



**UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM
ENGENHARIA DE PRODUÇÃO**

**UM MODELO DINÂMICO DE PROGRAMAÇÃO DA FROTA
E CONDUTORES APLICADO AO TRANSPORTE
RODOVIÁRIO REGIONAL DE PASSAGEIROS**

TESE SUBMETIDA À UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA PARA
OBTENÇÃO DO TÍTULO DE DOUTORA EM ENGENHARIA DE PRODUÇÃO

ELAINE CORRÊA PEREIRA

FLORIANÓPOLIS (SC) - BRASIL, 2005.

TERMO DE APROVAÇÃO

UM MODELO DINÂMICO DE PROGRAMAÇÃO DA FROTA E
CONDUTORES APLICADO AO TRANSPORTE RODOVIÁRIO REGIONAL
DE PASSAGEIROS

Tese de doutorado defendida em 6 de abril de 2005.

ELAINE CORRÊA PEREIRA

BANCA EXAMINADORA

Prof. Sérgio Fernando Mayerle, Dr.
Orientador

Prof. Newton Carneiro Affonso da Costa Junior, Dr.
Moderador – UFSC/SC

Prof. Celso Carnieri, Dr.
Examinador Externo – UFPR/PR

Prof. Ademir Aparecido Constantino, Dr.
Examinador Externo – UEM/PR

Prof. Antônio Sérgio Coelho, Dr.
Examinador – UFSC/SC

Prof. João Neiva de Figueiredo, Ph.D.
Examinador – UFSC/SC

Prof. Edson Pacheco Paladini
Coordenador

DEDICATÓRIA

Toda caminhada começa com um primeiro passo...

Aos que incentivaram o início da trajetória.

Aos que apoiaram durante a jornada.

Aos que aplaudiram a chegada.

E, em especial, aos meus filhos *Vivian* e *Cristian* e à
minha mãe, *Maria de Lourdes*.

AGRADECIMENTOS

A *Deus*, pela vida e presença espiritual de valor inestimável, em todos meus caminhos.

Ao *Prof. Dr. Sérgio Fernando Mayerle*, por sua paciência e dedicação em mostrar os rumos certos, e por seus ensinamentos indispensáveis para a elaboração deste trabalho.

Aos *professores* do Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção, pelos ensinamentos recebidos.

Às colegas do Curso, *Catia Maria dos Santos Machado* e *Junelene Costódio*, pela amizade e todos os momentos compartilhados, plenos de aprendizagem e expectativa de parcerias futuras.

Aos *professores* da Banca Examinadora, pelas sugestões apresentadas.

Ao *Colegiado* do Departamento de Matemática da Fundação Universidade Federal do Rio Grande (FURG) pela suspensão total de minhas atividades.

A *CAPES*, bolsa PICDT, pelo apoio financeiro.

À minha mãe, *Maria de Lourdes*, exemplo de simplicidade: um muito obrigado seria muito pouco pelo apoio dado a mim e à dedicação aos meus filhos durante o desenvolvimento deste trabalho.

Aos meus filhos *Vivian* e *Cristian*, pelo carinho, apoio e compreensão.

Agradeço, ainda, às *muitas pessoas* que não têm seus nomes citados, mas que construíram relações em pequenos e grandes momentos de troca e contribuíram para que a passagem pelo doutorado fosse mais leve e rica, tornando-se plena de significados não menos importantes do que os mencionados acima.

RESUMO

Este trabalho tem foco no plano de operação de empresas de transporte rodoviário regional de passageiros, visando à alocação da frota e dos condutores. Tem por objetivo desenvolver um modelo dinâmico, que permita corrigir os desvios ocorridos durante a execução do plano ao longo do horizonte de planejamento em tempo computacional razoável. Ambos os modelos, o de programação da frota e o de condutores, se resolvem através de um processo seqüencial de aplicação do algoritmo húngaro, e os resultados obtidos são comparados com limites inferiores, calculados pela relaxação de algumas restrições do problema. O modelo desenvolvido foi aplicado aos dados de uma empresa que atua nos estados de Santa Catarina e Rio Grande do Sul e os resultados obtidos são analisados.

Palavras-chaves: programação de veículos; programação de condutores; transporte rodoviário regional de passageiros; otimização combinatorial; alocação heurística.

ABSTRACT

This dissertation focuses on the operational scheduling plan - fleet and crew allocation - for regional road passenger transportation organizations (i.e., regional bus companies). A dynamic model for the optimization of crew and fleet scheduling that permits the correction of deviations within the planning time horizon with efficient computer speed was developed. Both optimization components of the model (for fleet and crew scheduling) were solved through sequential processes using the hungarian algorithm. Results were compared with lower bounds calculated through the relaxation of selected restrictions. The model was applied to the data of a transportation company operating in the two southernmost states of Brazil, Santa Catarina and Rio Grande do Sul, and the results were analyzed.

Keywords: vehicle scheduling; crew scheduling; regional passenger transportation; combinatorial optimization; heuristic assignment.

LISTA DE FIGURAS

Figura 2.1 – Roteamento de Veículos	27
Figura 2.2 – Esquema de alocação de 10 viagens a uma frota de 4 veículos	29
Figura 2.3 – Classificação dos problemas de otimização combinatorial com ênfase no aspecto acadêmico	30
Figura 2.4 – Classificação alternativa dos problemas de otimização combinatorial acadêmico ..	31
Figura 2.5 – Alocação de Veículos sem restrições no comprimento da seqüência de viagens	33
Figura 2.6 – Alocação de Veículos com 2 tipos de veículos	34
Figura 2.7 – Alocação de Veículos com 2 garagens	35
Figura 2.8 – Soluções para o VSPLPR com e sem a restrição (2.2 d)	38
Figura 2.9 – Trocas heurísticas de viagens	40
Figura 3.1 – Histograma que representa a demanda para trabalhadores em locais fixos	49
Figura 3.2 – Alocação de veículo e condutor aplicado ao transporte rodoviário urbano de passageiros	50
Figura 3.3 – Estrutura hierárquica entre etapas, jornadas e rotações	52

Figura 3.4 – Formação de níveis de vértices	61
Figura 4.1 – Camadas e possíveis seqüências de viagens	71
Figura 4.2 – Esquema de movimentos de veículos vazios e tempos de permanência em garagens ou terminais	73
Figura 4.3 – Seqüência de viagens de um condutor com possibilidade de acréscimo de uma viagem	78
Figura 4.4 – Viagens alocadas a um condutor t , considerando dois dias consecutivos e obedecendo folga diária ou folga semanal, conforme o caso	80
Figura 4.5 – Alocação de frota homogênea	84
Figura 4.6 – Histograma de viagens da rotina de um dia de trabalho	86
Figura 5.1 – Rede rodoviária correspondente à região de atuação da empresa. As linhas em destaque representam as vias que poderão efetivamente ser utilizadas no deslocamento de veículos vazios	91
Figura 5.2 – Histograma de viagens do período I	98
Figura 5.3 – Histograma dos movimentos de veículos vazios do período I	99
Figura 5.4 – Histograma de viagens	100
Figura 5.5 – Histograma de viagens de duas semanas	101
Figura 5.6 – Histograma de viagens de uma semana com feriado	101
Figura 5.7 – Histograma de Viagens – situação 1	113
Figura 5.8 – Histograma de Viagens – situação 2	113

LISTA DE TABELA

Tabela 1.1 – Movimento total de passageiros do sistema interestadual e internacional de transporte rodoviário coletivo, por tipo de serviço – 2000	16
Tabela 1.2 – Evolução do movimento total de passageiros do sistema interestadual e internacional de transporte rodoviário coletivo – 1997, 1998, 1999 e 2000	17
Tabela 1.3 – Resumo geral dos dados operacionais do sistema interestadual e internacional de transporte rodoviário coletivo de passageiros – 2000	17
Tabela 1.4 – Evolução do movimento de passageiros em linhas inter-regionais e regionais - 1997, 1998, 1999 e 2000	17
Tabela 3.1 – Diferenças entre transporte rodoviário urbano e regional de passageiros	68
Tabela 5.1 – Representação dos terminais	92
Tabela 5.2 – Plano Operacional da Empresa em relação ao período anual	93
Tabela 5.3 – Plano Operacional da Empresa em relação ao período especial	93
Tabela 5.4 – Resumo das alocações realizadas aos veículos com a implementação do algoritmo de alocação da frota homogênea para uma semana sem feriado	103

Tabela 5.5 – Resumo das alocações realizadas aos veículos convencionais com a implementação do algoritmo de alocação da frota heterogênea para uma semana sem feriado	104
Tabela 5.6 – Resumo das alocações realizadas aos veículos leitos e executivos com a implementação do algoritmo de alocação da frota heterogênea para uma semana sem feriado	104
Tabela 5.7 – Resumo das alocações realizadas aos veículos com a implementação do algoritmo de alocação da frota homogênea para uma semana com feriado	106
Tabela 5.8 – Resumo das alocações realizadas aos veículos convencionais com a implementação do algoritmo de alocação da frota heterogênea para uma semana com feriado	107
Tabela 5.9 – Número de Veículos alocados, totalização dos tempos nos deslocamentos produtivos, improdutivo e tempos ociosos obtidos da solução dos Algoritmos de Alocação da Frota Homogênea e Heterogênea	108
Tabela 5.10 – Programação de Condutores de uma semana sem feriado	110
Tabela 5.11 – Resultados do modelo de alocação de trabalhadores em locais fixos, obtidos com o “ <i>solver XPress-MP</i> ” do GAMS ¹ , para a semana sem feriado	110
Tabela 5.12 – Programação de Condutores de uma semana com feriado	111
Tabela 5.13 – Resultados do modelo de alocação de trabalhadores em locais fixos, obtidos com o “ <i>solver XPress-MP</i> ” do GAMS, para a semana com feriado	112
Tabela 5.14 – Comparação da Proposta de Programação de Condutores e os respectivos Limites Inferiores	114

¹ “*General Algebraic Modeling System*” (<http://www.neos.mcs.anl.gov/neos>).

SUMÁRIO

RESUMO	v
ABSTRACT	vi
LISTA DE FIGURAS	vii
LISTA DE TABELAS	ix
CAPÍTULO I	14
1. INTRODUÇÃO	14
1.1 Considerações Iniciais	14
1.2 Características do Problema	19
1.3 Objetivos do Trabalho	21
1.4 Importância do Trabalho	22
1.5 Limitações do Trabalho	24
1.6 Organização do Trabalho	24
CAPÍTULO II	26
2. REVISÃO BIBLIOGRÁFICA SOBRE PROGRAMAÇÃO DA FROTA	26
2.1. Introdução	26
2.2 O Problema de Alocação de Frota (VSP)	28
2.3 Classificação do Problema de Alocação de Frota	29
2.3.1 Problemas de Alocação de Veículos com única garagem (VSP – “ <i>vehicle scheduling problem</i> ”)	32
2.3.2 Problemas de Alocação de Veículos com restrições no comprimento da seqüência de viagens (VSPLPR – “ <i>vehicle scheduling problem with length of path restrictions</i> ”)	32
2.3.3 Problemas de Alocação de Veículos com múltiplos tipos de veículos (VSPMVT – “ <i>vehicle scheduling problem with multiple vehicle types</i> ”)	33
2.3.4 Problemas de Alocação de Veículos com múltiplas garagens (VSPMD – “ <i>vehicle scheduling problem with multiple depots</i> ”)	34
2.4 Formulação Matemática para os problemas de Alocação de Frota	35
2.5 Técnicas de Solução	40
2.5.1 Trocas Heurísticas	40
2.5.2 Programação Concorrente	41

2.5.3 Aproximação de Duas Fases	42
2.6 Revisão Histórica do Problema e Aplicações	43
2.7 Considerações	46
CAPÍTULO III	48
3. REVISÃO BIBLIOGRÁFICA SOBRE PROGRAMAÇÃO DE CONDUTORES	48
3.1 Problema de Alocação de Condutores (CSP)	48
3.2 Problema de Alocação de Trabalhadores em Local Fixo	48
3.3 Problema de Alocação de Condutores em Transporte Urbano	49
3.4 Problema de Alocação de Tripulação em Transporte Aéreo	51
3.5 Problema de Escala de Trabalho	52
3.5.1 Escala Cíclica	54
3.5.2 Escala Individualizada	55
3.6 Formulação Matemática para os Problemas de Geração de Escalas	56
3.6.1 Formulação para Trabalhadores em Local Fixo	56
3.6.2 Formulação Teórica para o Problema de Alocação de Condutores	56
3.6.3 Formulação Baseada em Cobertura e Partição de Conjuntos para o problema de Alocação de Condutores	58
3.7 Algoritmos e Sistemas usados na resolução do Problema de Alocação de Condutores	60
3.7.1 Método Heurístico para VSP e CSP Integrado baseados em Emparelhamento	60
3.7.2 Aproximação <i>Run Cutting</i>	62
3.7.3 Sistema HASTUS	62
3.7.4 Sistema BUSMAN	63
3.7.5 Sistema GIST	64
3.8 Trabalhos Relevantes aplicados à Programação de Condutores	65
3.9 Considerações	67
CAPÍTULO IV	69
4. MODELO PROPOSTO	69
4.1 Considerações Iniciais	69
4.2 Programação da Frota	70
4.2.1 Modelo de Alocação da Frota	70
4.2.2 Algoritmo de Alocação da Frota	74
4.3 Programação de Condutores	76
4.3.1 Modelo de Alocação de Condutores	76
4.3.2 Algoritmo de Alocação de Condutores	81
4.4 Cálculo de limites inferiores	82
4.4.1 Modelo para o cálculo de um limite inferior para o Problema de Alocação da Frota	83
4.4.2. Algoritmo para solução do Modelo de Alocação de Frota Homogênea .	85
4.4.3 Modelo para o cálculo de um limite inferior para o Problema de Alocação de Condutores	85
4.5 Considerações Finais	89

CAPÍTULO V	90
5. ANÁLISE DOS RESULTADOS	90
5.1 Dados para Realização do Estudo de Caso	90
5.1.1 Rede Rodoviária	90
5.1.2 Quadro de Horários	92
5.1.3 Frota Disponível	94
5.1.4 Pessoal e Condições de Trabalho	94
5.2 Considerações para Implementação do Algoritmo Proposto	96
5.3 Resultados obtidos para a Programação da Frota	98
5.4 Resultados obtidos para a Programação de Condutores	109
CAPÍTULO VI	115
6. CONCLUSÕES E RECOMENDAÇÕES	115
6.1 Conclusões	115
6.2 Recomendações para Trabalhos Futuros	117
BIBLIOGRAFIA	118
APÊNDICES	128
Apêndice A: Glossário de Termos e Siglas	129
Apêndice B: Modelo do Diagrama Entidade Relacionamento	134
ANEXOS	135
Anexo 1: Relação de Dados	136
Anexo 2: Problemas de Otimização e Algoritmos	156

CAPÍTULO I

1. INTRODUÇÃO

1.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS

O desenvolvimento econômico-social de um país depende, entre outros fatores, de um sistema de transporte desenvolvido que propicie a integração de suas regiões, a expansão e melhoria do sistema de produção, favorecendo deste modo o seu crescimento.

Segundo dados da ABRATI², cerca de 95% do fluxo de passageiros³ nas ligações intermunicipais e interestaduais se fazem através de ônibus⁴. Uma frota de aproximadamente 200 mil veículos sobrepõe-se à precariedade do transporte ferroviário no Brasil e ao elevado custo do transporte aéreo. Os sistemas interestadual e internacional de transporte rodoviário de passageiros⁵ contam com mais de 1000 pontos de paradas e apoio e mais de 600 terminais rodoviários.

No âmbito nacional, estima-se que 96,2% dos passageiros por quilômetro se processam em rodovias, 1,81% em ferrovias e metrô e o restante por hidrovias e meios aéreos.

O transporte de passageiros no Brasil está sob o comando público, realizado através de concorrências para a exploração de cada linha⁶, e sob o comando de empresas estatais,

² Associação Brasileira de Transportes Intermunicipais, Interestaduais e Internacionais de Passageiros (www.abrati.org.br).

³ Pessoas transportadas por um veículo e que não façam parte da tripulação.

⁴ Veículo automotor de transporte coletivo, com capacidade para mais de vinte passageiros, ainda que, em virtude de adaptações com vistas à maior comodidade destes, transporte número menor.

⁵ Sistema de Transporte Rodoviário Interestadual e Internacional de Passageiros é o conjunto representado pelas transportadoras, instalações e serviços pertinentes ao transporte rodoviário interestadual e internacional coletivo de passageiros.

⁶ Serviço de transporte coletivo de passageiros executando-se em uma ligação de dois pontos terminais, nela incluídos os seccionamentos e as alterações operacionais efetivadas, abertos ao público em geral, de natureza regular e permanente, com itinerário definido no ato de sua outorga.

responsáveis pelo transporte urbano, em acelerado processo de privatização por parte dos governos.

Para efeito de regulamentação e fiscalização, o transporte de passageiros divide-se em três esferas de governo:

- As prefeituras municipais cuidam do transporte urbano em suas cidades, sendo subordinadas aos governos estaduais através dos DERs⁷, ou a algum órgão a eles vinculados.
- Os governos estaduais têm o controle das linhas intermunicipais dentro de cada estado e também devem obediência aos DERs.
- ANTT⁸ (criada pela lei 10.233/2001) tem a incumbência de controlar, acompanhar e fiscalizar o cumprimento das autorizações e das permissões para a prestação de serviços do transporte rodoviário interestadual e internacional de passageiros, zelando para que sejam exercidas de forma adequada, em condições de regularidade, eficiência, segurança, atualidade, generalidade, cortesia e modicidade nas tarifas.

Para atender às funções da ANTT, com relação ao transporte rodoviário interestadual e internacional de passageiros, a Superintendência está dividida em três gerências com atribuições específicas:

- GETAU⁹: Analisa e propõe autorização para o transporte rodoviário de passageiro sob regime de fretamento contínuo, eventual ou turístico.
- GERPA¹⁰: Analisa e regula a prestação de serviços de transporte rodoviário regular de passageiros.
- GECOP¹¹: Acompanha e fiscaliza a prestação de serviços permitidos e autorizados.

O transporte de passageiros depende do governo para a seleção de empresas permissionárias¹², para a manutenção de estradas e para a fixação de tarifas, não recebendo nenhum tipo de subsídio federal.

⁷ Departamento Estadual de Estrada de Rodagem.

⁸ Associação Nacional de Transporte Terrestre.

⁹ Gerência de Transporte Autorizado.

¹⁰ Gerência de Regulação do Transporte Permissionado de Passageiros.

¹¹ Gerência de Supervisão e Controle do Transporte de Passageiros.

¹² Empresas de transporte registrada na ABRATI.

Para se chegar ao nível atual de qualidade do transporte de passageiros, coube ao Governo sancionar a regulamentação do sistema, através de licitações públicas, criando condições para a melhoria da prestação de serviços.

O Transporte Intermunicipal de Passageiros¹³ no estado de Santa Catarina, quanto ao seu aspecto técnico-operacional, passou por diversas fases. Em contraste com a evolução dinâmica das técnicas de fabricação dos veículos, desde as jardineiras até os modernos ônibus, o lado normativo do sistema caminhou lentamente, estrangulando-se num determinado ponto em que foi necessária a sua rápida reformulação para alcançar o nível dos serviços executados. O DETER¹⁴, autarquia vinculada à SEINFRA¹⁵, gerencia um sistema que transporta, anualmente, mais de 85 milhões de passageiros, através de 67 transportadoras que operam suas atividades mediante a concessão de 961 linhas regulares de Transporte Intermunicipal de Passageiros. Atualmente são 1023 transportadoras devidamente registradas, sendo que destas, 67 operam mediante a concessão de linhas e serviços regulares, enquanto que as demais exercem serviços de fretamentos e viagens especiais, cuja frota atinge um total de 4.997 ônibus cadastrados.

Através de técnicos da Secretaria de Transportes e com informações de empresas permissionárias, elaborou-se um anuário, contendo dados sobre movimento de passageiros e sua evolução ocorrida nos serviços de transporte rodoviário interestadual e internacional coletivo de passageiros, relativos ao ano de 2000, incluindo-se séries dos anos 1997, 1998 e 1999, os quais se encontram representados pelas tabelas 1.1, 1.2, 1.3 e 1.4.

Tabela 1.1 - Movimento total de passageiros do sistema interestadual e internacional de transporte rodoviário coletivo, por tipo de serviço – 2000

SERVIÇO	PASSAGEIROS	PASSAGEIROS-KM TRANSPORTADOS	VIAGENS REALIZADAS	QUILOMETRAGEM PERCORRIDA
Convencional com Sanitário	41.707.813	20.349.648.050	1.322.332	945.229.417
Convencional sem Sanitário	21.624.213	1.810.946.419	729.379	100.672.595
Leito com Ar Condicionado	603.387	477.714.780	29.046	24.628.343
Leito sem Ar Condicionado	637.890	392.643.944	36.374	27.844.190
Executivo	6.869.310	4.749.288.740	245.373	204.790.268
Semi-Urbano	60.840.842	2.890.942.810	1.950.212	87.393.067
Misto	268.045	141.569.282	11.030	5.817.580
Total	132.551.500	30.812.754.024	4.323.746	1.396.375.460

FONTE : www.abrati.org.br

¹³ Serviço de Transporte Rodoviário Intermunicipal de Passageiros é o serviço que transpõe os limites dos municípios.

¹⁴ Departamento de Transportes e Terminais.

¹⁵ Secretaria de Estado da Infra-Estrutura.

Tabela 1.2 - Evolução do movimento total de passageiros do sistema interestadual e internacional de transporte rodoviário coletivo – 1997, 1998, 1999 e 2000

Ano	EVOLUÇÃO DO MOVIMENTO TOTAL			
	Passageiros	Passageiros-km transportados	Viagens realizadas	Quilometragem percorrida
1997	118.292.304	31.353.442.632	3.609.417	1.335.157.572
1998	121.087.279	29.767.492.478	3.911.310	1.350.023.711
1999	126.044.654	31.371.240.900	4.168.291	1.475.926.277
2000	132.551.500	30.812.754.024	4.323.746	1.396.375.460

FONTE : www.abrati.org.br

Tabela 1.3 - Resumo geral dos dados operacionais do sistema interestadual e internacional de transporte rodoviário coletivo de passageiros - 2000

MOVIMENTO TOTAL	
Quantidade de empresas permissionárias	190
Quantidade de veículos	12.844
Quantidade de motoristas	21.419
Quantidade de serviços (linhas, serviços Complementares e diferenciados)	2.411
Passageiros transportados	132.551.500
Passageiros-km transportados	30.812.754.024
Viagens realizadas	4.323.746
Quilometragem percorrida	1.396.375.460

FONTE : www.abrati.org.br

Tabela 1.4 - Evolução do movimento de passageiros em linhas inter-regionais e regionais - 1997, 1998, 1999 e 2000

Inter Regional	PASSAGEIROS TRANSPORTADOS				PASSAGEIROS-KM TRANSPORTADOS			
	1997	1998	1999	2000	1997	1998	1999	2000
CENTRO-OESTE/ NORDESTE	573.716	538.826	599.357	390.208	777.744.070	694.573.774	713.547.134	432.937.171
CENTRO-OESTE/ NORTE	744.656	609.772	617.182	363.148	670.547.539	546.774.359	486.494.004	341.242.449
CENTRO-OESTE/SUDESTE	5.371.637	5.099.752	5.128.584	5.068.172	2.752.395.581	2.556.185.958	2.796.412.460	2.788.730.068
CENTRO-OESTE/ SUL	476.442	511.439	627.239	610.518	401.731.414	385.589.997	549.303.778	505.686.190
NORDESTE/ NORTE	556.904	510.842	471.734	317.086	382.986.421	348.536.639	373.404.648	290.927.156
NORDESTE/ SUDESTE	4.774.900	4.383.989	4.656.915	4.521.249	8.880.329.772	7.820.134.278	7.697.475.414	7.099.959.842
NORDESTE/ SUL	76.723	73.164	35.318	38.233	219.307.205	207.060.534	95.681.190	103.558.753
NORTE/ SUDESTE	153.760	140.150	196.584	225.579	459.978.677	421.258.431	539.998.298	587.210.054
NORTE/ SUL	55.595	24.310	24.529	37.086	150.560.593	63.912.818	65.672.289	97.634.611
SUDESTE/ SUL	6.215.721	5.626.148	5.980.967	6.168.436	3.102.267.862	2.806.099.019	3.067.361.596	3.162.829.518
Regional	Passageiros Transportados				Passageiros-km Transportados			
	1997	1998	1999	2000	1997	1998	1999	2000
CENTRO-OESTE	38.966.503	44.653.642	46.052.257	52.199.228	2.771.815.787	3.055.760.671	3.426.107.282	3.768.171.014
NORDESTE	7.024.155	6.876.821	8.305.823	7.722.399	1.248.346.004	1.277.194.177	1.985.844.309	1.832.534.104
NORTE	482.397	444.690	426.750	288.194	125.315.995	115.585.127	122.723.005	95.977.216
SUDESTE	31.663.032	32.221.052	30.734.983	31.496.465	7.052.894.651	7.299.557.631	7.044.111.054	6.991.346.096
SUL	12.155.666	10.889.244	11.778.827	12.913.773	1.873.327.016	1.694.783.657	1.744.532.957	1.914.834.601

FONTE: www.abrati.org.br

Considerando-se pesquisa feita pela CNT¹⁶ entre os usuários de transporte intermunicipal e interestadual na escolha do modal para realizarem suas viagens, são indicadores de eficiência em ordem de preferência:

- Preço da Passagem;
- Tempo de Viagem;
- Viagens Diretas;
- Atendimento;
- Flexibilidade;
- Conforto;
- Segurança.

Observa-se que os usuários de qualquer modal conhecem perfeitamente as ofertas dos outros modais, o que os leva, porém, a tomar uma decisão é a vantagem em relação ao serviço escolhido; o preço da passagem é o fator prioritário.

As tarifas intermunicipais e interestaduais sofrem constantes índices de reajustes e a demanda de passageiros pagantes vem apresentando queda devido à substituição desse passageiro pelo gratuito (aumento na proporção de idosos), onde há ocupação do espaço ofertado sem retorno monetário; esses fatores impossibilitam a manutenção dos preços das passagens pelas empresas de transporte.

Conforme tabela 1.2, nota-se uma redução do número de passageiros por quilômetro, o que se deve à concorrência do transporte clandestino, que se apresenta como um fator de degradação do transporte regular e com caráter de duplicidade, pois, ao mesmo tempo em que apresenta maior atratividade devido aos menores preços de passagens e horários não rígidos, oferece pouca segurança, o que é pouco considerado pelos usuários conforme apontam seus indicadores de eficiência, que colocam este item na última posição.

Baseando-se nas considerações feitas até o momento, pode-se apontar as causas da perda da demanda pagante no transporte rodoviário regional de passageiros como: as variações na situação econômica da população, introdução da gratuidade e transporte clandestino.

Assim, é importante ter-se uma visão ampla do sistema de transporte rodoviário de passageiros, suas necessidades e suas deficiências, para o desenvolvimento de estratégias e elaboração de planejamento os quais possibilitem a tomada de decisões no setor, tanto em nível governamental como em nível empresarial.

¹⁶ Confederação Nacional de Transportes (www.cnt.org.br).

Sabe-se que a competitividade cresce no setor empresarial, fazendo com que as empresas de transporte rodoviário regional de passageiros busquem soluções para atrair uma fatia maior do mercado¹⁷, sem perder a qualidade dos serviços prestados, aumentando linhas e horários e reduzindo os custos.

Dentro deste contexto, há necessidade de planejamento eficiente, considerando-se três variáveis do problema que são: viagens, veículos¹⁸ e condutores¹⁹. Esta não é uma tarefa fácil, devido ao grande número de combinações possíveis; torna-se impossível à execução da mesma, manualmente ou mesmo computacionalmente, se estas combinações forem exploradas exaustivamente. Assim, faz-se necessário o uso de modelos computacionais eficientes como forma de solucionar este problema.

Para se enquadrar o problema a ser estudado neste trabalho, será feita a caracterização do mesmo.

1.2 CARACTERÍSTICAS DO PROBLEMA

As características principais do problema a ser abordado neste trabalho são dadas a seguir:

- i) A rede viária do problema é representada por um grafo, onde o conjunto de nós é formado pelos locais de referência²⁰, e o conjunto de arcos é formado pelas vias não direcionadas.
- ii) Os tempos de deslocamentos nos arcos correspondem aos deslocamentos produtivos (movimentos de veículos com demanda) e aos deslocamentos improdutivos, estes últimos, referentes a movimentos de veículos vazios.
- iii) O quadro de horário a ser cumprido possui horários e locais de saída e horários e locais de chegada das viagens.
- iv) A frota é constituída por um conjunto de veículos classificados de acordo com suas características de operação, conforto e comodidade.

¹⁷ Núcleo da população, local ou regional, onde há potencial de passageiros, capaz de gerar demanda suficiente para exploração econômica de uma linha.

¹⁸ Ônibus convencionais, executivos ou leitos.

¹⁹ Pessoas que têm a função de motoristas.

²⁰ Locais de referência são locais de início e fim das viagens (terminais, garagens, troca de condutores, etc.) e pontos auxiliares.

- v) O quadro de condutores é formado por um conjunto de motoristas alocados em suas bases domiciliares²¹.
- vi) O tempo máximo de cada viagem não ultrapassa o tempo máximo de trabalho diário de cada condutor.

O problema consiste em encontrar uma solução viável de mínimo custo que satisfaça o conjunto de restrições, descrito a seguir:

- i) Não pode haver sobreposição de viagens para veículos e condutores.
- ii) Adequar o veículo às necessidades específicas de cada viagem.
- iii) Assegurar os tempos mínimos necessários aos deslocamentos dos veículos vazios entre os terminais.
- iv) Respeitar a legislação trabalhista e os acordos coletivos de trabalho firmados entre os sindicatos dos empregadores e empregados, ou seja:
 - Tempo máximo de trabalho diário.
 - Tempo máximo de trabalho semanal.
 - Folgas mínimas entre jornadas de trabalho contínuo.
 - Descanso semanal remunerado na base domiciliar.
 - Intervalos mínimos para repouso e alimentação realizados dentro de uma jornada de trabalho.
 - Alocação de férias.
 - Outros.

Entre os custos a serem considerados tem-se:

- i) Depreciação dos veículos.
- ii) Juros relativos ao capital imobilizado da frota.
- iii) Manutenção preventiva e corretiva.
- iv) Custo de operação da frota (combustível, lubrificantes, pneus, filtros, etc.).
- v) Salários de motoristas (extra e normal).
- vi) Despesas com alimentação e estada.
- vii) Outros.

Basicamente todos estes custos podem ser apropriados em duas categorias no que diz respeito à alocação de veículos:

²¹ Local onde o condutor reside.

- I) Custos do veículo parado: Depreciação dos veículos, juros relativos ao capital imobilizado da frota e manutenção preventiva e corretiva.
- II) Custos do veículo em deslocamento: Custos do veículo parado mais custo de operação da frota, salários de motoristas e despesas com alimentação e estada.

Nota-se que em II já estão contemplados os custos com condutores, e dependendo do deslocamento ser produtivo, ou não, este custo poderá ser diferenciado.

Quanto à alocação de condutores, basicamente levam-se em consideração os custos com salários, divididos em horas normais e horas extras, bem como eventuais despesas com alimentação e estada.

1.3 OBJETIVOS DO TRABALHO

O presente trabalho tem como objetivo desenvolver um modelo dinâmico para realizar o planejamento operacional da frota de veículos e dos condutores, aplicado ao transporte rodoviário regional de passageiros.

Este objetivo geral pode ser desmembrado nos seguintes objetivos específicos:

- i) Desenvolver um plano operacional dentro de um horizonte de planejamento²².
- ii) Alocar seqüências de viagens, respeitando restrições impostas aos veículos.
- iii) Alocar seqüências de viagens, respeitando restrições impostas aos condutores.
- iv) Estabelecer escalas de veículos, dentro do horizonte de planejamento.
- v) Estabelecer escalas individuais de condutores, dentro do horizonte de planejamento, respeitando as restrições das leis vigentes, acordos sindicais e contratuais.
- vi) Maximizar a eficiência da aplicação dos recursos em relação a veículos e condutores, com redução de custos na programação das escalas de veículos e condutores.
- vii) Manter a qualidade dos serviços prestados no sentido de cumprir toda a programação horária.

²² Intervalo de tempo considerado para a programação das viagens do quadro de horários.

viii) Estabelecer um processo dinâmico no sentido de que esse processo resolva-se em tempo computacional adequado, contando com a possibilidade de que novos dados possam ser acrescidos à programação de veículos e condutores a partir de um determinado ponto durante a implantação do plano operacional.

1.4 IMPORTÂNCIA DO TRABALHO

O problema de programação de escalas de veículos e condutores é uma das tarefas mais complexas a nível operacional de uma empresa de transporte rodoviário de passageiros. A complexidade desses problemas é estudada ao longo dos anos na área de pesquisa operacional (Ball, 1980; Bodin et al., 1983; Mingozzi et al., 1999; Fischetti et al., 2001). Geralmente os trabalhos são desenvolvidos e aplicados a domínios específicos, pois cada empresa, mesmo sendo do mesmo país ou região, possuem particularidades que deverão ser levadas em consideração na modelagem do problema.

Vários trabalhos envolvendo programação de escalas de veículos e condutores foram desenvolvidos por pesquisadores com pouca aplicação no setor empresarial. Geralmente nos Estados Unidos e Europa, técnicas de otimização são utilizadas nas empresas para melhor desempenho das atividades como forma de reduzir os custos e aumentar os lucros. No Brasil, há uma tendência crescente para adaptar-se a esse processo.

O problema de programação é um problema de fácil entendimento e representação, mas de extraordinária dificuldade de solução, pois é um problema de programação linear inteira que se encontra na classe dos problemas de otimização combinatorial²³ mais difíceis. O requisito de que as variáveis tenham que ser inteiras, normalmente implica maior complexidade computacional.

Observa-se que a facilidade de compreensão do modelo²⁴ não pode ser confundida com a sua complexidade²⁵ de solução. Os modelos devem ser implementáveis. Na atualidade a ferramenta de consenso usada na implementação é o computador. Apesar de seus extraordinários recursos, em algumas situações, face à natureza das variáveis e de seu inter-relacionamento, o modelo acaba se afastando do ideal pretendido para a otimização, pois as

²³ No Anexo 2, encontram-se referências sobre a complexidade da otimização combinatoria.

²⁴ Segundo Goldbarg e Luna (2000), um modelo pode ser visto, com os devidos cuidados, como uma representação substitutiva da realidade.

²⁵ Segundo Goldbarg e Luna (2000), o conceito que representa o fenômeno de interferência da tradução contextual na possibilidade de solução é denominado de complexidade.

combinações possíveis serão tantas que não se consegue obter uma solução ótima em tempo razoável por meio das técnicas exatas (explosão combinatorial – Anexo 2). Nesse caso, os modelos poderão ser solucionados por métodos heurísticos, que visam à busca de soluções de qualidade em tempo adequado para satisfazer as necessidades da aplicação.

Na impossibilidade de lidar-se diretamente com as variáveis do problema de programação, faz-se necessária a busca de uma visão bem estruturada da realidade, para poder representá-la através da formulação de um modelo. O aspecto da eficiência do modelo é fundamental. Para alcançá-la é necessária uma boa tradução contextual. O processo de tradução contextual deve ser capaz de identificar restrições fundamentais do problema e transportá-las para uma representação capaz de ser manipulada pelo método de solução.

As companhias brasileiras de transporte público ou privado encaram um importante desafio na área de planejamento de transporte, devido, principalmente, ao crescimento populacional, à política econômica, à política ambiental, às exigências de qualidade nos serviços, às exigências governamentais para melhor uso dos recursos e a competitividade crescente entre as empresas; aquelas que obtiverem um desempenho melhor, suplantarão as outras.

As empresas de transporte rodoviário regional de passageiros representam grande parcela do transporte de passageiros no Brasil e, geralmente, o problema de programação de escalas da frota e programação de escalas de condutores é resolvido manualmente por profissionais que se contentam em obter uma solução adequada sob seu ponto de vista, nem sempre atendendo todas as restrições, e quase sempre distante da melhor solução possível, em termos de seus custos operacionais.

Assim, tem-se por objetivo obter uma solução de programação de escalas de veículos e programação de escalas de condutores aplicado ao transporte rodoviário regional de passageiros, examinando-se as condições para executar-se uma boa tradução à luz da complexidade, apoiando-se em ferramentas de implementação que permitam gerar, em um tempo adequado, uma solução de qualidade para o problema, respeitando todas as restrições impostas e, com isso, auxiliando na tomada de decisão.

Salienta-se que a contribuição encontra-se em quatro pontos principais: transporte rodoviário regional de passageiros, horizonte de planejamento, banco de horas²⁶ e processo dinâmico conforme descrito a seguir:

²⁶ Compensação das horas de trabalho em dias posteriores, conforme a legislação vigente.

- i) Não se encontram na literatura estudada, trabalhos aplicados ao transporte rodoviário regional de passageiros.
- ii) O horizonte de planejamento dos trabalhos encontrados na literatura é geralmente uma semana a um mês e nesse trabalho será considerado de forma dinâmica.
- iii) Dizer que o processo é dinâmico significa que se pretende que a solução obtida para todo o horizonte de planejamento ocorra em tempo computacional razoável e que a partir dessa solução obtida, caso seja necessário acrescentar à programação, dados não computados anteriormente, isso possa ser feito; nesse caso escolhe-se um ponto de corte da programação; obedece-se a solução obtida até esse ponto; a partir desse ponto, acrescentam os novos dados e obtém uma nova solução; essa nova solução será aplicada a partir do ponto de corte.
- iv) Usa-se banco de horas, o que será feito dentro de uma mesma semana de trabalho. Essa consideração não é feita na literatura estudada.

1.5 LIMITAÇÕES DO TRABALHO

São apresentadas, a seguir, limitações deste trabalho sob vários aspectos:

- i) O foco está no transporte rodoviário regional de passageiros;
- ii) Não se considerou frota reserva;
- iii) Não se consideraram condutores reserva;
- iv) O modelo proposto não incorpora a determinação de bases domiciliares.

1.6 ORGANIZAÇÃO DO TRABALHO

Este trabalho está organizado em 6 capítulos, conforme descritos a seguir:

Os capítulos 2 e 3 caracterizam o problema de programação, onde se faz uma análise do que se conhece sobre o tema, ou seja, nestes capítulos se apresenta uma revisão bibliográfica. No capítulo 2, se abordam, de forma resumida, trabalhos que tratam da programação da frota; no capítulo 3, no que diz respeito à programação de condutores. No capítulo 4, se encontra a proposta deste trabalho, ou seja, o modelo de programação da frota e condutores. Também se apresentam dois modelos para obtenção de limites inferiores, através

da relaxação de algumas restrições do problema. Uma aplicação do modelo ao transporte regional de passageiros, através de um estudo de caso, trata-se no capítulo 5. No capítulo 6, encontram-se as conclusões e recomendações para trabalhos futuros.

CAPÍTULO II

2. REVISÃO BIBLIOGRÁFICA SOBRE PROGRAMAÇÃO DA FROTA

2.1. INTRODUÇÃO

Na área de serviço de transporte, encontram-se vários trabalhos na literatura com foco no gerenciamento operacional da frota de veículos e dos condutores associados. A realização do gerenciamento desses veículos e condutores dá origem a uma variedade de problemas que são classificados como Problemas de Roteamento e Problemas de Programação.

A idéia básica do problema de roteamento é, com o uso de veículos, visitar uma série de clientes ao menor custo possível. O problema de roteamento de veículos (VRP – “*vehicle routing problem*”) é basicamente espacial. Assumindo-se que não existam restrições (tempo, número de veículos, etc.), o VRP poderia ser interpretado como o problema de obter um circuito (ou ciclo) de menor custo sobre uma rede de n clientes ou pontos, de modo que a soma das demandas dos clientes de cada veículo não ultrapasse a capacidade do veículo.

A definição do problema de roteamento se inicia com a identificação das entidades que representam o serviço a ser efetuado, seguido da construção de uma rota viável para cada veículo. Eventualmente, alguns clientes deverão ser atendidos de forma prioritária. Dependendo da combinação de restrições, o problema básico pode enquadrar-se nas seguintes variantes:

- i) Problema do Caixeiro Viajante.
- ii) Problema do Carteiro Chinês.
- iii) Problema de M - Caixeiros Viajantes.
- iv) Problema de Roteamento de nós com múltiplos veículos e depósito único.
- v) Problema de Roteamento de nós com múltiplos depósitos.

- vi) Problema de Roteamento de nós com múltiplos veículos e depósito único e demanda estocástica.
- vii) Problema de Carteiro Chinês capacitado.

A figura 2.1 apresenta um conjunto de rotas de veículos que servem a 13 pontos de demanda. Cada nó tem uma demanda de uma unidade e o veículo, a capacidade de 3 unidades. Cada veículo precisa retornar para garagem de origem, e as rotas seguem ambas as direções.

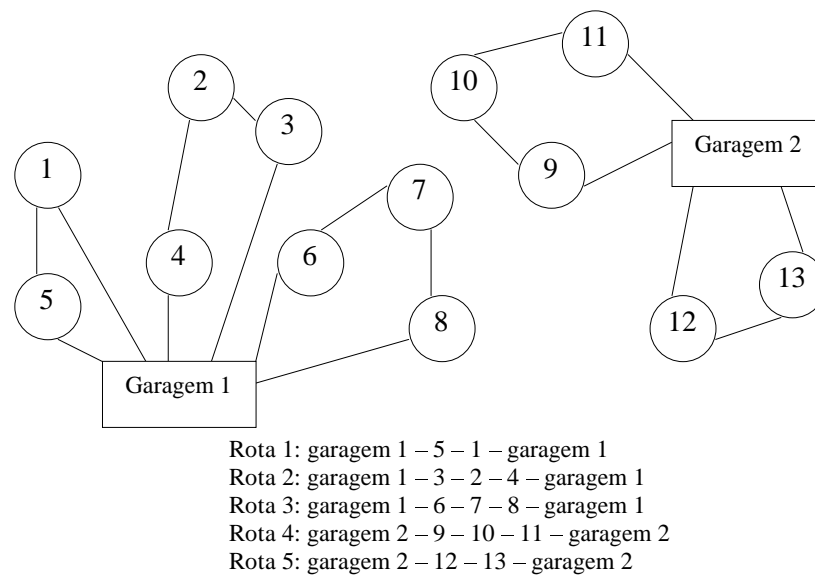


Figura 2.1 - Roteamento de Veículos
 FONTE: Bodin et al. (1983)

O problema de roteamento se encontra com maiores detalhes em Bodin et al. (1981) e Goldberg e Luna (2000).

Neste trabalho serão abordados somente os aspectos relacionados aos problemas de programação, que são classificados em:

- Problema de Alocação da Frota (VSP – “*vehicle scheduling problem*”).
- Problema de Alocação de Condutores (CSP – “*crew scheduling problem*”).
- Problema de Escalas (RP – “*rostering problem*”).

Este capítulo apenas tratará da revisão bibliográfica da programação da frota e, no capítulo seguinte, será feita uma revisão bibliográfica em relação ao problema de alocação de condutores e problema de escalas de trabalho.

2.2 O PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE FROTA (VSP)

O problema de alocação de frota pode-se considerar como problema de roteamento com adição de restrições no qual se leva em consideração o fator tempo. O VSP consiste em atribuir veículos a um conjunto de viagens predeterminadas, com horários e locais de saída e chegada fixos, minimizando uma função de custo. Este problema, portanto, leva em consideração o fator tempo e tem como eixo principal a seqüência de viagens que devem ser alocadas ao veículo.

A literatura sobre o problema de alocação de veículos é bastante extensa e diversificada; segundo Solomon (1995), este problema se encontra em várias áreas de transporte, como aéreo, ferroviário, escolar e urbano.

