

IMPLICAÇÕES DA INSERÇÃO DE PARÂMETROS CONTROLADORES DA
ALEATORIEDADE NO MÉTODO GRASP APLICADO A UM PROBLEMA DE
COLORAÇÃO: ESTUDO DE CASO EM UMA INSTITUIÇÃO DE ENSINO
FUNDAMENTAL E MÉDIO

Renato Santos Pereira

DISSERTAÇÃO SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DA COORDENAÇÃO DOS
PROGRAMAS DE PÓS-GRADUAÇÃO DE ENGENHARIA DA UNIVERSIDADE
FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS REQUISITOS
NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE EM CIÊNCIAS EM
ENGENHARIA DE PRODUÇÃO.

Aprovada por:

Prof. Paulo Oswaldo Boaventura Netto, D.Ing.

Prof. Samuel Jurkiewicz., D.Sc.

Prof. Adriana Cesário de Faria Alvim, D.Sc.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL.

MAIO DE 2007

PEREIRA, RENATO SANTOS

Implicações da Inserção de Parâmetros
Controladores da Aleatoriedade no Método
GRASP Aplicado a um Problema de Coloração:
Estudo de Caso em uma Instituição de Ensino
Fundamental e Médio [Rio de Janeiro] 2007
XVII, 95 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ, M.Sc.,
Engenharia de Produção, 2007)

Dissertação - Universidade Federal do Rio de
Janeiro, COPPE

1. Programação de Horário em Escolas

2. Metaheurísticas

I. COPPE/UFRJ II. Título (série)

Aos meus avós por gerarem meus pais em especial aos avós maternos por todo carinho e amor dados aos netos.

Meus pais Valdivino Pereira dos Santos e Terezinha Ribeiro dos Santos pela educação, carinho e amor dedicados aos filhos, especialmente a minha mãe que sempre esteve comigo em todos os momentos, me incentivado apoiando e ajudando a trilhar os caminhos; principalmente por me ensinar que todo conhecimento é nada se for submetido aos pés Daquele que tudo é.

Tios, tias, primos, padrinhos, madrinhas, enfim a toda família pelo apoio.

Aos meus irmãos de sangue que, graças a meu pai, não me atrevo mencionar os nomes, pois receio esquecer de alguém.

À Iara por me fazer uma pessoa muito mais feliz e a Rayara, nossa filha, que veio trazer muitas alegrias e luz para nossos dias.

AGRADECIMENTOS

Agradeço a Deus pela força e direcionamento.

Ao Prof. Paulo Oswaldo Boaventura Netto pela compreensão, sugestões e correções que foram de grande valia para elaboração deste trabalho. Por suas palavras de incentivo e principalmente por ter me orientado. Também às Prof.^{as} Nair Maria Maia de Abreu e Carla Silva Oliveira por abrirem meus olhos para a maravilhosa teoria dos grafos e suas possibilidades.

À secretária da Pesquisa Operacional Andréia Lima da Silva Moreira, pela simpatia, por me socorrer em muitas necessidades e por sempre me lembrar dos prazos.

Ao Prof. Adonai José Lacruz pelo apoio e incentivo, colaboração, assistência e valiosas sugestões para elaboração deste trabalho.

Aos grandes amigos do mestrado e doutorado: Valmária, Marcelo, Luciana, Débora, Josiane, Maria, Geiza, Samuel, Waguinho, Fabão, Victor e Vinícius, por me ajudarem a me adaptar à cidade, pelas noites e fins de semana dedicados ao estudo, pelos aconselhamentos, pela verdadeira amizade, enfim por tudo.

Ao meu amigo de república Sérgio Souza Bento, por me despertar para e por ter sido o primeiro a me propor o problema, objeto de minha pesquisa.

Aos funcionários, corpo docente e pedagógico da Escola Estadual do Ensino Fundamental e Médio Ecoporanga (EEEFME).

Às secretárias, Anselma Dal'col, Celma Cardoso Machado Patez, Audicéia Pereira Silva, Marlene M^a de Lima, Márcia Regiane de Jesus e ao secretário Higor Batista de Jesus da EEEFM “Ecoporanga”, pela contínua colaboração.

Aos supervisores, Pedro Paulo da Silva, Shirley Baeta Santos Reis, Wilza Karla Ramos Barreta Bonifácil e Andressa Loss, por sempre facilitarem o acesso às informações inerentes a este trabalho.

Aos coordenadores, Clenilda M^a Cristo Dal'col, Floriza Pereira da Silva, Marilene de Amaral Reis e Pedro Paulo da Silva, pela troca de experiências e por me mostrarem

diferentes maneiras de abordar o problema e pela utilização do software, retornando importantes sugestões de melhora.

Especialmente a diretora da E.E.E.F.M. “Ecoporanga” Sonia Regina Moreira da Silva por seu apoio e acessibilidade.

A CAPES pelo apoio financeiro e demais pessoas que colaboraram para o desenvolvimento deste trabalho, ficam meus sinceros agradecimentos.

Precisamos entender que:
“Quando se muda o horário, o horário muda”.
Em síntese: Pequenas perturbações proporcionam
Grandes modificações e, tal consideração, aplica-se,
Não apenas a soluções de problemas de programação de horário.

Renato S. Pereira

Resumo da Dissertação apresentada à COPPE/UFRJ como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Mestre em Ciências (M.Sc.)

IMPLICAÇÕES DA INSERÇÃO DE PARÂMETROS CONTROLADORES DA ALEATORIEDADE NO MÉTODO GRASP APLICADO A UM PROBLEMA DE COLORAÇÃO: ESTUDO DE CASO EM UMA INSTITUIÇÃO DE ENSINO FUNDAMENTAL E MÉDIO

Renato Santos Pereira

Maio/2007

Orientador: Paulo Oswaldo Boaventura Netto

Programa: Engenharia de Produção

O Problema da Programação de Horários em Escolas trata da elaboração de agendas de professores, considerando um conjunto limitado de horários e satisfazendo a um conjunto de restrições. Uma solução manual do problema pode levar semanas e quase sempre resulta não apenas em insatisfação por parte dos professores, mas também em alguma inviabilidade que só é detectada por ocasião de um conflito. A presente pesquisa objetiva diminuir os problemas da programação do horário na Escola Estadual do Ensino Fundamental e Médio Ecoporanga (ES), investigando-se as implicações da inserção de parâmetros controladores da aleatoriedade (PCA) no método GRASP. Foram investigados os resultados do algoritmo GRASP em problemas altamente combinatórios e, em que medida a inserção de PCAs contribui para a melhoria da função objetivo. O algoritmo foi baseado em variáveis críticas de sucesso, identificadas por meio de *brainstorming* e cujos pesos podem ser ajustados pelo usuário, a fim de suprir as necessidades específicas da instituição. Os resultados obtidos indicam que a inclusão dos PCAs tendem a diminuir significativamente as distâncias entre as soluções iniciais e mínimos locais como pode ser observado na seção 5.2.. A aceitação e utilização das soluções encontradas levam a concluir que o algoritmo híbrido GRASP + PCAs ou Grasp modificado contribuem significativamente na elaboração da agenda dos professores na instituição investigada.

Abstract of Dissertation presented to COPPE/UFRJ as a partial fulfillment of the requirements for the degree of Master of Science (M.Sc.)

IMPLICATIONS OF INSERTING CONTROLLING PARAMETERS ON GRASP
METHOD IN AN APPLICATION TO GRAPH COLORING: THE CASE STUDY AT
A SECONDARY SCHOOL.

Renato Santos Pereira

Maio / 2007

Advisors: Paulo Oswaldo Boaventura Netto, D.Sc.

Department: Production Engineering

The problem of timetabling in schools, known in the literature as Timetabling Problem, refers to the working out of the teachers' agenda, considering a limited timetabling group and satisfying a set of restrictions. The manual solution of the problem may take weeks and almost always becomes effective not only detected by conflict occasion.

The main heuristic methods used in the TP treatment are presented in this work. This search aims to minimize the problems concerning the timetabling program at Escola Estadual de Ensino Fundamental e Médio "Ecoporanga" and thus it investigates which are the implications of the insertion of controlling parameters of the fortuitous, in the GRASP method (PCA). The methodology used here was the search-in-action one, investigating the "success" of the GRASP algorithm in highly combined problems and how the insertion of the PCAs may contribute to the betterment of the objective function, in the considered instance. The basis for the algorithm construction were the variable criticism, which values may be adjusted by the users, identified by brainstorming ways, in order to supply the specific needs of the institution, despite such needs are common to most class-teacher instances, as classified by Shaefer (1999). The achieved results indicate that the PCAs inclusion tends to reduce significantly the distances between the former solutions and the minimum local as it could be seen in section 5.2. The acceptance and the utilization of the solutions that have been found make us deduce that the hybrid algorithm GRASP + PCA contributes significantly to the working out of the teachers' agenda in the investigated institution.

ÍNDICE

1. INTRODUÇÃO	1
1.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS	1
1.2. FORMULAÇÃO DO PROBLEMA	2
1.3. OBJETIVOS	2
1.3.1. OBJETIVO FINAL	2
1.3.2. OBJETIVOS INTERMEDIÁRIOS	2
1.4. HIPÓTESE DE PESQUISA	3
1.5. JUSTIFICATIVA	3
1.6. DELIMITAÇÃO	4
1.7. ESTRUTURA DA PESQUISA	5
2. REVISÃO DA LITERATURA	7
2.1. GRAFOS SIMPLES	7
2.1.1 INTRODUÇÃO	7
2.1.2. DEFINIÇÕES IMPORTANTES	7
2.1.3. COLORAÇÃO EM GRAFOS (UM POUCO DE HISTÓRIA)	10
2.1.3.1. COLORAÇÃO DE VÉRTICES	13
2.1.3.2. DEFINIÇÃO DE COLORAÇÃO DE VÉRTICE	14
2.1.3.3. LIMITANTES INFERIORES	15
2.1.3.4. LIMITANTES SUPERIORES	15
2.1.3.5. CONSIDERAÇÕES FINAIS	16
2.2. HEURÍSTICAS E METAHEURÍSTICAS	16
2.2.1. INTRODUÇÃO	18
2.2.2. ALGORITMOS GENÉTICOS	19
2.2.2.1. INTRODUÇÃO	19
2.2.2.2 PRINCÍPIOS BÁSICOS	20
2.2.2.3. CARACTERÍSTICAS GERAIS	20
2.2.2.4. OPERADORES GENÉTICOS	21
2.2.2.5. SELEÇÃO	21
2.2.2.6. CRUZAMENTO	22
2.2.2.7. MUTAÇÃO	22
2.2.2.8. PARÂMETROS GENÉTICOS	22

2.2.2.9. CONSIDERAÇÕES FINAIS	23
2.2.3. RECOZIMENTO SIMULADO	23
2.2.3.1. INTRODUÇÃO	23
2.2.3.2. PRINCÍPIOS BÁSICOS	24
2.2.3.3. CARACTERÍSTICAS GERAIS	24
2.2.3.4. CONSIDERAÇÕES FINAIS	25
2.2.4. BUSCA TABU	26
2.2.4.1. INTRODUÇÃO	26
2.2.4.2. PRINCÍPIOS BÁSICOS	26
2.2.4.3. CONSIDERAÇÕES FINAIS	28
2.2.5. MULTI-START	28
2.2.5.1. INTRODUÇÃO	28
2.2.5.2. PRINCÍPIOS BÁSICOS	28
2.2.5.3. CONSIDERAÇÕES FINAIS	29
2.2.6. GREEDY RANDOMIZED SEARCH PROCEDURE (GRASP)	29
2.2.6.1. INTRODUÇÃO	29
2.2.6.2. PRINCÍPIOS BÁSICOS	30
2.2.6.3. CONSIDERAÇÕES FINAIS	31
2.3. O PROBLEMA DA PROGRAMAÇÃO DE HORÁRIOS	32
2.3.1. INTRODUÇÃO	32
2.3.2. FATORES DE VARIAÇÃO DE ENFOQUE	32
2.3.3. O PPHE E SUAS SUBDIVISÕES	33
2.3.4. REVISÃO DA LITERATURA E ABORDAGENS AO PROBLEMA	34
2.3.5. METAHEURÍSTICAS E PROBLEMA DE PROGRAMAÇÃO DE HORÁRIOS EM ESCOLAS	36
3. METODOLOGIA	38
3.1. CLASSIFICAÇÃO DA PESQUISA	38
3.2. UNIVERSO E AMOSTRA	38
3.3. TÉCNICA DE ANÁLISE DE DADOS	39
3.4. LIMITAÇÕES	39
4. INSTÂNCIA CONSIDERADA	40
4.1. INTRODUÇÃO	40

4.2. O PROBLEMA DA PROGRAMAÇÃO DE HORÁRIOS EM ESCOLAS DE SEGUNDO GRAU	41
4.2.1. DESCRIÇÃO DA ESCOLA	41
4.2.2. REPRESENTAÇÃO DO PROBLEMA	42
4.2.3. LEVANTAMENTO DOS DADOS	42
4.2.4. AVALIAÇÃO DE QUADRO DE HORÁRIOS	44
4.3. CONSTRUÇÃO DO MODELO	47
4.3.1. MODELO BÁSICO	47
4.3.2. MODELO GERAL	50
4.3.3. MÉTODO GRASP	53
4.3.4. GRASP MODIFICADO: PROPOSTA DE ALTERAÇÃO DA PRIMEIRA FASE DO MÉTODO	54
4.3.4.1. VARIÁVEIS CRÍTICAS	54
4.3.4.2. DESCRIÇÃO DOS PARÂMETROS	56
4.3.4.3. DESCRIÇÃO DO ALGORITMO	57
4.3.4.4. SISTEMA DE INFORMAÇÃO (TUTORIAL: INPUT E OUTPUT)	61
5. ANÁLISE DE RESULTADOS	66
5.1. CONFIGURAÇÃO DO MICROCOMPUTADOR UTILIZADO	66
5.2. RESULTADOS E DISCUSSÃO	66
6. CONCLUSÕES	73
REFERÊNCIAS	76
ANEXO A	82
APÊNDICE A	85
APÊNDICE B	86
APÊNDICE C	87
APÊNDICE D	88
APÊNDICE E	90
APÊNDICE F	92
APÊNDICE G	94
APÊNDICE H	95

ÍNDICE DE FIGURAS

FIGURA 1. ESTRUTURA DA PESQUISA.	5
FIGURA 2. GRAFO ORIENTADO E NÃO ORIENTADO.	8
FIGURA 3. GRAFO PLANAR E SUA FORMA TOPOLÓGICA.	9
FIGURA 4. GRAFO DUAL GEOMÉTRICO.	9
FIGURA 5. EXEMPLO DE GRAFOS COMPLETOS.	10
FIGURA 6. ESTE MAPA NÃO PODE SER COLORIDO COM TRÊS CORES.	11
FIGURA 7. GRAFOS E MAPAS PLANARES.	11
FIGURA 8. GRAFO DE TUTTE.	13
FIGURA 9. ÓTIMO LOCAL E GLOBAL EM PROBLEMAS DE OTIMIZAÇÃO.	17
FIGURA 10. MÉTODO DA ROLETA.	21
FIGURA 11. EXEMPLO DE CROSSOVER.	22
FIGURA 12. EXEMPLO DE MUTAÇÃO.	22
FIGURA 13. PSEUDO – CÓDIGO DE ALGORITMO GENÉTICO.	23
FIGURA 14. RESFRIAMENTO RÁPIDO DA AMOSTRA.	23
FIGURA 15. RESFRIAMENTO LENTO DA AMOSTRA.	24
FIGURA 16. PSEUDO – CÓDIGO DO SIMULATED ANNEALING.	25
FIGURA 17. PSEUDO – CÓDIGO DO ALGORITMO BUSCA TABU.	27
FIGURA 18. MULTI – START (PROCEDIMENTO BÁSICO).	29
FIGURA 19. MULTI – START (PSEUDO – CÓDIGO).	29
FIGURA 20. GRASP (PSEUDO – CÓDIGO).	30
FIGURA 21. GRAFO ASSOCIADO AO EXEMPLO DO MODELO BÁSICO.	48
FIGURA 22. GRAFO EXEMPLO BÁSICO (COLORIDO).	49
FIGURA 23. P – GRAFO CORRESPONDENTE.	50
FIGURA 24. SITUAÇÃO DE ACORDO COM O MODELO BÁSICO.	51
FIGURA 25. COLORAÇÃO PELO MODELO GERAL.	52
FIGURA 26. MOVIMENTO EVITADO PELO ALGORITMO.	57
FIGURA 27. ESQUEMA DO ALGORITMO PROPOSTO.	60
FIGURA 28. PRÉ – ALOCAÇÃO DOS PROFESSORES.	62
FIGURA 29. RESPOSTO DO ALGORITMO APÓS PRÉ – ALOCAÇÃO.	63
FIGURA 30. AJUSTE MANUAL E HORÁRIOS INDIVIDUAIS.	64

FIGURA 31. BOX PLOT – 1ª FASE MÉTODO GRASP MODIFICADO – 2004.	67
FIGURA 32. BOX PLOT – 1ª FASE MÉTODO GRASP – 2004.	67
FIGURA 33. BOX PLOT – 1ª FASE MÉTODO GRASP MODIFICADO – 2005.	68
FIGURA 34. BOX PLOT – 1ª FASE MÉTODO GRASP – 2005.	69
FIGURA 35. BOX PLOT – 1ª FASE MÉTODO GRASP MODIFICADO – 2006.	70
FIGURA 36. BOX PLOT – 1ª FASE MÉTODO GRASP MODIFICADO – 2006.	70

ÍNDICE DE TABELAS

TABELA 1. CARGA HORÁRIA DOS PROFESSORES POR TURMA.	44
TABELA 2. VALOR MÉDIO DA FO PARA LRC.	56
TABELA 3. VALOR MÉDIO DA FO PARA NÚMERO MÁXIMO DE IMPEDIMENTOS.	57
TABELA 4. FUNÇÃO OBJETIVO CONSIDERADA – 2004.	68
TABELA 5. FUNÇÃO OBJETIVO CONSIDERADA – 2005.	69
TABELA 6. FUNÇÃO OBJETIVO CONSIDERADA – 2006.	71

ÍNDICE DE QUADROS

QUADRO 1. UNIVERSO DA PESQUISA.	38
QUADRO 2. MAPA DE CARGA HORÁRIA – PERÍODO LETIVO – 2006.	43
QUADRO 3. EXEMPLO MADELO BÁSICO.	48
QUADRO 4. HORÁRIO OBTIDO COM MODELO BÁSICO.	49
QUADRO 5. EXEMPLO MODELO GERAL.	51
QUADRO 6. HORÁRIO FORNECIDO PELO MODELO GERAL.	52
QUADRO 7. SOLUÇÃO SEM O FRACIONAMENTO.	53
QUADRO 8. VARIÁVEIS CRÍTICAS E SEUS RESPECTIVOS PESOS.	55
QUADRO 9. FRAGMENTO DA MATRIZ C (CARGA HORÁRIA DOS PROFESSORES POR TURMA).	58

NOMENCLATURA

GRASP	GREEDY RANDOMIZED ADAPTIVE SEARCH PROCEDURE
PPH	PROBLEMA DE PROGRAMAÇÃO DE HORÁRIO
PPHE	PROBLEMA DE PROGRAMAÇÃO DE HORÁRIO EM ESCOLAS
PCA	PARÂMETROS CONTROLADORES DA ALEATORIEDADE NO MÉTODO GRASP
EEEFM	ESCOLA ESTADUAL DE ENSINO FUNDAMENTAL E MÉDIO
PO	PESQUISA OPERACIONAL
TQC	TEOREMA DAS QUATRO CORES
NP	NÃO POLINOMIAL
AG	ALGORITMO GENÉTICO
VNS	BUSCA EM VISINHANÇA VARIÁVEL
LRC	LISTA RESTRITA DE CANDIDATOS

CAPÍTULO 1

INTRODUÇÃO

1.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS

O problema de programação de horários (PPH) é considerado um dos mais interessantes da Pesquisa Operacional. Uma de suas variantes consiste na promoção de encontros entre turmas, professores e departamentos satisfazendo certas restrições dispostas em duas categorias: essenciais e desejáveis. É também de difícil generalização devido à diversidade dos calendários de ensino nas muitas instituições existentes. Conhecido na literatura inglesa como *Timetabling*, o PPH é assunto muito discutido por vários autores, que propõem uma variedade de soluções para os mais variados regimes educacionais (**BRESLAW, 1976; Wren, 1996; Mata, 1989; Souza, 2001; FERLAND & ROY, 1985; WERRA, 1985; FANG, 1994; SOUZA et al. 2002**).

