinha e Enzo, porque o convívio com essas crianças renova a minha visão de vida e me fortalecia ao longo do processo.

Ao LAHPC que disponibilizou os recursos necessários para condução deste trabalho. E as pessoas que fazem parte do laboratório, auxiliando em questões técnicas e construindo um ambiente descontraído e favorável para o desenvolvimento dos trabalhos.

“Aí onde estão as nossas aspirações, o nosso trabalho, os nossos amores – aí está o lugar do nosso encontro cotidiano com Cristo. É no meio das coisas mais materiais da terra que nos devemos santificar, servindo a Deus e a todos os homens. Na linha do horizonte, meus filhos, parecem unir-se o céu e a terra. Mas não: onde de verdade se juntam é no coração, quando se vive santamente a vida diária ...”

São Josemaria Escrivá de Balager

RESUMO

O uso de Web Services tem aberto novas possibilidades de desenvolvimento de software, entre elas a composição de serviços. A composição de serviços apresenta novas questões no ambiente computacional, entre elas a execução integral, garantindo consistência e contemplando o controle de concorrência. O *workflow* é um conjunto de tarefas e interações organizadas de modo que forneça uma funcionalidade ao sistema, provendo a automatização de processos complexos, através da composição de serviços. Tal composição deve ser executada de forma transacional, processando as operações com consistência. A execução de *workflows* oriundos de domínios diferentes, faz com que os serviços que estão sendo utilizados, não possuam ciência do contexto da execução, podendo gerar atendimentos que não sejam justos, causando situações de *deadlock* e de *starvation*. Este trabalho apresenta estratégias para a execução de *workflows* em domínios distintos, que requisitam múltiplos serviços de um mesmo conjunto, sem a necessidade de um coordenador central, de forma transacional. O atendimento a requisição contempla uma política justa na utilização do recurso que impede a ocorrência de *deadlock* ou de *starvation* para os *workflows* em execução. Os experimentos realizados neste trabalho mostram que o sistema desenvolvido, aplicando as estratégias propostas, executa as composições de serviços de maneira transacional, atendendo as requisições com justiça, livre de *deadlock* e *starvation*, mantendo o sistema independente e autônomo.

Palavras Chave: Sistemas Distribuídos. Protocolos de Comunicação.

Interoperabilidade. Web Service. Controle de Concorrência.

ABSTRACT

Web Services are increasing software development possibilities, among then service composition. Service composition introduces new issues on computational environment, such as the whole service execution, ensuring consistency and concurrency control. Workflow is a set of organized tasks and interactions in order to provide functionality to the system, automating complex process through composition service. Such composition must be performed by transactional support, performing operations consistently. The workflow execution from different domain clients sharing the same composition make these clients ignore the execution context. It may cause inconsistencies, from unfair attendance to deadlock or starvation. This work depicts strategies for workflow execution from different domains, requesting multiple services from the same composition, without a centralized coordinator, in transactional way. The request attendance contains a fair policy for resource usage and consumption to avoid deadlock and starvation. Applying the proposed strategy on the experiments performed in this work, it confirms that the developed system executes service composition with transactional support, avoiding deadlock or starvation, keeping the whole system autonomous and independent.

Keywords: Distributed Systems. Communications Protocols. Interoperability. Web Service. Concurrency Control.

LISTA DE ILUSTRAÇÕES

Figura 2.1 - Diagrama de estados para transação	25
Figura 2.2 - Exemplo de transação aninhada.....	27
Figura 2.3 - O relógio lógico em cada nó	31
Figura 2.4 - O algoritmo de Lamport corrige os relógios	32
Figura 4.1 - Exemplo de cenário	43
Figura 4.2 - Disputa por recurso gerando <i>deadlock</i>	44
Figura 4.3 - Atualização de relógio lógico	46
Figura 4.4 - Organização dos serviços.....	47
Figura 4.5 - Workflow para execução das requisições	49
Figura 4.6 - Fluxo de execução ao receber requisição.....	52
Figura 4.7 - Fluxo de execução para verificar disponibilidade.....	54
Figura 4.8 - Fluxo da operação Request_Resources	57
Figura 4.9 - Diagrama de sequência de mensagens da função <i>req_resource</i>	58
Figura 4.10 - Fluxo da operação Query_Resources.....	59
Figura 4.11 - Diagrama de sequência de mensagens da função <i>que_resource</i>	59
Figura 4.12 - Fluxo da operação Rollback_Resources.....	60
Figura 4.13 - Diagrama de sequência de mensagens da função <i>rol_resource</i>	61
Figura 4.14 - Fluxo da operação Commit_Resources	61
Figura 4.15 - Diagrama de sequência de mensagens da função <i>com_resource</i>	62
Figura 4.16 - Diagrama de sequência de mensagens da função <i>rev_resource</i>	63
Figura 4.17 - Diagrama de sequência de mensagens da função <i>fin_commit</i>	63
Figura 4.18 - Serviço Requisição	64
Figura 4.19 - Fluxo de execução do <i>workflow</i>	65
Figura 4.20 - Serviço Recurso.....	66
Figura 4.21 - Algoritmo <i>thread</i> Executa Operação	68
Figura 4.22 - Algoritmo <i>thread</i> Auxilia Execução.....	69
Figura 4.23 - Estrutura de dados das listas	71
Figura 4.24 - Algoritmo para operação QUERY	71
Figura 4.25 - Algoritmo para operação COMMIT	72
Figura 4.26 - Algoritmo para operação ROLLBACK.....	73
Figura 4.27 - Algoritmo para operação REQUEST.....	74
Figura 4.28 - Algoritmo para operação REQUEST_STEP2	75
Figura 4.29 - Algoritmo para operação REVOKE	75

Figura 4.30 - Algoritmo para operação FINALIZE_COMMIT	75
Figura 4.31 - Descrição dos elementos da proposta	76
Figura 4.32 - Descrição das informações contidas na mensagem	76
Figura 4.33 - Configuração exemplo	77
Figura 4.34 - Solicitação de reserva com operação REQUEST	78
Figura 4.35 - Confirmação da operação REQUEST	78
Figura 4.36 - Confirmação de reserva com a operação COMMIT	79
Figura 4.37 - Confirmação de execução	79
Figura 4.38 - Cenário básico para <i>deadlock</i>	80
Figura 4.39 - Servidor Requisição disputando Servidor Recurso	81
Figura 4.40 - Condição de <i>deadlock</i>	81
Figura 4.41 - Eliminando situação de <i>deadlock</i>	82
Figura 4.42 - Desistindo de reserva realizada	83
Figura 4.43 - Recurso liberado de maneira justa.....	83
Figura 4.44 - Confirmando reserva realizada	84
Figura 4.45 - Encerrando <i>workflow</i> com êxito	84
Figura 4.46 - Diagrama de estados para o Servidor Requisição no atendimento a uma requisição	85
Figura 4.47 - Diagrama de estados para o Servidor Recurso ao receber requisição	87
Figura 4.48 - Diagrama de estados para o Servidor Recurso ao verificar disponibilidade.....	90
Figura 5.1 - Arquitetura desenvolvida.....	100
Figura 5.2 - Envelope	102
Figura 5.3 - Header	103
Figura 5.4 - Body.....	103
Figura 5.5 - Organização Servidor Requisição.....	104
Figura 5.6 - Arquitetura Execute Workflow	105
Figura 5.7 - Arquitetura Daemon	107
Figura 5.8 - Organização Servidor Recurso	107
Figura 5.9 - Arquitetura Data Access	108
Figura 5.10 - Arquitetura Dispatcher	109
Figura 6.1 - Topologia de testes.....	111
Figura 6.2 - Cenário 1	113
Figura 6.3 - Cenário 2	114
Figura 6.4 - Requisição com TS menor.....	115
Figura 6.5 - Promovendo justiça.....	116

Figura 6.6 - Suse04 confirmando reserva	116
Figura 6.7 - Suse03 desistindo de reserva	117
Figura 6.8 - Requisições em tempos distintos	118
Figura 6.9 - Configuração de <i>deadlock</i>	118
Figura 6.10 - Resolvendo <i>deadlock</i>	119
Figura 6.11 - Suse04 confirma e Suse03 tem requisição negada	120
Figura 6.12 - Suse04 desfaz e Suse03 confirma	121

LISTA DE TABELAS

Tabela 5.1 - Informações sobre os serviços disponibilizados	101
---	-----

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

2PC	Two Phase Commit
ACID	Acrônimo de Atomicidade, Consistência, Isolação e Durabilidade
AL	Arrival List
API	Application Programming Interface
BUFFER	Armazenamento temporário do sistema
CL	Committing List
ETH	Instituto de Sistema de Informação de Zurique - Eidgenössischen Technischen Hochschule Zürich
HTTP	Hypertext Transfer Protocol
ITA	Instituto Tecnológico da Aeronáutica
LPW	List of Prewrite
OASIS	Organization for the Advanced of Structured Information Standart
OGSA	Open Grid Service Architecture
P2P	Peer to Peer
QTD	Quantidade total do recurso
REST	Representational State Transfer
RL	Reservation List
RQT	Servidor Requisição
RSC	Servidor Recurso
SGBD	Sistema Gerenciador de Banco de Dados
SOAP	Simple Object Access Protocol
TS	Timestamp
URI	Uniform Resource Identifier
W3C	World Wide Web Consortium
WF	Workflow

WL	Wait List
WS-AT	Web Service AtomicTransaction
WS-BA	Web Service Business Activity
WS-BPEL	Web Service Business Process Execution Language
WS-C	Web Service Coordination
WS-TX	Web Service Transaction
XML	eXtensible Markup Language

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	17
1.1	Objetivo	20
1.2	Motivação	20
1.3	Metodologia	21
1.4	Organização do Texto	22
2	CONCEITOS	23
2.1	Transação	23
2.2	Workflow	27
2.3	Web Services	28
2.4	Relógio Lógico	30
3	TRABALHOS RELACIONADOS	33
3.1	OASIS	33
3.1.1	Web Service Coordination	34
3.1.2	Web Service Atomic Transaction	34
3.1.3	Web Service Business Activity	35
3.2	Transação em Ambiente de Grade Computacional com Controle de Concorrência Descentralizado	36
3.3	Protocolo Baseado em Timestamp e Two Phase Commit para Web Services	38
3.4	Considerações Sobre o Capítulo	39
4	ATENDIMENTO DE REQUISIÇÕES ORIUNDAS DE MÚLTIPLOS DOMÍNIOS EXECUTANDO COMPOSIÇÕES DE SERVIÇOS PROVIDOS POR SERVIDORES DISTINTOS	42
4.1	Requisições de Múltiplos Domínios para Executar Composições de Serviços Providos Por Servidores Distintos	42
4.2	Descrição do Sistema e dos Mecanismos para Coordenação das Requisições e do Gerenciamento dos Recursos	44
4.2.1	O Uso de Relógio Lógico	45
4.2.2	Critério de Prioridade	46
4.2.3	Arquitetura	46
4.2.4	Descrição do Mecanismo para Execução de Requisições de Múltiplos Domínios com Composição de Serviços de Servidores Distintos	47
4.2.4.1	Operações no Servidor de Requisição para execução das requisições	48
4.2.4.2	Operações no Servidor Recurso	50

4.2.4.3	Protocolo de execução de cada operação no Servidor Requisição	57
4.2.5	Serviço Requisição	64
4.2.5.1	Trata Requisição	64
4.2.5.2	Executa Workflow	65
4.2.5.3	Informação Local	66
4.2.6	Serviço Recurso	66
4.2.6.1	Executa Requisição	67
4.2.6.2	Informação Local	67
4.2.6.3	Gerencia Recurso	67
4.2.6.4	Gerencia Operação	67
4.2.7	Exemplo Ilustrando o Funcionamento da Solução	76
4.2.8	Exemplo Ilustrando o Problema de Deadlock e a Solução	80
4.3	Demonstrações	85
4.3.1	Demonstração da Justiça no Atendimento	93
4.3.2	Demonstração da Não Ocorrência de Deadlock	94
4.3.3	Demonstração da Não Ocorrência de Starvation	97
4.4	Considerações Sobre a Proposta	98
5	SISTEMA PARA EXECUÇÃO JUSTA DE COMPOSIÇÃO DE SERVIÇOS REMOTOS ORIUNDOS DE DOMÍNIO DISTINTO	100
5.1	A Arquitetura Desenvolvida	100
5.2	Protocolo de Comunicação	102
5.3	Servidor Requisição	104
5.3.1	Serviço Requisição	104
5.3.1.1	Provide Requests	104
5.3.1.2	Execute Workflow	105
5.3.2	Daemon	106
5.4	Servidor Recurso	107
5.4.1	Serviço Recurso	108
5.4.2	Daemon	108
5.4.3	Data Access	108
5.4.4	Data Base	108
5.4.5	Dispatcher	108
6	RESULTADOS E ANÁLISES	111
6.1	Metodologia Utilizada nos Testes	111
6.2	Descrição dos Cenários de Teste	112

6.2.1	Cenário 1	112
6.2.2	Cenário 2	113
6.3	Testes Realizados.....	114
6.3.1	Teste no Cenário 1	114
6.3.2	Teste no Cenário 2	117
6.4	Considerações Sobre os Resultados	121
7	CONCLUSÕES	123
7.1	Contribuições	124
7.2	Trabalhos Futuros	125
8	REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	126
	Apêndice A - Cenário 1, log em Suse01	129
	Apêndice B - Cenário 1, log em Suse02	131
	Apêndice C - Cenário 2, log em Suse01 para COMMIT de Suse04.....	133
	Apêndice D - Cenário 2, log em Suse02 para COMMIT de Suse04.....	134
	Apêndice E - Cenário 2, log em Suse01 para ROLLBACK de Suse04	135
	Apêndice F - Cenário 2, log em Suse02 para ROLLBACK de Suse04	136

1 INTRODUÇÃO

Web Services é uma tecnologia para sistemas distribuídos que tem o intuito de oferecer uma plataforma comum, possibilitando a execução composta de diferentes aplicações, independente de sistema operacional e linguagem de programação, permitindo que haja interações entre máquinas sem a necessidade de intervenção humana (COULOURIS, DOLLIMORE, *et al.*, 2011). Através de Web Service é possível interoperar sistemas heterogêneos utilizando uma interface de comunicação comum, realizando troca de mensagens com um formato texto auto descritivo e padronizado (TANENBAUM e STEEN, 2007).

A tecnologia oferece como característica o baixo acoplamento, minimizando a dependência entre os serviços. Isto é devido a outra característica básica que confere a autonomia entre os serviços, onde cada serviço é concebido de maneira independente (ERL, 2009).

Um Web Service é composto por um conjunto de operações, que proporciona o acesso a qualquer recurso computacional, tais como objetos, banco de dados e funções, podendo ser utilizado por qualquer computador conectado à Internet. O serviço pode ser qualquer rotina, que cada organização desenvolve para atender a uma necessidade específica, independente da linguagem de programação que foi utilizada para o seu desenvolvimento. Web Services é um paradigma importante (COULOURIS, DOLLIMORE, *et al.*, 2011), oferecendo a infraestrutura básica para áreas como a de grade computacional (FOSTER e KESSELMAN, 2004) e também para área de computação em nuvem (ARMBRUST, FOX, *et al.*, 2009).

Com este paradigma, abrem-se novas possibilidades de desenvolvimento de software, surgindo novas aplicações, as quais são constituídas de composição de serviços, visto que o uso de serviço permite a interoperabilidade. Agilizar o desenvolvimento de aplicações realizando o reuso de rotinas já desenvolvidas e disponibilizada através de um serviço, facilita a integração entre sistemas, e esta é outra característica atraente no uso de Web Services (GOTTSCALK, GRAHAM, *et al.*, 2002).

Neste cenário de associação entre sistemas computacionais heterogêneos surgem novas questões, entre elas a execução dos serviços compostos de maneira

integral, garantindo a consistência de dados. Estas questões devem contemplar aspectos como o controle de concorrência e a não ocorrência de *deadlock* e de *starvation* durante a execução para processar algum serviço. Políticas que permitam a execução completa, de maneira justa e consistente, devem ser definidas.

É fundamental que haja uma coordenação para a composição de serviços. O uso de *workflows* para a execução de composição de serviços tem se mostrado adequado permitindo consistência, contemplando políticas como o controle de execução transacional. O conceito de transação é definido como um conjunto de operações de leitura/escrita executadas sobre base de dados (WANG, VONK, *et al.*, 2008), provendo uma unidade de computação consistente e confiável, devendo ser integral e completa, de maneira que assegure a execução destas operações em sua totalidade (OZSU e VALDURIEZ, 1999). O uso de um sistema de processamento de transação mostra-se adequado na instituição de políticas para articular *workflows*, fornecendo mecanismos para execução concorrente e promovendo a restauração de falhas.

As propriedades ACID são essenciais no processamento de transações, pois são eficientes na execução das denominadas *flat transactions*, as quais são operações realizadas em sistemas de banco de dados local e tradicional, possuindo características como tempo de execução relativamente curto, pouco uso de bloqueios, pequena quantidade de transações concorrentes e a localização dos seus dados não afetam de maneira negativa no desempenho do sistema (WANG, VONK, *et al.*, 2008).

Workflows, para a execução de composição de serviços, implementa transações adaptadas para ambiente distribuído, uma vez que possui como característica o longo tempo de execução, se comparado a execuções em banco de dados local, tornando complexo o seu gerenciamento. Alguns aspectos merecem consideração, uma vez que são ingredientes que apresentam uma nova dimensão para uma situação: a quantidade de recursos computacionais envolvidos, a autonomia de cada recurso e sua distribuição geográfica. Estes aspectos expõem o desafio de coordenar execuções concorrentes e distribuídas, as quais inviabilizam de certa maneira aplicar as propriedades ACID (BERNSTEIN e KIFER, 2001). Para contemplar esses novos requisitos, é necessário flexibilizar as propriedades ACID (ELMAGARMID, RUSINKIEWICZ e SHETH, 1999). Exemplos de flexibilização de propriedades ACID podem ser observados em transações aninhadas (OZSU e

VALDURIEZ, 1999) (GARCIA-MOLINA e SALEM, 1987), as quais dividem uma transação em subtransações.

A execução de *workflow* com composição de serviços prevê estas situações, possibilitando executar, com comportamento transacional, as operações solicitadas de maneira consistente. Mas o uso de *workflows* oriundos de domínio diferente, os quais utilizam serviços em comum, faz com que os serviços, que foram concebidos de forma autônoma, não possuam ciência do contexto da execução, uma vez que não realizam comunicação entre si para detectar dependência de serviços entre eles, podendo gerar conflito ou atendimentos que não sejam justos.

Em estratégias que adotam o instante de recebimento da requisição, ao invés do instante do envio da requisição, como um dos critérios de prioridade, leva a um atendimento injusto pois requisições solicitadas em momentos anteriores a outras poderão ser atendidas com menor prioridade. Este aspecto também pode ocasionar situação de *deadlock* entre *workflows* oriundos de servidores distintos, que concorrem ao mesmo serviço, já que em sistemas distribuídos requisições originadas do mesmo local atingem o destino em tempos distintos, considerando o tráfego na rede ou a distribuição geográfica. Neste caso, um serviço X pode receber a solicitação de uma requisição A e a seguir a solicitação de uma requisição B, e um serviço Y pode receber uma solicitação de uma requisição B e a seguir solicitação de uma requisição A. Desta forma a requisição A terá o atendimento do serviço X e aguardará ser atendida pelo serviço Y, e a requisição B terá o atendimento do serviço Y e aguardará ser atendida pelo serviço X, criando-se uma situação de *deadlock*.

O problema de *deadlock* pode ser solucionado abortando toda a execução corrente e reiniciando o *workflow*. Mas esta ocorrência pode persistir de maneira indefinida e configurar a situação de *starvation*. Caso a situação não configure em *starvation*, a política de reenvio entre as execuções envolvidas no impasse pode permitir que uma outra requisição, que não estava envolvida, seja atendida pelo serviço, durante o reenvio entre os que estavam no impasse, gerando um atendimento injusto.

1.1 OBJETIVO

Este trabalho tem como objetivo apresentar uma estratégia para a execução de *workflows* produzidos em domínios distintos, que requisitam múltiplos serviços de um mesmo conjunto sem a necessidade de um coordenador central. Tais serviços provêm a alocação de quantidades de seus respectivos recursos que serão consumidas no atendimento das requisições.

O *workflow* deve executar sua composição de serviços de maneira transacional. O serviço solicitado deve receber informações que possibilite o gerenciamento autônomo de forma justa para executar as requisições, impedindo a ocorrência de *deadlock* e *starvation* na execução dos *workflows*.

A independência entre os serviços é mantida, pois não há comunicação entre os serviços. O tratamento das requisições para cada serviço é realizado através de mecanismo de controle local.

A justiça é garantida através do mecanismo de atendimento e do critério de prioridade adotado.

1.2 MOTIVAÇÃO

Um dos princípios básicos de Web Services é o baixo acoplamento através de independência e autonomia dos serviços. Isto significa que um serviço não deve influenciar na execução de outro serviço, ou seja, eles são concebidos de forma autônoma e seu comportamento deve seguir esta premissa.

Organizações como o OASIS - Organization for the Advanced of Structured Information Standarts (OASIS, 2013) e o W3C – World Wide Web Consortium (W3C, 2013) vem investindo esforços no intuito de apresentar soluções para estes novos desafios. O OASIS tem apresentado diversas especificações com o objetivo de aprimorar os Web Services como o WS-Coordination (OASIS, 2009e), para disponibilizar um serviço de coordenação para a execução de diversos serviços de forma transacional, o WS-AtomicTransaction (OASIS, 2009c) para a execução de transação de curta duração e o WS-BusinessActivity (OASIS, 2009d) para transpor os obstáculos das transações de longa duração. Estas pesquisas procuram atender o gerenciamento transacional na execução de composição de serviços no domínio

determinado pelo contexto do coordenador. Caso um *workflow* utilize os serviços determinados por um coordenador e outro *workflow* não esteja registrado no serviço de coordenação, e utilizem serviços em comum, não há um controle para evitar conflitos entre os *workflows*.

Turker (TURKER, HALLER, *et al.*, 2005) apresenta uma proposta de gerenciamento de transações em ambiente de grade computacional de maneira que os serviços, de forma autônoma, possam detectar conflitos e tratá-los sem a necessidade de um coordenador global. Através de comunicação P2P (*Peer-To-Peer*) entre os serviços, os conflitos são tratados, o que faz com que percam independência, pois necessitam interferir na execução de outros serviços.

Maciel (MACIEL e HIRATA, 2010) realizou uma pesquisa que propõe um protocolo baseado em 2PC (Two Phase Commit) e no uso de relógio lógico para gerenciar transações que utilizam serviços comuns sem a necessidade de um coordenador. O protocolo proporciona autonomia entre os serviços determinando quem pode utilizar os serviços, proporcionando execução de forma transacional, evitando a ocorrência de *deadlock* entre as transações distintas. A política adotada para evitar *deadlock* pode causar uma situação em que uma solicitação nunca será atendida, uma vez que o tratamento realizado é através de reenvio de requisições até que seja atendido.

1.3 METODOLOGIA

O início deste trabalho se deu através de pesquisas de revisão bibliográfica sobre os conceitos envolvidos e autores que propõem solucionar problemas semelhantes.

Definiu-se as políticas e as estratégias iniciais, de como os mecanismos podem fornecer os critérios necessários para a resolução do problema.

A partir destas informações, realizou-se a especificação do protocolo entre as entidades envolvidas no sistema. Com as entidades estabelecidas definiu-se a arquitetura e os elementos necessários para criar os mecanismos de atendimento às requisições.

A seguir, implementou-se a arquitetura proposta e realizou-se testes e análises para verificar se o atendimento dos aspectos a serem contemplados foi atingido.

1.4 ORGANIZAÇÃO DO TEXTO

Este trabalho está organizado em oito capítulos.

O capítulo 2 apresenta os conceitos envolvidos neste trabalho para uma melhor contextualização do problema e da proposta apresentada.

O capítulo 3 faz uma revisão sobre algumas soluções pesquisadas apresentando suas abordagens e aspectos divergentes com este trabalho.

O capítulo 4 apresenta a proposta deste trabalho, mostrando qual o cenário do problema e a descrição da proposta.

O capítulo 5 apresenta a descrição do sistema implementado a partir da arquitetura e das estratégias apresentadas no capítulo 4.

O capítulo 6 apresenta os resultados obtidos, os testes realizados, descrevendo o propósito dos cenários utilizados e análises destes resultados.

O capítulo 7 apresenta a conclusão do trabalho e propostas para trabalhos futuros.

2 CONCEITOS

Para melhor compreensão da tese, é apresentado, neste capítulo, os principais conceitos utilizados neste trabalho.

2.1 TRANSAÇÃO

Existem diversas definições para transação, e foram escolhidas as que melhor expõem o conceito para compreender a proposta deste trabalho.

Ozsu (OZSU e VALDURIEZ, 1999) define transação como uma unidade de computação consistente e confiável, constituída de sequências de operações de leitura e escrita sobre dados, juntamente com etapas de computação.

Elmasri (ELMASRI e NAVATHE, 2005), determina que uma transação é uma unidade lógica de processamento no banco de dados, a qual possui uma ou mais operações de acesso que podem ser de inserção, exclusão, alteração ou recuperação.