No transporte aéreo as viagens são segmentos de vôo representados por uma decolagem e uma aterrissagem, um tipo de aeronave e uma programação. A seqüência de segmentos de vôos consecutivos é viável se o término do primeiro e início do segundo pertencerem ao mesmo aeroporto e os horários permitirem.

No transporte ferroviário, a viagem é determinada por um trem que viaja em um determinado tempo e, à medida que passa pelas estações, um conjunto de vagões (locomotivas) é atribuído a ele ou retirado. Conexões são viáveis entre as chegadas dos trens na estação, partindo estes da mesma estação ou de outras estações próximas.

No transporte escolar, a viagem é determinada pela seqüência de pontos, onde os alunos embarcam (residência ou local próximo) e desembarcam (escolas). A seqüência de viagens consecutivas é viável se o término de uma e início da outra estiverem em regiões geográficas próximas.

No transporte urbano, uma viagem se caracteriza pelos horários de saídas e chegadas e locais de saídas e chegadas (terminais). A viabilidade de seqüência de viagens consecutivas depende do terminal onde o veículo se encontrar e do horário de chegada do veículo após a sua última viagem.

Em se tratando de transporte aéreo e rodoviário urbano de passageiros, existe uma pesquisa muito vasta, porém, muito restrita em relação ao transporte ferroviário e mais ainda em relação ao transporte rodoviário regional de passageiros.

A figura 2.2 representa um exemplo aplicado ao transporte rodoviário urbano de passageiros, onde 10 viagens devem ser alocadas a 4 veículos. O esquema se representa através de um grafo, onde cada viagem tem hora e local de saída e chegada. Os veículos partem da garagem e retornam para a mesma. Arcos contínuos representam a solução

considerada; arcos tracejados representam conexões viáveis, que também poderiam ser outras soluções para o problema. As condições impostas para esta seqüência de viagem são as seguintes:

- i) Horário de início de uma viagem tem que ser maior que o término da viagem anterior na seqüência.
- ii) Entre duas viagens não pode haver uma parada maior que 1 hora.
- iii) Cada escala de um veículo não pode ultrapassar o total de 5 horas.

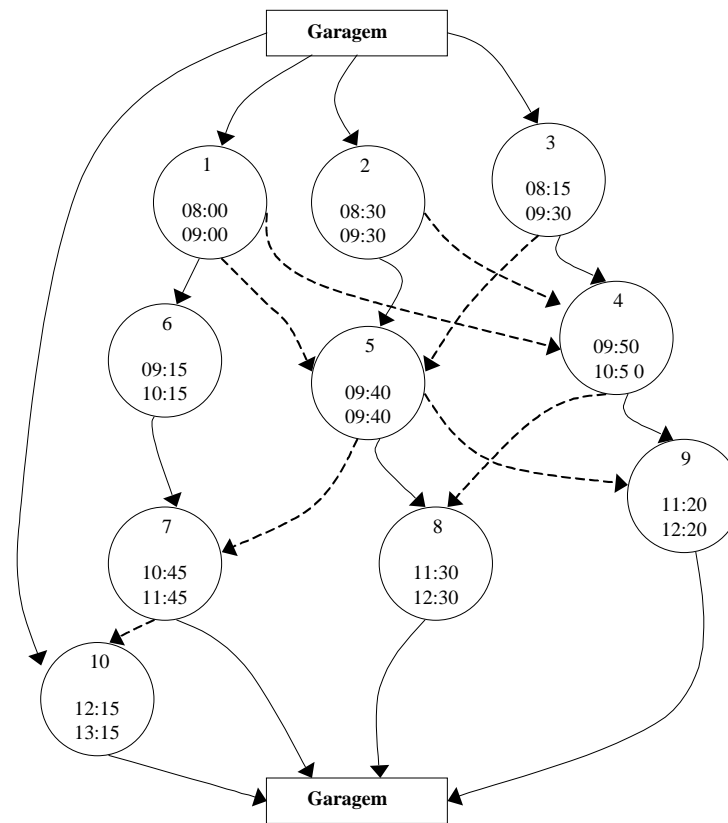


Figura 2.2 - Esquema de alocação de 10 viagens a uma frota de 4 veículos

FONTE: Bodin et al. (1983)

2.3 CLASSIFICAÇÃO DO PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE FROTA

As figuras 2.3 e 2.4 apresentam, respectivamente, uma classificação com ênfase no aspecto acadêmico, segundo Ibaraki (1988), citada no trabalho de Vaca (1995) e uma classificação alternativa, proposta por Muller-Merbach (1981), também citada no trabalho de Vaca (1995). Estas classificações mostram as diferenças que existem entre os problemas acadêmicos e os do mundo real.

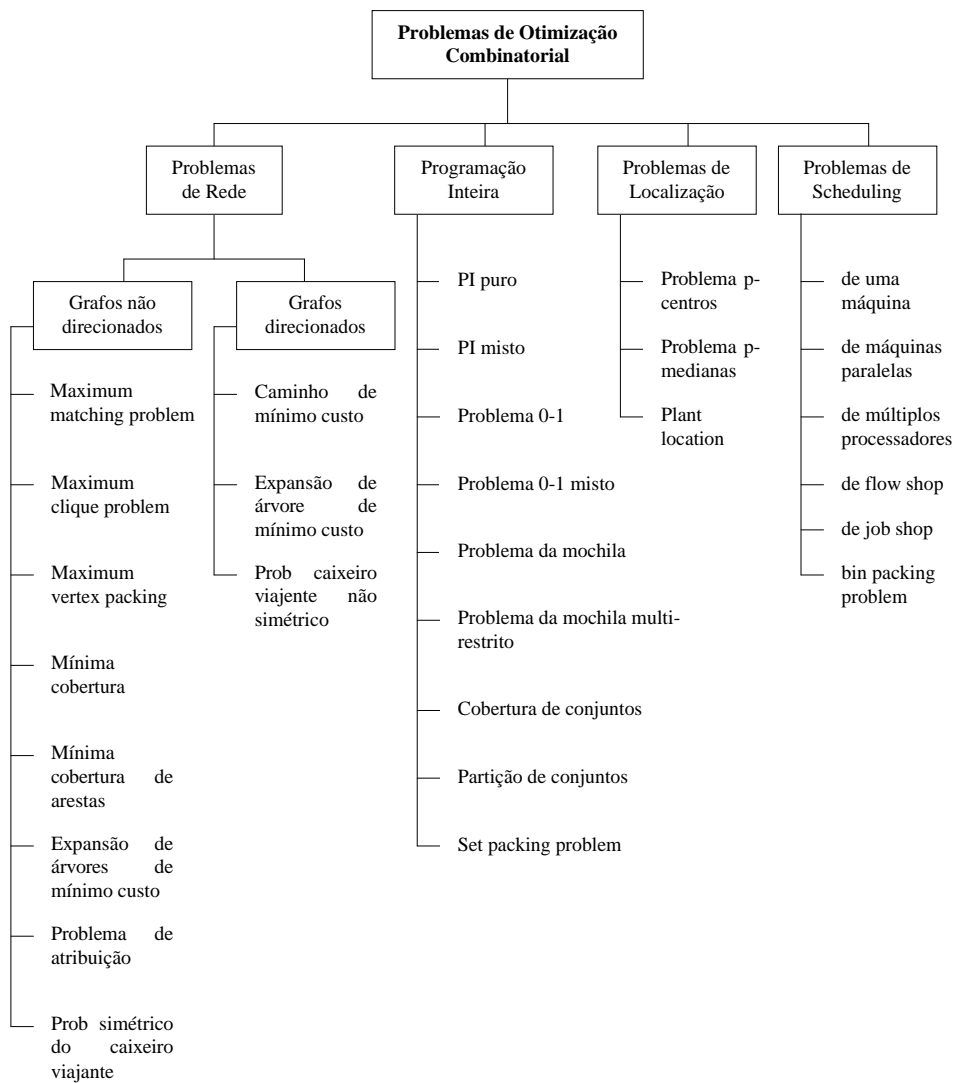


Figura 2.3 - Classificação dos problemas de otimização combinatorial com ênfase no aspecto acadêmico
FONTE: Vaca (1995)

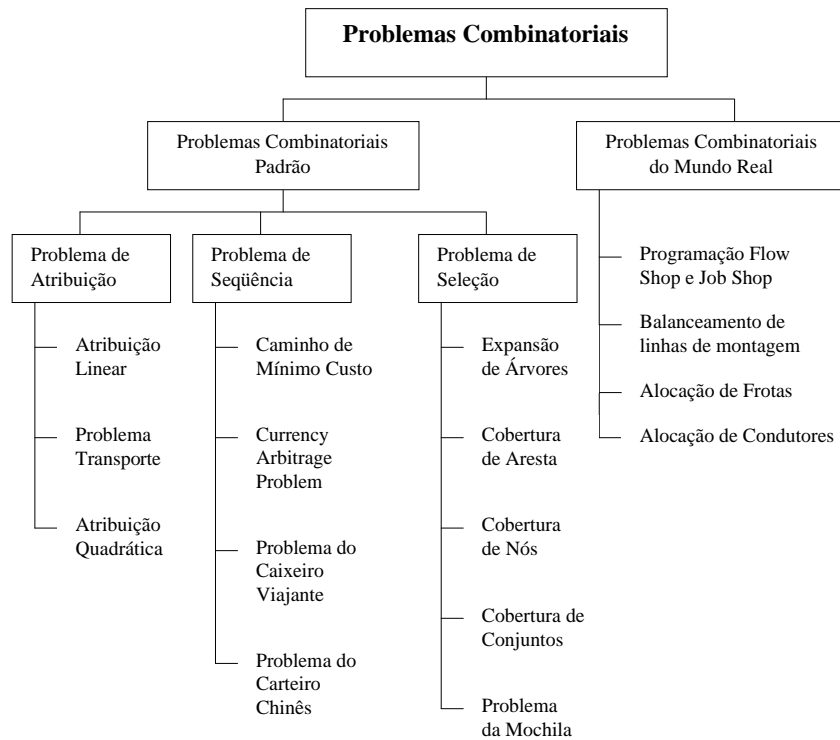


Figura 2.4 - Classificação alternativa dos problemas de otimização combinatorial acadêmico

FONTE: Vaca (1995)

O planejamento de alocação de frota está ligado comumente a três restrições que determinam a complexidade do problema, que são:

- i) Tempo em que um veículo pode estar em serviço sem precisar de reabastecimento ou assistência técnica.
- ii) Viagens que podem ser feitas somente por certos tipos de veículos.
- iii) Variedade de garagens onde os veículos podem ser alocados.

Segundo Bodin et al. (1983), o problema de alocação de veículos é classificado de acordo com as restrições acima, como:

- i) Problemas de Alocação de Veículos com única garagem.
- ii) Problemas de Alocação de Veículos com restrições no comprimento da seqüência de viagens.
- iii) Problemas de Alocação de Veículos com múltiplos tipos de veículos.
- iv) Problemas de Alocação de Veículos com múltiplas garagens.

2.3.1 Problemas de Alocação de Veículos com única garagem (VSP – “*vehicle scheduling problem*”)

O VSP particiona os nós, que são viagens a serem realizadas, em uma rede acíclica, formando caminhos de modo que certa função de custo seja minimizada. Cada caminho corresponde à alocação para um mesmo veículo. Logo, a minimização da função de caminhos, efetivamente minimiza custo de capital, já que o número de veículos é igual ao número de caminhos.

A cada arco da rede está associado um custo que corresponde ao intervalo de tempo entre duas viagens consecutivas realizadas pelo veículo. Logo, a minimização da função objetivo de custo total do arco, efetivamente, minimiza os custos operacionais, em vista de que estes são proporcionais ao tempo de viagem total do veículo. Se custos de capital e operação podem ser quantificados, então, a minimização da função objetivo dos custos total do sistema pode ser única. A figura 2.5 mostra a solução para o VSP de 10 viagens sem restrições no comprimento da seqüência de viagens, cujo objetivo é minimizar o número de veículos.

2.3.2 Problemas de Alocação de Veículos com restrições no comprimento da seqüência de viagens (VSPLPR – “*vehicle scheduling problem with length of path restrictions*”)

O VSPLPR é um problema que apresenta restrições ligadas ao tempo operacional do veículo, ou seja, tempo em que o veículo realiza sua seqüência de viagens sem precisar de abastecimento ou assistência técnica.

O VSP pode ser resolvido otimamente por algoritmos polinomiais, mas o VSPLPR é considerado um problema NP-difícil (ver Ball, 1980 e Dell’Amico et al., 1993). Logo, algoritmos heurísticos, que tratam desta restrição específica, assim como o acréscimo de outras, são necessários para resolução deste problema.

A linha contínua da figura 2.2 apresenta uma solução para o VSPLPR, cuja restrição no comprimento da seqüência de viagens é de 5 horas.

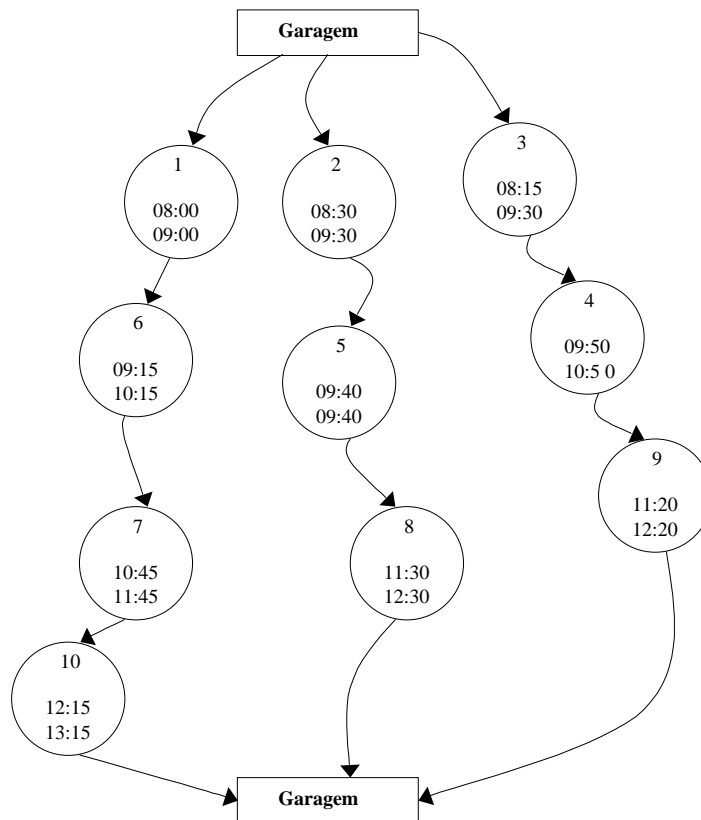


Figura 2.5 - Alocação de Veículos sem restrições no comprimento da sequência de viagens

FONTE: Bodin et al. (1983)

2.3.3 Problemas de Alocação de Veículos com múltiplos tipos de veículos (VSPMVT – “vehicle scheduling problem with multiple vehicle types”)

O VSPMVT permite que veículos com características diferentes estejam disponíveis para realizar as viagens. Na maior parte dos casos, a principal característica é a capacidade do veículo, que geralmente depende da demanda. Dado o conjunto de viagens e os tipos de veículos da frota, o objetivo é alocar viagens com características semelhantes a um veículo específico.

A figura 2.6 apresenta um exemplo com 10 viagens e 4 veículos, onde as viagens representadas pelos nós 2, 6 e 7 são realizadas por veículos do tipo 1, as viagens representadas pelos nós 1, 3, 4 e 5 são realizadas por veículos do tipo 2, sendo que as viagens representadas pelos nós 8, 9 e 10 podem ser realizadas por ambos os tipos de veículos.

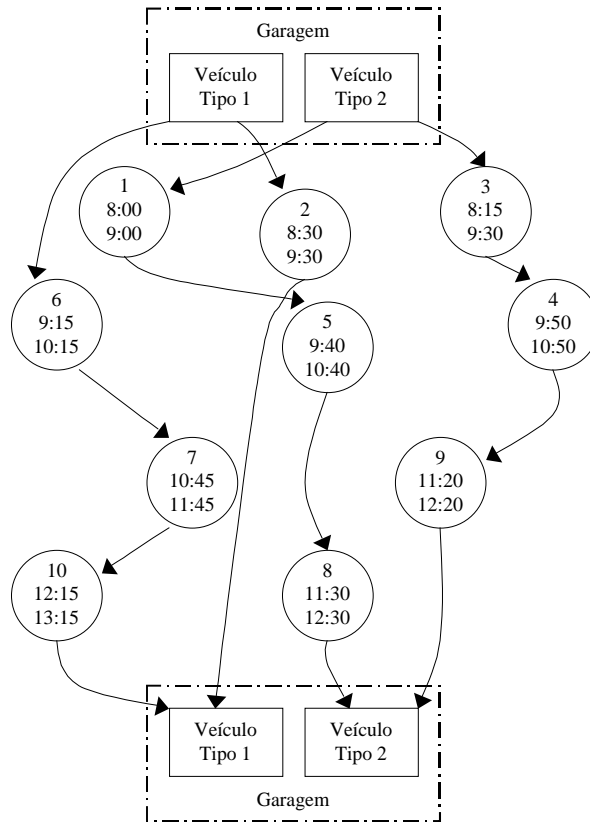


Figura 2.6 - Alocação de Veículos com 2 tipos de veículos

FONTE: Bodin et al. (1983)

2.3.4 Problemas de Alocação de Veículos com múltiplas garagens (VSPMD – “*vehicle scheduling problem with multiple depots*”)

No VSPMD, duas ou mais garagens são disponíveis para o veículo permanecer quando não estiver em operação. Assim, como no VSP, cada veículo retorna para a mesma garagem de origem após cumprir uma seqüência de viagens. A figura 2.7 ilustra um exemplo de 10 viagens, 4 veículos e 2 garagens. Na solução apresentada, as viagens representadas pelos nós 1, 5, 6, 7, 8 e 10 são realizadas por veículos da garagem 1 e as viagens representadas pelos nós 2, 3, 4 e 9, por veículos da garagem 2.

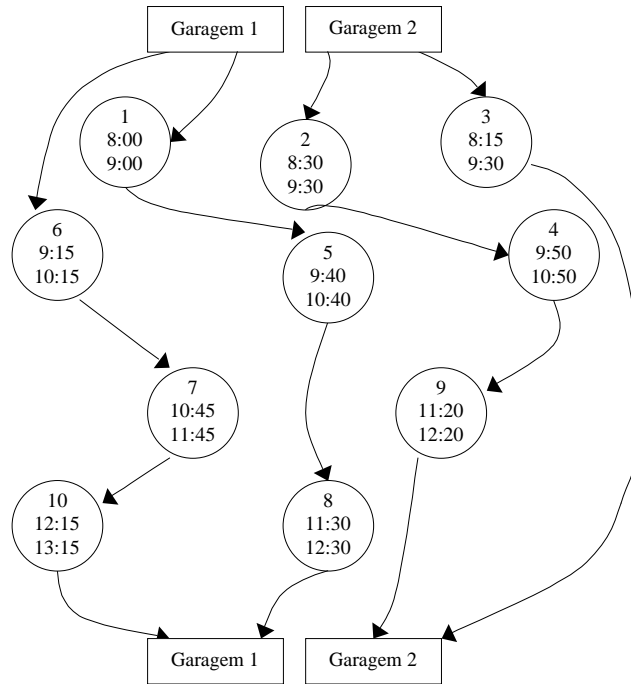


Figura 2.7 - Alocação de Veículos com 2 garagens

FONTE: Bodin et al. (1983)

2.4 FORMULAÇÃO MATEMÁTICA PARA OS PROBLEMAS DE ALOCAÇÃO DE FROTA

Considerando-se cada viagem i caracterizada por local de saída (LS_i), local de chegada (LC_i), horário de saída (HS_i) e horário de chegada (HC_i), pode-se construir uma rede similar à rede ilustrada na figura 2.2, representada pelo grafo $G(V, A)$, onde V é o conjunto de nós caracterizados pelas viagens, acrescido do nó origem s e do nó final t . Os nós s e t representam a garagem. O conjunto de arcos A é formado por deslocamentos do veículo sem passageiros. A viagem j poderá ser realizada após a viagem i , pelo mesmo veículo, somente se obedecer à condição $HS_j - HC_i \geq D(LC_i, LS_j)$, onde D é o tempo de deslocamento entre LC_i e LS_j . Também faz parte do conjunto A , arcos que representam deslocamentos para a garagem e a partir da garagem.

A seqüência de caminho (s, t) , através desta rede, representa uma seqüência de viagens viáveis para um mesmo veículo. Então a solução do VSP é um conjunto de caminhos (s, t) que cobrem todas as viagens. Associa-se um custo c_{ij} a cada arco (i, j) do conjunto A , isto é, custo de realização da viagem j após a viagem i , em função de deslocamentos e tempos ociosos. Além disso, um custo fixo por usar o veículo pode ser associado ao custo dos arcos

(s, i) ou (j, t) . Assim, este problema pode ser formulado, matematicamente, conforme Dantzig e Fulkerson (1954), como segue.

$$\text{Min } \sum_{(i,j) \in A} c_{ij} x_{ij} \quad (2.1 \text{ a})$$

s.a

$$\sum_{j:(i,j) \in A} x_{ij} - \sum_{i:(j,i) \in A} x_{ij} = 0 \quad \forall i \in V - \{s, t\} \quad (2.1 \text{ b})$$

$$\sum_{i:(i,j) \in A} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in V - \{s, t\} \quad (2.1 \text{ c})$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i, j) \in A \quad (2.1 \text{ d})$$

A formulação matemática (2.1) é vista como um problema de fluxo de custo mínimo, onde a restrição (2.1 b) corresponde ao princípio da conservação de fluxo; a restrição (2.1 c) garante que somente um veículo fará uma viagem j após a viagem i e as condições de integridade (2.1 d) garantem que $x_{ij} = 1$ se a viagem j é realizada após a viagem i ou, caso contrário $x_{ij} = 0$.

Os problemas VSPLPR, VSPMVT e VSPM são considerados NP-difícil (ver Ball, 1980 e Lenstra e Kan, 1981), mas podem ser formulados matematicamente como em (2.1) acrescidos de modificações, segundo Bodin et al. (1983).

A formulação para o VSPLPR é a mesma do VSP, exceto que não se permitem caminhos com tempo de duração maior que uma constante T_{max} . O conjunto de nós não inclui os nós s e t ; nesta formulação se define um conjunto de arcos de retorno que se usa para caracterizar caminhos viáveis. Um arco de retorno é inserido a partir do nó j até o nó i se caminhos começando em i e terminando em j forem viáveis. Logo, o conjunto de arcos está formado por dois subconjuntos: o conjunto de arcos A_1 , que é o conjunto A definido para o VSP, e o conjunto de arcos A_2 , que é o conjunto de arcos de retorno, ou seja:

$$A_1 = \{(i, j) | HS_j - HC_i \geq D(LC_i, LS_j)\}$$

$$A_2 = \{(j, i) | D(s, LS_i) + (HC_j - HS_i) + D(LC_j, t) \leq T_{max}\}$$

Assim, pode-se formular matematicamente o VSPLPR, associando-se um custo c_{ij} com todos os arcos $(i, j) \in A_1 \cup A_2$, como segue.

$$Min \left(\sum_{(i,j) \in A_1} c_{ij} x_{ij} + \sum_{(i,j) \in A_2} c_{ij} y_{ij} \right) \quad (2.2 \text{ a})$$

s.a.

$$\sum_{i:(i,j) \in A_1} x_{ij} + \sum_{i:(i,j) \in A_2} y_{ij} - \sum_{i:(i,j) \in A_1} x_{ji} - \sum_{i:(i,j) \in A_2} y_{ji} = 0 \quad \forall j \in V \quad (2.2 \text{ b})$$

$$\sum_{i:(i,j) \in A_1} x_{ij} + \sum_{i:(i,j) \in A_2} y_{ij} = 1 \quad \forall j \in V \quad (2.2 \text{ c})$$

$$\sum_{i:(i,j) \in A_1 \cap C} x_{ij} + \sum_{i:(i,j) \in A_2 \cap C} y_{ij} \leq |C| - 1 \quad \forall \text{ ciclos } C \text{ com } |A_2 \cap C| \geq 2 \quad (2.2 \text{ d})$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in A_1 \quad (2.2 \text{ e})$$

$$y_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in A_2 \quad (2.2 \text{ f})$$

As variáveis x_{ij} representam arcos em A_1 ; as variáveis y_{ij} representam arcos em A_2 , e C é um conjunto de circuitos do grafo $G(V, A_1 \cup A_2)$ que cobrem todos os nós de G , sendo que a soma dos custos dos arcos que compõem estes circuitos seja o menor possível, e que cada circuito tenha somente um arco do conjunto A_2 . Cada circuito contém as viagens que deverão ser alocadas a um veículo. As restrições (2.2 b), (2.2 c), (2.2 e) e (2.2 f) correspondem a um problema de fluxo em rede. A condição (2.2 d) é acrescida para garantir que nenhum circuito escolhido tenha mais do que um arco de retorno. A solução desse problema ($x_{ij} = 1$ e $y_{ij} = 1$) indica que o arco correspondente faz parte de um dos circuitos. A questão básica para resolver este problema é enumerar todos os ciclos, o que pode resultar numa explosão combinatorial (Anexo 2).

A figura 2.8a apresenta a rede original de um exemplo para o VSPLPR, onde os nós representam as viagens, os arcos contínuos representam arcos do conjunto A_1 e os arcos tracejados representam arcos do conjunto A_2 ; a figura 2.8b apresenta uma solução viável para VSPLPR, ou seja, cada ciclo forma um caminho com apenas um arco de retorno; a figura 3.8c apresenta uma solução inviável para VSPLPR, pois um dos ciclos contém dois arcos de retorno.

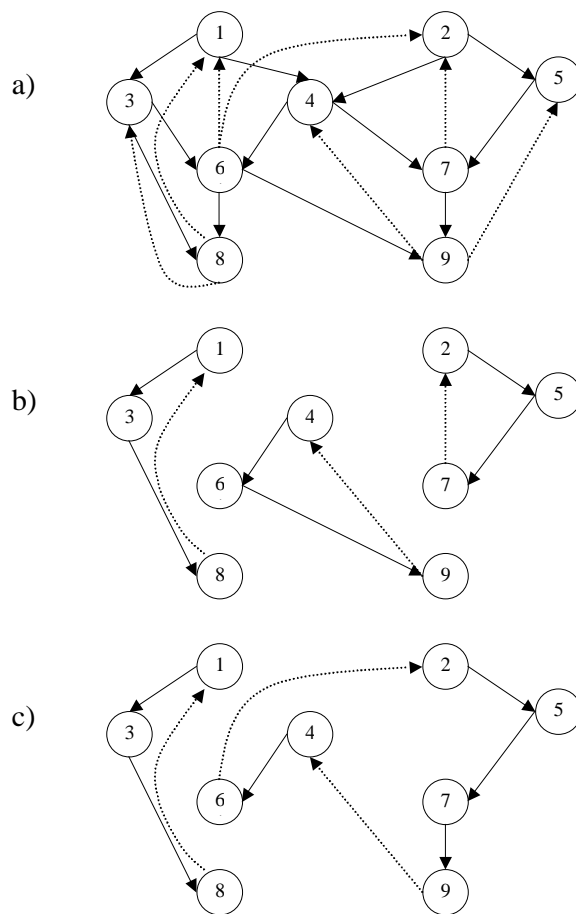


Figura 2.8 - Soluções para o VSPLPR com e sem a restrição (2.2 d)

FONTE: Bodin et al. (1983)

Os problemas VSPMVT e VSPMD podem ser formulados como modelos de fluxo em redes de multiprodutos. O grafo $G(V, A)$ para esses problemas é semelhante ao desenvolvido para o VSP, porém o conjunto de nós V , além de ser constituído pelos nós viagens, é acrescido de um par de nós para cada tipo de veículo ou garagem. O conjunto V é, então, formado por dois subconjuntos, V_1 e V_2 , que são, respectivamente, o conjunto das viagens e o conjunto formado pelos pares (s_k, t_k) que corresponde a uma garagem ou tipo de veículo. O nó s_k é um nó fonte, e o nó t_k é um nó sumidouro. Então, considerando-se K o número de veículos ou garagens, tem-se:

$$V_1 = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$$

$$V_2 = \{s_1, s_2, \dots, s_K, t_1, t_2, \dots, t_K\}$$

Um conjunto de variáveis de fluxo x_{ij}^k e custos c_{ij}^k é associado a cada par de nós (s_k, t_k). Além disso, associam-se limites inferior e superior, respectivamente, \underline{b}_k e \overline{b}_k , com cada veículo do tipo k . Neste caso, uma variável x_{ij}^k é associada somente com um arco (i, j) se o percurso do arco é permitido para um veículo do tipo k . Denota-se por A_k todos esses arcos para os quais se permite um percurso para o veículo do tipo k .

A formulação matemática de fluxo em redes de multiprodutos para o VSPMVT e VSPMD é dada por:

$$\text{Min} \sum_{k=1}^K \sum_{(i,j) \in A_k} c_{ij}^k x_{ij}^k \quad (2.3 \text{ a})$$

s.a.

$$\sum_{i:(i,j) \in A_k} x_{ij}^k - \sum_{i:(i,j) \in A_k} x_{ji}^k = 0 \quad \forall j \in V_1 \quad e \quad k = 1, 2, \dots, K \quad (2.3 \text{ b})$$

$$\underline{b}_k \leq \sum_{j:(s,j) \in A_k} x_{sj}^k \leq \overline{b}_k \quad \forall k = 1, 2, \dots, K \quad (2.3 \text{ c})$$

$$\sum_{k=1}^k \sum_{i:(i,j) \in A_k} x_{ij}^k = 1 \quad \forall j \in V_1 \quad (2.3 \text{ d})$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in A_k \quad e \quad k = 1, 2, \dots, K \quad (2.3 \text{ e})$$

Para VSPMVT, um arco a partir do nó viagem i para o nó viagem j se inclui em A_k se um veículo tipo k puder servir as viagens i e j . Para o VSPMD, um arco a partir do nó viagem i até o nó viagem j é incluído em A_k se as viagens i e j puderem realizar-se por um veículo da garagem k . Em ambos os casos, arcos (s_k, i) e (i, t_k) são incluídos em A_k se a viagem i se realizar por veículo do tipo k .

Todos os problemas de alocação de veículos restritos, discutidos anteriormente, foram formulados como modelo de fluxo em redes, mas, para que isso fosse possível, sofreram generalizações que impedem que os mesmos sejam resolvidos otimamente como o VSP. Então, para a resolução dos modelos (2.2) e (2.3), que tratam dos problemas VSPLPR, VSPMVT e VSPMD, podem ser aplicadas três técnicas distintas, segundo Bodin et al. (1983), descritas a seguir.

2.5 TÉCNICAS DE SOLUÇÃO

2.5.1 Trocas Heurísticas

Esta heurística, desenvolvida por Lin (1965), se vê como uma adaptação do algoritmo 2-opt para o problema do caixeiro viajante. Pode-se encontrar uma solução inicial, usando-se uma variedade de aproximações. De posse da solução inicial, efetuam-se trocas entre os componentes da seqüência de viagens com o objetivo de minimizar os custos. Uma troca afeta somente dois veículos alocados, por exemplo, m_1 e m_2 : juntando-se a primeira metade da seqüência de viagens alocadas ao veículo m_1 com a segunda metade da seqüência de viagens alocadas ao veículo m_2 , e a primeira metade de m_2 com a segunda metade de m_1 . Os custos da troca não podem ser avaliados somente pelas quatro trocas envolvidas, mas também pelos custos das duas novas seqüências de viagens formadas e pela comparação desses custos com os custos das duas seqüências de viagens anteriores.

A figura 2.9 apresenta um exemplo com 3 veículos e 12 viagens relacionado a esse procedimento, no qual apresenta: a) solução inicial, onde cada nó da rede representa uma viagem distinta realizada pelo veículo que parte da garagem e retorna para a garagem; os arcos contínuos representam a seqüência de viagens de cada veículo e arcos tracejados

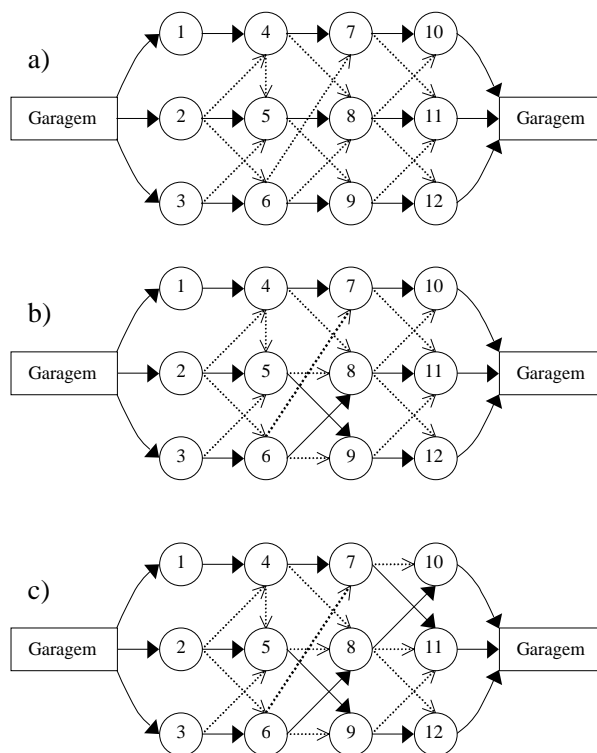


Figura 2.9 - Trocas heurísticas de viagens.
FONTE: Mayerle (1996)

representam outras possibilidades de sequenciamento de viagens; b) as trocas dos arcos 5-8 e 6-9 pelos arcos 5-9 e 6-8, respectivamente; c) as trocas dos arcos 7-10 e 8-11 pelos arcos 7-11 e 8-10, respectivamente.

Christofides e Eilon (1969) aplicaram a aproximação de trocas heurísticas para uma variação básica do VSP. Lin e Kernigham (1973) generalizaram esta aproximação relatando sua eficiência para resolver problemas relacionados.

Os pacotes VAMPIRES e TASC, para aplicações de problemas do mundo real, foram propostos por Smith e Wren (1981) e Ceder e Stern (1981), no qual se resolve o VSPMD heurísticamente através do melhoramento da solução inicial, por meio de trocas heurísticas.

O algoritmo VAMPIRES tem como ponto de partida uma solução inicial aproximada. Com base nesta solução se realizam trocas heurísticas, se o custo total da alocação for reduzido. As trocas são efetivadas entre ligações de duas viagens consecutivas na seqüência de dois veículos diferentes. O algoritmo permite que as trocas gerem inviabilidades. Atribuem-se penalidades às ligações nas quais a inviabilidade é observada. A heurística dá prioridade às trocas que reduzem a penalidade total. Este procedimento não garante o resultado ótimo e não reduz o número de veículos utilizados, mas, segundo Wren e Kwan (1999), não se encontrou melhor alocação em milhares de aplicações práticas. Desenvolvido na *University of Leeds*, na Inglaterra, na década de 1970, sua primeira instalação em uma empresa de transporte foi em 1975. Em 2001, se incluiu no pacote comercial BUSMAN e se incorporou ao módulo de alocação de ônibus BOOST, parte do pacote “*Schedules Office*”.

2.5.2 Programação Concorrente

A programação concorrente é um dos algoritmos aproximados que faz parte da classe das heurísticas gulosas (ver Cornuejols et al., 1977 e Nemhauser, 1978) que, devido a sua simplicidade, é de fácil codificação, eficiente computacionalmente e produz bons resultados na resolução de uma variedade de problemas de alocação restritos. Bodin, Rosenfield e Kydes (1978) descreveram esta técnica como segue:

Passo1: Ordene em uma lista as viagens por tempo inicial. Faça $k = 1$ para a primeira viagem da lista. Atribua k para o veículo 1;

Passo2: Faça $k = k + 1$. Atribua a viagem k para um veículo existente, caso seja viável. Havendo a viabilidade, o veículo usado na alocação é o que possui menor intervalo de tempo ocioso. Caso contrário crie um novo veículo e atribua a viagem k para o mesmo;

Passo3: Se ainda existirem viagens a serem alocadas, volte ao passo 2. Caso contrário, vá para o passo 4;

Passo 4: Pare.

A viabilidade mencionada no passo 2 é analisada em relação ao problema envolvido, ou seja, VSPLPR, VSPMVT ou VSPMD. Tal análise poderá direcionar-se para problemas que envolvam restrições quanto ao comprimento na seqüência de viagens, várias garagens e vários tipos de veículos, como também pode ser usada para gerar soluções iniciais para outros algoritmos.

2.5.3 Aproximação de Duas Fases

O algoritmo aproximativo de Duas Fases foi descrito em Bodin et al. (1983), onde os problemas VSPMVT e VSPMD podem ser vistos como problemas de formação de grupos (*clusters*) quanto à alocação de viagens. Formalmente, são pouco documentados na literatura, mas muito utilizados na prática. Esta interpretação sugere duas classes de aproximações:

- i) Formam-se grupos, onde cada grupo contém seqüências de viagens distintas e alocam-se veículos às seqüências de viagens dentro de cada grupo.
- ii) Faz-se a alocação dos veículos às viagens formando seqüências e, após, as seqüências são alocadas inteiramente dentro de um grupo.

A primeira classe de aproximação agrupa as viagens, associando um peso a cada viagem conforme sua inclusão no grupo. Para o VSPMVT, este peso seria de valor 0, ou 1, dependendo se o tipo de veículo for ou não viável para realizar a viagem. Para o VSPMD, o peso poderia ser medido como a proximidade da viagem à garagem correspondente. Conhecidos esses pesos, o objetivo é minimizar a soma desses pesos, respeitando a disponibilidade dos veículos em cada grupo. Formados os grupos, se resolve um problema do tipo VSP para cada grupo.

Para a segunda classe de aproximação, resolve-se o VSP sobre todo o problema. Forma-se cada uma das seqüências de viagens alocadas a um veículo as quais, logo após, são inteiramente adicionadas a um grupo. Esta aproximação tem sido aplicada com sucesso para o VSPMD, entretanto não é apropriada para o VSPMVT, segundo o trabalho de El Azin (1985), que discute a não garantia da viabilidade e sua dificuldade de ser alcançada.

Um algoritmo heurístico de tempo polinomial, EUR2 foi proposto por Carpanetto et al. (1988) para generalizar o VSPMD no sentido de garantir o uso do número mínimo de veículos, usando diferentes tipos de veículos.

Dell'Amico (1993) usou o algoritmo EUR2 associado a uma heurística, baseada na aproximação de caminhos mínimos para o VSPMD. Resultados computacionais em problemas-teste envolvendo 1000 viagens e 10 depósitos mostraram melhores soluções do tipo aproximadas e menor tempo computacional, quando comparadas com a programação concorrente e com o algoritmo de duas fases.

2.6 REVISÃO HISTÓRICA DO PROBLEMA E APLICAÇÕES

As variações específicas do VSP são consideradas problemas NP-difíceis, o que significa dizer que até o presente momento não podem ser resolvidos otimamente em tempo polinomial; técnicas heurísticas foram desenvolvidas ao longo do tempo com o objetivo de encontrar algoritmos mais eficientes.

Esses problemas também se podem modelar como problemas de cobertura de conjunto ou como problemas de partição de conjuntos para cujas soluções se utilizam amplamente os métodos exatos²⁷, heurísticos²⁸ e metaheurísticas²⁹. Os problemas de cobertura e particionamento são problemas de programação linear inteira (PLI) que se enquadram na classe dos mais difíceis problemas de otimização combinatória existentes; dependendo do tamanho do problema, o número de combinações distintas seria inviável de se explorar

²⁷ Existem várias técnicas desenvolvidas para a busca da solução inteira dos problemas PLI, como técnicas de enumeração (ver Lemke et al., 1972 e Etcheberry, 1977) e algoritmos de planos de corte (ver Belmore e Ratliff, 1971 e Balas e Ho, 1980).

²⁸ Os procedimentos aproximativos iniciaram seu desenvolvimento a partir de heurísticas, que exploram a estrutura de um problema específico e não são, via de regra, possíveis de serem utilizadas em outros problemas (ver Chvátal, 1979, Balas e Ho, 1980, Baker, 1981 e Vasko e Wilson, 1984).

²⁹ A metaheurística é uma estratégia geral de solução, cabendo apenas adaptá-la ao caso específico. Dentre as metaheurísticas destacam-se os algoritmos genéticos (ver Holland, 1975), busca *tabu* (ver Glover, 1986 e Hansen, 1986), *simulated annealing* (ver Metropolis et al., 1953 e Kirkpatrick, 1983) e busca local dirigida (ver Voudouris, 1997).

exaustivamente, ocorrendo o que se chama explosão combinatorial. Definições e classificação da complexidade do problema de otimização encontram-se no Anexo 2.

O problema VSP foi introduzido em 1959, por Dantzig e Ramser (1959), como um problema de despacho de caminhões (*truck dispatching problem*). Clark e Wright (1964) resolveram o problema usando uma heurística inteligente, baseada em um algoritmo de economias.

A primeira tentativa baseada em linguagens algorítmicas (programação procedural) não foi muito eficiente. Ao contrário, a programação descritiva foi considerada um passo mais adequado para este problema. Nestas condições se desenvolveu o sistema computacional ALTO, em 1989, por Potvin et al. (1989) para resolver problemas de roteamento de veículos. Para o VSP, outro sistema computacional, o FLOS, foi desenvolvido por Christodoulou (1994), usando Programação Lógica Restrita, o que permite que as restrições sejam modificadas, adicionando-se ou reduzindo-se restrições, conforme especificação do problema.

O esquema de Programação Lógica por Restrição (ver Jaffar,1987) define uma classe de linguagens baseada em uma estrutura simples de semânticas formais que é projetada para englobar os parâmetros de “resolver restrições” e “programação lógica”. Constitui idéia geral deste esquema: a implementação de várias ferramentas matemáticas (tal como o método simplex), satisfazendo restrições numéricas; o uso de checagem consistente e o uso de técnicas de propagação por restrição para resolver restrições simbólicas. A programação lógica apresenta algumas vantagens em especificar problemas combinatoriais discretos: sua forma relacional é apropriada para especificar as restrições. Há facilidade em modificar as semânticas declarativas e as extensões dos programas. Finalmente, o tempo de desenvolvimento do programa é consideravelmente curto (ver Dincbas, 1990), sendo, porém ineficiente para resolver esta categoria de problemas, porque a execução dos programas no sistema de programação lógica conduz para um procedimento de gerar e testar (procedimento retroativo), cuja principal desvantagem é sua ineficiência em reduzir o espaço de busca. Mais especificamente, no procedimento gerar e testar explora-se o espaço e se usam, posteriormente, as restrições, para se testar se a atribuição global é uma solução viável ou não.

Psarras et al. (1997) introduziram uma nova aproximação, que adiciona ao uso da programação descritiva a vantagem dos métodos de busca local, para a obtenção de resultados satisfatórios, em relação ao tempo de execução. Neste trabalho a programação por restrição gera solução inicial viável e verifica soluções intermediárias da busca local, para que estejam de acordo com as restrições, ao passo que a busca local é implementada para minimizar o custo da solução inicial.

Os métodos exatos não são indicados para resolver o VSP e suas variações, principalmente quando os problemas são muito grandes. Carpanetto et al. (1989) formularam o VSPMD como um problema de programação linear inteira baseado no modelo de teoria de grafo, usando o método exato “*branch and bound*”³⁰, combinando limites inferiores baseado em atribuição e relaxações de caminhos mínimos, obtendo sucesso ao resolver problemas otimamente, usando 70 viagens e 13 garagens.

Ribeiro e Soumis (1994) e Bianco et al. (1994) formularam o VSPMD como um problema de partição de conjunto com restrições laterais. Ribeiro e Soumis usaram em seu trabalho técnicas de geração de coluna para a obtenção de limites inferiores. Bianco et al., antes de tudo resolveram o problema dual heuriscamente por aproximações sucessivas, usando procedimentos baseados em teoria de grafo e programação linear. Assim, usa-se a solução dual para reduzir o conjunto de variáveis a considerar no problema original. O problema reduzido se resolve usando-se uma adaptação do algoritmo “*branch and bound*”. Ambos resolveram problemas com 300 tarefas e seis depósitos.