Os levantamentos bibliográficos realizados evidenciaram que o número de pesquisas sobre o tema *timetabling* é amplo (**SELIM, 1983; MCCLURE & WELLS, 1984; WERRA et al., 1987; HERTZ & WERRA, 1988 e DINKEL, 1989**). Entretanto, a especificidade “programação de horário em instituições de ensino” no Brasil mostrou-se incipiente, realidade que vem sendo mudada graças a pesquisadores como **Souza, Maculan e Ochi**; ademais, a maioria aborda o tema em uma perspectiva unilateral, ou seja, considerando as implicações de somente uma categoria de problema (**OLIVEIRA, 2003; SILVA, 2005 e TOMAZELA, 2003**), como classificado por **Schaefer (1999)**: *School Timetabling Problem (Professor-turma)*, *Course Timetabling Problem (professor-turma-departamento)* e *Examination Time-Timebling (turma-disciplina-disciplina)*; ou, então, sob a ótica de somente uma variável, considerada crítica (**CISCON et al., 2005**). Tal abordagem, ao adotar a hipótese *coeteris paribus*, minimiza o problema, haja vista pautar-se em uma realidade possível, mas improvável.

Como o *timetabling* é um problema de coloração de grafos (**EVEN, ITAI & SHAMIR, 1976**), é freqüente o uso de técnicas que fazem uso direto desta associação em abordagens do problema. As metaheurísticas como Algoritmos Genéticos, *Simulated*

Annealing, Busca Tabu, *Multi-Start* (em particular o GRASP), descritas no Capítulo 2, têm sido utilizadas com frequência para resolverem problemas de coloração e consequentemente de *timetabling*.

Esforços no sentido de otimizar o processo têm sido despendidos e mesmo encontrar uma solução factível é um problema *NP-Hard*, **Even, Itai & Shamir (1976)**.

Por tudo isso, estudos que dêem tratamento à questão certamente contribuem para o desenvolvimento da minimização dos problemas inerentes à elaboração de horários de aula.

1.2 FORMULAÇÃO DO PROBLEMA

Com base nas considerações iniciais expostas, o problema central da pesquisa pode ser sintetizado por meio de uma questão:

- **Quais as implicações da inserção de parâmetros controladores da aleatoriedade no método GRASP, em problemas inerentes à programação de horário do tipo professor-turma?**

1.3 OBJETIVOS

1.3.1 Objetivo final

Em decorrência do problema de pesquisa, o objetivo final consiste em verificar as implicações da inserção de parâmetros controladores da aleatoriedade (PCA) no método GRASP, em problemas inerentes à programação de horário do tipo “professor-turma”.

1.3.2 Objetivos intermediários

Para consecução do objetivo final, estabeleceram-se os seguintes objetivos intermediários:

- (1) Identificar, a partir da revisão da literatura sobre métodos heurísticos utilizados na resolução de problemas de *timetabling*, uma boa abordagem, em uma relação de custo e benefício, que atenda ao problema de pesquisa proposto;
- (2) estabelecer as variáveis críticas de sucesso para formulação de horário de aulas do tipo “professor-turma”;
- (3) definir os PCA no método GRASP que contribuam para a aproximação, na fase de construção, do valor da função objetivo ao mínimo local correspondente;

- (4) delinear a função objetivo do método selecionado em (1) e parametrizado em (3);
(5) criar um sistema de informação para os elaboradores de horário.

1.4 HIPÓTESE DE PESQUISA

Formularam-se as seguintes hipóteses:

$$H_0 : \mu_d \geq 0$$

$$H_1 : \mu_d < 0$$

Onde:

$$\mu_d = M_{FOGM} - M_{FOG}^1$$

H_0 = A inserção dos PCA no método GRASP não promoveu a minimização da Função Objetivo significativamente.

H_1 = A inserção dos PCA no método GRASP promoveu a minimização da Função Objetivo significativamente.

1.5 JUSTIFICATIVA

A escolha do tema justifica-se por considerar o estudo em questão fundamental para as instituições de ensino.

Segundo alguns coordenadores de instituições de ensino, a elaboração manual de um quadro completo de horário pode levar dias ou até mesmo semanas, e quase sempre entra em vigor, não apenas com insatisfação por parte dos alunos e professores, mas também com algum tipo de inviabilidade que só é detectada por ocasião do conflito. O ajuste quase sempre é feito em pleno funcionamento da instituição o que acarreta em aulas vagas, geminadas ou número excessivo de aulas de um mesmo professor em um mesmo dia nos primeiros dias de aula até que as inviabilidades sejam retiradas. Feito isso, segue-se o árduo processo manual de melhoria do horário na tentativa de se obter um quadro que atenda às necessidades da instituição de ensino e satisfaça, tanto quanto

¹ μ_d média das diferenças, M_{FOGM} menor valor obtido (excluindo-se outlines) na função objetivo do método GraspM, M_{FOG} menor valor obtido (excluindo-se outlines) na função objetivo do método Grasp.

possível, aos anseios dos professores. A dificuldade dos elaboradores de horário em realizar essa tarefa é justificada, pois, apesar de ser de fácil entendimento, esse é um problema reconhecidamente de difícil resolução. Esses e outros fatores motivaram a possibilidade de automação do processo.

Tudo isso sugere haver a necessidade de mais aprofundamento sobre o assunto, no intuito de investigar as causas e buscar soluções que diminuam significativamente as dificuldades na elaboração de horários de aulas.

Apesar de esta pesquisa contribuir especialmente para a Escola Estadual de Ensino Fundamental e Médio Ecoporanga (EEFME), espera-se que o estudo contribua também para outras instituições de ensino.

1.6 DELIMITAÇÃO

Foi preciso delimitar a abordagem de tema tão vasto como é o *timetabling*. O estudo ficou restrito aos aspectos da sua utilização na programação de horários, do tipo “professor-turma”, conforme classificação de **Schaefer (1999)**, em instituições de ensino, utilizando o método heurístico GRASP (**FEO e RESENDE, 1995**).

Visando tornar mais clara a delimitação da pesquisa, destacam-se abaixo os temas que não foram objeto de estudo:

- Métodos exatos e de formulação matemática para solução de problemas inerentes a programação de horários, como Programação linear inteira e Fluxos em redes;
- Problemas do tipo “professor-departamento” e “turma-disciplina-disciplina”, como classificado por **Schaefer (1999)**;
- Comparação de resultados entre métodos heurísticos, como Algoritmo genético (**HOLLAND, 1975**), Recozimento simulado (**KIRKPTRIK, 1983**) e Busca Tabu (**GLOVER, 1986 e HANSEN, 1986**);e
- Conflito na demanda de recursos.

1.7 ESTRUTURA DA PESQUISA

O diagrama da FIGURA 1 sintetiza a estrutura desta pesquisa.

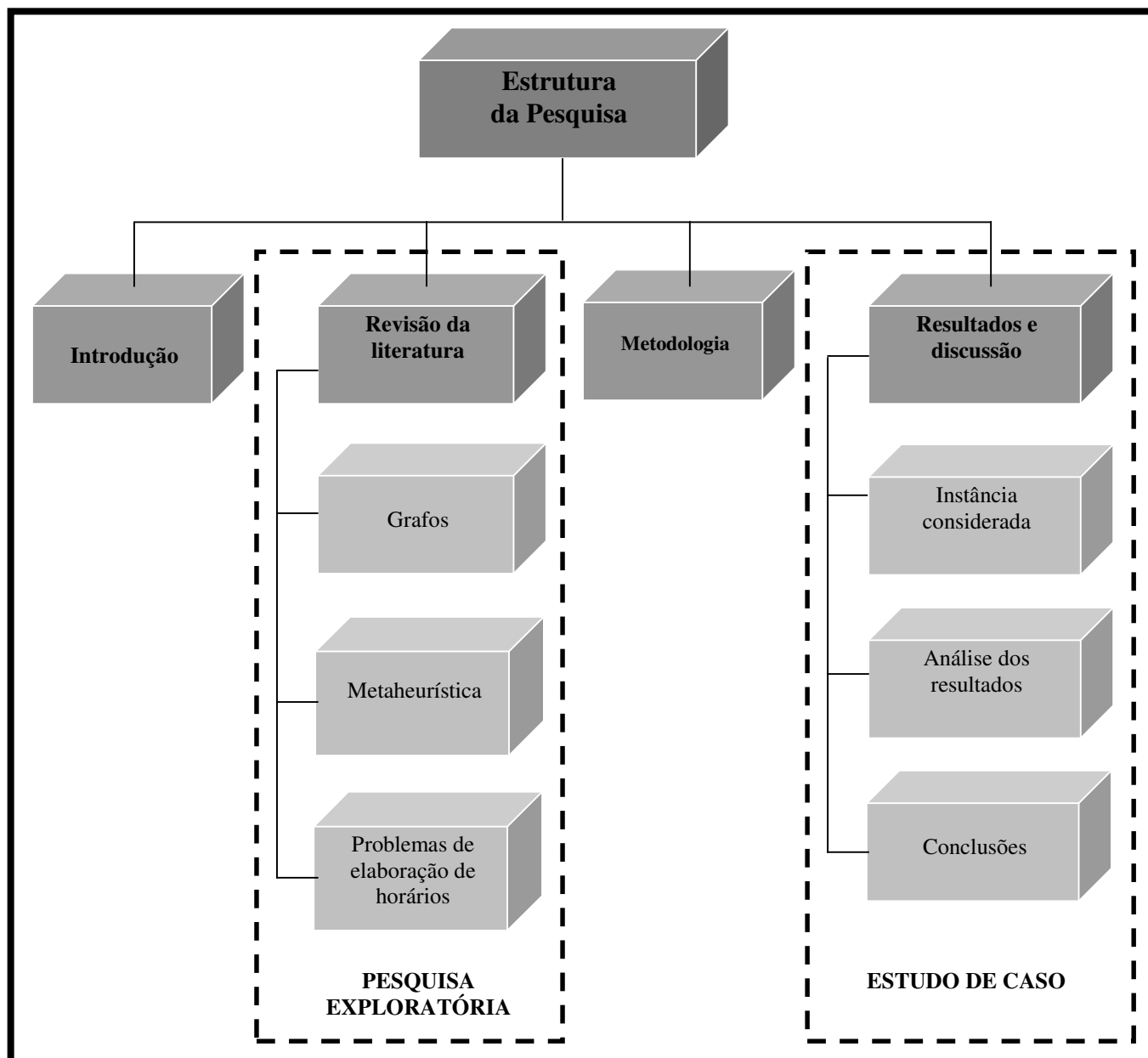


FIGURA 1 Estrutura da pesquisa

A estrutura física do trabalho foi dividida em seis capítulos, cujo conteúdo será descrito a seguir:

O capítulo 1 compreende a Introdução, tratando da problemática da pesquisa.

No capítulo 2 é feita a Revisão da literatura, versando sobre Coloração em Grafos, pautando-se, principalmente, nas análises de **Boaventura Netto (2003)** e **Werra (1990)**; Metaheurística, apoiando-se nos estudos de **Souza (2003)** e **Feo et al. (1995)**; e Problemas de elaboração de horários, remetendo-se, principalmente, a **Matta (1989)**, **Schaefer (1999)** e **Souza (2000)**.

O capítulo 3 abrange a construção metodológica da presente pesquisa, discorrendo sobre sua classificação, universo e amostra, instrumento de coleta e de análise de dados e limitações.

No capítulo 4 tecem-se comentários acerca da instância considerada, desde sua caracterização até a construção do modelo, que abarca, desde a definição dos vértices até a determinação da função objetivo.

O capítulo 5 alcança a análise dos resultados; e as conclusões do estudo estão no capítulo 6.

Para que se constitua referencial teórico sobre o qual as análises e discussões venham a se basear, no próximo capítulo discutem-se os aspectos de Coloração em Grafos, Metaheurística e Problemas de elaboração de horários.

CAPÍTULO 2

REVISÃO DA LITERATURA

2.1. GRAFOS SIMPLES

2.1.1. Introdução

A teoria dos grafos tornou-se nos últimos anos uma das mais poderosas ferramentas da Pesquisa Operacional (PO). Graças a sua estrutura, muitos problemas de ordem prática podem ser representados através de grafos e, muitos problemas algorítmicos se tornam mais compreensíveis, quando os abordamos utilizando modelos de grafos. A teoria dos grafos nos fornece ferramentas que nos permitem o uso das múltiplas propriedades das estruturas que lhes são próprias. O trabalho de **Euler**, das “sete pontes de **Königsberg**”, de 1736, é considerado o primeiro dedicado ao assunto. É também um dos primeiros resultados topológicos na geometria. Isso evidencia a profunda conexão entre a teoria dos grafos e a topologia.

No entanto, as aplicações de grafos somente receberam real atenção quando se beneficiaram do uso do computador, particularmente em face da complexidade de grande número dos problemas estudados, entre os quais se inclui o PPH.

2.1.2 DEFINIÇÕES IMPORTANTES

Geralmente um grafo é representado, esquematicamente, desenhando-se círculos ou pontos unidos por linhas ou setas. A representação gráfica (*layout*) não pode ser confundida com o grafo em si (a estrutura abstrata), pois diferentes *layouts* podem corresponder a um mesmo grafo.

Um grafo simples é uma estrutura $G = (V, A)$ onde V é um conjunto discreto não-vazio e A é um conjunto de pares $a = (v, w)$, v e $w \in V$. Os elementos de V e A são conhecidos como vértices e arestas, respectivamente. Em um grafo simples (ou não-orientado), as arestas correspondem a pares não ordenados de V . (G é dito orientado se esses pares forem ordenados; então, na representação gráfica de G , as linhas, ligando pares de vértices, serão setas indicando a ordem dos pares ordenados (FIGURA 2)).

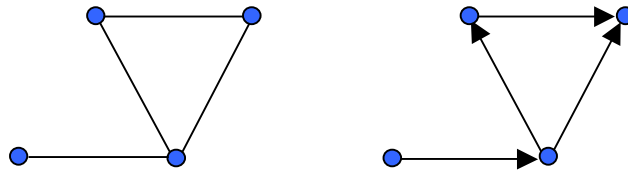


FIGURA 2. Grafo orientado e não orientado.

As demais definições, deste capítulo, estão conforme **(BOAVENTURA NETTO, 2003)** e devem ser entendidas como aplicadas a grafos simples.

Em um grafo G dois vértices v e w são adjacentes (ou vizinhos) se existir uma aresta $a = (v, w) \in A$ em G .

Duas arestas são ditas adjacentes se elas incidem sobre um mesmo vértice.

Uma ligação é incidente em um mesmo vértice se ela constitui uma e apenas uma de suas extremidades.

O grau $d(v)$ de um vértice v é o número total de ligações (arestas) que nele incidem. Um grafo no qual todo vértice tenha o mesmo grau k é regular (k -regular). Se $k = 3$, o grafo é chamado cúbico. Se $k = n - 1$ tem-se um grafo completo, designado K_n . Maiores detalhes no final desta seção.

Um subgrafo induzido $H = (W, B)$ em um grafo G é o grafo correspondente a um subconjunto $W \subseteq V$ de vértices de G . H contém apenas as arestas associáveis a W . Se H for completo, diz-se que ele é uma clique de G .

Um grafo é bipartido quando seu conjunto de vértices V puder ser particionado em dois subconjuntos V_1 e V_2 , tais que toda aresta de G une um vértice de V_1 a outro de V_2 .

Uma cadeia é uma seqüência qualquer de arestas adjacentes que ligam dois vértices. Um ciclo é uma cadeia fechada que não repete vértices. Um *ciclo hamiltoniano* é um ciclo que abrange todos os vértices do grafo. Um *grafo hamiltoniano* é um grafo que possui um ciclo hamiltoniano.

Um grafo é conexo se há pelo menos uma cadeia ligando cada par de vértices deste grafo. Se um grafo se tornar não conexo com a perda de uma aresta, essa aresta será uma aresta de corte.

Um grafo é planar se seu esquema (representação gráfica) puder ser traçado em um plano de modo que duas arestas quaisquer se toquem, no máximo, em alguma extremidade. Quando o esquema não possui cruzamento de arestas se diz que ele está na forma topológica (FIGURA 3).

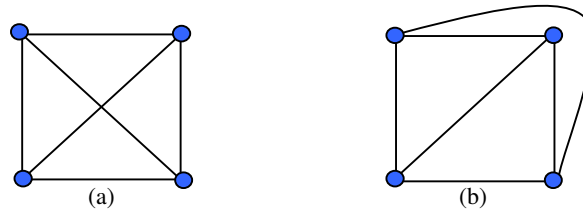


FIGURA 3. Grafo planar e sua forma topológica.

Dual geométrico, ou simplesmente dual, de um grafo planar $G = (X, U)$ é um grafo $H = (F, W)$, onde $F = \{f_i\}$ é o conjunto de faces de G e onde existe uma bijeção entre os elementos de W e os elementos de U , cada $\{f_i, f_j\} \in W$ correspondendo a um $u \in U$ pertencente à interseção das fronteiras de f_i e f_j (FIGURA 4).

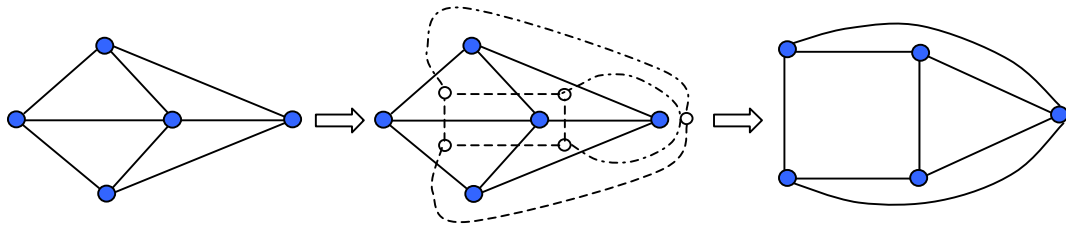


FIGURA 4. Grafo dual geométrico.

Um subconjunto $S \subset V$ em um grafo $G = (V, A)$ é internamente estável ou independente se, para todo par $\{v, w\} \subset S$ se tem $(v, w) \notin A$. Uma partição em conjuntos independentes com k elementos ($k \leq n$, onde n é o número de vértices), do conjunto de vértices de um grafo G , será chamada uma k -coloração e se dirá que o grafo correspondente é k -cromático ou k -colorível.

Chamando $S(G)$ o conjunto dos conjuntos independentes de um grafo G e considerando $\emptyset \in S(G)$, teremos:

$$S \in S(G) \text{ e } A \subset S \Rightarrow A \in S(G).$$

Podemos então definir

$$\alpha(G) = \max|S|.$$

Um grafo é dito ser completo se existir ao menos uma ligação associada a cada par de vértices. O grafo, neste caso, possuirá todas as ligações possíveis, que são em número de $C_{n,2} = \frac{n(n-1)}{2}$. Tais estruturas são conhecidas como cliques e recebem a notação K_n (FIGURA 5).

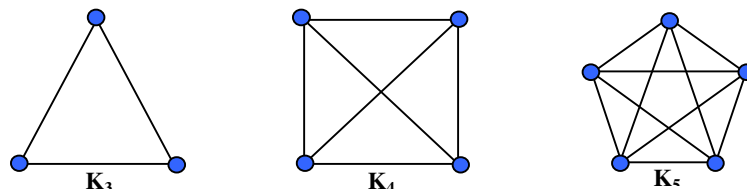


FIGURA 5. Exemplos de Grafos Completos.