Tanenbaum (TANENBAUM e STEEN, 2007) apresenta uma descrição bem sucinta e direta, onde após definir o escopo de uma transação, através de um Início e um Fim, todas as operações inclusas neste escopo são executadas, ou nenhuma é executada através da característica *tudo-ou-nada*.

Baseado nestas definições, será adotado que transação é um conjunto de uma ou n operações envolvendo leitura e/ou escrita de dados. Caso realize todas as operações é considerada como sucesso na execução, e caso não complete uma ou mais operações é considerada como insucesso na execução. A transação sobre dados deve ser coerente, onde o processo de execução da transação deve iniciar e terminar em um destes estados.

Para que a transação realize uma execução consistente e confiável ela deve atender as propriedades definidas através do acrônimo ACID, as quais fundamentam o controle de concorrência na execução, assegurando que seja realizada de maneira transacional (ZARRAS e ISSARNY, 1998). As propriedades definidas por ACID são descritas a seguir:

- Atomicidade – uma transação deve ser uma unidade atômica, seguindo o conceito de tudo ou nada, ou seja, a unidade é executada em sua totalidade, caso não consiga executar tudo implicará no efeito de não ser executada.
- Consistência – uma transação deve preservar o estado de consistência dos dados, garantindo que uma transação iniciará a partir de um estado consistente e, após sua execução, resultará em outro estado consistente.
- Isolamento – transações devem ser operações isoladas uma das outras, onde as execuções que ocorrem simultaneamente devem ter os dados isolados uns dos outros sem que haja interferências entre as execuções.
- Durabilidade – após a execução de uma transação, as atualizações realizadas sobre os dados devem ser persistidas no sistema, mantendo o dado de forma durável para que em caso de falha o dado esteja disponível de maneira persistente.

Estas propriedades são fundamentais para proporcionar a consistência e a confiabilidade de uma transação, mas praticá-las de maneira estrita através de procedimento de *tudo ou nada* é viável em sistemas de bancos de dados tradicional com armazenamento local. Isto porque, neste ambiente, o tempo de execução é relativamente curto, a quantidade de transação concorrente é relativamente pequena e a transação, normalmente, é somente em um único sistema de banco de dados (WANG, VONK, *et al.*, 2008).

Para os ambientes mais complexos, como um banco de dados distribuídos, as propriedades ACID não podem ser atendidas em sua totalidade, no entanto, continuam necessárias para garantir consistência na execução da transação. Desta forma as propriedades ACID devem ser relaxadas, de maneira que, através do relaxamento de algumas das propriedades, conforme a necessidade, permitam a execução em ambientes mais complexos mantendo o propósito original (OZSU e VALDURIEZ, 1999). Uma maneira de oferecer as características ACID, neste contexto, é apresentada por Elmagarmid (ELMAGARMID, RUSINKIEWICZ e SHETH, 1999) que associa as transações a duas dimensões diferentes, através do conceito de serialização e confiabilidade, com a finalidade de oferecer a computação consistente e confiável, as quais estão descritas a seguir:

- serialização: é sustentada através de mecanismos de controle de concorrência onde há a garantia de que cada execução do usuário é única no momento atual, característica esta atribuída a atomicidade e isolamento;
- confiabilidade: garante que consultas ou atualizações, em que as operações realizadas manipulam as bases de dados, são executadas de maneira integral, característica esta atribuída a consistência e durabilidade.

O relaxamento das propriedades ACID não implica necessariamente em algo prejudicial ao sistema de banco de dados, mas uma maneira de privilegiar alguns aspectos em detrimento a outros conforme a necessidade de cada ambiente, elegendo quais são suas prioridades, resolvendo alguns problemas e implicando em outros (ZARRAS e ISSARNY, 1998).

Uma característica intrínseca à transação está no fato dela sempre terminar, mesmo havendo falhas. A Figura 2.1 ilustra o diagrama de estados de uma transação que possui somente um estado final (Encerrado), independentemente se a execução foi ou não realizada com sucesso (ELMASRI e NAVATHE, 2005). A transação estará no estado Consolidada se suas operações são realizadas na totalidade e, no entanto, caso a transação tenha o impedimento para executar no mínimo uma operação, ela é abortada de maneira que a execução é interrompida e todas as ações executadas, até então, serão desfeitas deixando o banco de dados no estado anterior ao início da execução.

Figura 2.1 - Diagrama de estados para transação

Fonte: (ELMASRI e NAVATHE, 2005)

As transações são classificadas, basicamente, de duas maneiras, através do tempo de execução da transação ou através da estrutura de composição. As transações classificadas pelo tempo de execução estão divididas em (LIMTHANMAPHON e ZHANG, 2004):

- transação de curta duração: são aquelas que possuem tempo de execução muito curto (na ordem de segundos) e acessa uma quantidade relativamente pequena de dados;
- transação de longa duração: são aquelas que possuem longo tempo de execução (na ordem de minutos, horas) e acessa uma grande quantidade de dados do banco com operações realizadas em lotes.

Transações podem, também, ser classificadas conforme sua estrutura, como as transações planas e as transações alinhadas (OZSU e VALDURIEZ, 1999). Para realizar a organização em estrutura, as transações são divididas em subtransações, as quais são executadas conforme sua classificação:

- transação plana: é aquela que é executada de forma linear, onde realiza suas operações do início ao fim de forma serial, ou seja, todos os recursos estão bloqueados para outras transações enquanto a transação corrente não encerrar suas operações;
- transação aninhada: é um modelo alternativo, onde uma transação é dividida em subtransações internas, e cada subtransação possui o seu próprio ponto de início e fim, determinando estados em que outras subtransações podem iniciar. Uma composição utilizando as subtransações determina uma ordem de execução conveniente para a transação. Os aninhamentos de subtransações em um mesmo nível podem ser executados simultaneamente conforme a Figura 2.2. A organização é realizada, basicamente, de forma hierárquica representada através de uma árvore, onde a transação é a raiz e as diversas subárvores e as folhas são subtransações internas.

Figura 2.2 - Exemplo de transação aninhada

Fonte: O Autor (2015)

A transação aninhada é classificada em duas classes:

- fechada: realiza a consolidação de baixo para cima até a raiz, onde a subtransação filha não pode ser executada antes da subtransação pai, e o pai não pode encerrar sua execução antes de seus filhos impondo uma restrição de Atomicidade aos níveis superiores;
- aberta: a restrição de Atomicidade e Isolamento dos níveis inferiores é relaxada, permitindo que os resultados parciais sejam observados fora da transação.

Uma categoria interessante de transação aninhada é apresentada por Garcia-Molina em Sagas (GARCIA-MOLINA e SALEM, 1987). Este tipo de transação atribui flexibilidade, uma vez que através da disponibilidade de resultados parciais, durante a execução, estes valores são utilizados para a troca de mensagens entre subtransações que são realizadas paralelamente.

2.2 WORKFLOW

A noção de *workflow* parte da analogia em modelar o trabalho realizado na manufatura, onde através de diversas etapas de atividades distintas e estruturada consegue-se fabricar um produto (GEORGAKOPOULOS, HORNICK e SHETH, 1995). O intuito de utilizar *workflow* está em aumentar a eficiência na execução de tarefas em um processo, determinando quais práticas que devem ser descritas através de atividades específicas e quais os papéis que devem ser desempenhados para tornar efetivas as regras impostas pelo ambiente.

Um *workflow* pode ser descrito como um conjunto de tarefas e interações organizadas de maneira que atenda as exigências dos requisitos, fornecendo uma

funcionalidade ao sistema. A organização em *workflow* facilita a automação de atividades que necessitam de diversas etapas, planejando e direcionando responsabilidades das tarefas de maneira que atenda uma necessidade específica. O arranjo da composição deve contemplar movimentos alternados de sucessão de acesso a dados, interações humanas e determinada quantidade de computação que deve ser realizada entre as tarefas utilizadas.

Do ponto de vista transacional, *workflow* é uma generalização sobre transações específicas com propósito de automatizar processos complexos em sistemas distribuídos, modelando por decomposição de tarefas em subprocessos que possam ser executados de maneira hierárquica, sequencial ou seguindo uma determinada política (WANG, VONK, *et al.*, 2008). Para atender a necessidade de executar transação em processos complexos, o *workflow* deve combinar transações aninhadas e abertas, realizando algum tipo de relaxamento nas propriedades ACID (GREFEN e VONK, 2006). De maneira geral, os *workflows* podem ser caracterizados da seguinte forma:

- *workflow* orientado para pessoas: tarefas que envolvem pessoas para a sua realização. Para esta execução o sistema fornece uma coordenação para o processo colaborativo onde as próprias pessoas são responsáveis pela coerência das ações;
- *workflow* orientado para sistemas: realiza tarefas especializadas que fazem uso intenso de computação, onde o sistema deve prover o suporte através de controle de concorrência, recuperação, execução automática de tarefas entre outras;
- *workflow* transacional: é a combinação entre *workflow* orientado para pessoas e para sistemas, envolvendo execução coordenada de tarefas que envolvem pessoas e exige acessos a sistemas. Atende as propriedades transacionais na execução de uma tarefa individual e do *workflow* completo.

2.3 WEB SERVICES

Web Services é uma tecnologia de sistema distribuído, que oferece uma interface de comunicação entre sistemas computacionais heterogêneos através da Internet, para que possam realizar interações entre processos em máquinas distintas sem a

necessidade de intervenção humana. Esta característica permite a realização de atividades conjuntas entre organizações distintas, propiciando a integração de sistemas.

Web Services vem despertando atenção devido ao propósito de realizar computação distribuída integrando diversas plataformas que utilizam sistemas operacionais distintos, executando programas desenvolvidos em linguagem de programação distinta, de maneira transparente.

De maneira sucinta, um Web Service é referenciado através de um URI que indica o serviço, e realiza comunicação requisição/resposta através do protocolo HTTP. Parte da comunicação é realizada através de troca de mensagens em XML, um formato texto auto descritivo, o qual auxilia a leitura humana em caso de depuração, e padroniza as mensagens facilitando a interoperabilidade entre sistemas (ERL, 2009).

Diversos aspectos tornam Web Services uma tecnologia atraente, como o baixo acoplamento do sistema para minimizar as dependências entre os serviços. Isso faz com que serviços sejam coesos e executem sua rotina independentemente do estado de outros serviços, o que lhe confere a autonomia no sistema (SHENG, QIAO, *et al.*, 2014). A utilização de protocolos conhecidos, consolidados e amplamente utilizados possibilitam um padrão de comunicação em um meio heterogêneo onde há diversas formas para comunicação e protocolos para a troca de mensagens. Uma interface de Web Services é composta de um conjunto de operações que podem ser utilizadas por qualquer um conectado à Internet. As operações proveem a manipulação de qualquer recurso computacional, por exemplo, consulta ao banco de dados, referência a objeto, interação com algum programa, etc. Um serviço pode ser constituído de uma composição de serviços, combinando operações e serviços em conjunto, onde este conjunto será encapsulado deixando transparente a composição de serviços.

O uso de serviços estimula novas possibilidades para o desenvolvimento de software, pois cada organização pode desenvolver um serviço customizado para a sua necessidade e pode disponibilizar o uso a este serviço. Aqueles que necessitam deste tipo de serviço, não precisam desenvolver uma rotina que realize esta tarefa, bastando utilizá-la, verificando como é a interface e quais os dados necessários para interagir com o serviço. Agilizar o desenvolvimento de aplicações para a integração entre organizações distintas, é um atrativo que Web Services disponibiliza, encobrindo

aplicações existentes em um invólucro, oferecendo novas oportunidades (GOTTSCALK, GRAHAM, *et al.*, 2002).

Atualmente, os Web Services são o paradigma predominante para a programação de sistemas distribuídos (COULOURIS, DOLLIMORE, *et al.*, 2011). A computação em grade (FOSTER e KESSELMAN, 2004) é um ambiente para o uso colaborativo no intuito de compartilhar arquivos, softwares, computadores e outros recursos computacionais entre usuários de diferentes organizações. Para tanto, Web Services vem sendo utilizado como infraestrutura básica para projetos de *middleware*, oferecendo este tipo de compartilhamento. A arquitetura de serviços de grade, a OGSA – Open Grid Service Architecture (FOSTER, KESSELMAN, *et al.*, 2002), é um padrão para aplicações baseadas em grade, fornecendo estrutura para que os seus requisitos sejam satisfeitos. Existe uma variação de Web Services, especificado pelo W3C (W3C, 2013) denominado de Grid Service, o qual procura customizar os serviços de maneira que atenda melhor as necessidades do ambiente de grade.

Outra área que tem realizado o uso intenso de Web Services é o de computação em nuvem. Este conceito é apresentado como um conjunto de recursos de computação, que atende a maioria das necessidades do usuário, oferecidos através da Internet (ARMBRUST, FOX, *et al.*, 2009). Este conjunto prescinde armazenamento de dados e uso de diversos tipos de softwares promovendo uma visão de que todos estes recursos são serviços, desde a infraestrutura física de hardware até todos os níveis de software. Este paradigma representa um novo modelo de computação comercial, onde o usuário paga somente pela demanda computacional utilizada, que pode ser computada através de chamadas ao serviço.

2.4 RELÓGIO LÓGICO

Os eventos ocorridos em um computador, do ponto de vista do processo em execução, é a ocorrência de uma ação em relação ao valor do relógio, onde é possível determinar a ordem dos acontecimentos. Em um ambiente distribuído, tal tarefa não é tão trivial assim, pois não há como sincronizar relógios perfeitamente, utilizando o tempo físico para descobrir a ordem dos eventos.

A Figura 2.3 ilustra a situação para três processos diferentes que possuem relógios com velocidade diferente, onde em P_1 o relógio avança de um em um, em P_2

de dois em dois e em P_3 de três em três para cada instante do relógio. No instante 0 de P_1 , é enviada uma mensagem M_1 para P_2 , que levará um período para chegar até o destino, o que pela figura pode-se concluir que levou 2 unidades de tempo. O mesmo processo ocorre com a mensagem M_2 enviada por P_2 a P_3 , a qual leva 4 unidades de tempo até o destino. Mas o problema de coerência entre os relógios ocorre para as mensagens M_3 e M_4 , pois não é possível receber uma mensagem antes de ser enviada. A mensagem M_3 é enviada no instante 9 e chega ao destino no instante 8 e a mensagem M_4 é enviada no instante 8 e chega no instante 5.

Figura 2.3 - O relógio lógico em cada nó

Fonte: (TANENBAUM e STEEN, 2007)

Lamport (LAMPORT, 1978) apresenta o conceito de relógio lógico, onde o tempo não precisa ser absoluto, bastando definir a relação *acontece-antes*. A seguinte expressão $a \rightarrow b$ pode ser lida como *a* acontece antes que *b*. A operação *acontece-antes* é transitiva, podendo afirmar que se $a \rightarrow b$ e $b \rightarrow c$, então $a \rightarrow c$. Lamport determina um mecanismo simples, o qual captura numericamente um contador inteiro que não precisa ter relação com qualquer relógio físico. Desta forma, basta cada processo possuir um valor de relógio lógico, denominado carimbo de tempo de Lamport, para ordenar os eventos.

Seguindo o raciocínio de que $a \rightarrow b$, isso significa que *a* ocorreu antes de *b*. Lamport utiliza a marcação de tempo junto ao processo, que será alterada conforme a troca de mensagens entre os processos. Na Figura 2.4, o processo P_2 ao receber a mensagem M_3 com marca de tempo maior que seu relógio local, atualiza o valor para o mesmo da mensagem recebida e incrementa de um, registrando o valor de 10. A mesma ação é aplicada para P_1 que recebe M_4 com marca de tempo maior, o qual

será utilizado para atualizar o valor do relógio local e incrementá-lo passando para 11. Com o uso deste algoritmo, o sistema tem uma marca de tempo o qual possibilita a ordenação dos eventos criando critérios para determinar prioridades.

Figura 2.4 - O algoritmo de Lamport corrige os relógios

Fonte: (TANENBAUM e STEEN, 2007)

3 TRABALHOS RELACIONADOS

O conceito de Web Services surge com o propósito de permitir que sistemas computacionais possam interoperar entre diversos sistemas com arquiteturas distintas, oferecendo um conjunto de operações que podem ser utilizadas por um cliente através da Internet (COULOURIS, DOLLIMORE, *et al.*, 2011). Diversos provedores disponibilizam serviços, que oferecem facilidades para o desenvolvimento de aplicações, provendo as necessidades básicas e delegando o atendimento das necessidades específicas a serviços oferecidos por terceiros.

Oferecer autonomia entre os serviços é algo não só primordial, mas natural, permitindo que os serviços sejam oferecidos sem dependência e comunicação entre eles. Desse modo, Web Services são projetados de maneira independente e normalmente são livres de restrições externas para executar de maneira autônoma as requisições solicitadas sobre os seus recursos, oferecendo baixo acoplamento ao sistema e minimizando as dependências entre os serviços (SHENG, QIAO, *et al.*, 2014). Entretanto, um serviço pode ser uma composição de vários serviços, necessitando de alguma coordenação para gerenciar o fluxo de execução dos serviços e a interação entre os participantes.

Com a popularização no uso dos serviços, começa a haver uma maior demanda no seu uso, aumentando a concorrência e a complexidade em sua execução através da criação de serviços que realizam a composição entre os serviços existentes. Para contornar esta situação, esforços são empregados para aprimorar o controle de concorrência e o gerenciamento de transação aos serviços. A seguir são apresentados alguns trabalhos que propõem soluções para o problema.

3.1 OASIS

Organizações como o OASIS - Organization for the Advanced of Structured Information Standarts (OASIS, 2013) e o W3C – World Wide Web Consortium (W3C, 2013) realizam estudos para criar padrões e convergência visando promover a interoperabilidade entre sistemas. Devido ao esforço destas organizações existem hoje, na computação baseada em Internet, especificações e boas práticas para

diminuir os obstáculos na integração de sistemas e uma convergência para que os aprimoramentos dos padrões sigam para uma direção comum.

Com o uso de serviços compostos percebeu-se que transações tradicionais não poderiam atender aos novos requisitos para manter a consistência de dados. Web Services possuem a característica, regularmente, de execução através de longo período de tempo, necessidade de ação de desfecho em tempo de execução e o relaxamento dos níveis de isolamento (FREUND e STOREY, 2002).

Observando necessidades como as apresentadas no parágrafo anterior foram definidas novas especificações para aprimorar os padrões para Web Services. Especificações como a Web Service Coordination (OASIS, 2009e), define o papel do coordenador para gerenciar a execução transacional de uma composição de serviços. A Web Service Atomic Transaction (OASIS, 2009c) e a Web Service Business Activity (OASIS, 2009d) são especificados para transpor os obstáculos das transações de curta e de longa duração respectivamente. A seguir essas três especificações são apresentadas.

3.1.1 WEB SERVICE COORDINATION

WS-Coordination é um framework que oferece protocolos para coordenar ações de aplicações distribuídas. Estes protocolos podem ser utilizados para atender inúmeras de aplicações.

Permite a criação de um contexto, que pode ser utilizado para propagar uma atividade para outros serviços realizando registros no coordenador. Após esta etapa, o coordenador indica quais os serviços envolvidos na atividade, e quem e quando os serviços podem ser utilizados de maneira que a execução seja coordenada e transacional (OASIS, 2009e).

3.1.2 WEB SERVICE ATOMIC TRANSACTION

WS-AtomicTransaction é uma especificação que define transações atômicas, utilizando o papel do coordenador, pois está baseada no WS-Coordination. De maneira geral, o uso do WS-AtomicTransaction é para transações em atividades distribuídas denominadas de curta duração, que possuem o comportamento de *tudo ou nada* na utilização do serviço para realizar as operações.

Nesta especificação, todas as operações realizadas sem a confirmação de que a operação deve ser realmente realizada, são consideradas como mera tentativa, pois na maioria dos casos, a persistência não é realizada ou o resultado da operação não é visível fora da transação. Este tipo de comportamento é obtido através de protocolos que implementam algum tipo de técnica de 2PC (Two Phase Commit), os quais efetuam o gerenciamento para recursos em cache, denominado 2PC volátil, e o gerenciamento de recursos que necessitem persistir valores, como um banco de dados, denominado 2PC durável (OASIS, 2009c).

Ao executar as operações de uma transação, o coordenador fica aguardando o resultado de cada participante, e ao receber a resposta que cada participante realizou sua tarefa com sucesso, o coordenador envia uma mensagem para que todos os participantes efetuem suas operações. Caso haja falha, com no mínimo um participante, o coordenador aborta a transação e as tarefas realizadas pelos participantes não são persistidas (OASIS, 2009c).

3.1.3 WEB SERVICE BUSINESS ACTIVITY

WS-BusinessActivity é uma especificação baseada em coordenação, a qual define o comportamento de negócios para a transação e foi projetada para fornecer suporte para transações de longa duração em um ambiente distribuído. Uma atividade WS-BusinessActivity pode levar muito mais tempo que uma WS-AtomicTransaction, onde o bloqueio de um recurso ao longo de um tempo pode inviabilizar uma aplicação (LIMTHANMAPHON e ZHANG, 2004). Deste modo, esta especificação prevê a divulgação de resultados intermediários antes que a atividade global seja concluída no intuito de diminuir a latência, permitindo que outros usuários possam utilizar o recurso sem inviabilizar suas execuções.

A especificação WS-BusinessActivities foi definida para atender certos requisitos, denominados de atividades de negócios, considerando os seguintes aspectos:

- atividades de negócio utilizam diversos recursos através de um longo período de tempo;
- pode envolver transações atômica;

- resultados e tarefas individuais contidas em uma transação podem ser visualizados antes da execução completa da transação. Estes resultados podem ter impacto externo ao sistema computacional;
- uma resposta pode levar um longo período de tempo, caso necessitem de uma ação fora do sistema computacional, como uma decisão humana, a fabricação de um produto, entre outros, e estas ações devem ocorrer antes que uma resposta possa ser enviada;
- caso ocorra um problema, à atividade de negócio não é desfeita simplesmente através de uma operação de compensação para retroceder a operação que resultou em problema, deve haver uma tarefa de compensação para reverter as tarefas concluídas;
- os participantes de uma atividade de negócio podem possuir diversos níveis de confiança, mas a relação de confiança deve ser estabelecida de maneira explícita entre os envolvidos.

A relação entre coordenador e participante é realizada através de dois protocolos. O Atomic Outcome estabelece que a relação com todos os participantes é realizada como no WS-AtomicTransaction, através de *tudo ou nada* com uma mensagem comum a todos participantes (confirma ou aborta). O Mixed Outcome determina que o coordenador gerencie cada participante de maneira individual para que aborte ou compense a operação realizada (OASIS, 2009d).

3.2 TRANSAÇÃO EM AMBIENTE DE GRADE COMPUTACIONAL COM CONTROLE DE CONCORRÊNCIA DESCENTRALIZADO

Turker (TURKER, HALLER, *et al.*, 2005) realizou uma pesquisa no intuito de prover suporte para transações em ambiente de computação em grade, enfatizando outros autores (FOSTER e KESSELMAN, 2004) (COULOURIS, DOLLIMORE, *et al.*, 2011) (W3C, 2013), que existe uma fusão entre Web Services e as tecnologias de computação em grade no intuito de proporcionar uma infraestrutura aberta para a integração e atender a demanda por recurso computacional entre os participantes do ambiente compartilhado. Para utilizar os recursos disponíveis, cada participante organiza suas aplicações na forma de composição de serviços, o qual será executado

através de um processo de *workflow*, garantindo para que seja realizado de maneira transacional, encerrando em um estado final bem definido.

A proposta visa oferecer um ambiente descentralizado para o controle de concorrência, em ambiente de grade computacional, para execução transacional do *workflow*. Enfatiza a necessidade de garantir execuções globalmente corretas sem a necessidade de um coordenador global, porque adotar esta abordagem em ambiente de grade pode inviabilizar o sistema, uma vez que com milhares de *peers* acessando um ponto centralizado fatalmente tornar-se-ia um gargalo. Outro aspecto contemplado pela proposta, está em como detectar e lidar com os conflitos de maneira que possa, também, ser realizada de forma descentralizada.

Para contemplar estes requisitos, não é permitido a um *workflow* confirmar sua execução se ele depende da execução de outro *workflow*. Para conseguir esta informação, sobre a dependência entre *workflows*, é necessário que cada *workflow* possua informação de outros *workflows*, de maneira que possa decidir se tem ou não a permissão de confirmar suas operações. Esta decisão, para que seja executada, necessita de informação global sobre todo o fluxo de execução do *workflow* e os eventuais conflitos envolvidos nesta execução, a qual deve ser transmitida de forma colaborativa, entre os *peers* envolvidos no conflito.