Desaulniers et al. (1998) também formularam o VSPMD como partição de conjuntos com restrições laterais e usaram a aproximação de geração de colunas em uma estrutura de busca do tipo “*branch and bound*”. A versão heurística e a versão ótima dos algoritmos foram testadas extensivamente sobre problemas de escalas de ônibus urbanos e problemas de escalas de transporte de fretes. Produziram soluções ótimas para problemas pequenos e também médios e boas soluções heurísticas para problemas grandes, em tempo razoável.

Bertossi et al. (1987) desenvolveram um modelo no qual se desmembra o VSPMD em m problemas independentes de única garagem, com restrições adicionais exigindo que cada viagem seja coberta exatamente por um veículo. Com base nesta formulação, se propõe o método de relaxação lagrangeana³¹ e o uso da otimização do subgradiente. Após a fase subgradiente, se aplica um procedimento guloso para que se removam possíveis inviabilidades.

Objetivando-se o planejamento operacional de empresas de transporte rodoviário urbano de passageiros, desenvolveu-se um sistema de apoio à decisão no trabalho de Mayerle (1996). No grafo, os vértices que representam viagens se dispõem em camadas; para cada uma destas, se formula um problema de atribuição; a alocação é realizada através da

³⁰ O “*branch*” e “*bound*” é uma técnica de ampla aplicação, pois a idéia geral é sujeita a inúmeras adaptações e estratégias de implementação, ou seja, podem ser usadas técnicas complementares para obtenção dos limites como relaxação linear (ver Pierre, 1964 e Bagchi et al., 1996) ou relação lagrangeana (ver Fisher, 1981 e Fisher, 1985).

³¹ Os trabalhos de Help e Karp (1970 e 1971) e Geoffrion (1974) foram considerados fundamentais para o desenvolvimento da relaxação lagrangeana.

utilização do algoritmo húngaro. Um procedimento de melhoramento da alocação se propõe através da recombinação de viagens, previamente seqüenciadas e de mínimo custo.

Batia et al. (2000) fizeram uma comparação de três métodos para resolver o VSP: modelo de atribuição, programação lógica e algoritmos genéticos. Os dados do problema são de uma empresa de transporte urbano de passageiros. As soluções obtidas pelos métodos de atribuição e programação lógica foram consideradas merecedoras de uso prático, enquanto o algoritmo genético foi incapaz de obter resultados semelhantes.

Forbes et al. (1994) introduziram uma formulação “*quasi-assignment*” para o VSPMD; Freling et al. (2001) usaram essa formulação para o VSP e propuseram sua resolução através do algoritmo leilão³². Combinadas com o algoritmo leilão, os autores utilizaram técnicas para reduzir o número de arcos do grafo, as quais são: a aproximação de duas fases e a aproximação núcleo orientado³³. Os resultados com problemas de, no máximo, 1500 viagens (curtas e longas) apresentaram uma significativa melhora nos tempos computacionais e melhores performance, quando comparados com algoritmos mais famosos na resolução do VSP como: algoritmo húngaro, sucessivo melhor caminho e fluxo de mínimo custo.

Tramontin (2001) objetiva em sua pesquisa comparar a eficiência da metaheurística Busca Local Dirigida (BLD) para a solução do VSP, quando aplicada sobre soluções iniciais, obtidas pelo método de programação concorrente e pelo método de atribuição. Os resultados demonstraram que BLD, aplicado sobre a solução inicial pelo método de programação concorrente, apresentou resultados satisfatórios; com relação, porém, à solução inicial obtida através do método de atribuição, não se pode melhorar a solução pelo BLD.

2.7 CONSIDERAÇÕES

As publicações demonstram que, através do tempo, houve avanços na procura de técnicas que resultassem soluções melhores para o problema em questão, mas as diferenças vão desde a concepção do problema, das características, dos objetivos, dos modelos matemáticos, até às técnicas de solução. Existem particularidades específicas de um

³² São algoritmos primal-dual de computação paralela para resolução de problemas de fluxos em redes. São procedimentos iterativos, onde ambos os custos primal e dual podem deteriorar em alguma iteração, contudo no final, se obtém uma solução ótima.

³³ Consiste em considerar uma representação reduzida (um núcleo) do problema. O núcleo serve como entrada de um algoritmo e é iterativamente atualizado até que nenhum elemento fora do núcleo possa melhorar a solução.

problema, que são levadas em consideração pelo autor ao desenvolver seu modelo matemático. Coerentemente, exploram-se essas particularidades nos seus algoritmos heurísticos. Logo, torna-se praticamente impossível, desenvolver métodos gerais que se adaptem a todos os problemas de alocação de veículos em empresas de transporte. Mesmo quando se trabalha com uma modalidade, ou seja, transporte regional, a metodologia aplicada necessita de adaptações de uma empresa para outra.

Assim, de posse das técnicas para resolução de problemas de programação da frota, independente a que modalidade se aplique, pode-se estender este conhecimento a outros problemas reais, através da análise das particularidades desses problemas e da construção de modelos diferenciados embasados nas ferramentas existentes.

Cabe salientar que, na literatura estudada e apresentada de forma resumida neste capítulo, não foram encontrados trabalhos aplicados explicitamente ao transporte rodoviário regional de passageiros, referentes à programação da frota. No capítulo seguinte será feita a revisão bibliográfica sobre programação de condutores.

CAPÍTULO III

3. REVISÃO BIBLIOGRÁFICA SOBRE PROGRAMAÇÃO DE CONDUTORES

3.1 PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE CONDUTORES (CSP)

O CSP consiste em construir um conjunto de seqüências de viagens, para um período pré-determinado, atribuindo cada seqüência a um condutor. Uma seqüência de viagens é cumprida dentro do período de um dia, se as viagens realizadas forem de curta distância, possibilitando que o condutor retorne para seu domicílio após o término de sua jornada. Isso se pode observar em empresas de transporte urbano de passageiros. Por outro lado, se as viagens realizadas pela empresa forem de longa distância pode tornar-se necessário que o condutor repouse fora de seu domicílio, e que outro condutor assuma a continuação da viagem. As seqüências de viagens serão compostas de segmentos, cumpridas em jornadas separadas, por períodos de repouso. Ao final dessa seqüência, o condutor deve retornar para seu domicílio. Essa situação encontra-se em algumas empresas de transporte aéreo e transporte regional de passageiros.

Na construção das seqüências de viagens, a disponibilidade espacial, temporal, legal e contratual dos condutores deve ser levada em consideração para gerar o conjunto de seqüências de viagens, que garanta a cobertura de todas as viagens, dentro do horizonte de planejamento; a localização espacial dos condutores e dos veículos, em cada instante, é um fator relevante neste problema.

3.2 PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE TRABALHADORES EM LOCAL FIXO

Embora a introdução se refira à alocação de condutores para operar veículos, um caso simples merece atenção: o problema de alocar trabalhadores onde a força de trabalho se

concentra em um local fixo. Este caso ajuda a compreensão de situações mais complexas, que serão discutidas posteriormente.

Para este problema, Bodin et al. (1983) consideram a rotina de um dia de trabalho dividida em T intervalos de tempo, e uma demanda d_t , associada a cada intervalo de tempo $t = 1, 2, \dots, T$. Os trabalhadores são permutáveis e podem ser substituídos no início de cada intervalo.

A figura 3.1 ilustra a demanda para os trabalhadores, através de um histograma, no qual o eixo horizontal representa o tempo (t) em horas de um dia de trabalho e o eixo vertical representa o número de trabalhadores (NT). Um custo se associa com cada escala de trabalho possível e o problema é cobrir o histograma com um conjunto de escalas de custos mínimos. Um exemplo da rotina de trabalho associada a um trabalhador poderia ser a união das escalas (8h, 12h) e (13h30, 16h30), cobrindo 7 horas de trabalho.

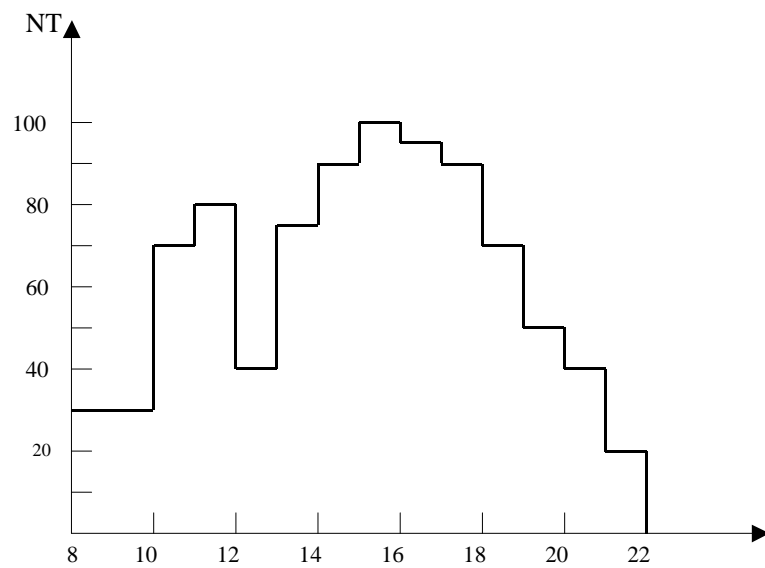


Figura 3.1 - Histograma que representa a demanda para trabalhadores em locais fixos
FONTE: Bodin et al. (1983)

3.3 PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE CONDUTORES EM TRANSPORTE URBANO

O exemplo da figura 3.2, mostra a escala para 3 ônibus (A, B, e C) e 4 condutores (1, 2, 3, e 4). Para cada veículo define-se um *bloco* (*block*) que significa o itinerário de um veículo durante um dia de trabalho, iniciando e terminando em um determinado local, geralmente, na garagem.

No decorrer de sua rota, o veículo passa por pontos nos quais pode ocorrer troca de condutores. Esses pontos são denominados *pontos de troca* ou *substituição (relief points)*. Por exemplo, o bloco A possui 2 pontos de trocas. Estes pontos de troca estabelecem uma partição do *bloco* de cada veículo. Uma *etapa (d-trip)* é a porção de um *bloco*, determinado por dois pontos de trocas consecutivos. Um *segmento (piece)* de viagem é o período de tempo durante o qual o condutor trabalha continuamente com o mesmo veículo. Cada *segmento* se constitui por seqüências de *etapas* e possuem limites mínimo e máximo de duração. Um *turno de trabalho* ou *corrida (run)* consiste de um ou mais *segmentos* de viagens, executados pelo mesmo condutor. Normalmente, o número de *segmentos* em um turno de trabalho é limitado (2 a 4). Neste caso, se construíram 4 *corridas* com seus respectivos tempos de paradas para troca de veículo, exceto o turno 4.

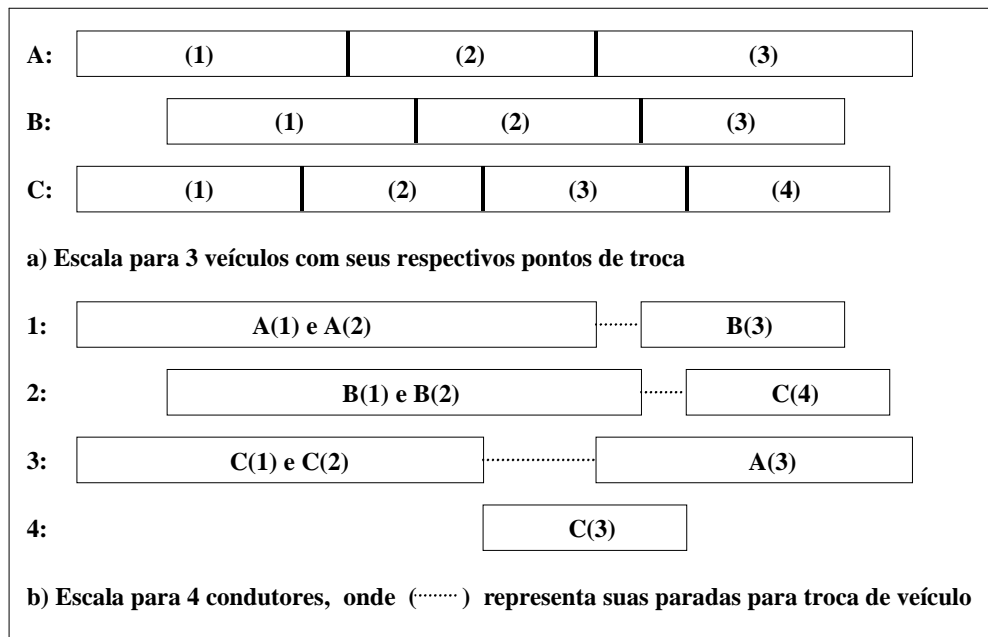


Figura 3.2 - Alocação de veículo e condutor aplicado ao transporte rodoviário urbano de passageiros
FONTE: Bodin et al. (1983)

Portanto, para resolver o problema de alocação de condutores em transporte urbano é necessário:

- i) Definir os *blocos*, que especificam os planos de trabalho para os veículos durante um dia.
- ii) Dividir o *bloco* em um conjunto de *segmentos* de viagens conforme os *pontos de troca*.

- iii) Agrupar os *segmentos* formando os *turnos de trabalho*. Um *turno de trabalho* para cada condutor se obtém agrupando-se um ou mais *segmentos* de viagens. A viabilidade da seqüência dos *segmentos* depende do tempo final do primeiro *segmento* com relação ao tempo inicial do segundo, como também, da localização final do primeiro *segmento* em relação à localização inicial do segundo. Além das restrições de tempo e de espaço, um *turno de trabalho* é viável se as leis trabalhistas, os acordos sindicais e os acordos contratuais forem respeitados.

O processo descrito é combinatorial (Anexo 2), logo, geram-se em casos reais milhares de turnos viáveis. O objetivo é escolher o conjunto de *turnos de trabalho*, de custo mínimo e que cubram todos os *segmentos* de viagens.

Bodin et al. (1983) e Freeling (1997) fazem uma revisão do assunto.

3.4 PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE TRIPULAÇÃO EM TRANSPORTE AÉREO

O problema de alocação para tripulação aérea também é chamado “*pairing problem*” ou “*rotation problem*”. Cada voo diário é dividido em etapas. Uma *etapa* (*flight leg*) corresponde a uma viagem entre duas cidades, ou seja, uma decolagem e uma aterrissagem. As *etapas* são unidas formando um *segmento de voo*, *seqüência aberta ou jornada*. Uma *jornada* (*duty period*) corresponde a uma seqüência de *etapas* sem nenhuma parada para repouso e é limitada pela legislação do trabalho. Finalmente, produz-se a rotação ou seqüência fechada. Uma *rotação* (*pairing*) é uma seqüência de *jornadas*, começando e terminando no domicílio do condutor. A figura 3.3 ilustra a relação hierárquica entre as *etapas*, as *jornadas* e as *rotações*.

As *rotações* são geradas respeitando as restrições impostas. Para cada *rotação* se associa um custo que, geralmente, se baseia no salário da tripulação. A solução final para o problema consiste em obter um conjunto de *rotações* disjuntas, de maneira que cubram todas as *etapas* diárias de voo com um custo mínimo. As técnicas de solução encontradas na literatura para o transporte aéreo têm sido, aproximadamente, as mesmas utilizadas para o problema de alocação em transporte urbano.

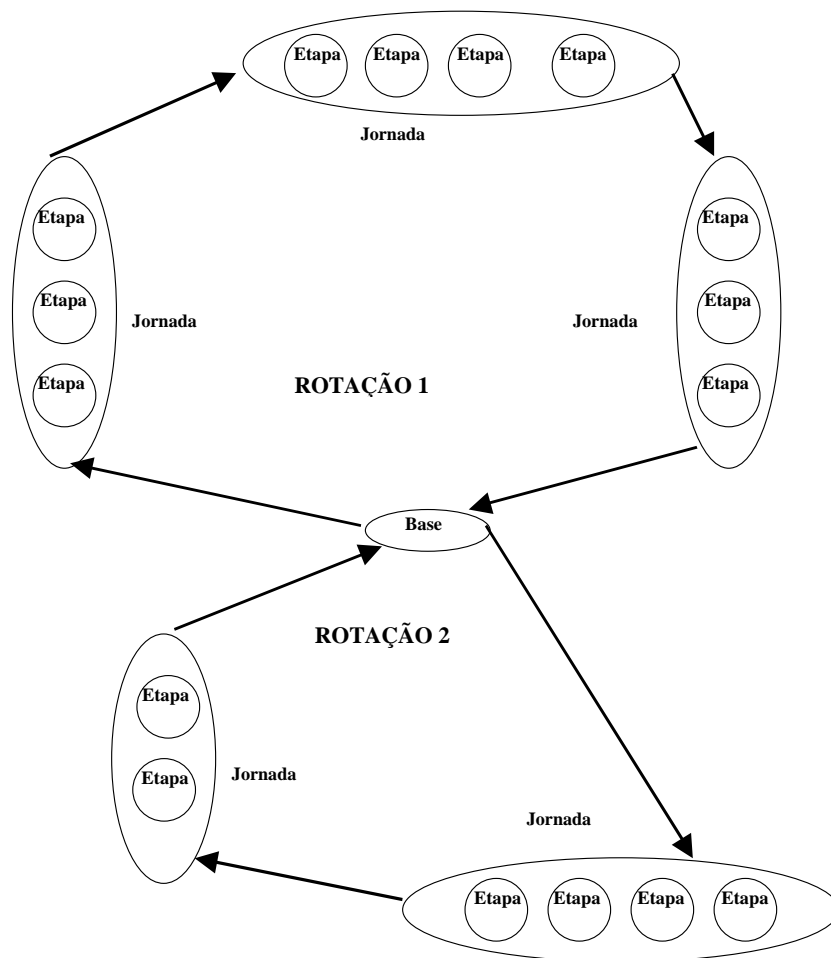


Figura 3.3 - Estrutura hierárquica entre etapas, jornadas e rotações
FONTE: Bodin et al. (1983)

3.5 PROBLEMA DE ESCALA DE TRABALHO

Consiste em construir seqüências diárias de *jornadas* de trabalho, ao longo do horizonte de planejamento (uma semana ou um mês) para cada um dos condutores. Cada uma das seqüências será contemplada com dias de folga, após alguns dias consecutivos de trabalho, conforme as restrições legais.

O problema de escala de trabalho (*rostering* ou *manpower scheduling*) não tem recebido tanta atenção quanto recebe o problema de alocação (*scheduling*), quando se trata de empresas de transporte.

O problema de escala de trabalho se aborda pouco na literatura, principalmente, na literatura americana, pois segundo Ryan (1992), o método de solução do problema de escala,

usado pela maioria das empresas de transporte aéreo norte-americanas, é chamado de “*Bidline System*”. Neste método as escalas são produzidas e publicadas. Então, cada tripulação propõe a escala de trabalho de sua preferência. As propostas são aceitas em ordem decrescente, conforme o tempo de serviço das tripulações. Este método permite que cada condutor se torne familiarizado com as rotas particulares, conforme os trabalhos de Bianco et al. (1992) e Carraresi e Gallo (1984 e 1984a); cada escala, porém, pode apresentar uma carga de trabalho diferenciada, causando, assim, um desequilíbrio na satisfação entre as tripulações, principalmente, se todos recebem o mesmo salário. As tripulações com tempo de serviço menor dificilmente terão oportunidade de escolher suas escalas de trabalho preferidas.

A maioria das empresas européias de transporte, não aceita estas desigualdades, pois cada condutor recebe o mesmo salário. Bianco et al. (1992) propuseram o planejamento de escalas de trabalho em dado horizonte de tempo, distribuindo igualmente a carga de trabalho entre os condutores do sistema de transporte urbano de passageiros. Para uma formulação de programação inteira deste problema, se descreve um algoritmo heurístico iterativo. O algoritmo para cada iteração resolve um problema de atribuição através de um novo procedimento, chamado HMBA³⁴. O problema é representado através de um grafo multipartido, no qual as camadas de vértices representam as escalas dos dias de trabalho, dentro do horizonte de planejamento. Os resultados computacionais mostram que problemas, envolvendo 130 escalas e um período de planejamento de sete dias, se resolveram pelo procedimento HMBA. O algoritmo HMBA, comparado com algoritmo proposto por Carraresi e Galo (1984a) para os mesmos dados, mostra que os resultados do HMBA são mais próximos da solução ótima, exigindo, porém, um tempo computacional maior. Mas a uso do algoritmo HMBA se justifica pela qualidade das soluções produzidas.

Caprara et al. (1998) desenvolveram uma aproximação para escalas de tripulação baseada na proposta vencedora da competição FARO (*Ferrovie Airo Rostering Optimization*), organizada pela *Italian Railway Company*, Ferrovie dello Stato SpA, em 1995. A formulação geral do problema apresenta características próprias, mas pode ser ampliada a outras restrições particulares de casos reais. Obtém-se um limite inferior lagrangeano baseado na solução de um problema de atribuição sobre um grafo definido adequadamente. A informação obtida através deste limite inferior se usa para que o algoritmo encontre soluções aproximadas do problema. Obtiveram-se bons resultados, envolvendo 1000 *jornadas* de trabalho, com tempo computacional curto.

³⁴ “heuristic multilevel bottleneck assignment”

Lau (1996) aborda a complexidade do problema de escalas do ponto de vista computacional. Desenvolve um algoritmo eficiente para o problema com restrições de troca de turnos, usando técnicas heurísticas e mostra como esta versão pode ser ampliada para casos mais complexos.

Normalmente, os problemas de escalas semanais ou mensais de trabalho para condutores de veículos em empresas de transporte urbano se assemelham ao problema de escala de serviço para trabalhadores em locais fixos (ver Bodin et al., 1983) em alguns aspectos, tais como:

- i) Todos os turnos se realizam dentro do período de um dia, ou seja, começam e terminam no mesmo dia.
- ii) Possuem o mesmo perfil de demanda de mão de obra durante os dias úteis da semana, normalmente, sofrendo variações apenas nos finais de semana e feriados.

Pode-se abordar o planejamento de escalas, seja semanal ou mensal, através de dois enfoques: *Escala Cíclica*, ou *Escala Individualizada* (ver Khoong et al., 1994).

O processo de modelagem de um problema de escala de trabalho leva em consideração as particularidades de cada domínio que engloba:

- i) A natureza e a duração dos turnos envolvidos.
- ii) As restrições resultantes das leis trabalhistas, dos acordos sindicais e dos acordos contratuais. Essas restrições estabelecem a seqüência de turnos, o número máximo de dias de trabalho consecutivos (período), o intervalo de tempo destinado à folga entre os períodos, etc.
- iii) A política da empresa com relação ao tipo de abordagem que será dada à escala de serviço, ou seja, escala cíclica ou individualizada.

3.5.1 Escala Cíclica

Também denominada *rotacional* ou *comum*, consiste em construir uma seqüência contendo todas as jornadas diárias de trabalho intercaladas por dias de folga. Esta seqüência constitui um ciclo de trabalho, que é repetido por todos os condutores, sendo que cada um a inicia em uma posição diferente, no início de cada ciclo.

A principal motivação para este tipo de escala é que, sobre um período de tempo igual a t vezes o período de planejamento, todos os trabalhadores deverão ter cumprido a

mesma seqüência de trabalho e de folgas. A única diferença é que a execução em semanas diferentes, isto é, o que o empregado i fizer na semana 1, o empregado $i - 1$ fará na semana 2, e, assim, sucessivamente. Com essa abordagem, no final de cada ciclo, a carga de trabalho será uniformemente distribuída entre os trabalhadores, pois todos terão executado as mesmas atividades.

As escalas cíclicas são mais fáceis de se gerenciarem e são mais estáveis; por outro lado, são pouco flexíveis a mudanças, pois a mesma seqüência de trabalho é repetida para todos os empregados. Trabalhos na literatura referente à escala cíclica são encontrados em Baker e Magazine (1977), Tien e Kamiyama (1982), Burns e Koop (1987), Emmons (1985) e Balakrishman e Wong (1990).

3.5.2 Escala Individualizada

Também denominada *fixa* ou *não-cíclica*, consiste em construir seqüências individuais de jornadas de trabalho, que são únicas para cada condutor, levando-se em consideração o histórico de cada um. A escala que se construirá para cada trabalhador só depende do período de trabalho anterior e das restrições legais. Isto significa que cada trabalhador pode executar uma seqüência de trabalho diferente dos demais.

Dawid et al. (2001) desenvolveram em seu trabalho um modelo de escala individual de tripulação aérea, através da adaptação da técnica “*branch and bound*” e planos de corte. Usaram dados reais de linhas aéreas européias de médio porte, obtendo escalas mensais satisfatórias.

As escalas individualizadas são mais flexíveis, pois podem ser adaptadas às alterações do nível de demanda e priorizar as preferências individuais. Dentre as publicações sobre escala individualizada podem-se ressaltar trabalhos como de Burns e Carter (1985), Miller (1976) e Warner (1976).

Algumas das definições apresentadas também se encontram citadas em Constantino (1997), que desenvolveu em seu trabalho otimização de escalas para condutores de trem, através do sequenciamento de tarefas e alocação baseada em preferência declarada.

Uma revisão mais aprofundada sobre o assunto encontra-se em Bodin et al. (1983).

3.6 FORMULAÇÃO MATEMÁTICA PARA OS PROBLEMAS DE GERAÇÃO DE ESCALAS

3.6.1 Formulação para Trabalhadores em Local Fixo

Esta formulação foi proposta inicialmente por Bennet e Potts (1968) e se caracteriza pelas definições feitas no item 3.2 e pelo histograma que determina o número de trabalhadores exigidos em cada intervalo do dia, conforme figura 3.1. Observa-se que o histograma se define pela demanda (d_t), ou seja, pelo número de trabalhadores no intervalo de tempo t . O modelo para trabalhadores em local fixo se formula como segue:

$$\text{Min} \sum_{j=1}^n c_j x_j \quad (3.1 \text{ a})$$

s.a.

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \geq d_t \quad \forall t = 1, \dots, T \quad (3.1 \text{ b})$$

$$x_j \geq 0 \text{ e inteiros} \quad \forall j = 1, \dots, n \quad (3.1 \text{ c})$$

onde:

n = número de escalas diárias de trabalho

$a_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se a escala diária } j \text{ cobre o período } t \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad \forall j = 1, \dots, n$

c_j = custo da escala diária $j \quad \forall j = 1, \dots, n$

A inclusão de restrições, em relação às horas extras, pode limitar a quantidade diária de tipos de escalas de trabalho, sem que o modelo perca sua linearidade.

Bodin et al. (1981) utilizaram este modelo na análise do impacto causado por alterações nas leis trabalhistas, assim como no atendimento de novas demandas. Lessard et al. (1981) utilizaram esta formulação para determinação de um perfil prévio da alocação dos condutores.

Mais detalhes sobre alocação de trabalhadores em locais fixos pode-se encontrar nos trabalhos de Monroe (1970), Guha e Browne (1975), Jenkins (1975) e Miller (1975).

3.6.2 Formulação Teórica para o Problema de Alocação de Condutores

Bodin et al. (1983) formularam o problema de alocação de condutores, teoricamente, como um conjunto hierárquico de restrições. O primeiro nível de restrições define períodos de

trabalho contínuo dos condutores (“*contínuos crew working period - CWP*s”), que equivalem aos *segmentos*, conforme definido em 3.3. No segundo nível de restrições, os *CWP*s são agrupados em escalas de trabalho diário (“*full work schedules - FWS*s”), que equivalem às *corridas*, conforme definido em 3.3. Cada *FWS*, geralmente, contém 1, 2, 3 ou 4 *CWP*s.

A formulação se faz através de um grafo, cujo conjunto de nós N é representado pelas *etapas* conforme definida em 3.3. O conjunto de arcos divide-se em dois subconjuntos, que são:

- i) A_1 é composto pelos arcos (i, j) , tais que as *etapas* i e j possam ser seqüenciadas dentro de um único *CWP*.
- ii) A_2 é composto pelos arcos de retorno (j, i) , tal que um *CWP*, sendo viável quando iniciando na *etapa* i e terminando na *etapa* j .

Um *FWS* em potencial é definido como um conjunto composto por um pequeno número de *CWP*s e é denominado de *padrão*. O conjunto de todos *FWS padrões* é denominado de ρ ; $p(i, j)$ é o conjunto de todos os padrões que cobrem um *CWP* que inicia em i e termina em j . Assim, tem-se o modelo:

$$\text{Min} \left(\sum_{l \in \rho} c_l z_l + \sum_{(i,j) \in A_1} c_{ij} x_{ij} + \sum_{(i,j) \in A_2} c_{ij} y_{ij} \right) \quad (3.2 \text{ a})$$

s.a.

$$\sum_{i|(i,j) \in A_1} x_{ij} + \sum_{i|(i,j) \in A_2} y_{ij} - \sum_{i|(j,i) \in A_1} x_{ji} - \sum_{i|(j,i) \in A_2} y_{ji} = 0 \quad \forall j \in N \quad (3.2 \text{ b})$$

$$\sum_{i|(i,j) \in A_1} x_{ij} + \sum_{i|(i,j) \in A_2} y_{ij} = 1 \quad \forall j \in N \quad (3.2 \text{ c})$$

$$\sum_{(i,j) \in A_1 \cap C} x_{ij} + \sum_{(i,j) \in A_2 \cap C} y_{ij} \leq |C| - 1 \quad \forall \text{ circuito } C, |A_2 \cap C| \geq 2 \quad (3.2 \text{ d})$$

$$\sum_{l \in p(i,j)} z_l - y_{ji} = 0 \quad \forall (j,i) \in A_2 \quad (3.2 \text{ e})$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in A_1 \quad (3.2 \text{ f})$$

$$y_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in A_2 \quad (3.2 \text{ g})$$

$$z_l \in \{0,1\} \quad \forall l \in \rho \quad (3.2 \text{ h})$$

onde $x_{ij} = 1$ se a *etapa* j é subsequente da *etapa* i ; caso contrário, $x_{ij} = 0$; $y_{ij} = 1$ se um *CWP* inicia na *etapa* i e termina na *etapa* j ; caso contrário, $y_{ij} = 0$; $z_l = 1$ se o *padrão* l é utilizado; caso contrário $z_l = 0$; nos custos da função objetivo (3.2 a), c_l representa os custos com alocação de condutores e c_{ij} os custos com alocação de veículos.

A formulação deste problema diferencia-se da forma apresentada em (2.2) pelo acréscimo das restrições (3.2 e) e (3.2 h), e na formulação da função objetivo. A restrição (3.2 e) garante que todos *CWPs* se cubram por um *FWS*.

A solução do modelo apresentado é inviável em casos práticos, devido ao tamanho que adquirem, pois o número de padrões *FWS* cresce na proporção de n^{2k} , onde n é o número de *etapas* e k é o número de *CWPs* existentes por *FWS*. Assim, os autores sugerem a utilização de técnicas que possibilitem a subdivisão ou simplificação do problema.

Uma aproximação para problemas de alocação integrada de veículos e condutores foi desenvolvida por Desaulniers e Desrosiers (2001), aplicado ao sistema de transporte urbano de passageiros, usando uma garagem e frota homogênea. A solução proposta consiste no processo de geração de colunas, integrado com um esquema “*branch and bound*”.

O problema de alocação integrada de veículos e condutores é um problema NP-difícil. Fischetti et al. (2001) desenvolveram uma aproximação para simplificar este problema, usando técnicas “*branch and cut*” e procedimentos heurísticos.

3.6.3 Formulação Baseada em Cobertura e Partição de Conjuntos para o problema de Alocação de Condutores

O problema de cobertura de conjuntos (*set covering problem - SCP*) e o problema de partição de conjuntos (*set partitioning problem - SPP*) estão entre os modelos mais usados para resolver o problema de alocação de condutores. Nestas formulações usa-se o conceito de *blocos* e *segmentos* definidos em 3.3. A combinação dos *blocos* e *segmentos* determina uma *escala (duty)*. O problema consiste em encontrar o conjunto de escalas de menor custo que cubram todos os *segmentos*.

Sendo $N = \{1, 2, \dots, n\}$, o conjunto de *escalas* e $M = \{1, 2, \dots, m\}$, o conjunto de *segmentos*, a formulação matemática para o *SCP* é dada por:

$$\text{Min } \sum_{j=1}^n c_j x_j \quad (3.3 \text{ a})$$

s.a

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \geq 1 \quad \forall i \in M \quad (3.3 \text{ b})$$

$$x_j \in \{0, 1\} \quad \forall j \in N \quad (3.3 \text{ c})$$

onde c_j é o custo da escala j para cada condutor. A inequação (3.3 b) afirma que cada segmento é coberto, pelo menos por uma escala, ou seja:

$$a_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se a escala } j \text{ contém o segmento } i \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

e

$$x_j = \begin{cases} 1 & \text{se a escala } j \text{ é realizada} \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}.$$

Substituindo a restrição (3.3 b) por:

$$\sum_j^m a_{ij} x_j = 1 \quad \forall i = 1 \dots n \quad (3.3 d)$$

A formulação constituída por (3.3 a), (3.3 c) e (3.3 d), é chamada de *SPP*. Apesar da semelhança entre os problemas de cobertura e partição de conjuntos, no *SPP* cada segmento é coberto por, exatamente, uma escala.

Os problemas de cobertura e particionamento são problemas de programação linear inteira, que se enquadram na classe dos mais difíceis problemas de otimização combinatoria existentes; uma exposição extensa da existência de métodos de solução, resultados teóricos e aplicações destes problemas podem ser encontradas em Balas e Padberg (1976), Christofides e Korman (1975), Garfinkel e Nemhauser (1972) e Harche e Thompson (1994).

Evidentemente, toda solução para o problema de particionamento é também uma solução para o problema de cobertura associado, mas a recíproca não é verdadeira. Somente em ocasiões particulares o problema de cobertura poderia produzir limites para o problema de partição.

O trabalho de Garey e Johnson (1979) dá início ao estudo das dificuldades entre soluções teóricas para um problema de programação inteira e sua implementação computacional. O obstáculo da abordagem exata dos problemas NP-difíceis, que representam a maioria dos problemas PLI interessantes, está na explosão combinatoria dos métodos enumerativos.

3.7 ALGORITMOS E SISTEMAS USADOS NA RESOLUÇÃO DO PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE CONDUTORES

Nas décadas de 1970 e 1980, houve uma considerável atenção para as escalas de veículos e seus condutores, e o número de aplicações cresceram. Os resultados mais importantes obtido desde 1975 estão registrados em sete volumes de artigos da “*Computer-Aided Scheduling of Public Transport*”, editado por Bodin e Bergman (1975), Wren (1981), Rousseau (1985), Daduna e Wren (1988), Desrochers e Rousseau (1992), Daduna et al. (1995) e Wilson (1997).

Existem três aproximações principais, descritas na literatura, para o problema de alocação de condutores (ver Bodin, 1983 e Wren e Rousseau, 1995): a heurística *run cutting*, o algoritmo de emparelhamento e a formulação de cobertura de conjunto. A heurística *run cutting* foi usada nos anos de 1970 no pacote RUCUS pelos americanos e pelos ingleses no sistema TRACS, que são algoritmos construtivos que resultam de procedimentos usados em escalas manuais. Uma versão atualizada do TRACS foi desenvolvida por Kwan et al. (1997), que é o TRACS II. O algoritmo de emparelhamento se usa no RUCUS-II e numa versão inicial do HASTUS; o método se divide em três partes: partição do horário em *blocos*; geração do grafo e construção de *FWSs*. A formulação de cobertura de conjunto se usou no pacote IMPACS do sistema BUSMAN e no pacote Crew-Opt; o último incluído na versão primitiva do HASTUS.

Cabe salientar que, na década de 1980, o desenvolvimento de sistemas levou em consideração técnicas que combinassem heurísticas e programação matemática. O modelo descrito em 3.6.1 serviu como base para o desenvolvimento deste tipo de sistemas, tais como: os sistemas MICROBUS (ver Bertram e Winckler, 1988) e OPTIBUS (ver Ceder et al., 1988).

Os sistemas de apoio à decisão mais usados para gerenciamento operacional no setor de transporte coletivo são: HOT na Alemanha, AUSTRICS na Austrália, MTRAM na Itália, BUSMAN no Reino Unido e HASTUS no Canadá. Alguns sistemas, como Teleride-Sage e UMA (Trapeze), mencionados por Wren e Rousseau (1993, 1995), são também comuns, assim como o sistema GIST (ver Lourenço et al., 2001) em Portugal.

3.7.1 Método Heurístico para VSP e CSP Integrado baseados em Emparelhamento

Ball et al. (1983) desenvolveram um método heurístico para solucionar, simultaneamente, o problema de alocação da frota e condutores, através de emparelhamento.

O método consiste de duas fases, que correspondem a dois níveis de restrições conforme formulação 3.6.2.

As etapas principais deste algoritmo são:

- i) Geração dos *segmentos*: Considera o grafo acíclico do problema de alocação de condutores, onde as *etapas* (conjunto de vértices) são divididas em níveis, conforme figura 3.4, e os nós *s* e *t* representam as garagens. Iterativamente, os vértices de um nível são adicionados aos *segmentos* em formação. Em cada nível, a alocação dos vértices aos *segmentos* se resolve através de um problema de emparelhamento.
- ii) Melhoramento dos *segmentos*: Este algoritmo pode ser interpretado como um procedimento de trocas heurísticas, em que o algoritmo de emparelhamento faz as melhores trocas com a finalidade de diminuir o custo da função objetivo.
- iii) Formação das *corridas*: Os *segmentos* resultantes do melhoramento se combinam, formando as *corridas*, o que se faz através da resolução de um problema de emparelhamento.

Ball e Roberts (1985) desenvolveram um método, semelhante ao apresentado acima, aplicado à alocação de tripulação em empresas de transporte aéreo.

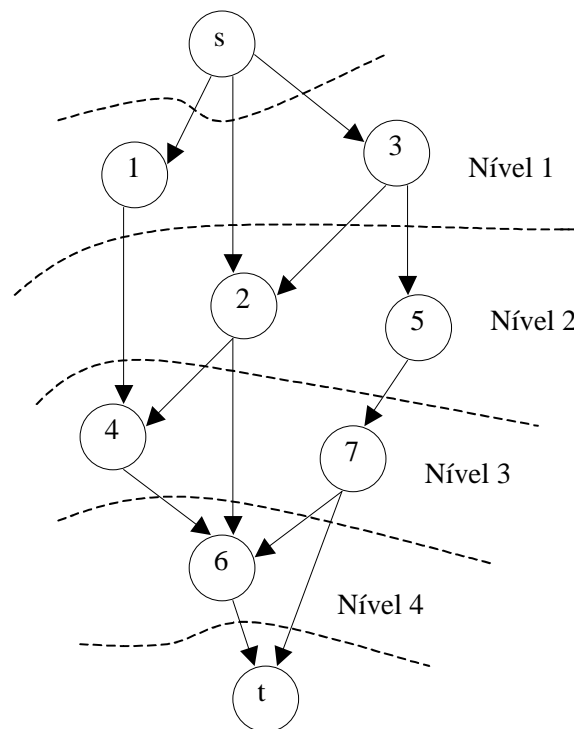


Figura 3.4 - Formação de níveis de vértices
FONTE: Ball et al., (1983)

3.7.2 Aproximação *Run Cutting*

O método consiste em dividir *segmentos* dentro de *blocos* (alocação de frota feita previamente) e combinar as partes destes *segmentos* formando, as *corridas*. O primeiro sistema computacional a usar esta aproximação foi o RUCUS. Baseado em heurísticas, que procurava imitar os procedimentos manuais utilizados para alocação na época (ver Goeddel, 1975), se mostrou inflexível e difícil de incorporar pequenas mudanças nos seus parâmetros. Hildyard e Wallis (1981) desenvolveram um refinamento do RUCUS, com alterações que contribuíram para a melhoria do pacote, tais como:

- i) Alta flexibilidade interativa da interface do usuário.
- ii) Conjunto de parâmetros para especificar o problema e refinar o algoritmo.
- iii) Sistema flexível para manipulação de entrada de dados.

Mesmo com essas modificações, apesar de produzir economia, ainda seria necessário um grande esforço de pesquisa, levando-se em consideração as particularidades de cada problema.

Cavique et al. (1999) usaram algoritmos de busca tabu, para problemas de alocação de condutores, como parte do sistema de apoio à decisão no gerenciamento do metrô de Lisboa. Uma solução inicial se constrói seguindo uma aproximação *run cutting* tradicional. Dois algoritmos de melhoria se usam com o objetivo de criar módulos independentes, que são sucessivamente integrados ao sistema. Estes algoritmos estão embutidos na estrutura da busca tabu: *tabu-crews* e *run-ejection*. Ambos reduzem o número de *jornadas* da solução inicial. O algoritmo *run-ejecting* produz *jornadas* de melhor qualidade em tempo computacional menor do que o algoritmo *tabu-crew*.

Emden e Proksch (1999) formularam o problema de tripulação aérea baseada na formulação “*run cutting*”. Bons resultados foram obtidos com referência a problemas reais pequenos e problemas-teste de porte médio com 4600 vôos por mês.

3.7.3 Sistema HASTUS

Lessard et al. (1981) e Rousseau et al. (1985) desenvolveram este método, considerando a alocação prévia da frota, onde cada veículo inicia e termina sua operação de acordo com período pré-determinado do dia de trabalho.

As etapas deste método são basicamente:

- i) O problema de alocação de condutores é relaxado em um problema de programação linear, através da avaliação dos custos dos *FWSs* gerados. Para isso, se utilizou o modelo descrito em 3.6.1. Este procedimento se chama HASTUS-Macro.
- ii) A solução do HASTUS-Macro também indica a divisão dos *blocos* em *segmentos* e como agrupá-los para formar os *FWSs*. A divisão de *blocos* em *segmentos* se faz através de procedimentos de busca de caminhos mínimos em grafos. Isso se faz, repetitivamente, até que melhoria na solução não seja encontrada, após consideração de todos os *blocos*.
- iii) Um algoritmo de emparelhamento é utilizado para formar a solução final.

Na última fase da solução, utilizam-se heurísticas de melhoramento de soluções, segundo Lessard et al. (1989).

Desrochers e Soumis (1988,1989) e Desrochers et al. (1992) desenvolveram o método CREW-OPT, usando formulação de cobertura de conjunto e geração de colunas na solução do problema de alocação de condutores, o que deu origem a algumas versões do sistema HASTUS.

3.7.4 Sistema BUSMAN

COMPACS, IMPACS e CREWPLAN são um conjunto de programas que compõem o sistema BUSMAN, desenvolvido pela Hoskyns Group In. junto com a Universidade de Leeds. O IMPACS é o programa que contém o algoritmo que soluciona o problema de alocação de condutores usando uma formulação de cobertura de conjuntos.

As etapas deste método são as seguintes:

- i) Técnicas de redução de *segmentos* (ver Smith e Wren,1988) se aplicam ao problema.
- ii) O problema de cobertura se forma, onde as linhas da matriz correspondem aos *segmentos* ou combinação deles; as colunas correspondem ao *FWS*. O problema se resolve pelo algoritmo adaptado do código ZIP, desenvolvido por Ryan (1980).

- iii) Trocas heurísticas se fazem, permitindo que pontos de substituição de condutores eliminados na primeira etapa sejam reconsiderados.

Neste sistema o usuário pode intervir nas iterações fazendo modificações, caso seja necessário.

3.7.5 Sistema GIST

GIST é um sistema de apoio à decisão para o planejamento operacional de transporte de passageiros, usado em Portugal e desenvolvido em INEGI³⁵ e ICAT³⁶, em conjunto com seis companhias de transporte.

O sistema GIST é um pacote de software com diversos módulos que permitem gerir a informação base relativa à rede de transportes, às linhas e às viagens a realizar. Permite ainda gerar, de uma forma otimizada, os horários dos veículos e dos condutores, incluindo o escalamento diário destes últimos. Para alguns dos problemas tratados, se desenvolveram algoritmos exatos e heurísticos, que se propõem à gerência como possíveis alternativas.