A cardinalidade de uma clique máxima em um grafo G é denotada por $\omega(G)$.

2.1.3 COLORAÇÃO EM GRAFOS (UM POUCO DE HISTÓRIA)

Em 1852, após recente conclusão de seus estudos no **University College**, em Londres, o matemático **Francis Guthrie**, enquanto coloria um mapa geográfico, dos condados da Inglaterra, cuidava para não colorir com uma mesma cor regiões fronteiriças (aquelas com uma fronteira em comum, não apenas um ponto). Terminado o trabalho notou que apenas quatro cores tinham sido suficientes, o que deixou **Guthrie** muito curioso e o levou a experimentar o mesmo com outros mapas, no que obteve êxito. Sendo matemático, tentou demonstrar que quatro cores seriam suficientes para colorir qualquer mapa, mas logo concluiu o que muitos comprovariam mais tarde; essa não era uma tarefa nada fácil. Então conjecturou o que atualmente é conhecido como “Teorema das Quatro Cores (TQC)”. Repassou a questão a seu irmão, **Frederick Guthrie**, então estudante de matemática, que formulou o problema a seu professor **Augustus De Morgan**, o formulador das leis da teoria dos conjuntos que trazem o seu nome.

Assim, como os irmãos **Guthrie**, **De Morgan** sabia que três cores eram insuficientes para colorir certos tipos de mapas, ou seja, para colorir qualquer mapa com a propriedade de que nenhuma região vizinha tenha a mesma cor eram necessárias pelo menos quatro cores. O mapa-exemplo abaixo ilustra bem isso:

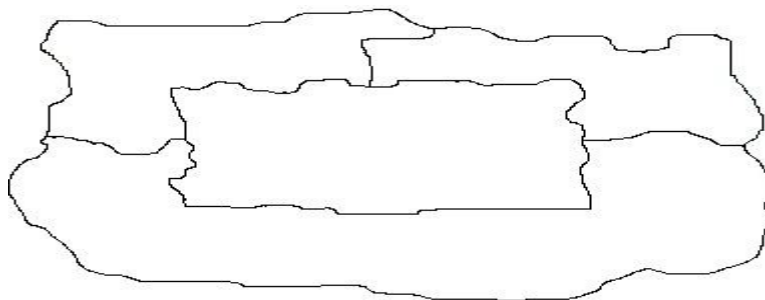


FIGURA 6 Este mapa não pode ser colorido com três cores.

Para entendermos que o TQC pertence à Teoria dos Grafos, tomemos, arbitrariamente, um ponto qualquer de cada uma das regiões da Figura 6 (vértices). Em seguida unamos os pontos correspondentes a regiões vizinhas no mapa (arestas), obtendo assim um grafo planar. Este processo é o mesmo da obtenção do grafo dual geométrico de um grafo planar, descrito na **seção 2.2**, bastando para isso suprimir a face externa ou face infinita. Nestas circunstâncias e, utilizando o mesmo procedimento para qualquer mapa, o TQC pode ser formulado como: “Todo Grafo Planar é 4-cromático”, ou seja, sempre é possível colorir, com apenas quatro cores, os vértices de um grafo planar de forma que nenhum vértice adjacente receba a mesma cor. O exemplo abaixo ilustra o processo para o mapa da Figura 6.

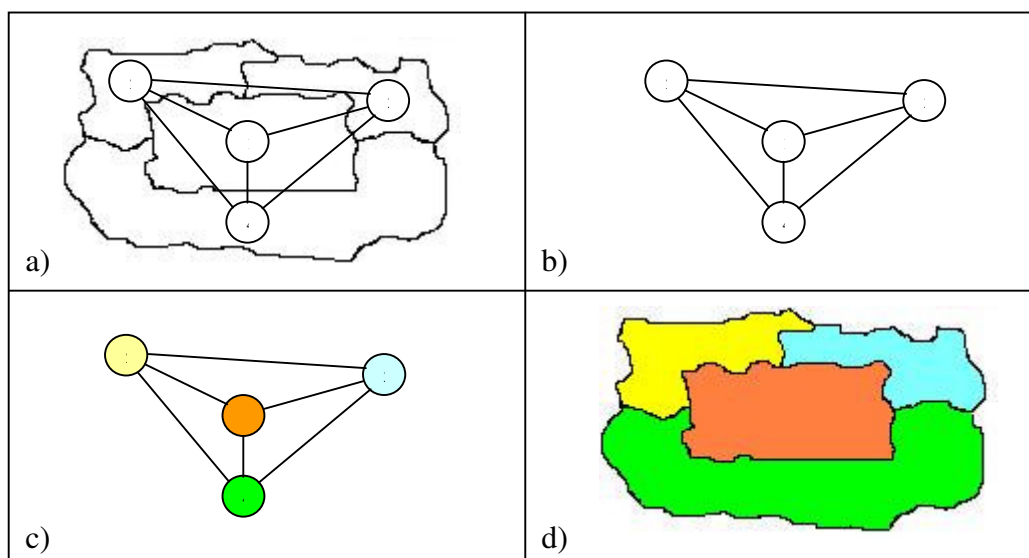


FIGURA 7. Grafos e Mapas Planares.

De Morgan fez observações importantes, tais como:

“Em qualquer mapa, não existem cinco países tais que cada um tenha fronteira com outros quatro”, ou seja, tomando-se os agrupamentos possíveis de cinco países em qualquer mapa, em cada agrupamento, ao menos dois deles não são vizinhos. No entanto, tal propriedade não era suficiente para demonstração do TQC. **Augustus De Morgan** propõe então, em uma carta, o problema para outro cientista, **Sir William Hamilton**. A partir de então a comunidade científica se mobilizou para tentar provar ou derrubar a conjectura. Um ano depois, **Kempe** apresentou uma primeira “demonstração”, onde um erro foi descoberto anos mais tarde por **Heawood (1890)** que, no processo, obteve uma prova válida para 5 cores.

Em 1880, foi a vez de **Tait** publicar outra demonstração. **Tait** mostra que o TQC é equivalente a:

“Todo grafo planar, cúbico, sem arestas de corte, pode ter suas arestas coloridas com três cores de tal maneira que em cada um dos vértices incidam arestas das três cores.”

Feito isso, e supondo que todo grafo com estas propriedades fosse hamiltoniano, ele pôde concluir sua demonstração. O problema é que esta hipótese é falsa: nem todo grafo com estas características é hamiltoniano. **Julius Petersen**, matemático dinamarquês, não satisfeito com tais argumentos, investigou a possibilidade de um contra-exemplo para suposição necessária à demonstração de **Tait**, o que o levou a construir um grafo cúbico sem arestas de corte e não hamiltoniano. Surgiu então, o famoso *grafo de Petersen*, que logo se firmaria como padrão de comparação na verificação de conjecturas. No entanto, ele não era suficiente para invalidar a demonstração de **Tait**, pois não é planar. Apenas em 1946, **Tutte** apresentou um grafo planar com tais características:

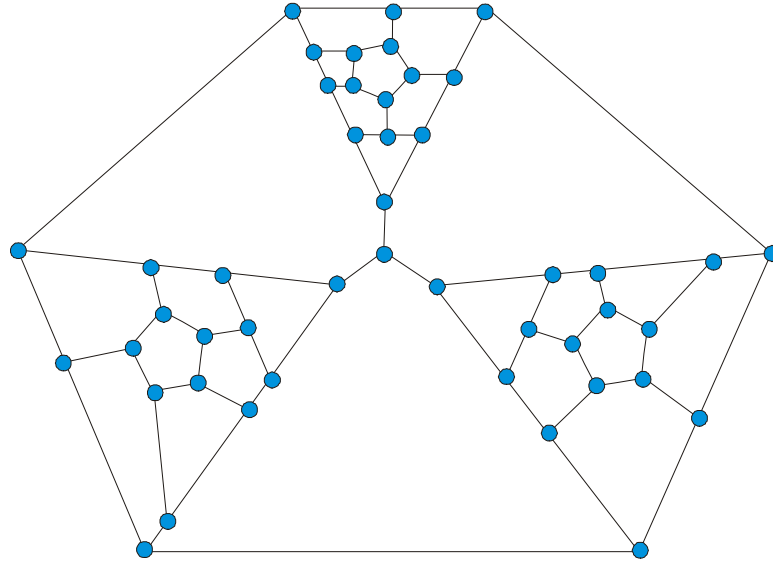


FIGURA 8. Grafo de Tutte.

Finalmente, em 1976, **Kenneth Appel** e **Wolfgang Haken** elaboram uma prova baseada no raciocínio de **Kempe** e de **Birkhoff**. A demonstração fez uso de mais de 1200 horas de processamento em computador para testar os aproximadamente 2.000 casos nos quais dividiram o problema, o que provocou muitas discussões sobre a sua validade. Mais recentemente (1990), **Robertson, Sanders, Seymour** e **Thomas** encontraram uma resolução mais simples, mas que ainda necessita do uso da máquina. A comunidade científica aceitou o trabalho, embora muitos concordem que tal demonstração seja, no mínimo, deselegante.

Enfim, a conjectura das quatro cores (hoje teorema), apresentada por **Guthrie** a **De Morgan**, teve, sem dúvida, um papel fundamental no desenvolvimento da teoria dos grafos ao longo da primeira metade do século XX. Um breve histórico da teoria dos grafos pode ser encontrado em **(BOAVENTURA NETTO, 2003)**.

2.1.3.1 Coloração de Vértices

Considere um grafo simples G , como definido na **seção 2.2**. Uma *coloração* em um grafo é uma atribuição de cores aos seus vértices, de modo que cada vértice receba uma cor e que aos vértices extremos de qualquer aresta sejam associadas cores distintas. O subconjunto dos vértices que recebem uma mesma cor forma uma *classe de cor*. A restrição imposta aos extremos das arestas (vértices), pode ser facilmente atendida: basta atribuir uma cor distinta para cada vértice de G . A questão está em encontrar uma coloração com “poucas” cores. O problema encontra-se na classe *NP-hard* [**Garey e**

Johnson (1979)] e, portanto, métodos exatos de solução utilizam um tempo de processamento inaceitável, mesmo para grafos “relativamente pequenos”, os quais dificilmente aparecem em problemas reais. O problema de coloração é um dos mais estudados dentro da teoria dos grafos, em decorrência de uma vasta gama de aplicações teóricas e práticas. Tais características atraem a atenção de autores como [**Korman (1979)** e **de Werra (1990)**] que estudam aplicações da coloração em áreas como *scheduling* (da qual o *timetabling* faz parte) [**Lighton (1979)**, **de Werra (1985)**], designação de frequências [**Hale (1980)**, **Gamst (1986)**] e alocação de registradores [**Briggs et al. (1989)**].

Podemos considerar que todos os grafos, para fins de coloração, são simples e conexos, já que arestas múltiplas e vértices isolados são irrelevantes para coloração de vértices e também porque os modelos de grafo propostos neste trabalho, associados ao problema, produzem grafos simples, conexos, sem arestas múltiplas e sem vértices isolados.

2.1.3.2 Definição de Coloração de Vértices

Consideremos um grafo não-orientado $G = (V, A)$, um conjunto finito de cores C tal que $|C| \leq |V|$ e uma função $c: V \rightarrow C$ que associa a todo $v \in V$ uma cor de C . Uma k -coloração dos vértices de G é uma partição de V em K subconjuntos $C_i, i = 1, \dots, k$, tal que $c(v) \neq c(w)$ sempre que v e w forem vértices adjacentes. Em outras palavras, a coloração em grafos está diretamente relacionada com a noção de conjunto independente, definida na **seção 2.2**.

O valor mínimo de k , para um dado grafo G , é o seu número cromático $\chi(G)$. O problema da coloração mínima pode então ser dividido em duas etapas: determinar se existe uma k -coloração, (problema de decisão), e a outra encontrar o menor valor de K tal que G admita uma k -coloração (problema de otimização). O problema de otimização, neste caso, pode ser visto como a aplicação sucessiva da primeira etapa, reduzindo o valor de k a cada iteração.

O fato é que pouco se pode dizer a respeito do número cromático de um grafo arbitrário. Algumas propriedades, bem úteis, são aplicáveis a um conjunto muito restrito de grafos. A seguir uma lista com algumas considerações sobre $\chi(G)$ para algumas classes de grafos.

- Se G é um grafo completo K_n , então $\chi(G) = n$.

- Se G possui K_p como subgrafo então $\chi(G) \geq p$.
- Se G é k -partido então $\chi(G) = k$.

2.1.3.3 Limitantes Inferiores

Delimitação 2.1: $\chi(G) \geq \frac{n}{\alpha(G)}$, onde n é o número de vértices.

Demonstração: Seja $\{X_1, \dots, X_k\}$ uma coloração dos vértices de G . É evidente que $k \geq \chi(G)$ e $|X_i| \leq \alpha(G)$, $\forall i$. Portanto, $n = |X_1| + \dots + |X_k| \leq k \cdot \alpha(G) \Rightarrow k \geq \frac{n}{\alpha(G)}$. ■

Delimitação 2.2 $\chi(G) \geq \omega(G)$.

Demonstração: Dado uma coloração qualquer $\{X_1, \dots, X_k\}$ dos vértices e uma clique C tem-se: $k \geq |C|$.

Essa desigualdade vale, em particular, se a coloração é mínima e a clique é máxima. Logo, $\chi(G) \geq \omega(G)$. ■

2.1.3.4 Limitantes Superiores

É evidente que quando obtemos uma p -coloração, válida, p passa a ser um limite superior: $\chi(G) \leq p$.

Como a restrição de coloração é imposta aos extremos das arestas, fica intuitivo que um grafo com poucas ligações tem número cromático pequeno. A delimitação a seguir confirma a intuição.

Delimitação 2.3 $\chi(G) \leq \frac{1}{2} + \sqrt{2m + \frac{1}{4}}$, onde $m = |A|$.

Demonstração: Seja $\{X_1, \dots, X_k\}$ uma coloração mínima. Então, para todo $i \neq j$, existe uma aresta com uma extremidade em i e outro em j . Assim, $m \geq \binom{k}{2} = \frac{k^2 - k}{2}$. Logo,

$$k \leq \frac{1 + \sqrt{8m + 1}}{2}. \quad \blacksquare$$

Uma delimitação mais sofisticada diz respeito ao grau máximo de um grafo G , $\Delta(G)$. Quanto menor o grau máximo, menor o número cromático.

Delimitação 2.4 $\chi(G) \leq \Delta(G) + 1$.

Demonstração: Se o número de vértices n de \mathbf{G} for igual a um, o caso é trivial. Suponhamos $n > 1$. Seja \mathbf{x} um vértice qualquer de \mathbf{G} e \mathbf{H} o grafo $\mathbf{G} - \mathbf{x}$. Pela hipótese de indução, $\chi(\mathbf{H}) \leq \Delta(\mathbf{G}) + 1$. Seja $\{\mathbf{X}_1, \dots, \mathbf{X}_k\}$ uma coloração mínima de \mathbf{H} . Como $\Delta(\mathbf{H}) \leq \Delta(\mathbf{G})$, temos $k \leq \Delta(\mathbf{G}) + 1$. Enumerando esta desigualdade obtemos: $\{\{\mathbf{x}\}, \mathbf{X}_1, \dots, \mathbf{X}_k\}$ que é uma coloração de \mathbf{G} com não mais que $\Delta(\mathbf{G}) + 1$ cores. Suponha agora que $k = \Delta(\mathbf{G}) + 1$. Como $d(\mathbf{x}) \leq \Delta(\mathbf{G}) = k - 1$, o vértice \mathbf{x} é adjacente a não mais que $k - 1$ cores distintas. Portanto, existe i tal que $\mathbf{X}_i \cup \{\mathbf{x}\}$ é um conjunto estável. Se substituirmos \mathbf{X}_i por $\mathbf{X}_i \cup \{\mathbf{x}\}$ em $\{\mathbf{X}_1, \dots, \mathbf{X}_k\}$ teremos uma coloração de \mathbf{G} com $\Delta(\mathbf{G}) + 1$ cores. ■

2.1.3.5 Considerações finais

Como nos grafos completos \mathbf{K}_n se tem $\chi(\mathbf{G}) = n$, o número cromático em um grafo qualquer pode ser arbitrariamente grande, mas tal peculiaridade em \mathbf{K}_n pode ser conclusiva na determinação do número cromático de um grafo arbitrário. A **delimitação 2.2** implica que se \mathbf{G} tem uma coloração de vértices e uma clique de mesma cardinalidade então a coloração é mínima e a clique é máxima. Assim, para obtermos $\chi(\mathbf{G})$, é suficiente exibir uma clique com mesma cardinalidade de uma coloração já obtida para \mathbf{G} . Estaremos então considerando o número de clique $\omega(\mathbf{G})$ do grafo. Evidentemente a diferença entre $\chi(\mathbf{G})$ e $\omega(\mathbf{G})$ pode ser arbitrariamente muito grande e a igualdade não ocorre para maioria dos dos grafos. Sendo assim, se a afirmação $P = NP$, nunca puder ser feita, estará sempre justificado o uso de métodos heurísticos para “determinação” de $\chi(\mathbf{G})$.

2.2 Heurística e metaheurísticas

Considerações iniciais:

O ramo da matemática que cuida de problemas de aperfeiçoamento de soluções é conhecido por otimização combinatória. Em problemas desta natureza a busca da melhor solução depende da avaliação de diversas combinações (ordem) dos elementos considerados. Os principais componentes são a função objetivo, a qual se deseja aperfeiçoar, e um conjunto de restrições, ambos relacionados às variáveis de decisão. O problema pode ser de minimização ou de maximização da função objetivo. A resposta para o problema, ou seja, o ótimo global, será o menor (ou maior) valor possível para a função objetivo.

Uma instância de um Problema de otimização consiste no par (F, c) , onde F é um conjunto qualquer, constituído pelos pontos viáveis, e c é uma função de custo, $c: F \rightarrow \mathbb{R}$. O problema consiste em encontrar um $f \in F$ tal que: $c(f) \leq c(g) \forall g \in F$. Cada ponto f é denominado ótimo global para a instância, e é comumente referenciado por ótimo (PAPADIMITRIOU & STEIGLITZ (1982)). Os principais componentes de um problema de otimização são²:

- Vizinhança: dado um ponto viável $f \in F$ num determinado problema com instâncias (F, c) , sua vizinhança consiste no mapeamento $N: F \rightarrow 2^F$ definido para cada instância.
- Ótimo Local e Global: em certas instâncias de problemas, encontrar uma solução ótima pode ser uma tarefa impossível do ponto de vista computacional. Nesses casos, há como encontrar uma solução f , sendo essa a melhor solução na vizinhança $N(f)$.

A figura abaixo ilustra as definições supracitadas.