Cada *peer* de serviço mantém uma matriz de conflito, onde cada requisição para o serviço, indica quais os outros serviços que são invocados na execução do *workflow* que efetuou esta requisição. Os conflitos serão detectados pelos *peers*, que analisam a sua matriz local de maneira autônoma, podendo interromper parcialmente a execução de um *workflow* através de comunicação P2P (*Peer-To-Peer*) entre os serviços que possuem o conflito. Isto ocorre da seguinte maneira:

- o *peer* ao detectar que o *workflow* W_1 aguarda por um recurso alocado para W_2 que não o libera;
- o *peer* verifica a matriz de conflito, constatando que há dependência entre os serviços solicitados por W_1 e os serviços solicitados por W_2 ;
- o *peer* então comunica com o outro *peer*, onde foi detectado o conflito entre os *workflows*, e toma uma decisão entre abortar a operação no *peer* atual, ou solicitar para que aborte a operação no outro *peer*. O critério de seleção para esta decisão é mencionado como trabalho futuro no artigo (TURKER,

HALLER, *et al.*, 2005). Contudo, na busca em trabalhos posteriores dos autores não foram encontradas novas publicações referentes a este assunto. A operação para abortar a execução em um determinado *peer*, não envolve somente parar de executar, mas a utilização de alguma compensação para as ações que já foram realizadas em outros serviços;

- a partir deste passo, o conflito é desfeito e os *workflows* podem prosseguir em suas execuções, sem a necessidade de abortar por completo as operações até então realizadas, necessitando somente desfazer as operações nos *peers* onde houveram os conflitos.

Esta abordagem deixa transparente, para o *workflow*, qualquer conflito que o impeça de prosseguir em sua execução, de maneira transacional, processando todos os serviços previstos em sua composição, evitando também situações de *deadlock* entre os *workflows*, sem a necessidade de um coordenador global. Outro aspecto relevante está nos mecanismos que impedem de reexecutar um *workflow* a partir do seu início, bastando executar novamente a partir do ponto onde houve o conflito.

3.3 PROTOCOLO BASEADO EM TIMESTAMP E TWO PHASE COMMIT PARA WEB SERVICES

Maciel (MACIEL e HIRATA, 2010) apresenta uma proposta voltada para fornecer um protocolo, baseado na arquitetura REST (Representational State Transfer), e uma extensão que prevê suporte para comportamento de regras de negócios através de novas interações entre cliente e Web Service, com o intuito de oferecer controle transacional autônomo e distribuído entre Web Services utilizando o conceito de relógio lógico e o protocolo 2PC.

A pesquisa desenvolvida cria uma abordagem otimista evitando operações de compensação em caso de falhas e livre de *deadlock* na execução das requisições. A arquitetura está baseada na especificação WS-Coordination, onde uma requisição deve ser gerenciada por um coordenador que irá anexar um valor de relógio lógico para as requisições.

O conceito de execução livre de *deadlock* está presente no uso do relógio lógico, onde as requisições não entram em impasse devido às requisições serem ordenadas conforme o valor do relógio lógico recebido. Caso o valor de relógio da

requisição seja maior que o valor de relógio do site que disponibiliza o serviço, o relógio do site é atualizado e esta requisição é aceita para utilizar o serviço. Em caso de valores iguais de relógio para requisições diferentes, o critério de desempate é o identificador de quem está realizando a solicitação. Caso o valor de relógio da requisição seja menor ou igual ao valor do relógio do site, a requisição é recusada e é solicitado ao cliente que reenvie a solicitação com um valor de relógio lógico maior do que o do relógio do serviço. Este tipo de abordagem pode gerar uma situação de *starvation*, onde uma requisição pode ficar indefinidamente sem atendimento, uma vez que durante o período anterior ao reenvio, pode ocorrer de outra requisição ser atendida, atualizando o relógio lógico do serviço, deixando a requisição que está realizando o reenvio necessitar novamente realizar outro reenvio, visto que estará com o relógio lógico defasado.

Baseado no conceito de 2PC, toda operação realizada é armazenada, em um primeiro instante, em uma lista denominada LPW (List of Prewrite) para que desta forma, caso haja a desistência de alguma requisição ou falha nas outras requisições de serviços, não há a necessidade de executar uma atividade compensatória em relação à operação realizada, bastando retirá-la da LPW.

Outro aspecto interessante nesta pesquisa está na extensão para contemplar regras de negócio. Uma requisição que não foi atendida, caso existam operações na LPW para realizar, e se essas operações não forem confirmadas existe a possibilidade da disponibilidade do recurso para a requisição atual. Esta requisição pode ficar aguardando até que sejam confirmadas ou canceladas as operações em LPW, assim obtendo privilégio em caso de cancelamento sem a necessidade de reenvio.

3.4 CONSIDERAÇÕES SOBRE O CAPÍTULO

Algumas pesquisas que propõem diversas maneiras para lidar com a questão sobre a execução transacional em composição de serviços foram apresentadas neste capítulo.

O framework, WS-Coordination, através das especificações WS-AtomicTransaction WS-BusinessActivity, oferece controle transacional baseado em derivações do protocolo 2PC. O controle de coordenação fica a cargo de um serviço específico, criando um possível gargalo no sistema que fica dependente deste ponto

de gerenciamento. Outro aspecto, para que haja o controle de transação, é que os serviços envolvidos devem ser declarados no escopo do coordenador, o qual gerencia as instancias de processo iniciadas no serviço coordenador. Outras composições que executam alguns destes serviços, os quais não estão registrados no coordenador, podem sofrer alguma restrição na execução, criando situação que não seja justa.

O suporte a execução transacional de *workflows* distintos proposto por Turker (TURKER, HALLER, *et al.*, 2005), em ambientes de grade computacional provê a autonomia para as execuções sem a necessidade de um nó central coordenando os *workflows*. Para tanto, cada solicitação de serviço carrega consigo informações sobre a dependência de serviços envolvida na composição do *workflow*. Cada *peer* de serviço, para que tenha a capacidade de detectar um conflito entre os *workflows*, constrói uma matriz de conflito a partir das informações de dependência. Esta matriz é utilizada para realizar a comunicação, através da arquitetura P2P, de modo que as entidades envolvidas na comunicação, resolvam o conflito entre as requisições dos *workflows* distintos. Devido ao foco da pesquisa ser voltado a um ambiente de grade computacional, onde existe um controle maior entre os participantes se comparados aos usuários de Web Services na Internet, utilizou-se a abordagem P2P para solucionar os problemas de conflito. Este tipo de solução viola o princípio da autonomia dos Web Services, pois necessita que um *peer* de serviço se comunique com outro *peer* de serviço. Outro aspecto que não foi apresentado de maneira clara no trabalho publicado é a respeito das políticas adotadas para que, em uma situação de conflito entre *workflows*, quais os critérios para determinar qual *workflow* irá realizar uma operação de *rollback* em sua execução, cedendo o recurso obtido. Este aspecto é relevante, pois dependendo da política adotada poderá gerar uma situação injusta de execução.

O trabalho realizado por Maciel (MACIEL e HIRATA, 2010) apresenta uma solução para a execução de composição de serviços através de clientes distintos, utilizando critérios baseados nos valores de relógios lógicos dos servidores do sistema para decisões que garantam a não ocorrência de *deadlock*. Definir que a execução deve ser realizada através de estágios, utilizando o protocolo 2PC, faz com que não haja a necessidade de utilizar ações compensatórias em caso de falha na execução da transação, ou pela desistência do recurso adquirido. No entanto, esta solução pode gerar situações de *starvation* de requisições, uma vez que, caso a requisição tenha

um valor de relógio lógico menor que o serviço, esta requisição necessita realizar reenvio, o qual pode persistir de maneira infinita.

Pretende-se, na proposta aqui apresentada, realizar o gerenciamento da execução entre *workflows* originados de servidores distintos, de forma transacional e autônoma, sem violar o princípio da autonomia entre Web Services, realizando a execução das requisições de maneira justa, oferecendo ao site de serviço subsídios para realizar o atendimento das requisições de maneira justa, impedindo o conflito entre *workflows* de domínios distintos, evitando *deadlock* e *starvation*.

4 ATENDIMENTO DE REQUISIÇÕES ORIUNDAS DE MÚLTIPLOS DOMÍNIOS EXECUTANDO COMPOSIÇÕES DE SERVIÇOS PROVIDOS POR SERVIDORES DISTINTOS

Este capítulo apresenta uma proposta para garantir operações transacionais em *workflows* de domínios distintos realizados de forma simultânea que executam operações referentes ao consumo de recursos. Tais recursos são oferecidos e gerenciados por serviços específicos em nós remotos, onde no atendimento das requisições, busca-se garantir justiça na atribuição dos recursos, não ocorrência de *deadlock* como também de *starvation*.

Existem trabalhos que oferecem algum tipo de gerenciamento para a execução de serviços compostos, como alguns apresentados no capítulo 3. Contudo, o gerenciamento fica restrito à execução de *workflows* provenientes do mesmo domínio, isto é, *workflows* oriundos de domínio distinto podem produzir resultados que não reflitam a realidade uma vez que disputam os serviços de maneira aleatória. Todavia é oportuno ressaltar que, na coordenação de serviços, as políticas para controle de execução do *workflow* são aplicadas somente entre processos criados em um mesmo domínio.

4.1 REQUISIÇÕES DE MÚLTIPLOS DOMÍNIOS PARA EXECUTAR COMPOSIÇÕES DE SERVIÇOS PROVIDOS POR SERVIDORES DISTINTOS

O cenário, aqui considerado, apresenta requisições provenientes de múltiplos domínios de requisições. Cada requisição é composta de requisições de serviços providos por servidores distintos. A Figura 4.1 apresenta um exemplo deste cenário.

Cada cliente, em sua requisição, solicita a execução de uma composição de serviços que pode ser descrita através de um *workflow*.

O Servidor Requisição (RQT) é o local físico onde um serviço Requisição disponibiliza a execução de um *workflow* composto pela chamada de serviços providos por múltiplos Servidores Recurso (RSC). Durante a execução do *workflow* são geradas requisições individuais as quais são encaminhadas para o Servidor Recurso específico.

Os serviços disponibilizados pelos Servidores Recurso gerenciam recursos de quantidade finita que são consumidos quando atribuídos para uma requisição.

Durante a execução de um *workflow* os recursos solicitados a um Servidor Recurso, permanecem no estado de reserva até que todos os recursos solicitados, em uma composição de serviços, tenham sido reservados. Neste momento, todas as reservas são confirmadas para consumo. Caso não exista quantidade suficiente de recursos, em um Servidor Recurso, mesmo contando com os recursos no estado de reserva, a requisição é negada, abortando a execução do *workflow* e cancelando as reservas já efetuadas. Caso exista quantidade suficiente de recursos em um Servidor Recurso para atender a requisição do serviço solicitado, mas considerando a quantidade de recurso em reserva para outras requisições, o atendimento fica pendente até que tais requisições confirmem ou cancelem as reservas.

A Figura 4.1 ilustra clientes utilizando as aplicações App1, App2 e App3, que estão realizando requisições para, respectivamente, RQT₁, RQT₂ e RQT₃, os quais estão em domínios distintos e foram concebidos de maneira independente. As requisições de App1, App2 e App3 contém, respectivamente, composições de serviços providas por RSC₁ e RSC₂; RSC₁ e RSC₃; e RSC₁, RSC₂ e RSC₃.

Figura 4.1 - Exemplo de cenário

Fonte: O Autor (2015)

A execução de múltiplas composições, simultaneamente, envolvendo a solicitação de múltiplos recursos, conforme o cenário considerado neste trabalho, pode levar a situação de *deadlock*. A Figura 4.2 ilustra este cenário, onde RQT₁ executa o *workflow* WF_{RQT1} o qual requisita 10 unidades de RSC₁ e 5 de RSC₂, e RQT₂ executa WF_{RQT2} solicitando 9 unidades de RSC₁ e 6 de RSC₂. Ambos os Servidores

Requisição executaram seus *workflows* no mesmo instante, porém RQT₁ consegue o recurso em RSC₁ ficando este sem unidades, e RQT₂ consegue o recurso em RSC₂, permanecendo este com 2 unidades. RSC₁ possui 10 unidades e RSC₂ possui 8 unidades. Ambos não conseguem completar sua execução de maneira transacional pois RQT₁ fica aguardando a confirmação de consumo ou cancelamento de reserva por RQT₂, e vice-versa. Cada execução de *workflow* fica aguardando a liberação do recurso que está de posse do outro gerando uma espera circular.

Figura 4.2 - Disputa por recurso gerando *deadlock*

Fonte: O Autor (2015)

Mecanismos para evitar *deadlock* são necessários em sistemas que possuem concorrência, mas uma política inadequada pode gerar uma situação de *starvation* na execução de um *workflow*.

O objetivo da proposta é prover mecanismos que impeçam a ocorrência de *deadlock* nas execuções de composições originadas em domínios diferentes, de forma que os Servidores Recurso que disponibilizam os recursos tenham uma gerência autônoma. É importante ressaltar que tais mecanismos devem promover um atendimento justo, sem a possibilidade de ocorrer *starvation* para alguma requisição, sendo considerada a ordem do momento em que foi realizada a requisição.

4.2 DESCRIÇÃO DO SISTEMA E DOS MECANISMOS PARA COORDENAÇÃO DAS REQUISIÇÕES E DO GERENCIAMENTO DOS RECURSOS

A proposta, apresentada neste trabalho, busca prover o gerenciamento autônomo da execução de *workflows* de domínios distintos requisitando múltiplos serviços de servidores distintos, sem a perda da autonomia dos serviços. Os mecanismos aplicados promovem um atendimento justo e livre de *deadlock* e *starvation*.

Para prover uma atribuição de recursos justa e sem ocorrência de *deadlock* ou *starvation* aplica-se um critério de prioridade baseado no momento em que é realizada a requisição. Para tanto, é necessário que se tenha um relógio global, em que será utilizado o mecanismo de relógio lógico apresentado por Lamport (LAMPORT, 1978), o qual oferece subsídios para determinar a ordem dos eventos e assim estabelecer a prioridade de uma requisição. A abordagem oferecida no conceito de relógio lógico auxilia na aplicação da política de orquestração para o atendimento das requisições impedindo situações de *deadlock* e *starvation*.

4.2.1 O USO DE RELÓGIO LÓGICO

O relógio lógico funciona de maneira que indique a relação *acontece-antes* definido por (LAMPORT, 1978), onde cada local possui um contador crescente, o qual é adicionado à mensagem de comunicação indicando uma marca temporal dentro do sistema.

De posse desta marca temporal (TS – *timestamp*) recebida na mensagem de cada requisição/resposta, a marca temporal referente ao relógio lógico local é ajustada à marca recebida, mantendo o sistema sincronizado. Ao receber uma solicitação do Servidor de Requisição (RQT), o Servidor de Recurso (RSC) atualiza o seu relógio local e, ao receber a resposta do Servidor Recurso, o Servidor Requisição atualiza o seu relógio local.

O valor de relógio local é atualizado somente quando há interações entre os servidores, no qual não há mecanismo de contagem local para cada servidor, incrementando o relógio somente com a comunicação no sistema.

A atualização do TS, ilustrado na Figura 4.3, ocorre da seguinte maneira:

1. Caso o TS recebido seja menor que o TS local, incrementa o TS local.
2. Caso o TS recebido seja maior ou igual ao TS local, atualiza o TS local com o valor do TS recebido e incrementa.

Figura 4.3 - Atualização de relógio lógico

Fonte: O Autor (2015)

Após esta primeira etapa para a execução do *workflow*, realizada a sincronização, o Servidor Requisição adiciona a mesma marca de tempo em cada uma das requisições individuais, as quais são encaminhadas para os respectivos Servidores Recurso, onde esta marca de tempo será utilizada para definir a prioridade no atendimento.

4.2.2 CRITÉRIO DE PRIORIDADE

Para promover o atendimento justo, as requisições obedecem ao critério de prioridade, o qual determina a ordem entre as requisições para utilizar o recurso.

O critério de prioridade leva em conta o instante em que uma requisição é realizada pelo Servidor Requisição e não o instante em que a requisição é recebida pelo Servidor Recurso. Para tanto, o Servidor Requisição ao executar o *workflow*, na primeira etapa, tem seu relógio lógico sincronizado e o TS deste instante será inserido em todas as requisições que compõem o *workflow*. O Servidor Recurso ao receber a requisição, verifica o TS, determinando a ordem para a utilização do recurso, onde requisição com TS menor terá prioridade no atendimento. A maior prioridade dada a TS's menores provê a justiça no atendimento às requisições, ou seja, uma requisição solicitada em um momento anterior a outra será atendida com prioridade em relação a esta.

4.2.3 ARQUITETURA

Apresenta-se, nesta seção, uma arquitetura, onde uma das preocupações é manter características fundamentais de serviço, que compreende desde a autonomia entre eles, o baixo acoplamento, a interoperabilidade de sistemas e a transparência de como o serviço é implementado ou disponibilizado. A arquitetura está estruturada para

oferecer dois serviços, serviço Requisição e serviço Recurso, ilustrados na Figura 4.4, os quais em conjunto promoverão o comportamento transacional para a execução de *workflows* evitando *deadlock* e *starvation* na execução de requisições de serviços concorrentes.

Figura 4.4 - Organização dos serviços

Fonte: O Autor (2015)

O serviço Requisição é disponibilizado nos Servidores Requisição. É encarregado de receber a solicitação do cliente, montar uma lista de recursos e as respectivas quantidades que compõem a requisição, executar o *workflow* correspondente a esta composição e enviar o retorno ao cliente. Para tal, cria requisições individuais para cada um dos serviços chamados na composição, que são encaminhadas para os respectivos Servidores Recurso. Um Servidor Recurso realiza as operações sobre os recursos por ele gerenciados.

Para proporcionar um procedimento transacional, o Servidor Requisição deve encaminhar informações para os respectivos Servidores Recurso das requisições presentes na composição e receber destes, informações referentes aos resultados. É necessário um protocolo em que interagem o Servidor Requisição e os respectivos Servidores Recurso das requisições individuais da composição através da chamada de operações, referentes aos serviços solicitados, pelo Servidor Requisição e execução pelos respectivos Servidores Recurso.

Nas seções seguintes serão apresentados o protocolo e os detalhamentos do serviço de Requisição e do serviço Recurso.

4.2.4 DESCRIÇÃO DO MECANISMO PARA EXECUÇÃO DE REQUISIÇÕES DE MÚLTIPLOS DOMÍNIOS COM COMPOSIÇÃO DE SERVIÇOS DE SERVIDORES DISTINTOS

Uma requisição solicitada pelo cliente a um Servidor Requisição envolve pedidos de múltiplos recursos os quais são gerenciados por Servidores Recurso distintos. Para o

seu atendimento é executada uma composição de serviços que gerenciam as requisições dos recursos solicitados. Esta execução segue um protocolo que garante o procedimento transacional da composição, a concessão justa de cada recurso, priorizada pelo momento da solicitação da sua requisição, e o impedimento de situações de *deadlock* e *starvation*.

Nesta seção são apresentadas as operações realizadas pelo Servidor Requisição para a execução da requisição do cliente, as operações executadas pelo Servidores Recurso e chamadas pelo Servidor de Requisição, como também os protocolos seguidos na execução das operações.

4.2.4.1 Operações no Servidor de Requisição para execução das requisições

O Servidor de Requisição recebe uma requisição do cliente solicitando múltiplos recursos para o atendimento da requisição. É executada uma composição de serviços providos pelos Servidores Recurso que gerenciam os recursos solicitados.

Para garantir o procedimento transacional desta composição, são executadas operações, seguindo-se um protocolo que impõe a ordem necessária, representada pelo *workflow* da Figura 4.5.

Os recursos solicitados são primeiramente reservados e alocados apenas quando todos os recursos solicitados pela requisição do cliente foram reservados. Se não foi obtida a reserva de algum dos recursos, aqueles que já foram reservados são liberados e atribuídos para requisições que aguardam em uma lista de espera.

Seguem as operações executadas no Servidor de Requisição:

- **Query_Resources(*lista_recurso*):**

lista_recurso: lista dos recursos sobre os quais se deseja fazer a consulta.

Realiza a consulta dos recursos presentes na *lista_recurso* nos respectivos Servidores Recurso retornando uma lista com a quantidade disponível para cada um dos recursos.

Figura 4.5 - Workflow para execução das requisições

Fonte: O Autor (2016)

- **Request_Resources(*lista_recurso_qtd*):**

lista_recurso_qtd: lista dos recursos solicitados. Cada registro contém dois campos: recurso e quantidade.

Reserva cada um dos recursos, na quantidade solicitada, solicitando-o ao respectivo Servidor Recurso. Retorna a confirmação de sucesso (OK/DENY) e a lista dos recursos obtidos com sucesso (*lista_recursos_res*). Caso todos os recursos presentes na *lista_recurso_qtd* foram reservados retorna OK. Caso contrário retorna DENY.

- **Commit_Resources(*lista_recursos_res*):**

lista_recursos_res: lista dos recursos obtidos com sucesso.

Realiza a alocação dos recursos que foram reservados para a requisição do cliente. Retorna a confirmação sobre a operação

(OK/DENY). Caso todos os recursos reservados sejam alocados retorna OK. Caso contrário, se algum recurso reservado não foi alocado ou algum recurso reservado foi alocado para outra requisição com prioridade, retorna DENY.

- **Rollback_Resources(*lista_recursos_res*):**

lista_recursos_res: lista dos recursos obtidos com sucesso.

Devolve os recursos que foram reservados. Retorna a confirmação de sucesso (OK/DENY).

Conforme apresentado na Figura 4.5, o fluxo de execução inicia com a execução de uma operação Query_Resources em todos os recursos informados na lista de recursos. Após a consulta realizada, verifica-se as quantidades disponíveis em cada recurso para então solicitar a quantidade de cada recurso através da operação Request_Resources retornando um status de operação e uma lista dos recursos que obtiveram sucesso no procedimento de sua reserva. Caso o status da operação Request_Resources seja OK, a operação Commit_Resources confirma todas as reservas que foram realizadas e, caso seja DENY, a operação Rollback_Resources devolve todos os recursos que haviam sido reservados. A operação Commit_Resources retorna um status da operação indicando OK caso todas as reservas foram alocadas, e caso contrário retorna DENY indicando que uma ou mais reservas não foram efetivadas.

4.2.4.2 Operações no Servidor Recurso

O Servidor Recurso provê operações para gerenciar a alocação de quantidades disponíveis do recurso.

As seguintes listas são utilizadas na gerencia de alocação do recurso:

- A lista de chegada (AL – Arrival List) é utilizada para armazenar as requisições recebidas, atuando como uma listagem de pedidos que chegaram e ainda não foram atendidos.
- A lista de reserva (RL – Reservation List) é utilizada para armazenar as requisições que obtiveram a reserva do recurso, porém a alocação do recurso ainda não foi efetivada.

- A lista de espera (WL – Wait List) é utilizada para armazenar requisições que não conseguiram a reserva e aguardam a liberação de reservas de outras requisições. Esta lista é reorganizada quando deve ser incluída uma nova requisição com maior prioridade do que algumas requisições presentes na lista.
- Na lista Committing List (CL) são armazenadas as requisições que confirmaram a reserva do recurso e se encontram no processo de confirmação de suas demais reservas. Na ocorrência de uma nova requisição ao recurso e não disponibilidade de unidades em quantidade suficiente, mesmo considerando as quantidades em reserva, é verificado se a consideração da quantidade total de unidades que se encontram nesta lista permite atingir a quantidade solicitada. Em caso positivo, a requisição é mantida na lista WL. Caso contrário, ela tem a sua solicitação negada.

A estratégia adotada na gerência do uso do recurso busca garantir o atendimento justo das requisições impedindo a ocorrência de situações de *deadlock* e *starvation*. É baseada em relógio lógico global, definido pela marca de tempo (TS - *timestamp*), e um mecanismo de alocação que considera o momento em que a requisição do recurso é solicitada.

Os recursos não são alocados imediatamente, mas reservados. Os recursos são alocados, quando todos os recursos solicitados em uma requisição do cliente foram reservados. Caso algumas das reservas não foram obtidas, os recursos reservados são liberados.

O gerenciamento para o uso do recurso está organizado em duas etapas. A primeira etapa envolve o tratamento realizado ao receber uma nova requisição, ilustrado pela Figura 4.6. Ao receber uma nova requisição, o Servidor Recurso verifica o TS da requisição:

- Caso o TS da requisição seja maior que o TS do Servidor Recurso, a requisição é inserida na lista de chegada (AL);
- Caso contrário, verifica se há requisições na lista de reserva (RL) maiores que a requisição recebida;
 - Caso afirmativo:
 - Remove as requisições com TS maior da lista RL;

- Atualiza o BUFFER com os elementos removidos;
 - Insere a requisição recebida na lista de espera (WL);
 - Insere as requisições removidas da lista RL na lista WL a nova requisição é inserida na lista de espera (WL), aplicando o critério de prioridade sobre as requisições da lista de reserva (RL) transferindo as requisições com TS maior para a lista WL;
- Caso negativo:
- Insere a requisição recebida na lista WL.

Figura 4.6 - Fluxo de execução ao receber requisição

Fonte: O Autor (2016)

O critério de prioridade, baseado no valor do TS, define uma ordem para o atendimento as requisições, que será a mesma entre os Servidores Recurso, tornando a execução de *workflow* livre de *deadlock*.

A segunda etapa envolve o tratamento para verificar a possibilidade da requisição em obter a reserva do recurso, ilustrado pela Figura 4.7. O Servidor Recurso ao retirar a primeira requisição, seja da lista WL ou da lista AL, verifica se há quantidades de recurso disponíveis:

- Caso haja quantidades disponíveis suficiente para atender a requisição, incrementa o BUFFER com as quantidades solicitadas, retira a requisição da lista e insere na lista RL, indicando que a reserva foi efetuada.
- Caso contrário, verifica se a quantidade em reserva é suficiente para atender a requisição:
 - Então existe a possibilidade em obter o recurso, desse modo a requisição é mantida na lista;
 - Senão, verifica se a lista CL não está vazia e considera se as quantidades das requisições que estão em processo de *committing* é suficiente;
 - Caso afirmativo, existe a possibilidade de obter o recurso, então a requisição é mantida na lista;
 - Caso negativo, não existe a possibilidade de obter o recurso, então a requisição é retirada da lista e o recurso é negado.