O processo de planejamento é decomposto em subproblemas devido a sua complexidade, ou seja, produção de horários, alocação de veículos, alocação de condutores e construção de escalas individual dentro de um horizonte de planejamento. Primeiramente, um algoritmo baseado sobre programação linear (ver Beasley, 1987) e heurística (ver Vasco e Wolf, 1988 e Beasley, 1987) foi usado para obter os limites inferiores e superiores para os problemas de alocação de condutores, formulados como cobertura de conjuntos. Melhorias foram acrescentadas para a alocação de condutores e construção de escalas, através da geração de *CWPs* por um algoritmo apresentado em Agra (1993). A seguir, as metaheurísticas buscam *tabu* e algoritmos genéticos (ver Lourenço et al., 2001) se usam para resolver o problema de alocação de condutores, formulado como cobertura de conjunto. Esses métodos, incorporados ao sistema GIST, permitiram que problemas de grande porte fossem resolvidos, durante o processo de planejamento, substituindo o método baseado em programação linear. As soluções das metaheurísticas alcançaram maior aceitabilidade da gerência, pois não precisam de ajustes manuais do usuário, como era comum nas soluções baseada em programação linear, e aceitam a possibilidade de incorporar diferentes funções objetivas. Assim, o usuário pode

³⁵ Instituto de Engenharia Mecânica e Gestão Industrial - www.inegi.pt

³⁶ Instituto de Ciência Aplicada e Tecnologia da Faculdade de Ciências da Universidade de Lisboa - www.icat.fc.ul.pt

escolher entre um dos três métodos e obter cenários diferentes para a decisão final do processo de planejamento.

3.8 TRABALHOS RELEVANTES APLICADOS À PROGRAMAÇÃO DE CONDUTORES

Hoffman e Padberg (1993) propuseram uma aproximação “*branch and cut*” para resolver otimamente problemas formulados como particionamento de conjuntos, a partir de problemas reais de grande porte de tripulação aérea. O procedimento transforma automaticamente o problema fornecido pelo usuário, simplificando sua formulação através do pré-processador. A seguir, há relaxamento do problema linear, que é resolvido pela sub-rotina de programação linear (ver Bixby, 1990), para encontrar um limite inferior para o mesmo. O pacote de software permite o intercâmbio com outras sub-rotinas de programação linear, CPLEX (ver Boyd, 1990) e IBM’S OSL. O limite superior para o problema se obtém através de uma heurística que reduz o tamanho do problema. Encontrados os limites superior e inferior da solução ótima, planos de cortes são gerados no poliedro, definido pela região convexa de pontos inteiros viáveis, e tais cortes são incorporados no algoritmo de busca em árvore. Em cada nó da árvore de busca, o problema é pré-processado, e se aplicam sub-rotinas de programação linear, heurística e geração de cortes. Nos problemas se incluem os de particionamento de conjunto puro ou com restrições laterais, que representam exigências de leis trabalhistas. Experiências numéricas, para uma amostra de 68 problemas reais de alocação de tripulação, mostraram bons resultados com *jornadas* de custo menor e com tempo ocioso menor entre as *etapas* quando comparados com outras aproximações.

Os algoritmos genéticos foram aplicados inicialmente por Beasley (1994) e Chu (1995), em problemas formulados como cobertura e particionamento de conjuntos. Estes algoritmos foram testados com problemas provenientes da *OR-library* (ver Beasley,1990), sendo que os melhores resultados foram obtidos a partir da formulação de cobertura de conjunto.

Lenive (1996) discutiu a aplicação do algoritmo híbrido para o problema de alocação de tripulação de linhas aéreas, que consiste em um algoritmo genético e uma heurística de busca local. O algoritmo foi testado para um conjunto de 40 problemas com dados reais, onde metade obteve soluções ótimas e 9, soluções boas. Os resultados foram comparados com algoritmos “*branch and cut*” e “*branch and bound*”. O algoritmo “*branch and cut*” obteve

resultados melhores que o algoritmo híbrido, e o algoritmo “*branch and bound*” mostrou melhor desempenho que o algoritmo híbrido.

Mayerle (1996) propôs um sistema de apoio à decisão para o planejamento operacional de empresas de transporte rodoviário urbano de passageiros. A geração de escalas é modelada como um problema de cobertura de conjuntos, cuja solução é obtida por meio de um algoritmo genético. A distribuição das escalas geradas se faz através de um algoritmo derivado do método húngaro, aplicado sobre um grafo multipartido, representativo do esquema de distribuição.

Um algoritmo genético, aplicado a algumas restrições específicas do problema de alocação de tripulação aérea, diferente da aplicação de Levine (1996), foi proposto por Ozdemir e Mohan (2001). Do conjunto de 24 problemas, 17 apresentaram soluções melhores para a aplicação de Ozdemir e Mohan do que o método de Levine.

Vance et al. (1997) apresentaram em seu trabalho uma nova formulação, baseada na divisão do processo de solução, em dois estágios, aplicado ao problema de alocação de tripulação aérea. No primeiro estágio, seleciona-se um conjunto de *jornadas* para cobrir os vôos da escala, e no segundo estágio, se constroem *rotações* usando-se as *jornadas* selecionadas. O problema se resolve através de um algoritmo de decomposição, usando geração de colunas para limitar o número de variáveis que necessitam serem incluídas explicitamente na matriz do problema. A desvantagem desta aproximação é que a relaxação da nova formulação é mais difícil de ser resolvida do que a formulação original (particionamento de conjuntos), apesar do uso de técnicas para reduzir o número de variáveis na formulação e acelerar a convergência do algoritmo.

Chu et al. (1997) descreveram uma metodologia de otimização para *rotações* de tripulações. A principal contribuição deste trabalho é a introdução de uma heurística de ramificação, sobre um grafo melhorado, para solucionar problemas de particionamento de conjuntos. O procedimento de solução consiste, primeiramente, em resolver programas lineares, sucessivamente, e novas colunas são geradas (até 20 milhões podem ser geradas), e finalmente, obter uma solução de programação linear ótima sobre a matriz selecionada. A seguir, uma heurística de ramificação é aplicada sobre as melhores colunas da matriz. A heurística de ramificação é baseada na lógica descrita em Anbil et al. (1991) e Druckerman et al. (1991), com adição de melhorias para resolver o problema de particionamento de conjuntos.

Stojkovic et al. (1998) descreveram o problema de gerar *rotações* modificadas, quando necessário, devido às perturbações nas operações diárias. Isso exige cobertura de

todos os segmentos de vôos, a partir de um dado período de tempo, com escalas disponíveis, enquanto minimiza os distúrbios de membros da tripulação. O problema é, matematicamente, formulado como particionamento e resolvido através de um método de geração de colunas, embutido em busca “*branch and bound*”. Bons resultados se alcançaram, em tempo computacional razoável.

Mingozzi et al. (1999) formularam o problema de alocação de tripulação aérea, como um problema de particionamento de conjunto com restrições laterais. Cada coluna da matriz de restrições laterais corresponde a uma escala viável, que é um subconjunto de tarefas realizadas por uma tripulação. O procedimento descrito não usa a matriz de restrições laterais. Computa um limite inferior para o problema através de uma solução heurística do dual. A solução dual é usada para reduzir o número de variáveis das restrições laterais. O problema de restrições laterais se resolve por um algoritmo “*branch and bound*”. Resultados computacionais bons são alcançados para problemas da literatura.

Algoritmos baseados em geração de colunas, para construir *rotações* de trabalho de mínimo custo, desenvolvido por Yan et al. (2002), são formulados como programação linear inteira e aplicados ao sistema de linhas aéreas de Taiwan. Os autores afirmam que apesar das particularidades do problema desenvolvido, modificações podem-se implantar no modelo.

Stojkovic et al. (2002) resolveram, otimamente em tempo real, problemas de escalas operacionais diárias de tripulação aérea, quando ocorrem pequenas perturbações diárias. A reformulação do planejamento da escala com o objetivo de minimizar os custos dessas perturbações se faz através da redução de vôos, transferências de tripulação, períodos de descanso e conexões de passageiros. As formulações primal e dual dos problemas obtiveram resultados eficientes.

O problema de alocação de tripulação aérea é formulado como programação linear inteira por Beasley et al. (1996). Um limite inferior se obtém através de relaxação lagrangeana e se resolve por otimização do subgradiente. Resultados computacionais são obtidos para problemas testes, gerados randomicamente, envolvendo entre 50 e 500 tarefas. Beasley et al. (1998) usaram estes dados, para testar o mesmo problema, onde o limite inferior é encontrado por programação dinâmica.

3.9 CONSIDERAÇÕES

Na literatura, estudada neste capítulo e no anterior, não foram encontrados trabalhos aplicados ao transporte rodoviário regional de passageiros, assim como não existe referência a

banco de horas, processo dinâmico, e, geralmente, o horizonte de planejamento é compreendido num intervalo de tempo entre uma semana a um mês.

Apesar da semelhança entre transporte rodoviário urbano de passageiros e transporte rodoviário regional de passageiros, as aplicações se diferenciam pela estrutura da rede, seu tamanho e sua periodicidade; um paralelo entre estas diferenças é apresentado na tabela 3.1.

Tabela 3.1 - Diferenças entre transporte rodoviário urbano e regional de passageiros

TRANSPORTE RODOVIÁRIO DE PASSAGEIROS	URBANO	REGIONAL
Características das Atividades	Transporte nos centros urbanos e regiões metropolitanas	Transporte entre cidades, estados e países
Base das Atividades	Diária (ciclo de viagens se repete todos os dias)	Ciclo de viagens se repetem por períodos ou dias alternados
Características das Linhas	Linhas regulares de curta distância, com horários e itinerárias bem definidas	Linhas regulares de longa distância, com horários e itinerários bem definidos
Frequência das Atividades	Intensa, o veículo realiza até 40 viagens por dia	Pequena, o veículo realiza no máximo cinco viagens por dia
Extensões das Atividades	As viagens iniciam e terminam no mesmo dia	As viagens iniciam e não terminam no mesmo dia, podendo levar até uma semana
Garagens	Geralmente uma	Várias
Localização das Garagens	Localizada, geralmente, em um ponto estratégico da cidade	Localizada nos diversos pontos da rede viária regional
Tipo de Escala	Cíclica/Individual	Individual
Base Domiciliar	Centro e bairros da cidade	Diversos pontos da rede viária regional

O capítulo a seguir apresenta os modelos, as formulações matemáticas e os algoritmos que fazem parte da proposta deste trabalho para atingir os objetivos propostos.

CAPÍTULO IV

4. MODELO PROPOSTO

4.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS

Na proposta deste trabalho, tendo em vista os objetivos, leva-se em consideração no processo um horizonte de planejamento como base para a alocação. A programação da frota consiste em construir seqüências de viagens da programação horária (*PH*), alocadas ao tipo de veículo exigido, através da análise dos custos, respeitando restrições, tais como: local de saída (*LS*), local de chegada (*LC*), hora de saída (*HS*) e hora de chegada (*HC*) das viagens, de forma a minimizar os custos improdutivos (tempo de permanência e deslocamentos) e cobrir todas as viagens do horizonte de planejamento. A frota é heterogênea, constituída por veículos que se diferenciam pelo conforto oferecido aos passageiros.

Para a programação de condutores, constroem-se seqüências de viagens viáveis, formando escalas de trabalho individuais; na formação dessas escalas respeitam-se restrições legais, contratuais e sindicais, além de se considerar a *HC*, *HS*, *LS*, *LC* das viagens da *PH* e das viagens improdutivas (deslocamentos de veículos entre *LC* e *LS* de viagens consecutivas de sua seqüência).

Após a implantação da solução obtida para a programação da frota e dos condutores, pode ser necessário interromper o processo de execução, a partir de um determinado ponto, em função de atrasos, quebra de veículos ou acidentes, sendo necessário re-programar as atividades ainda não realizadas, levando-se em consideração o fato gerador desta interrupção.

Para viabilizar esta reprogramação, faz-se necessário que as técnicas empregadas, nesta tarefa, sejam suficientemente rápidas, a fim de não causar descontinuidade (atrasos) na operação da empresa.

Assim, a cada reprogramação, passa-se a considerar o horizonte de planeamento a partir do instante da interrupção, ou a partir do ponto no qual o horizonte considerado anteriormente se esgota.

Neste capítulo, utiliza-se termos e siglas para o desenvolvimento dos modelos e formulações do problema de programação da frota e programação de condutores. As definições dos termos se encontram no glossário de termos e as siglas, no glossário de siglas do Apêndice A.

4.2 PROGRAMAÇÃO DA FROTA

4.2.1 Modelo de Alocação da Frota

Seja m o número de veículos da frota e n o número de viagens da PH , representada pelo conjunto $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$. Consideram-se as viagens v_u , $u = 1, \dots, n$ dispostas em uma lista por ordem crescente de HS e formam-se subconjuntos disjuntos $V_k \subset V$, $V_k = \{v_1, v_2, \dots, v_L\}$, $k = 1, \dots, K$, com L viagens de V , de tal forma que seja válido o seguinte:

- i) Se $v_u \in V_k$ e $v_l \in V_k$ $u, l = 1, \dots, L \Rightarrow v_u$ e v_l não podem ser realizadas uma na seqüência da outra;
- ii) Sejam V_{k_1} e V_{k_2} com $k_1 < k_2$. Então, se $v_l \in V_{k_2} \Rightarrow \exists v_u \in V_{k_1}$ tal que v_l pode ser realizada após v_u .

No modelo proposto de alocação da frota considera-se um grafo $G(V, A)$, onde V é o conjunto das viagens e A é o conjunto de arcos, constituído pelos arcos viáveis (v_u, v_l) , ou seja, caso seja possível a realização da viagem v_l após a viagem v_u . Observa-se que o grafo G está disposto por camadas, onde cada camada k está constituída por um subconjunto de viagens $V_k = \{v_1, v_2, \dots, v_L\}$ do conjunto V .

A figura 4.1 mostra um exemplo de um grafo dividido em camadas e as possíveis seqüências de realização das viagens.

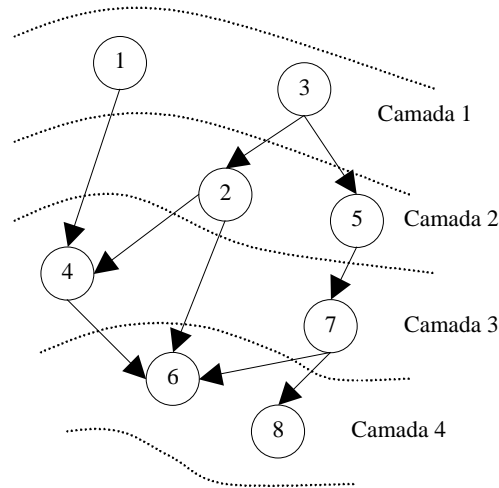


Figura 4.1 - Camadas e possíveis seqüências de viagens
FONTE: Mayerle (1996)

A cada camada do grafo G tem-se um problema, que se formula como um problema de atribuição (Anexo 2). A princípio considera-se que todos os veículos estão disponíveis. A solução de cada problema de atribuição aloca as viagens de uma camada do grafo G à frota disponível. O processo se repete para todas as camadas; considera-se a solução de cada camada como uma solução parcial. Assim, formulam-se K problemas de atribuição, isto é, um problema de atribuição a cada camada da seguinte forma:

$$Z = \text{Min} \sum_{i=1}^{m+L} \sum_{j=1}^{m+L} c_{ij} x_{ij} \quad (4.1 \text{ a})$$

s.a.

$$\sum_{i=1}^{m+L} x_{ij} = 1 \quad \forall j = 1, \dots, m+L \quad (4.1 \text{ b})$$

$$\sum_{j=1}^{m+L} x_{ij} = 1 \quad \forall i = 1, \dots, m+L \quad (4.1 \text{ c})$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad (4.1 \text{ d})$$

As restrições (4.1 b) e (4.1 c) garantem que cada viagem será alocada a um veículo distinto; a restrição de integridade (4.1 d) garante que, se $x_{ij} = 1$, a viagem i é realizada pelo veículo j ou, caso contrário, $x_{ij} = 0$. A função objetivo (4.1 a) minimiza os custos operacionais de alocar viagens aos veículos.

Associa-se a cada problema de atribuição de uma camada uma matriz quadrada de custos $C = [c_{ij}]_{(L+m) \times (m+L)}$, onde m é o número de veículos da frota e L é o número de viagens

da camada k . Para facilitar os cálculos de seus elementos, particiona-se esta matriz como segue:

$$C = \begin{bmatrix} C_{11} & C_{12} \\ C_{21} & C_{22} \end{bmatrix}$$

onde:

- i) $C_{11} = [c_{ij}]_{L \times m} \rightarrow$ Contem o custo operacional, c_{ij} , da seqüência de viagens realizadas pelo veículo j , acrescida da i -ésima viagem. Caso não seja possível alocar a viagem i a este veículo, então $c_{ij} = \infty$.
- ii) $C_{12} = [c_{ij}]_{L \times L} \rightarrow$ Contem penalidades, c_{ij} , pela não realização da i -ésima viagem da camada. Neste caso considera-se que os veículos são fictícios e as viagens alocadas aos mesmos não são realizadas.
- iii) $C_{21} = [c_{ij}]_{m \times m} \rightarrow$ Contem o custo operacional, c_{ij} , correspondente à seqüência de viagens do veículo j sem nenhuma viagem adicional. Neste caso considera-se que as viagens alocadas aos veículos são fictícias.
- iv) $C_{22} = [c_{ij}]_{m \times L} \rightarrow$ Contem custos, c_{ij} , nulos.

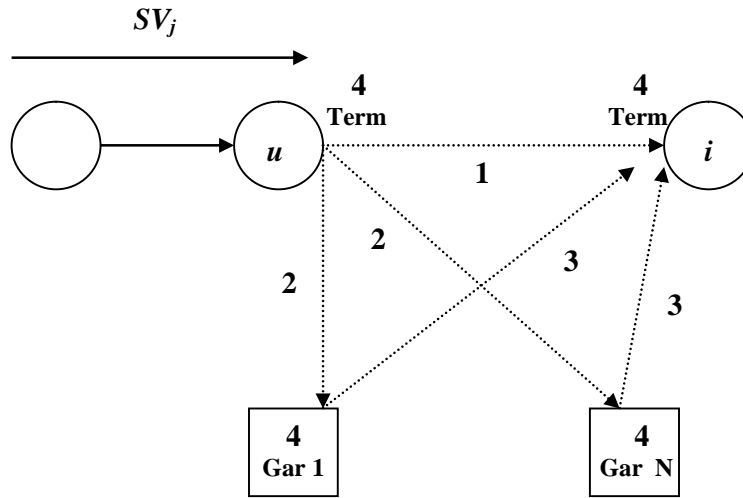
Na seqüência apresentam-se os detalhes para determinar os elementos destas matrizes.

Custo Operacional de uma Seqüência de Viagens (C_{11} e C_{21})

Para calcular o custo de alocar uma viagem i à seqüência de viagens de um veículo j , isto é, calcular os elementos, c_{ij} , das matrizes C_{11} e C_{21} , faz-se as seguintes considerações.

As viagens são caracterizadas pelo LS , LC , HS , HC , tipo de viagem e tipo de veículo adequado para sua realização.

Seja uma seqüência de viagens alocada ao veículo j , SV_j , onde u é a última viagem realizada pelo veículo; a viagem i é uma das possibilidades de viagem a ser adicionada nesta seqüência, conforme esquema da figura 4.2; os LS e LC das viagens são os terminais (*Term*); DI é o intervalo de tempo relativo ao deslocamento do veículo sem demanda, caso o LC_u seja diferente do LS_i (1) ou quando o veículo se desloca do terminal até uma das N garagens (Gar) da rede viária (2 e 3); TP é o intervalo de tempo de permanência do veículo em terminais e/ou garagens (4). Pode ocorrer que o veículo após término da viagem u tenha que permanecer em um dos terminais ou em uma das garagens e também se deslocar de um terminal ao outro; a busca do melhor local para permanência do veículo é feita pelo custo mínimo entre esses locais.



1 – $DI(LC_u, LS_i)$ 2 – $DI(LC_u, Gar)$ 3 – $DI(Gar, LS_i)$ 4 – TP_{Term} ou TP_{Gar}

Figura 4.2 - Esquema de movimentos de veículos vazios e tempos de permanência em garagens ou terminais

Para adicionar a viagem i à seqüência do veículo j é necessário que $HS_i \geq HC_u + DI(LC_u, LS_i)$. Neste caso, o custo improdutivo, associado à permanência do veículo em uma garagem ou terminal e aos deslocamentos improdutivos³⁷ entre local de chegada da viagem u e o local de saída da viagem i , é dado por:

$$CI_{ui} = \min_{p \in P} \{ CP_p \cdot [HS_i - HC_u - DI(LC_u, p) - DI(p, LS_i)] + CDI \cdot [DI(LC_u, p) + DI(p, LS_i)] \} \quad (4.2 a)$$

Tem-se que P é o conjunto de garagens acrescido dos terminais de saída e chegada das viagens envolvidas, CP é o custo por hora de permanência do veículo em uma garagem ou terminal, DI é o intervalo de tempo relativo ao deslocamento do veículo sem demanda e CDI é o custo por quilometro rodado de deslocamento sem passageiros.

A partir dessa análise, pode-se calcular c_{ij} , isto é, adiciona-se ao custo da seqüência de viagens do veículo j o custo da viagem i , obtendo-se:

$$c_{ij} = CO_{SV_j} + CDP_j(DP_i) + CI_{ui} \quad (4.2 b)$$

³⁷ Os tempos de deslocamentos improdutivos são analisados através dos elementos de uma matriz I , formada pelos deslocamentos de veículos vazios entre terminais, terminais e garagens e vice-versa. O cálculo dos elementos da matriz I é feito através do algoritmo de Floyd (Anexo 2), que busca o caminho mínimo no grafo $G_j(T, D)$, onde o conjunto T é formado pelos nós, representados pelos terminais e garagens, e D é o conjunto de arcos, que representam os tempos de deslocamentos mínimos entre os terminais, terminais e garagens e vice-versa. O objetivo ao alocar as viagens aos veículos é que o custo operacional seja mínimo. Assim, busca-se uma solução para que o custo improdutivo seja o menor possível, pois o custo de realização da viagem, sendo fixo, existe sempre que a viagem é realizada.

onde CO_{SV_j} é o custo operacional acrescido ao conjunto de viagens previamente alocadas ao veículo j , CDP é o custo por quilometro rodado de deslocamento com passageiros e DP é o intervalo de tempo relativo ao deslocamento do veículo com passageiros.

Cada tipo de viagem exige um tipo de veículo. Então, no processo de cálculo de custos, precisa-se adequar o veículo à exigência da viagem. Caso isso não ocorra, acrescenta-se ao custo uma penalidade, P_{ij} , para que o veículo fuja de alocações inadequadas. Assim, c_{ij} é dado por:

$$c_{ij} = CO_{SV_j} + CDP(DP_i) + CI_{ui} + P_{ij} \quad (4.2 \text{ c})$$

Para que sejam evitadas alocações inviáveis quanto à adequação do tipo de veículo ao tipo de viagem, usam-se penalidades diferenciadas, cujos valores, maiores ou menores, calculam-se conforme o grau de adequação do veículo à viagem.

Obtém-se o custo CO_{SV_j} pelo somatório das três últimas parcelas da expressão (4.2 c), sobre todas as viagens da seqüência SV_j .

Caso $HS_i < HC_u + DI(LC_u, LS_i)$, o custo c_{ij} , da matriz C_{11} é penalizado, para que a viagem i não seja alocada ao veículo j , ou seja,

$$c_{ij} = \infty \quad (4.2 \text{ d})$$

Para que se evitem alocações inviáveis, quanto à sobreposição de duas viagens consecutivas na formação de seqüências de viagens de um veículo, usa-se uma penalidade dada por (4.2 d). Este valor deve ser grande o suficiente para que torne economicamente inviável ao veículo j realizar a viagem i .

4.2.2 Algoritmo de Alocação da Frota

Para obter a solução do modelo apresentado em 4.2.1, sugere-se o seguinte algoritmo:

Passo1: Inicialização / Entre com os seguintes dados: conjunto de viagens $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$

da PH , o conjunto de veículos com suas características que constituem a frota e a matriz de tempos de deslocamentos improdutivos DI .

Faça $k = 1$.

Passo 2: Seleção de Camadas / Monte a camada k , ou seja, o subconjunto $V_k = \{v_1, v_2, \dots, v_L\}$ de V , conforme descrito em 4.2.1.

Passo3: Matriz de Custos / Monte a Matriz C , calculando os custos dos elementos c_{ij} , considerando todas as matrizes C_{11} , C_{12} , C_{21} e C_{22} .

- Matriz C_{11} : Se $HS_i \geq HC_u + DI(LC_u, LS_i)$, use (4.2 c). Caso contrário, use (4.2 d);
- Matriz C_{12} : $c_{ij} = \infty$;
- Matriz C_{21} : $c_{ij} = CO_{SV_j}$;
- Matriz C_{22} : $c_{ij} = 0$.

Passo 4: Problema de Atribuição / Resolva o problema de atribuição para a matriz de custos $C = [c_{ij}]$, através do algoritmo húngaro (vide Anexo 2), que resulta uma solução parcial de pares (i, j) .

Passo 5: Alocação das Viagens / Atribua ao veículo j a viagem i , seguindo os pares (i, j) resultantes da solução do problema de atribuição e calcule o custo SV_j com o acréscimo da viagem i , ou seja, $c_{ij} = CO_{SV_j}$.

Passo 6: Teste de Finalização

Faça $V = V - V_k$ e $k = k + 1$.

Se $V \neq \Phi$, volte ao passo 2; em caso contrário, vá para o passo 7.

Passo 7: Finalização / Determine os seguintes conjuntos:

- i) Conjunto das viagens alocadas;
- ii) Conjunto das viagens não alocadas;
- iii) Conjunto dos movimentos de veículos vazios

4.3 PROGRAMAÇÃO DE CONDUTORES

4.3.1 Modelo de Alocação de Condutores

Seja t o número de condutores do quadro de funcionários e $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ o conjunto de viagens com demanda (PH) e sem demanda. As viagens sem demanda representam o conjunto dos movimentos de veículos vazios. Considerando-se as viagens v_u , $u = 1, 2, \dots, n$ dispostas em uma lista por ordem crescente de HS , formam-se subconjuntos $V_k \subset V$, $V_k = \{v_1, v_2, \dots, v_L, v_{L+1}, \dots, v_{L+S}\}$, onde $k = 1, 2, \dots, K$, com L viagens com demanda e S viagens sem demanda, de tal forma que seja válido o seguinte:

- i) Se $v_u \in V_k$ e $v_l \in V_k$ $u, l = 1, \dots, L+S \Rightarrow v_u$ e v_l não podem ser realizadas uma na seqüência da outra;
- ii) Sejam V_{k_1} e V_{k_2} com $k_1 < k_2$. Então, se $v_l \in V_{k_2} \Rightarrow \exists v_u \in V_{k_1}$ tal que v_l pode ser realizada após v_u .

No modelo proposto para a programação dos condutores, considera-se um grafo G , disposto por camadas, conforme o método desenvolvido para o modelo da frota (vide item 4.2.1). A cada camada resolve-se um problema de atribuição (Anexo 2), que aloca as viagens aos condutores disponíveis, respeitando restrições legais, sindicais e contratuais. Para o início do processo, considera-se que os condutores partem de suas respectivas bases domiciliares e estão todos livres. O processo repete-se para a camada seguinte, considerando a solução do problema de atribuição da camada anterior como uma solução parcial. Então se resolvem K problemas de atribuição até a cobertura total das viagens, onde cada problema de atribuição formula-se da seguinte forma:

$$Z = \text{Min} \sum_{i=1}^{t+L+S} \sum_{j=1}^{t+L+S} c_{ij} x_{ij} \quad (4.3 \text{ a})$$

s.a.

$$\sum_{i=1}^{t+L+S} x_{ij} = 1 \quad \forall j = 1, \dots, t + L + S \quad (4.3 \text{ b})$$

$$\sum_{j=1}^{t+L+S} x_{ij} = 1 \quad \forall i = 1, \dots, t + L + S \quad (4.3 \text{ c})$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad (4.3 \text{ d})$$

As igualdades (4.3 b) e (4.3 c) garantem que todas as viagens de uma camada serão alocadas a um condutor distinto; as restrições de integridade afirmam que se $x_{ij} = 1$ a viagem i é realizada pelo condutor j ou, caso contrário $x_{ij} = 0$. A função objetivo (4.3 a) minimiza os custos operacionais com condutores.

A cada camada associa-se um problema de atribuição, e uma correspondente matriz de custos $C = [c_{ij}]_{(L+S+t) \times (t+(S+L))}$, onde t é o número de condutores, L é o número de viagens com demanda e S é o número de viagens sem demanda. Particiona-se essa matriz como segue:

$$C = \begin{bmatrix} C_{11} & C_{12} \\ C_{21} & C_{22} \\ C_{31} & C_{32} \end{bmatrix}$$

onde:

- i) $C_{11} = [c_{ij}]_{L \times t} \rightarrow$ Contem os custos operacionais, c_{ij} , da seqüência de viagens realizadas pelo condutor j acrescido da viagem com demanda i . Caso não seja possível alocar a viagem i a este condutor, então $c_{ij} = \infty$.
- ii) $C_{12} = [c_{ij}]_{L \times (S+L)} \rightarrow$ Contem penalidades, c_{ij} , pela não realização das viagens da camada. Neste caso os condutores são fictícios e as viagens não são realizadas.
- iii) $C_{21} = [c_{ij}]_{S \times t} \rightarrow$ Contem o custo operacional, c_{ij} , da seqüência de viagens realizadas pelo condutor j , acrescido da viagem sem demanda i . Caso não seja possível alocar a viagem i a este condutor, então $c_{ij} = \infty$.
- iv) $C_{22} = [c_{ij}]_{S \times (S+L)} \rightarrow$ Contem penalidades, c_{ij} , pela não realização do i -ésima viagem da camada. Neste caso os condutores são fictícios e as viagens alocadas aos mesmos não são realizadas.
- v) $C_{31} = [c_{ij}]_{t \times t} \rightarrow$ Contem o custo operacional, c_{ij} , correspondente à seqüência de viagens do condutor j sem nenhuma viagem adicional.
- vi) $C_{32} = [c_{ij}]_{t \times (S+L)} \rightarrow$ Contem custos, c_{ij} , nulos.

a) Custo Operacional da Seqüência de Viagens (C_{11} , C_{21} e C_{31})

Apesar da modelagem para o problema de programação de condutores serem semelhante à programação da frota, o problema de condutores torna-se mais complexo devido à quantidade de restrições que precisam ser previstas no cálculo dos elementos da matriz de custos.

As viagens são caracterizadas pelo LS , LC , HS , HC , e os condutores, pelas horas de trabalho diário (HDT), horas de trabalho semanal (HST), horas extras (HE), base domiciliar

(BD), local atual que o condutor j se encontra (LA_j) e horário de liberação do condutor j (LIB_j). Os custos c_{ij} das matrizes são calculados semanalmente.

As leis trabalhistas, acordos sindicais e acordos contratuais entre empregador e empregado determinam: o máximo de horas semanais de trabalho sem horas extras ($HSTN_{max}$); o máximo de horas semanais de trabalho com horas extras (HST_{max}); o máximo de horas diárias de trabalho sem horas extras ($HDTN_{max}$); o máximo de horas diárias de trabalho com horas extras (HDT_{max}); o intervalo mínimo entre jornadas semanal de trabalho para caracterizar uma folga semanal ($InterSem_{min}$); o intervalo mínimo entre jornadas diárias de trabalho para caracterizar uma folga diária ($InterD_{min}$); o máximo de horas para repouso e alimentação durante um dia de trabalho (RD_{max}) e o mínimo de horas para repouso e alimentação durante um dia de trabalho (RD_{min}).

Seja uma seqüência de viagens alocada ao condutor j , SC_j , onde u é última viagem realizada pelo condutor na seqüência, e a viagem i é uma das possíveis viagens a ser adicionada a essa seqüência, conforme esquema da figura 4.3.

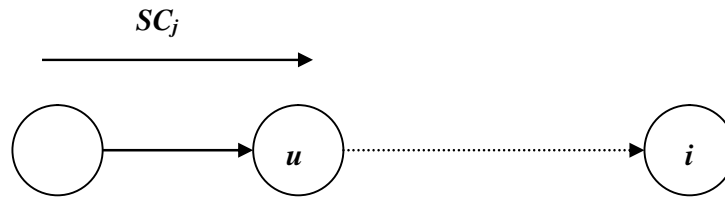


Figura 4.3 - Seqüência de viagens de um condutor com possibilidade de acréscimo de uma viagem

Após executar a viagem u , o condutor j se encontra no LA_j , disponível a partir do instante LIB_j . A possibilidade do condutor j realizar a viagem i é dada pela veracidade das inequações abaixo:

$$HS_i \geq LIB_j + DI(LA_j, LS_i) \quad \text{e} \quad HTSD_j < 24.d \quad (4.4 \text{ a})$$

onde $HTSD_j$ é o intervalo de tempo que começa no início da semana de trabalho do condutor j até HC_i . Considera-se que a semana tem d dias de trabalho.

Sendo pelo menos uma das inequações em (4.4 a) falsa, então o custo de alocar a viagem i à seqüência de viagens do condutor j , SC_j , é dada por:

$$c_{ij} = \infty \quad (4.4 \text{ b})$$

Esta penalidade deve ser um valor suficientemente grande para que seja economicamente inviável a alocação da viagem i ao condutor j .

Sendo ambas inequações em (4.4 a) verdadeiras, analisa-se o intervalo entre as viagens u e i , $Inter_{ui}$. Se $Inter_{ui} < InterSem_{min}$, calcula-se as horas semanais trabalhadas pelo condutor j até a realização da viagem u , HST_j , e a adição da viagem i . Assim, tem-se:

$$HST = HST_j + (HC_i - HC_u) \quad (4.4 \text{ c})$$

Sendo que HST_j calcula-se como:

$$HST_j = \sum_{y=1}^{ND} HDT^y + HE^y + P_D^y \quad ND = 1, 2, \dots, d \quad (4.4 \text{ d})$$

onde ND representa o dia de trabalho do condutor j dentro de uma semana.

Caso HDT seja menor ou igual $HDTN_{max}$ em (4.4 d), considera-se $HDT = HDTN_{max}$. Se as HDT ultrapassar HDT_{max} , então nesse dia, sofre acréscimo de uma penalidade diária, P_D . Se $HDTN_{max} < HDT \leq HDT_{max}$, tem $HE = HDT - HDTN_{max}$.

Analisando-se (4.4 c), tem-se:

Se $HST \leq HSTN_{max}$, então o custo de alocar a viagem i à seqüência de viagens do condutor, SC_j , é dada por:

$$c_{ij} = HSTN_{max} \quad (4.4 \text{ e})$$

Se $HSTN_{max} < HST \leq HST_{max}$, então $HE = HST - HSTN_{max}$; logo, o custo de alocar a viagem i à seqüência de viagens do condutor, SC_j , é dada por:

$$c_{ij} = HSTN_{max} + C_{HE} \cdot HE \quad (4.4 \text{ f})$$

onde C_{HE} é o fator de ponderação do custo da hora extra em relação à hora de trabalho normal, conforme a legislação vigente.

Observa-se que o custo da seqüência de viagens alocadas ao condutor é calculado semanalmente, conforme (4.4 f). Assim, as horas extras computam-se semanalmente, o que caracteriza a utilização do banco de horas.

Se $HST > HST_{max}$, então o custo de alocar a viagem i à seqüência de viagens do condutor, SC_j , é penalizado em P_S , ou seja:

$$c_{ij} = HST + P_S \quad (4.4 \text{ g})$$

Como os custos das matrizes, c_{ij} , são calculados por horas de trabalho semanal, então a penalidade P_D deverá ser de um valor que ultrapasse HST_{max} . Desta forma as HST ultrapassam de HST_{max} , e haverá uma nova penalidade, que é P_S . Esta penalidade deve ser de um valor suficientemente grande, para que não haja possibilidade da viagem i ser alocada ao condutor j . Em outras palavras, $P_S \gg P_D > HST_{max}$

b) Folgas, Repouso e Penalidades

Seja o conjunto da seqüência de viagens alocadas a um condutor t , $V_t = \{v_{11}, v_{21}, \dots, v_{x1}, v_{12}, \dots, v_{x2}, \dots, v_{1ND}, \dots, v_{xND}, v_{1(ND+1)}, \dots, v_{x(ND+1)}\}$, onde $x = 1, 2, \dots, X$ são as viagens alocadas ao condutor durante um dia e $ND = 1, 2, \dots, d$ representa o dia da semana em que a viagem está alocada ao condutor. Se o $Inter_{ND,ND+1} \geq InterD_{min}$ e $ND < d$ então este intervalo caracteriza uma folga diária, onde $Inter_{ND,ND+1}$ é o intervalo de tempo entre dois dias consecutivos. Para garantir a folga diária, há uma penalidade, conforme (4.4 d). Caso a viagem do próximo dia partir de local diferente ao que o condutor se encontra, o tempo de deslocamento improdutivo do LA do condutor até LS da viagem será acrescido as HDT .

Se o $Inter_{ND,ND+1} \geq InterSem_{min}$ e $ND = d$, então este intervalo caracteriza uma folga semanal. Para garantir a folga semanal, aplica-se uma penalidade, conforme (4.4 g). Quando a folga é semanal, o que ocorre a cada d dias, o condutor volta para sua base domiciliar. Ao início de cada semana, se a viagem alocada ao condutor pertencer a um local diferente da sua base domiciliar, o tempo de deslocamento improdutivo da BD até LS da viagem será considerado nas HST .

A figura 4.4 esquematiza o exposto acima, levando em consideração viagens de dois dias consecutivos da seqüência de viagens de um condutor e analisando a folga que o condutor tem direito, conforme o intervalo de tempo entre esses dois dias e o número de dias trabalhados desde o início de sua semana.

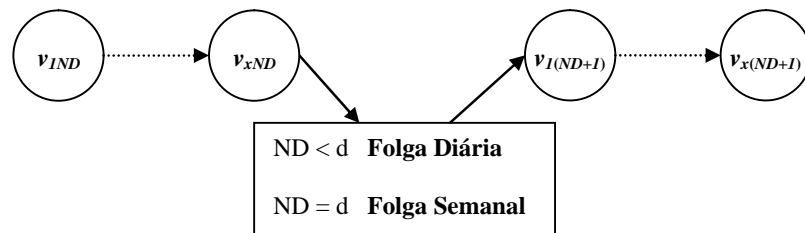


Figura 4.4 - Viagens alocadas a um condutor t , considerando dois dias consecutivos e obedecendo folga diária ou folga semanal, conforme o caso.

O repouso para descanso e alimentação (RD) não é computado nas HDT . Assim, considerando-se todos os intervalos entre as viagens de um dia de trabalho, calcula-se:

$$RD = \min(RD_{max}, \max(Inter_{X-1,X})) \quad (4.4 h)$$

onde $Inter_{X-1,X}$ é o intervalo entre duas viagens consecutivas de um mesmo dia.

Assim o intervalo de tempo destinado a descanso e alimentação obedece a seguinte condição:

$$RD \geq RD_{min} \quad (4.4 \text{ i})$$

Caso esta condição não seja respeitada, aplica-se uma penalidade. Essa penalidade deve ser um valor que adicionado as *HDT* faça com que as *HDT* ultrapassem as *HDT_{max}*. Desta forma a viagem *X* não será alocada após a viagem *X-1*, pois, como consequência, haverá uma penalidade sobre as horas de trabalho diário e consecutivamente sobre as horas de trabalho semanal.

4.3.2 Algoritmo de Alocação de Condutores

Para a obtenção da solução do modelo apresentado em 4.3.1, é sugerido o seguinte algoritmo:

Passo 1: Inicialização / Entre com os seguintes dados: conjunto de viagens $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$, ou seja, viagens da *PH* e viagens sem demanda, o conjunto de condutores do quadro de funcionários e a matriz de tempo de deslocamentos *DI*.
Faça $k = 1$.

Passo 2: Seleção de Camadas / Monte a camada *k*, ou seja, o subconjunto $V_k = \{v_1, v_2, \dots, v_L\}$ de *V*, conforme descrito em 4.3.1.

Passo 3: Matriz de Custos / Monte a Matriz *C*, calculando os custos dos elementos c_{ij} , considerando todas as matrizes C_{11} , C_{12} , C_{21} , C_{22} , C_{31} e C_{32} .

- Matrizes C_{11} e C_{21} : Caso 1: $HS_i < LIB_j + DI(LA_j, HS_i)$, usa-se (4.4 b);

Caso 2: $HS_i \geq LIB_j + DI(LA_j, HS_i)$, então:

i) Se $HST \leq HSTN_{max}$, usa-se (4.4 e);

ii) Se $HSTN_{max} < HST \leq HST_{max}$, usa-se (4.4 f);

iii) Se $HST > HST_{max}$, usa-se (4.4 g);

- Matrizes C_{12} e C_{22} : $c_{ij} = \infty$;

- Matriz C_{31} : $c_{ij} = CO_{SC_j}$, onde CO_{SC_j} é o custo da SC_j , dado por (4.4 d);

- Matriz C_{32} : $c_{ij} = 0$.

Passo 4: Problema de Atribuição / Resolva o problema de atribuição para a matriz de custos $C = [c_{ij}]$, através do algoritmo húngaro (vide Anexo 2), que resulta uma solução parcial de pares (i, j) .

Passo 5: Alocação das Viagens / Atribua ao condutor j a viagem i , seguindo os pares (i, j) resultantes da solução do problema de atribuição e calcule o custo da seqüência do condutor j com acréscimo da viagem i , através da fórmula (4.4 e) ou (4.4 f).

Passo 6: Teste de Finalização

Faça $V = V - V_k$ e $k = k + 1$.

Se $V \neq \Phi$, volte ao passo 2; em caso contrário, vá para o passo 7.

Passo 7: Finalização / Determine os seguintes conjuntos:

- i) Conjunto de viagens alocadas;
- ii) Conjunto de viagens não alocadas.

4.4 CÁLCULO DE LIMITES INFERIORES

O método de programação desenvolvido é heurístico, e como tal gera soluções aproximadas. Dado a dificuldade de obtenção da solução ótima para o problema, faz-se necessário estimar o quão longe ou próximo a solução heurística encontrada pode estar. Esta estimativa é obtida por meio de cálculos de limites inferiores para o valor da solução ótima, que estejam o mais próximo possível dessa.

Esses limites inferiores podem ser utilizados para validar as soluções obtidas por meios de técnicas heurísticas. Embora não se possa avaliar de modo exato o erro cometido com o uso das soluções heurísticas, um limitante superior do mesmo poderá ser obtido confrontando-se a solução heurística encontrada com os respectivos limites inferiores.

4.4.1 Modelo para o cálculo de um limite inferior para o Problema de Alocação da Frota

Este modelo de alocação tem por objetivo encontrar um limite inferior para o problema de alocação da frota proposto nesse trabalho através do relaxamento da restrição de adequar a viagem ao tipo de veículo exigido, ou seja, considera-se uma frota homogênea..

Considera-se um intervalo de tempo $I = (t_0, t_f)$ dentro do horizonte de planejamento. Todas as viagens cuja $t_0 \leq HS < t_f$ farão parte de um subconjunto de viagens $V_I = \{v_1, v_2, v_3, \dots, v_p\} \subset V$. O intervalo de tempo I é um *ciclo* se repete sucessivamente ao longo do horizonte de planejamento; não há nenhuma alteração na quantidade de viagens, e em relação à HS , HC , LS e LC do conjunto V_I . O modelo definido para este problema consiste em encontrar uma seqüência de viagens dentro do intervalo I , a qual será alocada a um veículo qualquer da frota.