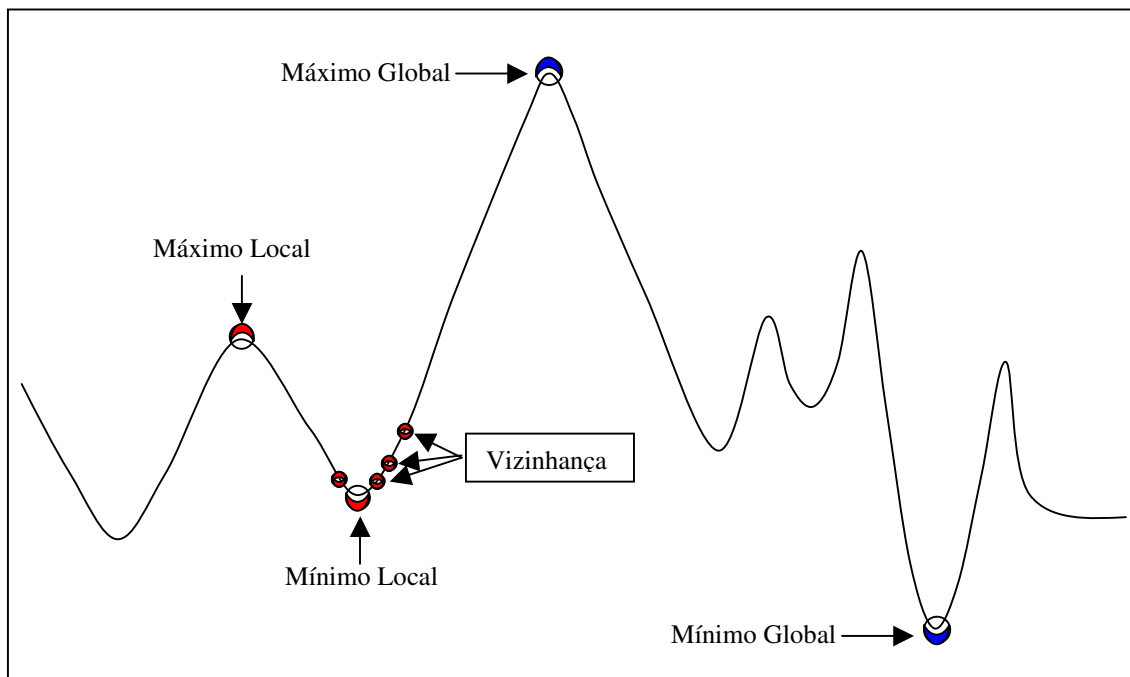


FIGURA 9: Ótimo local e Global em problemas de otimização.

² As definições listadas abaixo estão conforme Silva, 2005.

2.2.1 INTRODUÇÃO

Muitos problemas altamente combinatórios são considerados intratáveis e, portanto foram classificados como “Não Polinomiais” (NP), significando que, não se conhece, ainda, um algoritmo que resolva o problema (todas as suas instâncias) em tempo polinomial. Alguns estudiosos acreditam que tais algoritmos jamais existirão para alguns destes problemas entre os quais o Problema de Programação de Horários (PPH), objeto de nosso trabalho. Tais esforços levaram os pesquisadores a desenvolverem várias técnicas, conhecidas na literatura por heurísticas, na tentativa de, se não resolver, ao menos tratar o problema. Com isso muitos métodos aproximativos (heurísticos) foram propostos. O principal inconveniente das heurísticas mais antigas está em sua limitação e o fornecimento de uma mesma solução sempre que iniciada de um mesmo ponto de partida.

Para resolver o impasse, outras estratégias foram elaboradas e novas técnicas, mais flexíveis, foram propostas. As novas heurísticas são mais genéricas, se adaptam facilmente a estruturas paralelas e possuem mecanismos capazes de evitar uma parada prematura em ótimos locais, proporcionando soluções melhores. Estes modelos ficaram conhecidos com metaheurísticas.

Atualmente vários procedimentos estão enquadrados como metaheurísticas na solução de diversos problemas altamente combinatórios. As mais utilizadas são: Algoritmos Genéticos (AGs), Recozimento Simulado, *Greedy Randomized Search Procedure* (GRASP), *Ant Colony*, Busca Tabu e Busca em Vizinhança Variável (VNS). Todas elas buscam inicialmente um ponto inicial viável e posteriormente tentam melhorar a solução encontrada inicialmente.

Conforme **Papadimitriou & Steiglitz (1982)**, heurísticas são quaisquer métodos aproximativos sem uma garantia formal de desempenho. **Evans & Mineka (1978)** classifica as heurísticas em duas categorias: Heurísticas construtivas e Heurísticas de refinamento.

Segundo **Ribeiro (1996)** as metaheurísticas são procedimentos destinados a encontrar uma boa solução, eventualmente a ótima, consistindo na aplicação, em cada passo, de uma heurística subordinada, a qual tem que ser modelada para cada problema específico.

De um modo geral as metaheurísticas fazem uso de princípios básicos semelhantes no tocante à abordagem dos problemas. São os mecanismos utilizados para escapar de ótimos locais que distinguem as metaheurísticas umas das outras.

Segundo **Noronha (2000)** o sucesso de uma heurística depende de:

- Adaptação a instâncias especiais;
- Escapar de ótimos locais;
- Fazer uso da estrutura do problema;
- Estruturas de dados eficientes;
- Pré-processamento;
- Boas técnicas para construir soluções iniciais;
- Reinicialização de procedimentos;
- Melhoria de soluções através de busca local;
- Aleatoriedade controlada;
- Diversificação da busca quando nenhuma melhoria adicional parece possível;
- Intensificação da busca em regiões promissoras.

O objetivo deste capítulo consiste em apresentar uma revisão teórica de algumas das técnicas utilizadas na abordagem de problemas *NP-Hard*. Obviamente nem todos os principais procedimentos são abordados, muito embora os mais comumente utilizados, na resolução de problemas de programação de horários, sejam contemplados. Cada técnica possui suas vantagens e desvantagens e a escolha de algum procedimento depende de muitos fatores tais como o tamanho do problema e a resposta que se deseja.

2.2.2 Algoritmos Genéticos

2.2.2.1 Introdução

A luta pela sobrevivência ocorre constantemente na natureza. Um dos aspectos fundamentais para a permanência de cada espécie consiste na adaptação ao meio em que estão inseridas ou para qual foram impelidas. No século XVII, *Linnaeus* e *Malthus* apresentam um trabalho que aponta uma relação entre o crescimento da população e

fatores ambientais locais. No século XIX, **Charles Darwin** defende a tese de que os seres vivos evoluem de acordo com o princípio da seleção natural. Posteriormente, tal teoria, foi complementada com os estudos sobre genética de **Mendel**.

A reprodução nos seres vivos passa, necessariamente, pelas células que os constituem. Para ser mais preciso, pode-se dizer que tudo começa nos genes, presentes nos cromossomos, responsáveis pela definição das características de cada indivíduo. Em síntese, a dinâmica das populações está diretamente associada ao mecanismo de reprodução adaptativa, que consiste na recombinação e/ou mutação.

Os Algoritmos Genéticos são versões computacionais simplificadas das funcionalidades genéticas naturais.

2.2.2.2 Princípios Básicos

Trata-se de uma metaheurística fundamentada na analogia com os processos naturais de seleção e evolução das espécies, onde os indivíduos com melhor conteúdo genético (mais aptos) têm maiores chances de sobrevivência e conseqüentemente de transmitirem suas características a seus filhos, produzindo descendentes ainda melhores, enquanto indivíduos menos aptos tendem a desaparecer.

Os Algoritmos Genéticos são algoritmos de busca que se utilizam dos mecanismos da seleção natural e da genética (**Goldberg, 1989**).

A primeira obra sobre algoritmo genético foi publicada em 1975 por **Holland**.

Colorni et al (1998) aplicaram Algoritmos Genéticos ao PPH fazendo uso de uma função objetivo que considera requisitos didáticos, organizacionais e individuais dos professores.

2.2.2.3 Características Gerais

Basicamente, algoritmos com esta abordagem trabalham em cima de uma população primária, formada por um conjunto aleatório de cromossomos (indivíduos da população), que são avaliados como possíveis soluções do problema. A população é então perturbada, passando pela fase de reprodução, que consiste em selecionar indivíduos para que os mesmos passem pelo processo de recombinação e/ou mutação, ambas as operações realizadas com certa probabilidade. Segundo (**Souza, MJF, 2003**), a operação de recombinação é realizada normalmente com uma probabilidade mais elevada (em torno de 80%) e a de mutação, com uma baixa probabilidade (de 1% a 2%).

Para **Aloise et al**, a operação de mutação é tipicamente da ordem de 0,1%. Na operação de recombinação (*crossover*), os genes de dois cromossomos pais são combinados de forma a gerar descendentes com características (genes) de cada um dos pais. A operação de mutação é realizada para alterar, de forma aleatória, uma parte dos genes de cada indivíduo. Após todo este processo uma função de aptidão (*fitness*) seleciona a população sobrevivente.

2.2.2.4 Operadores Genéticos

Os operadores genéticos consistem em mecanismos transformadores da população. Durante as sucessivas gerações, os operadores alteram as características dos indivíduos, visando a busca do valor ótimo da função *fitness*. Os operadores são responsáveis pela diversificação e manutenção da parcela dos genes dos cromossomos, que contribuem para aumentar o valor da função *fitness* (**Holland, 1975**).

São os operadores genéticos os responsáveis pela diversificação da população e a passagem de características aos descendentes.

2.2.2.5 Seleção

Um dos métodos mais utilizados para definir a população sobrevivente é o método da roleta. Este método simula o lançamento de um dardo em direção a uma roleta em movimento, onde cada setor corresponde a um indivíduo da população, representado de forma proporcional ao seu índice de aptidão determinado pela função *fitness*. Vide figura 10.

Indivíduos S_i	Fitness $f(S_i)$	Aptidão Relativa
S_1	468	0,24
S_2	163	0,08
S_3	138	0,07
S_4	335	0,17
S_5	825	0,43

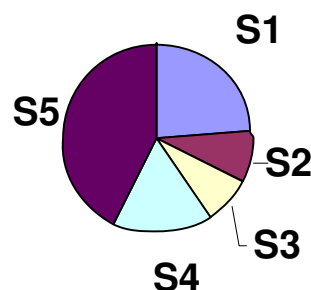


FIGURA 10. Método da Roleta.

2.2.2.6 Cruzamento

O operador predominante durante o processo de reprodução é o cruzamento (*crossover*), que realiza a recombinação dos genes dos cromossomos pais garantindo, desta forma, a passagem das características genéticas paternas a seus descendentes. Vide figura 11.

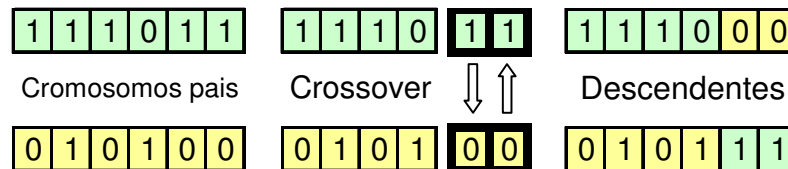


FIGURA 11. Exemplo de crossover.

2.2.2.7 Mutação

A mutação realiza modificações nos cromossomos individualmente e sua principal característica é a manutenção da diversidade genética da população, a qual é obtida fazendo-se pequenas alterações nos cromossomos, o que acarreta uma leve mudança na direção da busca.

Vide figura 12.

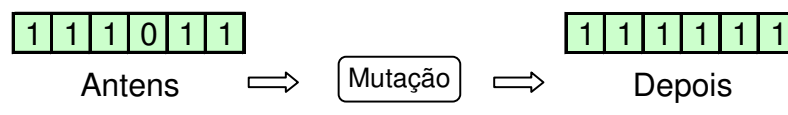


FIGURA 12. Exemplo de Mutaçao.

2.2.2.8 Parâmetros Genéticos

A calibragem dos parâmetros de controle dos algoritmos genéticos (AGs), afeta diretamente o desempenho global e a eficiência dos mesmos. Os principais parâmetros são: o tamanho da população, a taxa de cruzamento, a taxa de mutação e o intervalo de geração. Referenciamos **Aloise et al (2001)** para um melhor detalhamento dos parâmetros do método.

A Figura 13 apresenta o pseudo-código do algoritmo genético.

```
Algoritmo Genético  
Início  
   $T \leftarrow 0$ ;  
  Gerar( $P_T$ ); // População Inicial  
  Avaliar ( $P_T$ );  
  Enquanto  $T < \text{MaxInter}$  Faça  
    Início  
       $T \leftarrow T + 1$ ;  
      Pais  $\leftarrow P' \subseteq P$ ; // Seleção dos pais  
      Recombinação(Pais,  $T$ );  
      Mutação ( $P$ ,  $T$ );  
      Avaliar ( $P$ ,  $T$ );  
      Definir_Sobreviventes( $P$ ,  $T$ );  
    Fim;  
FIM
```

FIGURA 13. Pseudo-código do algoritmo genético.

2.2.2.9 Considerações Finais

Embora possam parecer simplistas do ponto de vista biológico, estes algoritmos são suficientemente complexos para fornecer mecanismos de busca adaptativos poderosos e robustos (Cortes, 1996).

2.2.3 Recozimento Simulado

2.2.3.1 Introdução

Quando um material se encontra num estado de fusão, suas moléculas agitam-se livremente. Se ocorrer um resfriamento muito rápido da amostra, o nível de energia vai baixar rapidamente e as moléculas vão permanecer em um estado desordenado no qual o nível de energia é muito superior ao de um cristal perfeito.

Vide figura 14.

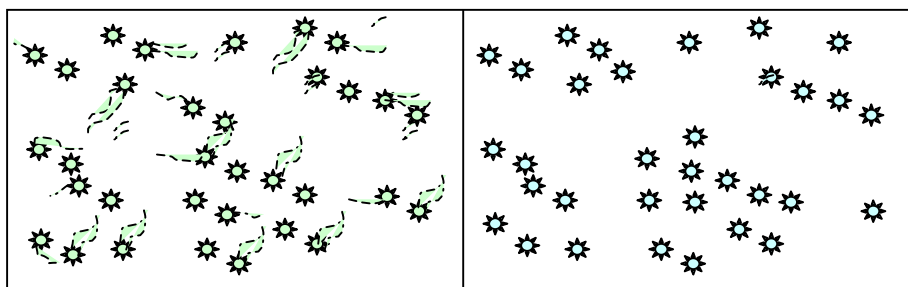


FIGURA 14. Resfriamento rápido da amostra.

Se, ao contrário, o resfriamento da amostra ocorrer de forma infinitamente lenta, as moléculas “terão tempo” para adquirir uma estrutura ordenada perfeita. Vide figura 15.

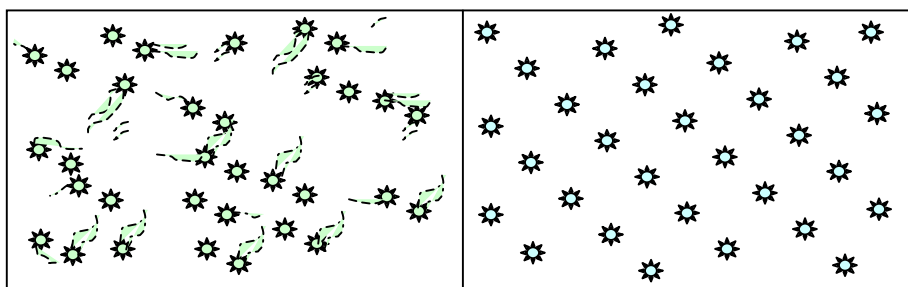


FIGURA 15. Resfriamento lento da amostra.

Como este resfriamento infinito é inviável na prática, faz-se um aquecimento controlado do material, após seu resfriamento, para que suas moléculas possam se reorganizar. Este processo é conhecido como recozimento (“*annealing*”). O algoritmo que simula esse processo cuidadoso de resfriamento ficou conhecido como Recozimento Simulado (“*simulated annealing*”).

2.2.3.2 Princípios Básicos

Trata-se de um algoritmo baseado em resultados da termodinâmica. Ele se fundamenta em observações do comportamento da matéria. Segundo **Kirkpatrick (1983)**, o primeiro a publicar sobre o assunto, a origem da técnica de otimização conhecida na literatura inglesa por *Simulated Annealing* vem de 1953, quando foi usado para simular em um computador o processo de recozimento de cristais.

2.2.3.3 Características Gerais

No recozimento simulado se utiliza um princípio de evolução da solução ao longo do tempo, porém de forma diferente da utilizada nos algoritmos genéticos. A busca começa a partir de uma solução inicial qualquer. O processo gradativo de “resfriamento” consiste em dar um pequeno deslocamento a um dos átomos (ou seja, a um elemento da solução), computando a variação de energia, o que equivale a verificar a variação (Δ) da função objetivo a partir de um vizinho s' da solução corrente s gerada aleatoriamente, isto é, $\Delta = f(s') - f(s)$. Para um problema de minimização, se a variação for negativa ($\Delta < 0$) o algoritmo *aceita* o movimento fixando s' como a nova solução corrente, $s^* \leftarrow s'$. Caso $\Delta \geq 0$ o método aceita o movimento com uma probabilidade $e^{(-\Delta/T)}$, onde T é

um parâmetro do método, conhecido como temperatura, responsável por estimar a probabilidade de se aceitar soluções que degradem o valor da função objetivo para escapar de ótimos locais (esta é a estratégia de “recozimento”). O método parte de uma temperatura inicial elevada T_0 , que é então diminuída gradativamente através de um parâmetro de resfriamento λ , com $0 \leq \lambda \leq 1$. Quando T se aproxima de zero, o algoritmo comporta-se como métodos de descida agressiva, uma vez que tem dificuldades de aceitar movimentos de piora. O algoritmo para quando o sistema encontra-se estável, ou seja, T está tão próximo de zero que dificilmente uma solução de piora será aceita pelo método.

A Figura 16 apresenta o pseudo-código do *Simulated Annealing* para um problema de minimização.

```

Simulated Annealing
Início
  S* ← S; // S* Melhor solução S viável.
  IterT ← 0; // N° de interações na temperatura T.
  T ← T0; // Temperatura inicial.
  Enquanto (T < Tmim) Faça
    Início
      Enquanto (IterT < MaxInt) Faça
        Início
          Selecione v ∈ v(S*);
          Avalie Δ;
          Se Δ < 0 então
            Início
              S ← v
              Se f(S) < f(S*) então
                S* ← S;
            Fim;
          Senão
            S ← v (com probabilidade e-Δ/T);
        Fim;
      Fim;
    Atualizar(T);
  Fim

```

FIGURA 16. Pseudo-código do algoritmo *simulated annealing*.

3.2.3.4. Considerações Finais

Este método vem sendo usado com relativo sucesso na resolução de problemas combinatórios, entre os quais se encontram os problemas de *timetabling*. Em 1999 **Abramson** apresentou resultados comparativos de seis diferentes esquemas de

resfriamento em um algoritmo de Recozimento Simulado para resolver problemas de horários em escolas.

Souza (2005) propõe uma estimativa do número máximo de iterações, em uma dada temperatura, com base nas dimensões do problema abordado. Por exemplo, em um problema de programação de horários em escolas, envolvendo n turmas, m professores e p horários reservados para realização das aulas, o valor SA_{max} pode ser estimado em $SA_{max} = k \times p \times m \times n$, sendo k uma constante a determinar.

2.2.4 Busca Tabu

2.2.4.1 Introdução

Os métodos de pesquisa Tabu são metaheurísticas adaptativas de melhoramento local propostas nos trabalhos independentes de **Glover** e de **Hansen (1986)**. Estes procedimentos fazem uso de memória “recente” para evitar ciclagens no algoritmo. A estrutura de memória trabalha num sistema de fila que armazena os últimos movimentos, que são computados como proibidos por um tempo determinado, provavelmente igual ao tamanho da fila. Tais movimentos proibidos são reunidos em uma lista conhecida como lista tabu. O método faz uso também de uma função de aspiração capaz de retirar o status tabu de qualquer componente da lista sob certas condições.

2.2.4.2 Princípios Básicos

A Busca Tabu firmou-se como um dos métodos mais utilizados no refinamento de soluções iniciais. Seu procedimento básico consiste em explorar a vizinhança, quase sempre a totalidade, de uma solução realizável em busca de um “bom vizinho”, ou seja, quase sempre o que melhor se adapta à função objetivo. Em sua forma original, a cada iteração procura-se um ótimo local selecionando-se o melhor vizinho s' da vizinhança $N(s)$ da solução corrente s , aceitando-se s' como a nova solução, mesmo que degrade o valor da função objetivo. Contudo, aceitar movimentos de piora não é suficiente para escapar de ótimos locais, uma vez que pode haver um retorno a uma solução já visitada dando início a uma seqüência de movimentos repetidos que prendem o método a um gargalo de atração. A fim de evitar a ciclagem do método, introduzem-se as noções de movimento tabu. Quando uma solução s é atualizada e o movimento ($s \rightarrow s'$) é

realizado, o método proíbe o movimento ($s' \rightarrow s$) por certo número de iterações. O conjunto de movimentos proibidos em uma dada iteração é chamada de Lista Tabu.