As requisições presentes na lista WL têm prioridade em relação às requisições da lista AL para efetuar a reserva do recurso. As listas WL e AL seguem uma ordem crescente de TS na inserção de uma requisição, sendo o primeiro elemento é a requisição de maior prioridade, ou seja, de menor TS, e a próxima a ser atendida.

A estratégia de mover as requisições da lista RL para a lista WL, para prover o atendimento com prioridade, revoga temporariamente uma reserva obtida antes por uma requisição, porém não perde a prioridade em relação as novas requisições, bastando aguardar a disponibilidade do recurso sem a necessidade de realizar reenvio. Esta abordagem contribui para a alocação justa do recurso e impede a ocorrência de *starvation*.

Figura 4.7 - Fluxo de execução para verificar disponibilidade

Fonte: O Autor (2016)

Para confirmar reserva, a requisição é inserida na lista CL indicando que esta requisição está aguardando a finalização do processo de *committing* de suas demais reservas. A estratégia em aguardar que requisições sejam retiradas da lista CL foi adotada no intuito de que caso uma requisição tenha que abortar a alocação de recurso, os recursos liberados sejam atribuídos a requisições, obedecendo o critério de prioridade, evitando uma alocação injusta. Ao concluir o processo de alocação em todos os recursos, a requisição é retirada da lista CL.

As seguintes operações são disponibilizadas pelo serviço Recurso:

- **QUERY**

Realiza a leitura sobre o recurso informando a quantidade disponível no momento. Retorna a quantidade disponível.

- **REQUEST**(*id*, *rqt*, *ts*, *qtd*)

id: identificador local da requisição.

rqt: identificador do Servidor Requisição de origem.

ts: valor do relógio lógico do servidor de origem.

qtd: quantidade solicitada do recurso.

Esta operação é a primeira etapa para requisitar o recurso. Caso o TS da requisição seja maior que o TS local, insere a requisição na lista AL, senão insere na lista WL conforme o critério de prioridade para execução justa. Retorna:

- OK: caso a requisição foi inserida em uma das listas
- DENY: caso a quantidade disponível é menor que a quantidade solicitada.

- **REQUEST_STEP2**(*id*, *rqt*)

id: identificador local da requisição.

rqt: identificador do Servidor Requisição de origem.

É o segundo estágio da operação REQUEST. Verifica se a requisição que está na lista AL ou na lista WL foram movidas para a lista RL, indicando que a reserva foi realizada. Retorna:

- OK: caso a reserva foi concluída com sucesso;
- WAIT: caso a requisição ainda esteja na lista AL ou WL, indicando que a requisição está aguardando a disponibilidade do recurso, necessitando aguardar alguns instantes e realizar a operação novamente;
- DENY: caso não haja possibilidade de obter o recurso, uma vez que a quantidade disponível é menor que a quantidade solicitada.

- **COMMIT**(*id*, *rqt*)

id: identificador local da requisição.

rqt: identificador do Servidor Requisição de origem

Realiza a alocação de um recurso solicitado pela requisição identificada por (*id*, *rqt*). Aloca a quantidade do recurso referente a reserva especificada na lista RL, retirando-a da lista RL e decrementando esta quantidade da disponível do recurso. Retorna:

- OK: caso a alocação seja concluída com sucesso;

- WAIT: caso a alocação ainda não pôde ser concluída, indicando que a requisição foi movida para a lista WL;
- CANCEL: caso a requisição não pode ser atendida. Esta situação ocorre quando o recurso foi alocado para outra requisição com prioridade maior. Não há quantidade suficiente e nem possibilidade de liberação de recurso em reserva;
- DENY: caso a requisição especificada não exista.

- **ROLLBACK**(*id*, *rqt*)

id: identificador local da requisição.

rqt: identificador do Servidor Requisição de origem

Desfaz uma reserva realizada no recurso retirando-a da lista RL.

Retorna:

- OK: caso a reserva foi desfeita;
- DENY: caso não haja reserva para ser desfeita.

- **REVOKE**(*id*, *rqt*, *qtd*)

id: identificador local da requisição.

rqt: identificador do Servidor Requisição de origem.

qtd: quantidade que será compensada no recurso.

Devolve um recurso alocado, incrementando a quantidade disponível do recurso. Retorna:

- OK: indicando que a quantidade foi devolvida.

- **FINALIZE_COMMIT**(*id*, *rqt*)

id: identificador local da requisição.

rqt: identificador do Servidor Requisição de origem

Encerra o processo de *committing* para alocação de recurso iniciada pela operação COMMIT, retirando a requisição da lista CL. Retorna:

- OK: indicando que a requisição foi retirada da lista CL.

Um detalhamento sobre essas operações é apresentado na subseção 4.2.6.4.

4.2.4.3 Protocolo de execução de cada operação no Servidor Requisição

Apresenta-se aqui o protocolo de execução de cada uma das operações no Servidor Requisição que são chamadas na execução do atendimento da requisição do cliente, apresentadas na seção 4.2.4.1.

- **Request_Resources**(*lista_recurso_qtd*)

Para cada recurso solicitado, presente em *lista_recurso_qtd*, é chamada a função *req_resource* que fará o encaminhamento individual do pedido de recurso para cada serviço Recurso. Caso o pedido tenha sido atendido com sucesso, o recurso é colocado em uma lista de recursos reservados.

Se todos os recursos solicitados foram reservados retorna uma confirmação de sucesso (OK) e a lista dos recursos reservados. Caso contrário retorna à confirmação de insucesso (DENY) e a lista dos recursos reservados. A Figura 4.8 apresenta o fluxo de execução da operação.

Figura 4.8 - Fluxo da operação Request_Resources

```

1  Request_Resources(lista_recurso_qtd)
2      PARA cada registro de lista_recurso_qtd
3          req_resource(recurso, qtd) //Cria uma thread para sua execução
4      SE todos recursos OK
5          retorna OK e lista_recursos_ok
6      SENÃO
7          retorna DENY e lista_recursos_ok

```

Fonte: O Autor (2015)

req_resource(*recurso, qtd*)

recurso: recurso solicitado.

qtd: quantidade solicitada do recurso.

A função *req_resource* providencia a reserva da quantidade especificada do recurso solicitado. A Figura 4.9 apresenta o diagrama de sequência de mensagens durante a execução da função.

Figura 4.9 - Diagrama de sequência de mensagens da função *req_resource*

Fonte: O Autor (2015)

A função *req_resource* é realizada solicitando a execução de duas operações distintas no serviço Recurso: a operação REQUEST e REQUEST_STEP2. A abordagem, em realizar a reserva em duas etapas, foi aplicada no intuito de liberar o serviço Recurso para receber novas requisições.

Faz uma chamada do serviço Recurso correspondente ao recurso solicitado, especificando a execução da operação REQUEST, a quantidade, o *timestamp* (TS) e a identificação da requisição (ID), que é gerada localmente.

Se a operação REQUEST retornar:

- OK: será dado o prosseguimento do processo de reserva solicitando a execução da operação REQUEST_STEP2 no serviço Recurso.

Se a operação REQUEST_STEP2 retornar:

- OK: a requisição obteve a pré alocação, realizando a reserva do recurso.
- WAIT: não foi obtida a reserva, mas há possibilidade de consegui-la, se alguma requisição liberar sua reserva. Neste caso, a função *req_resource* prossegue em sua execução

realizando uma nova chamada do serviço Recurso solicitando a operação REQUEST_STEP2.

- DENY: a reserva não foi efetuada, como também não há possibilidade de liberação de quantidade reservada, e neste caso a função *req_resource* retorna DENY.

- **Query_Resources(*lista_recurso*s):**

Para cada recurso, presente em *lista_recurso*s, é chamada a função *que_resource* que fará o encaminhamento individual de consulta de recurso para cada serviço Recurso. Caso a consulta seja negada, a quantidade do recurso negado recebe zero. Retorna *lista_valores* com os valores dos recursos da *lista_recurso*s. A Figura 4.10 apresenta o fluxo de execução da operação.

Figura 4.10 - Fluxo da operação Query_Resources

```

1 Query_Resources(lista_recurso)s)
2   PARA cada registro de lista_recurso)s
3     lista_valores = que_resource(recurso) //Cria uma thread para sua execução
4   retorna lista_valores

```

Fonte: O Autor (2015)

que_resource(recurso)

recurso: recurso solicitado.

A função *que_resource* realiza um procedimento de consulta sobre o recurso solicitado através da operação QUERY. Retorna uma *lista_valores* com a quantidade de cada recurso. A Figura 4.11 ilustra o diagrama de sequência de mensagens durante a execução da função.

Figura 4.11 - Diagrama de sequência de mensagens da função *que_resource*

Fonte: O Autor (2015)

- **Rollback_Resources**(*lista_recurso_res*):

Para cada recurso, presente na *lista_recurso_res*, será desfeita a reserva, através da função *rol_resource*, das requisições que obtiveram sucesso utilizando a operação Request_Resources. Caso desfazer as reservas em todos os recursos retorna sucesso na operação (OK). Caso contrário retorna insucesso (DENY) indicando que havia recursos que não necessitavam desfazer a operação. A Figura 4.12 apresenta o fluxo de execução da operação.

Figura 4.12 - Fluxo da operação Rollback_Resources

```

1 Rollback_Resources(lista_recurso_res)
2   PARA cada registro lista_recurso_res
3     rol_resource(recurso, id) //Cria uma thread para sua execução
4   SE todos OK
5     retorna OK
6   SENÃO
7     retorna DENY

```

Fonte: O Autor (2015)

rol_resource(*recurso, id*)

recurso: recurso solicitado

id: identificação da requisição

A função *rol_resource* desfaz a reserva de uma requisição em um recurso. Para tanto, faz uma chamada ao serviço Recurso, solicitando a execução da operação ROLLBACK.

Se a operação ROLLBACK retornar:

- OK: retorna OK, indicando sucesso para desfazer a reserva;
- DENY: retorna DENY indicando que não existe reserva para desfazer.

A Figura 4.13 apresenta o diagrama de sequência de mensagens durante a execução da função.

Figura 4.13 - Diagrama de sequência de mensagens da função *rol_resource*

Fonte: O Autor (2015)

- **Commit_Resources(*lista_recursores*):**

Para cada recurso, presente na *lista_recursores*, é chamada a função *com_resource* que fará a confirmação da reserva obtida, através da chamada ao serviço Recurso, solicitando a execução da operação COMMIT que fará a alocação do recurso.

Figura 4.14 - Fluxo da operação Commit_Resources

```

1  Commit_Resources(lista_recursores)
2    PARA cada registro lista_recursores
3      com_resource(recurso, id) //Cria uma thread para sua execução
4      SE OK
5          insere registro lista_alocados
6      SE todos OK
7          PARA cada registro lista_alocados
8              fin_commit(recurso, id) //Cria uma thread para sua execução
9              retorna OK
10     SENÃO
11         PARA cada registro lista_alocados
12             rev_resource(recurso, id) //Cria uma thread para sua execução
13         PARA cada registro lista_recursores
14             fin_commit(recurso, id) //Cria uma thread para sua execução
15         retorna DENY
  
```

Fonte: O Autor (2015)

Se todos os recursos foram alocados, encerra o processo de *committing* através da função *fin_commit*, retornando OK. Se alguns dos recursos não foram alocados, devolve as quantidades alocadas aos demais recursos, através da chamada da função *rev_resource*, e em seguida a função *fin_commit* para encerrar o processo de *committing*. Neste caso

retorna DENY. A Figura 4.14 apresenta o fluxo de execução da operação.

com_resource(*recurso, id*)

recurso: recurso solicitado

id: identificação da requisição

A função *com_resource* confirma uma reserva, efetuando uma chamada ao serviço Recurso, solicitando a execução da operação COMMIT que providenciará a alocação da quantidade em reserva do recurso. A Figura 4.15 ilustra o diagrama de sequência durante a execução da função.

Figura 4.15 - Diagrama de sequência de mensagens da função *com_resource*

Fonte: O Autor (2015)

Se a operação COMMIT retornar:

- OK: retorna OK, indicando o sucesso da alocação do recurso;
- WAIT: solicita uma nova execução da operação COMMIT;
- DENY/CANCEL: retorna DENY, indicando que a alocação não foi efetuada.

rev_resource(*recurso, quantidade*).

recurso: recurso alocado

qtd: quantidade devolvida ao recurso

A função *rev_resource* libera os recursos que foram alocados, solicitando a operação REVOKE. Retorna OK indicando que os recursos foram liberados. A Figura 4.16 apresenta o diagrama de sequência de mensagens durante a execução da função.

Figura 4.16 - Diagrama de sequência de mensagens da função *rev_resource*

Fonte: O Autor (2015)

fin_commit(recurso, id)

recurso: recurso solicitado

id: identificação da requisição

A função *fin_commit* conclui a etapa para confirmar reserva, indicando que a requisição encerrou o processo de *committing*. Efetua uma chamada ao serviço Recurso, solicitando a execução da operação FINALIZE_COMMIT que irá remover a requisição da lista CL. A Figura 4.17 ilustra o diagrama de sequência durante a execução da função.

Figura 4.17 - Diagrama de sequência de mensagens da função *fin_commit*

Fonte: O Autor (2015)

A operação FINALIZE_COMMIT retorna:

- OK: indicando que a requisição foi retirada da lista CL.

4.2.5 SERVIÇO REQUISIÇÃO

O serviço Requisição é disponibilizado no Servidor Requisição (RQT). Recebe uma requisição do cliente, que solicita múltiplos recursos, efetua a alocação dos recursos e retorna uma confirmação do sucesso ou não da requisição.

Após o recebimento da requisição, cria uma lista contendo os recursos solicitados e as respectivas quantidades. Em seguida, executa um *workflow* que processa as operações descritas na subseção 4.2.4.1, decompondo a requisição em requisições individuais para que sejam executadas no Servidor de Recurso utilizando as operações descritas na subseção 4.2.4.2.

Estas execuções são realizadas obedecendo o protocolo descrito na subseção 4.2.4.3, proporcionando o comportamento transacional para a execução do *workflow* de maneira justa, livre de *deadlock* e *starvation*.

A Figura 4.18 ilustra a arquitetura do serviço Requisição, composta por três componentes.

Figura 4.18 - Serviço Requisição

Fonte: O Autor (2015)

4.2.5.1 Trata Requisição

O componente Trata Requisição irá receber do cliente uma lista com a quantidade de cada recurso que deseja solicitar. De posse destas informações é montada uma lista de elementos contendo dois campos: a quantidade solicitada em cada recurso e a informação dos recursos envolvidos na execução. Esta lista é a informação necessária para que o componente Executa Workflow possa iniciar sua tarefa.

4.2.5.2 Executa Workflow

Este componente, ilustrado na Figura 4.18, recebe a lista dos recursos solicitados e inicia a execução do *workflow*, organizado conforme a descrição da Figura 4.19, a qual detalha o *workflow* apresentado na Figura 4.5. Na execução do *workflow* serão processadas as funções Query_Resources, Request_Resources, Commit_Resources e Rollback_Resources, apresentadas na subseção 4.2.4.1.

Figura 4.19 - Fluxo de execução do *workflow*

Fonte: O Autor (2015)

Cada uma destas funções, visando atender a lista de recursos solicitados, realiza uma decomposição, criando uma *thread* para cada recurso solicitado, representada na Figura 4.18 como Executa Requisição. Esta *thread*, conforme a solicitação da função, executa uma função específica. Cada função específica realiza uma chamada ao serviço Recurso, solicitando a execução de uma operação. Por exemplo, conforme a Figura 4.19, a função Request_Resources(lista_recursos_qtd) cria uma *thread*, correspondendo a cada recurso solicitado, e que executa a função

req_resource, a qual solicita para o serviço Recurso do respectivo Servidor Recurso a execução das operações REQUEST e REQUEST_STEP2.

4.2.5.3 Informação Local

Auxilia o componente Executa Workflow gerenciando e fornecendo as seguintes informações sobre o Servidor Requisição:

- identificação do servidor: fornece o número IP do servidor;
- o valor do seu relógio local através de uma marca de tempo (TS): gerencia o relógio lógico provendo mecanismo para atualizar o seu valor, conforme apresentado na subseção 4.2.1;
- identificação de requisições: gera automaticamente uma numeração sequencial.

4.2.6 **SERVIÇO RECURSO**

O serviço Recurso, ilustrado na Figura 4.20, é disponibilizado nos Servidores Recurso (RSC) recebendo as requisições individuais dos Servidores Requisição.

Figura 4.20 - Serviço Recurso

Fonte: O Autor (2015)

Controla e organiza o acesso e a manipulação do recurso para que sejam realizados de maneira justa, através do critério de prioridade apresentado na seção 4.2.24.2.4.2, o qual considera o instante de envio da requisição pelo Servidor Requisição e não o instante que o Servidor Recurso recebe a requisição. Esta política foi adotada, pois requisições enviadas, a partir de uma mesma origem, para diversas localidades podem atingir seus destinos em instantes de tempo diferentes. Isto pode ocorrer devido a distribuição geográfica dos computadores e também ao tráfego na

rede. Desta forma, pode-se considerar que a ordem de chegada, no recurso solicitado, não é um critério tão justo para determinar o atendimento as requisições.

A seção 4.2.4.2 apresenta os procedimentos propostos neste trabalho para promover uma política justa na utilização do recurso.

O serviço Recurso possui três componentes para o gerenciamento e a organização das requisições para utilizar as operações sobre o recurso.

4.2.6.1 Executa Requisição

Executa Requisição é uma *thread* executada no serviço Requisição que realiza chamada ao serviço Recurso, solicitando a execução de uma operação para ser realizada pelo componente Gerencia Operação.

4.2.6.2 Informação Local

Este componente é o mesmo utilizado pelo serviço Requisição, apresentado na seção 4.2.5.3.

Entre as funcionalidades oferecidas pelo componente Informação Local, o serviço Recurso utiliza somente o mecanismo de gerenciamento de relógio lógico, o qual atualiza e informa o valor de marca de tempo para definir a prioridade no atendimento as requisições.

4.2.6.3 Gerencia Recurso

O componente coordena o acesso ao recurso. Gerencia a quantidade do recurso em reserva, armazenando-a em BUFFER. No momento em que a reserva de uma quantidade do recurso, solicitada por uma requisição, é realizada, incrementa BUFFER desta quantidade.

Caso a quantidade do recurso, solicitada por uma requisição, seja alocada, o BUFFER é decrementado desta quantidade e a quantidade corrente do recurso (QTD) é decrementada do mesmo valor, indicando o consumo do recurso. Caso a reserva seja desfeita, basta decrementar a quantidade reservada de BUFFER. Caso a alocação seja desfeita, a quantidade alocada é incrementada em QTD.

4.2.6.4 Gerencia Operação

O componente Gerencia Operação promove a execução de seis operações, descritas na seção 4.2.4.2, que são realizadas sobre o recurso: QUERY, REQUEST, REQUEST_STEP2, COMMIT, ROLLBACK, REVOKE e FINALIZE_COMMIT.

O componente está organizado, conforme apresentado na Figura 4.20, através de duas atividades que serão processadas simultaneamente pelas *threads* Executa Operação e a Auxilia Execução.

A *thread* Executa Operação recebe as requisições do Servidor Requisição, faz a chamada da operação solicitada em cada requisição e retorna uma resposta ao Servidor Requisição. A Figura 4.21 apresenta o algoritmo executado por esta *thread*.

Figura 4.21 - Algoritmo *thread* Executa Operação

1	operação da requisição	
2	SE operação QUERY	
3	executa algoritmo operação QUERY	(Figura 4.24)
4	SE operação COMMIT	
5	executa algoritmo operação COMMIT	(Figura 4.25)
6	SE operação ROLLBACK	
7	executa algoritmo operação ROLLBACK	(Figura 4.26)
8	SE operação REQUEST	
9	executa algoritmo operação REQUEST	(Figura 4.27)
10	SE operação REQUEST_STEP2	
11	executa algoritmo operação REQUEST_STEP2	(Figura 4.28)
12	SE operação REVOKE	
13	executa algoritmo operação REVOKE	(Figura 4.29)
14	SE operação FINALIZE_COMMIT	
15	executa algoritmo operação FINALIZE_COMMIT	(Figura 4.30)

Fonte: O Autor (2015)

O propósito da *thread* Auxilia Execução, cujo algoritmo é apresentado pela Figura 4.22, é liberar a *thread* Executa Operação para receber novas requisições, sem ficar ocupada até a finalização do tratamento de uma requisição. A *thread* Auxilia Execução fica suspensa aguardando a *thread* Executa Operação realizar uma ação sobre qualquer uma das listas. Caso a *thread* Executa Operação efetue uma ação sobre as listas AL e WL, ativa a *thread* Auxilia Execução que verifica a disponibilidade para utilizar o recurso.

Esta estratégia foi adotada pois a *thread* Executa Operação é responsável pelo recebimento e tratamento de todas as requisições no Servidor Recurso, cujo processamento é exclusivo para garantir a consistência do recurso, uma vez que existem diversas requisições que estão sendo atendidas. Com esta estratégia a *thread*

Executa Operações é liberada para o recebimento de uma nova requisição, sem que haja a espera pela conclusão sobre a disponibilidade do recurso.

Figura 4.22 - Algoritmo *thread* Auxilia Execução

```

1  SE listas AL e WL estiverem vazias
2    reinicia algoritmo
3  SENÃO
4    ENQUANTO lista WL não está vazia
5      SE (QTD - BUFFER) >= quantidade do primeiro da lista WL
6        incrementa BUFFER com quantidade do primeiro da lista WL
7        retira o primeiro da lista WL e insere na lista RL
8    SENÃO
9      SE QTD >= quantidade do primeiro da lista WL
10       reinicia algoritmo
11     SENÃO
12       SE lista CL não está vazia E
13         (QTD + qtd lista CL) >= quantidade do primeiro da lista WL
14       reinicia algoritmo
15     SENÃO
16       retira o primeiro da lista WL e nega o recurso
17   ENQUANTO lista AL não está vazia
18     SE (QTD - BUFFER) >= a quantidade do primeiro da lista AL
19       incrementa BUFFER com a quantidade do primeiro da lista AL
20       retira o primeiro da lista AL e insere na lista RL
21     SENÃO
22       SE QTD >= quantidade do primeiro da lista AL
23       reinicia algoritmo
24     SENÃO
25       SE lista CL não está vazia E
26         (QTD + qtd lista CL) >= quantidade do primeiro da lista AL
27       reinicia algoritmo
28     SENÃO
29       retira o primeiro da lista AL e nega o recurso

```

Fonte: O Autor (2015)

Caso não haja requisições inseridas nas listas AL e WL a *thread* Auxilia Execução reinicia o processo aguardando que haja solicitações inseridas nestas listas (linhas 1 e 2 da Figura 4.22). Caso contrário a *thread* irá verificar se é possível realizar a reserva da requisição, verificando para as requisições que estão na lista WL e, caso

não haja requisição na lista WL, verifica para as requisições que estão na lista AL (linha 4 e linha 16 da Figura 4.22).

O tratamento realizado para as requisições da lista WL é o mesmo tratamento para as requisições da lista AL, os quais podem ser verificados entre as linhas 5 e 15 para as requisições da lista WL e entre as linhas 17 e 27 para as requisições da lista AL apresentados na Figura 4.22, porém as requisições presentes na lista WL serão atendidas antes das requisições da lista AL.

Verifica se há quantidade disponível (QTD - BUFFER), ilustrados na linha 5 para a lista WL e linha 17 para a lista AL da Figura 4.22. Caso haja quantidade disponível incrementa BUFFER com a quantidade da requisição retirando-a da lista que está armazenada e inserindo na lista RL realizando a reserva (linhas 6 e 7 para a lista WL e linhas 18 e 19 para a lista AL da Figura 4.22). Caso contrário, verifica se a quantidade total do recurso, desconsiderando as reservas, é suficiente para atender a requisição, uma vez que haja desistência de reservas esta requisição terá prioridade em obter a reserva. Caso a quantidade total seja suficiente, a requisição aguarda na lista com prioridade em relação a novas requisições com TS maior (linhas 9 e 10 para a lista WL e 21 e 22 para a lista AL da Figura 4.22). Caso contrário, verifica se há requisições em processo de *committing*, confirmando suas reservas, indicados pela presença na lista CL, e se o total das quantidades das requisições que estão confirmando suas reservas é suficiente para atender a requisição corrente. Se sim, a requisição é mantida na lista (linhas 12 e 13 para a lista WL e linhas 24 e 25 para a lista AL da Figura 4.22). Senão, não há quantidade suficiente para atender a requisição e o recurso é negado (linhas 14 e 15 para a lista WL e linhas 26 e 27 para a lista AL da Figura 4.22).