No problema de alocação de frota homogênea, considera-se um grafo (V_I, A_I) , onde os nós são representados pelas viagens do subconjunto V_I , e A_I é conjunto de arcos (v_i, v_j) que representa a viabilidade da viagem j ser realizada após a viagem i . Este problema é formulado como problema de atribuição e resolvido através do algoritmo húngaro (Anexo2), como segue:

$$z = \text{Min} \sum_{i=1}^p \sum_{j=1}^p c_{ij} x_{ij} \quad (4.5 \text{ a})$$

s.a

$$\sum_{i=1}^p x_{ij} = 1 \quad \forall j = 1, \dots, p \quad (4.5 \text{ b})$$

$$\sum_{j=1}^p x_{ij} = 1 \quad \forall i = 1, \dots, p \quad (4.5 \text{ c})$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad (4.5 \text{ d})$$

As restrições (4.5 b) e (4.5 c) garantem que cada viagem j será realizada após uma e somente uma viagem i . A condição de integridade (4.5 d) garante que, se $x_{ij} = 1$, a viagem j é realizada após a viagem i , e $x_{ij} = 0$ em caso contrário. A função objetivo (4.5 a) minimiza a soma dos custos improdutivos relativos a movimentos de veículos vazios e tempos ociosos.

Associado ao problema de atribuição, tem-se uma matriz de custos $C = [c_{ij}]$ de ordem p , onde p é o número de viagens do intervalo I . Para que v_j seja realizada após v_i é necessário que $HS_j \geq HC_i + DI(LC_i, LS_j)$. Neste caso, c_{ij} será a soma de custos em relação a movimentos vazios e tempo ocioso, ou seja:

$$c_{ij} = CDI \cdot DI(LC_i, LS_j) + CP \cdot TP_{ij} \quad (4.6 a)$$

Calcula-se TP_{ij} da seguinte forma :

$$TP_{ij} = HS_j - (HC_i + DI(LC_i, LS_j)) \quad (4.6 b)$$

Caso $HS_j < HC_i + DI(LC_i, LS_j)$, a viagem v_j poderá ser feita após a viagem v_i somente no próximo *ciclo*. Assim será incluído nos tempos de espera, calculado acima, o intervalo de tempo correspondente a um ciclo, isto é:

$$TP_{ij} = HS_j - (HC_i + DI(LC_i, LS_j)) + t_f - t_0 \quad (4.6 c)$$

A solução do problema de alocação de frota homogênea pode ser uma solução inviável para a solução do problema de alocação de frota, proposto neste trabalho; o número de veículos na alocação de frota homogênea certamente será menor, pois o veículo que se encontra mais próximo e com tempo hábil para realizar uma viagem é que será alocado, não sendo necessário analisar a exigência da viagem em relação ao tipo de veículo; a solução obtida com a alocação da frota homogênea pode ser considerada como um limite inferior para avaliar a qualidade da solução obtida do algoritmo de frota heterogênea.

A figura 4.5 apresenta um exemplo de alocação de frota homogênea com 10 viagens distribuídas em 3 seqüências de viagens dentro de um *ciclo* = $t_f - t_0$; os nós da rede representam as viagens e os arcos os custos improdutivos. Observa-se que no próximo *ciclo*, as seqüências de viagens continuam iguais, porém os veículos trocam a seqüência de viagens que realizarão. Por exemplo, o veículo 1, no primeiro *ciclo*, realiza a seqüência de viagens (v_1, v_3, v_5) e no próximo *ciclo*, realiza a seqüência de viagens (v_2, v_6, v_8, v_9), que no primeiro ciclo era feito pelo veículo 2.

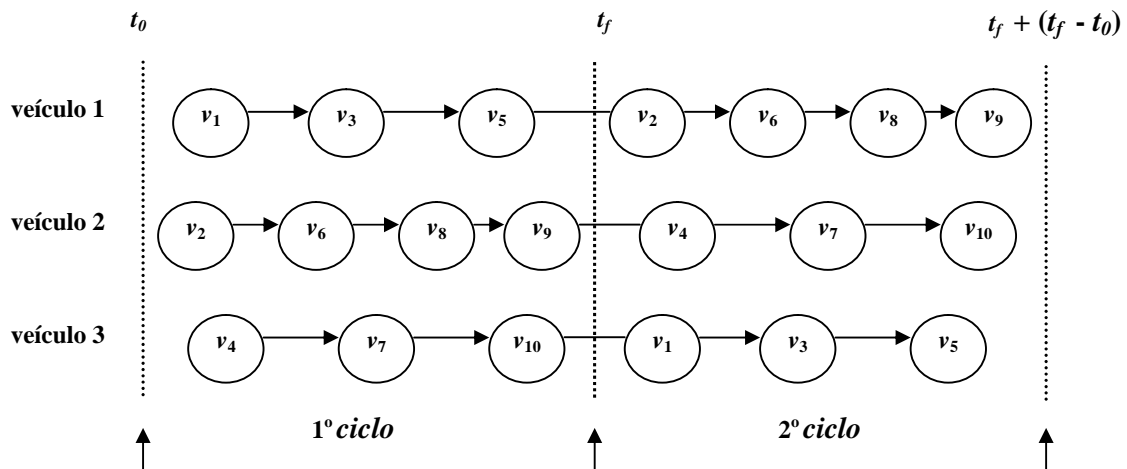


Figura 4.5 - Alocação de frota homogênea

4.4.2 Algoritmo para solução do Modelo de Alocação de Frota Homogênea

O algoritmo de alocação da frota homogênea segue os seguintes passos:

Passo 1: Inicialização / Entre com o subconjunto de viagens V_I e a matriz de deslocamentos improdutivos DI .

Passo 2: Matriz de Custos / Monte a matriz $C = [c_{ij}]$ conforme a fórmula (4.6 a).

Passo 3: Problema de Atribuição / Resolva o problema de atribuição para a matriz de custos $C = [c_{ij}]$, através do algoritmo húngaro, que resulta uma solução parcial de pares (i, j) .

Passo 4: Seqüência de Viagens / Seguindo os pares (i, j) resultantes da solução do problema de atribuição, monte cada seqüência de viagens até que $j < i$.

Passo 5: Finalização / Atribua cada seqüência de viagens a um veículo.

4.4.3 Modelo para o cálculo de um limite inferior para o Problema de Alocação de Condutores

O cálculo do limite inferior para o problema de alocação de condutores é realizado em face das seguintes considerações:

- i) A análise se restringe a uma semana típica.
- ii) Para cada dia da semana é gerada uma escala diária de trabalho, considerando a força de trabalho como se estivesse em local fixo, e sem levar em consideração a continuidade do trabalho ao longo da semana.
- iii) O número de condutores a serem alocados em uma escala semanal é calculado de modo simplificado, em face das considerações feitas em (ii).
- iv) O custo operacional referente ao período analisado é corrigido por um fator que leva em consideração as diferenças entre a demanda real e o perfil de demanda aproximada utilizado na geração das escalas diárias descritas em (ii).

A seguir detalha-se este procedimento.

a) Escalas Diárias de Trabalho

Seja $V = \{v_1, v_2, \dots, v_{ND}\}$ um conjunto de viagens com demanda e sem demanda da rotina de um dia de trabalho. Esta rotina diária é dividida em h intervalos de tempo e uma demanda d_h associada a cada intervalo de tempo $h = 1, 2, \dots, H$.

A figura 4.6 apresenta um histograma de viagens da rotina de um dia de trabalho, onde o eixo horizontal representa o tempo e o eixo vertical o número de viagens. A cada hora h , obtém-se o ponto máximo da curva representada pela seqüência 1, que corresponde a demanda real; considera-se este ponto como um número fixo de viagens a ser realizada a cada hora h , conforme a curva representada pela seqüência 2.

Observa-se que, após as considerações feitas acima, o número de viagens a cada hora de trabalho representado pela seqüência 2 da figura 4.6 é o mesmo que o número de trabalhadores necessários a cada hora h , se a força de trabalho se encontrar em local fixo.

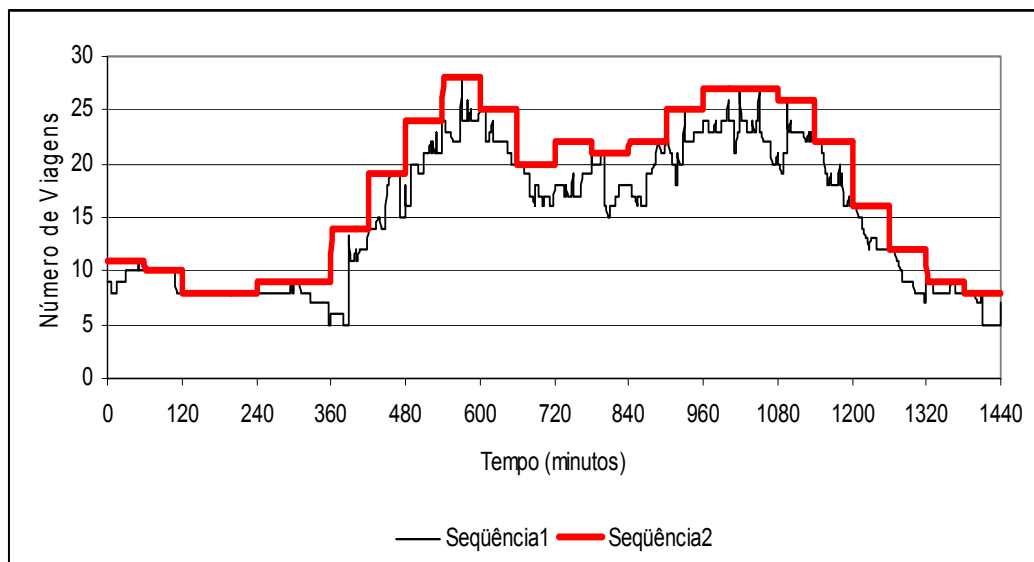


Figura 4.6 - Histograma de viagens da rotina de um dia de trabalho

O histograma para cada dia de trabalho é definido pela demanda d_h , ou seja, pelo número de trabalhadores necessários a cada hora h . O modelo para cada rotina diária de trabalho é formulado como o problema de alocação de trabalhadores em local fixo, ou seja, não é considerada a dimensão espacial do problema. Em outras palavras:

- i) Os condutores estão disponíveis para executar todas as viagens que iniciam depois de sua liberação, independente do local em que se encontre, sem a necessidade dos deslocamentos improdutivos entre as viagens;

- ii) A jornada de trabalho de um condutor interrompe-se a qualquer instante, independente do fato do mesmo estar executando uma viagem qualquer e do local onde se encontre.

Na geração de escalas para o problema, consideram-se três tipos de escalas:

- i) *TN*: Escalas com 8 horas de trabalho normal;
- ii) *1E*: Escalas com 8 horas de trabalho normal mais 1 hora extra;
- iii) *2E*: Escalas com 8 horas de trabalho normal mais 2 horas extras.

A partir desses três tipos de escalas, formam-se 24 escalas diferenciadas. As horas de trabalho contínuo (*HTC*) podem ser no máximo de 6 horas sem que ocorra intervalo de 1 hora de repouso (*1HR*) ou intervalo de 2 horas de repouso (*2HR*). As escalas formadas são:

- i) $2 HTC + 1HR$ ou $2HR + 6 HTC$;
- ii) $3 HTC + 1HR$ ou $2HR + 5 HTC$;
- iii) $4 HTC + 1HR$ ou $2HR + 4 HTC$;
- iv) $5 HTC + 1HR$ ou $2HR + 3 HTC$;
- v) $6 HTC + 1HR$ ou $2HR + 2 HTC$;
- vi) $3 HTC + 1HR$ ou $2HR + 6 HTC$;
- vii) $4 HTC + 1HR$ ou $2HR + 5 HTC$;
- viii) $5 HTC + 1HR$ ou $2HR + 4 HTC$;
- ix) $6 HTC + 1HR$ ou $2HR + 3 HTC$;
- x) $4 HTC + 1HR$ ou $2HR + 6 HTC$;
- xi) $5 HTC + 1HR$ ou $2HR + 5 HTC$;
- xii) $6 HTC + 1HR$ ou $2HR + 4 HTC$;

Cada uma das escalas listadas acima poderá ter início no horário $h = 0, 1, 2, \dots$, gerando um total de 352 escalas distintas, se excluídas escalas que ultrapassem a 24^a hora do dia.

Associa-se um custo com cada escala de trabalho possível; o problema tem por objetivo cobrir o histograma da rotina diária com o conjunto de escalas de trabalho de custos mínimos; as escalas resultantes são as escalas diárias de trabalho. Esse problema formula-se como:

$$z = \text{Min} \sum_{j=1}^{352} c_j x_j \quad (4.7 \text{ a})$$

s.a.

$$\sum_{j=1}^{352} a_{hj} x_j \geq d_h \quad \forall h = 1, 2, \dots, H \quad (4.7 \text{ b})$$

$$x_j \geq 0 \text{ e inteiros} \quad \forall j = 1, 2, \dots, 352 \quad (4.7 \text{ c})$$

Associada ao problema, tem-se a matriz $A = [a_{hj}]$, onde $a_{hj} = 1$ se a escala diária j cobrir o intervalo h ou, caso contrário, $a_{hj} = 0$.

b) Escalas Semanal de Trabalho

Seja E o conjunto de escalas semanal, formado por subconjuntos E_{ND} , $ND = 1, \dots, 7$, onde cada subconjunto $E_{ND} = \{e_{ND1}, e_{ND2}, \dots, e_{NDq}\}$, representa um dia da semana formado pelas q escalas de mínimo custo.

Respeitando-se as leis trabalhistas, considera-se que os condutores trabalham 6 dias ($DTS = 6$) e folgam um dia na semana. Seja NC_{min} , o número mínimo de condutores exigido para cobrir todas as viagens semanais, que é dado por:

$$NC_{min} = \max \left\{ \max_{ND=1}^7 |E_{ND}|, \left\lceil \frac{\sum_{ND=1}^7 |E_{ND}|}{DTS} \right\rceil \right\} \quad (4.8 \text{ a})$$

onde $|E_{ND}|$ é o número de escalas no dia de trabalho ND da semana.

Para que a restrição de folga semanal seja respeitada, e que todo condutor tenha pelo menos um dia de folga na semana, acrescenta-se nos conjuntos E_{ND} , $(NC_{min} - d_h)$ escalas fictícias que representam escalas de folgas. Logo, todos os conjuntos E_{ND} terão NC_{min} escalas, d_h escalas de trabalho e $(NC_{min} - d_h)$ escalas de folgas.

c) Fator de Correção

Observa-se a partir da figura 4.6 que a área coberta pelas escalas de trabalho, resultante do algoritmo de trabalhadores em local fixo (abaixo da seqüência 2) é maior que a área coberta pelo algoritmo proposto (abaixo da seqüência 1). Essas diferenças a maior, induz na solução para o problema de geração de escalas de trabalhadores em local fixo um custo adicional que poderá ser corrigido por um fator calculado através do quociente entre as duas áreas em questão.

4.5 CONSIDERAÇÕES FINAIS

Neste capítulo, apresentou-se a proposta de programação da frota e de condutores tendo-se em vista o alcance dos objetivos desse trabalho. Essa proposta de programação divide-se em dois estágios.

No primeiro estágio aplica-se o modelo de programação da frota, e analisam-se os resultados. Caso esses resultados não sejam viáveis, ou seja, havendo violação de alguma restrição do problema, modificam-se as penalidades e submete-se os dados novamente ao modelo da frota. Este processo se repete até concluir-se que a solução encontrada seja viável.

Após obter-se a solução viável para o modelo de programação da frota, é executado o segundo estágio, no qual é realizada a programação de condutores. Tal qual no primeiro estágio, o modelo de programação de condutores também é repetido em função de novas penalidades, até que uma solução viável seja encontrada.

Os limites inferiores calculados para os problemas da programação da frota e condutores são usados para avaliar a qualidade da solução encontrada pelo modelo proposto.

No capítulo seguinte serão apresentados os resultados obtidos com a implementação dos modelos e algoritmos propostos.

CAPÍTULO V

5. ANÁLISE DOS RESULTADOS

5.1 DADOS PARA REALIZAÇÃO DO ESTUDO DE CASO

Os dados para realização do estudo de caso foram obtidos a partir da Empresa de Transporte Rodoviário Regional de Carga e Passageiros Santo Anjo da Guarda Ltda., fundada em 24 de fevereiro de 1947, com a finalidade de transportar pessoas entre Porto Alegre, no Rio Grande do Sul, e a localidade de Termas Santo Anjo da Guarda, estação de águas com propriedade medicinal, localizada no município de Tubarão, em Santa Catarina. Devido a este fato surgiu o nome da empresa.

Atualmente a empresa possui uma frota de 248 veículos, sendo 97 ônibus, 830 funcionários, sendo 73 motoristas de ônibus e serviços regulares de transporte de passageiros nos estados de Santa Catarina e Rio Grande do Sul e serviços de transporte de cargas e encomendas nos estados de São Paulo, Paraná, Santa Catarina e Rio Grande do Sul.

5.1.1 Rede Rodoviária

A rede viária do problema, associada ao transporte de passageiros, representa-se por um grafo, onde o conjunto de nós forma-se pelas cidades do estado de Santa Catarina e Rio Grande do Sul nas quais a empresa tem interesse e o conjunto de arcos forma-se pelos segmentos de rodovias pelos quais os veículos da mesma transitam. Na figura 5.1 apresenta-se essa rede com os centróides, que representam os terminais, ou seja, locais de saída e chegada de viagens. Existem outros locais ao longo da rede que são apenas locais de embarque e desembarque, logo, não são considerados terminais.



Figura 5.1 – Rede rodoviária correspondente à região de atuação da empresa. As linhas em destaque representam as vias que poderão efetivamente ser utilizadas no deslocamento de veículos vazios.

A tabela 5.1 apresenta relação dos terminais que possuem alojamento, frota reserva e troca de condutor.

Tabela 5.1 - Representação dos terminais

SIGLA	CIDADE	UF	ALOJAMENTO	FROTA RESERVA	TROCA CONDUTOR
JON	Joinville	SC		x	x
ITJ	Itajai	SC		x	
BAL	Baln.Camboriu	SC		x	
FLN	Florianópolis	SC	x	x	x
GAP	Garopaba	SC			x
IMB	Imbituba	SC		x	x
LAG	Laguna	SC		x	x
IMA	Imarui	SC			
TUB	Tubarão	SC	x	x	x
CRI	Criciúma	SC	x	x	x
URU	Urussanga	SC			
LAU	Lauro Müller	SC			
LGE	Lages	SC	x		
CAX	Caxias do Sul	RS			
POA	Porto Alegre	RS	x	x	x

5.1.2 Quadro de Horários

O transporte de passageiros se caracteriza por linhas intermunicipais dentro do estado de Santa Catarina e linhas interestaduais entre os estados de Santa Catarina e Rio Grande do Sul. As linhas com período de vigência anual, ou seja, 01 de janeiro a 31 de dezembro, repetem-se com frequência³⁸ diária, totalizando 671 viagens semanais. Nos feriados e vésperas de feriados, há acréscimos de linhas para algumas localidades, assim como em dias alternados. Também, devido à exigência do mercado, há acréscimo diário de linhas para algumas localidades em determinados períodos do ano, como: março a dezembro, abril a outubro, novembro a março, dezembro a fevereiro e dezembro a março. O número de linhas com vigência anual, acrescidas das linhas com vigência especial, resultam em 38 linhas,

³⁸ Número de viagens em cada sentido com horários de saída previstos, numa linha, em um período de tempo definido.

sendo 36 linhas intermunicipais dentro do estado de Santa Catarina e 2 linhas interestaduais, ou seja, entre o estado de Santa Catarina e Rio Grande do Sul. As tabelas 5.2 e 5.3 apresentam de forma resumida os dados operacionais da empresa em relação, respectivamente, ao período anual e ao período especial. As tabelas de horários de período anual e de períodos especiais encontram-se no Anexo1.

Tabela 5.2 - Plano Operacional da Empresa em relação ao período anual

PERÍODO ANUAL	DOM	SEG	TER	QUA	QUI	SEX	SÁB	FERIADO	VÉSPERA FERIADO	DIAS ALTERNADOS
Linhas	27	25	26	26	29	25	27	17	3	1
Viagens	104	97	98	98	105	95	74	42	4	2

Tabela 5.3 - Plano Operacional da Empresa em relação ao período especial

PERÍODO ESPECIAL		DOMINGO	SÁBADO	DIAS ÚTEIS	FERIADOS
Março a Dezembro	Linhas	2	2	1	2
	Viagens	5	5	9	6
Abril a Outubro	Linhas	1	0	1	0
	Viagens	1	0	5	0
Novembro a Março	Linhas	2	1	1	1
	Viagens	5	1	5	4
Dezembro a Fevereiro	Linhas	1	1	1	0
	Viagens	3	3	15	0
Dezembro a Março	Linhas	4	4	4	1
	Viagens	10	11	54	5

As viagens são de três tipos: direta, semidireta e seccionada. Viagens diretas não possuem locais de embarque e desembarque durante seu percurso, apenas paradas de descanso, obrigatórias por lei, a cada 300 km rodados. Viagens semidiretas têm um local de embarque e desembarque durante seu percurso, e as viagens seccionadas possuem vários locais de embarque e desembarque ao longo de seu percurso. Cada viagem exige um tipo de veículo adequado.

5.1.3 Frota Disponível

A frota de ônibus é constituída de 97 veículos, sendo 4 leitos, 48 executivos e 45 convencionais, que se diferenciam pela comodidade e conforto, ou seja:

Leito: Ônibus com serviço de bordo tipo “*self-service*” (café e água mineral), banheiro pressurizado, ar condicionado, menor nível de ruído interno, porta copos individuais, travesseiro, manta, poltronas mais largas e confortáveis (reclinação de 65 graus) com maior espaço para as pernas, som ambiente e alguns possuem fones individuais e portas-pacote com tampa e lancheira.

Executivo: Ônibus com serviço de bordo tipo “*self-service*” (água mineral), banheiro pressurizado, ar condicionado, menor nível de ruído interno, portas-copo, poltronas anatômicas (reclinação de 55 graus), vídeo.

Convencional: Ônibus que tem ar condicionado, poltronas com pouca reclinação. Alguns veículos convencionais possuem banheiro.

A tabela contendo os detalhes da frota encontra-se no Anexo1.

5.1.4 Pessoal e Condições de Trabalho

A empresa dispõe de 73 condutores no transporte regular de passageiros, cujas condições de trabalho obedecem à CLT³⁹ e às convenções anuais da Federação dos Condutores de Veículos e Trabalhadores em Transportes Rodoviários de Carga e Passageiros e do Sindicato das Empresas de Transporte Rodoviário Regional de Passageiros. Resumidamente podem-se apontar os aspectos legais a seguir:

- i) A jornada de trabalho é de oito horas diárias e quarenta e quatro horas semanais, ainda que o turno ininterrupto de revezamento possa ser compensado e revezado na forma da lei.
- ii) Na jornada de trabalho diária do motorista deverá ser respeitado o período máximo de sete horas de direção.

³⁹ Consolidação das Leis do Trabalho.

- iii) Fica autorizada a instituição do “Banco de Horas”, na forma da legislação, pelo qual o excesso de horas em um dia é compensado pela correspondente diminuição em outro dia, de maneira que não exceda, no período máximo de um ano, a soma das jornadas semanais de trabalho previstas, nem seja ultrapassado o limite máximo de dez horas diárias.
- iv) A duração normal do trabalho poderá ser acrescida de horas extras, em número não excedente a duas horas, mediante acordo escrito entre empregador e empregado, ou mediante contrato coletivo de trabalho. A possibilidade de compensação da jornada de trabalho, ou seja, as horas extras excedentes à quadragésima quarta hora semanal poderão ser compensadas num período máximo de trinta dias.
- v) No trabalho contínuo que exceda seis horas, é obrigatória a concessão de um intervalo para repouso ou alimentação, o qual será, no mínimo, de uma hora e, salvo acordo escrito ou contrato coletivo em contrário, não poderá exceder duas horas.
- vi) Não excedendo seis horas o trabalho, será, entretanto, obrigatório um intervalo de quinze minutos quando a duração ultrapassar quatro horas.
- vii) Os intervalos de descanso não serão computados na duração do trabalho.
- viii) Quando o intervalo para repouso e alimentação não for concedido pelo empregador, este ficará obrigado a remunerar o período correspondente com um acréscimo de, no mínimo, cinquenta por cento sobre o valor da remuneração da hora normal de trabalho.
- ix) Considera-se trabalho noturno, o trabalho executado no período das vinte e duas horas de um dia às cinco horas do dia seguinte.
- x) Salvo nos casos de revezamento semanal ou quinzenal, o trabalho noturno terá remuneração superior à do diurno e, para esse efeito, sua remuneração terá um acréscimo de vinte por cento, pelo menos, sobre a hora diurna.
- xi) Entre duas jornadas de trabalho haverá um período mínimo de onze horas consecutivas para descanso.
- xii) Fica garantida uma folga de seis em seis dias, com intervalo de 35 horas, recaindo esta, no mínimo, em três domingos a cada dois meses.
- xiii) As horas extras prestadas até o número de 60 (sessenta) mensais serão remuneradas com o adicional de 50% de acréscimo sobre a hora normal.

- xiv) O trabalho realizado aos domingos e feriados, quando não folgados em outro dia, sofrerá acréscimo de 100%.
- xv) As empresas concedem, em suas linhas, transporte gratuito a seus próprios empregados, quando em serviço.
- xvi) As empresas que adotarem o critério de dois motoristas por veículo, para sistema de revezamento, pagarão a ambos a hora de trabalho efetivo, mesmo em repouso.
- xvii) A cada sete dias o condutor precisa retornar ao seu domicílio.

5.2 CONSIDERAÇÕES PARA IMPLEMENTAÇÃO DO ALGORITMO PROPOSTO

Os dados foram organizados e armazenados através da base de dados INTERBASE 6.5, conforme modelo do Diagrama Entidade-Relacionamento que se encontra no Apêndice B.

Para se chegar aos resultados obtidos e analisá-los, fez-se a implementação dos modelos e algoritmos propostos através da linguagem Pascal no ambiente de desenvolvimento Delphi 5.0. Usou-se um processador Intel Celeron de 1GHz, 128Mb de memória com sistema operacional Windows 98.

Utilizou-se um horizonte de planejamento de aproximadamente 4 meses (18 meses), o que possibilita uma visão futura dos acontecimentos e discussões das soluções para a tomada de decisão.

As penalidades aplicadas nos modelos apresentados no capítulo IV foram obtidas através de um processo experimental no qual valores inicialmente arbitrados foram gradativamente corrigidos, de modo a obter-se a viabilidade das restrições impostas ao problema. Esses valores foram obtidos a partir de um conjunto de dados típicos da empresa em questão.

Finalmente, chegou-se aos seguintes parâmetros de penalidades utilizadas no algoritmo proposto de programação da frota:

- iii) Quando há sobreposição de duas viagens consecutivas à seqüência de viagens de um veículo, conforme (4.2 d), a penalidade é 10^{30} .
- iv) Se a viagem exige veículo leito e o veículo for convencional ou executivo: $P_{ij} = 10^7$, conforme fórmula (4.2 c).

- v) Se a viagem exige veículo executivo e o veículo for leito ou convencional: $P_{ij} = 10^6$, conforme fórmula (4.2 c).
- vi) Se a viagem exige veículo convencional e o veículo for leito: $P_{ij} = 10^7$, conforme fórmula (4.2 c).
- vii) Se a viagem exige veículo convencional e o veículo for executivo: $P_{ij} = 10^6$, conforme fórmula (4.2 c).

Tratando-se do problema de programação de condutores chegou-se aos seguintes parâmetros de penalidades:

- viii) Quando há sobreposição de duas viagens consecutivas à seqüência de viagens de um veículo, conforme fórmula (4.2 d), a penalidade é 10^{30} .
- ix) Penalidade diária $P_D = 10^2$, conforme fórmula (4.4 d).
- x) Penalidade semanal $P_S = 10^3$, conforme fórmula (4.4 g).
- xi) Penalidade de repouso e alimentação de 10^2 acrescidas às horas diárias de trabalho.

Fez-se um estudo prévio sobre a alocação de condutores nas bases domiciliares. Neste estudo, observou-se que existem quatro pontos principais na rede viária, que são: Florianópolis, Criciúma, Tubarão e Porto Alegre, que se interligam e que são pontos onde há maior fluxo de saídas e chegadas de viagens diárias. Devido a esta situação, há necessidade de um número maior de condutores residindo nestas localidades, conforme será comentado posteriormente.

A figura 5.2 representa o histograma de viagens, de um intervalo de tempo I (uma semana), ou seja, de domingo a sábado, retirado do horizonte de planejamento, onde o eixo horizontal representa o tempo em minutos, e o eixo vertical o número de viagens em I . Observa-se, na figura, que a seqüência de curvas se repete, diariamente, de segunda à sexta, com pequenas diferenças, sendo que a curva que representa domingo (entre 0 e 1440 minutos) apresenta uma diferença maior em relação aos outros dias. Os pontos A(1160, 27), B(2010, 26), C(2460, 26), D(3450, 25), E(3900, 26), F(4890, 25), G(5340, 26), H(6330, 25), I(6780, 26), J(7770, 25), L(9210, 27), M(9210, 27) e N(9660, 25) representam os pontos onde o número de viagens diárias que ocorrem simultaneamente é mais acentuada. O máximo neste

histograma corresponde, à utilização simultânea de 27 veículos.

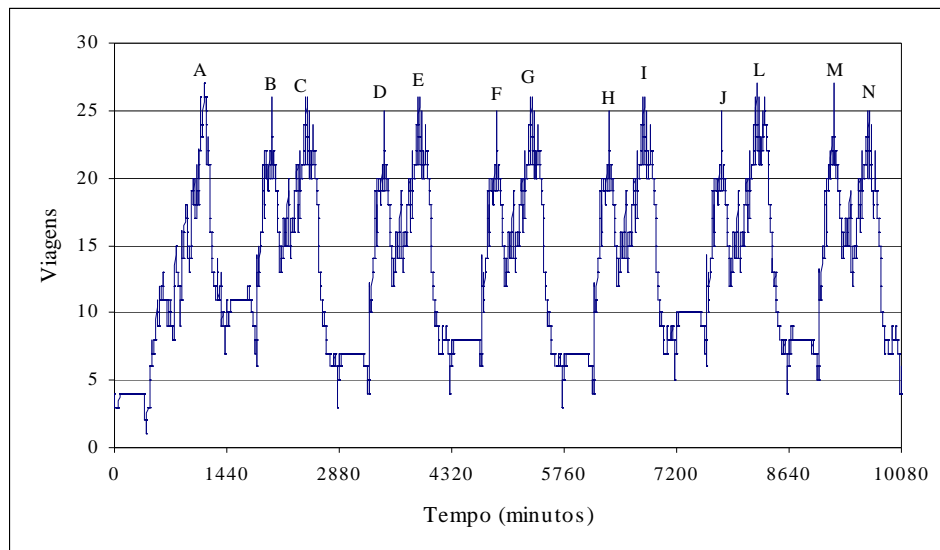


Figura 5.2 - Histograma de viagens do período *I*

5.3 RESULTADOS OBTIDOS PARA PROGRAMAÇÃO DA FROTA

A partir da implementação do algoritmo proposto para a programação da frota heterogênea, resultou um conjunto de movimentos de veículos vazios. A figura 5.3 representa o histograma de movimentos de veículos vazios, para o mesmo período *I* da figura 5.2.

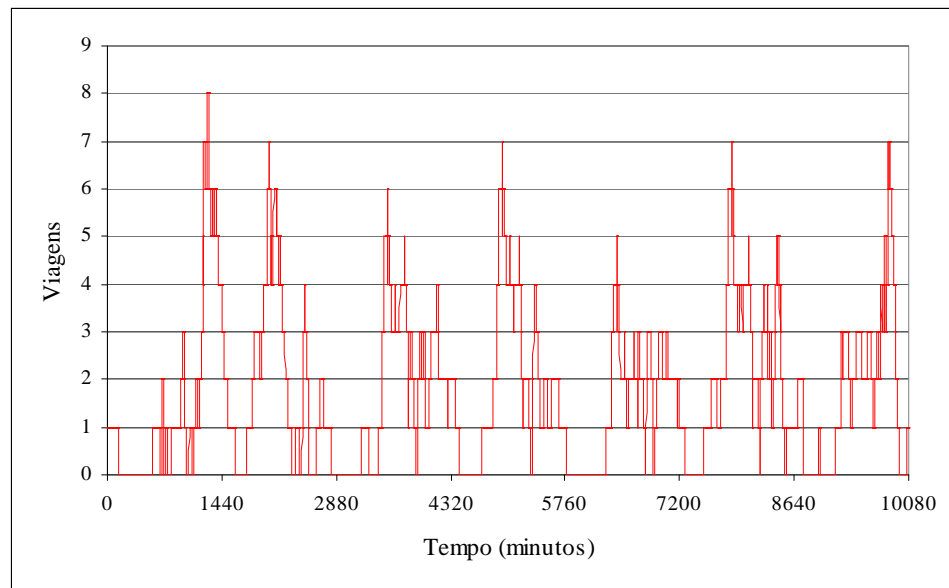


Figura 5.3 - Histograma dos movimentos de veículos vazios do período *I*

A figura 5.4 representa um histograma de viagens, onde a seqüência 1 representa a curva da figura 5.2, a seqüência 2 representa a curva da figura 5.3 e a seqüência 3 representa a soma da seqüência 1 com a seqüência 2. Nota-se que com o acréscimo dos movimentos de veículos vazios, houve um aumento diário de viagens a serem alocadas aos veículos, o que pode ser comprovado pelos pontos A(1180, 29), B(2010, 30), C(2460, 29), D(3490, 26), E(3930, 28), F(4930, 27), G(5370, 28), H(6330, 26), I(6810, 28), J(7810, 27), L(8295, 29), M(9210, 28) e N(9690, 27).

Observa-se, a partir da figura 5.4, que as viagens não ultrapassam de 30 viagens diárias nos pontos de máximo da seqüência 3. Conclui-se que o limite mínimo para o problema de programação da frota, analisado de forma estática é 30 veículos. Em outras palavras, numa situação estática do problema ocorrem no máximo 30 viagens simultâneas. Logo, na hipótese mais simples, seriam necessários 30 veículos para cobrir as viagens do intervalo, conforme figura 5.4. Considerando-se que o transporte é regional, há necessidade de deslocamento dos veículos e a permanência dos mesmos em alguns locais, para dar continuidade à sua seqüência de viagens. Logo, a solução de 30 veículos poderia ser considerada um limite inferior para comparar com a solução do algoritmo de alocação da frota heterogênea.

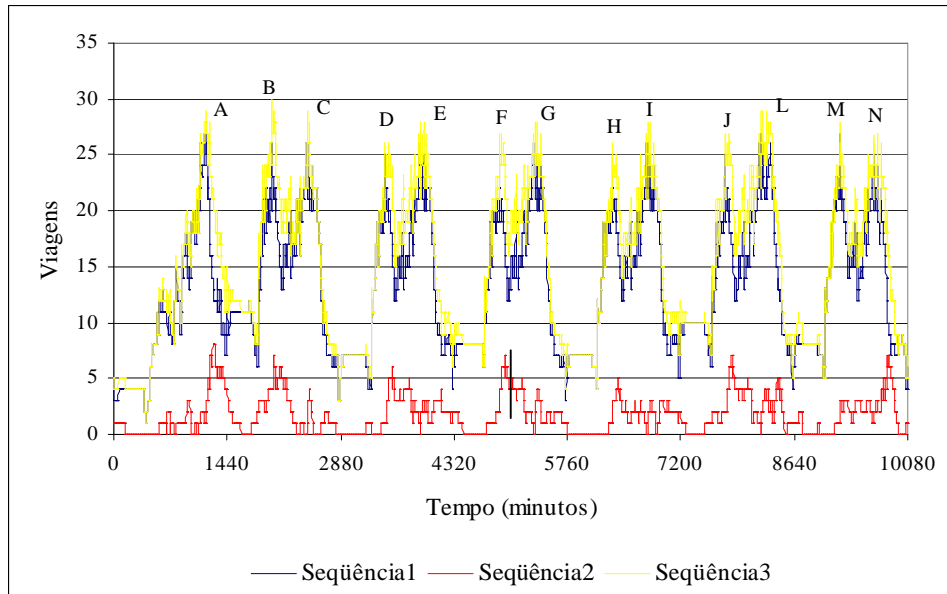


Figura 5.4 - Histograma de viagens

Com o objetivo de melhorar o limite obtido pela análise da situação estática do problema, aplica-se o algoritmo de alocação de frota homogênea, conforme descrito em 4.4.2. Para a implementação deste algoritmo, considera-se um *ciclo* = 10080 minutos (uma semana), ou seja, o intervalo de tempo I , representado na figura 5.4. A solução obtida com implementação desse algoritmo é inviável para o problema de alocação da frota heterogênea, pois existem diferenças pequenas nas rotinas semanais, o que pode ser observado na figura 5.5, além de não respeitar a restrição de adequar os veículos alocados às viagens executadas.

A figura 5.5 representa duas semanas do horizonte de planejamento do problema de programação da frota. Observa-se que o comportamento da curva de uma semana é semelhante ao da semana seguinte, havendo pequenas perturbações. Isto se repete em todo o horizonte de planejamento, logo a análise da amostra de uma semana, resulta em uma boa aproximação para a solução de todo período.

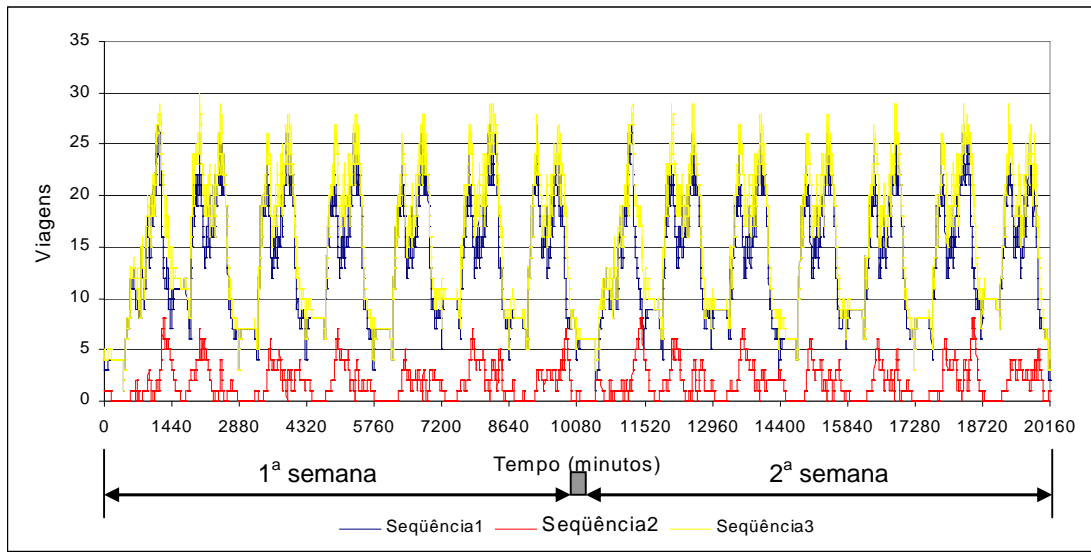


Figura 5.5 - Histograma de viagens de duas semanas

Observou-se que os resultados do algoritmo proposto alteram-se na presença de semanas com feriados. Esse fato pode ser comprovado pelo acréscimo de demanda nos feriados e véspera de feriado através da tabela 5.2 e da figura 5.6 que representa uma semana do horizonte de planejamento com feriado. O feriado ocorre no sábado (entre 8640 a 10080); os pontos máximos da curva nesse dia acentuam-se significativamente em relação aos pontos máximos dos outros dias da semana.

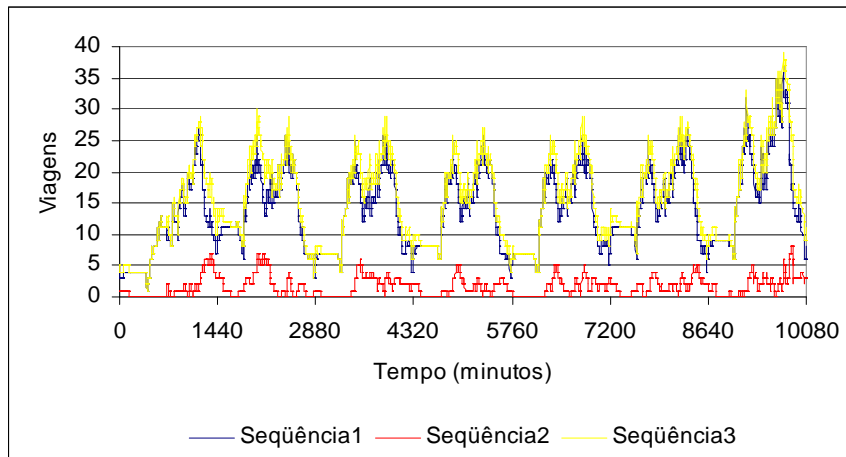


Figura 5.6 - Histograma de viagens de uma semana com feriado

Para amostras dos resultados, consideram-se soluções de duas situações retiradas do horizonte de planejamento que são:

- i) Uma semana que não contém feriado;
- ii) Uma semana que contém feriado;

O tempo de processamento do algoritmo proposto deu-se em 1 minuto e 36 segundos para todo o horizonte de planejamento de 18 semanas.

Situação 1: Semana sem feriado

Na implementação do algoritmo proposto, descrito em 4.2.1, resultaram 37 veículos alocados, onde 3 veículos são executivos; 2 são leitos e 32 são convencionais, cobrindo todas as viagens do horizonte de planejamento, respeitando as restrições impostas do problema, como: a não sobreposição de viagens e a adequação do tipo de veículo às exigências das viagens.

Conforme comentado anteriormente, faz-se necessário o cálculo do limite inferior para comparar-se com a solução obtida pelo algoritmo proposto. A implementação desse algoritmo resultou na alocação de 35 veículos em cada *ciclo*. Logo, o limite inferior, para a solução do algoritmo proposto neste trabalho para semanas sem feriado, é de 35 veículos.

Nas tabelas 5.4 a 5.6 apresentam-se os resultados quanto ao número de viagens contidas na seqüência alocada a cada veículo, movimentos vazios e tempos ociosos, resultantes da implementação dos algoritmos, respectivamente, de alocação da frota homogênea e de alocação da frota heterogênea, para o intervalo de tempo I (figura 5.4). Nas tabelas 5.5 e 5.6 acrescentam-se o prefixo do veículo e o tipo de veículo, isto é, convencional (c), leito (l) e executivo (e).