Segundo **Werra (1989)**, o método garante o não retorno, por $|T|$ iterações (onde T é a lista tabu), a uma solução já visitada; em contrapartida, pode proibir movimentos que conduzam a regiões ainda não avaliadas pelo processo.

Para resolver o impasse, define-se uma função $A(v)$ que mede o nível de aspiração para cada valor v da função objetivo. A função de aspiração é o mecanismo responsável por tirar o status tabu de um movimento sob determinadas condições. Um exemplo de aceitação de quebra de status poderia ser a verificação da inequação $f(s') \leq A(f(s))$.

O critério de parada mais utilizado neste método é o número máximo de iterações sem melhora na função objetivo.

A Figura 17 apresenta o pseudo-código do algoritmo Busca Tabu para um problema de minimização.

```
Busca Tabu  
Início  
   $S_0 \leftarrow$  Solução inicial realizável;  
   $S \leftarrow S_0$ ;  
   $T \leftarrow (S_0 \leftarrow S)$ ; // Lista Tabu.  
   $S^* \leftarrow S$ ; // Melhor solução obtida até então.  
  Enquanto critério de parada não for satisfeito Faça  
  Início  
    Avaliar  $N(s)$ ;  
    Extrair "melhor"  $S' \in N(s) / ((S \rightarrow S') \notin T)$  ou ( $A(v)$   
atingiu nível desejado)).  
     $S^* \leftarrow S'$ ;  
    Atualizar T;  
  Fim;  
  Retorne  $S^*$ ;  
FIM.
```

FIGURA 17. Pseudo-código do algoritmo Busca Tabu.

Hertz (1992), Costa (1994) e Schaefer (1996) são alguns trabalhos que fazem uso da metaheurística Busca Tabu na resolução de problemas de *timetabling*.

2.2.4.3 Considerações Finais

Os principais parâmetros de controle dos métodos de pesquisa tabu são: função de aspiração $A(v)$, cardinalidade $|T|$ da lista tabu, número de vizinhos a examinar e o número máximo de iterações sem melhora no valor da função objetivo.

Algoritmos com esta abordagem são bem gerais e apresentam relativa facilidade na hora da codificação. O aparecimento de ciclagens e a propensão à descida agressiva em direção a ótimos locais são algumas desvantagens do método. Muitos autores estudam extensões do método propondo os mais variados refinamentos tais como: diversidade no critério de aspiração, exploração estocástica da vizinhança e utilização de várias vizinhanças. É muito comum o uso híbrido do método com outras metaheurísticas. Neste sentido **Glazar et al (2005)** propõe a combinação do método GRASP com Busca Tabu utilizando penalidades e priorizando a não ocorrência de conflitos na fase inicial, para programação de horários escolares. **Souza et al (2002)** utiliza um algoritmo híbrido que combina GRASP, Busca Tabu e Algoritmo Genético, onde as metaheurísticas GRASP e Busca Tabu são responsáveis, respectivamente, por gerarem a população inicial aleatória e o refinamento da melhor solução encontrada pelo algoritmo genético.

2.2.5. Multi-Start

2.2.5.1. Introdução

Dada uma solução gerada aleatoriamente, aplicar melhoria iterativa, várias vezes, em diferentes pontos de partida, é um método genérico que ficou conhecido como *Multi-Start*. Esta é uma estratégia amplamente utilizada para obtenção aproximada de soluções de natureza altamente combinatória.

2.2.5.2. Princípios Básicos

O procedimento principal deste método consiste na repetição sucessiva de melhorias iterativas, utilizando a noção de vizinhança, em diferentes pontos do espaço de soluções realizáveis. Em síntese, o método trabalha com amostras do espaço de soluções, aplicando um procedimento de refinamento em cada solução obtida. A geração aleatória das soluções possibilita uma diversificação e conseqüentemente a fuga de ótimos locais. O algoritmo termina quando algum critério de parada for satisfeito (número de

iterações, tempo de processamento, iterações sem melhora etc.), retornando a melhor das soluções refinadas.

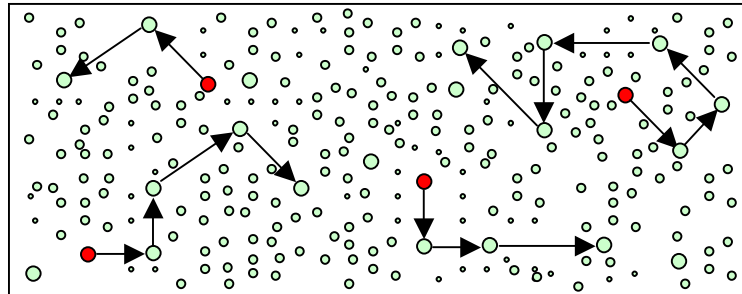


FIGURA 18. Multi-Start (Procedimento Básico).

O pseudo-código do procedimento está apresentado na figura abaixo:

```

Algoritmo Multi-Start (minimização)
1.  $c(S^*) \leftarrow \infty$ 
2. Gerar solução  $S_0$  Aleatoriamente  $S \leftarrow S_0$ 
3. Enquanto  $\exists S' \in N(S)$  tal que  $c(S') < c(s)$  faça  $S \leftarrow S'$ 
4. Se  $c(S) < c(S^*)$  então  $S^* \leftarrow S$ 
5. Se outra solução inicial tem que ser investigada então Voltar ao passo 2
6. Imprimir  $S^*$ 

```

FIGURA 19. Multi-Start (Pseudo – código).

2.2.5.3. Considerações Finais

A metaheurística *Multi-Start* é de fácil implementação, porém, soluções geradas de forma puramente aleatória podem ser muito ruins, o que pode levar a um tempo de processamento demasiadamente longo se as soluções iniciais estiverem longe de ótimos locais. Por isso se utilizam técnicas mais sofisticadas de geração das soluções, como é o caso, por exemplo, do GRASP.

2.2.6. Greedy Randomized Adaptive Search Procedure (GRASP)

2.2.6.1. Introdução

Proposto inicialmente por **Feo e Resende em 1995**, GRASP é um método iterativo composto de duas fases: construção e busca local. Na fase de construção o procedimento avalia, usando uma função gulosa, o benefício da inclusão de cada

elemento para compor a solução parcial. É muito provável que a solução obtida no término da primeira fase não tenha atingido um ótimo local, fazendo-se necessário um refinamento na solução inicial, o que é feito na segunda fase do procedimento. Grosso modo podemos dizer que o método GRASP é um *Multi-Start* aprimorado, já que ao invés de iniciar cada iteração de um ponto puramente aleatório, a estratégia GRASP utiliza-se de uma heurística gulosa para compor a solução inicial de cada iteração facilitando, deste modo, o trabalho da busca local.

```

Algoritmo GRASP
1.  $c(S^*) \leftarrow \infty$ 
2. Para  $N_{\max}$  de iterações faça
    2.1. Gerar solução  $S$  usando algoritmo guloso semi-aleatório
    2.2. Aplicar um procedimento de busca local começando em  $S$  e finalizando em  $S'$ 
    2.3. Se  $c(S') < c(S^*)$  então  $S \leftarrow S'$ 
3. Imprimir a melhor solução  $S^*$ 

```

FIGURA 20. GRASP (Pseudo – código).

2.2.6.2. Princípios Básicos

O GRASP é, portanto, um procedimento iterativo, com completa independência de iterações, onde cada iteração é composta de duas fases: construção e busca local.

Na fase de construção, uma solução inicial realizável é gerada, elemento por elemento, utilizando-se uma função gulosa ($g(c)$), que avalie o benefício da inclusão dos elementos, uma lista de candidatos e uma componente probabilística. A estratégia do método, nesta fase, é diminuir a distância percorrida entre soluções iniciais e ótimos locais. A cada iteração desta fase, os elementos são dispostos em uma Lista Restrita de Candidatos LRC, ordenados segundo ($g(c)$). A componente probabilística do procedimento refere-se à escolha aleatória de cada elemento $c' \in LRC \subseteq C$, onde LRC é um conjunto formado pelos melhores elementos de C . Desta forma, troca-se o determinismo da escolha ordenada por uma aleatoriedade controlada, ganhado diversificação sem perder qualidade. A escolha do elemento da LRC a ser inserido na solução é totalmente aleatória, ou seja, a distribuição de probabilidade de escolha do elemento é uniforme. Dessa forma, cada elemento tem probabilidade $1/|LRC|$ de ser selecionado. A cada iteração da fase de construção ocorre uma atualização dos dados

para refletir os benefícios associados com a escolha dos elementos nas iterações anteriores.

A escolha dos elementos para compor a lista restrita de candidatos é normalmente baseada no número máximo de elementos na lista ou no valor dos elementos com respeito à função $(g(c))$.

Na segunda fase, utilizando noções de vizinhança, uma solução que melhore o valor da função objetivo é investigada. Se a fase de construção do GRASP cumpre o objetivo de reduzir a distância entre a solução inicial e seu respectivo ótimo local, então pode ser interessante o uso de um método exato, para que se avalie mais densamente a vizinhança.

Souza et al (2001) propõe uma técnica de busca local, denominada Intraturmas-Iterturas, a qual é inserida na fase de refinamento de um algoritmo GRASP com o objetivo de melhorar o desempenho do método em aplicações de *timetabling*.

2.2.6.3. Considerações Finais

O GRASP se beneficia de todas as vantagens do método *multi-start*: fácil implementação, poucos parâmetros a serem ajustados e diversificação. Além disso, ele dispõe de um mecanismo que o distingue e o favorece, em muitos casos, na hora da escolha entre um ou outro método. Tal mecanismo realiza a aproximação das soluções iniciais e ótimos locais. O GRASP básico tem, no entanto, a desvantagem de não utilizar memória das informações coletadas, histórico dos movimentos, durante a fase de refinamento. Alguns autores se utilizaram de recursos de memória dinâmica, procurando utilizar o conhecimento da instância obtido pelo método nas iterações anteriores.

O bom funcionamento do método depende principalmente da escolha de uma boa vizinhança, estrutura de dados eficientes e de soluções iniciais de boa qualidade bem como uma boa definição da cardinalidade da lista restrita de candidatos, que deve ser calibrada segundo cada problema e suas instâncias.

2.3. O PROBLEMA DA PROGRAMAÇÃO DE HORÁRIOS

2.3.1. Introdução

O Problema da Programação de Horários (PPH), ou simplesmente Problema do Horário (PH), consiste na promoção do encontro entre educadores e alunos considerando um conjunto limitado de horários e satisfazendo diversas restrições.

Conhecido na literatura inglesa como *timetabling* o PPH é citado por **Michalewicz & Schoemauer (1996)**, como um dos problemas mais interessantes da pesquisa operacional. Esforços no sentido de otimizar o processo tem sido despendidos e mesmo encontrar uma solução factível é um problema *NP-Hard*, **Even et al. (1976)**.

O Problema de Programação de Horários consiste na alocação das aulas de uma escola a um conjunto restrito de horários, satisfazendo diversas restrições, **Schaefer (1999)**.

O PH é definido por **Wren (1996)** como o arranjo de horários dentro de padrões de tempo e espaço, no qual algumas metas são atendidas ou parcialmente atendidas e onde restrições devem ser satisfeitas ou praticamente satisfeitas.

A definição dada por **Wren** é mais abrangente, englobando problemas que se referem não apenas aos enfrentados por instituições de ensino na construção da tabela de horários dos professores ou de exames. Exemplos de problemas de horários podem ser também encontrados em escalas de jogos para campeonatos, escalas de trabalho em grandes companhias e hospitais e escalas de tripulações de linhas aéreas comerciais. Apesar de todos estes serem problemas de *scheduling*, diferentes abordagens são dadas a cada tipo de problema, mesmo em problemas da mesma natureza. No PPH, dependendo das características do problema, o que ocorre é uma aplicação repetitiva da solução, que recebe o nome de ciclagem podendo ser anual, mensal, semanal ou diária. Contudo, existem casos em que o problema tem que ser resolvido uma única vez sem jamais se repetir nas mesmas condições. Em tabelas de horários em escolas a ciclagem é quase sempre semanal, mantendo-se inalterada durante todo o período letivo e o número de horários lotados para cada ciclo varia de uma instituição para outra.

2.3.2. Fatores de Variação de Enfoque

É muito comum que instituições de ensino diferentes, mas com as mesmas finalidades, no que se refere aos graus de escolaridade ofertados e com diversas subordinações (escolas particulares, municipais ou estaduais), tenham diferentes enfoques na

consideração de um quadro de horário melhor do que outro. Por exemplo, algumas escolas estaduais consideram fundamental a inclusão da restrição de disponibilidade de recursos materiais (Salas, laboratórios, equipamentos, etc) na elaboração do horário enquanto outras escolas, também estaduais, podem achar tal fato irrelevante por não considerarem que os recursos materiais existentes exerçam influencia significativa na construção da tabela de horários.

Mata S. S. (1989) apresenta algumas situações que considera como fatores de variação de enfoque, dependendo das características intrínsecas de cada instituição e do grau de abrangência do problema que se pretende resolver:

- Uniformidade ou não no tempo de duração das aulas;
- Número de aulas por disciplina no ciclo de repetição da tabela de horário;
- Demanda dos alunos por disciplina pré-estabelecida ou não;
- Satisfabilidade da solução medida também do ponto de vista dos alunos, ou só dos professores;
- Pretende-se também resolver a questão da alocação adequada das salas quanto ao tipo, tamanho, etc., ou isto é resolvido à parte;
- Restrição ou não quanto à disponibilidade de recursos matérias (salas, equipamentos, etc.);
- Exigência ou não de um intervalo mínimo de tempo entre a realização de duas aulas de uma mesma disciplina para uma mesma turma;
- Diferenciação ou não de custos entre as aulas realizáveis por um mesmo professor;
- Considerações ou não de custos provenientes da seqüência de eventos. Por exemplo: custo de deslocamento do aluno ou professor, custo de realocação de equipamentos, etc.

2.3.3. O PPHE e Suas Subdivisões

Schaefer (1999) distribui os problemas de horários em três principais categorias, listadas a seguir:

- Problema de Programação de Horários em Escolas (*School Timetabling Problem*), ou Problema Professor-Turma (*Class-Teacher*): consiste na elaboração de um quadro de horários nos moldes de uma instituição de ensino com as características de uma escola

secundária típica. Nesta vertente do problema, cada turma possui um currículo fixo. O horário obedece a um sistema de ciclagem, basicamente uma semana, onde a carga horária de cada professor e a matéria a ser lecionada devem ser cumpridas. Neste sistema são os professores, salvo aulas “especiais” (palestras, vídeos e etc.) ou matérias específicas (Educação Física, por exemplo), que se deslocam para lecionar suas matérias. Isto se deve à característica mais marcante desta vertente do problema, a da exclusividade, ou seja, nenhum aluno estuda em mais de uma turma no mesmo período.

- O Problema de Alocação de Horários (*Course Timetabling Problem*) ou Programação de Horários em Universidades (*University Timetabling*): consiste na promoção do encontro entre professores e estudantes em uma instituição com as características de uma universidade típica. Neste caso temos os cursos ofertados pela instituição, cada um com certo número de aulas. Há ainda um conjunto de currículos (Engenharia de Produção, Agronomia e etc.). Cada currículo demanda um conjunto de cursos para ser concluído. Em resumo, o estudante se matricula nos cursos de seu currículo e é ele, em geral, que se desloca para ser atendido pelo professor daquele curso. Uma característica marcante é que a princípio, um curso pode ser alocado em qualquer horário de funcionamento da instituição.

- O Problema de Programação de Horários de exames (*Examination Time-Timebling*) diz respeito à programação dos exames de uma instituição com as características de uma universidade típica.

Naturalmente tal classificação não abrange, de maneira precisa, todas as variantes do problema, mesmo em se tratando apenas de instituições de ensino. Uma classificação mais abrangente pode ser encontrada em **Bardadym (1996)**.

Os caminhos propostos para a solução do problema são os mais variados possíveis e cada um deles é desenvolvido para atender certos aspectos de um problema específico ou cujas nuances sejam muito semelhantes.

2.3.4. Revisão da Literatura e Abordagens ao Problema

A natureza combinatória do PPH impede uma investigação rigorosa do espaço de soluções para uma decisão acertada sobre a melhor solução, segundo os critérios requeridos pelas diversas instituições.

Se o tamanho do problema for “pequeno”, um modelo baseado em programação linear inteira pode ser utilizado; caso contrário, tal abordagem torna-se inviável face o grande

número de variáveis que seriam necessárias para solução do problema. Para problemas de dimensões “maiores“, é freqüente o uso de técnicas de decomposição. **Breslaw (1976)** e **McClure & Wells (1984)** são alguns exemplos. **Carter (1989)** usou relaxação lagrangeana associada à programação inteira. Publicações de **Selim (1983)** e **Dinkel (1989)**, que utilizam modelos em redes.

Segundo **Mata (1989)** uma utilização do algoritmo de *backtrack* para a construção de tabelas de horários foi apresentada pioneiramente por **Johnson e Wolfenden (1968)**. Maiores detalhes e referências sobre este enfoque podem ser obtidos no trabalho de **Drabik (1984)**.

Um modelo para a solução do PPH, com uma abordagem de programação quadrática, foi apresentado por **Carlson e Nenhauser** em 1966 que serviu de base para os trabalhos mais recentes de **Ferland e Roy (1985)** que propõem uma abordagem por programação matemática com um enfoque de restrição por penalidade em uma função quadrática.

Segundo (**Mata, 1989**) a primeira abordagem não heurística do problema surgiu a partir de 1962 com **Gotlieb**. Seu trabalho está baseado num arranjo tridimensional da matriz de requisitos do problema. O encontro ou não dos recursos era estabelecido através da marcação por valores nulos e não nulos. O objetivo era “reduzir” a matriz, a cada passo, sem que fosse estabelecida qualquer inviabilidade. Uma “redução” consiste na transformação de elementos não nulos em nulos. Mais detalhes dessa abordagem estão em **Drabik (1984)**.

(**Mata, 1989**) também destaca **Ducan (1964)**, **Lions (1971)**, **Griffith (1966)** e **Smith (1975)**, como trabalhos na mesma linha.

Desde então, vários trabalhos têm sido apresentados, propondo as mais variadas técnicas de abordagem do problema e muitos sistemas foram desenvolvidos na tentativa de se automatizar o processo. Boa parte destas técnicas iniciais tem como base a simulação do trabalho manual dos elaboradores de horário (*insert and remove*), onde a cada etapa uma solução parcial é ampliada até que todos os recursos sejam utilizados, por isso ficaram conhecidos como métodos construtivos. Tais técnicas fazem uso de funções heurísticas para determinar a direção da pesquisa na árvore de busca. **Brittan e Farley (1971)**, **Wood (1968)** e **Aust (1976)** são exemplos de trabalhos nesta linha.

O que diferencia um método do outro é a forma de escolha da aula a ser inserida. **Costa (2003)** destaca alguns autores e o que cada um prioriza na programação de heurísticas

construtivas para atender necessidades específicas ou até mesmo para obter a viabilidade:

- **Papoulias (1980)** considera um horário favorável aquele em que um mesmo professor ministra aulas para uma mesma turma em dias não consecutivos, propondo assim uma melhor distribuição dos trabalhos escolares.
- **Mata (1989)**, formulou uma heurística que priorizava os professores com maior carga horária pendente ou que pleiteavam maior número de aulas duplas.
- **Junginger (1995)** prioriza o professor que tem pouca disponibilidade de horário e muitas aulas, ainda, para ministrar. Considera também um horário favorável aquele em que existe um número reduzido de aulas de outros professores que pode ser alocado naquele horário.

O principal inconveniente das primeiras heurísticas está em sua limitação e no fornecimento de uma mesma solução sempre que iniciada de um mesmo ponto de partida.