A seguir são apresentadas as listas de chegada (AL), de espera (WL), de reserva (RL) e Committing List (CL):

- Lista de chegada (AL): Armazena as requisições que foram recebidas, porém ainda não foram completamente atendidas.
- Lista de reserva (RL): Armazena as requisições que obtiveram sucesso para realizar a reserva do recurso.
- Lista de espera (WL): Armazena as requisições que tiveram a reserva suspensa e aguarda a liberação de reserva de outras requisições, ou requisições que tiveram a prioridade reparada.

- Lista Committing List (CL): Armazena as requisições que estão em processo de *committing*, aguardando que todas as requisições do *workflow* aloquem efetivamente o recurso.

As listas armazenam a estrutura de dados apresentada na Figura 4.23, contendo os seguintes campos:

- ID requisição: Identificador da requisição no Servidor Requisição.
- ID Servidor Requisição: Identificador do Servidor Requisição que realizou a solicitação.
- Timestamp: Valor do relógio lógico (TS) do Servidor de Requisição que está realizando a requisição.
- QTD: quantidade de recurso solicitada.

Figura 4.23 - Estrutura de dados das listas

ID requisição	ID Servidor Requisição	Timestamp	QTD
---------------	------------------------	-----------	-----

Fonte: O Autor (2015)

As operações processadas pelo componente Gerencia Operações são apresentadas a seguir.

Operação QUERY

A operação QUERY realiza uma consulta ao recurso, verificando a quantidade disponível, ilustrado pela Figura 4.24. Nesta operação não há necessidade de manipular as listas, constituindo-se de uma atualização do relógio lógico local e a leitura da quantidade disponível, a qual é a quantidade oferecida pelo recurso (QTD) menos a quantidade em reservada, a qual está armazenada temporariamente em BUFFER, aguardando uma confirmação ou cancelamento. Ao final retorna OK indicando que a operação foi executada com sucesso.

Figura 4.24 - Algoritmo para operação QUERY

1	atualiza TS local
2	verifica (QTD - BUFFER)
3	retorna OK

Fonte: O Autor (2015)

Operação COMMIT

A operação COMMIT, ilustrado na Figura 4.25, verifica em qual lista a requisição está, de maneira que possa confirmar reserva, alocando o recurso. Os seguintes procedimentos são realizados pela operação:

- Caso a requisição esteja na lista RL, ela é inserida na lista CL, indicando que a requisição está em processo de *committing*, aguardando a confirmação de suas demais reservas. O valor solicitado é decrementado de BUFFER e de QTD, alocando o recurso para a requisição. Este procedimento retorna OK indicando que a operação foi concluída com sucesso;
- Caso a requisição esteja na lista WL retorna WAIT, indicando que uma nova operação COMMIT deve ser solicitada. Esta situação indica que houve a perda da reserva no recurso, ocorrendo o reparo no atendimento, uma vez que uma requisição com maior prioridade solicitou e obteve o recurso. Neste caso, caso haja possibilidade de futura reserva, a requisição é incluída na lista WL.
- Caso a requisição não esteja nas listas RL ou WL, o recurso será negado retornando CANCEL, indicando que a reserva obtida, foi cedida para outra requisição com maior prioridade e não há a possibilidade de futura reserva;
- Caso a requisição não tenha sido solicitada será retornado DENY, indicando que não há requisição para confirmar reserva.

Figura 4.25 - Algoritmo para operação COMMIT

```
1  SE está na lista RL
2    insere requisição na lista CL
3    decrementa BUFFER com a quantidade da requisição
4    decrementa QTD com a quantidade da requisição
5    retira requisição da lista RL
6    retorna OK
7  SE está na lista WL
8    retorna WAIT
9  SE qtd em reserva e das requisições em committing não é suficiente
10   retorna CANCEL
11 SE não está em uma das três listas
12   retorna DENY
```

Operação ROLLBACK

A operação Rollback consiste em desfazer uma reserva que foi realizada. Caso a requisição esteja na lista RL, o valor da requisição é retirado do BUFFER, a requisição é retirada da lista RL retornando OK para indicar que a operação foi concluída com sucesso. Caso a requisição esteja na lista WL, retira-se a requisição da lista WL e retorna OK indicando que a operação foi concluída com sucesso. Caso a requisição não esteja nestas duas listas, não há requisição para ser desfeita retornando DENY indicando que o cancelamento solicitado não foi realizado. A Figura 4.26 ilustra o algoritmo para a operação ROLLBACK.

Figura 4.26 - Algoritmo para operação ROLLBACK

1	SE está na lista RL
2	decrementa BUFFER com a quantidade da requisição
3	retira requisição da lista RL
4	retorna OK
5	SE está na lista WL
6	retira requisição da lista WL
7	retorna OK
8	SENÃO
9	retorna DENY

Fonte: O Autor (2015)

Operação REQUEST

A operação REQUEST consiste em realizar a primeira etapa para realizar a reserva de uma requisição considerando o critério de prioridade apresentado na seção 4.2.2.

A Figura 4.27 ilustra o algoritmo para a operação REQUEST. Caso o TS da requisição recebida seja maior que o valor do TS local, esta requisição é inserida na lista AL e retorna OK.

Senão, verifica se na lista RL existem requisições com TS maior em relação ao TS da requisição recebida. Caso haja requisições com TS maior, retira-as da lista RL, atualiza o valor do BUFFER decrementando as respectivas quantidades, insere a requisição recebida na lista WL e em seguida insere as requisições que foram retiradas da lista RL na lista WL. Caso contrário, a requisição recebida é inserida na lista WL. Desta forma, a requisição recebida será a primeira da lista WL, devendo ser

transferida para a lista RL pela *thread* Auxilia Execução. Em todas essas situações retorna OK, indicando que a requisição recebida foi inserida na lista AL ou WL.

Figura 4.27 - Algoritmo para operação REQUEST

```
1  SE TS da requisição recebida é maior que TS local
2      insere requisição recebida na lista AL
3      retorna OK
4  SENÃO
5      SE lista RL há requisições com TS maior
6          remove requisições com TS maior da lista RL
7          atualiza BUFFER com elementos removidos da lista RL
8          insere requisição recebida na lista WL
9          insere requisições com TS maior na lista WL
10     retorna OK
11  SENÃO
12     insere requisição recebida na lista WL
13     retorna OK
```

Fonte: O Autor (2015)

Operação REQUEST_STEP2

A operação REQUEST_STEP2 é a segunda etapa do processo para realizar a reserva do recurso. Enquanto a operação REQUEST consiste em inserir uma requisição na lista AL ou WL, a operação REQUEST_STEP2 verifica em qual das listas a requisição se encontra, uma vez que através da *thread* Auxilia Execução é verificado a disponibilidade do recurso e a transferência entre as listas.

A Figura 4.28 ilustra o funcionamento da operação REQUEST_STEP2. Caso a requisição esteja na lista RL, a reserva foi efetuada retornando OK. Caso a requisição esteja na lista AL, a reserva ainda não foi efetuada retornando WAIT. Caso a requisição esteja na lista WL, a reserva ainda não foi efetuada retornando WAIT. E caso a requisição não esteja em nenhuma das três listas, a reserva não foi efetuada retornando DENY.

Figura 4.28 - Algoritmo para operação REQUEST_STEP2

```
1  SE está na lista RL
2    retorna OK
3  SE está na lista AL
4    retorna WAIT
5  SE está na lista WL
6    retorna WAIT
7  SE não está nas listas
8    retorna DENY
```

Fonte: O Autor (2015)

Operação REVOKE

A operação REVOKE é utilizada caso a operação Commit_Resources não consiga alocar todos os recursos, necessitando desfazer os recursos que foram alocados até então. A operação consiste em devolver o recurso alocado, incrementando QTD com a quantidade que havia retirado e remover a requisição da lista CL, indicando que o processo de *committing* foi encerrado. Após concluir a operação retorna OK. A Figura 4.29 ilustra o funcionamento da operação REVOKE.

Figura 4.29 - Algoritmo para operação REVOKE

```
1  incrementa QTD com a quantidade da requisição
2  remove requisição da lista CL
3  retorna OK
```

Fonte: O Autor (2015)

Operação FINALIZE_COMMIT

A operação FINALIZE_COMMIT é utilizada para concluir a operação COMMIT, indicando que a requisição encerrou o processo de *committing* sobre os recursos. Esta operação consiste em retirar a requisição da lista CL.

Figura 4.30 - Algoritmo para operação FINALIZE_COMMIT

```
1  remove requisição da lista CL
2  retorna OK
```

Fonte: O Autor (2015)

4.2.7 EXEMPLO ILUSTRANDO O FUNCIONAMENTO DA SOLUÇÃO

É apresentada aqui, uma aplicação da solução proposta em um cenário, com o objetivo de ilustrar o seu funcionamento. A Figura 4.31 apresenta uma ilustração com os elementos que serão utilizados. Cada servidor deve possuir um relógio lógico, e seu valor representado por uma marca de tempo (TS), a qual será atualizada a cada requisição ou resposta de maneira que os relógios sejam atualizados quando houver interações entre eles.

Figura 4.31 - Descrição dos elementos da proposta

Fonte: O Autor (2015)

O Servidor Requisição (RQT), através do serviço Requisição recebe requisições de clientes, solicitando múltiplos recursos. O serviço Requisição executa um *workflow* (WF_{RQT}) que processa composições de serviços para conceder os múltiplos recursos solicitados. Durante a execução do *workflow* são geradas requisições individuais as quais são encaminhadas para os respectivos serviços Recurso, contendo uma mensagem anexada, conforme a Figura 4.32, com quatro campos, contendo os seguintes dados:

1. Identificador da requisição local.
2. Identificador do Servidor Requisição de origem (IP do servidor).
3. Valor do TS da requisição.
4. Quantidade de recursos solicitados.

Figura 4.32 - Descrição das informações contidas na mensagem

1	2	3	4
101	RQT ₁	5	20

Fonte: O Autor (2015)

No cenário, as requisições de múltiplos recursos, são realizadas em dois Servidores Requisição e os recursos estão disponibilizados em dois Servidores

Recurso.

Para apresentar o funcionamento da solução, a Figura 4.33 ilustra a configuração que será utilizada como exemplo. O Servidor Requisição (RQT_1) possui seu relógio lógico (TS) com valor de 5, um *workflow* (WF_{RQT_1}) com uma composição de serviços para adquirir *passagem aérea* e *quarto em hotel*. O Servidor Recurso RSC_1 disponibiliza um serviço de *passagem aérea*, possui TS com 3 e 30 passagens disponíveis. O Servidor Recurso RSC_2 disponibiliza um serviço para adquirir *quarto em hotel*, possui TS com 2 e 20 quartos disponíveis.

Figura 4.33 - Configuração exemplo

Fonte: O Autor (2015)

Para que pedidos de *passagem aérea* e *quarto de hotel* possam ser realizados, uma requisição deverá ser feita no RQT_1 , informando as quantidades desejadas, para a execução do WF_{RQT_1} . Ao executar WF_{RQT_1} , são geradas duas requisições. Uma será enviada ao RSC_1 solicitando 20 unidades, e a outra será enviada ao RSC_2 solicitando 10 unidades, conforme ilustrado na Figura 4.34. A mensagem que RQT_1 envia contém respectivamente as seguintes informações; identificador da requisição, identificador do Servidor Requisição de origem, valor do relógio lógico local e a quantidade que está solicitando.

O exemplo apresentado na Figura 4.34, uma requisição solicitando 20 passagens e 10 quartos foi realizada para executar WF_{RQT_1} , a qual será executada de forma transacional. O WF_{RQT_1} é executado enviando o pedido de REQUEST individual para cada Servidor de Recurso. Ao receber a mensagem de REQUEST, RSC_1 coloca a requisição na lista AL e atualiza seu TS para 6. O mesmo procedimento ocorre em RSC_2 , colocando a requisição na lista AL e atualizando o TS local para 6.

Figura 4.34 - Solicitação de reserva com operação REQUEST

Fonte: O Autor (2015)

Os RSC's ao retirarem as requisições das listas AL, conforme ilustrado na Figura 4.35, verificam se há a disponibilidade do recurso. A requisição em RSC₁ solicita 20 passagens e há 30 passagens disponíveis (QTD - BUFFER), e a requisição em RSC₂ solicita 10 quartos e há 20 quartos disponíveis (QTD - BUFFER). Como há a disponibilidade dos recursos, as requisições são movidas para a lista RL, onde em RSC₁ o BUFFER irá indicar que há 20 passagens reservadas para RQT₁, e em RSC₂ o BUFFER registra que há 10 quartos reservados para RQT₁, gerando respostas para a execução de WF_{RQT1} em RQT₁ de êxito para cada requisição individual. No interior das mensagens enviadas como resposta para RQT₁ é enviado também o valor do TS de cada RSC no intuito de atualizar o TS local e manter o sistema em compasso.

Figura 4.35 - Confirmação da operação REQUEST

Fonte: O Autor (2015)

Como os requisitos até o instante foram atendidos, WF_{RQT1} confirma as requisições enviando requisições para a operação COMMIT, ilustrado na Figura 4.36.

Ao receberem a requisição, RSC₁ e RSC₂, executam a operação COMMIT, inserindo as requisições na lista CL, e em seguida, alocando os recursos. Em RSC₁ havia a quantidade total (QTD) de 30 passagens, foi consumido 20 passagens restando 10 passagens. Em RSC₂ havia a quantidade total de 20 quartos e foram alocados 10, restando 10 quartos. Ambos os Servidores Recurso devem atualizar o valor do BUFFER, removendo os valores da reserva confirmada, e em seguida, retirando as requisições da lista RL.

Figura 4.36 - Confirmação de reserva com a operação COMMIT

Fonte: O Autor (2015)

Após concluir a operação COMMIT, RSC₁ e RSC₂ enviam mensagens de resposta, conforme a Figura 4.37, indicando que a operação foi concluída com sucesso. Após alocar os recursos, RQT₁ solicita a operação de FINALIZE_COMMIT, que remove as requisições da lista CL, indicando que o processo de *committing* foi concluído, para que WF_{RQT1} encerre sua execução com êxito.

Figura 4.37 - Confirmação de execução

Fonte: O Autor (2015)

4.2.8 EXEMPLO ILUSTRANDO O PROBLEMA DE DEADLOCK E A SOLUÇÃO

Para configurar a situação de *deadlock* será utilizado o exemplo da seção anterior (0) a qual apresenta dois serviços distintos: *passagem aérea*, que é disponibilizado no Servidor Recurso RSC₁, e *quarto de hotel*, que é disponibilizado no Servidor Recurso RSC₂. A Figura 4.38 ilustra este cenário, apresentando RSC₁ possuindo 8 passagens disponíveis e RSC₂ possuindo 4 quartos disponíveis. Haverá dois Servidores Requisição, em domínios diferentes, cada um executa o seu *workflow* respectivamente, WF_{RQT1} e WF_{RQT2}, e a composição de cada *workflow* foi realizada conforme a conveniência de cada domínio, porém utilizam-se de serviços comuns, e a execução deve possuir comportamento transacional.

Figura 4.38 - Cenário básico para *deadlock*

Fonte: O Autor (2015)

Em determinado instante, RQT₁ executa seu *workflow* com uma requisição necessitando de 6 passagens aérea e 3 quartos de hotel e RQT₂ executa seu *workflow* com uma requisição solicitando 4 passagens e 2 quartos, e por questões como localização geográfica dos servidores ou tráfego na rede, a ordem das requisições chega aos Servidores Recurso conforme enumerado na Figura 4.39, nesta ordem; primeiro a requisição de RQT₁ chegue em RSC₁, a requisição de RQT₂ em RSC₂, a requisição de RQT₁ em RSC₂ e a requisição de RQT₂ em RSC₁. A lista AL de RSC₁ terá a requisição de RQT₁ e em seguida RQT₂, a lista AL de RSC₂ terá a requisição de RQT₂ e em seguida RQT₁.

Figura 4.39 - Servidor Requisição disputando Servidor Recurso

Fonte: O Autor (2015)

A requisição de RQT₁ consegue realizar a reserva em RSC₁ e a requisição de RQT₂ consegue realizar a reserva em RSC₂, porém a requisição de RQT₁ não consegue a reserva em RSC₂ e RQT₂ não consegue a reserva em RQT₁, ilustrado na Figura 4.40, configurando a situação de *deadlock* entre a execução dos *workflows*.

Figura 4.40 - Condição de *deadlock*

Fonte: O Autor (2015)

O critério de prioridade definido neste trabalho impede a situação de *deadlock*, privilegiando requisições com TS menor para o uso do recurso. O TS das requisições considera o instante anterior ao envio pelos RQT's, uma vez que considerar a ordem de recebimento das requisições, pelos RSC's, pode gerar distorções devido a dispersão geográfica dos servidores, e ao tráfego na rede interferirem no tempo que as requisições chegam em seus destinos.

A Figura 4.41 ilustra como, utilizando o critério de prioridade, evita-se a situação de *deadlock*. RSC₂ ao receber a requisição de RQT₁ verifica que este possui prioridade maior em relação a requisição de RQT₂ pelo valor do TS, suspendendo a requisição de RQT₂, colocando as duas requisições na lista WL, ordenadas pelo TS, permitindo que a requisição de RQT₁, a primeira da lista WL, obtenha a reserva e seja transferida para a lista RL. As requisições de RQT₂ não conseguem a reserva, porém aguardam, como primeira na lista AL de RSC₁ e primeira na lista WL de RSC₂, a confirmação ou o cancelamento das requisições de RQT₁. Deste modo, o *workflow* WF_{RQT1} pode prosseguir a execução, uma vez que ambas as requisições, a *passagem aérea* e o *quarto de hotel*, obtiveram a reserva dos recursos com sucesso.

Figura 4.41 - Eliminando situação de *deadlock*

Fonte: O Autor (2015)

A requisição enviada por RQT₂ havia obtido o recurso, reservando *quarto de hotel*, porém esta reserva foi temporariamente suspensa, uma vez que a requisição de RQT₁ possui prioridade maior. Mas caso RQT₁ desista dos recursos obtidos é RQT₂ que possui o privilégio caso haja novas requisições com prioridade maior. A Figura 4.42 ilustra esta possibilidade onde RQT₁ desiste das reservas obtidas. Com a operação ROLLBACK, os recursos reservados pelo RQT₁ são desfeitos, liberando os recursos e WF_{RQT1}, encerrando sua execução.

Figura 4.42 - Desistindo de reserva realizada

Fonte: O Autor (2015)

Assim sendo, RQT_2 possui uma requisição em RSC_2 que é o primeiro da lista WL, e a requisição em RSC_1 é o primeiro da lista AL, as quais conseguem obter a reserva da *passagem aérea* e o *quarto de hotel*, retornando OK para que WF_{RQT2} prossiga sua execução. Esta situação está ilustrada na Figura 4.43.

Figura 4.43 - Recurso liberado de maneira justa

Fonte: O Autor (2015)

A abordagem em manter as requisições aguardando enquanto existe a possibilidade de obter o recurso permite uma execução justa entre os *workflows*, uma vez que esta estratégia evita com que a requisição tenha que realizar reenvio solicitando novamente o recurso. A política de reenvio pode gerar um atendimento injusto, já que durante o período de reenvio uma nova requisição, com prioridade menor, pode obter o recurso ou o reenvio permanecer infinitamente implicando em *starvation*.

A Figura 4.44 ilustra RQT_2 prosseguindo a execução de WF_{RQT_2} , confirmando as reservas que foram obtidas, onde antes de alocar o recurso a requisição é inserida na lista CL, indicando que WF_{RQT_2} está em processo de *committing*, confirmando todas as reservas, e em seguida as requisições são retiradas da lista RL onde os valores de QTD e BUFFER são atualizados

Figura 4.44 - Confirmando reserva realizada

Fonte: O Autor (2015)

Após alocar os recursos, WF_{RQT_2} solicita a operação de `FINALIZE_COMMIT`, a qual remove as requisições da lista CL, indicando que o processo de *committing* foi concluído sobre os recursos e WF_{RQT_2} encerra sua execução com êxito. A Figura 4.45 ilustra a finalização do processo e WF_{RQT_2} , obtendo sucesso para obter todos os recursos.

Figura 4.45 - Encerrando workflow com êxito

Fonte: O Autor (2015)

4.3 DEMONSTRAÇÕES

Nesta seção são apresentadas as demonstrações para o atendimento das requisições oriundas de domínio distinto com justiça, sem a ocorrência de *deadlock* e *starvation*.

A Figura 4.46 apresenta o diagrama de estados para o Servidor Requisição, o qual ilustra as situações ao longo da execução do *workflow*, reproduzindo o comportamento transacional para a composição de serviços. Ao receber nova requisição do cliente para executar o *workflow*, ilustrado pelo estado *Recebe_Req*, o Servidor Requisição segue para o estado *Sinc_Relógio*, realizando uma operação de consulta em todos os Servidores Recurso envolvidos, sincronizando os relógios. Após esta etapa, o Servidor Requisição gera as requisições individuais, com a mesma marca de tempo para cada uma delas.

Figura 4.46 - Diagrama de estados para o Servidor Requisição no atendimento a uma requisição

Fonte: O Autor (2016)

Em seguida, o Servidor Requisição vai para o estado *Solicita_Rec*, realizando o envio, para os respectivos Servidores Recurso, de cada uma das solicitações

individuais para obter a reserva do recurso, consolidando o resultado de todas as requisições.

Caso o Servidor Requisição, no estado *Solicita_Rec*, tenha uma ou mais requisições que não obteve a reserva do recurso, o Servidor Requisição assume o estado *Devolve_Rec_Reservados*, onde as requisições que obtiveram reserva devolvem os recursos, seguindo para o estado *DENY*, indicando que a execução do *workflow* não conseguiu todos os recursos solicitados, e em seguida vai para o estado *FIM*, encerrando a execução da composição de serviços.

Caso contrário, quando todas as requisições conseguirem êxito na reserva do recurso, o Servidor Requisição vai para o estado *Aloca_Rec*, solicitando a alocação de cada uma das reservas obtidas. Caso todas solicitações aloquem os recursos, o Servidor Requisição assume o estado *OK*, indicando que a execução do *workflow* obteve todos os recursos solicitados, e em seguida vai para o estado *FIM*, encerrando a execução. Caso contrário, quando o Servidor Requisição, no estado *Aloca_Rec*, possui uma ou mais requisição que não conseguiram alocar o recurso, segue para o estado *Devolve_Rec_Alocados*, devolvendo os recursos que foram alocados, quando estava no estado *Aloca_Rec*, e seguindo para o estado *DENY* para indicar que a execução do *workflow* não obteve todos os recursos solicitados, para então atingir o estado *FIM*, encerrando a execução.

O Servidor Requisição, estando no estado *Solicita_Rec*, não obtendo a reserva a um recurso, caso haja uma quantidade suficiente para o seu atendimento de unidades do recurso que se encontram em reserva ou em processo de alocação, a requisição aguarda que estas sejam alocadas ou devolvidas. Não havendo uma nova solicitação para esta requisição, é mantida a sua prioridade sobre o recurso em relação a novas requisições, garantindo a justiça no atendimento e impedindo que a requisição entre em *starvation*.

Estando o Servidor Requisição, no estado *Aloca_Rec*, pode deparar com a situação onde uma requisição Req_i está alocando os recursos que lhe foram reservados, e em um instante anterior à confirmação da reserva de um dos recursos reservados, esta lhe foi retirada e atribuída a uma requisição Req_j , com prioridade maior. Neste caso, Req_i aguarda para obter novamente a reserva, com prioridade em relação a requisições com prioridade menor, garantindo a justiça de atendimento e impedindo uma situação de *starvation*.

A política de aguardar, evita que Req_i necessite realizar reenvio de requisição, o qual poderia ocasionar atendimento injusto, uma vez que outra requisição Req_k , com prioridade menor, poderia obter o recurso no período em que Req_i realiza o reenvio. A abordagem de reenvio pode perdurar de maneira infinita, acarretando em uma situação de *starvation*.

O Servidor Recurso possui dois diagramas de estados para ilustrar o comportamento justo durante o atendimento a requisição. A Figura 4.47 ilustra o primeiro diagrama, apresentando as etapas envolvidas no atendimento do Servidor Recurso ao receber nova requisição, obedecendo o critério de prioridade, descrito na seção 4.2.2. Esta política favorece requisições que possuem o menor valor de TS, criando um critério para privilegiar o uso do recurso, entre todas as requisições, evitando *deadlock*.

Figura 4.47 - Diagrama de estados para o Servidor Recurso ao receber requisição

Fonte: O Autor (2016)

No diagrama da Figura 4.47, o Servidor Recurso espera nova requisição, representado pelo estado *Aguarda_Req*. Ao receber a requisição Req_i , segue para o estado *Trata_Req*, em que realiza o tratamento necessário para promover o atendimento, verificando o valor do TS da requisição. Existem três possibilidades em *Trata_Req* para o tratamento de Req_i :

1. O TS de Req_i é maior que o valor do relógio do Servidor Recurso.

No estado *Inserere_Req_AL*, Req_i é inserida na lista AL, e em seguida o Servidor Recurso vai para o estado *FIM*, indicando que Req_i foi recebida, e o Servidor Recurso fica liberado para reiniciar o processo para receber outras requisições. Esta possibilidade é empregada quando o valor do TS das requisições segue em ordem crescente e não há necessidade de reparo, realizando o atendimento habitual as requisições.

2. O TS de Req_i é menor/igual ao valor do relógio do Servidor Recurso e a lista RL não possui requisições com TS maior que o TS de Req_i .