Tabela 5.4 - Resumo das alocações realizadas aos veículos com a implementação do algoritmo de alocação da frota homogênea para uma semana sem feriado

FROTA HOMOGÊNEA				
# Veículo	Número de Viagens	Tempo Improdutivo		Tempo Produtivo (minutos)
		T. Ociosos (minutos)	M. Vazios (minutos)	
1	3	9401	59	620
2	24	5231	504	4345
3	23	6204	276	3600
4	23	6030	0	4050
5	20	6263	372	3445
6	28	6853	87	3140
7	25	5370	180	4530
8	21	5282	148	4650
9	18	7048	167	2865
10	22	4771	409	4900
11	20	6680	0	3400
12	18	5384	636	4060
13	24	5927	73	4080
14	18	6493	167	3420
15	21	6685	0	3395
16	19	6133	102	3845
17	20	6874	171	3035
18	22	5694	176	4210
19	21	6748	182	3150
20	20	6619	146	3315
21	24	5494	296	4290
22	19	7413	167	2500
23	21	6240	370	3470
24	23	5128	372	4580
25	17	4533	297	5250
26	19	5172	208	4700
27	26	6386	164	3530
28	24	6594	91	3395
29	20	4855	115	5110
30	23	5392	328	4360
31	18	5397	283	4400
32	17	5874	206	4000
33	16	6690	0	3390
34	19	6860	120	3100
35	20	5820	250	4010
	Σ 716	Σ 213538	Σ 7122	Σ 132140

Tabela 5.5 - Resumo das alocações realizadas aos veículos convencionais com a implementação do algoritmo de alocação da frota heterogênea para uma semana sem feriado

FROTA HETEROGÊNEA						
# Veículos	Prefixo Veículo	Tipo Veículo	Número de Viagens	Tempo Improdutivo		Tempo Produtivo (minutos)
				T. Ociosos (minutos)	M. Vazios (minutos)	
1	4734	c	17	6828	372	2880
2	4741	c	21	5569	806	3705
3	4876	c	24	6388	642	3050
4	4890	c	21	5616	804	3660
5	4897	c	24	7197	213	2670
6	5953	c	24	6271	874	2935
7	5960	c	20	5991	224	3865
8	5967	c	21	6612	558	2910
9	6074	c	21	6888	537	2655
10	6081	c	23	5800	505	3775
11	6088	c	21	5357	543	4180
12	6095	c	26	5574	176	4330
13	6400	c	21	6859	626	2595
14	6407	c	24	5139	456	4485
15	10001	c	11	8019	516	1545
16	10008	c	25	3752	393	5935
17	10015	c	21	5095	415	4570
18	10022	c	23	5757	783	3540
19	10029	c	19	6170	135	3775
20	10036	c	8	7585	555	1940
21	10043	c	22	4782	373	4925
22	10050	c	22	4559	1101	4420
23	10057	c	15	6057	643	3380
24	10064	c	22	6497	263	3320
25	10071	c	19	6705	180	3195
26	10078	c	25	6369	56	3655
27	10085	c	23	6899	461	2720
28	10092	c	23	6478	277	3325
29	10099	c	17	6264	536	3280
30	10106	c	2	9510	0	570
31	10113	c	22	4984	466	4630
32	10120	c	28	6483	547	3050
			Σ 655	Σ 198054	Σ 15036	Σ 109470

Tabela 5.6 - Resumo das alocações realizadas aos veículos leitos e executivos com a implementação do algoritmo de alocação da frota heterogênea para uma semana sem feriado

FROTA HETEROGÊNEA						
# Veículos	Prefixo Veículo	Tipo Veículo	Número de Viagens	Tempo Improdutivo		Tempo Produtivo (minutos)
				T. Ociosos (minutos)	M. Vazios (minutos)	
1	11134	l	7	7860	0	2220
2	11183	l	7	7860	0	2220
3	13323	e	5	7770	460	1850
4	13330	e	21	1890	0	8190
5	13337	e	21	1890	0	8190
			Σ 61	Σ 27270	Σ 460	Σ 22670

Situação2: Semana com feriado

Nesse caso, na implementação do algoritmo proposto, resultaram 44 veículos alocados, onde 3 veículos são executivos; 2 são leitos e 39 são convencionais, cobrindo todas as viagens do horizonte de planejamento e respeitando as restrições impostas do problema.

Na implementação do algoritmo de alocação da frota homogênea resultaram 40 veículos em cada *ciclo*. Considera-se um *ciclo*, o intervalo de tempo representado na figura 5.6. Logo, o limite inferior, para a solução do algoritmo proposto neste trabalho para semanas com feriado, é de 40 veículos.

Nas tabelas 5.7 e 5.8 apresentam-se os resultados, respectivamente, de alocação da frota homogênea e de alocação da frota heterogênea aos veículos convencionais, para o intervalo de tempo da figura 5.6.

Observa-se que houve um acréscimo de 7 veículos convencionais em relação a situação 1 na implementação do algoritmo proposto. Esses veículos realizam um número pequeno de viagens, conforme tabela 5.7; essas viagens ocorrem exatamente no feriado, onde a demanda é maior e exige veículos reservas para cumpri-la. O número de viagens contidas na seqüência alocada a cada veículo, movimentos vazios e tempos ociosos para os veículos leitos e executivos na implementação do algoritmo proposto manteve-se o mesmo da situação 1, apresentado na tabela 5.6.

Tabela 5.7 - Resumo das alocações realizadas aos veículos com a implementação do algoritmo de alocação da frota homogênea para uma semana com feriado

FROTA HOMOGÊNEA				
# Veículo	Número de Viagens	Tempo Improdutivo		Tempo Produtivo (minutos)
		T. Ociosos (minutos)	M. Vazios (minutos)	
1	20	6037	383	3660
2	20	6101	714	3265
3	14	5485	0	4595
4	20	6798	267	3015
5	13	6305	80	3695
6	25	6770	180	3130
7	25	6690	0	3390
8	24	6485	0	3595
9	12	7040	0	3040
10	19	5640	280	4160
11	22	6609	91	3380
12	15	7143	72	2865
13	15	6580	0	3500
14	19	8094	56	1930
15	20	5023	777	4280
16	17	6226	119	3735
17	9	7187	203	2690
18	20	6365	0	3715
19	21	5747	148	4185
20	17	5680	0	4400
21	25	6654	91	3335
22	14	7640	0	2440
23	20	7151	89	2840
24	24	5638	102	4340
25	16	6471	29	3580
26	20	5734	31	4315
27	19	6412	118	3550
28	15	6415	0	3665
29	21	4958	402	4720
30	15	6240	0	3840
31	21	6555	120	3405
32	18	7672	28	2380
33	21	5553	162	4365
34	22	5746	109	4225
35	22	6584	176	3320
36	15	7092	148	2840
37	21	6788	117	3175
38	22	6343	652	3085
39	19	6182	243	3655
40	22	6759	166	3155
	Σ 769	Σ 256592	Σ 6153	Σ 140455

Tabela 5.8 - Resumo das alocações realizadas aos veículos convencionais com a implementação do algoritmo de alocação da frota heterogênea para uma semana com feriado

FROTA HETEROGÊNEA						
# Veículos	Prefixo Veículo	Tipo Veículo	Número de Viagens	Tempo Improdutivo		Tempo Produtivo (minutos)
				T. Ociosos (minutos)	M. Vazios (minutos)	
1	4706	c	1	9990	0	90
2	4713	c	1	9990	0	90
3	4720	c	5	9520	0	560
4	4727	c	2	9910	0	170
5	4734	c	19	6031	529	3520
6	4741	c	21	7090	550	2440
7	4862	c	4	9050	80	950
8	4869	c	6	9325	60	695
9	4876	c	23	5956	324	3800
10	4883	c	2	9910	0	170
11	4890	c	21	5345	375	4360
12	4897	c	24	5846	244	3990
13	5953	c	22	5896	504	3680
14	5960	c	14	6590	60	3430
15	5967	c	26	4614	186	5280
16	6074	c	20	6023	697	3360
17	6081	c	24	5139	886	4055
18	6088	c	21	6656	124	3300
19	6095	c	25	4500	590	4990
20	6400	c	22	6538	672	2870
21	6407	c	26	5106	179	4795
22	10001	c	22	4682	288	5110
23	10008	c	7	8200	315	1565
24	10015	c	21	5907	408	3765
25	10022	c	21	5925	300	3855
26	10029	c	28	6604	441	3035
27	10036	c	10	7991	449	1640
28	10043	c	26	5511	394	4175
29	10050	c	21	6855	595	2630
30	10057	c	26	5657	163	4260
31	10064	c	21	4578	792	4710
32	10071	c	22	6118	597	3365
33	10078	c	24	7551	119	2410
34	10085	c	8	8142	663	1275
35	10092	c	26	3877	613	5590
36	10099	c	24	5624	906	3550
37	10106	c	24	6048	232	3800
38	10113	c	27	6336	754	2990
39	10120	c	21	6164	451	3465
			Σ 708	Σ 260795	Σ 14540	Σ 117785

Apresenta-se na tabela 5.9 um resumo comparativo entre a solução obtida pelo algoritmo proposto e o algoritmo de alocação de frota homogênea, consolidando os resultados apresentados anteriormente nas tabelas 5.4 a 5.8. O índice de utilização destes veículos foi calculado considerando-se uma frota de 97 veículos disponíveis. A totalização dos tempos nos deslocamentos improdutivos (movimentos vazios) e na permanência em terminais e garagens

(tempos ociosos), assim como deslocamentos produtivos (duração das viagens) também se encontra nessa tabela. A taxa de utilização produtiva e improdutiva foi calculada considerando-se o tempo total de 10080 minutos vezes o número de veículos alocados.

Tabela 5.9 - Número de Veículos alocados, totalização dos tempos nos deslocamentos produtivos, improdutivos e tempos ociosos obtidos da solução dos Algoritmos de Alocação da Frota Homogênea e Heterogênea

Situação	Algoritmo	Veículos Alocados	Índice de Utilização dos Veículos	Total de Tempo (minutos)			Taxa de Utilização		
				Improdutiva		Produtiva	Improdutiva		Produtiva
				T.Ociosos	M.Vazios		T.Ociosos	M.Vazios	
1 (s/feriado)	Limite Inferior (frota homogênea)	35	36%	213538	7122	132140	61%	2%	37%
	Proposto (frota heterogênea)	37	38%	225324	15496	132140	61%	4%	35%
2 (c/feriado)	Limite Inferior (frota homogênea)	40	41%	256592	6153	140455	64%	1%	35%
	Proposto (frota heterogênea)	44	45%	288065	15000	140455	65%	3%	32%

Através da tabela 5.9 observa-se que apenas 38 % e 45% da frota de veículos, respectivamente, para a situação 1 e para a situação 2 são utilizados. Portanto, mais da metade da frota torna-se ociosa para a empresa. Na taxa de utilização improdutiva, os dois algoritmos se equilibram em relação aos tempos ociosos, havendo uma diferença de 2 % em relação a movimentos de veículos vazios. A justificativa desta diferença é devido ao fato das viagens necessitarem de veículos de tipos diferentes, e nem sempre o veículo solicitado está no lugar exigido; logo, há necessidade de um deslocamento improdutivo do veículo, ou seja, um movimento vazio deste veículo para cobrir uma viagem. Ainda nesta tabela, observa-se que dos veículos efetivamente alocados na operação, apenas 35% e 32%, respectivamente, para a situação 1 e para a situação 2, é produtiva. Em outras palavras o uso da frota disponível com a *PH* é de apenas 13.3% para a situação 1 e de 14.4% para a situação 2; esses valores podem ser considerados extremamente baixos.

5.4 RESULTADOS OBTIDOS PARA A PROGRAMAÇÃO DE CONDUTORES

Os resultados do problema de programação de condutores, assim como os resultados do problema de programação da frota alteram-se na presença de semanas com feriados. Logo, usa-se o mesmo procedimento de programação da frota para amostras dos resultados.

O tempo de processamento do algoritmo proposto deu-se em 2 minutos e 55 segundos para todo o horizonte de planejamento de 18 semanas.

Situação 1: Semana sem feriado

Com a implementação do algoritmo proposto foram alocados 65 condutores, e as bases domiciliares com maior fluxo, conforme comentado anteriormente, são Florianópolis com 26 condutores, Porto Alegre com 8 condutores, Criciúma com 6 condutores e Tubarão com 6 condutores. As outras bases domiciliares possuem apenas 1, 2 ou 3 condutores. Nenhum dos condutores ultrapassou o limite de horas extras semanais (960 minutos). Em média, o tempo de processamento para cada semana foi de 10 segundos.

Na tabela 5.10 apresentam-se os resultados do algoritmo proposto, para o intervalo de tempo da figura 5.4, em relação ao número de viagens alocadas ao condutor, base domiciliar, horas normais e horas extras de trabalho.

Conforme descrito em 4.4, faz-se necessário o cálculo do limite inferior para comparar-se com a solução obtida pelo algoritmo proposto. Os resultados desse procedimento encontram-se na tabela 5.11 em relação ao número de escalas, horas normais de trabalho, horas extras e o tempo de processamento, para o intervalo de tempo da figura 5.4.

Tabela 5.10 - Programação de Condutores de uma semana sem feriado

C ⁴⁰	BD ⁴¹	NV ⁴²	HN ⁴³	HE ⁴⁴	C	BD	NV	HN	HE	C	BD	NV	HN	HE	
1	FLN	19	2616	0	23	FLN	13	2640	70	45	GAP	16	2640	98	
2	POA	13	2640	239	24	FLN	13	2106	0	46	GAP	16	2184	0	
3	POA	12	1821	0	25	FLN	15	2152	0	47	GAP	13	1937	0	
4	POA	8	1401	0	26	FLN	15	2640	21	48	IMB	14	2501	0	
5	POA	13	2117	0	27	FLN	12	2350	0	49	IMB	15	2333	0	
6	FLN	16	2549	0	28	FLN	18	2640	80	50	IMB	9	2210	0	
7	FLN	17	2640	104	29	FLN	14	2475	0	51	IMA	9	2016	0	
8	FLN	20	2278	0	30	FLN	13	1900	0	52	IMA	16	2640	380	
9	FLN	14	2640	157	31	TUB	12	2640	245	53	ITJ	13	2216	0	
10	FLN	12	2270	0	32	TUB	10	2366	0	54	FLN	20	2640	591	
11	POA	11	2254	0	33	TUB	12	1925	0	55	BAL	16	2376	0	
12	POA	10	2640	90	34	TUB	15	2640	70	56	BAL	9	2070	0	
13	POA	13	2640	98	35	TUB	10	2551	0	57	LAU	11	1933	0	
14	POA	15	2354	0	36	TUB	16	2543	0	58	LAU	9	2575	0	
15	FLN	15	2259	0	37	FLN	13	2640	70	59	LAG	11	2640	90	
16	FLN	15	2640	375	38	CRI	11	2431	0	60	LAG	19	2581	0	
17	CRI	14	2640	39	39	CRI	12	2583	0	61	URU	12	2262	0	
18	FLN	12	2469	0	40	CRI	12	2307	0	62	LGE	10	2640	266	
19	FLN	13	2146	0	41	CRI	9	2230	0	63	FLN	10	2344	0	
20	FLN	16	2358	0	42	CRI	18	2601	0	64	FLN	10	2640	775	
21	FLN	13	2202	0	43	CAX	10	2268	0	65	FLN	15	2249	0	
22	FLN	10	2510	0	44	CAX	11	2014	0						
		Σ301	Σ52084	Σ1102			Σ284	Σ52642	Σ556				Σ273	Σ49627	Σ2200

Tabela 5.11 - Resultados do modelo de alocação de trabalhadores em locais fixos, obtidos com o “solver XPress-MP” do GAMS⁴⁵, para a semana sem feriado

Escalas	Dom ND = 1	Seg ND = 2	Ter ND = 3	Quar ND = 4	Quin ND = 5	Sex ND = 6	Sab ND = 7	Σ	
q	TN	34	55	47	55	43	54	46	334
	1E	5	0	1	1	7	3	5	22
	2E	2	3	6	1	0	0	1	13
Horas Normais (minutos)	19680	27840	25920	27360	24000	27360	24960	177120	
Horas Extras (minutos)	540	360	780	180	420	180	420	2880	
Tempo Computacional	3”	2”	2”	2”	2”	2”	1”	14”	

⁴⁰ Conductor.

⁴¹ Base domiciliar.

⁴² Número de viagens.

⁴³ Hora normal (em minutos).

⁴⁴ Hora extra (em minutos).

⁴⁵ “General Algebraic Modeling System” (<http://www.neos.mcs.anl.gov/neos>).

Obtidos esses resultados, faz-se uma estimativa do número de escalas semanais necessárias, conforme descrito no capítulo anterior.

$$NC_{min} = \max \left\{ \max_{ND=1}^7 |E_{ND}|, \left\lceil \frac{\sum_{ND=1}^7 |E_{ND}|}{DTS} \right\rceil \right\} = \max \left\{ 58, \left\lceil \frac{369}{6} \right\rceil \right\} = 62$$

Conforme estimativa encontrada, seriam necessários 62 trabalhadores para cobrir todas as escalas, considerando-se que a força de trabalho se concentra em um local fixo.

Situação 2: Semana com feriado

A tabela 5.12 apresenta os resultados obtidos referentes a bases domiciliares, horas normais e horas extras dos condutores com a implementação do algoritmo proposto, para o intervalo de tempo da figura 5.6. Neste caso foram acrescentados 10 condutores em relação à situação 1, cujas bases domiciliares encontram-se em Florianópolis, Criciúma e Porto Alegre. O tempo computacional médio para o processamento de uma semana foi de 10 segundos.

Tabela 5.12 - Programação de Condutores de uma semana com feriado

C	BD	NV	HN	HE	C	BD	NV	HN	HE	C	BD	NV	HN	HE
1	FLN	17	2061	0	26	FLN	11	2500	0	51	IMA	10	2096	0
2	POA	13	2216	0	27	FLN	7	1650	0	52	IMA	9	2526	0
3	POA	12	2063	0	28	FLN	10	1930	0	53	ITJ	10	1920	0
4	POA	6	1885	0	29	FLN	10	2141	0	54	FLN	16	2474	0
5	POA	10	2559	0	30	FLN	8	1890	0	55	BAL	8	2321	0
6	FLN	9	1945	0	31	TUB	8	1831	0	56	BAL	10	2450	0
7	FLN	22	2491	0	32	TUB	10	2470	0	57	LAU	9	2640	160
8	FLN	18	2213	0	33	TUB	13	1979	0	58	LAU	11	2588	0
9	FLN	18	2318	0	34	TUB	11	2216	0	59	LAG	13	2640	5
10	FLN	18	2640	93	35	TUB	9	2028	0	60	LAG	15	2640	780
11	POA	9	2378	0	36	TUB	11	1947	0	61	URU	17	2600	0
12	POA	12	2580	0	37	FLN	11	2365	0	62	LGE	14	2445	0
13	POA	16	2281	0	38	CRI	11	1670	0	63	FLN	19	2640	217
14	POA	16	2286	0	39	CRI	10	2005	0	64	FLN	19	2640	569
15	FLN	11	1888	0	40	CRI	9	2640	221	65	FLN	8	2085	0
16	FLN	18	2026	0	41	CRI	10	2120	0	66	CRI	15	2564	0
17	CRI	14	2251	0	42	CRI	8	2229	0	67	FLN	21	2504	0
18	FLN	13	2640	76	43	CAX	7	1721	0	68	FLN	16	1922	0
19	FLN	14	2135	0	44	CAX	10	1905	0	69	FLN	13	2580	0
20	FLN	17	2253	0	45	GAP	8	1953	0	70	POA	10	2317	0
21	FLN	17	2363	0	46	GAP	12	2640	848	71	FLN	14	2210	0
22	FLN	9	2361	0	47	GAP	12	2401	0	72	CRI	9	2042	0
23	FLN	14	1902	0	48	IMB	9	1945	0	73	FLN	19	2554	0
24	FLN	12	2332	0	49	IMB	10	2411	0	74	CRI	12	1880	0
25	FLN	10	2395	0	50	IMB	12	2296	0	75	FLN	15	2296	0
		Σ345	Σ56462	Σ169			Σ247	Σ52883	Σ1069			Σ332	Σ59574	Σ1731

Usando-se o mesmo processo de solução da situação 1 para o cálculo do limite inferior, tem-se os resultados que se encontram na tabela 5.13 e no cálculo do NC_{min} .

$$NC_{min} = \max\left\{73, \left\lceil \frac{391}{6} \right\rceil\right\} = 73$$

Tabela 5.13 - Resultados do modelo de alocação de trabalhadores em locais fixos, obtidos com o “solver XPress-MP” do GAMS, para a semana com feriado.

Escalas	Dom ND = 1	Seg ND = 2	Ter ND = 3	Quar ND = 4	Quin ND = 5	Sex ND = 6	Sab ND = 7	Σ	
<i>q</i>	<i>TN</i>	35	57	46	44	52	57	65	356
	<i>1E</i>	6	3	4	6	0	6	3	28
	<i>2E</i>	0	1	1	0	0	0	5	7
Horas Normais (minutos)	19680	29280	24480	24000	24960	30240	35040	187680	
Horas Extras (minutos)	360	300	360	360	0	360	420	2160	
Tempo Computacional	2”	2”	2”	2”	1”	2”	2”	13”	

Observa-se nesse caso que há um aumento de horas de trabalho, assim como o número de escalas em relação à situação 1, o que ocorre no feriado (sábado) e véspera de feriado (sexta). Sabe-se que nesses dias o número de viagens aumenta, conforme tabela 5.2 e figura 5.6.

As figuras 5.7 e 5.8 representam, respectivamente, a situação 1 e a situação 2 para um dia de trabalho em particular (sábado); a curva da seqüência 1 representa o histograma de viagens que devem ser alocados aos condutores por meio do algoritmo proposto e a curva da seqüência 2 representa o histograma de viagens correspondente ao problema de trabalhadores em local fixo; observa-se na figura 5.8 que existem pontos máximos que superam os pontos máximos da figura 5.7. Este aumento na demanda justifica o aumento do número de escalas para o caso da semana que possui um feriado.

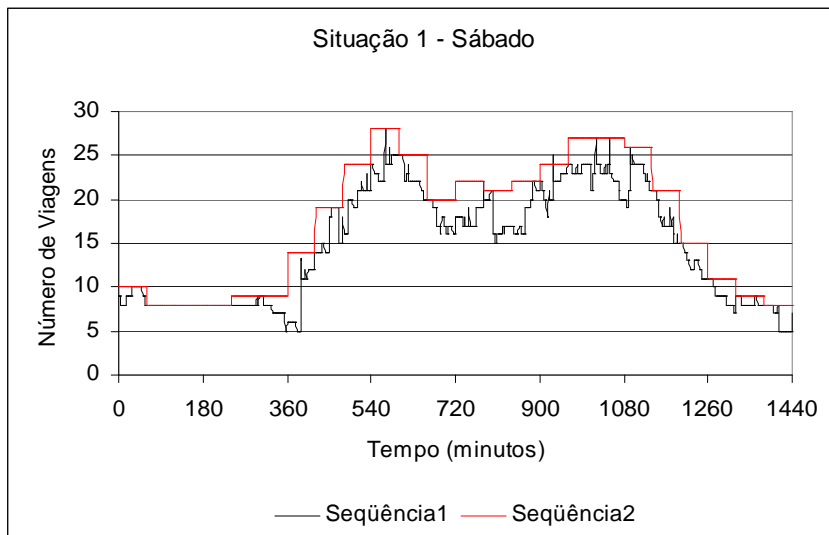


Figura 5.7 - Histograma de Viagens – situação 1

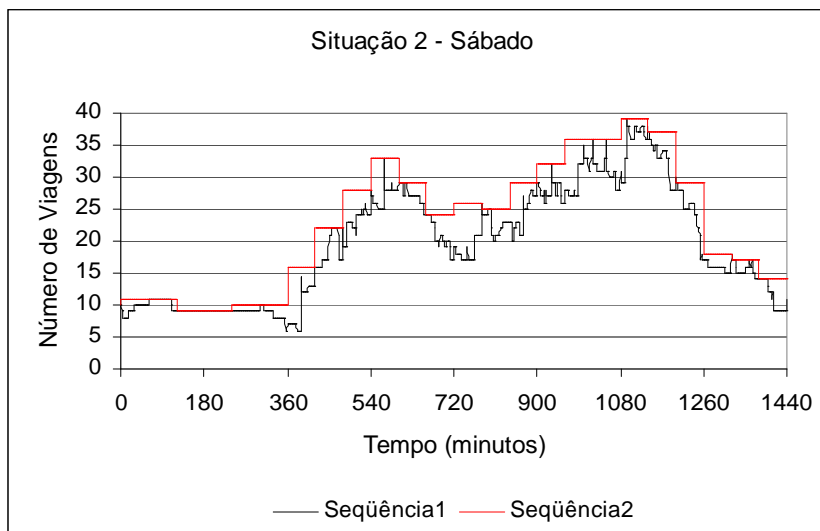


Figura 5.8 - Histograma de Viagens – situação 2

Apresenta-se na tabela 5.14 um resumo comparativo entre a solução obtida pelo algoritmo proposto e o modelo de alocação de trabalhadores em local fixo, consolidando os resultados apresentados anteriormente nas tabelas 5.10 a 5.13.

Tabela 5.14 - Comparação da Proposta de Programação de Condutores e os respectivos Limites Inferiores

Situação	Algoritmo	Número de Condutores	Número de Viagens	Horas Normais (minutos)	Horas Extras (minutos)	Horas Total de Trabalho	Tempo Computacional
1 (s/feriado)	Proposto	65	858	154353	3858	160140	10"
	Trabalhadores em Local Fixo	62	858	177120	2880	157395	14"
2 (c/feriado)	Proposto	75	924	168919	2969	173372	10"
	Trabalhadores em Local Fixo	73	924	187680	2160	164816	13"

Calculam-se as horas totais de trabalho na tabela 5.14, somando-se as horas normais com as horas extras, estas multiplicadas por 1.5. Para o cálculo das horas totais do limite inferior, multiplica-se o valor calculado pelo fator de correção descrito em 4.4.3. O fator de correção para a situação 1 é igual a 0.867481 e para a situação 2 é igual a 0.863277

Os resultados obtidos através do GAMS são considerados bons limites para as soluções obtidas com o algoritmo proposto, pois no modelo de trabalhadores em local fixo não foram consideradas algumas restrições do problema real.

CAPÍTULO VI

6. CONCLUSÕES E RECOMENDAÇÕES

6.1 CONCLUSÕES

Nesse trabalho foi apresentado um modelo para a solução do problema de programação da frota heterogênea e seus respectivos condutores, aplicado ao transporte rodoviário regional de passageiros, considerando um horizonte de planejamento de 18 semanas.

Tal modelo se presta a aplicação em casos reais, dada a sua eficiência em encontrar a solução de um problema de otimização combinatória em tempo computacional razoável, através de um método heurístico.

Os resultados dos algoritmos propostos são comparados com limites inferiores obtidos pela relaxação de algumas restrições do problema e, demonstram a qualidade do modelo proposto, mostrando a proximidade entre suas soluções.

Após a implementação dos algoritmos e análise dos resultados apresentados no capítulo 5, pode-se concluir que:

- i) Foi possível desenvolver um plano operacional aplicado a uma empresa de transporte rodoviário regional de passageiros, cobrindo todas as viagens do horizonte de planejamento, com um tempo total de processamento de 4 minutos e 36 segundos para um período de 18 semanas. Este horizonte foi fixado para se ter uma avaliação mais abrangente do desempenho e funcionalidade do algoritmo. Na prática, porém, esse horizonte de planejamento poderá ser reduzido para um período de 4 semanas (ou menor), repercutindo diretamente na diminuição do tempo de processamento.

- ii) Considerando o pequeno tempo de processamento gasto na obtenção do plano operacional, os modelos propostos poderão ser utilizados no contexto dinâmico já apresentado no corpo do trabalho. Isto é, caso ocorram atrasos, acidentes, quebra de veículos, ou ainda, inclusão ou exclusão de viagens, os modelos propostos poderão ser utilizados para re-programar as viagens ainda não executadas, sem implicar em paralisação na operação da empresa.
- iii) Na programação de escalas de condutores usou-se o banco de horas, através da compensação das horas de trabalho dentro de uma semana para cada condutor.
- iv) As seqüências de viagens dos veículos e condutores obedecem às restrições impostas ao problema real, e os testes computacionais comprovaram a eficiência do método em resolver problemas de programação de veículos e condutores, aplicado ao transporte regional de passageiros, com solução de boa qualidade.
- v) A qualidade das soluções do problema de programação da frota e programação de condutores é comprovada para os dados testados pela proximidade dessas soluções com seus limites inferiores, determinados pela relaxação de algumas restrições do problema real.
- vi) A qualidade dos serviços prestados à comunidade foi mantida, pois toda a programação horária foi cumprida com veículos adequados às viagens.
- vii) Houve redução de custos fixos da frota, pois o número de veículos é significativamente menor que o número total de veículos disponíveis.
- viii) O número de condutores alocados é menor que o número de condutores informados pela empresa.
- ix) Houve um aumento de condutores nas semanas que têm feriados necessitando, porém de condutores reservas para estas situações; há picos nas curvas de demanda nesses dias; esse fato pode ser visto através da figura 5.8 no capítulo 5.

6.2 RECOMENDAÇÕES PARA TRABALHOS FUTUROS

Embora se tenham alcançado os objetivos propostos, este trabalho ainda permite que sejam realizadas novas pesquisas no futuro, como:

- i) Tanto para o algoritmo de programação da frota como para o algoritmo de programação de condutores podem ser realizadas simulações de desvios em determinados pontos estratégicos, para determinar o número de veículos reservas e o número de condutores reservas durante o horizonte de planejamento.
- ii) Determinação de locais estratégicos para serem bases domiciliares incorporadas ao modelo.
- iii) Incorporar no modelo formas de tratamento para viagens longas (com duração de 1 dia ou mais).

BIBLIOGRAFIA

AGRA, A. *A method to generate feasible duties in a transportation system*. Working Paper, Faculdade de Ciências da Universidade de Lisboa, Portugal, 1993.

ANBIL, R.; JOHNSON, E. e TANGA, R. *A global approach to crew- pairing optimization*. Research Report #77509, IBM Research Division, 1991.

BAGCHI, A.; BHATTACHARYYA, N. e CHAKRAVARTI, N. LP Relaxation of the Dimensional Knapsack Problem with Box and GUB Constraints. *EJOR*, **89**, 609-617, 1996.

BAITA, F.; PESENTI, R.; UKOVICH, W. e FAVARETTO, D. *A comparison of different solution approaches to the vehicle scheduling problem in a practical case*. Computers and Operations Research, **27**(13), 1249-1269, 2000.

BAKER, K.R. e MAGAZINE, M.T. *Workforce scheduling with cyclic demands and days-off constraints*. Management Science, **24**, 161-167, 1977.

BAKER, E.K. *Heuristic algorithms for the weighted set covering problem*. Computers and Operations Research, **8**(4), 303-310, 1981.

BALAS, E. e PADBERG, W. *Set partitioning: a survey*. SIAM Rev, **18**, 710-760, 1976.

BALL, M. *A comparison of relaxations and heuristics for certain crew and vehicle scheduling*. Presented at National ORSA/TIMS Meeting, Washington DC, 1980.

BALAS, E. e HO, A. *Set coverings algorithms using cutting planes, heuristics and subgradient optimizations: a computational study*. Mathematical Programming Study, **12**, 37-60, 1980a.

BALL, M.; BODIN, L e DIAL, R. *A emparelhamento based heuristic for scheduling mass transit crews and vehicles*. Transportation Science, **17**(1), 4-31, 1983.

BALL, M. e ROBERTS, A. *A graph partitioning approach to airline crew schedule*. Transportation Science, **19**(2), 107-126, 1985.

BALAKRISHNAN, N. e WONG, R.T. *A network model for rotating workforce scheduling problem*. Networks, **20**, 25-32, 1990.

- BEASLEY, J.E. *An algorithm for the set covering problem*. Journal Oper. Res., **31**, 85-93, 1987.
- BEASLEY, J.E. *OR-Library: distributing test-problems by electronic mail*. Journal of Operations Research Society, **41**(11), 1069-1072, 1990.
- BEASLEY, J.E. e CHU, P.C. *A genetic algorithm for set covering problem*. The Management School – Imperial College, 1994.
- BEASLEY, J.E e CAO, B. *Tree search algorithm for the crew scheduling problem*. European Journal of Operational Research, **94**(3), 517-526, 1996.
- BEASLEY, J.E. e CAO, B. *Dynamic programming based algorithm for the crew scheduling problem*. Computers e Operations Research, **25**(8), 567-582, 1998.
- BELMORE, M. e RATLIFF, H.D. *Set covering and involuntary bases*. Management Science, **18**, 194-206, 1971.
- BENNET, B. e POTTS, R. *Rotating roster for a transit system*. Transportation Science, **2**(1), 14-34, 1968.
- BERTOSSI, A.A.; CARRARESI, P. e GALLO, G. *On some emparelhamento problems arising in vehicle scheduling models*. Networks, **17**, 271-281, 1987.
- BERTRAM, H.H. e WINCKLER, J. *Scheduling on microcomputers using MICROBUS*. In: Daduna, J.R. and Wren, A. (Eds.) Computer-aided transit scheduling. *Lecture notes in economics and mathematical systems*, 308. Springer-Verlag, Berlin, 1988.
- BIANCO, L.; BIELLI, M. ; MINGOZZI, A.; RICCIARDELLI, S. e SPADONI, M. *A Heuristic Procedure for the Crew Rostering Problem*. European Journal of Operational Research, **58**(2), 272-283, 1992.
- BIANCO, L.; MINGOZZI, A. e RICCIARDELLI, S. *A set partitioning approach to the multiple depot vehicle scheduling problem*. Optimization Methods and Software, **3**, 163-194, 1994.
- BIXBY, R.E. *Implementing the simplex methods, Part I, Introduction; Part II, The initial basis*. TR 90-32, Mathematical Sciences, Rice University, Houston, TX, 1990.
- BODIN, L. e BERMAN, D. *Workshop on automated techniques for scheduling of vehicles operator for urban transportation services*. Pre-print, 1975.
- BODIN, L.; ROSENFELD, D. e KYDES, A. *UCOST – A micro approach to transit planning problem*. J. Urban Anal., **5**(1), 47-69, 1978.
- BODIN, L.; ROSENFELD, D. e KYDES, A. *Scheduling and estimation techniques for transportation planning*. Computing Ops. Res., **8**, 25-38, 1981.
- BODIN, L.; GOLDEN, B.; ASSAD, A. e BALL, M. *Routing and scheduling of vehicles and crews*. The State of the Art. Computers and Operations Research, **10**(2), 63-212, 1983.

BOYD, E. *Using the CPLEX Callable Library*. Manual distributed by CPLEX Optimization Inc., 7710-T Cherry Park, Houston, TX, 1990.

BURNS, R.N. e CARTER, M.W. *Work force size and single shift schedules with variable demands*. *Management Science*, **31**(5), 599-607, 1985.

BURNS, R.N. e KOOP, G.J. *A Modular approach to optimal multiple-shift manpower scheduling*. *Operations Research*, **35**(1), 100-110, 1987.

CAPRARA, A.; TOTH, P.; VIGO, D. e FISCHETTI, M. *Modeling and solving the crew rostering problem*. *Operations Research*, **46**(6), 820-830, 1998.

CARRARESI, P. e GALLO, G. *Network Models for Vehicle and Crew Scheduling*. *European Journal of Operational Research*, **16**, 139-151, 1984.

CARRARESI, P. e GALLO, G. *A Multi-level Bottleneck Assignment Approach to the Bus Drivers Rostering Problem*. *European Journal of Operational Research*, **16**, 163-173, 1984a.

CARPANETO, G.; DELL'AMICO, M.; FISCHETTI, M. e TOTH, P. *Algoritmi Euristici per il multiple depot vehicle scheduling problem con veicoli diversi*. In *Ricerca Operativa e Intelligenza Artificiale*, Atti delle Giornate AIRO, Pisa, Italy, 1988.

CARPANETO, G.; DELL'AMICO, M.; FISCHETTI, M. e TOTH, P. *A branch and bound algorithm for the multiple depot vehicle scheduling problem*. *Networks*, **19**, 531-548, 1989.

CAVIQUE, L.; REGO, C. e THEMIDO, I. *Subgraph ejection chains and tabu search for the crew scheduling problem*. *Journal of the Operational Research Society*, **5**, 608-616, 1999.

CEDER, A. e STERN, H. I. *Deficit function bus scheduling with deadheading trip insertions for fleet size reduction*. *Transportation Science*, **15**, 338-363, 1981.

CEDER, A.; FJORNES, B. e STERN, H.I. *OPTIBUS: a scheduling package*. In: Daduna, J. R. and Wren, A (EDS) *Computer-aided transit scheduling*. Lecture notes in economics and mathematical systems, 308. Springer-Verlag, Berlin, 1988.

CHRISTOFIDES, N. e EILON, S. *An algorithm for the vehicle dispatching problem*. *Operations Research Quart*, **20**, 309-318, 1969.

CHRISTOFIDES, N. *Graph Theory. An Algorithmic Approach*. London, Academic Press, 1975.

CHRISTOFIDES, N. e KORMAN, S. *A computational survey of methods for the set covering problem*. *Man. Sci.*, **21**, 591-599, 1975.

CHRISTODOULOU, N. *Implementation of constraint logic programming for the solution of the vehicle scheduling problem*. Phd Thesis, National Technical University of Athens, 1994.

CHU, P.C. e BEASLEY, J.E. *A Genetic algorithm for set partitioning problem*. The Management School – Imperial College, 1995.

CHU, H.D.; GELMAN, E. e JOHNSON, E.L. *Solving large scale crew scheduling problems*. European Journal of Operational Research, **97**, 260-268, 1997.

CHVÁTAL, V. *A Greedy Heuristic for the Set Covering Problem*. Mathematics of Operations Research, **4**, 233-235, 1979.

CLARKE, G. e WRIGHT, J.W. *Scheduling of vehicles from a central depot to a number of delivery points*. Operations Research, **12**, 568-581, 1964.

CONSTANTINO, A.A. *Otimização de escala de trabalho para condutores de trem: sequenciamento de tarefas e alocação baseada em preferência declarada*. Tese de Doutorado. Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção, UFSC, Florianópolis, SC, Brasil, 1997.

CORNUEJOLS, G.; FISCHER, M. e NEMHAUSER, G. *Location of bank accounts to optimize float: an analytic study of exact and approximate algorithms*. Management Science, **23**, 789-810, 1977.

DADUNA, J. e WREN, A. *Proceedings of the fourth international workshop on computer-aided scheduling of public transport*. Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems, Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg, 1988.

DADUNA, J.; BRANCO, I. e PAIXÃO, J. *Proceedings of the sixth international workshop on computer-aided scheduling of public transport*. Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems, Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg, 1995.

DANTZIG, G. e FULKERSON, D.R. *Minimizing the number of tankers to meet a fixed schedule*. Naval Res. Logistics Quart., **1**, 217-222, 1954.

DANTZIG, G.B. e RAMSER, J.H. *The truck dispatching problem*. Management Science, **6**, 81-91, 1959.

DAWID, H.; KÖNIG, J. e STRAUSS, C. *An enhanced rostering model for airline crews*. Computers and Operations Research, **28**, 671-688, 2001.

DELL'AMICO, M.; FISCHETTI, M. e TOTH, P. *Heuristic algorithms for the multiple depot vehicle scheduling problem*. Management Science, **39**(1), 115-125, 1993.

DESROCHERS, M. e SOUMIS, F. *CREW-OPT: crew scheduling by column generation*. In: Daduna, J.R. and Wren, A. (Eds.) *Computer-aided transit scheduling*. Lecture notes in economics and mathematical systems, 308. Springer-Verlag, Berlin, 1988.

DESROCHERS, M. e SOUMIS, F. *A column generation approach to the urban transit crew scheduling problem*, Transportation Science, **23**(1), 1-13, 1989.

DESROCHERS, M.; GILBERT, J.; SAUVÈ, M. e SOUMIS, F. *CREW-OPT: subproblem modeling in a column generation approach to urban crew scheduling*. In: DESROCHERS, M. and ROUSSEAU, J.M. (Eds.) *Computer-Aided Transit Scheduling, Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems*, 386, Springer-Verlag, Berlin, 1992.

- DESROCHERS, M. e ROUSSEAU, J.M. *Proceedings of the fifth international workshop on computer-aided scheduling of public transport*. Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems, Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg, 1992.
- DESAULNIERS, G.; LAVIGNE, J. e SOUMIS, F. *Multi-depot vehicle scheduling problems with time windows and waiting costs*. European Journal of Operational Research, **111**, 479-494, 1998.
- DESAULNIERS, G. e DESROSIERS, J. *Simultaneous vehicle and crew scheduling in urban mass transit systems*. Transportation Science, **35**(3), 286-311, 2001.
- DINCBAS, M. *Solving large combinatorial problems in logic programming*. Journal of Logic Programming, **8**, 75-93, 1990.
- DRUCKERMAN, J.; SILVERMAN, D. e VIAROPULOS, K. *IBM Optimization Subroutine Library*. Guide and Reference, Release 2, Document Number SC23-0519-02, IBM, Kingston, NY, 1991.
- EL AZM, A. *The minimum fleet size problem and its applications to bus scheduling*. Ed. J.M. Rousseau, North-Holland, Amsterdam, 1985.
- EMDEN-WEINERT, T. e PROKSCH, M. *Best practice simulated annealing for the airline crew scheduling problem*. Journal of Heuristics, **5**(4), 419-436, 1999.
- EMMONS, H. *Work-force scheduling with cyclic requirement and constraint on days of weekends off and work stretch*. IIE Transactions, **17**(1), 8-16, 1985.
- ETCHEBERRY, J. *The set covering problem: a new implicit enumeration algorithm*. Operational Research, **25**, 760-772, 1977.
- FISHER, M.L. *The Lagrangean Relaxation Method for solving Integer Programming Problem*. Management Science., **27**, 01-18, 1981.
- FISHER, M.L. *An Application Oriented Guide to Lagrangean Relaxation*. Interfaces, **15**, 10-21, 1985.
- FISCHETTI, M.; LODI, A.; MARTELLO, S. e TOTH, P. *A polyhedral approach to simplified crew scheduling and vehicle scheduling*. Management Science, **47**(6), 833-854, 2001.
- FLOYD, R.W. *Algorithm 97: Shortest Path*. Comm of ACM, **5**, 345, 1962.
- FORBES, M.A.; HOLT, J.N. e WATTS, A.M. *An exact algorithm for multiple depot bus scheduling*. European journal of operational research, **72**, 115-124, 1994.
- FRELING, R. *Models and techniques for integrating vehicle and crew scheduling*. Ph.D. Thesis, Erasmus University, Rotterdam, The Netherlands, 1997.
- FRELING, R.; PAIXÃO, J.M. e WAGELMANS, A.P.M. *Models and algorithms for single depot vehicle scheduling*. Transportation Science, **35**(2), 165-180, 2001.

GARFINKEL, R.S. e NEMHAUSER, G.L. Optimal set covering: a survey. In: *Perspectives on Optimization* (Edited by A. M. Geoffrion), Addison-Wesley, Reading, 164-183, 1972.

GAREY, M.R. e JOHNSON, D.S. *Computer and intractability – a guide to the theory of NP-completeness*. W. H. Freeman and Company, San Francisco, 1979.

GEOFFRION, A.M. *Lagrangian relaxation and its uses in integer programming*. Math Programming Study, **2**, 82-114, 1974.

GLOVER, F. *Future paths for integer programming and links to artificial intelligence*. Computers Ops.Res., **5**, 533-549, 1986.

GOEDDEL, D. *An examination of the run cutting and scheduling (RUCUS) system – a case analysis*. Preprints, Workshop on Automated techniques for Scheduling of Vehicle Operators for Urban Public Transportation Services (Edited by L. Bodin & D. Bergmann). Chicago, Illinois, 1975.

GOLDBARG, M.C. e LUNA, H.P.L. *Otimização combinatória e programação linear*. Modelos e Algoritmos. Rio de Janeiro: Campus, 2000.

GREFENSTETTE, J.J.; GOPAL, R.; ROSMAITA, B.J. e GUCHT, D.V. Genetic Algorithms for the traveling salesman problem. In Grefenstette (ed.), *Proceedings of an International Conference on Genetic Algorithms and Their Applications*, Lawrence Erlbaum, Hillside, NJ, 160-168, 1985.

GRÖTSCHEL, M.; LOVÁSZ, L. e SCHRIJVER, A. *Geometric algorithms and combinatorial optimization*. Springer-Verlag, 1988.

GUHA, D. e BROWNE, J. *Optimal scheduling of tours and days off*. Workshop on Automated Techniques for Scheduling of Vehicle Operators for Urban Public Transportation Services, Chicago, Illinois, 1975.

HANSEN, P. *The steepest ascent mildest descent heuristic for combinatorial programming*. Congress on Numerical Methods in Combinatorial Optimisation, Capri, Italy, 1986.

HARCHE, F. e THOMPSON, G.L. *The column subtraction algorithm: an exact method for solving weighted set covering, packing and partitioning problems*. Computers Ops. Res., **21**(6): 689-705, 1994.

HELD, M. e KARP, R.M. *The traveling salesman problem and minimum spanning trees*. Mathematical Programming, **18**: 1138-1162, 1970.

HELD, M. e KARP, R.M. *The traveling salesman problem and minimum spanning trees: part II*". Mathematical Programming, **1**: 6-25, 1971.