Para resolver o impasse, outras estratégias foram elaboradas e novas técnicas heurísticas, mais flexíveis, foram propostas. As novas heurísticas são mais genéricas, se adaptam facilmente a estruturas paralelas e possuem mecanismos capazes de evitar uma parada prematura em ótimos locais, proporcionando soluções melhores. Estes modelos gerais ficaram conhecidos como metaheurísticas. Alguns destes métodos estão descritos neste capítulo.

2.3.5. Metaheurísticas e o Problema de Programação de Horários em Escolas

Souza et al. (2002), considerando a realidade das escolas no Brasil, propõe um algoritmo híbrido que inclui: GRASP, Busca Tabu e Algoritmo Genético.

Fang (1994) investiga a utilização de algoritmos genéticos para resolver um grupo de problemas de *timetabling* no contexto de instituições de ensino. Seu trabalho tenta generalizar essa classe de problema elaborando um sistema que possui mecanismos que possibilitam a declaração de restrições específicas de cada instância ou instâncias “próximas”. **Fang** afirma que algoritmos genéticos são mais úteis, quando comparados a outros, na resolução de problemas de *timetabling*.

Fernandes e Caldeira (2002) descreve um método evolucionário (genético) para solução do *class-teacher timetabling problem*. Para efeito de teste foi utilizada uma instância real com 109 professores, 37 salas, 1131 intervalos de tempos de uma hora cada e 472 aulas.

Um algoritmo genético paralelo é proposto por **Abramson** em 1992 que faz uma comparação com outros algoritmos genéticos “convencionais”. No trabalho **Abramson** considerou uma instância real para solução, utilizando máquinas com 1, 2, 5, 10 e 15 processadores, chegando à conclusão que abordagens paralelas podem ser até 9,3 vezes mais rápidas que a abordagem seqüencial, para instâncias do problema considerado.

Abramson (1999) compara seis esquemas diferentes de resfriamento em um algoritmo de Recozimento Simulado. Destaca um de melhor desempenho, em termos de qualidade em um menor tempo computacional, cuja principal diferença dos demais consiste em uma seqüência de reaquecimento, seguida de resfriamento, quando a temperatura T atinge determinado nível.

Como *timetabling* é um problema de coloração de grafos (**Even, Itai e Shamir (1976)**), é freqüente o uso de técnicas que fazem uso direto desta associação em abordagens do problema. Nesta linha encontram-se os trabalhos de **Neufeld e Tartar (1974)**. Exemplos de trabalhos mais recentes, que fazem uso da aplicação direta da coloração de grafos, encontram-se: **Mulvey (1982)**, **Carter (1986)** e um dos maiores nomes nesta linha **Werra (1994)**. As metaheurísticas como Algoritmos Genéticos, *Simulated Annealing*, Busca Tabu, *Multi-Start* (em particular o GRASP), descritas no capítulo 3, tem sido utilizadas com freqüência para resolverem problemas de coloração e conseqüentemente de timetabling. **Werra et al (1987)** aborda problemas de coloração de grafos através da aplicação da metaheurística Simulated Annealing. Segundo **Aguiar et al (2005)**, **Hertz e Werra (1988)** foram os primeiros a propor Busca Tabu para este problema.

Capítulo 3

METODOLOGIA

A seguir, apresenta-se a metodologia da pesquisa para que se possa proceder à análise da adequação do modelo proposto, sobre o qual se discorrerá no próximo capítulo, como ferramenta que contribui para minimização da função objetivo.

3.1 Classificação da Pesquisa

Para a classificação desta pesquisa, tomou-se como base a taxionomia apresentada em **Gil (2002)**, que a classifica em relação aos objetivos, para o estabelecimento do marco teórico, podendo ser exploratória, descritiva e explicativa; e quanto aos procedimentos técnicos utilizados, para analisar os fatos do ponto de vista empírico, podendo ser bibliográfica, documental, experimental, *ex-post facto*, estudo de corte, levantamento, estudo de campo, estudo de caso, pesquisa-ação e pesquisa participante.

Quanto aos procedimentos técnicos, foi desenvolvida através da técnica de estudo de caso (**YIN, 2001**), de natureza quantitativa, para tornar possível a identificação das conseqüências da inserção do modelo proposto para programação de horários.

Essa predileção apoiou-se na consistência notada entre a maneira como a pesquisa evoluiria e os principais aspectos do método estudo de caso.

3.2 Universo e Amostra

O universo da pesquisa foi composto pela EEFME, conforme QUADRO 1:

ANO	TURNOS	Nº PROFESSORES
2004	Matutino	23
	Vespertino	22
	Noturno	22
2005	Matutino	24
	Vespertino	24
	Noturno	23
2006	Matutino	27
	Vespertino	25
	Noturno	25

3.3 Técnica de Análise de Dados

Foram utilizadas análises empíricas, por meio da comparação entre os horários gerados pelo método GRASP e pelo modelo proposto (GRASP modificado)³, a fim de verificar semelhanças e/ou divergências significativas. A análise foi baseada, principalmente, nos resultados da função objetivo dos dois métodos, por meio do teste estatístico *t de Student*.

A função objetivo é determinada pela soma do produto dos pesos pelas variáveis críticas de sucesso definidas na seção 4.2.4. Acrescenta-se que a modelagem da função objetivo foi feita de forma a minimizá-la, portanto, quanto maior o valor a função objetivo; pior o resultado obtido, segundo os critérios adotados (variáveis críticas e correspondentes pesos).

3.4 Limitações

A metodologia definida para a operacionalização desta pesquisa apresentou dificuldades com relação ao tratamento dos dados: existe um número abundante de variáveis que poderiam ser relacionadas às opiniões dos envolvidos com relação ao modelo proposto para elaboração de horários de aulas; além disso, o estudo teve como base apenas uma instituição de ensino e tratou de um tipo específico de problema inerente à formulação de horário (professor-turma). São vieses que não permitem, portanto, a generalização das conclusões.

No capítulo subsequente se apresentam as características da instância considerada e o modelo proposto, desde a criação dos vértices até a construção da função objetivo.

³ Discorrer-se-á apropriadamente sobre a construção do modelo no capítulo 4.

Capítulo 4

INSTÂNCIA CONSIDERADA

4.1. Introdução

O layout de uma grade de horário, ou agenda dos professores, é algo muito importante para o bom funcionamento nas diversas instituições de ensino, pois influencia de forma notável a vida do corpo docente e discente e dos demais funcionários. É comum, ao fazer-se a opção por um quadro de horário, que parte dos envolvidos tenham que se adaptar a ele já que o atendimento a todos os interesses é algo muito difícil, quando não impossível.

A construção de um quadro de horários é um problema que surge em todas as escolas, principalmente, no início de cada período letivo. São vários os fatores provocadores das repetidas construções de tabelas de horários em instituições de ensino: mudança no quadro de professores, licenças, aposentadorias, remodelagem dos ciclos, aumento ou diminuição de turmas entre outros.

A instância considerada para análise é o da programação de horário em uma instituição de ensino com as características de uma escola secundária típica (*School Timetabling Problem*), ou Problema Professor-Turma (*Class-Teacher*), como é classificado por **Schaefer (1999)**.

Carter (1986) observa que a elaboração de uma tabela de horário pode demandar semanas em uma escola secundária e chegar a um mês em uma universidade.

Segundo alguns coordenadores de escolas, do ensino fundamental e médio, a elaboração manual de um quadro completo de horário pode levar dias ou até mesmo semanas e quase sempre entra em vigor, não apenas com insatisfação por parte dos alunos e professores, mas também com algum tipo de inviabilidade que só é detectada por ocasião do conflito. O ajuste quase sempre é feito em pleno funcionamento da instituição, o que acarreta horários vagos, aulas geminadas ou número excessivo de aulas de um mesmo professor em um mesmo dia nos primeiros dias de aula, até que as

inviabilidades sejam retiradas. Feito isso, segue-se o árduo processo manual de melhoria do horário na tentativa de se obter um quadro que atenda às necessidades da escola e satisfaça, tanto quanto possível, aos anseios dos professores. A dificuldade dos elaboradores de horário em realizar essa tarefa é justificada pois, apesar de ser de fácil entendimento, este é um problema reconhecidamente de difícil resolução. Estes e outros fatores tornam o problema tão difícil quanto interessante, principalmente, frente a possibilidade de automação do processo.

O objetivo é gerar um horário para a instância considerada relacionando à tripla (professor, turma, horário) sem a violação dos requisitos ditos essenciais descritos na **seção 4.2.4.** e atendendo, tanto quanto possível, aos demais itens, ditos não-essenciais, da mesma seção.

4.2. O Problema da Programação de Horários em Escolas de Segundo Grau

4.2.1. Descrição da Escola

O problema considerado para análise é o da programação de horário da Escola Estadual de Ensino Fundamental e Médio Ecoporanga (EEEFME). Esta escola atende o segundo ciclo do ensino fundamental (5^a a 8^a série) e o ensino médio funcionando em dois turnos diurnos (matutino e vespertino) e um turno noturno, onde a cada turma são reservadas quatro unidades de tempo (uma hora cada) para realização das aulas e um intervalo entre o segundo e terceiro horário para recreação totalizando 200 dias letivos e 800 h/a. A escola comporta 18 salas de aula, um laboratório de informática, três salas ambientes (ciência, matemática e história) e um auditório com capacidade para 250 pessoas.

A cada turma é ofertado um conjunto de disciplinas que têm certo número de aulas semanais (segunda a sexta) cuja soma preenche por completo a grade de horário, 20 aulas semanais por turma em cada turno. Essas aulas são ministradas por um conjunto de professores em sua grande maioria sem dedicação exclusiva.

A escola conta com 48 professores que atendem uma clientela de 1389 alunos distribuídos em 48 turmas nos três turnos de funcionamento da instituição. Neste quadro estão incluídos os professores efetivos e os contratados.

É comum que professores efetivos ou até mesmo os contratados, se isso lhe for oferecido, lecionem em mais de um turno para complementação de carga horária.

Alguns profissionais lecionam em outras escolas, ficando assim indisponíveis em determinados horários. Tais educadores requerem uma agenda adaptada às suas necessidades.

Nesta instituição a tabela de horário é montada, independentemente, pelos coordenadores de cada turno que iniciam o trabalho realizando o levantamento das turmas, disciplinas e conseqüentemente da carga horária dos professores. A justificativa para essa independência se deve à não competitividade entre turnos, ou seja, o fato de um professor lecionar em mais de um turno não afeta, de forma significativa, a elaboração da tabela de cada turno. Por este motivo os grafos, associados a cada turno são considerados disjuntos. Maiores “atenções” recebem os professores que trabalham, num mesmo turno, em duas ou mais instituições, ficando assim o preenchimento de sua agenda semanal dependente do compromisso com as demais instituições.

4.2.2. Representação do Problema

O PPH abordado consiste em um conjunto P de professores, T turmas, M matérias e H horários semanais reservados para realização das atividades dos professores. Os H horários são distribuídos uniformemente em D dias da semana. Pode-se considerar que cada turma está sempre disponível e que seus elementos (estudantes) cursam as mesmas séries, sendo portanto obrigados a cursarem as mesmas disciplinas. Além do mais existe um único professor, previamente fixado, associado a cada matéria em cada turma. A quantidade de aulas de cada turma preenche completamente toda a semana, isto é, as turmas têm aulas em todos os horários do período letivo em todos os dias reservados para realização das aulas. Na seção seguinte dispõem-se os dados relativos à programação de horários da EEEFME.

4.2.3. Levantamento dos Dados

Atualmente a carga-horária do ensino fundamental e médio nesta escola está organizada da seguinte forma:

QUADRO 2. Mapa de carga horária – período letivo 2006.

CARGA HORÁRIA DO MAPA DE CARGA HORÁRIA - PERÍODO LETIVO - 2006												
ENSINO FUNDAMENTAL (DIURNO)												
Série/Turma	L. Portuguesa	Ed. Artística	Ed. Física	Ciências	Matemática	História	Geografia	Inglês				
5ª	4	2	2	3	4	2	2	1				
6ª	4	2	2	3	4	2	2	1				
7ª	4	2	2	3	4	2	2	1				
8ª	4	2	2	3	4	2	2	1				
ENSINO MÉDIO (DIURNO e NOTURNO)												
Série/Turma	L. Port.	Arte	Ed. Fís.	Física	Quím	Bio	Matem	Hist	Geo	Ingl	Filosofia	Sociologia
1º	3	1	1	2	2	1	3	2	2	1	1	1
2º	3	1	1	2	2	1	3	2	2	1	1	1
3º	3	0	1	2	2	1	3	2	2	1	1	1
SUPLÊNCIA FASE III (NOTURNO)												
Bloco/Turma	L. Port.	Arte	Ed. Fís.	Física	Quím	Bio	Matem	Hist	Geo	Ingl	Filosofia	Sociologia
I	7	0	0	0	0	0	3	6	0	4	0	0
II	4	2	0	5	0	0	7	0	0	0	2	0
III	5	0	0	0	6	0	3	0	6	0	0	0
IV	6	0	0	3	3	3	0	0	0	3	0	2

Como pode se ver no quadro acima, além das séries habituais a escola desenvolve os seguintes projetos:

- Educação Supletiva – FASE III – com blocos semestrais, I, II, III, IV, nos termos da Resolução nº 057/98 do Conselho Estadual de Educação. CI nº 015/2004 nos termos das CIs nºs 60 e 66 da SEDU. . Existem outros projetos, tais como, Educação Supletiva Fase I e Fase II, que não são oferecidos por esta escola.

Para representação do problema utilizou-se uma base de dados contendo todos os dados inerentes a programação dos horários dos professores. A base de dados deve conter o conhecimento prévio da carga horária de cada professor envolvido e da sua respectiva disponibilidade.

A carga horária semanal de cada professor em cada turma, no turno matutino, está mostrada abaixo:

Tabela 1. Carga horária dos professores por turma.

PROF	TURMAS																C. HORÁRIA
	5ª A	5ª B	6ª A	6ª B	7ª A	7ª B	8ª A	8ª B	1º A	1º B	1º C	2º A	2º B	2º C	3º A	3º B	
Agapito	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	3	0	3
Alex	0	0	0	0	0	0	0	0	2	2	2	1	1	1	2	2	13
Amaral	0	0	0	0	0	0	0	0	3	1	0	3	3	3	3	3	19
Amicemil	0	0	0	0	0	0	0	2	2	2	2	2	2	0	0	0	12
Carlos	2	2	2	2	2	2	2	0	0	0	0	0	0	2	2	2	20
Clenilda	3	3	3	3	3	3	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	18
Dilame	0	0	0	0	0	0	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	20
Fábio	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	2	2	9
Fernanda	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	0	0	0	0	0	0	20
Floriza	0	0	0	0	0	0	3	3	1	0	1	2	2	2	0	0	14
Gabriela	0	0	2	2	2	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	6
Graça	0	0	0	0	0	4	4	4	0	3	3	0	0	0	0	0	18
Hilton	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0	0	9
Joana	4	4	4	4	4	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	20
Luciene	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	2	2	2	1	1	11
Marciano	0	0	0	0	0	0	0	0	3	0	0	3	3	3	0	3	15
Mª Elisa	4	4	2	2	2	2	2	2	0	0	0	0	0	0	0	0	20
Marilene	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	2	2	2	2	2	2	12
Marly	0	0	0	0	0	0	0	0	2	2	2	2	2	2	2	2	16
Milse	4	4	4	4	4	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	20
Paula	0	0	0	0	0	0	4	0	0	3	3	0	0	0	0	0	10
Seleci	0	0	0	0	0	2	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	2
Simoni	0	0	0	0	0	4	0	4	0	0	0	0	0	0	0	0	8
Wilzimar	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	1	1	5
Totais	20	20	20	20	20	20	20	20	20	20	20	20	20	20	20	20	320

Os dados coletados dos demais turnos também foram tabulados para utilização no processo de programação da agenda dos professores.

4.2.4. Avaliação de um Quadro de Horários

A distribuição da carga horária dos professores é um problema que envolve toda instituição de ensino no início de cada período letivo. As diferentes e diversas restrições pedagógicas e de preferências dos professores nas muitas instituições existentes tornam o trabalho manual demasiadamente complexo, o que é agravado pelo pouco tempo disponível para sua realização, pois o mesmo é realizado menos de uma semana antes do início de cada período letivo. Isto ocorre na maioria absoluta das escolas. A programação de horário é na verdade um problema de decisão multicritério, pois a determinação de sua qualidade considera diferentes objetivos (custos) tais como: disseminação dos conteúdos, minimização das janelas na agenda dos professores e, etc. A importância (peso) dada a esses objetivos não é constante, mesmo em escolas com

características similares, inclusive na mesma instituição de um período letivo para outro.

Na identificação das variáveis críticas de sucesso para a construção de horários do tipo “professor-turma” da EEEFME, foi realizado um *brainstorming* com professores e coordenadores do ano de 2006. As informações levantadas foram discutidas entre seus participantes e agrupadas de maneira a aproximá-las ao máximo da percepção do grupo. Assim, foi possível mensurar as variáveis críticas de sucesso. Para esta escola (a instituição como um todo) um quadro de horário será ótimo quando os requisitos a seguir forem satisfeitos:

- 1) O professor ministra uma e somente uma aula em cada tempo;
- 2) Cada turma está sendo atendida por não mais que um professor em cada tempo;
- 3) O número de aulas de cada professor é equivalente a sua carga-horária;
- 4) As cargas horárias de todas as matérias estão sendo cumpridas;
- 5) A carga-horária diária (4 h/a) e semanal (20 h/a) de cada turma deve ser satisfeita;
- 6) Disseminação dos conteúdos, isto é, aulas da mesma disciplina agendadas tão uniformemente quanto possível ao longo da semana;
- 7) Cada turma é atendida, por um mesmo professor, no máximo duas vezes a cada dia, exceto educação supletiva que recebe tratamento diferenciado;
- 8) A ocorrência do item anterior se deu através de aulas geminadas, ou seja, aulas de uma mesma disciplina realizadas em horários consecutivos;
- 9) Eliminar horários ociosos entre duas aulas na grade de horário de um mesmo dia (janelas) dos professores;
- 10) Satisfazer o requerimento de aulas geminadas;
- 11) Minimizar a quantidade de dias que cada professor necessita ir à escola além do necessário;
- 12) Não alocar, para último horário de cada dia, aulas que exijam maior concentração dos alunos.

Na prática uma grade satisfazendo todos estes requisitos pode não existir. Existem requerimentos, por exemplo, os itens 6 e 11 que são contraditórios o que talvez impeça um quadro que atenda a todas as restrições.

Um horário que viole qualquer dos cinco primeiros itens anteriores é dito inviável e, portanto não pode ser praticado na escola. Os itens 6, 7 e 8 estão relacionados as preferências da instituição. Os demais itens atendem as principais necessidades dos professores e alunos.

Restrições cuja violação implique em um horário não factível são ditas essenciais.

Foi atribuído um peso para cada um desses requisitos. Logo, o objetivo é encontrar um horário sem conflitos (atenda aos cinco primeiros itens listados anteriormente) e com o menor peso possível, isto é, menor valor na função de avaliação (função objetivo) $f(s)$.

As nomenclaturas das funções de avaliação que se seguem, segundo o levantamento feito nesta pesquisa, são as mais utilizadas⁴.

Para avaliar um quadro de horário os requisitos do problema são classicamente organizados em (i) requisitos essenciais (itens de 1 a 5, listado anteriormente), cujo não atendimento implica em um quadro não factível para instituição; (ii) requisito não-essenciais (itens de 6 a 12, listados anteriormente), cujo atendimento é desejável mas que, se não forem satisfeitos não geram programação impraticável.

Deste modo uma solução S pode ser medida com base em duas componentes, uma de inviabilidade ($g(s)$) e outra de qualidade ($h(s)$), as quais medem o não atendimento dos requisitos essenciais e não-essenciais, respectivamente. Logo a função objetivo, que deve ser minimizada, pode ser calculada pela expressão 1.

$$f(s) = g(s) + h(s) \quad (1)$$

A parcela $g(s)$, que mensura o nível de inviabilidade de uma solução s , é avaliada com base na expressão 2.

$$g(s) = \sum_{k=1}^K \alpha_k I_k \quad (2)$$

Onde: k é o número de medidas de inviabilidades,

I_k o valor da k -ésima medida de inviabilidade e,

α_k o peso associado à k -ésima medida.