Esta situação indica que Req_i possui prioridade no atendimento, porém não há requisições, com menor prioridade, que reservaram o recurso, bastando privilegiar Req_i para utilizar o recurso em relação as requisições que estão na lista AL. Dessa maneira, o Servidor Recurso segue do estado *Trata_Req* para o estado *Inserere_Direto_WL*, no qual Req_i é inserida imediatamente na lista WL, e em seguida segue para o estado *FIM*, indicando que a Req_i foi recebida pelo Servidor Recurso, e este fica liberado para reiniciar o processo para receber outras requisições. Esta possibilidade é aplicada para prover a justiça no atendimento, privilegiando a requisição que realizou a solicitação antes. Uma vez aplicada a prioridade, considerando-se o TS de Req_i para as requisições de todos os recursos solicitados pela requisição Req_i , há uma mesma ordem no atendimento das requisições para o uso do recurso em todos os Servidores Recurso, impedindo a situação de *deadlock*.

3. O TS de Req_i é menor/igual que o valor do relógio do Servidor Recurso e a lista RL possui requisições com TS maior que o TS de Req_i .

Esta situação indica que houveram requisições com menor prioridade que Req_i que obtiveram a reserva do recurso. Então o Servidor Recurso segue do estado *Trata_Req* para o estado *Remove_RL*, reparando o atendimento as requisições, removendo as requisições com menor prioridade que Req_i lista RL, desfazendo, em um primeiro instante, as reservas obtidas. Em seguida, no estado *Inserere_Req_WL* o Servidor Recurso insere Req_i na lista WL e, na sequência, segue-se para o estado *Inserere_Rem_RL*, inserindo as requisições que foram removidas da lista RL na lista WL, considerando a prioridade entre as requisições, deixando as requisições ordenadas pelo

TS na lista WL. Após este tratamento, o Servidor Recurso vai para o estado *FIM*, indicando que Req_i foi recebida, e ficando liberado para reiniciar o processo, recebendo outras requisições. Esta possibilidade é utilizada para refazer a ordem das reservas, privilegiando a requisição com maior prioridade, em que é considerado o TS de Req_i para as requisições de todos os recursos solicitados em Req_i , evitando-se a situação de *deadlock*.

A Figura 4.48 ilustra o segundo diagrama de estados do Servidor Recurso, apresentando as etapas envolvidas para verificar a disponibilidade do recurso para cada requisição.

No diagrama da Figura 4.47, o Servidor Recurso, no estado *Trata_Req*, ao detectar que há a necessidade de reparo a ordem de prioridade entre as requisições, quanto $TS_i \leq TS_{Recurso}$, vai para os estados que o Servidor Recurso utiliza a lista WL para estabelecer a ordem justa para o atendimento. Avançando no tratamento de prioridade entre requisições, o diagrama da Figura 4.48 ilustra como a abordagem permite corrigir a ordem para uso do recurso, onde as requisições da lista WL possuem prioridade em relação as requisições que estão na lista AL. Após o início do diagrama, o estado *Verifica_WL* providencia o uso do recurso para as requisições da lista WL, enquanto houver elementos na lista. Caso todas as requisições da lista WL sejam atendidas, deixando-a vazia, o Servidor Recurso, no estado *Verifica_WL*, vai para o estado *Verifica_AL*, providenciando o uso do recurso para as requisições da lista AL.

O Servidor Recurso, para permitir que as requisições possam utilizar o recurso, manipula as listas WL e AL, considerando os seguintes cenários possíveis:

- a lista WL possuir requisição;
- a lista WL não possuir requisição e a lista AL possuir;
- a lista WL e AL não possuírem requisições.

Figura 4.48 - Diagrama de estados para o Servidor Recurso ao verificar disponibilidade

Fonte: O Autor (2016)

No primeiro cenário, quando a lista WL possui requisição, o Servidor Recurso, no estado *Verifica_WL*, indica que há elemento na lista WL, seguindo para o estado *Verifica_Rec_WL*, onde a primeira requisição da lista WL é atendida. Então é verificado a disponibilidade do recurso considerando as seguintes possibilidades:

- I. Caso haja quantidade de recurso suficiente para atender a requisição.

O Servidor Recurso segue do estado *Verifica_Rec_WL* para o estado *Rem_Req_WL*, removendo a primeira requisição da lista WL. Em seguida vai para o estado *Reserva_WL*, inserindo a requisição removida da lista WL na lista RL, indicando que a reserva solicitada pela requisição foi concluída com sucesso. Finalizando o procedimento, o Servidor Recurso vai para o

estado *FIM*, indicando que a verificação de disponibilidade foi concluída, ficando liberando para reiniciar o procedimento. Esta abordagem é utilizada para que as requisições da lista WL realizem a reserva do recurso.

- II. Caso não haja quantidade de recurso suficiente, mesmo considerando a quantidade reservada e a quantidade alocada pelas requisições que estão em processo de *committing*.

O Servidor Recurso, no estado *Verifica_Rec_WL*, prossegue para o estado *Neg_Rec_WL*, no qual irá remover a primeira requisição da lista WL, negando o recurso. Em seguida vai para o estado *FIM*, indicando que a verificação de disponibilidade foi concluída, ficando liberando para reiniciar o procedimento. Esta abordagem é aplicada quando não há possibilidades de obter recurso para a primeira requisição da lista WL.

- III. Caso não haja quantidade de recurso suficiente, mas existe a possibilidade em obter o recurso, considerando a quantidade reservada e a quantidade alocada pelas requisições que estão em processo de *committing*.

Para esta circunstância o Servidor Recurso, no estado *Verifica_Rec_WL*, segue para o estado *Mantém_WL*, preservando a requisição na primeira posição da lista WL, deixando-a aguardar, com prioridade em relação a novas requisições. A situação de espera perdura enquanto requisições que obtiveram reserva ou as que aguardam a conclusão do *workflow* para as requisições que não finalizaram a alocação sobre o recurso. Caso estas requisições finalizem suas operações permite que o Servidor Recurso, no estado *Verifica_Rec_WL*, ofereça, para a primeira requisição da lista WL, a situação I ou II desta lista de possibilidades, seguindo para o estado *Rem_Req_WL* quando há recurso disponível ou para o estado *Neg_Rec_WL* quando não há recurso disponível. Esta abordagem é empregada para evitar que as requisições da lista WL necessitem realizar o reenvio de requisição. A política em realizar reenvio de requisição pode configurar em atendimento injusto, uma vez que outra requisição, com menor prioridade, pode obter o recurso durante o período de reenvio, ou o processo de reenvio persistir infinitamente, implicando em *starvation*.

No segundo cenário, quando a lista WL não possui requisição e a lista AL possui, o Servidor Recurso, no estado *Verifica_WL*, constata que não há requisição na lista WL, seguindo para o estado *Verifica_AL*, verificando que há requisição na lista AL. Desse modo, o Servidor Recurso segue para o estado *Verifica_Rec_AL*, verificando a disponibilidade do recurso, considerando os mesmos critérios aplicados nas requisições da lista WL, para a primeira requisição da lista AL. A verificação é realizada considerando as seguintes possibilidades:

A. Caso haja quantidade de recurso suficiente para atender a requisição.

O Servidor Recurso, no estado *Verifica_Rec_AL*, segue para o estado *Rem_Req_AL*, removendo a primeira requisição da lista AL. Em seguida, realiza a reserva para a requisição removida da lista AL, inserindo-a na lista RL, indicando que a reserva foi concluída com sucesso. Na sequência vai para o estado *FIM*, indicando que a verificação de disponibilidade foi concluída liberando o Servidor Recurso para reiniciar o procedimento. Esta abordagem é utilizada para que as requisições da lista AL realizem a reserva do recurso.

B. Caso não haja quantidade suficiente de recurso, mesmo considerando a quantidade reservada e a quantidade alocada pelas requisições que estão em processo de *committing*.

O Servidor Recurso, no estado *Verifica_Rec_AL*, segue para o estado *Neg_Rec_AL*, removendo a primeira requisição da lista AL e negando o recurso. Em seguida, vai para o estado *FIM*, indicando que o procedimento para verificar disponibilidade de recurso foi concluído, liberando o Servidor Recurso para reiniciar o procedimento. Esta abordagem é aplicada quando não há possibilidade, para a primeira requisição da lista AL, de obter o recurso.

C. Caso não haja a quantidade suficiente de recurso, porém existe a possibilidade de obter o recurso, considerando a quantidade reservada e a quantidade alocada pelas requisições que estão no processo de *committing*.

O Servidor Recurso, no estado *Verifica_Rec_AL*, segue para o estado *Mantém_AL*, preservando a primeira requisição da lista AL, deixando a

requisição aguardar, com prioridade em relação a novas requisições. A situação de espera persiste enquanto requisições que obtiveram reserva ou requisições que aguardam a conclusão do *workflow*, finalizem suas operações sobre o recurso. Caso estas requisições finalizem suas operações permite ao Servidor Recurso, no estado *Verifica_Rec_AL*, oferecer, para a primeira requisição da lista AL, a situação A ou B desta lista de possibilidade, seguindo para o estado *Rem_Req_AL* quando há recurso suficiente ou seguindo para o estado *Neg_Rec_AL* quando não há recurso suficiente. Esta abordagem é empregada para que as requisições da lista AL não realizem reenvio, o qual pode implicar em um atendimento injusto ou a situação de *starvation* através de reenvio infinito.

No terceiro cenário, quando a lista WL e a lista AL não possuem requisições, o Servidor Recurso, no estado *Verifica_WL*, constata que a lista WL está vazia, seguindo para o estado *Verifica_AL*, constatando que a lista AL está vazia. Finalizando este cenário, o Servidor Recurso segue para o estado *FIM*, indicando que o procedimento para verificar a disponibilidade de recurso foi concluído, ficando liberado para reiniciar o procedimento.

4.3.1 DEMONSTRAÇÃO DA JUSTIÇA NO ATENDIMENTO

Sejam as requisições REQ_1 e REQ_2 , tal que REQ_1 foi solicitada em T_{REQ_1} e REQ_2 em T_{REQ_2} , sendo que $T_{REQ_1} < T_{REQ_2}$. Seja também um site S_1 , possuindo os recursos que são solicitados por REQ_1 e REQ_2 , possuindo valor de tempo T_{S_1} , onde $T_{S_1} < T_{REQ_1}$

Então, aplicando-se as estratégias propostas para o atendimento com justiça entre as requisições, REQ_1 terá prioridade no atendimento em relação a REQ_2 .

Prova:

Caso REQ_1 seja recebida e logo após REQ_2 seja recebida, cada uma das requisições serão atendidas e inseridas na lista AL (linhas 1 a 3 da Figura 4.27). Caso haja a quantidade disponível suficiente para cada requisição, estas conseguem efetuar reserva e são inseridas na lista RL (linhas 17 a 19 da Figura 4.22).

Caso REQ_2 seja recebida antes de REQ_1 , e se houver a quantidade disponível de recursos, o procedimento descrito no parágrafo anterior será realizado, efetuando-

se a reserva e inserindo-a na lista RL. Porém, ao receber REQ₁ após REQ₂, o atendimento não será realizado através do procedimento regular, uma vez que a condição apresentada na linha 1 da Figura 4.27 será falsa, pois T_{REQ1} é menor que T_{REQ2} , ou seja, REQ₁ foi solicitada em um tempo anterior ao de REQ₂.

Então, uma segunda condição (linha 5 da Figura 4.27) é analisada. Caso haja requisições na lista RL com tempos maiores que REQ₁, estas são retiradas da lista RL, REQ₁ é inserida na lista WL e em seguida as requisições com T maiores são inseridas na lista WL (linhas 6 a 10 da Figura 4.27). Este procedimento faz com que REQ₁ e REQ₂ sejam ordenadas de maneira crescente na lista WL, através do valor T de cada requisição, organizando a prioridade no atendimento.

Dessa maneira, REQ₁ será atendida antes de REQ₂ (linhas 5 a 7 da Figura 4.22), sendo removida da lista WL e inserida na lista RL, obtendo a reserva para a solicitação.

Restrição:

Seja um cenário em que uma REQ₂ é solicitada em um instante T_{REQ2} e REQ₁ em um instante T_{REQ1} , tal que $T_{REQ1} < T_{REQ2}$, e ambas solicitam as últimas unidades disponíveis de recurso em um site S₁. Caso S₁ receba a solicitação REQ₂ e efetue a alocação das unidades disponíveis, antes da chegada da solicitação REQ₁, REQ₁ não será atendida.

4.3.2 DEMONSTRAÇÃO DA NÃO OCORRÊNCIA DE DEADLOCK

Seja uma requisição REQ₁ composta de duas solicitações, REQ_{1S1} e REQ_{1S2}, e uma requisição REQ₂ composta de duas solicitações, REQ_{2S1} e REQ_{2S2}, tal que REQ₁ é solicitada em T_{REQ1} e REQ₂ é solicitada em T_{REQ2} , e $T_{REQ1} < T_{REQ2}$. Seja também um site S₁ e um site S₂, cada um possuindo recursos distintos, bem como, S₁ possui representação de tempo T_{S1} e S₂ possui T_{S2} , onde $T_{S1} < T_{REQ1}$ e $T_{S2} < T_{REQ1}$.

Caso REQ₁ e REQ₂ façam requisições simultaneamente, onde REQ₁, por meio de REQ_{1S1}, obtém o recurso em S₁ e REQ₂, por meio de REQ_{2S2}, obtém o recurso em S₂, fica configurada a situação de *deadlock*, uma vez que REQ_{1S2} não obtém o recurso em S₂, em razão de que foi alocada para REQ_{2S2} e REQ_{2S1} não obtém o recurso em S₁, em razão de que foi alocada para REQ_{1S1}. Esta situação impede que REQ₁ e REQ₂

concluam suas solicitações, uma vez que cada requisição necessita que suas duas solicitações sejam atendidas.

Então, aplicando-se as estratégias proposta, REQ₁ terá prioridade no atendimento em relação a REQ₂, possuindo o privilégio de consumir os recursos, impedindo a situação de *deadlock*.

Prova:

Considere um cenário em que REQ₁ e REQ₂ façam requisições simultaneamente. Caso em S₁, REQ_{1S1} é recebida antes de REQ_{2S1}, então REQ_{1S1} será atendida e inserida na lista AL, considerando que o valor T_{REQ1} é maior que T_{S1} (linhas 1 a 3 da Figura 4.27). Verifica-se se há quantidade disponível (QTD - BUFFER) para REQ_{1S1}. Caso a quantidade disponível seja suficiente, a quantidade solicitada por REQ_{1S1} é incrementada no BUFFER de S₁ e REQ_{1S1} é inserida na lista RL (linhas 17 a 19 da Figura 4.22), caso contrário verifica-se se a quantidade total é suficiente. Caso seja suficiente, aguarda pela disponibilidade do recurso (linhas 21 a 25 da Figura 4.22) e caso não haja quantidade suficiente a requisição é removida da lista AL e terá o recurso negado (linhas 26 e 27 da Figura 4.22).

Prosseguindo em S₁, REQ_{2S1} será atendida e inserida na lista AL, considerando que o valor T_{REQ2} é maior que T_{S1} (linhas 1 a 3 da Figura 4.27). Verifica-se que há quantidade disponível (QTD - BUFFER), porém REQ_{1S1} obteve o recurso disponível em S₁, mas ainda não alocou, uma vez que a quantidade solicitada foi alocada em BUFFER (linha 18 da Figura 4.22). Porém, neste instante, ainda há a possibilidade de REQ_{2S1} obter o recurso uma vez que o recurso ainda não foi alocado. Então verifica se a quantidade total (QTD) é suficiente para REQ_{2S1}. Caso seja suficiente, REQ_{2S1} aguarda na lista AL (linhas 21 e 22 da Figura 4.22). Caso contrário, verifica se a quantidade alocada pelas requisições que estão no processo de *committing* é suficiente para atender REQ_{2S1}. Caso seja suficiente, REQ_{2S1} aguarda na lista AL (linhas 24 e 25 da Figura 4.22). Caso contrário, remove REQ_{2S1} da lista AL e nega o recurso (linhas 26 e 27 da Figura 4.22).

Para que REQ_{1S1} alogue a quantidade obtida em S₁, necessita da indicação que REQ_{1S2} obteve sucesso ao solicitar o recurso em S₂.

Em S₂, REQ_{2S2} é recebida antes de REQ_{1S1}. Então REQ_{2S2} é atendida, e inserida na lista AL, considerando que o valor T_{REQ2} é maior que T_{S2} (linhas 1 a 3 da

Figura 4.27). Verifica-se se há quantidade disponível (QTD - BUFFER) para REQ_{2S2}. Caso seja suficiente a quantidade solicitada por REQ_{2S2}, o BUFFER de S₂ é incrementado e REQ_{2S2} é inserida na lista RL (linhas 17 a 19 da Figura 4.22), caso contrário verifica-se se há quantidade total (QTD) é suficiente. Caso seja suficiente, aguarda pela disponibilidade do recurso (linhas 20 a 22 da Figura 4.22). Caso contrário, verifica se a quantidade alocada pelas requisições que estão no processo de *committing* é suficiente para atender REQ_{2S2}. Caso seja suficiente, REQ_{2S2} aguarda na lista AL (linhas 24 e 25 da Figura 4.22). Caso contrário, remove REQ_{2S2} da lista AL e nega o recurso (linhas 26 e 27 da Figura 4.22).

Prosseguindo em S₂, REQ_{1S2} será atendida. Neste instante T_{REQ1} é menor que T_{S2}, e a condição apresentada na linha 1 da Figura 4.27 será falsa. Então verifica-se se na lista RL há requisições com T maior que T_{REQ1}, e será constatado que REQ_{2S2} foi atendido obtendo a pré-alocação do recurso (linha 5 da Figura 4.27). Como REQ_{2S2} possui T_{REQ2} maior que T_{REQ1}, REQ_{2S2} é removida da lista RL, o valor pré-alocado é desfeito, decrementando o BUFFER em S₂ com a quantidade solicitada por REQ_{2S2}, inserindo REQ_{1S2} e em seguida REQ_{2S2} na lista WL (linhas 6 a 11 da Figura 4.27). Verifica-se se há quantidade disponível (QTD - BUFFER) para REQ_{1S2}. Caso haja quantidade suficiente a quantidade solicitada por REQ_{1S2} é incrementada no BUFFER de S₂ e REQ_{1S2} é inserida na lista RL (linhas 5 a 7 da Figura 4.22) obtendo a pré-alocação do recurso. Em seguida REQ_{2S2} será atendida novamente, verificando-se se há quantidade disponível (QTD - BUFFER) suficiente para a sua solicitação (linha 5 da Figura 4.22). Porém, REQ_{1S2} obteve o recurso em S₂ mas ainda não confirmou esta solicitação, indicando a possibilidade de REQ_{2S2} obter o recurso novamente. Então verifica-se se a quantidade total (QTD) é suficiente para REQ_{2S2}. Caso seja suficiente, REQ_{2S2} aguarda na lista WL (linhas 8 a 10 da Figura 4.22). Caso contrário, verifica se a quantidade alocada pelas requisições que estão no processo de *committing* é suficiente. Caso seja suficiente REQ_{2S2} aguarda na lista WL (linhas 11 a 13 da Figura 4.22). Caso contrário, remove REQ_{2S2} da lista WL e nega o recurso (linhas 14 e 15 da Figura 4.22).

Concluindo, REQ₁ confirma as solicitações realizadas, confirmando a solicitação REQ_{1S1} em S₁ e REQ_{1S2} em S₂ através do algoritmo da Figura 4.25, alocando os recursos obtidos.

Em S_1 , é verificado que não há mais recurso disponível para REQ_{2S1} (linha 21 da Figura 4.22), também não há requisições no processo de *committing* (linha 24 da Figura 4.22) e terá a solicitação negada (linha 27 da Figura 4.22). Em S_2 , também é verificado que não há mais recurso disponível para REQ_{2S2} (linha 9 da Figura 4.22), não há requisições no processo de *committing* (linha 12 da Figura 4.22) e REQ_{2S2} terá a solicitação negada (linha 15 da Figura 4.22).

Desta maneira, garante-se a não ocorrência de *deadlock*, e as solicitações realizadas por REQ_1 terão prioridade em relação as solicitações de REQ_2 .

4.3.3 DEMONSTRAÇÃO DA NÃO OCORRÊNCIA DE STARVATION

Seja uma requisição REQ_i que solicita no instante T_{REQ_i} , que requisita no recurso S , onde T_S é a marca de tempo do recurso.

Então, tem-se que, aplicando-se as estratégias propostas não ocorrerá uma situação de *starvation*.

Prova:

Serão considerados os cenários possíveis em que possam ser geradas situações de *starvation*:

1º cenário - $T_{REQ_i} > T_S$ e não há quantidade de unidades do recurso disponíveis, mas há uma quantidade de unidades já pré-alocadas (reservadas) para requisições com prioridades maiores do que REQ_i suficiente para o atendimento.

Neste caso, REQ_i é inserida na lista AL (linhas 1 a 3 da Figura 4.27) e se mantém aguardando a disponibilidade do recurso na lista AL (linhas 20 a 22 da Figura 4.22) sem a necessidade de realizar reenvio, com prioridade em relação a novas requisições realizadas em instantes $T > T_{REQ_i}$, dado que as requisições são inseridas em ordem crescente na lista AL , conforme a condição da linha 1 na Figura 4.27.

2º cenário - $T_{REQ_i} > T_S$ e há quantidade de unidades do recurso disponíveis e suficiente para o atendimento de REQ_i .

Neste caso, REQ_i pré-aloca o recurso e é inserida na lista RL (linhas 17 a 19 da Figura 4.22). Caso uma outra requisição REQ_j chegue no servidor de recurso S , realizada em instante T_{REQ_j} , onde $T_{REQ_j} < T_{REQ_i}$ e $T_{REQ_j} < T_S$, a condição da linha 1 na Figura 4.27 será falsa, então retira-se as requisições com T maior que T_{REQ_j} da lista RL , atualiza o valor de $BUFFER$ com as requisições retiradas da lista RL e as

requisições são inseridas na ordem crescente na lista WL (linhas 5 a 10 da Figura 4.27). Assim REQ_j tem prioridade em relação a REQ_i , uma vez que $T_{REQ_j} < T_{REQ_i}$, então verifica-se se a quantidade disponível é suficiente para a quantidade de REQ_j . Caso seja suficiente, REQ_j pré-aloca o recurso incrementando BUFFER com a sua quantidade solicitada e inserida na lista RL (linhas 5 a 7 da Figura 4.22). Em seguida, esta mesma verificação é realizada para REQ_i , onde caso não haja quantidade disponível, verifica-se se a quantidade total é suficiente para REQ_i . Caso não seja suficiente, mas há quantidade pré-alocada suficiente para o atendimento, REQ_i não necessita realizar a requisição novamente, uma vez que a requisição é suspensa, necessitando aguardar a disponibilidade do recurso, mantendo-se na lista WL (linhas 8 a 10 da Figura 4.22).

Caso outra requisição REQ_k solicite em instante T_{REQ_k} , onde $T_{REQ_k} > T_s$, REQ_k será inserida na lista AL, porém REQ_k será atendida somente após REQ_i , uma vez que a lista WL possui prioridade em relação a lista AL, garantindo o privilégio de REQ_i (linha 4 e linha 16 da Figura 4.22).

Então, dadas essas considerações, pode-se concluir que se tem a garantia da não ocorrência de *starvation*.

4.4 CONSIDERAÇÕES SOBRE A PROPOSTA

Neste capítulo foram apresentadas as estratégias elaboradas para permitir a execução de *workflows* oriundos de múltiplos domínios, os quais realizam requisições em serviços providos por servidores distintos. Os *workflows* são executados de forma transacional, processando operações de maneira justa e impedindo situações de *deadlock* e *starvation*, sem a necessidade de um coordenador centralizador para realizar este gerenciamento.

Alguns autores recorrem a diferentes estratégias para resolver esta situação. Abortar a execução de um dos *workflows* (TURKER, HALLER, *et al.*, 2005) quando a situação de *deadlock* é detectada, elegendo de maneira aleatória qual dos *workflows* irá ceder o recurso e reiniciar sua execução para que o outro *workflow* possa prosseguir a execução, pode resolver a situação de *deadlock*, porém não é um critério justo. A abordagem de desistir dos recursos obtidos caso não consiga obter todos os recursos da composição de serviço, realizando reenvio das requisições até que

consigam todos os recursos (MACIEL e HIRATA, 2010), impede a situação de *deadlock*, porém pode permanecer em reenvio indefinido, configurando uma situação de *starvation*.

Considerar o instante proposto mantém a mesma ordem de prioridade para todos os pedidos de recursos, presente na composição da requisição. Isto impede que haja situações de *deadlock* e também mantém a justiça, uma vez que não há influência de fatores como a distância geográfica entre os servidores e o tráfego na rede.

Desse modo este trabalho define critérios para impedir *deadlock* e *starvation* entre *workflows* de diversos servidores através de uma execução justa das requisições nos múltiplos domínios. As estratégias adotadas mantêm a autonomia entre os serviços, uma vez que os servidores não necessitam de conhecimento prévio das entidades envolvidas, já que o protocolo fornece as informações necessárias para que tomem as decisões isoladamente.