HILDYARD, P. e WALLIS, N. Advances in computer assisted runcuting in North America. In: A. Wren, Eds. *Computer Scheduling of Public Transport*, 183-192. North-Holland, Amsterdam, 1981.

- HOFFMAN, K. L. e PADBERG, M. *Solving airline crew scheduling problems by branch-and-cut*. Management Science, **39**(6), 657-682, 1993.
- HOLLAND, H.J. *Adaptation in Natural and Artificial Systems*. Cambridge, MIT Press, 1975.
- JAFFAR, J. *Methodology and implementation of a CLP system*. Proc. of 4th International Conference on Logic Programming, MIT Press, 1987.
- JENKINS, R. *An automated technique for scheduling motormen and conductors for the New York City Subways*. Workshop on Automated Techniques for Scheduling of Vehicle Operators for Urban Public Transportation Services, Chicago, Illinois, 1975.
- KHOONG, C.M.; LAU, A.C. e CHEW, L.W. *Automated manpower rostering: techniques and experience*. International Transactions in Operational Research, **1**(3), 353-361, 1994.
- KIRKPATRICK, S. ; GELATT, C.D. e VECCHI, M.D. *Optimization by simulated annealing*. Science, **220**, 671-680, 1983.
- KUHN, H.W. *The Hungarian Method for the assignment problem*. Nav. Res. Log. Quart., **2**, 83, 1955.
- KUHN, H.W. *Variants of the Hungarian method for the assignment problem*. Nav. Res. Log. Quart., **3**, 253, 1956.
- KWAN, A.S.K.; KWAN, R.S.K.; PARKER, M.E. e WREN, A. *Producing train driver schedules under operating strategies*. Preprints of the 7th International Workshop on Computer Aided Scheduling of Public Transportation, Boston, MA, 1997.
- LAU, H.C. *On the complexity of manpower shift scheduling*. Computers Ops. Res., **23**(1), 93-102, 1996.
- LEMKE, C.E. ; SALKIN, H.M. e SPIELBERG, K. *Set covering by single branch enumeration with linear programming subproblems*. Operations Research, **19**, 998-1022, 1972.
- LENSTRA, J. e KAN, R. *Complexity of vehicle routing and scheduling problems*. Networks, **11**(2), 221-227, 1981.
- LESSARD, R.; ROUSSEAU, J. e DUPUIS, D. *HASTUS I: a mathematical programming approach to the bus driver scheduling problem*. Computer Scheduling of Public Transport: Urban Passenger Vehicle and Crew Scheduling, 259-268. North-Holland, Amsterdam, 1981.
- LESSARD, R.; MINOUX, M. e ROUSSEAU, J. *A new approach to general emparelhamento problems using relaxation and network flows subproblems*. Networks, **19**(4), 459-480, 1989.
- LEVINE, D. *Application of a hybrid genetic algorithm to airline crew scheduling*, Computers e Operations Research, **23**(6), 547-558, 1996.
- LIN, S. *Computer solutions of the traveling salesmen problem*. Bell System Technical Journal., **44**, 2245-2269, 1965.

- LIN, S. e KERNIGHAM, B.W. *An effective heuristic algorithm for the traveling salesman problem*. Operations Research, **21**, 498-516, 1973.
- LOURENCO, H.R.; PAIXÃO, J.P. e PORTUGAL, R. *Multiobjective metaheuristics for the bus driver scheduling problem*. Transportation Science, **35**(3), 331-348, 2001.
- MAYERLE, S.F. *Um Sistema de apoio à decisão para o planejamento operacional de empresas de transporte rodoviário urbano de passageiros*. Tese de Doutorado. Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção, UFSC, Florianópolis, SC, Brasil, 1996.
- METROPOLIS, N.; ROSENBLUTH, A.W.; ROSENBLUTH, M.N.; TELLER, A.H. e TELLER, E. *Equation of state calculation by fast computing machines*. Journal of Chem Phys, **21**, 1087-1091, 1953.
- MILLER, J. *Relationships between automated scheduling techniques for nurses and public transportation vehicle operators*. Workshop on Automated Techniques for Scheduling of Vehicle Operators for Urban Public Transportation Services, Chicago, Illinois, 1975.
- MILLER, H.E. *Nurses scheduling using mathematical programming*. Operations Research, **24**(5), 857-870, 1976.
- MINGOZZI, A.; BOSCHETTI, M.A.; RICCIARDELLI, S. e BIANCO, L. *Set partitioning approach to the crew scheduling problem*. Operations Research, **47**(6), 873-888, 1999.
- MONROE, G. *Scheduling manpower for service operations*. Ind. Engineering, 10-17, 1970.
- MURCHLAND, J.D. *A New Method for finding all elementary paths in a complete directed graph*. London School of Economics, Report LSE-TNT-22, 1965.
- NEMHAUSER, G.; WOLSEY, L. e FISHER, M. *An analysis of approximations for maximizing submodular set functions*. Math. Prog., **14**, 265-294, 1978.
- OZDEMIR, H.T. e MOHAN, C.K. *Flight graph based genetic algorithm for crew scheduling in airlines*. Information Sciences, **4**, 165-173, 2001.
- PIERRE, J.F. *Some Large Scale Production Problems in the Paper Industry*. Prentice-Hall, INC., Englewood Cliffs, Nova York, 1964.
- POTVIN, J.Y.; LAPALME, G. e ROUSSEAN, J.M. *A computer system for the design of vehicle routing algorithms*. Computers and Operations Research, **16**(5), 451-470, 1989.
- PSARRAS, J.; STEFANITSIS, E. e CHRISTODOULOU, N. *Combination of local search and CLP in the vehicle-fleet scheduling problem*. European Journal of Operational Research, **98**(3), 512-521, 1997.
- RIBEIRO, C. e SOUMIS, F. *A column generation approach to the multiple depot vehicle scheduling problem*. Operations Research. **42**, 41-52, 1994.
- ROUSSEAU, J.M. *Computer scheduling of public transport 2*. North-Holland, Amsterdam, 1985.

ROUSSEAU, J.M.; LESSARD, R. e BLAIS, J.Y. *Enhancements to the HASTUS crew scheduling algorithm*. J.M. Rousseau, ed. Computer Scheduling of Public Transport 2, North-Holland, Amsterdam, The Netherlands, 295-310, 1985.

RYAN, D.M. *ZIP*, a zero-one integer programming package for scheduling. Report CSS85, AERE, Harwell, 1980.

RYAN, D.M. *The solution of massive generalized set partitioning problems in aircrew rostering*. Journal of Operational Research Society, **43**(5), 459-467, 1992.

SCHMITT, L.J. e AMINI, M.M. *Performance characteristics of alternative genetic algorithmic approaches to the traveling salesman problem using path representation: An empirical study*. European Journal of Operations Research, **108**, 551-570, 1998.

SMITH, B. e WREN, A. *VAMPIRES and TASC: Two successfully applied bus scheduling programs*. Ed. A. Wren, North-Holland, Amsterdam, 1981.

SMITH, B.M. e WREN, A. *A bus crew scheduling system using a set covering formulation*. Transportation Research, **22A**, 97-108, 1988.

SOLOMON, M.M. *Time constrained routing and scheduling*. Network routing. Elsevier Science, **2**, 35-139, 1995.

STOJKOVIC, M.; SOUMIS, F. e DESROSIERS, J. *Operational airline crew scheduling problem*. Transportation Science, **32**(3), 232-245, 1998.

STOJKOVIC, G.; SOUMIS, F.; DESROSIERS, J. e SOLOMON, M.M. *An optimization model for a real-time flight scheduling problem*. Transportation Research Part A, **36**, 779-788, 2002.

SYSWERDA, G. *Reproduction in generational and steady state genetic algorithm*. In: Ratlines, G (ed.) *Foundations of Genetic Algorithms*, Morgan Kaufmann, Los Altos, CA, 94-101, 1991.

TIEN, J.M. e KAMIYAMA, A. *On manpower scheduling algorithms*, SIAM, **24**, 275-287, 1982.

TRAMONTIN, M.P. *Resolução do problema de alocação de veículos. Comparação de algumas técnicas heurísticas*. Dissertação de Mestrado, Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção, UFSC, Florianópolis, SC, Brasil, 2001.

VACA, O.C.L. *Um algoritmo evolutivo para a programação de projetos multi-modos com nivelamento de recursos limitados*. Tese de Doutorado, Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção, UFSC, Florianópolis, SC, Brasil, 1995.

VANCE, P.H.; BARNHART, C.; JONSON, E.L. e NEMHAUSER, G.L. *Airline crew scheduling: a new formulation and decomposition algorithm*. Operations Research, **45**(2), 188-200, 1997.

- VASKO, F.J. e WILSON, G.R. *An efficient heuristic for large set covering problems*. Naval Research Logistics Quarterly, **31**, 163-171, 1984.
- VASKO, F.J. e WOLF, F.E. *Solving large set covering problems on a personal computer*. Computer Oper. Res., **15**, 115-121, 1988.
- VIGNAUX, G.A. e MICHALEWICX, Z. *A genetic algorithm for the linear transportation problem*. IEEE Trans. Systems, Man and Cybernetics, **21**, 445-452, 1991.
- VOUDOURIS, C. *Guided Local Search for Combinatorial Optimisation Problems*. Thesis. Department of Computer Science. University of Essex, 1997.
- WARNER, D.M. *Scheduling nursing personnel according to nursing preference: a mathematical programming approach*. Operations Research, **24**(5), 842-856, 1976.
- WILSON, N. *Proceedings of the seventh international workshop on computer-aided scheduling of public transport*. Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems, Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg, 1997.
- WREN, A. *Computer scheduling of public transport urban passenger vehicle and crew scheduling*. North-Holland, Amsterdam, 1981.
- WREN, A. e ROUSSEAU, J.M. *Bus Driver Scheduling – an overview*. Sixth International Workshop on the Scheduling of Public Transport, Lisbon, 1993.
- WREN, A. e ROUSSEAU, J. *Bus driver scheduling: an overview*”. In: Daduna, J.; Branco, I.; Paixão, J. *Proceedings of the sixth international workshop on computer-aided scheduling of public transport, Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems*, Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg, 173-187, 1995.
- WREN, A. e KWAN, R.S.K. *Installing an urban transport scheduling system*. Journal of Scheduling, **2**, 3-17, 1999.
- YAN, S.; TUNG, T.T. e TU, Y.P. *Optimal construction of airline individual crew pairings*. Computers and Operations Research, **29**, 341-363, 2002.

A P Ê N D I C E S

APÊNDICE A

GLOSSÁRIO DE TERMOS E SIGLAS

A) GLOSSÁRIO DE SIGLAS

<i>BD</i>	Local onde o condutor mora.
<i>C</i>	Matriz de custos associada ao problema de atribuição.
<i>C_{HE}</i>	É o fator de ponderação do custo da hora extra em relação à hora de trabalho normal, conforme legislação vigente.
<i>CDI</i>	É o custo por quilômetro rodado de deslocamentos sem passageiros.
<i>CDP</i>	É o custo por quilômetro rodado de deslocamentos com passageiros.
<i>CI</i>	É o custo de deslocamento improdutivo mais o custo de permanência.
<i>Ciclo</i>	Intervalo de tempo de um período do horizonte de planejamento
<i>CO_{SV}</i>	É o custo de uma seqüência de viagens alocadas a um veículo.
<i>CO_{SC}</i>	É o custo de uma seqüência de viagens alocadas a um condutor.
<i>CP</i>	É o custo por hora de permanência do veículo em uma garagem ou terminal.
<i>DI</i>	É o intervalo de tempo relativo ao deslocamento do veículo sem demanda entre terminais, caso o local de chegada de uma viagem e local de saída da viagem subsequente sejam diferentes ou ainda deslocamento entre terminais e garagens ou vice-versa.
<i>d_h</i>	Demanda associada a cada intervalo de tempo <i>h</i> .
<i>DP</i>	É o intervalo de tempo relativo ao deslocamento do veículo com demanda entre terminais.
<i>DTS</i>	Dias trabalhados pelo condutor durante uma semana.
<i>E</i>	Conjunto de escalas semanal.
<i>E_{ND}</i>	Conjunto de escalas diárias de trabalho.
<i>Gar</i>	Indica uma das garagens.
<i>HC</i>	É o horário em que uma viagem chega ao terminal.
<i>HDT</i>	É o número de horas que o condutor trabalha em um dia.

HDT_{max}	É o máximo de horas diárias de trabalho com horas extras permitido por lei.
$HDTN_{max}$	É o máximo de horas diárias de trabalho sem horas extras permitido por lei.
HE	É o número de horas que excedem 8 horas diárias ou 44 horas semanais de trabalho do condutor.
HS	É o horário em que uma viagem parte de um terminal.
HST	É o número de horas que o condutor trabalha em uma semana.
HST_{max}	É o máximo de horas semanais de trabalho com horas extras permitido por lei.
$HSTN_{max}$	É o máximo de horas semanais de trabalho sem horas extras permitido por lei.
HTC	É o máximo de horas de trabalho contínuo permitido por lei.
$HTSD_j$	É o intervalo de tempo que começa da hora da saída da BD do condutor j até a hora de chegada da última viagem adicionada à seqüência de viagens semanal.
$Inter$	Intervalo de tempo
$InterD_{min}$	É o intervalo mínimo entre jornadas de trabalho para caracterizar uma folga diária.
$InterSem_{min}$	É o intervalo mínimo entre jornadas de trabalho para caracterizar uma folga semanal.
k	Camadas do grafo.
K	Número total de camadas do grafo.
L	Número de viagens com demanda de uma camada.
LA	É o local onde o condutor se encontra após executar uma viagem.
LC	Representa o terminal no qual chega uma viagem.
LIB	Hora que o condutor é liberado, após realizar uma viagem.
LS	Local de Saída: Representa o terminal do qual parte uma viagem.
m	Número de veículos da frota.
Max	Maximiza uma função.
Min	Minimiza uma função.
n	Número de viagens da PH , acrescidas das viagens vazias.

NC_{min}	Número mínimo de condutores exigido para cobrir todas as viagens semanais.
ND	Representa o dia de trabalho de um condutor.
q	Escalas de mínimo custo.
P	Conjunto de garagens acrescido dos terminais de saída e chegada das viagens envolvidas.
P_D	Penalidade aplicada quando as horas de trabalho diária do condutor ultrapassam 8 horas.
P_S	Penalidade aplicada quando as horas de trabalho semanal do condutor ultrapassam 44 horas.
P_{ij}	Penalidade aplicada quando o veículo não é adequado à execução da viagem.
PH	Conjunto formado pelas viagens com seus respectivos “ <i>LS</i> ”, “ <i>LC</i> ”, “ <i>HS</i> ”, “ <i>HC</i> ”, que estão programadas para serem realizadas dentro do horizonte de planejamento.
RD	Intervalo de tempo destinado a repouso e alimentação.
RD_{max}	É o intervalo de tempo máximo permitido por lei para repouso e alimentação durante um dia de trabalho.
RD_{min}	É o intervalo de tempo mínimo permitido por lei para repouso e alimentação durante um dia de trabalho.
S	Número de viagens sem demanda de uma camada.
SC	Seqüências de viagens realizadas pelo mesmo condutor.
SV	Seqüências de viagens realizadas pelo mesmo veículo.
t	Número de condutores do quadro de funcionários.
$Term$	São as estações rodoviárias, que representam os locais de saída e chegada de viagens.
TN	Escalas com 8 horas normais de trabalho.
TP	É o intervalo de tempo ocioso do veículo, isto é, tempo em que o veículo permanece estacionado em uma garagem ou em um terminal.
v	Viagem.
V	Conjunto de viagens.
x	Quantidade de viagens alocadas a um condutor durante um dia.

1E	Escalas com 8 horas de trabalho normal mais 1 hora extra.
2E	Escalas com 8 horas de trabalho normal mais 2 horas extras
1HR	Intervalo de 1 hora para repouso e alimentação.
2HR	Intervalo de 2 horas para repouso e alimentação.

B) GLOSSÁRIO DE TERMOS

Base Domiciliar: Local onde o condutor reside.

Condutor: Pessoa que tem a função de motorista.

Escala Diária: É a combinação de blocos e segmentos.

Escala Semanal: É a combinação de escalas diárias.

Frota Heterogênea: Conjunto de veículos de tipos diferentes.

Frota Homogênea: Conjunto de veículos do mesmo tipo.

Horizonte de Planejamento: É o intervalo de tempo contado em horas, dias, semanas ou meses considerado como base de alocação, por exemplo, se intervalo de tempo é 30 dias, então a base de alocação será 30 dias e o plano operacional será colocado em prática para essa base.

Movimentos de Veículos Vazios: São as viagens do veículo sem demanda.

Ônibus Convencional: Poltronas com pequena reclinção, ar condicionado e banheiro.

Ônibus Executivo: Serviço de bordo tipo “*self-service*” (água mineral), banheiro pressurizado, ar condicionado, menor nível de ruído interno, porta copos, poltronas anatômicas (reclinção de 55 graus), vídeo.

Ônibus Leito: Serviço de bordo tipo “*self-service*” (café e água mineral), banheiro pressurizado, ar condicionado, menor nível de ruído interno, porta copos individuais, travesseiro, manta, poltronas mais largas e confortáveis (reclinção de 65 graus) com maior espaço para as pernas, som ambiente e alguns possuem fones individuais e porta pacote com tampa e lancheira.

Programação Horária: Conjunto formado pelas viagens com seus respectivos *LS, LC, HS, HC*, que estão programadas para serem realizadas dentro do horizonte de planejamento.

Quadro de Horário: Relação das viagens das linhas com seus respectivos horários de partida e chegada.

Viagem Direta: Viagens que não possuem locais de embarque e desembarque durante seu percurso, apenas paradas obrigatórias por lei, que são a cada 300 km rodados.

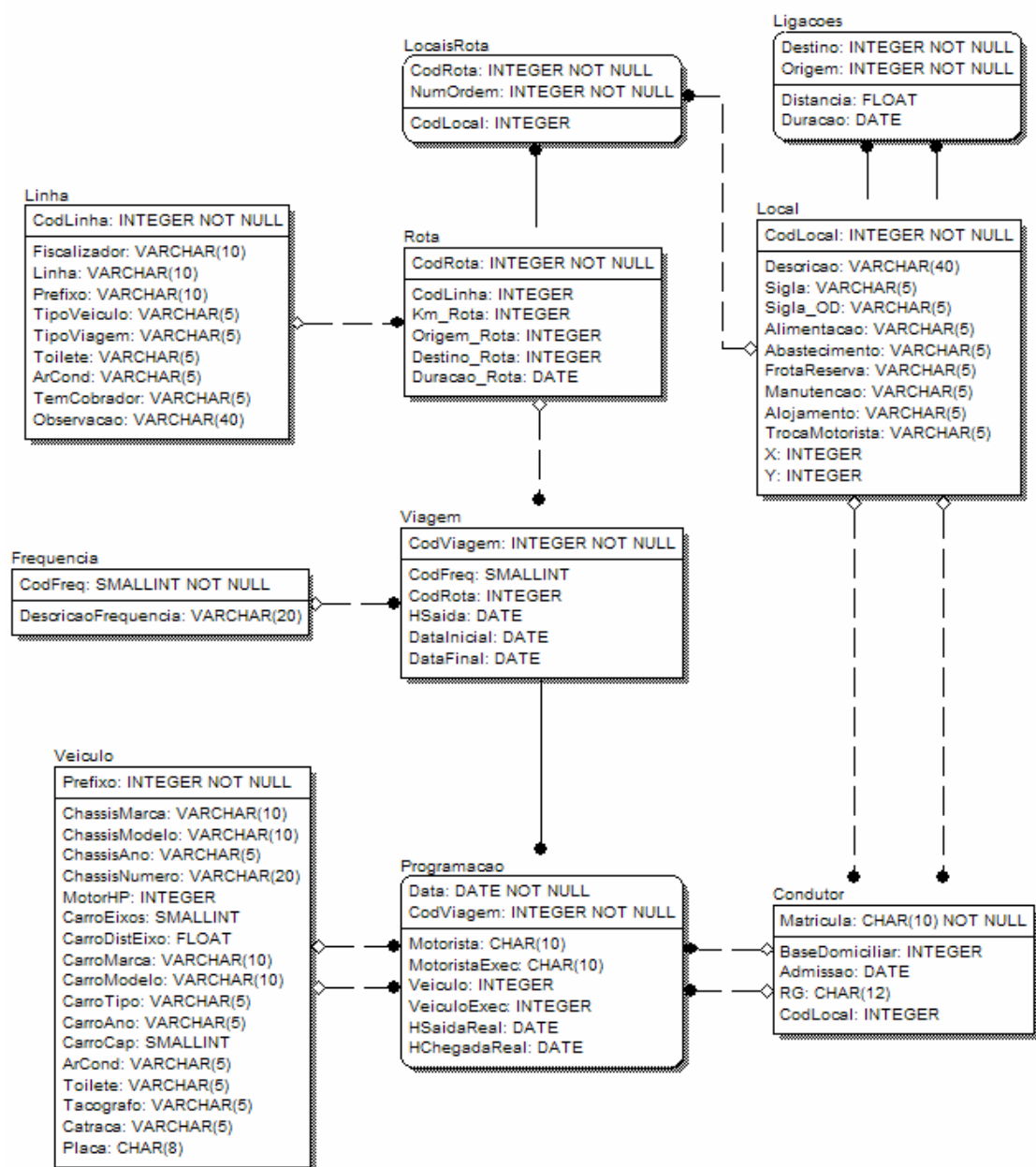
Viagem Seccionada: Viagens que possuem vários locais de embarque e desembarque ao longo de seu percurso.

Viagem Semidireta: Viagens que tem um local de embarque e desembarque durante seu percurso.

Viagem Vazia: Viagem realizada sem passageiros. Provoca um deslocamento improdutivo do veículo.

APÊNDICE B

MODELO DO DIAGRAMA ENTIDADE RELACIONAMENTO



A N E X O S

ANEXO 1

RELAÇÃO DE DADOS



Relação de Veículos – Abril de 2002
Ônibus vistoriados no D.N.E.R

Prefixo	Chassis		Carroceria						
	Marca	Modelo	Marca	Modelo	Tipo	Ano	Cap	Toaleta	Ar Cond
2300	Scania	B-111S	Marco	III	Leito	77/78	21	sim	sim
3515	Scania	KT112S	Marco	Paradiso	Rod ⁴⁶	86/86	46	sim	não
4748	Scania	KT112S	Marco	Parad-Ar	Rod	87/88	46	sim	sim
4755	Scania	KT112S	Marco	Parad	Rod	87/88	46	sim	sim
4904	Scania	KT112S	Marco	Parad	Rod	88/89	46	sim	sim
4911	Scania	KT112S	Marco	Parad	Rod	88/89	46	sim	sim
4890	Scania	S112	Marco	Viaggio	Rod	88/89	45	sim	não
4897	Scania	S112	Marco	Viaggio	Rod	88/89	45	sim	não
5918	Scania	KT112S	Marco	Paradiso	Rod	86/86	46	sim	não
5925	Scania	KT112S	Marco	Parad-Ar	Rod	90/90	46	sim	sim
5932	Scania	KT112S	Marco	Parad-Ar	Rod	90/90	46	sim	sim
5939	Scania	KT112S	Marco	Parad-Ar	Rod	90/90	46	sim	sim
6400	Scania	KT112S	Marco	Paradiso	Rod	90/90	47	sim	não
6407	Scania	KT112S	Marco	Paradiso	Rod	90/90	47	sim	não
5946	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Rod	91/91	46	sim	sim
5953	Scania	K-113TL	Marco	Paradiso	Rod	91/92	46	sim	não
5960	Scania	K-113TL	Marco	Paradiso	Rod	91/92	46	sim	não
5967	Scania	K-113TL	Marco	Paradiso	Rod	91/92	46	sim	não
6074	Scania	K-113TL	Marco	Paradiso	Rod	91/92	46	sim	não
6081	Scania	K-113TL	Marco	Paradiso	Rod	91/92	46	sim	não
6088	Scania	K-113TL	Marco	Paradiso	Rod	91/92	46	sim	não
7000	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Rod	92/92	45	sim	sim
6095	Scania	K-113TL	Marco	Paradiso	Rod	92/93	46	sim	não
11183	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Leito	93/93	25	sim	sim
6109	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Rod	93/93	48	sim	sim
6116	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Rod	93/93	48	sim	sim
6223	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Rod	94/95	51	sim	sim
6230	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Rod	94/95	51	sim	sim
6237	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Rod	94/95	51	sim	sim
6244	Scania	K-113TL	Marco	Parad-Ar	Rod	94/95	51	sim	sim
6251	Scania	K-113CL	Marco	Parad-Ar	Rod	95/95	51	sim	sim
6258	Scania	K-113CL	Marco	Parad-Ar	Rod	94/95	51	sim	sim
6265	Scania	K-113CL	Marco	Parad-Ar	Rod	94/95	51	sim	sim
6272	Scania	K-113CL	Marco	Parad-Ar	Rod	95/95	48	sim	sim
6279	Scania	K-113CL	Marco	Parad-Ar	Rod	95/95	48	sim	sim
11127	Scania	K-113CL	Marco	Parad-Ar	Leito	95/95	27	sim	sim
11134	Scania	K-113CL	Marco	Parad-Ar	Leito	95/96	26	sim	sim

⁴⁶ Veículo tipo Rod significa executivo ou convencional. A diferença é que o executivo tem toaleta e ar condicionado.

Prefixo	Chassis		Carroceria						
	Marca	Modelo	Marca	Modelo	Tipo	Ano	Cap	Toaleta	Ar Cond
10001	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	96/96	47	sim	não
10008	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	96/96	47	sim	não
10015	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	96/96	47	sim	não
10022	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	96/96	47	sim	não
10029	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	96/96	47	sim	não
10036	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	96/96	47	sim	não
10043	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10050	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10057	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10064	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10071	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10078	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10085	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10092	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10099	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10106	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10113	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
10120	Scania	K-113CL	Marco	Viaggio	Rod	97/98	47	sim	não
11141	Scania	K-124	Marco	Parad-Ar	Rod	99/00	46	sim	sim
11148	Scania	K-124	Marco	Parad-Ar	Rod	99/00	46	sim	sim
11155	Scania	K-124	Marco	Parad-Ar	Rod	99/00	46	sim	sim
11162	Scania	K-124	Marco	Parad-Ar	Rod	99/00	46	sim	sim
11169	Scania	K-124	Marco	Parad-Ar	Rod	99/00	46	sim	sim
11176	Scania	K-124	Marco	Parad-Ar	Rod	99/00	46	sim	sim
12190	Scania	K-124	Marco	Parad-Ar	Rod	00/01	45	sim	sim
12197	Scania	K-124	Marco	Parad-Ar	Rod	00/01	45	sim	sim
12204	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	00/01	47	sim	sim
12211	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	00/01	47	sim	sim
12218	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	00/01	47	sim	sim
12225	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	00/01	47	sim	sim
12232	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	00/01	47	sim	sim
12239	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	00/01	47	sim	sim
12246	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	00/01	47	sim	sim
12253	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	00/01	47	sim	sim
13260	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13267	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13274	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13281	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13288	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13295	Scania	K-124	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
3368	MBenz	OF-1313	Nielson	Dipl.310	Rod	86/86	40	sim	não
3431	MBenz	0-370RS	Marco	Viaggio	Rod	86/86	46	sim	não
4685	MBenz	0370RSD	Marco	Paradiso	Rod	87/87	46	sim	não
4706	MBenz	0371RSD	Marco	Paradiso	Rod	87/88	46	sim	não
4713	MBenz	OF-1114	Nielson	Dipl.310	Rod	87/88	40	sim	não
4720	MBenz	OF-1114	Nielson	Dipl.310	Rod	87/88	40	sim	não
4727	MBenz	OF-1114	Nielson	Dipl.310	Rod	87/88	40	sim	não
4734	MBenz	OF-1314	Nielson	Dipl.310	Rod	87/88	40	sim	não
4741	MBenz	OF-1313	Nielson	Dipl.310	Rod	87/88	40	sim	não

Prefixo	Chassis		Carroceria						
	Marca	Modelo	Marca	Modelo	Tipo	Ano	Cap	Toalete	Ar Cond
4862	MBenz	OF-1314	Marco	Viaggio	Rod	88/89	41	sim	não
4869	MBenz	OF-1314	Marco	Viaggio	Rod	88/89	41	sim	não
4876	MBenz	OF-1314	Marco	Viaggio	Rod	88/89	41	sim	não
4883	MBenz	OF-1314	Marco	Viaggio	Rod	88/89	41	sim	não
13302	MBenz	OH-1628	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13309	MBenz	OH-1628	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13316	MBenz	OH-1628	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13323	MBenz	OH-1628	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13330	MBenz	OH-1628	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
13337	MBenz	OH-1628	Marco	Viagg-Ar	Rod	01/01	47	sim	sim
945	MBenz	OF-1313	Nielson	Air-Bus	Rod	84/84	45	não	não

RELAÇÃO DE LINHAS

Cód. Linha	Linha	Prefixo	Fiscalizador	Horários Diferenciados
01	100	16010100	ANTT	
02	151	16010151	ANTT	
03	200	16010200	ANTT	
04	300	16010300	ANTT	
05	161	16010161	ANTT	
06	161	16010161	ANTT	
07	101	16010101	ANTT	
08	301	16010301	ANTT	15/12 à 14/03
09	201	16010201	ANTT	
10	104	104	ANTT	Dias Alternados
11	160	16-0	DETER	01/04 à 30/10 e 01/11 à 31/03
12	290	29-0	DETER	
13	291	29-1	DETER	
14	320	32-0	DETER	
15	321	32-1	DETER	
16	322	32-2	DETER	
17	323	32-3	DETER	
18	330	33-0	DETER	
19	740	74-0	DETER	16/03 à 14/12 e 15/12 à 15/03
20	1490	149-0	DETER	
21	1491	149-1	DETER	Véspera de Feriado
22	1500	150-0	DETER	
23	1520	152-0	DETER	
24	3160	316-0	DETER	
25	3330	333-0	DETER	16/11 à 14/03
26	1500	150-0	DETER	
27	3330	333-0	DETER	
28	3360	336-0	DETER	Véspera de Feriado
29	4880	488-0	DETER	
30	1500	150-0	DETER	
31	4881	488-1	DETER	15/03 à 14/12 e 15/12 à 14/03
32	6080	608-0	DETER	
33	6081	608-1	DETER	
34	7000	700-0	DETER	
35	7010	701-0	DETER	
36	7280	728-0	DETER	01/12 a 31/03
37	7290	729-0	DETER	
38	7291	729-1	DETER	01/12 à 28/02 e 15/12 à 28/02

RELAÇÃO DE LINHAS

Cód.	Origem	Destino	Tipo Viagem	Tipo Veículo	Distância (km)	Duração (h)	Toalete	Ar Cond	Cobrador
01	FLN	POA	secio	conv	520	8:00	sim	não	não
02	FLN	POA	semi	leito	475	6:10	sim	sim	não
03	CRI	POA	secio	conv	299	4:45	sim	não	não
04	TUB	POA	secio	conv	361	5:50	sim	não	não
05	FLN	POA	direta	exec	475	6:30	sim	sim	não
06	FLN	POA	semi	exec	475	6:10	sim	sim	não
07	FLN	POA	direta	conv	475	6:10	sim	não	não
08	TUB	POA	direta	conv	335	4:40	sim	não	não
09	CRI	POA	direta	conv	293	3:40	sim	não	não
10	FLN	CAX	secio	conv	590	8:40	sim	não	não
11	BAL	JON	secio	conv	101	2:20	não	não	sim
12	TUB	FLN	secio	conv	142	2:20	não	não	sim
13	TUB	FLN	direta	conv	142	2:00	não	não	não
14	CRI	FLN	secio	conv	204	3:50	não	não	não
15	CRI	FLN	semi	conv	204	3:00	sim	não	não
16	CRI	FLN	direta	conv	202	2:45	sim	não	não
17	CRI	FLN	secio	conv	221	3:50	não	não	sim
18	LAU	FLN	secio	conv	219	3:40	não	não	sim
19	GAP	IMB	secio	conv	37	1:00	não	não	sim
20	CRI	JON	semi	conv	369	5:50	sim	não	não
21	CRI	JON	secio	conv	369	6:20	sim	não	não
22	CRI	TUB	secio	conv	62	1:20	não	não	sim
23	IMA	LAG	secio	conv	59	1:50	não	não	sim
24	IMB	FLN	secio	conv	99	1:40	não	não	sim
25	IMB	TUB	secio	conv	60	1:30	não	não	sim
26	TUB	CRI	secio	conv	62	1:20	não	não	sim
27	IMB	TUB	secio	conv	59	1:30	não	não	sim
28	IMA	FLN	secio	conv	112	1:50	não	sim	não
29	GAP	TUB	secio	conv	97	2:15	não	sim	não
30	TUB	CRI	secio	conv	62	1:20	não	sim	não
31	GAP	TUB	semi	conv	97	2:20	não	não	não
32	LAG	FLN	secio	conv	128	2:00	não	sim	não
33	LAG	FLN	semi	conv	128	1:40	não	não	não
34	URU	FLN	secio	conv	184	3:20	não	não	não
35	TUB	LGE	secio	conv	241	4:30	não	sim	não
36	TUB	ITJ	secio	conv	213	3:50	não	não	não
37	TUB	JON	semi	conv	307	5:20	não	não	não
38	TUB	JON	secio	conv	307	4:15	não	não	não

QUADRO DE HORÁRIO ANUAL – DOMINGO E SEGUNDA

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino		Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
domingo	00:00	161	FLN	POA		segunda	00:00	161	FLN	POA
domingo	00:00	161	POA	FLN		segunda	00:00	161	POA	FLN
domingo	00:30	300	POA	TUB		segunda	00:30	300	POA	TUB
domingo	00:45	301	TUB	POA		segunda	06:00	1520	LAG	IMA
domingo	04:30	3360	IMA	FLN		segunda	06:30	1500	CRI	TUB
domingo	06:00	1520	LAG	IMA		segunda	06:30	3330	CRI	TUB
domingo	06:30	1500	CRI	TUB		segunda	06:30	4880	GAP	TUB
domingo	06:30	3330	CRI	TUB		segunda	06:30	3360	IMA	FLN
domingo	06:30	4880	GAP	TUB		segunda	06:30	3330	IMB	TUB
domingo	06:30	3360	IMA	FLN		segunda	06:30	3330	IMB	TUB
domingo	06:30	3330	IMB	TUB		segunda	06:30	1500	TUB	CRI
domingo	06:30	3330	IMB	TUB		segunda	06:30	290	TUB	FLN
domingo	06:30	1500	TUB	CRI		segunda	06:40	330	LAU	FLN
domingo	06:30	290	TUB	FLN		segunda	06:45	160	JON	BAL
domingo	06:35	3360	IMA	FLN		segunda	07:00	1520	IMA	LAG
domingo	06:40	3360	IMA	FLN		segunda	07:00	3160	IMB	FLN
domingo	06:40	330	LAU	FLN		segunda	07:15	6080	FLN	LAG
domingo	06:45	160	JON	BAL		segunda	07:30	1490	CRI	JON
domingo	07:00	1520	IMA	LAG		segunda	07:30	1490	JON	CRI
domingo	07:00	3160	IMB	FLN		segunda	07:30	6080	LAG	FLN
domingo	07:15	6080	FLN	LAG		segunda	07:35	300	TUB	POA
domingo	07:30	1490	CRI	JON		segunda	07:35	7000	URU	FLN
domingo	07:30	1490	JON	CRI		segunda	08:00	322	CRI	FLN
domingo	07:30	6080	LAG	FLN		segunda	08:00	201	CRI	POA
domingo	07:35	300	TUB	POA		segunda	08:00	160	JON	BAL
domingo	07:35	7000	URU	FLN		segunda	08:10	1500	TUB	CRI
domingo	08:00	322	CRI	FLN		segunda	08:10	3330	TUB	CRI
domingo	08:00	201	CRI	POA		segunda	08:10	3330	TUB	IMB
domingo	08:00	160	JON	BAL		segunda	08:10	3330	TUB	IMB
domingo	08:10	1500	TUB	CRI		segunda	08:50	1500	TUB	CRI
domingo	08:10	3330	TUB	CRI		segunda	08:50	1500	TUB	CRI
domingo	08:10	3330	TUB	IMB		segunda	09:00	3360	FLN	IMA
domingo	08:10	3330	TUB	IMB		segunda	09:00	161	FLN	POA
domingo	08:30	7010	LGE	TUB		segunda	09:00	161	POA	FLN
domingo	08:50	1500	TUB	CRI		segunda	09:30	323	CRI	FLN
domingo	08:50	4880	TUB	CRI		segunda	09:30	321	FLN	CRI
domingo	09:00	3360	FLN	IMA		segunda	09:30	1520	IMA	LAG
domingo	09:00	161	FLN	POA		segunda	09:30	6081	LAG	FLN
domingo	09:00	161	POA	FLN		segunda	09:30	1520	LAG	IMA
domingo	09:30	323	CRI	FLN		segunda	09:30	100	POA	FLN
domingo	09:30	321	FLN	CRI		segunda	09:45	3360	IMA	FLN
domingo	09:30	1520	IMA	LAG		segunda	10:00	160	BAL	JON
domingo	09:30	6081	LAG	FLN		segunda	10:15	6080	FLN	LAG
domingo	09:30	1520	LAG	IMA		segunda	11:30	7290	JON	TUB
domingo	09:30	100	POA	FLN		segunda	11:45	160	BAL	JON
domingo	09:45	3360	IMA	FLN		segunda	12:00	1500	CRI	TUB
domingo	10:00	160	BAL	JON		segunda	12:00	3330	CRI	TUB

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino	Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
domingo	10:15	6080	FLN	LAG	segunda	12:00	161	POA	FLN
domingo	11:30	7290	JON	TUB	segunda	12:30	1520	LAG	IMA
domingo	11:45	160	BAL	JON	segunda	12:30	301	POA	TUB
domingo	12:00	1500	CRI	TUB	segunda	12:45	200	CRI	POA
domingo	12:00	3330	CRI	TUB	segunda	12:45	7290	TUB	JON
domingo	12:00	161	FLN	POA	segunda	13:00	4881	GAP	TUB
domingo	12:30	1520	LAG	IMA	segunda	13:00	1520	IMA	LAG
domingo	12:30	301	POA	TUB	segunda	13:15	3360	IMA	FLN
domingo	12:45	200	CRI	POA	segunda	13:30	6080	LAG	FLN
domingo	12:45	7290	TUB	JON	segunda	13:40	3330	TUB	IMB
domingo	13:00	4881	GAP	TUB	segunda	13:45	3330	TUB	IMB
domingo	13:00	1520	IMA	LAG	segunda	14:30	321	CRI	FLN
domingo	13:15	3360	IMA	FLN	segunda	14:30	321	FLN	CRI
domingo	13:15	3360	IMA	FLN	segunda	14:30	160	JON	BAL
domingo	13:30	6080	LAG	FLN	segunda	14:45	100	FLN	POA
domingo	13:40	3330	TUB	IMB	segunda	14:45	301	TUB	POA
domingo	13:45	3330	TUB	IMB	segunda	15:00	3360	FLN	IMA
domingo	14:30	321	CRI	FLN	segunda	15:20	1500	CRI	TUB
domingo	14:30	321	FLN	CRI	segunda	15:20	4880	CRI	TUB
domingo	14:30	160	JON	BAL	segunda	15:30	323	FLN	CRI
domingo	14:45	100	FLN	POA	segunda	15:30	3330	IMB	TUB
domingo	14:45	301	TUB	POA	segunda	15:30	3330	IMB	TUB
domingo	15:00	3360	FLN	IMA	segunda	15:30	1520	LAG	IMA
domingo	15:20	1500	CRI	TUB	segunda	15:30	200	POA	CRI
domingo	15:20	4880	CRI	TUB	segunda	15:45	1520	IMA	LAG
domingo	15:30	323	FLN	CRI	segunda	16:20	1490	CRI	JON
domingo	15:30	3330	IMB	TUB	segunda	16:30	3330	CRI	TUB
domingo	15:30	3330	IMB	TUB	segunda	16:30	330	FLN	LAU
domingo	15:30	1520	LAG	IMA	segunda	16:40	1500	CRI	TUB
domingo	15:30	200	POA	CRI	segunda	16:40	1500	TUB	GAP
domingo	15:45	1520	IMA	LAG	segunda	16:55	1500	TUB	CRI
domingo	16:20	1490	CRI	JON	segunda	16:55	3330	TUB	CRI
domingo	16:30	3330	CRI	TUB	segunda	17:00	3360	FLN	IMA
domingo	16:30	330	FLN	LAU	segunda	17:00	161	FLN	POA
domingo	16:40	1500	CRI	TUB	segunda	17:00	161	POA	FLN
domingo	16:40	4880	TUB	GAP	segunda	17:25	4881	TUB	GAP
domingo	16:55	1500	TUB	CRI	segunda	17:30	6081	FLN	LAG
domingo	16:55	3330	TUB	CRI	segunda	17:30	1490	JON	CRI
domingo	17:00	3360	FLN	IMA	segunda	17:30	201	POA	CRI
domingo	17:00	161	FLN	POA	segunda	17:45	7000	FLN	URU
domingo	17:00	161	POA	FLN	segunda	18:00	322	FLN	CRI
domingo	17:25	4881	TUB	GAP	segunda	18:10	3330	TUB	IMB
domingo	17:30	6081	FLN	LAG	segunda	18:10	3330	TUB	IMB
domingo	17:30	1490	JON	CRI	segunda	18:15	3160	FLN	IMB
domingo	17:30	201	POA	CRI	segunda	18:15	3330	IMB	TUB
domingo	17:45	7000	FLN	URU	segunda	18:15	300	POA	TUB
domingo	18:00	322	FLN	CRI	segunda	20:30	321	CRI	FLN
domingo	18:10	3330	TUB	IMB	segunda	22:40	100	FLN	POA
domingo	18:10	3330	TUB	IMB	segunda	23:45	151	FLN	POA

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino		Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
domingo	18:15	3160	FLN	IMB		segunda	23:45	151	POA	FLN
domingo	18:15	3330	IMB	TUB						
domingo	18:15	300	POA	TUB						
domingo	20:30	321	CRI	FLN						
domingo	22:40	100	FLN	POA						
domingo	23:00	101	POA	FLN						
domingo	23:45	151	FLN	POA						
domingo	23:45	151	POA	FLN						