⁴ As funções de avaliação foram feitas segundo a nomenclatura disposta em Souza *et al.* (2002).

A componente $h(s)$, que mensura a qualidade de uma solução s , é avaliada com base na seguinte função:

$$h(s) = \sum_{l=1}^L \beta_l Q_l \quad (3)$$

Onde: l representa o número de medidas de qualidade,

Q_l o valor da l -ésima medida de inviabilidade e,

β_l o peso associado à l -ésima medida.

Nestas condições um horário é factível se e, somente se, $g(s) = 0$. Como os pesos dados às diversas medidas de inviabilidade refletem a importância relativa de cada uma delas, deve-se tomar $\alpha_k \gg \beta_l \forall k, l$ de forma a privilegiar a eliminação das soluções inviáveis.

4.3. Construção do Modelo

Os modelos que se seguem são os mesmos apresentados por **(Boaventura et al, 2006)** que foram utilizados na resolução do problema de programação de horário do curso de Engenharia de Produção da UFRJ. Isto sugere que o modelo pode ser utilizado em diferentes tipos de problemas de programação de horário.

4.3.1. Modelo Básico

O modelo proposto considera as definições seguintes:

$G = (V, A)$ é um grafo (não orientado) com um conjunto de vértices V e um conjunto de arestas A .

Cada vértice de V é associado a uma tripla τ descrita por $(P_i, T_j, \text{tempo de aula})$, indicando um tempo de aula que o professor p_i tem que dar para a turma t_j :

$$|V| = \sum_{i,j} c_{ij}, \quad i = 1, \dots, r \text{ e } j = 1, \dots, s^5$$

⁵ Cada elemento c_{ij} corresponde ao número de aulas do professor i na turma j .

O número de vértices corresponde ao número de tempos de aula ministrados por todos os professores. Uma aresta é associada a um par de vértices i e j se e somente se tivermos $P_i = P_j$ ou $T_i = T_j$, garantindo assim, pelas restrições do modelo de coloração, a não violação das restrições essenciais 1 e 2 descritas na seção 4.2.1.

Exemplo: consideremos duas turmas e dois professores: TA e TB, P1 e P2, respectivamente.

QUADRO 3. Exemplo modelo básico.

Professor	Nº de aulas	Turma	Nº de Aulas	Turma
P1	1	TA	2	TB
P2	2	TA	1	TB

O grafo resultante, conforme o modelo proposto está apresentado na Figura 21.

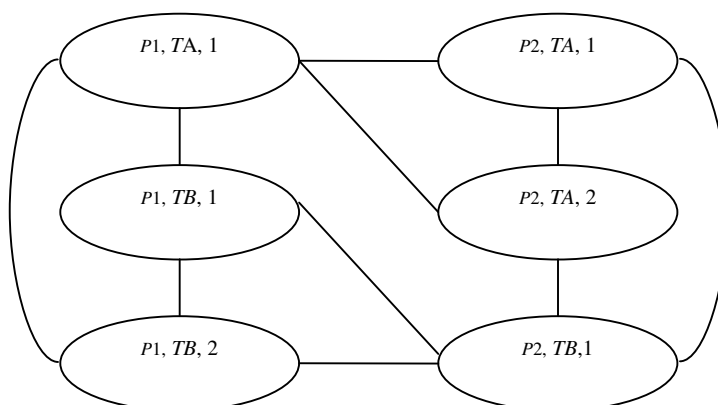


FIGURA 21. Grafo associado ao exemplo do modelo básico.

A partir do grafo obtido é possível aplicar colorações de vértices para encontrar soluções utilizando o número mínimo de tempos necessários para montar o horário das duas turmas. Neufeld e Tartar (1974) propuseram a redução do problema de grade de horários para o problema de coloração de um grafo. Além disso, mostraram que o problema de coloração de grafo com restrições externas pode ser transformado na coloração de um grafo sem restrições. Esta abordagem também é encontrada em Asratian e Werra (2002), Werra (1997). Cabe observar que, em geral, a determinação de uma coloração mínima é um problema NP-completo e, por este motivo, qualquer algoritmo exato é exponencial. Tais fatores levam à elaboração, estudo e implementação

de algoritmos heurísticos (exemplos na seção 2.2) capazes de encontrar boas soluções não necessariamente ótimas.

Uma possível coloração para o grafo da Figura 21 pode ser colorido da seguinte maneira, com as cores (horários) representadas por números de 1 a 3.

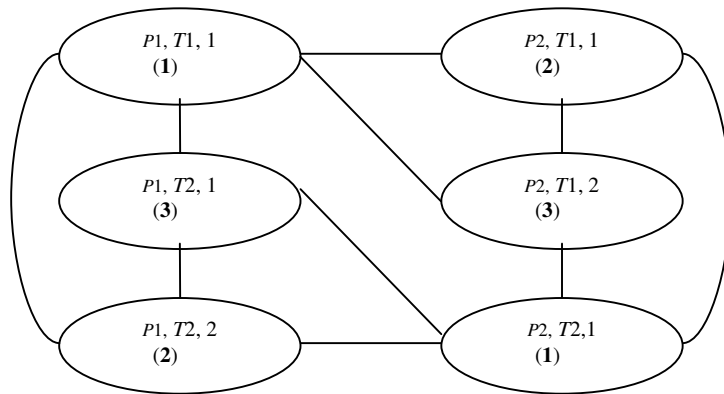


FIGURA 22. Grafo exemplo básico (colorido).

O horário fornecido pela coloração está disposto no quadro que se segue.

QUADRO 4. Horário obtido com modelo básico.

	T1	T2
1º Horário	P1	P2
2º Horário	P2	P1
3º Horário	P2	P1

No caso em questão, o grafo da Figura 22 é equivalente ao p-grafo bipartido $G(P,T)$ da Figura 23 abaixo, onde P representa o conjunto de professores P_i e T o conjunto de turmas T_j . Existem a_{ij} arestas entre um vértice P_i e um vértice T_j se, e somente se, o professor P_i tem que dar a_{ij} aulas para a turma T_j . O problema passa a ser associado a uma coloração de arestas, podendo-se observar a correspondência com a coloração da Figura 22.

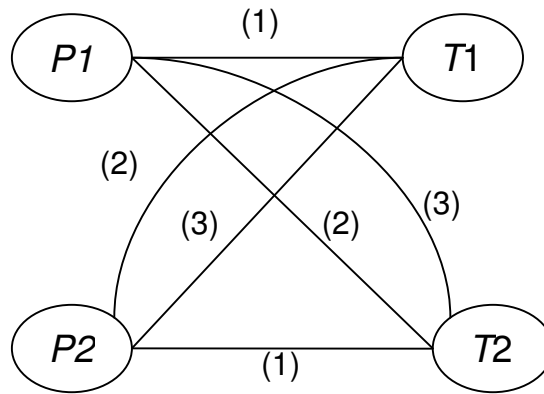


FIGURA 23. P - grafo correspondente.

O problema de coloração de arestas em um grafo bipartido é polinomial (portanto, o problema de coloração de vértices a ele associado também o é). No entanto os grafos associados à instância real aqui abordada não possuem tal característica.

4.3.2. Modelo Geral

Alguns professores que lecionam em outras escolas geram restrições de emprego de tempo para os elaboradores de horário, pois habitualmente os horários para este caso apresentam pouca possibilidade de mudança. O modelo que descrevemos abaixo foi construído de forma a atender a estas exigências específicas.

As definições até aqui apresentadas são mantidas. A novidade no modelo geral está no acréscimo de vértices cujas ligações com os já existentes corresponderão ao impedimento de turma e/ou professor quanto ao uso de determinado horário. Em resumo, estaremos criando um novo vértice para cada horário do dia em que a escola considere conveniente disponibilizar para realização das aulas. Desta forma, o impedimento de um vértice (turma e/ou professor) em determinado horário será representado pela ligação do vértice impedido com o vértice correspondente aquele horário. O horário impedido será, então, um horário demandado por algum docente que esteja lecionando em outra unidade, ou por outro tipo de atividade.

Para exemplificar, consideremos as turmas A, B e C, atendidas por quatro professores com as quantidades de aulas mostradas no quadro abaixo:

QUADRO 5. Exemplo modelo geral.

Professor	Turma A	Turma B	Turma C
Josiane (J)	2	1	0
Leonardo (L)	0	1	1
Reginaldo (R)	1	1	0
Wagner (W)	1	0	1

Segundo o modelo básico, o grafo poderia estar representado como na Figura 24.

O grafo da Figura 24 servirá para exemplificar o modo como o algoritmo, descrito no fluxograma da página 59, seleciona um vértice. O vértice JA1 estaria no topo da LRC, pois, na primeira iteração a professora Josiane estaria com a maior carga-horária pendente. Como os demais professores estariam na mesma situação, uma possível configuração para lista seria: JA1, LB, RA e WA (para uma LRC de tamanho 4). Se na primeira iteração o vértice JA1 fosse escolhido a próxima configuração para LRC seria: JA2, LB RA e WA. A cor atribuída a cada vértice selecionado é feita de forma aleatória dentre as cores disponíveis para turma a qual o vértice está associado, desde que não gere conflito.⁶

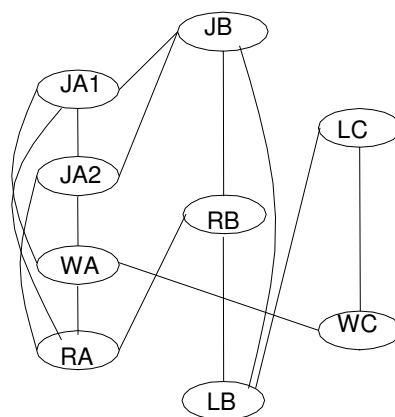


FIGURA 24. Situação de acordo com o modelo básico.

Suponhamos agora que o elaborador tenha as seguintes restrições de horários:

- a turma B deve estar livre no primeiro horário do dia, pois neste horário a turma seria atendida por um professor de educação física e, a escola dispensa os alunos das aulas de educação física, para o turno da noite;

⁶ Mais detalhes do procedimento na página 59.

- a turma C deve ter os dois últimos horários livres para que os alunos possam ocupar este tempo com atividades como estágio extracurriculares.

No grafo representado na Figura 24 temos um subgrafo completo (clique) de ordem 4 (correspondente a JA1, JA2, WA e RA), logo serão necessárias pelo menos quatro cores para a coloração do grafo e conseqüentemente teremos um limite inferior de quatro horários para atender às turmas. Para o ajuste ao modelo geral, novos vértices (pré-coloridos) são inseridos no modelo básico de modo a permitir a representação das restrições de horário. No caso, deve-se acrescentar ao grafo um vértice (1) com arestas ligando-o a todos os vértices que representam a turma B, impedido desta forma que a cor 1 (do primeiro horário) seja atribuída a qualquer vértice da turma B. Da mesma forma, mais dois vértices devem ser acrescentados ao grafo: os vértices 3 e 4 representando o terceiro e o quarto horários que, ligados aos vértices representativos da turma C, promovem o impedimento para esta turma nesses horários. Uma vez registrados os impedimentos, as possíveis permutações de cores geram diferentes horários que poderão ser avaliados pela coordenação da escola mediante outros critérios considerados importantes. Uma representação do modelo geral considerando as duas restrições indicadas está mostrada na Figura 25 e, uma possível coloração está indicada por números. O horário fornecido pela coloração está indicado no Quadro 6:

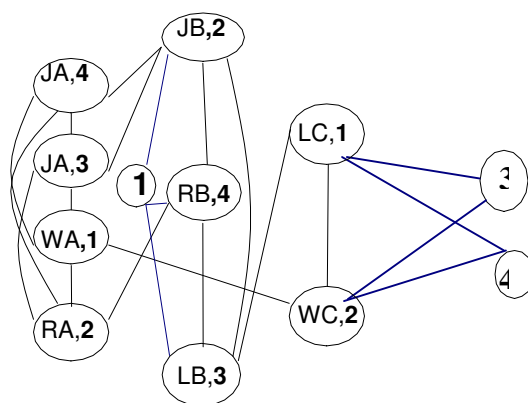


FIGURA 25. Coloração pelo modelo geral.

QUADRO 6. Horário fornecido pelo modelo geral.

	Turma A	Turma B	Turma C
1º Horário	Wagner	---	Leonardo
2º Horário	Reginaldo	Josiane	Wagner
3º Horário	Josiane	Leonardo	---
4º Horário	Josiane	Reginaldo	---

Observe-se que se retirarmos os vértices representativos dos horários, o modelo geral será equivalente ao modelo básico.

Se ao invés das turmas houvesse restrições de horário para algum professor, por exemplo, Wagner leciona no primeiro horário em outra unidade, bastaria ligar ao vértice representativo do primeiro horário e do segundo, para lhe fornecer tempo de deslocamento, todos os vértices correspondentes ao professor Wagner, impedindo desta forma que o mesmo fosse requisitado para os primeiros horários da unidade elaboradora.

No horário representado no Quadro 6 observa-se a ocorrência de horários quebrados (janelas): Leonardo e Reginaldo terão um tempo inativo entre dois tempos de aula para duas turmas diferentes. A geração de um conjunto de horários fornece uma ferramenta adicional para a busca de uma solução desse tipo de problema. No exemplo acima, poderemos obter a seguinte solução, que evita o fracionamento (Quadro 7):

QUADRO 7. Solução sem o fracionamento

	Turma A	Turma B	Turma C
1º Horário	Wagner	---	Leonardo
2º Horário	Josiane	Leonardo	Wagner
3º Horário	Josiane	Reginaldo	---
4º Horário	Reginaldo	Josiane	---

4.3.3. Método GRASP

Para geração de uma solução para o problema, vários procedimentos podem ser utilizados. Dentre as metaheurísticas citadas na seção 2.2, o algoritmo GRASP foi escolhido para implementação do processo, por ser uma alternativa, bem sucedida, que combina as vantagens da “diversificação” (algoritmos aleatórios) e da “proximidade” com ótimos locais (algoritmos gulosos), após fase de construção. Une-se a isso o seu relativo sucesso em problemas altamente combinatórios e a facilidade de ajustes em abordagens ao problema considerado.

A fim de recuperar a noção do procedimento GRASP, do qual já falamos na seção 2.2.6, com o objetivo de permitir uma melhor compreensão sobre as modificações que serão propostas a seguir, tecem-se aqui alguns poucos comentários gerais.

Proposto inicialmente por **Feo e Resende (1995)**, GRASP é um método iterativo composto de duas fases: construção e busca local. Na fase de construção o procedimento faz uso de uma função gulosa que avalia o benefício da inclusão de cada elemento para compor a solução inicial, que só é apresentada quando for factível. Na segunda fase (busca local) ocorre um refinamento da solução inicial, momento em que o algoritmo procura, usando noção de vizinhança, um mínimo local – ocasião em que ele pára.

4.3.4 GRASP modificado: proposta de alteração da 1º fase do método GRASP

Em geral, soluções iniciais influenciam no desempenho das metaheurísticas, isto é, soluções iniciais de boa qualidade conduzem a soluções melhores em um tempo computacional menor. A idéia básica do GRASP modificado consiste em introduzir novos parâmetros ao GRASP de tal forma que as soluções iniciais geradas na fase de construção sejam de “melhor” qualidade.

4.3.4.1 Variáveis críticas

A primeira etapa da construção do algoritmo proposto (GRASP modificado) consiste na definição das variáveis críticas de sucesso para a formulação de horários do tipo “professor-turma”. Recomenda-se que isto seja feito pautando-se nas opiniões dos coordenadores e professores da instituição de ensino para a qual a solução se destina. Uma das técnicas que podem ser empregadas em pesquisas de *survey* é o *brainstorming*, método utilizado para a definição das variáveis críticas para a instância objeto de estudo. A definição das variáveis críticas de sucesso, para esta instituição, foram definidas em duas reuniões pedagógicas⁷, agendadas pela escola, para esta e outras finalidades, junto com os professores, coordenadores, supervisores e direção. Na primeira reunião com os professores foram coletadas informações sobre a preferência dos professores, no que diz respeito a elaboração de horário. Com base nas informações prestadas pelos professores foi possível definir, em uma segunda reunião, junto à coordenação, supervisão e direção as variáveis críticas de sucesso e seus respectivos pesos. Outras técnicas podem ser utilizadas, como entrevistas, questionários etc.

⁷ A EEEFM “Ecoporanga” realiza reuniões pedagógicas periódicas, pré-agendadas no início de cada ano.

Na seção 4.2.4 discorreremos mais em detalhe sobre esse procedimento. Apresenta-se abaixo o extrato do *brainstorming*, ou seja, as variáveis críticas definidas e os respectivos pesos (QUADRO 8):

QUADRO 8 Variáveis críticas e seus respectivos pesos.

VARIÁVEL	PESO
<i>Essenciais</i>	
O professor ministra uma e somente uma aula em cada tempo.	Infinito
Cada turma está sendo atendida por não mais que um professor em cada tempo.	
O número de aulas de cada professor é equivalente a sua carga-horária.	
As cargas-horárias de todas as matérias devem ser cumpridas.	
A carga-horária diária (4 h/a) e semanal (20 h/a) de cada turma deve ser satisfeita.	
<i>Não-essenciais</i>	
Disseminação dos conteúdos.	$(1 - x\%).10$
Cada turma é atendida, por um mesmo professor, no máximo duas vezes a cada dia, exceto educação supletiva que recebe tratamento diferenciado.	40
Aulas geminadas.	1
Eliminar janelas dos professores.	10
Satisfazer o requerimento de aulas geminadas.	-2
Minimizar a quantidade de dias que cada professor necessita ir à escola além do necessário ⁸ .	4
Não alocar, para último horário de cada dia, aulas que exijam maior concentração dos alunos.	1

A atribuição de pesos infinitos as variáveis ditas essências são para que o algoritmo aceite um horário somente quando o mesmo for viável.

⁸ Um professor com apenas 4h/a poderia lecioná-las em um único dia, sem detrimento da FO, se as aulas fossem duas a duas em turmas distintas. Se as aulas forem em uma mesma turma, o que se espera é que sejam realizadas em dois dias, no máximo.

4.3.4.2 Descrição dos parâmetros

Três são os principais parâmetros a serem definidos, quais sejam: os pesos das variáveis críticas de sucesso; o tamanho da LRC; e o número máximo de impedimentos.

- Variáveis críticas: foram definidas por meio do *brainstorming*. As demais, por meio de simulação do tipo tentativa-erro.

- Tamanho da LRC: ficou estabelecido em 6, após uma amostra de tamanho 50, ou seja, cinquenta horários gerados para cada valor da LRC, considerando uma escala de números inteiros de 1 a 9,. Para tal definição o critério utilizado foi o do menor valor médio da FO. Os resultados são descritos na TABELA 2:

TABELA 2 Valor médio da FO para LRC

TAMANHO DA LRC	VALOR MÉDIO DA FO
1	367,00
2	378,32
3	370,76
4	371,44
5	378,36
6	361,20
7	365,54
8	371,78
9	372,44

- Número máximo de impedimentos (NMI): deve ser entendido como uma constante n que define o número de movimentos consecutivos que são rejeitados pelo sistema, caso os mesmos degradem o valor da função objetivo na composição da solução parcial. Após n impedimentos, o movimento é aceito mesmo que aumente o valor da FO, ocasião em que n é inicializada. Um movimento que gere uma janela na agenda de algum professor é um exemplo de movimento de piora, como definido nas variáveis críticas de sucesso e que, portanto, seria rejeitado pelo algoritmo por n iterações. Abaixo se ilustra o processo em que o terceiro movimento estaria impedido, caso este não fosse o movimento de número $(n+1)$ degradante.