5 SISTEMA PARA EXECUÇÃO JUSTA DE COMPOSIÇÃO DE SERVIÇOS REMOTOS ORIUNDOS DE DOMÍNIO DISTINTO

Um sistema para prover execuções justas entre *workflows* provenientes de domínios distintos, que visam atender requisições que solicitam múltiplos recursos, oferecidos em servidores distintos, é apresentado neste capítulo.

Implementa-se aqui, as estratégias e mecanismos apresentados no capítulo 4, construindo-se, desta forma, um sistema de atendimento justo e com comportamento transacional na execução de composições de serviços, presentes no *workflow*, e com a garantia de impedir situações de *deadlock* e *starvation*.

As seções a seguir descrevem a arquitetura desenvolvida, o protocolo e as entidades que irão realizar a comunicação para atender as necessidades.

5.1 A ARQUITETURA DESENVOLVIDA

A arquitetura desenvolvida está estruturada em duas entidades e o vínculo entre elas; Servidor Requisição (RQT), Servidor Recurso (RSC) e a comunicação entre os serviços, conforme a Figura 5.1.

Figura 5.1 - Arquitetura desenvolvida

Fonte: O Autor (2015)

O sistema foi desenvolvido na linguagem Java, o qual utiliza a máquina virtual Java (JVM) versão 1.8.0_60 e os serviços Requisição e Recurso também foram desenvolvidos em Java, e disponibilizados no servidor Web Apache Tomcat versão 7.0.55. O sistema operacional, a máquina virtual Java, o servidor Web e o sistema

gerenciador de banco de dados são a infraestrutura de sustentação para que o sistema entre em execução.

A atribuição do servidor Web é disponibilizar uma aplicação em Java através de uma interface de fácil utilização para o seu conjunto de operações. Nesta implementação os serviços foram utilizados como instancias de objetos remotos através da API Java para Web Services baseados em XML (JAX-WS 2.0). O serviço Recurso disponibiliza o método *executeDispatcher*, encaminhando a solicitação de operação para que seja executada pelo componente Dispatcher. O serviço Requisição disponibiliza o método *receiveRequest*, o qual irá decompor as composições de serviços em requisições individuais para que sejam executadas nos respectivos recursos.

Tabela 5.1 - Informações sobre os serviços disponibilizados

Hostname	Atribuição	Serviço
Suse01	Servidor Recurso	http://192.168.56.101:8080/Suse01Resource/
Suse02	Servidor Recurso	http://192.168.56.102:8080/Suse02Resource/
Suse03	Servidor Requisição	http://192.168.56.103:8080/Suse03Request/
Suse04	Servidor Requisição	http://192.168.56.104:8080/Suse04Request/

O Servidor Requisição está incumbido de receber e atender as requisições, de maneira transparente, para executar as solicitações dos clientes. O serviço Requisição, através da operação *receiveRequest*, executa o *workflow* correspondente ao pedido do cliente, gerando as requisições individuais aos respectivos serviços Recurso, presentes nas composições.

O componente Daemon gerencia o relógio lógico local e as informações sobre o servidor. Essas informações são fornecidas ao serviço Requisição para que as requisições individuais possam ser encaminhadas ao respectivo recurso. Após as operações serem concluídas no Servidor Recurso, o serviço Requisição coordena as respostas, contendo o estado da operação, de modo que assegure o comportamento transacional de toda execução, e solicite a atualização do relógio lógico.

O Servidor Recurso está encarregado de receber as requisições individuais, de maneira que execute as operações de forma justa, livre de *deadlock* e *starvation*. Para tanto, o serviço Recurso, através da operação `executeDispatcher`, encaminha a requisição para o componente Dispatcher.

O componente Dispatcher é responsável pela execução da operação solicitada, realizando o tratamento necessário para definir a prioridade no atendimento a requisição, solicitando ao Daemon a informação ou a atualização do relógio lógico. Após estas etapas, o Dispatcher permite que a requisição realize as operações necessárias no recurso (Banco de Dados). Ao finalizar a operação, o Dispatcher sinaliza o estado da operação, e o valor do relógio lógico local para que sejam encaminhadas como resposta para o serviço Requisição.

5.2 PROTOCOLO DE COMUNICAÇÃO

A comunicação entre Servidor Requisição e Servidor Recurso é realizada, utilizando uma estrutura de dados chamada Envelope como mensagem, através de requisições e respostas entre Servidor Requisição e Servidor Recurso. A requisição contém uma operação que o Servidor Requisição quer realizar no Servidor Recurso, a qual será executada de maneira justa. A resposta contém o estado gerado pela operação, no atendimento da requisição ao Servidor Recurso, para que o Servidor Requisição possa realizar o gerenciamento da execução do *workflow*, proporcionando o comportamento transacional. A estrutura de dados Envelope, descrita na Figura 5.2, contém os campos com os dados descritos a seguir:

Figura 5.2 - Envelope

Header	
Operation	Status
Body	

Fonte: O Autor (2015)

- Header: estrutura de dados contendo as informações fornecidas pelo gerenciador do Servidor Requisição de origem.
- Operation: informação sobre a operação solicitada pelo Servidor Requisição para o Servidor Recurso.

- Status: informação do Servidor Recurso para o Servidor Requisição sobre a situação da operação solicitada.
- Body: estrutura de dados contendo as informações sobre uma requisição.

O campo Header é uma estrutura de dados fornecida pelo componente Daemon, contendo as informações de controle do Servidor Requisição, ilustrado na Figura 5.3 a seguir, composto pelos seguintes campos:

Figura 5.3 - Header

ID	TS	IP	HostName
----	----	----	----------

Fonte: O Autor (2015)

- ID: número de identificação local de uma requisição.
- TS: marca de tempo do relógio lógico.
- IP: identificação do número ip da máquina local.
- Hostname: nome da máquina local.

O campo Body é uma estrutura de dados fornecida pelo componente Provide Requests, o qual está descrito na seção 5.3.1, contendo as informações sobre uma requisição, ilustrado na Figura 5.4, composto pelos seguintes campos:

Figura 5.4 - Body

Resource ID	Value
-------------	-------

Fonte: O Autor (2015)

- Resource ID: identificação do recurso no Servidor Recurso.
- Value: é um valor que indica a quantidade de um recurso. Este valor, dependendo do contexto, pode representar a quantidade solicitada caso a operação seja a requisição de reserva, ou pode representar a quantidade disponível caso a operação seja a consulta sobre a disponibilidade do recurso.

O Servidor Requisição é responsável em atribuir uma operação no campo Operation, do Envelope a ser enviado ao Servidor Recurso, para que este possa executar a operação solicitada. O Servidor Recurso, no término da operação, retorna o Envelope, contendo o estado da execução da operação no campo Status.

5.3 SERVIDOR REQUISIÇÃO

O Servidor Requisição disponibiliza o serviço Requisição implementado utilizando a API Java para Web Services baseados em XML (JAX-WS 2.0), possuindo *workflows* que descrevem uma composição de serviços, gerenciando o estado final da execução de cada requisição individual, proporcionando o comportamento transacional da execução. A arquitetura do serviço Requisição está ilustrada na Figura 4.18. O componente Provide Requests (Trata Requisição) recebe a lista de quantidades desejada para cada recurso. O componente Daemon (Informação Local) fornece e gerencia as informações da máquina local. O componente Execute Workflow (Gerencia Requisições) recebe do componente Provide Requests uma lista contendo as quantidades e os respectivos recursos, criando requisições individuais para executar o *workflow*, gerenciando o retorno de cada requisição. A Figura 5.5, ilustra esses componentes com as denominações utilizadas na implementação.

Figura 5.5 - Organização Servidor Requisição

Fonte: O Autor (2015)

5.3.1 SERVIÇO REQUISIÇÃO

O serviço Requisição, por meio da operação *receiveRequest* executa o *workflow* correspondente a solicitação do cliente. Para esta tarefa utiliza dois componentes, Provide Requests e Execute Workflow, descritos a seguir.

5.3.1.1 Provide Requests

O componente Provide Requests recebe uma lista de quantidades desejada de cada recurso, montando uma nova lista com as quantidades e os respectivos recursos. Desse modo, o componente organiza cada elemento da lista em objetos do tipo Body, descrito na seção 5.2, fornecendo uma lista de Body para que o componente Execute Workflow possa executar a composição de serviço.

5.3.1.2 Execute Workflow

Neste componente são definidos a ordem e condições para a execução de uma composição de serviços, coordenando as execuções individuais para proporcionar o comportamento transacional da execução. Para cada elemento da composição, gera requisições individuais de maneira que realize a operação solicitada em cada Servidor Recurso. Para realizar estas tarefas o componente, conforme a ilustração da Figura 5.6, está estruturado em quatro módulos.

Figura 5.6 - Arquitetura Execute Workflow

Fonte: O Autor (2015)

O módulo Prepare Access organiza para que uma requisição possa executar operações no Servidor Recurso. Para tanto, ele solicita ao Daemon um objeto Header contendo as informações da máquina local, atribuindo-a a um objeto do tipo Envelope, construindo a mensagem necessária para a comunicação entre Servidor Requisição e Servidor Recurso, a qual será fornecida para o módulo Organize Requests para que anexe o objeto Body ao Envelope.

O módulo Keep Object irá armazenar ou restaurar o estado original de uma requisição, possuindo para isso dois métodos. O método *save* irá receber um objeto do tipo Header e persistir suas informações em arquivo. O método *restore* realiza a leitura de um arquivo, retornando um objeto Header com as informações do estado inicial de uma requisição.

O módulo Organize Requisitions recebe uma lista de Body para decompor a lista em requisições individuais. Para tanto solicita ao módulo Prepare Access um Envelope para cada requisição, anexando o Body em cada um deles, gerando uma lista de Envelopes. Esta lista de Envelopes terá o estado original de cada elemento

persistido utilizando o módulo Keep Object e encaminhando a lista para o módulo Manage Execution.

O módulo Manage Execution, a partir de uma lista de Envelopes, permite a execução de quatro operações, descritos na seção 4.2.4.1. As operações Query_Resources, Request_Resources, Commit_Resources e Rollback_Resources obedecem ao protocolo de execução descrito na seção 4.2.4.3, as quais fornece informações que são gerenciadas para proporcionar o comportamento transacional da execução.

Cada uma das operações do módulo Manage Execution possui funções específicas, descritas na seção 4.2.4.3, as quais foram implementadas na forma de *threads* em Java. Cada uma das *threads* recebe um Envelope da lista para executar uma requisição no Servidor Recurso especificado. A função *req_resource* foi nomeada como RequestThread, providenciando a reserva de uma quantidade indicada. A função *que_resource* foi nomeada como QueryThread, a qual realiza o procedimento de consulta sobre um recurso. A função *rol_resource* foi nomeada como RollbackThread, a qual desfaz a reserva obtida por uma requisição. A função *com_resource* foi nomeada como CommitThread, confirmando uma reserva realizada sobre o recurso indicado. A função *rev_resource* foi nomeada como RevokeThread, devolvendo um recurso que foi alocado. A função *fin_commit* foi nomeada como FinalizeThread, a qual retira uma requisição da lista CL, indicando que o processo de *committing* foi concluído para todas as requisições que compõem o workflow

5.3.2 DAEMON

O componente Daemon, ilustrado na Figura 5.7, é responsável pelo gerenciamento do relógio lógico local e a identificação para cada requisição individual. Outra atribuição deste componente é fornecer informação da máquina local, gerando um objeto do tipo Header, ilustrado na Figura 5.3, com esses atributos.

O componente é o mesmo apresentado na Figura 4.18 e Figura 4.20, o qual está nomeado como Informação Local. Foi desenvolvido como um processo servidor em Java, e é executado em segundo plano, aguardando por solicitações na porta 50500, as quais utilizarão os seus métodos.

Figura 5.7 - Arquitetura Daemon

Fonte: O Autor (2015)

O método `UpdateTimeStamp` realiza a atualização do relógio lógico local, a partir de um objeto `Header` que é recebido como parâmetro. O método `ServerInfo` coleta as informações local, por ele gerenciadas, retornando um objeto `Header`.

5.4 SERVIDOR RECURSO

O Servidor Recurso é o local onde está disponibilizado o serviço Recurso, implementado utilizando a API Java para Web Services baseados em XML (JAX-WS 2.0). Promove a execução justa das requisições recebidas, seguindo o critério de prioridade definido na seção 4.2.2, impedindo a situação de *deadlock* e *starvation*. A arquitetura do serviço Recurso está ilustrada na Figura 4.20. O `Execute Dispatcher` é uma chamada do serviço Recurso o qual irá encaminhar uma requisição ao componente `Dispatcher` (Gerencia Operação). O componente `Dispatcher` seleciona a operação solicitada para que seja efetuada a execução. Para esta execução é necessário o componente `Handle Data Base` (Gerencia Recurso), o qual manipula diretamente o Data Base (Banco de Dados), e em seguida atualiza o relógio lógico local utilizando o componente `Daemon` (Informação Local). Ao final da execução, retorna à situação da operação. A Figura 5.8 ilustra os componentes implementados, com as denominações utilizadas no desenvolvimento.

Figura 5.8 - Organização Servidor Recurso

Fonte: O Autor (2015)

5.4.1 SERVIÇO RECURSO

O serviço Recurso contém a operação *executeDispatcher*, que envia uma requisição para o componente Dispatcher, solicitando uma operação especificada no Envelope da requisição.

5.4.2 DAEMON

O componente Daemon é o mesmo componente apresentado na seção 5.3.1.2, utilizado pelo Servidor Requisição para o gerenciamento de identificação da requisição, e do relógio lógico local. No Servidor Recurso o Daemon é utilizado para atualizar e coletar o valor do relógio lógico de maneira que o critério de prioridade seja atendido. O componente é um processo servidor que está executando em segundo plano, aguardando solicitações para executar suas operações na porta 50500.

5.4.3 DATA ACCESS

O componente Data Access é uma camada de software para separar o componente Dispatcher e o componente Data Base, funcionando como uma interface comum entre os componentes. Possui duas classes, a Access Data Base que realiza a conexão com o banco de dados, e a classe Handle Data Base a qual efetua operações para manipular o banco de dados. A Figura 5.9 ilustra o componente.

Figura 5.9 - Arquitetura Data Access

Fonte: O Autor (2015)

5.4.4 DATA BASE

O componente Data Base é o local onde os registros do recurso são persistidos. Para tanto utilizou-se o SGBD MariaDB versão 10.0.21.

5.4.5 DISPATCHER

O componente Dispatcher gerencia as listas de alocação de recursos e coordena a execução das operações sobre o recurso, descritas na seção 4.2.4.2. As listas

adotadas são ferramentas para proporcionar o acesso e a manipulação do recurso de maneira justa seguindo o critério de prioridade definido neste trabalho. Para proporcionar a execução das operações, através do critério de prioridade, o componente está organizado em dois módulos, ilustrado na Figura 5.10, os quais compartilham as listas e são executados simultaneamente.

Figura 5.10 - Arquitetura Dispatcher

Fonte: O Autor (2015)

O componente foi implementado como um processo servidor e aguarda o envio de requisições, no formato do Envelope, pelo componente Execute Dispatcher na porta 60600. Esta estratégia foi adotada no intuito de haver somente uma instancia do componente Dispatcher para cada recurso, possibilitando o controle concorrente no uso do recurso para que não haja inconsistência de dados.

Além das listas descritas na seção 4.2.4.2 (Arrival, Reservation, Wait e Committing), foi incorporada uma quinta lista, chamada de Request Status, para verificar o estado de uma requisição. A lista armazena duas informações de cada elemento; o Envelope da requisição, e o status da requisição. O status é representado pelos seguintes estados:

- **IN_ARRIVAL:** requisição que está na lista Arrival, indicando que aguarda pela disponibilidade do recurso.
- **IN_RESERVATION:** requisição que está na lista Reservation, indicando que a reserva foi concluída e está aguardando a confirmação da reserva.

- IN_WAIT: requisição que está na lista Wait, indica que aguarda pela disponibilidade do recurso, porém possui uma prioridade maior as requisições que estão na lista Arrival.
- IN_COMMITTING: requisição que está na lista Committing, indicando que a requisição está em processo de confirmação, concluindo a alocação do recurso.
- DECLINED: requisição que não está em nenhuma lista, indicando que não há recurso disponível.

A seção 4.2.6.4 apresenta como as operações são realizadas por este componente.

A *thread* Executa Operação está nomeada como Accomplish, recebe o Envelope da requisição, executa a operação solicitada, indicando na lista Request Status em qual lista a requisição está neste instante. Ao encerrar a operação, atribui um status de execução no Envelope da requisição que será utilizada como retorno para o Servidor Requisição.

A *thread* Auxilia Execução está nomeada como Assistant, auxilia a execução da *thread* Accomplish, liberando-a para receber novas requisições sem que fique bloqueada até finalizar o tratamento de cada requisição. A *thread* Assistant fica suspensa, aguardando que a *thread* Accomplish realize uma ação nas listas. Caso ocorra a ação, a *thread* Assistant realizará a transferência de requisições entre as listas, conforme a disponibilidade do recurso, alterando a indicação de status da respectiva requisição na lista Request Status.

6 RESULTADOS E ANÁLISES

Neste capítulo são apresentados os testes, com o objetivo de verificar o comportamento das estratégias propostas, utilizando o sistema implementado e cenários apropriados para observar o atendimento dos aspectos de justiça e não ocorrência de *deadlock* e *starvation*. É descrita a metodologia utilizada para a realização dos testes, descrevendo qual a finalidade de cada cenário, o objetivo de cada plano de teste e o ambiente utilizado. Em seguida são apresentados os resultados obtidos, as respectivas análises e considerações sobre o comportamento das estratégias verificado nos testes.

6.1 METODOLOGIA UTILIZADA NOS TESTES

Para realizar os testes foram utilizadas quatro máquinas virtuais, duas foram designadas como Servidores Requisição (Suse03 e Suse04) e duas como Servidores Recurso (Suse01 e Suse02), e as requisições originadas de um computador interligado a rede virtual. A Figura 6.1 ilustra a topologia utilizada nos testes. Os computadores são virtualizados pelo VirtualBox 5.0.10 e utilizam o sistema operacional Linux OpenSuse 13.2.

Figura 6.1 - Topologia de testes

Fonte: O Autor (2015)

Os testes possuem o propósito de verificar o comportamento da proposta apresentada neste trabalho. Os testes visam verificar se os mecanismos atendem ao critério de prioridade, garantindo a não ocorrência de *deadlock* e *starvation*.

Para tanto, cenários foram elaborados com o intuito de provocar o problema. A seguir é apresentada a descrição de cada um destes cenários.

6.2 DESCRIÇÃO DOS CENÁRIOS DE TESTE

Dois cenários foram elaborados para a realização dos testes. O primeiro cenário visa proporcionar um ambiente de testes para analisar o aspecto de justiça no atendimento das requisições. O segundo tem como objetivo provocar uma situação que poderia gerar *deadlock*. A verificação de não ocorrência de *starvation* pode ser efetuada, considerando o comportamento dos testes nos dois cenários.

6.2.1 CENÁRIO 1

O primeiro cenário foi elaborado no intuito de verificar se o critério de justiça é atendido. Para tanto é apresentada a seguinte situação:

- dois Servidores Recurso com reservas atribuídas que estão aguardando a confirmação para alocação ou cancelamento;
- antes destas reservas serem confirmadas, uma nova requisição com maior prioridade, em relação a estas, será realizada;
- Suse01 possui em sua lista Reservation três reservas efetuadas pelos ID's 33, 35 e 37 de Suse03, possuindo valor de TS, respectivamente, 38, 40 e 42, onde cada requisição reservou 5 unidades do recurso;
- Suse02 possui em sua lista Reservation três reservas efetuadas pelos ID's 33, 35 e 37 de Suse03, possuindo valor de TS, respectivamente, 38, 40 e 42, onde cada requisição reservou 10 unidades do recurso;
- Suse04, possui TS com valor 36 e irá produzir requisições com ID 7, solicitando 5 unidades em Suse01 e 10 unidades em Suse02.

O cenário é apresentado na Figura 6.2.

Figura 6.2 - Cenário 1

Fonte: O Autor (2015)

6.2.2 CENÁRIO 2

O segundo cenário tem o objetivo de proporcionar um ambiente de teste que provoca uma situação de possível ocorrência de *deadlock*. Visa mostrar o impedimento da ocorrência de *deadlock* e *starvation* nos testes aplicados no sistema implementado, utilizando os mecanismos propostos.

A situação de *deadlock* não ocorre com frequência, necessitando sincronizar algumas etapas para que ocorra. Dessa forma, foi construída uma situação específica, onde Suse03, na execução de sua composição faz a requisição para Suse01 e instantes depois realiza a requisição em Suse02. Suse04 processa sua composição, sem manipular a execução, realizando a requisição simultaneamente para Suse01 e Suse02. O atraso de tempo entre as execuções das requisições em Suse03 é o elemento necessário para ocorrer a situação de *deadlock* entre os Servidores Requisição, possibilitando que Suse04 realize a requisição no recurso que Suse03 ainda não realizou, incidindo em estado de posse e espera. O relógio lógico de Suse03 está adiantado em relação ao relógio lógico de Suse04, para que, a requisição de Suse04 tenha maior prioridade em relação as requisições provenientes de Suse03.

O estado inicial deste cenário, ilustrado na Figura 6.3, assume a seguinte configuração:

- Suse01 possui 7 unidades do recurso disponível, TS com valor 79 e as listas vazias;

- Suse02 possui 12 unidades do recurso disponível, TS com valor 79 e suas listas vazias;
- Suse03 possui TS com valor 80 e irá produzir requisições com ID 69, solicitando 5 unidades em Suse01 e 10 unidades em Suse02;
- Suse04 possui TS com valor 74 e irá produzir requisições com ID 69, solicitando 6 unidades em Suse01 e 12 unidades em Suse02.

Figura 6.3 - Cenário 2

Fonte: O Autor (2015)

6.3 TESTES REALIZADOS

Para os testes realizados foram desenvolvidas aplicações que executam o *workflow* de requisição para consumir os recursos disponíveis. O ambiente foi configurado, conforme apresentado na seção 6.2.

Segue a descrição da execução para cada cenário.

6.3.1 TESTE NO CENÁRIO 1

O cenário apresenta a seguinte situação: Os Servidores Recurso Suse01 e Suse02 possuem respectivamente 15 e 30 unidades de recurso, tem valor de relógio lógico em 43 e os dois servidores possuem três requisições na lista Reservation, identificadas respectivamente pelo ID 38, 40 e 42, solicitadas pelo Servidor Requisição Suse03. Neste instante, Suse04 realiza requisições para Suse01 e Suse02, e possui o seu relógio local com 36, conforme ilustrado na Figura 6.4.

Figura 6.4 - Requisição com TS menor

Fonte: O Autor (2015)

Seguindo o critério de prioridade, Suse01 e Suse02, ao receber a requisição de Suse04, dão preferência a nova requisição, movendo-a para a lista Wait e em seguida todas as requisições que estão na lista Reservation, com menor prioridade, são retiradas e inseridas para lista Wait. Desse modo, a requisição que possui o valor de ID 7, enviado por Suse04, possui prioridade em relação a todas as requisições que estavam na lista RL devido ao valor do seu TS ser o menor, conseguindo efetuar a reserva, tornando-se o primeiro da lista Reservation. As outras requisições, também, são transferidas da lista Wait para a lista Reservation, conforme a disponibilidade do recurso para a reserva. Porém, a requisição com ID 37, enviada por Suse03, permanece na lista Wait, pois não há disponibilidade da quantidade necessária de recurso. Observe que o valor de QTD é 15 em Suse01, e a quantidade de recursos reservados, se somados, também é 15. Mas ainda há a possibilidade de que alguma reserva não seja efetivada e o recurso não seja alocado, possibilitando que a requisição com ID 37 de Suse03 consiga o recurso que está solicitando. A mesma situação ocorre em Suse02, o qual possui valor de QTD em 30, mas a quantidade de reserva também é 30. Esta situação está ilustrada na Figura 6.5.

Caso alguma requisição desfaça a reserva obtida, a requisição com ID 37 de Suse03 terá prioridade em relação a novas requisições que venham a ser recebidas, caso estas tenham um valor de TS maior, pois está na lista Wait.

Figura 6.5 - Promovendo justiça

Fonte: O Autor (2015)

Prosseguindo a execução, a requisição ID 7 de Suse04 confirma a reserva, alocando 5 unidades em Suse01, restando 10 unidades de QTD, e alocando 10 unidades em Suse02, restando 20 unidades de QTD. Neste instante ainda há a possibilidade da requisição com ID 37 de Suse03 conseguir a reserva, pois ainda há reservas que não alocaram o recurso, permanecendo na lista Wait, conforme ilustrado na Figura 6.6.

Figura 6.6 - Suse04 confirmando reserva

Fonte: O Autor (2015)

A requisição com ID 33 de Suse03 desfaz a reserva obtida através da operação ROLLBACK, e ela é retirada da lista Reservation, disponibilizando a quantidade de recurso suficiente para que a requisição com ID 37 de Suse03 consiga o recurso novamente, já que estava suspensa aguardando na lista Wait. Desse modo, o critério de justiça é atendido, privilegiando uma requisição que já havia solicitado o recurso, obter, com prioridade, o recurso novamente. Esta situação está ilustrada na Figura 6.7.