QUADRO DE HORÁRIO ANUAL – TERÇA E QUARTA

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino	Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
terça	00:00	161	FLN	POA	quarta	00:00	161	FLN	POA
terça	00:00	161	POA	FLN	quarta	00:00	161	POA	FLN
terça	00:30	300	POA	TUB	quarta	00:30	300	POA	TUB
terça	06:00	1520	LAG	IMA	quarta	06:00	1520	LAG	IMA
terça	06:30	1500	CRI	TUB	quarta	06:30	1500	CRI	TUB
terça	06:30	3330	CRI	TUB	quarta	06:30	3330	CRI	TUB
terça	06:30	4880	GAP	TUB	quarta	06:30	4880	GAP	TUB
terça	06:30	3360	IMA	FLN	quarta	06:30	3360	IMA	FLN
terça	06:30	3330	IMB	TUB	quarta	06:30	3330	IMB	TUB
terça	06:30	3330	IMB	TUB	quarta	06:30	3330	IMB	TUB
terça	06:30	1500	TUB	CRI	quarta	06:30	1500	TUB	CRI
terça	06:30	290	TUB	FLN	quarta	06:30	290	TUB	FLN
terça	06:40	330	LAU	FLN	quarta	06:40	330	LAU	FLN
terça	06:45	160	JON	BAL	quarta	06:45	160	JON	BAL
terça	07:00	1520	IMA	LAG	quarta	07:00	1520	IMA	LAG
terça	07:00	3160	IMB	FLN	quarta	07:00	3160	IMB	FLN
terça	07:15	6080	FLN	LAG	quarta	07:15	6080	FLN	LAG
terça	07:30	1490	CRI	JON	quarta	07:30	1490	CRI	JON
terça	07:30	1490	JON	CRI	quarta	07:30	1490	JON	CRI
terça	07:30	6080	LAG	FLN	quarta	07:30	6080	LAG	FLN
terça	07:35	300	TUB	POA	quarta	07:35	300	TUB	POA
terça	07:35	7000	URU	FLN	quarta	07:35	7000	URU	FLN
terça	08:00	322	CRI	FLN	quarta	08:00	322	CRI	FLN
terça	08:00	201	CRI	POA	quarta	08:00	201	CRI	POA
terça	08:00	160	JON	BAL	quarta	08:00	160	JON	BAL
terça	08:10	1500	TUB	CRI	quarta	08:10	1500	TUB	CRI
terça	08:10	3330	TUB	CRI	quarta	08:10	3330	TUB	CRI
terça	08:10	3330	TUB	IMB	quarta	08:10	3330	TUB	IMB
terça	08:10	3330	TUB	IMB	quarta	08:10	3330	TUB	IMB
terça	08:50	1500	TUB	CRI	quarta	08:50	1500	TUB	CRI
terça	08:50	1500	TUB	CRI	quarta	08:50	1500	TUB	CRI
terça	09:00	3360	FLN	IMA	quarta	09:00	3360	FLN	IMA
terça	09:00	161	FLN	POA	quarta	09:00	161	FLN	POA
terça	09:00	161	POA	FLN	quarta	09:00	161	POA	FLN
terça	09:30	323	CRI	FLN	quarta	09:30	323	CRI	FLN
terça	09:30	321	FLN	CRI	quarta	09:30	321	FLN	CRI
terça	09:30	1520	IMA	LAG	quarta	09:30	1520	IMA	LAG
terça	09:30	6081	LAG	FLN	quarta	09:30	6081	LAG	FLN
terça	09:30	1520	LAG	IMA	quarta	09:30	1520	LAG	IMA
terça	09:30	100	POA	FLN	quarta	09:30	100	POA	FLN
terça	09:45	3360	IMA	FLN	quarta	09:45	3360	IMA	FLN
terça	10:00	160	BAL	JON	quarta	10:00	160	BAL	JON
terça	10:15	6080	FLN	LAG	quarta	10:15	6080	FLN	LAG
terça	11:30	7290	JON	TUB	quarta	11:30	7290	JON	TUB
terça	11:45	160	BAL	JON	quarta	11:45	160	BAL	JON
terça	12:00	1500	CRI	TUB	quarta	12:00	1500	CRI	TUB

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino		Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
terça	12:00	3330	CRI	TUB		quarta	12:00	3330	CRI	TUB
terça	12:00	161	POA	FLN		quarta	12:00	161	FLN	POA
terça	12:30	1520	LAG	IMA		quarta	12:30	1520	LAG	IMA
terça	12:30	301	POA	TUB		quarta	12:30	301	POA	TUB
terça	12:45	200	CRI	POA		quarta	12:45	200	CRI	POA
terça	12:45	7290	TUB	JON		quarta	12:45	7290	TUB	JON
terça	13:00	4881	GAP	TUB		quarta	13:00	4881	GAP	TUB
terça	13:00	1520	IMA	LAG		quarta	13:00	1520	IMA	LAG
terça	13:15	3360	IMA	FLN		quarta	13:15	3360	IMA	FLN
terça	13:30	6080	LAG	FLN		quarta	13:30	6080	LAG	FLN
terça	13:40	3330	TUB	IMB		quarta	13:40	3330	TUB	IMB
terça	13:45	3330	TUB	IMB		quarta	13:45	3330	TUB	IMB
terça	14:30	321	CRI	FLN		quarta	14:30	321	CRI	FLN
terça	14:30	321	FLN	CRI		quarta	14:30	321	FLN	CRI
terça	14:30	160	JON	BAL		quarta	14:30	160	JON	BAL
terça	14:45	100	FLN	POA		quarta	14:45	100	FLN	POA
terça	14:45	301	TUB	POA		quarta	14:45	301	TUB	POA
terça	15:00	3360	FLN	IMA		quarta	15:00	3360	FLN	IMA
terça	15:20	1500	CRI	TUB		quarta	15:20	1500	CRI	TUB
terça	15:20	4880	CRI	TUB		quarta	15:20	4880	CRI	TUB
terça	15:30	323	FLN	CRI		quarta	15:30	323	FLN	CRI
terça	15:30	3330	IMB	TUB		quarta	15:30	3330	IMB	TUB
terça	15:30	3330	IMB	TUB		quarta	15:30	3330	IMB	TUB
terça	15:30	1520	LAG	IMA		quarta	15:30	1520	LAG	IMA
terça	15:30	200	POA	CRI		quarta	15:30	200	POA	CRI
terça	15:45	1520	IMA	LAG		quarta	15:45	1520	IMA	LAG
terça	16:20	1490	CRI	JON		quarta	16:20	1490	CRI	JON
terça	16:30	3330	CRI	TUB		quarta	16:30	3330	CRI	TUB
terça	16:30	330	FLN	LAU		quarta	16:30	330	FLN	LAU
terça	16:40	1500	CRI	TUB		quarta	16:40	1500	CRI	TUB
terça	16:40	1500	TUB	GAP		quarta	16:40	1500	TUB	GAP
terça	16:55	1500	TUB	CRI		quarta	16:55	1500	TUB	CRI
terça	16:55	3330	TUB	CRI		quarta	16:55	3330	TUB	CRI
terça	17:00	3360	FLN	IMA		quarta	17:00	3360	FLN	IMA
terça	17:00	161	FLN	POA		quarta	17:00	161	FLN	POA
terça	17:00	161	POA	FLN		quarta	17:00	161	POA	FLN
terça	17:25	4881	TUB	GAP		quarta	17:25	4881	TUB	GAP
terça	17:30	6081	FLN	LAG		quarta	17:30	6081	FLN	LAG
terça	17:30	1490	JON	CRI		quarta	17:30	1490	JON	CRI
terça	17:30	201	POA	CRI		quarta	17:30	201	POA	CRI
terça	17:45	7000	FLN	URU		quarta	17:45	7000	FLN	URU
terça	18:00	322	FLN	CRI		quarta	18:00	322	FLN	CRI
terça	18:10	3330	TUB	IMB		quarta	18:10	3330	TUB	IMB
terça	18:10	3330	TUB	IMB		quarta	18:10	3330	TUB	IMB
terça	18:15	3160	FLN	IMB		quarta	18:15	3160	FLN	IMB
terça	18:15	3330	IMB	TUB		quarta	18:15	3330	IMB	TUB
terça	18:15	300	POA	TUB		quarta	18:15	300	POA	TUB
terça	20:30	321	CRI	FLN		quarta	20:30	321	CRI	FLN
terça	22:40	100	FLN	POA		quarta	22:40	100	FLN	POA

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino		Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
terça	23:00	101	FLN	POA		quarta	23:00	101	POA	FLN
terça	23:45	151	FLN	POA		quarta	23:45	151	FLN	POA
terça	23:45	151	POA	FLN		quarta	23:45	151	POA	FLN

QUADRO DE HORÁRIO ANUAL – QUINTA E SEXTA

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino		Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
quinta	00:00	161	FLN	POÁ		sexta	00:00	161	FLN	POA
quinta	00:00	1491	JON	CRI		sexta	00:00	161	POA	FLN
quinta	00:00	161	POA	FLN		sexta	00:16	301	POA	TUB
quinta	00:30	300	POA	TUB		sexta	00:30	300	POA	TUB
quinta	06:00	1520	LAG	IMA		sexta	06:00	1520	LAG	IMA
quinta	06:30	1500	CRI	TUB		sexta	06:30	1500	CRI	TUB
quinta	06:30	3330	CRI	TUB		sexta	06:30	3330	CRI	TUB
quinta	06:30	4880	GAP	TUB		sexta	06:30	4880	GAP	TUB
quinta	06:30	3360	IMA	FLN		sexta	06:30	3360	IMA	FLN
quinta	06:30	3330	IMB	TUB		sexta	06:30	3330	IMB	TUB
quinta	06:30	3330	IMB	TUB		sexta	06:30	3330	IMB	TUB
quinta	06:30	1500	TUB	CRI		sexta	06:30	1500	TUB	CRI
quinta	06:30	290	TUB	FLN		sexta	06:30	290	TUB	FLN
quinta	06:40	330	LAU	FLN		sexta	06:40	330	LAU	FLN
quinta	06:45	160	JON	BAL		sexta	06:45	160	JON	BAL
quinta	07:00	1520	IMA	LAG		sexta	07:00	1520	IMA	LAG
quinta	07:00	3160	IMB	FLN		sexta	07:00	3160	IMB	FLN
quinta	07:15	6080	FLN	LAG		sexta	07:15	6080	FLN	LAG
quinta	07:30	1490	CRI	JON		sexta	07:30	1490	CRI	JON
quinta	07:30	1490	JON	CRI		sexta	07:30	291	FLN	TUB
quinta	07:30	6080	LAG	FLN		sexta	07:30	1490	JON	CRI
quinta	07:35	300	TUB	POA		sexta	07:30	6080	LAG	FLN
quinta	07:35	7000	URU	FLN		sexta	07:35	300	TUB	POA
quinta	08:00	322	CRI	FLN		sexta	08:00	322	CRI	FLN
quinta	08:00	201	CRI	POA		sexta	08:00	201	CRI	POA
quinta	08:00	160	JON	BAL		sexta	08:00	160	JON	BAL
quinta	08:10	1500	TUB	CRI		sexta	08:10	1500	TUB	CRI
quinta	08:10	3330	TUB	CRI		sexta	08:10	3330	TUB	CRI
quinta	08:10	3330	TUB	IMB		sexta	08:10	3330	TUB	IMB
quinta	08:10	3330	TUB	IMB		sexta	08:10	3330	TUB	IMB
quinta	08:50	1500	TUB	CRI		sexta	08:30	7010	LGE	TUB
quinta	08:50	1500	TUB	CRI		sexta	08:30	7010	TUB	LGE
quinta	09:00	3360	FLN	IMA		sexta	08:50	1500	TUB	CRI
quinta	09:00	161	FLN	POA		sexta	08:50	1500	TUB	CRI
quinta	09:00	161	POA	FLN		sexta	09:00	3360	FLN	IMA
quinta	09:30	323	CRI	FLN		sexta	09:00	161	FLN	POA
quinta	09:30	321	FLN	CRI		sexta	09:00	161	POA	FLN
quinta	09:30	1520	IMA	LAG		sexta	09:30	323	CRI	FLN
quinta	09:30	6081	LAG	FLN		sexta	09:30	321	FLN	CRI
quinta	09:30	1520	LAG	IMA		sexta	09:30	1520	IMA	LAG
quinta	09:30	100	POA	FLN		sexta	09:30	6081	LAG	FLN
quinta	09:45	3360	IMA	FLN		sexta	09:30	1520	LAG	IMA
quinta	10:00	160	BAL	JON		sexta	09:30	100	POA	FLN
quinta	10:15	6080	FLN	LAG		sexta	09:45	3360	IMA	FLN
quinta	11:30	7290	JON	TUB		sexta	10:00	160	BAL	JON
quinta	11:45	160	BAL	JON		sexta	10:15	6080	FLN	LAG
quinta	12:00	1500	CRI	TUB		sexta	11:30	7290	JON	TUB

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino		Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
quinta	12:00	3330	CRI	TUB		sexta	11:45	160	BAL	JON
quinta	12:00	161	POA	FLN		sexta	12:00	1500	CRI	TUB
quinta	12:30	1520	LAG	IMA		sexta	12:00	3330	CRI	TUB
quinta	12:30	301	POA	TUB		sexta	12:30	1520	LAG	IMA
quinta	12:45	200	CRI	POA		sexta	12:30	301	POA	TUB
quinta	12:45	7290	TUB	JON		sexta	12:45	200	CRI	POA
quinta	13:00	4881	GAP	TUB		sexta	12:45	7290	TUB	JON
quinta	13:00	1520	IMA	LAG		sexta	13:00	4881	GAP	TUB
quinta	13:15	3360	IMA	FLN		sexta	13:00	1520	IMA	LAG
quinta	13:30	6080	LAG	FLN		sexta	13:15	3360	IMA	FLN
quinta	13:40	3330	TUB	IMB		sexta	13:30	6080	LAG	FLN
quinta	13:45	3330	TUB	IMB		sexta	13:40	3330	TUB	IMB
quinta	14:30	321	CRI	FLN		sexta	13:45	3330	TUB	IMB
quinta	14:30	321	FLN	CRI		sexta	14:30	321	CRI	FLN
quinta	14:30	160	JON	BAL		sexta	14:30	321	FLN	CRI
quinta	14:45	100	FLN	POA		sexta	14:30	160	JON	BAL
quinta	14:45	301	TUB	POA		sexta	14:40	330	FLN	LAU
quinta	15:00	3360	FLN	IMA		sexta	14:45	100	FLN	POA
quinta	15:20	1500	CRI	TUB		sexta	14:45	301	TUB	POA
quinta	15:20	4880	CRI	TUB		sexta	15:00	3360	FLN	IMA
quinta	15:30	323	FLN	CRI		sexta	15:20	1500	CRI	TUB
quinta	15:30	3330	IMB	TUB		sexta	15:20	4880	CRI	TUB
quinta	15:30	3330	IMB	TUB		sexta	15:30	323	FLN	CRI
quinta	15:30	1520	LAG	IMA		sexta	15:30	3330	IMB	TUB
quinta	15:30	200	POA	CRI		sexta	15:30	3330	IMB	TUB
quinta	15:45	1520	IMA	LAG		sexta	15:30	1520	LAG	IMA
quinta	16:20	1490	CRI	JON		sexta	15:30	200	POA	CRI
quinta	16:30	3330	CRI	TUB		sexta	15:45	1520	IMA	LAG
quinta	16:30	330	FLN	LAU		sexta	16:20	1490	CRI	JON
quinta	16:40	1500	CRI	TUB		sexta	16:30	3330	CRI	TUB
quinta	16:40	1500	TUB	GAP		sexta	16:40	1500	CRI	TUB
quinta	16:55	1500	TUB	CRI		sexta	16:40	1500	TUB	GAP
quinta	16:55	3330	TUB	CRI		sexta	16:55	1500	TUB	CRI
quinta	17:00	3360	FLN	IMA		sexta	16:55	3330	TUB	CRI
quinta	17:00	161	FLN	POA		sexta	17:00	3360	FLN	IMA
quinta	17:00	161	POA	FLN		sexta	17:00	161	FLN	POA
quinta	17:00	7010	TUB	LGE		sexta	17:00	161	POA	FLN
quinta	17:25	4881	TUB	GAP		sexta	17:25	4881	TUB	GAP
quinta	17:30	6081	FLN	LAG		sexta	17:30	6081	FLN	LAG
quinta	17:30	1490	JON	CRI		sexta	17:30	1490	JON	CRI
quinta	17:30	201	POA	CRI		sexta	17:30	201	POA	CRI
quinta	17:45	7000	FLN	URU		sexta	18:10	3330	TUB	IMB
quinta	18:00	322	FLN	CRI		sexta	18:10	3330	TUB	IMB
quinta	18:10	3330	TUB	IMB		sexta	18:15	3160	FLN	IMB
quinta	18:10	3330	TUB	IMB		sexta	18:15	3330	IMB	TUB
quinta	18:15	3160	FLN	IMB		sexta	18:15	300	POA	TUB
quinta	18:15	3330	IMB	TUB		sexta	20:30	321	CRI	FLN
quinta	18:15	300	POA	TUB		sexta	22:40	100	FLN	POA

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
quinta	18:30	3360	FLN	IMA
quinta	18:45	330	FLN	LAU
quinta	18:50	3160	FLN	IMB
quinta	19:30	3360	FLN	IMA
quinta	20:30	321	CRI	FLN
quinta	21:00	320	FLN	CRI
quinta	22:40	100	FLN	POA
quinta	23:00	101	FLN	POA
quinta	23:45	151	FLN	POA
quinta	23:45	151	POA	FLN

QUADRO DE HORÁRIO ANUAL - SÁBADO

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino		Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino
sábado	00:00	161	FLN	POA		sábado	16:20	1490	CRI	JON
sábado	00:00	161	POA	FLN		sábado	16:30	3330	CRI	TUB
sábado	01:00	100	POA	FLN		sábado	16:30	6080	FLN	LAG
sábado	06:45	160	JON	BAL		sábado	16:30	1520	IMA	LAG
sábado	07:30	1490	CRI	JON		sábado	16:30	1520	LAG	IMA
sábado	07:30	1490	JON	CRI		sábado	16:40	1500	CRI	TUB
sábado	07:35	300	TUB	POA		sábado	17:00	161	FLN	POA
sábado	08:00	323	CRI	FLN		sábado	17:00	161	POA	FLN
sábado	08:00	160	JON	BAL		sábado	17:25	4881	TUB	GAP
sábado	09:00	161	FLN	POA		sábado	17:30	1490	JON	CRI
sábado	09:00	161	POA	FLN		sábado	17:30	201	POA	CRI
sábado	09:00	1500	TUB	CRI		sábado	17:45	290	TUB	FLN
sábado	09:30	321	FLN	CRI		sábado	18:00	322	FLN	CRI
sábado	09:30	1520	IMA	LAG		sábado	18:00	1500	TUB	CRI
sábado	09:30	1520	LAG	IMA		sábado	18:00	291	TUB	FLN
sábado	10:00	160	BAL	JON		sábado	18:10	3330	TUB	IMB
sábado	10:15	3360	FLN	IMA		sábado	18:10	3330	TUB	IMB
sábado	11:30	7290	JON	TUB		sábado	18:15	6080	FLN	LAG
sábado	11:45	160	BAL	JON		sábado	18:15	3330	IMB	TUB
sábado	12:30	301	POA	TUB		sábado	18:15	6080	LAG	FLN
sábado	12:45	200	CRI	POA		sábado	18:15	300	POA	TUB
sábado	12:45	1500	CRI	TUB		sábado	18:31	201	CRI	POA
sábado	12:45	3330	CRI	TUB		sábado	18:45	321	CRI	FLN
sábado	12:45	7290	TUB	JON		sábado	19:00	3360	IMA	FLN
sábado	13:00	4881	GAP	TUB		sábado	19:00	330	LAU	FLN
sábado	13:00	3330	IMB	TUB		sábado	19:15	3160	IMB	FLN
sábado	13:00	3330	IMB	TUB		sábado	19:30	7000	URU	FLN
sábado	14:10	3330	TUB	IMB		sábado	20:00	322	CRI	FLN
sábado	14:10	3330	TUB	IMB		sábado	20:00	6080	LAG	FLN
sábado	14:30	321	CRI	FLN		sábado	22:30	1491	CRI	JON
sábado	14:30	321	FLN	CRI		sábado	22:40	100	FLN	POA
sábado	14:30	160	JON	BAL		sábado	23:00	101	FLN	POA
sábado	14:30	1500	TUB	CRI		sábado	23:45	151	FLN	POA
sábado	14:30	3330	TUB	CRI		sábado	23:45	151	POA	FLN
sábado	14:45	100	FLN	POA						
sábado	14:45	301	TUB	POA						
sábado	15:00	6080	LAG	FLN						
sábado	15:15	7010	TUB	LGE						
sábado	15:30	200	POA	CRI						
sábado	15:45	7010	LGE	TUB						

QUADRO DE HORÁRIO – FERIADOS, VÉSPERA DE FERIADO E PERÍODOS ESPECIAIS

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino	Início Período	Fim Período
domingo	00:16	300	POA	TUB	15/dez	14/mar
domingo	00:45	300	TUB	POA	15/dez	14/mar
domingo	02:45	7291	TUB	JON	01/dez	28/fev
domingo	05:00	4881	TUB	GAP	15/dez	14/mar
domingo	07:00	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
domingo	07:00	3330	TUB	IMB	16/nov	14/mar
domingo	07:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
domingo	08:00	3330	IMB	TUB	16/nov	14/mar
domingo	08:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
domingo	08:45	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
domingo	10:15	3330	IMB	TUB	16/nov	14/mar
domingo	10:45	3330	TUB	IMB	16/nov	14/mar
domingo	16:00	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
domingo	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
domingo	17:30	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
domingo	17:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
domingo	18:00	160	BAL	JON	01/abr	30/out
domingo	18:00	7280	ITJ	TUB	01/dez	31/mar
domingo	18:30	160	BAL	JON	01/nov	31/mar
domingo	21:00	7291	JON	TUB	01/dez	28/fev
domingo	22:00	4881	GAP	TUB	15/mar	14/dez
domingo	22:00	7280	ITJ	TUB	01/dez	31/mar
domingo	22:30	7291	JON	TUB	15/dez	28/fev
domingo	23:35	4881	GAP	TUB	15/dez	14/mar
segunda	00:16	301	POA	TUB	15/dez	14/mar
segunda	00:45	301	TUB	POA	15/dez	14/mar
segunda	02:45	7291	TUB	JON	01/dez	28/fev
segunda	05:00	4881	TUB	GAP	15/dez	14/mar
segunda	07:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
segunda	08:00	7280	TUB	ITJ	01/dez	31/mar
segunda	08:45	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
segunda	08:45	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
segunda	11:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
segunda	11:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
segunda	14:15	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
segunda	14:15	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
segunda	16:00	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
segunda	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
segunda	17:30	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
segunda	18:00	160	BAL	JON	01/abr	30/out
segunda	18:00	7280	ITJ	TUB	01/dez	31/mar
segunda	18:30	160	BAL	JON	01/nov	31/mar
segunda	21:00	7291	JON	TUB	01/dez	28/fev
segunda	22:30	7291	JON	TUB	15/dez	28/fev
segunda	23:35	4881	GAP	TUB	15/dez	14/mar

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino	Início Período	Fim Período
terça	00:16	301	POA	TUB	15/dez	14/mar
terça	00:45	301	TUB	POA	15/dez	14/mar
terça	02:45	7291	TUB	JON	01/dez	28/fev
terça	05:00	4881	TUB	GAP	15/dez	14/mar
terça	07:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
terça	08:45	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
terça	08:45	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
terça	11:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
terça	11:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
terça	14:15	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
terça	14:15	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
terça	16:00	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
terça	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
terça	17:30	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
terça	18:00	160	BAL	JON	01/abr	30/out
terça	18:30	160	BAL	JON	01/nov	31/mar
terça	21:00	7291	JON	TUB	01/dez	28/fev
terça	22:30	7291	JON	TUB	15/dez	28/fev
terça	23:35	4881	GAP	TUB	15/dez	14/mar
quarta	00:16	301	POA	TUB	15/dez	14/mar
quarta	00:45	301	TUB	POA	15/dez	14/mar
quarta	02:45	7291	TUB	JON	01/dez	28/fev
quarta	05:00	4881	TUB	GAP	15/dez	14/mar
quarta	07:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
quarta	08:45	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
quarta	08:45	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
quarta	11:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
quarta	11:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
quarta	14:15	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
quarta	14:15	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
quarta	16:00	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
quarta	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
quarta	17:30	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
quarta	18:00	160	BAL	JON	01/abr	30/out
quarta	18:30	160	BAL	JON	01/nov	31/mar
quarta	21:00	7291	JON	TUB	01/dez	28/fev
quarta	22:30	7291	JON	TUB	15/dez	28/fev
quarta	23:35	4881	GAP	TUB	15/dez	14/mar
quinta	00:16	301	POA	TUB	15/dez	14/mar
quinta	00:45	301	TUB	POA	15/dez	14/mar
quinta	02:45	7291	TUB	JON	01/dez	28/fev
quinta	05:00	4881	TUB	GAP	15/dez	14/mar
quinta	07:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
quinta	08:45	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
quinta	08:45	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
quinta	11:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
quinta	11:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
quinta	14:15	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
quinta	14:15	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino	Início Período	Fim Período
quinta	16:00	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
quinta	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
quinta	17:30	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
quinta	18:00	160	BAL	JON	01/abr	30/out
quinta	18:30	160	BAL	JON	01/nov	31/mar
quinta	21:00	7291	JON	TUB	01/dez	28/fev
quinta	22:30	7291	JON	TUB	15/dez	28/fev
quinta	23:35	4881	GAP	TUB	15/dez	14/mar
sexta	00:16	301	POA	TUB	15/dez	14/mar
sexta	00:45	301	TUB	POA	15/dez	14/mar
sexta	02:45	7291	TUB	JON	01/dez	28/fev
sexta	05:00	4881	TUB	GAP	15/dez	14/mar
sexta	07:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
sexta	08:00	7280	TUB	ITJ	01/dez	31/mar
sexta	08:45	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
sexta	08:45	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
sexta	11:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
sexta	11:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
sexta	14:15	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
sexta	14:15	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
sexta	16:00	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
sexta	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
sexta	17:30	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
sexta	18:00	160	BAL	JON	01/abr	30/out
sexta	18:00	7280	ITJ	TUB	01/dez	31/mar
sexta	18:30	160	BAL	JON	01/nov	31/mar
sexta	21:00	7291	JON	TUB	01/dez	28/fev
sexta	22:30	7291	JON	TUB	15/dez	28/fev
sexta	23:35	4881	GAP	TUB	15/dez	14/mar
sábado	00:16	301	POA	TUB	15/dez	14/mar
sábado	00:45	301	TUB	POA	15/dez	14/mar
sábado	02:45	7280	TUB	ITJ	01/dez	31/mar
sábado	02:45	7291	TUB	JON	01/dez	28/fev
sábado	05:00	4881	TUB	GAP	15/mar	14/dez
sábado	05:00	4881	TUB	GAP	15/dez	14/mar
sábado	07:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
sábado	08:00	7280	TUB	ITJ	01/dez	31/mar
sábado	08:45	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
sábado	08:45	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
sábado	11:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
sábado	11:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
sábado	14:15	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
sábado	14:15	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
sábado	16:00	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
sábado	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
sábado	17:30	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
sábado	18:00	160	BAL	JON	01/abr	30/out
sábado	18:30	160	BAL	JON	01/nov	31/mar
sábado	21:00	7291	JON	TUB	01/dez	28/fev

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino	Início Período	Fim Período
sábado	22:30	7291	JON	TUB	15/dez	28/fev
sábado	23:35	4881	GAP	TUB	15/dez	14/mar
Feriado	01:00	100	POA	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	07:00	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
Feriado	07:00	3330	TUB	IMB	16/nov	14/mar
Feriado	07:30	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
Feriado	08:00	323	CRI	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	08:00	3330	IMB	TUB	16/nov	14/mar
Feriado	08:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
Feriado	08:45	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
Feriado	09:00	1500	TUB	CRI	01/jan	31/dez
Feriado	09:30	1520	IMA	LAG	01/jan	31/dez
Feriado	09:30	1520	LAG	IMA	01/jan	31/dez
Feriado	10:15	3360	FLN	IMA	01/jan	31/dez
Feriado	10:15	3330	IMB	TUB	16/nov	14/mar
Feriado	10:45	3330	TUB	IMB	16/nov	14/mar
Feriado	12:45	1500	CRI	TUB	01/jan	31/dez
Feriado	12:45	3330	CRI	TUB	01/jan	31/dez
Feriado	13:00	4881	GAP	TUB	01/jan	31/dez
Feriado	13:00	3330	IMB	TUB	01/jan	31/dez
Feriado	13:00	3330	IMB	TUB	01/jan	31/dez
Feriado	14:10	3330	TUB	IMB	01/jan	31/dez
Feriado	14:10	3330	TUB	IMB	01/jan	31/dez
Feriado	14:30	321	CRI	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	14:30	1500	TUB	CRI	01/jan	31/dez
Feriado	14:30	3330	TUB	CRI	01/jan	31/dez
Feriado	15:00	6080	LAG	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	15:15	7010	TUB	LGE	01/jan	31/dez
Feriado	15:45	7010	LGE	TUB	01/jan	31/dez
Feriado	16:00	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
Feriado	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
Feriado	16:00	740	GAP	IMB	16/mar	14/dez
Feriado	16:00	740	IMB	GAP	15/dez	15/mar
Feriado	16:30	3330	CRI	TUB	01/jan	31/dez
Feriado	16:30	6080	FLN	LAG	01/jan	31/dez
Feriado	16:30	1520	IMA	LAG	01/jan	31/dez
Feriado	16:30	1520	LAG	IMA	01/jan	31/dez
Feriado	16:40	1500	CRI	TUB	01/jan	31/dez
Feriado	17:25	4881	TUB	GAP	01/jan	31/dez
Feriado	17:30	740	GAP	IMB	15/dez	15/mar
Feriado	17:30	740	IMB	GAP	16/mar	14/dez
Feriado	17:45	290	TUB	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	18:00	322	FLN	CRI	01/jan	31/dez
Feriado	18:00	1500	TUB	CRI	01/jan	31/dez
Feriado	18:00	291	TUB	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	18:10	3330	TUB	IMB	01/jan	31/dez
Feriado	18:10	3330	TUB	IMB	01/jan	31/dez
Feriado	18:15	6080	FLN	LAG	01/jan	31/dez
Feriado	18:15	3330	IMB	TUB	01/jan	31/dez

Dia	Hora Saída	Linha	Origem	Destino	Início Período	Fim Período
Feriado	18:15	6080	LAG	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	18:45	321	CRI	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	19:00	3360	IMA	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	19:00	330	LAU	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	19:15	3160	IMB	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	19:30	7000	URU	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	20:00	322	CRI	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	20:00	6080	LAG	FLN	01/jan	31/dez
Feriado	22:00	4881	GAP	TUB	15/mar	14/dez
Feriado	22:30	1491	CRI	JON	01/jan	31/dez
Dias Alternados	22:00	104	CAX	FLN	01/jan	31/dez
Dias Alternados	22:00	104	FLN	CAX	01/jan	31/dez
Véspera Feriado	00:00	1491	JON	CRI	01/jan	31/dez
Véspera Feriado	18:30	3360	FLN	IMA	01/jan	31/dez
Véspera Feriado	19:30	3360	FLN	IMA	01/jan	31/dez
Véspera Feriado	18:31	201	CRI	POA	01/jan	31/dez

ANEXO 2

PROBLEMAS DE OTIMIZAÇÃO E ALGORITMOS

a) Definições e Classificação do Problema de Otimização

Sejam R , o conjunto dos números reais, X um conjunto qualquer e S um subconjunto de X . Define-se uma função $Z : S \rightarrow R$ e o problema:

$$\pi : \min\{Z(x) \mid x \in S\}$$

π é chamado *problema de otimização*, onde Z é a função objetivo, $x \in S$ é uma solução viável que satisfaz as restrições do problema. Um $x^* \in S$ é uma solução ótima de π se $Z(x^*) \leq Z(x) \quad \forall x \in S$. Pode ser definido também um problema de maximização, ou seja, $\pi : \max\{Z(x) \mid x \in S\}$ e sua solução ótima seria $Z(x^*) \geq Z(x) \quad \forall x \in S$.

Caso o conjunto $S \subset X$ seja discreto, então π é denominado *problema de otimização combinatorial*. Uma estratégia trivial para obtenção de soluções ótimas x^* para este problema consiste na avaliação de todas as soluções viáveis e dentro dessas soluções, a escolha da solução mínima. O inconveniente desta estratégia é que dependendo do tamanho do problema e do algoritmo utilizado, o número de combinações distintas seria extremamente grande e inviável a ser considerado, ocorrendo o que se chama de *explosão combinatorial*.

A teoria de complexidade fornece critérios para avaliar o grau de dificuldade de resolução de um problema de otimização combinatorial e define-se funções de complexidade tempo associados aos algoritmos utilizados. Nesta teoria, o problema é definido como uma questão geral para a qual deve ser dada uma resposta, podendo tal questão ter muitos parâmetros, cujos valores estão em aberto. Uma *instância* de um problema é obtida através da fixação desses valores e da especificação das propriedades que a solução do problema deve possuir.

Para um problema de otimização combinatorial a função de complexidade de tempo $f : N \rightarrow N$ de um algoritmo, expressa o tempo máximo (operações elementares) necessário para resolver qualquer instância de tamanho $n \in N$.

Seja $p(x)$ um polinômio de ordem k . Se a função complexidade tempo de um algoritmo é tal que $f(n) = a_0 + a_1x + a_2x^2 + \dots + a_kx^k \leq p(n) \quad \forall n \in N$, este algoritmo é denominado de tempo polinomial da ordem $O(n^k)$. Assim um algoritmo de complexidade $O(n^2)$ possui complexidade menor que outro de complexidade $O(n^3)$.

Os problemas de otimização combinatorial quanto à facilidade ou dificuldade de solução encontram-se na classe P e NP , respectivamente. Os problemas P são resolvidos em tempo computacional aceitável, porque é de ordem de um polinômio e fornece a solução procurada com exatidão, por isso são determinísticos. Os problemas NP são de ordem exponencial e os computadores atuais levariam muito tempo para encontrar a resposta, então se usam técnicas probabilísticas (não determinísticas) em tempo polinomial para se encontrar uma solução. Alguns problemas da classe NP são da ordem $O(n^{\log n})$, $O(n!)$, $O(k^n)$, etc.

Existe uma classe de problemas chamados *problemas de decisão*. Tais problemas possuem apenas duas soluções possíveis para cada variável, ou seja, *sim* ou *não*. Dados dois problemas de decisão, π e π' ; uma *transformação polinomial* é um algoritmo que, dado uma instância de π , produz em um tempo polinomial uma instância de π' , tal que a solução de cada instância $\sigma \in \pi$ é a mesma que para a correspondente instância em π' .

Um problema de otimização não é um problema de decisão, mas pode ser transformado em um. Dado o problema de otimização π , esse problema pode ser substituído pelo problema de decisão: “ $\{\exists x \in S \mid Z(x) \leq L\}$?”

Supondo que exista um algoritmo capaz de resolver o problema de minimização em tempo polinomial, então o problema de decisão também será resolvido em tempo polinomial, da seguinte forma: resolve-se o problema de minimização, em seguida o de decisão, comparando a solução gerada pelo primeiro com o valor de “ L ”. Por outro lado, se existe um algoritmo capaz de resolver o problema de decisão em tempo polinomial, o problema de minimização também é resolvido através de sucessivos questionamentos feitos para diferentes valores de “ L ”.

Um problema de decisão π é dito *NP-completo*, se π pertence a *NP* e todo problema em *NP* pode ser transformado em tempo polinomial em π . Como consequência dessa definição, tem-se que, se um problema *NP-completo* puder ser resolvido em tempo polinomial então todos os problemas *NP* também poderão ser. Neste sentido, os problemas *NP-completos*, são os problemas mais difíceis da classe *NP*. O interesse pelo estudo desses problemas é que a existência de problemas *NP-completos* sugere um meio de padronizar e resolver os problemas *NP*. Alguns problemas de programação inteira são problemas *NP-completos* utilizados como padrão de resolução de problemas em *NP*. Vários problemas combinatoriais, como o problema de cobertura, problema de partição, problema da mochila, quando transformados para problemas de programação inteira apresentam boas condições de resolução.

Um problema π é chamado *NP-fácil* se existe um problema $\pi' \in NP$ tal que π pode ser reduzido a π' . Um problema π é chamado *NP-difícil* se existe um problema de decisão π' *NP-completo* tal que π' pode ser reduzido a π .

Uma complementação maior sobre otimização combinatorial e complexidade podem ser vista em Garey e Johnson(1979) e Grötschel et al.(1988).

b) O Problema de Busca de Caminhos Mínimos

Dado um grafo $G(X, \Gamma)$, onde o conjunto X contém o conjunto de vértices e os arcos de custos estão definidos pelos elementos de uma matriz $C = [c_{ij}]$. O problema do caminho mínimo é um problema para encontrar o mínimo caminho de um específico vértice inicial $s \in X$ para um específico vértice final $t \in X$.

Os elementos c_{ij} da matriz de custos C podem ser positivos, negativos ou zero, contando que não exista circuito em G cujo custo total é negativo. Se existe um circuito ϕ e x_i é um vértice desse circuito, então se procede de s para x_i examinando o circuito ϕ várias vezes e finalmente procede-se para t , resultando em um caminho com pequeno custo arbitrário ($\rightarrow -\infty$) de modo que um melhor caminho não esteja unicamente definido.

Se por outro lado existe circuito, mas estão excluídos para considerações, então se encontra o mínimo (elementar) caminho entre s e t .

Os seguintes problemas são generalizados para problemas de caminho mínimo:

- i) Para um específico vértice inicial s , encontrar o caminho mínimo entre s e todos os outros vértices $x_i \in X$;
- ii) Encontrar o mínimo caminho entre todos os pares de vértices.

Os problemas do tipo (i) resolvem-se com custo computacional baixo; os problemas do tipo (ii) por outro lado, pode ser resolvido aplicando n vezes um algoritmo que resolve o problema (i), fazendo a cada iteração um diferente vértice como o vértice inicial s .

O algoritmo de Dijkstra foi desenvolvido para determinar o caminho mínimo entre dois vértices s e $t \in X$, em grafos nos quais a cada arco está associado um valor positivo, ou seja, $c_{ij} \geq 0$. Para custos c_{ij} gerais, o algoritmo de Floyd é aplicado para encontrar os caminhos mínimos.

Algoritmo de Floyd

O processo descrito por Floyd (1962) e elaborado mais tarde por Murchland (1965) aplica-se a matrizes de custos gerais. É baseado na seqüência de “ n ” transformações (iterações) de uma matriz C de custo inicial, de modo que na k -ésima iteração, a matriz represente a distância mínima entre todos os outros pares de vértices, com a restrição de que o caminho entre “ x_i ” e “ x_j ” (para algum “ x_i ” e “ x_j ”) contenha somente vértices restritos do conjunto $\{x_1, x_2, x_3, \dots, x_n\}$ como intermediários.

É um algoritmo matricial, que aceita valor negativo para as arestas, mas a possibilidade de ciclos absorventes exige precaução na avaliação dos resultados.

A idéia básica é construir uma matriz C^0 de custos das arestas, onde os laços possuem custo zero e à não existência de arestas atribui-se o custo infinito.

O algoritmo constrói sucessivamente “ n ” matriz a partir de C^0 , através de modificações efetuadas de acordo com a seguinte expressão:

$$c_{ij}^k = \min\{c_{ij}^{k-1}, (c_{ik}^{k-1} + c_{kj}^{k-1})\}$$

Para a determinação do caminho, parte-se do final para o início, levando-se em conta os vértices intermediários incluídos durante o processo (observe que quando se trabalha com o computador, é necessário que as substituições sejam anotadas, uma vez que cada matriz apaga a anterior).

Considerando a matriz de custo iniciada de tal modo que $c_{ii} = 0$ para todo $i = 1, 2, \dots, n$ e $c_{ij} = \infty$ quando não existe a aresta (x_i, x_j) no grafo, os passos do algoritmo seguem a seguinte ordem:

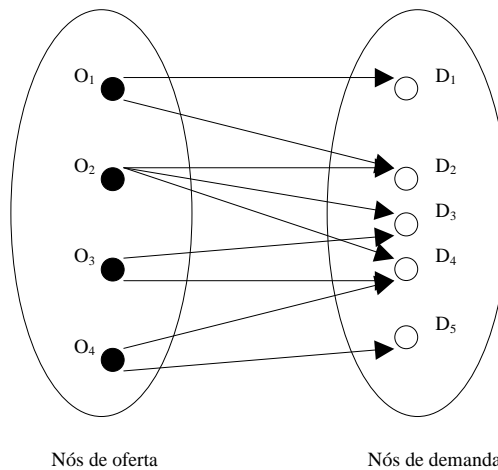
1. Faça $k \leftarrow 0$;
2. Faça $k \leftarrow k + 1$;
3. Para todo $i \neq k$ tal que $c_{ik} \neq \infty$ e todo $j \neq k$ tal que $c_{kj} \neq \infty$ faça

$$c_{ij}^k = \min\{c_{ij}^{k-1}, (c_{ik}^{k-1} + c_{kj}^{k-1})\}$$
4. Teste de Finalização
 - 4.1. se algum $c_{ii} < 0$, então existe um ciclo de custo negativo contendo o vértice “ x_i ” e não existe solução possível. Pare.
 - 4.2. se todo $c_{ii} \geq 0$ e $k = n$, a solução foi encontrada e $[c_{ij}]$ fornece as distâncias de todos os menores caminhos. Pare.
 - 4.3. se todo $c_{ij} \geq 0$ e $k < n$, então retorne ao passo 2.

c) O Problema de Atribuição

O problema de transporte é um problema de fluxo em grafo bipartido; não existem nós intermediários de transbordo ou transição para o fluxo. Na visão clássica deste problema,

os arcos não possuem limite de capacidade para o fluxo. De uma forma geral a descrição gráfica do problema pode ser resumida na seguinte figura.



Os vértices da rede da figura foram numerados de modo a destacar a condição de saída (vértice de oferta) e entrada de fluxo (vértice de demanda). O problema de transporte pode ser visto como um problema de fluxo em que o objetivo é minimizar globalmente os custos do fluxo através dos arcos de uma rede de oferta x demanda.

Um dos casos mais importantes do problema de transporte se configura quando as ofertas e demandas são unitárias. Esse problema é denominado de problema de atribuição e pode ser assim formulado:

$$\text{Min } Z = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij}$$

s.a.

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} = 1 \quad i = 1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} = 1 \quad j = 1, \dots, n$$

$$x_{ij} \geq 0 \quad i = 1, \dots, n \quad j = 1, \dots, n$$

O problema de atribuição pode ser entendido como o problema de alocar n células de produção a n tarefas. Cada uma das células é capaz de atender à tarefa segundo um custo c_{ij} peculiar a cada uma das n células. A variável binária $x_{ij} = 1$ significa que a célula i recebeu a tarefa j como designação no esquema de trabalho, e $x_{ij} = 0$ em caso contrário.

Algoritmo Húngaro

Dado um grafo bipartido $G = (X^a \cup X^b, A)$, onde X^a e X^b são conjuntos independentes (Christofides e Korman, 1975) de vértices e arcos $a_j = (x_i, x_k) \in A$ tem $x_i \in X^a$, $x_k \in X^b$ com custo c_j , pretende-se encontrar um emparelhamento perfeito (Christofides e Korman, 1975) de G com custo máximo ou mínimo. A versão de minimização deste problema é conhecida como o Problema de Atribuição. Um algoritmo para o problema de atribuição foi

descrito por Kuhn (1955, 1956) e é referido como *Algoritmo Húngaro*, conforme os passos a seguir:

- 1. Inicialização:** Sobre os vértices de X^a e X^b de G com pesos π_i^a e π_k^b , respectivamente, tem-se que ter para qualquer aresta $a_j = (x_i, x_k)$, $\pi_i^a + \pi_k^b \leq c_j$.
- 2. Formação de G' :** Forme o grafo parcial de igualdade G' de G , dado os pesos correntes π .
- 3. Cultivo da Árvore:** Se não existe árvore alternada T em G' , toma-se um vértice exposto em $x_i \in X^a$ de G' e cultiva-se a árvore a partir deste vértice. Se não tem vértice exposto, vá para o passo 7. Se já existe uma árvore alternada T , continue a cultivá-la. Se T é uma árvore de aumento, vá para o passo 4. Se a árvore torna-se húngara, vá para o passo 5.
- 4. Árvores de Aumento:** Melhora-se o emparelhamento corrente intercalando arestas que estão e não estão no emparelhamento ao longo da árvore de aumento. Descarte T vá para o passo 3.
- 5. Árvore Húngara:** Para todas as arestas $a_j = (x_i, x_k)$ que não estão em G' , com um vértice terminal na árvore corrente T e rotulados como externo e o outro vértice terminal não pertencente à árvore T , calcular $\Delta = \min_{a_j} \{c_j - \pi_i^a - \pi_k^b\}$
- 6.** Para cada vértice $x_i \in X^a$ de G o qual é um vértice externo de T faz-se $\pi_i^a = \pi_i^a + \Delta$ e para cada $x_k \in X^b$ de G o qual é um vértice interno de T faça $\pi_k^b = \pi_k^b - \Delta$. Manter a árvore corrente T e vá para o passo 2.
- 7. Fim:** O emparelhamento corrente é mínimo.