As execuções realizadas neste cenário possuem arquivo de log do processamento realizado em Suse01 e Suse02 apresentados, respectivamente, em Apêndice A e Apêndice B.

Figura 6.7 - Suse03 desistindo de reserva

Fonte: O Autor (2015)

6.3.2 TESTE NO CENÁRIO 2

Ao executar ambas as requisições, Suse03 tem sua requisição recebida em Suse01 antes da requisição de Suse04, mas em Suse02 sua requisição chega após a requisição de Suse04. Nesta última situação, mesmo com a requisição de Suse04 possuindo um TS menor que o TS de Suse02, devido a todas as listas estarem vazias, esta requisição recebida terá prioridade, sendo então encaminhada para a lista Arrival. A configuração desta situação está ilustrada na Figura 6.8.

Figura 6.8 - Requisições em tempos distintos

Fonte: O Autor (2015)

Esta situação configura o *deadlock* entre as execuções de Suse03 e Suse04, devido a Suse03 obter o recurso em Suse01 e aguardar por Suse02, e Suse04 obter o recurso em Suse02 e aguardar por Suse01, configurando uma espera circular ilustrado na Figura 6.5.

Figura 6.9 - Configuração de *deadlock*

Fonte: O Autor (2015)

Aplicando o critério de prioridade em Suse01, ambas as requisições irão para a lista Wait e como a requisição com ID 13 de Suse04 tem prioridade em relação a requisição ID 69 de Suse03, será concedida a reserva para a requisição de Suse04, resolvendo a situação de *deadlock*. A requisição de Suse03 fica na lista Wait, uma vez que terá prioridade, caso Suse04 desfaça sua reserva. A Figura 6.10 ilustra o impedimento para a ocorrência de *deadlock*. A transferência da requisição de Suse03 para a lista Wait, considerando sua prioridade garante a não ocorrência de *starvation* caso haja a disponibilidade de recursos devido a cancelamentos de alocação ou reserva.

Figura 6.10 - Resolvendo *deadlock*

Fonte: O Autor (2015)

A partir desta etapa duas situações são possíveis.

Na primeira situação, Suse04 conseguiu realizar as reservas de suas requisições e confirmar as reservas, alocando os recursos. Desse modo, Suse01 decrementa 6 unidades, restando 1 e Suse02 decrementa 12 unidades, restando 0, e ambos os servidores retornando OK para indicar que a operação foi concluída com sucesso. Suse03 que estava aguardando a disponibilidade do recurso em Suse01, com a alocação do recurso para Suse04, recebe o retorno CANCEL de Suse01. Suse02 retorna DENY para Suse03 pois não há quantidade suficiente para atender a requisição. A ilustração desta situação é apresentada na Figura 6.11, e o detalhes do

processamento deste teste podem ser verificados no Apêndice C e Apêndice D onde há os arquivos de log de execução para Suse01 e Suse02 respectivamente.

Figura 6.11 - Suse04 confirma e Suse03 tem requisição negada

Fonte: O Autor (2015)

Na segunda situação, Suse04 desfaz suas reservas e Suse03, aguardando a disponibilidade na lista Wait, possui a prioridade para consumir os recursos. A Figura 6.12 ilustra esta situação. Suse04 requisita a operação ROLLBACK, desfazendo suas reservas em Suse01 e Suse02. As respectivas requisições de Suse03 em Suse01 e Suse02 obtêm as suas reservas, o qual possui requisições na lista Wait de Suse01 e na lista Arrival de Suse02, apresentado na Figura 6.10. Suse03, com a disponibilidade dos recursos, confirma as reservas obtidas com a operação COMMIT, alocando os recursos. Suse01 que possuía 7 unidades, decrementa 5 unidades que foi alocada para Suse03, restando duas unidades. Suse02, que possuía 12 unidades, decrementa 10 unidades, restando 2 unidades. Após alocar os recursos, os Servidores Recurso Suse01 e Suse02 retornam OK para Suse03, indicando que a operação foi concluída com sucesso. Os arquivos de log para este processamento são apresentados no Apêndice E e Apêndice F para as execuções realizadas respectivamente em Suse01 e Suse02.

Figura 6.12 - Suse04 desfaz e Suse03 confirma

Fonte: O Autor (2015)

6.4 CONSIDERAÇÕES SOBRE OS RESULTADOS

Os testes realizados mostram o controle de transação entre *workflows* executados em domínios diferentes através do resultado da operação solicitada ao serviço.

Os serviços realizam o gerenciamento de execução sobre o recurso, livre de *deadlock*, uma vez que a partir do critério de prioridade define qual requisição possui o privilégio de utilizar o recurso, mas possui prioridade para efetuar a reserva caso a requisição com prioridade desista da reserva efetuada. O critério adotado impede a situação de *deadlock*, sem a necessidade de abortar o processamento em Suse03 e Suse04 para liberar o recurso que cada um está em posse. A política de abortar o processamento necessita realizar reenvio de requisição entre as requisições que estão gerando o *deadlock*, o que pode permanecer de forma recorrente, implicando na situação de *starvation*.

Caso alguma requisição tenha que ceder uma reserva obtida, não necessita reiniciar o processo de requisição realizando novo reenvio, uma vez que será suspensa temporariamente no intuito de evitar situações injustas durante o processo de reenvio, bastando aguardar, pois caso haja a liberação do recurso este terá a prioridade no uso. A política de reenvio pode causar duas situações:

- a situação de *starvation*, pois o processo de reenvio pode permanecer de maneira indefinida;
- uma situação injusta, onde caso haja a desistência de alguma reserva e uma nova requisição, realizada por outro, obtém a reserva antes da requisição que está realizando o reenvio.

7 CONCLUSÕES

Neste trabalho foram analisadas diversas maneiras de realizar o controle transacional entre *workflows* oriundos de domínios distintos que executam composição de serviços entre múltiplos servidores. Existem esforços e pesquisas que procuram resolver o problema utilizando um coordenador centralizador, ou situações distribuídas que podem gerar *deadlock* na execução dos *workflows* e resolvendo com políticas que não são justas para prosseguir a execução, ou políticas que podem configurar na situação de *starvation*.

O desafio é aplicar estratégias para execução de *workflows* distintos, que utilizam serviços em múltiplos servidores, de maneira autônoma entre os servidores. Nesta estratégia, as entidades que proveem os recursos devem receber informações para determinar a prioridade de cada requisição para utilizar o serviço. As entidades que realizam as requisições devem oferecer informações para que a requisição seja atendida de forma justa e receber informações para que gerencie a execução da composição de maneira transacional.

A definição do critério de prioridade, através da política baseada no instante de solicitação de uma requisição e não no instante que um serviço recebe a requisição foi o elemento base para o desenvolvimento do trabalho.

O uso do relógio lógico se mostrou adequado para que o critério de prioridade fosse atendido. O valor do relógio conseguiu representar o instante de envio entre as requisições. Este critério permite definir a prioridade de atendimento no uso do recurso.

A utilização de estágios para efetuar o consumo de recurso é apropriada, pois com a utilização de múltiplas listas no atendimento ao recurso permite refazer um atendimento que foi realizado em um primeiro momento, mas durante a conclusão do processo houve a necessidade de reparo para promover uma condição justa. A política em promover justiça produziu um critério que em caso de impasse no atendimento de requisições haja como determinar a prioridade de uso do recurso impedindo a situação de *deadlock*.

O reparo realizado no atendimento da requisição, não elimina o privilégio que esta havia obtido em instante anterior, bastando aguardar a desistência de reservas

para obter o privilégio novamente. O mecanismo de reparo faz com que a requisição fique temporariamente suspensa, sem a necessidade de realizar reenvio para obter o recurso novamente, impedindo a situação de *starvation*.

A notificação de estado para as operações solicitadas permite que a entidade que está executando a composição de serviços possa gerenciar cada operação solicitada de maneira que permita a execução transacional.

Os resultados mostram que é possível realizar o gerenciamento de forma transacional de *workflows* distintos, de maneira autônoma, onde os Servidores Requisição não precisam conhecer outros Servidores Requisição, e os Servidores Recurso não necessitem conhecer outros Servidores Recurso. O gerenciamento transacional para a execução dos *workflows* é realizado através de informações que estão contidas nas mensagens de *request/reply* que as entidades trocam, e as requisições são atendidas de maneira justa, impedindo a situação de *deadlock* e *starvation*.

7.1 CONTRIBUIÇÕES

No desenvolvimento deste trabalho, diversos aspectos foram tratados na execução de composição de serviços de forma transacional, podendo-se mencionar as seguintes contribuições:

- realizar o gerenciamento transacional entre *workflows* oriundos de domínios distintos de maneira autônoma, sem a necessidade dos servidores envolvidos possuírem o conhecimento global das execuções;
- o critério de prioridade baseado no instante em que uma requisição é realizada e não no instante em que ela é recebida pelo serviço que possui o recurso. Esta política evita que haja situação de posse e espera entre requisições de *workflows* oriundos de domínios diferentes, mantendo a justiça no atendimento e impedindo situações de *deadlock*;
- a política em tratar as requisições baseada em listas, em especial a lista WL. Esta lista considera que uma requisição está temporariamente suspensa para alocar um recurso, e lhe atribui prioridade caso alguma alocação não seja realizada. Esta política proporciona uma execução justa,

evitando o procedimento de reenvio, a qual pode acarretar em execução injusta ou *starvation*.

7.2 TRABALHOS FUTUROS

A continuidade deste trabalho cria a oportunidade para o desenvolvimento de novos trabalhos. Diversas questões podem ser tratadas em trabalhos futuros. Seguem algumas destas questões:

- no gerenciamento transacional de *workflow*, um aspecto importante é a tolerância a falhas, que pode ser explorado através de mecanismos mais robustos para as aplicações que utilizam o ambiente;
- avaliar estratégias de regras de negócios as quais podem definir novas políticas de prioridades, podendo-se considerar situações de tempo limite para que requisições fiquem na lista WL, ou novos critérios para mover requisições entre as listas.

8 REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

ARMBRUST, M. et al. **Above the Clouds: A Berkeley View of Cloud Computing**. EECS Department, University of California, Berkeley. [S.l.], p. <http://www.eecs.berkeley.edu/Pubs/TechRpts/2009/EECS-2009-28.html>. 2009. (UCB/EECS-2009-28).

BERNSTEIN, A. J.; KIFER, M. **Databases and Transaction Processing: An Application-Oriented Approach**. Boston, MA, USA: Addison-Wesley, 2001.

COULOURIS, G. et al. **Distributed Systems: Concepts and Design**. 5. ed. [S.l.]: Addison-Wesley Publishing Company, 2011.

ELMAGARMID, A.; RUSINKIEWICZ, M.; SHETH, A. **Management of Heterogeneous and Autonomous Database Systems**. San Francisco: Morgan Kaufmann, 1999.

ELMASRI, R.; NAVATHE, S. **Sistemas de Banco de Dados**. 5. ed. [S.l.]: Pearson Addison Wesley, 2005.

ERL, T. **SOA - Princípios de Design de Serviços**. 1. ed. [S.l.]: Pearson/Prentice Hall, 2009.

FOSTER, I. et al. **The Physiology of the Grid: An Open Grid Services architecture for Distributed Systems Integration**, 2002.

FOSTER, I.; KESSELMAN, C. **The Grid: Blueprint for a New Computing Infrastructure**. San Francisco: Elsevier, 2004.

FREUND, T.; STOREY, T. **Transactions in the World of Web Services**. IBM Corporation. [S.l.]. 2002.

GARCIA-MOLINA, H.; SALEM, K. Sagas. **Proceedings of the 1987 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data**, San Francisco, California, USA, v. 16, p. 249-259, 1987.

GEORGAKOPOULOS, D.; HORNICK, M.; SHETH, A. An overview of workflow management: from process modeling to workflow automation infrastructure. **Distributed and Parallel Databases**, v. 3, n. 2, p. 119--153, 1995.

GOTTSCHALK, K. et al. Introduction to Web Services Architecture. **IBM Systems Journal**, 41, 2002. 170-177.

GREFFEN, P.; VONK, J. A Taxonomy of Transactional Workflow Support. **International Journal of Cooperative Information Systems**, 2006. 87-118.

JAX-WS 2.0. **Java API for XML-based web services**. Disponível em: <<https://jcp.org/en/jsr/detail?id=224>>. Acesso em: Novembro 2014.

LAMPORT, L. Time, clocks, and the ordering of events in a distributed system. **Communications of the ACM**, Julho 1978. 558-565.

LIMTHANMAPHON, B.; ZHANG, Y. Web Service Composition Transaction Management. **Proceedings of the 15th Australasian Database Conference**, Dunedin, New Zealand, 2004. 171--179.

MACIEL, L. A. H. D. S.; HIRATA, C. M. A timestamp-based two phase commit protocol for web services using rest architectural style. **Journal of Web Engineering**, v. 9, n. 3, p. 266--282, Setembro 2010.

OASIS. OASIS Web Services Business Process Execution Language. **World Wide Web Consortium W3C**, Abril 2007a. Disponível em: <<http://docs.oasis-open.org/wsbpel/2.0/wsbpel-v2.0.pdf>>. Acesso em: Julho 2013.

OASIS. OASIS Web Services Transaction (WS-TX) TC. **OASIS - Advancing Open Standards for the Information Society**, 2009b. Disponível em: <https://www.oasis-open.org/committees/tc_home.php?wg_abbrev=ws-tx>. Acesso em: Julho 2013.

OASIS. Web Services Atomic Transaction 1.1. **World Wide Web Consortium W3C**, 2009c. Disponível em: <<http://docs.oasis-open.org/ws-tx/wstx-wsat-1.1-spec-errata-os/wstx-wsat-1.1-spec-errata-os.html>>. Acesso em: Julho 2013.

OASIS. Web Services Business Activity 1.1. **World Wide Web Consortium W3C**, 2009d. Disponível em: <<http://docs.oasis-open.org/ws-tx/wstx-wsba-1.1-spec-os/wstx-wsba-1.1-spec-os.html>>. Acesso em: Julho 2013.

OASIS. Web Services Coordination (WS-Coordination) Version 1.2. **The World Wide Web Consortium - W3C**, 2009e. Disponível em: <<http://docs.oasis-open.org/ws-tx/wstx-wscoor-1.2-spec.html>>. Acesso em: Julho 2013.

OASIS. OASIS - Advancing open standards for the information society. **OASIS - Advancing open standards for the information society**, 2013. Disponível em: <<https://www.oasis-open.org/>>. Acesso em: Abril 2013.

OZSU, M. T.; VALDURIEZ, P. **Principles of Distributed Database Systems**. 2nd edition. ed. Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1999.

QI, Z. et al. Integrating X/Open DTP into Grid services for Grid transaction processing. **Proceedings. 10th IEEE International Workshop on Future Trends of Distributed Computing Systems. FTDCS 2004.**, 2004. 128-134.

SHENG, Q. et al. Web services composition: A decade's overview. **Information Sciences**, 280, 2014. 218 - 238.

TANENBAUM, A. S.; STEEN, M. V. **Sistemas Distribuídos - Principios e Paradigmas**. 2a. ed. São Paulo: Pearson Education, 2007.

TURKER, C. et al. **How can we support Grid Transactions? Towards Peer-to-Peer Transaction Processing**. Proceedings of the Second Conference on Innovative Data Systems Research (CIDR). [S.l.]: [s.n.]. 2005. p. 174-185.

W3C. World Wide Web Consortium. **World Wide Web Consortium**, 2013. Disponível em: <<http://www.w3.org/>>. Acesso em: Abril 2013.

WANG, T. et al. A Survey on the History of Transaction Management: From Flat to Grid Transactions. **Distributed Parallel Databases**, Hingham, MA, USA, v. 23, n. 3, p. 235--270, Junho 2008.

ZARRAS, ; ISSARNY, V. A Framework for Systematic Synthesis of Transactional Middleware. **Proceedings of the IFIP International Conference on Distributed Systems Platforms and Open Distributed Processing**, London, 1998. 257--272.

APÊNDICE A - CENÁRIO 1, LOG EM SUSE01

Log de execução em Suse01 para o teste da subseção 6.3.1.

```

BUILD SERVER SOCKET - on air ...
DATA SOURCE - jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
HANDLE DB: jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
DISPATCHER ON AIR in port 60600 ...

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
>>> local TS = 37 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:33 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
>>> local TS = 39 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:33      IP:192.168.56.103      TS:39
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:33 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> local TS = 39 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:35 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> local TS = 41 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:35 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> local TS = 41 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:37 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> local TS = 43 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:37 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> local TS = 43 <<<
>>> ACCOMPLISH ----- ts nao eh maior
+++ ACCOMPLISH REQUEST TS eh menor ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> ACCOMPLISH ----- existe TS maior ***** organizando os TS
>>> ACCOMPLISH ----- organizou TS

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> local TS = 43 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> ACCOMPLISH ----- IN WAIT --- aguarda disponibilidade --- ID:7 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 7 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:7 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 33 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:33 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 35 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:35 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> local TS = 43 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:7 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> local TS = 43 <<<
%% ACCOMPLISH COMMIT - ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> ----- IN_RESERVATION ----- confirma reserva OK --- ID:7 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
>>> local TS = 43 <<<
%% ACCOMPLISH COMMIT - ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38

```

```

>>> ----- IN_RESERVATION ----- confirma reserva OK --- ID:33 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
    >>> local TS = 43 <<<
@@@ ACCOMPLISH ROLLBACK - ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> ACCOMPLISH ROLLBACK - IN_RESERVATION - operacao OK --- ID:35 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 37 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:37 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
    >>> local TS = 43 <<<
@@@ ACCOMPLISH ROLLBACK - ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> ACCOMPLISH ROLLBACK - IN_RESERVATION - operacao OK --- ID:37 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 39 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:39 IP:192.168.56.103

```

APÊNDICE B - CENÁRIO 1, LOG EM SUSE02

Log de execução em Suse01 para o teste da subseção 6.3.1.

```

BUILD SERVER SOCKET - on air ...
DATA SOURCE - jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
HANDLE DB: jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
DISPATCHER ON AIR in port 60600 ...

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
>>> local TS = 37 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:33 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
>>> local TS = 39 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:33 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> local TS = 39 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:35 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> local TS = 41 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:35 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> local TS = 41 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:37 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> local TS = 43 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:37 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> local TS = 43 <<<
>>> ACCOMPLISH ----- ts nao eh maior
+++ ACCOMPLISH REQUEST TS eh menor ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> ACCOMPLISH ----- existe TS maior ***** organizando os TS
>>> ACCOMPLISH ----- organizou TS

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> local TS = 43 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> ACCOMPLISH ----- IN_WAIT --- aguarda disponibilidade --- ID:7 IP:192.168.56.104

### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 7 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:7 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 33 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:33 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 35 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:35 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> local TS = 43 <<<
%% ACCOMPLISH COMMIT - ID:7       IP:192.168.56.104      TS:36
>>> ----- IN_RESERVATION ----- confirma reserva OK --- ID:7 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
>>> local TS = 43 <<<
%% ACCOMPLISH COMMIT - ID:33      IP:192.168.56.103      TS:38
>>> ----- IN_RESERVATION ----- confirma reserva OK --- ID:33 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> local TS = 43 <<<

```

```
@@@ ACCOMPLISH ROLLBACK - ID:35      IP:192.168.56.103      TS:40
>>> ACCOMPLISH ROLLBACK - IN_RESERVATION - operacao OK --- ID:35 IP:192.168.56.103

### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 37 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:37 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> local TS = 43 <<<
@@@ ACCOMPLISH ROLLBACK - ID:37      IP:192.168.56.103      TS:42
>>> ACCOMPLISH ROLLBACK - IN_RESERVATION - operacao OK --- ID:37 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 39 IP:192.168.56.103

### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:39 IP:192.168.56.103
```

APÊNDICE C - CENÁRIO 2, LOG EM SUSE01 PARA COMMIT DE SUSE04

Log de execução em Suse01 para o teste da subseção 6.3.2, onde Suse04 confirma reservas.

```
BUILD SERVER SOCKET - on air ...
DATA SOURCE - jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
DATA SOURCE - apos os atributos
HANDLE DB: jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
DISPATCHER ON AIR in port 60600 ...

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
>>> local TS = 79 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:69 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
>>> local TS = 81 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:69 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> local TS = 81 <<<
>>> ACCOMPLISH ----- ts nao eh maior
+++ ACCOMPLISH REQUEST TS eh menor ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> ACCOMPLISH ----- exite TS maior ***** organizando os TS
>>> ACCOMPLISH ----- organizou TS
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 13 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:13 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> local TS = 81 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:13 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> local TS = 81 <<<
%% ACCOMPLISH COMMIT - ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> ----- IN_RESERVATION ----- confirma reserva OK --- ID:13 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 69 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - SERA NEGADO ... ID:69 IP:192.168.56.103
```

APÊNDICE D - CENÁRIO 2, LOG EM SUSE02 PARA COMMIT DE SUSE04

Log de execução em Suse02 para o teste da subseção 6.3.2, onde Suse04 confirma reservas.

```
BUILD SERVER SOCKET - on air ...
DATA SOURCE - jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
DATA SOURCE - apos os atributos
HANDLE DB: jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
DISPATCHER ON AIR in port 60600 ...

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> local TS = 79 <<<
>>> ACCOMPLISH ----- ts nao eh maior
+++ ACCOMPLISH REQUEST TS eh menor ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> ACCOMPLISH -- ID:13 IP:192.168.56.104 na lista de ARRIVAL --> true
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:13 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> local TS = 79 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:13 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
>>> local TS = 79 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
### THREAD ASSISTANT acordou

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
>>> local TS = 81 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
>>> ACCOMPLISH ----- IN_ARRIVAL --- aguarda atendimento --- ID:69 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT acordou

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> local TS = 81 <<<
%% ACCOMPLISH COMMIT - ID:13      IP:192.168.56.104      TS:74
>>> ----- IN_RESERVATION ----- confirma reserva OK --- ID:13 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - recurso NEGADO ... ID:69 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
>>> local TS = 81 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:69      IP:192.168.56.103      TS:80
>>> ACCOMPLISH ----- DECLINED --- negado --- ID:69 IP:192.168.56.103
```

APÊNDICE E - CENÁRIO 2, LOG EM SUSE01 PARA ROLLBACK DE SUSE04

Log de execução em Suse01 para o teste da subseção 6.3.2, onde Suse04 desfaz reservas.

```
BUILD SERVER SOCKET - on air ...
DATA SOURCE - jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
HANDLE DB: jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
DISPATCHER ON AIR in port 60600 ...

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> local TS = 83 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
### THREAD ASSISTANT acordou

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> local TS = 91 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> ACCOMPLISH ----- IN_ARRIVAL --- aguarda atendimento --- ID:83 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:83 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> local TS = 91 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:83 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> local TS = 91 <<<
>>> ACCOMPLISH ----- ts nao eh maior
+++ ACCOMPLISH REQUEST TS eh menor ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> ACCOMPLISH ----- existe TS maior ***** organizando os TS
>>> ACCOMPLISH ----- organizou TS
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 15 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:15 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> local TS = 91 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:15 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> local TS = 91 <<<
@@@ ACCOMPLISH ROLLBACK - ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> ACCOMPLISH ROLLBACK - IN_RESERVATION - operacao OK --- ID:15 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - PRIMEIRO wait: 83 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT - VAI PARA RESERVA ... ID:83 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> local TS = 91 <<<
%% ACCOMPLISH COMMIT - ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> ----- IN_RESERVATION ----- confirma reserva OK --- ID:83 IP:192.168.56.103
```


APÊNDICE F - CENÁRIO 2, LOG EM SUSE02 PARA ROLLBACK DE SUSE04

Log de execução em Suse02 para o teste da subseção 6.3.2, onde Suse04 desfaz reservas.

```
BUILD SERVER SOCKET - on air ...
DATA SOURCE - jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
HANDLE DB: jdbc:mysql://localhost:3306/phd_test
DISPATCHER ON AIR in port 60600 ...

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> local TS = 83 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
### THREAD ASSISTANT acordou

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> local TS = 85 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> ACCOMPLISH ----- IN_ARRIVAL --- aguarda atendimento --- ID:15 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:15 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> local TS = 85 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:15 IP:192.168.56.104

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> local TS = 85 <<<
+++ ACCOMPLISH REQUEST foi para ARRIVAL ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
### THREAD ASSISTANT acordou

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> local TS = 91 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> ACCOMPLISH ----- IN_ARRIVAL --- aguarda atendimento --- ID:83 IP:192.168.56.103
### THREAD ASSISTANT acordou

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> local TS = 91 <<<
@@@ ACCOMPLISH ROLLBACK - ID:15      IP:192.168.56.104      TS:84
>>> ACCOMPLISH ROLLBACK - IN_RESERVATION - operacao OK --- ID:15 IP:192.168.56.104
### THREAD ASSISTANT acordou
### THREAD ASSISTANT - vai para RESERVATION ... ID:83 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> local TS = 91 <<<
=== ACCOMPLISH REQUEST STEP 2 - ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> ACCOMPLISH ----- IN_RESERVATION --- reserva OK -- ID:83 IP:192.168.56.103

/// ACCOMPLISH recebeu requisicao ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> local TS = 91 <<<
%% ACCOMPLISH COMMIT - ID:83      IP:192.168.56.103      TS:90
>>> ----- IN_RESERVATION ----- confirma reserva OK --- ID:83 IP:192.168.56.103
```