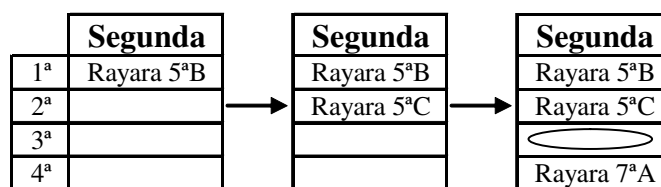


FIGURA 26. Movimento evitado pelo algoritmo.

Para definição de n ($n = 10$), utilizou-se como critério de decisão uma simulação, onde a escala adotada variou de 0 a 25, em que a seqüência é uma progressão aritmética de razão 5. Utilizou-se também o menor valor médio da FO. Apresentam-se abaixo os resultados obtidos.

TABELA 3 Valor médio da FO para número máximo de impedimentos

<i>Nº MÁXIMO DE IMPEDIMENTOS</i>	<i>VALOR MÉDIO DA FO</i>
0	440,94
5	342,76
10	338,68
15	344,96
20	343,62
25	349,78

Cumprida esta etapa, descreve-se o algoritmo proposto.

4.3.4.3 Descrição do algoritmo

O algoritmo foi implementado na linguagem Delphi, usando o compilador Borland Delphi 7.0 devido a sua facilidade na construção de interfaces gráficas e por sua natureza orientada a objetos, o que facilita a iteração com os usuários.

Para entrada de dados no algoritmo são utilizados arquivos texto, os quais o programa recorre na fase de construção do horário. O arquivo (CargaHoraria.txt) está no seguinte formato:

QUADRO 9. Fragmento da Matriz C (Carga horária dos professores por turma).

Prof \ Turma	1	2	3	4	...	T
1	0	0	2	2	...	2
2	1	1	1	1	...	1
3	4	4	0	0	...	4
4	3	0	0	0	...	3
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
P	4	4	4	4	...	0

O quadro 9 é um fragmento da matriz C correspondente à carga horária dos professores por turma. É assim que os coordenadores desta escola iniciam o processo de programação de horários. Na matriz de carga horária C as linhas representam os professores e as colunas às turmas, de tal forma que, cada elemento c_{ij} de C corresponde ao número de aulas do professor i na turma j.

Após uma varredura nos arquivos de entrada o programa lista os professores por ordem dos mais críticos (maior carga horária pendente) incluindo os seis primeiros, valor definido na tabela2, em uma lista conhecida como Lista Restrita de Candidatos (LRC), principal instrumento do método GRASP. O próximo passo do método é selecionar um elemento da LRC onde cada elemento tem uma probabilidade de $1/|LRC|$ de ser selecionado, desconsiderando-se os PCAs. A cada iteração da fase de construção ocorre uma atualização dos dados para refletir os benefícios associados com a escolha dos elementos nas iterações anteriores. Defini-se abaixo os PCAs, onde a ação, de rejeição ou não do elemento, será decidida pautando-se neles.

A LRC é o principal parâmetro controlador da aleatoriedade no método GRASP. Neste trabalho a LRC é elegida pelos 6 professores com maior carga-horária pendente. O que se realiza, no GRASP Modificado, é inserção de novas restrições sobre a escolha dos elementos da LRC, a cada iteração, para compor a solução parcial. Essas novas restrições, chamadas de PCAs, correspondem aos itens 2, 4 e 6 do quadro 8 dos requisitos não-essenciais. São eles:

- cada turma é atendida, por um mesmo professor, no máximo duas vezes a cada dia;
- eliminar janelas na agenda dos professores;

- minimizar a quantidade de dias que cada professor necessita ir à escola.

O que ocorre é o impedimento da coloração de um vértice, selecionado da LRC, caso tal ação implique no não-atendimento dos três itens listados acima. A quebra deste *status*, o de impedir a coloração, ocorre quando o NMI ($n = 10$), definido na tabela 3, for atingido.

A alocação de um professor para um horário em uma determinada turma só é realizada quando forem atendidas as especificações dos itens considerados essenciais listados na seção 4.2.4., garantido assim que cada solução gerada na fase de construção GRASP modificado seja factível. Se o *loop* de alocação se “estender” sem sucesso, para algum professor, o programa reinicializa todas as variáveis através dos arquivos de entrada e recomeça a busca em um ponto aleatório.

O algoritmo gera como saída uma matriz de *strings*, onde as linhas representam os horários, a cada quatro linhas o ciclo de um dia e, as colunas, as turmas.

O funcionamento do algoritmo proposto, após o usuário informar ao sistema o nome dos professores e suas respectivas cargas-horárias por turma, selecionar as variáveis críticas e apontar seus respectivos pesos, definir o tamanho da LRC e o número máximo de impedimentos, é apresentado na FIGURA 27.

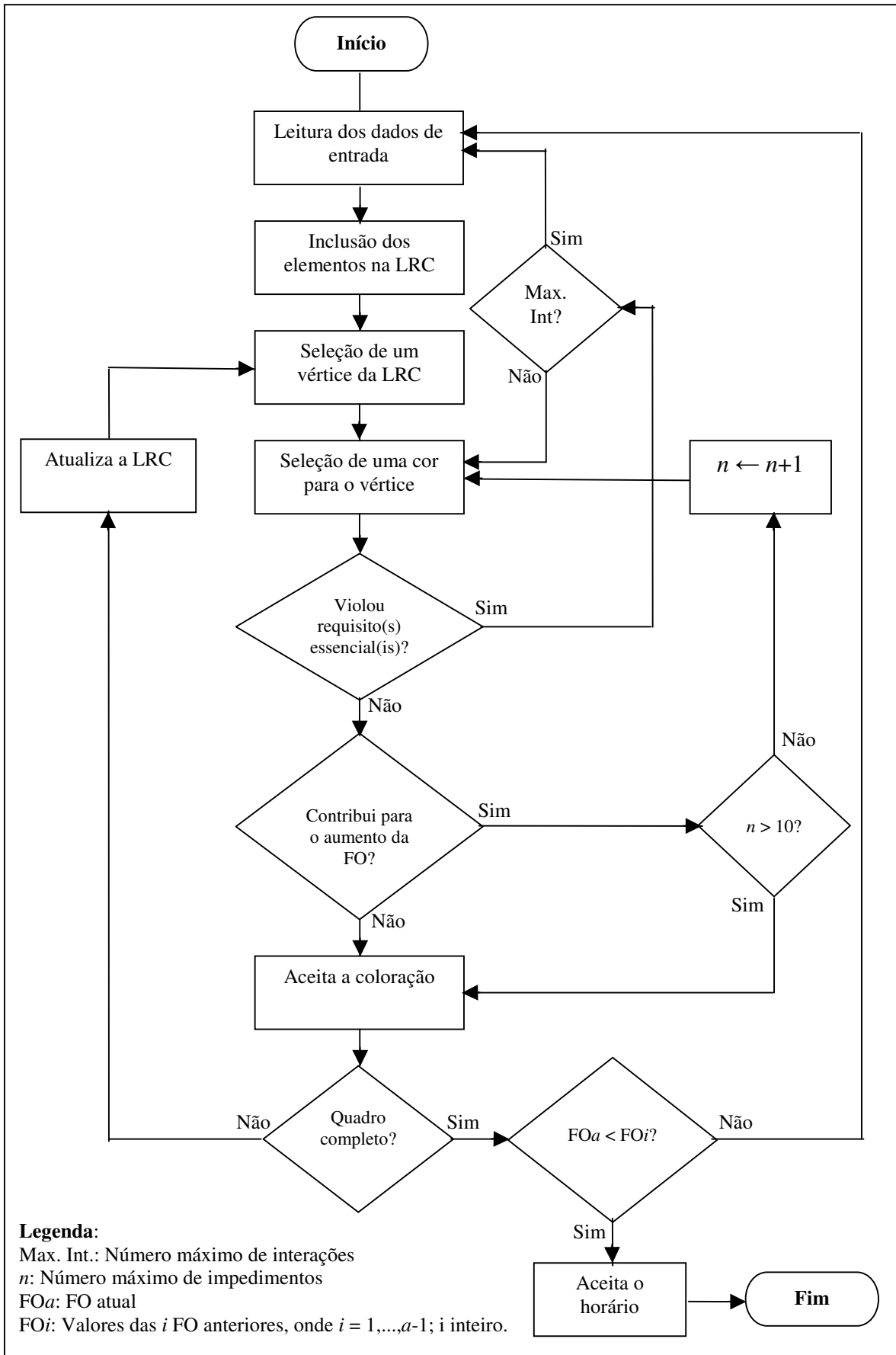


FIGURA 27. Esquema do algoritmo proposto.

Como se pode notar (FIGURA 27), o algoritmo segue os seguintes passos:

- 1) Leitura dos dados de entrada (Inicializar variáveis);
- 2) Ordenação e inclusão dos elementos na LRC;
- 3) Seleção de um vértice (elemento) da LRC;
- 4) Seleção de uma cor para o vértice selecionado em 3;
- 5) Violou requisitos essenciais? Sim, passo 6. Não, passo 7;
- 6) Número máximo de iterações? Sim, passo 1. Não, passo 4;
- 7) O movimento é de piora? Sim, passo 8. Não, passo 9;
- 8) $n > NMI$? Sim, passo 9. Não, $n \leftarrow n + 1$, passo 4;
- 9) Aceita coloração;
- 10) Quadro completo? Sim, passo 11. Não, atualizar LRC, passo 3;
- 11) É a menor das funções até então? Sim, passo 12. Não, passo 1;
- 12) Aceitar horário;
- 13) Fim.

4.3.4.4 Sistema de Informação (tutorial: input e output)

Alguns autores, entre os quais **Schaefer (1999)**, **Souza (2000)** e **Werra (1985)**, acreditam que os PPH não podem ser completamente automatizados, pois, existem peculiaridades, inerentes a certas instâncias, que não podem ser facilmente algoritmizadas e cuja inclusão tornaria um quadro melhor do que outro. Consideram a intervenção humana algo de muito positivo, pois uma vez que o espaço de soluções é vasto, o abalçamento manual pode conduzir as buscas a regiões mais promissoras.

Acrescento às considerações supracitadas, o fato de que muitas das situações enfrentadas na construção de um quadro de horários não são previstas e, portanto, não são algoritmizadas, ocorrendo somente após a definição dos professores e disciplinas para os mesmos.

O sistema desenvolvido prevê algumas circunstâncias, das quais a principal é a pré-alocação de professores que só dispõem de determinados horários disponíveis equivalentes à sua carga-horária.

O principal objeto usado na manipulação de dados e na visualização das informações geradas por este software é o *stringgrid*. O *stringgrid* é um objeto que pode ser usado para visualização de informações em um software. O *stringgrid*, em sua essência, possui as mesmas características das matrizes, ou seja, as informações nele contidas estão dispostas em linhas e colunas. Nesta tela existem três *stringgrid* visíveis em tempo de execução: O primeiro está destinado à visualização da agenda dos professores, o segundo recebe o nome dos professores suas respectivas cargas-horárias por turma e carga horária total e, o terceiro mostra um extrato da situação (janelas, aulas quebrada e etc.) individual dos professores sempre que um horário é gerado.

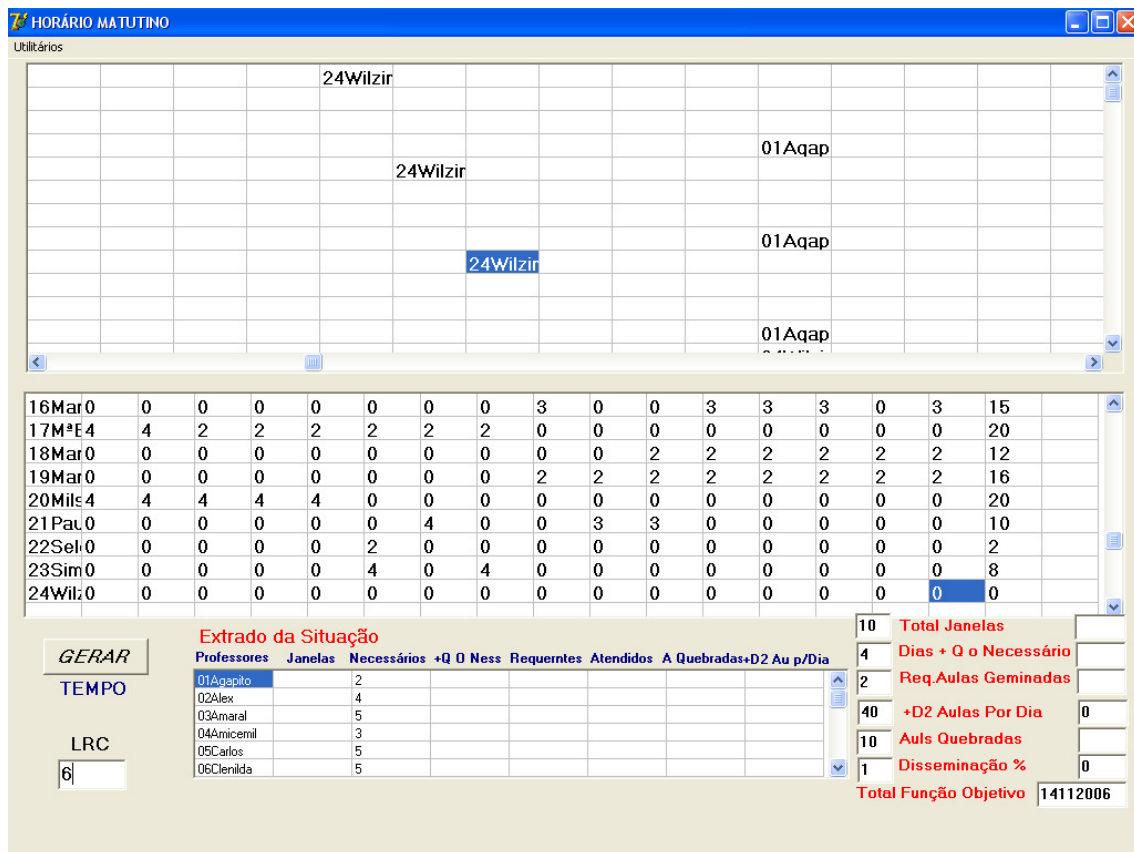


FIGURA 28. Pré-alocação dos professores.

A figura acima mostra, no primeiro *stringgrid*, a pré-alocação das aulas da professora Wilzimar para os primeiros horários e do professor Agapito para os últimos horários nos três primeiros dias do ciclo. Supondo que tal configuração tenha sido requerida pelos referidos professores, basta clicar no botão *gerar* para que o sistema tente encontrar um

quadro completo, viável, sem mudanças nas pré-aloções. No segundo *stringgrid* estão dispostos os professores, suas cargas-horárias por turma e o cálculo da carga horária total proveniente da matriz C descrita na seção 4.3.2.3.

Na figura abaixo se encontra o horário gerado, mantendo-se inalteradas as pré-aloções. Os demais professores foram dispostos no quadro procurando-se atender às variáveis críticas de sucesso.

No terceiro *stringgrid* é apresentado um relatório da situação de cada professor: número de janelas, dias necessário, dias mais que o necessário, requerimento de aulas geminadas, número de atendimentos de aulas geminadas, aulas quebradas e mais de duas aulas por dia para uma mesma turma. Entende-se por aulas quebradas, duas aulas de um mesmo professor para uma mesma turma, no mesmo dia, interrompidas por qualquer intervalo de tempo, seja ele recreação ou qualquer outra atividade do professor.

The screenshot shows a software window titled '13Hilton' with a menu bar containing 'Utilitários', 'Salvar Horário', 'Restaurar Sistema', 'Pré-Alocação', and 'Ajuste Manual/Horário Individual'. Below the menu is a large grid of text representing a schedule, with columns of names and numbers. At the bottom, there is a summary table titled 'Extrato da Situação'.

Professores	Janelas	Necessários	+Q	0	Ness	Requerntes	Atendidos	A	Quebradas+D2	Au p/Dia
02Alex	4	4	1	0	0	0	0	0	0	0
03Amaral	0	5	0	-1	1	0	0	0	0	0
04Amicemil	1	3	2	0	0	0	0	0	0	0
05Carlos	0	5	0	-1	0	0	0	0	0	0
06Clenilda	1	5	0	-1	1	0	0	0	0	0
07Dilame	0	5	0	-1	0	0	0	0	0	0

10	Total Janelas	23
4	Dias + Q o Necessário	20
2	Req. Aulas Geminadas	4
40	+D2 Aulas Por Dia	0
10	Aulas Quebradas	4
1	Disseminação %	80
	Total Função Objetivo	344

FIGURA 29. Resposta do algoritmo após a pré-aloção.

Ainda nesta tela é possível visualizar a situação geral e o tempo decorrido para geração do horário e o valor da função objetivo, bem como realizar alterações nos pesos das variáveis e no tamanho da LRC. Na palheta utilitário (canto superior esquerdo) é possível acessar os menus:

- Salvar horário: neste item é possível salvar um horário elaborado pelo sistema ou modificado pelo usuário.
- restaurar sistema: Atualizar o sistema, caso tenha ocorrido modificações no quadro de profissionais, por exemplo.
- pré-alocação: Inserir no sistema, a agenda fixa de professores.
- ajuste manual/horário individual: realizar o ajuste manual ou visualizar a agenda dos professores.

The screenshot shows the '13Hilton' software interface. At the top, there is a list of professors and their associated data. Below this, there are two individual scheduling grids: '01 Agapito' and 'Horário Individual' for '24 Wilzimar'. The '01 Agapito' grid shows three blue squares in the first three rows of the first column, indicating pre-allocated classes. The 'Horário Individual' grid shows a blue square in the first row of the first column. Below the grids is a summary table titled 'Extrato da Situação'.

Professores	Janelas	Necessários	+Q	O	Ness	Requerntes	Atendidos	A	Quebradas+D2	Au p/Dia
02Alex	4	4	1	0	0	0	0	0	0	0
03Amaral	0	5	0	-1	1	0	0	0	0	0
04Amicemil	1	3	2	0	0	0	0	0	0	0
05Carlos	0	5	0	-1	0	0	0	0	0	0
06Clenilda	1	5	0	-1	1	0	0	0	0	0
07Dilame	0	5	0	-1	0	0	0	0	0	0

Summary statistics on the right side of the interface:

- Total Janelas: 23
- Dias + Q o Necessário: 20
- Req. Aulas Geminadas: 4
- +D2 Aulas Por Dia: 0
- Auls Quebradas: 4
- Disseminação %: 80
- Total Função Objetivo: 344

FIGURA 30. Ajuste manual e horários individuais.

Observe que foi respeitada a pré-alocação dos professores Wilzimar e Agapito. Agapito tinha apenas três aulas na turma 15 e foi alocado para o último horário nos três primeiros dias do ciclo semanal; Wilzimar teve suas aulas pré-allocadas no primeiro

horário de cada dia do ciclo. O número, dentro do stringgrid, representa a turma que está sendo atendida naquele dia e horário, no exemplo da professora Wilzimar as turmas 9, 10, 11, 15 e 16, uma aula em cada.

CAPÍTULO 5

ANÁLISE DOS RESULTADOS

Neste capítulo se discutem os resultados alcançados com o processamento de horários para a escola objeto de estudo utilizando o método GRASP e GRASP modificado e apresenta-se a configuração do microcomputador utilizado em tal procedimento.

5.1 Configuração do microcomputador utilizado

O sistema foi testado em um microcomputador PC AMD Sempron™ Processador 2500+1.4GHz, 512 MB RAM sob o sistema operacional Microsoft Windows XP 2002.

O programa utiliza como dados de entrada o nome dos professores e sua respectiva carga horária por turma. Acrescenta-se que existe a opção de pré-alocação, utilizada nos casos em que há uma limitação pré-existente acerca da disponibilidade de um ou outro professor.

5.2 Resultados e discussão

A fim de verificar se a inclusão dos PCAs na primeira fase do método GRASP contribui para a minimização da Função Objetivo, testa-se a significância das diferenças entre médias da Função Objetivo, considerando uma distribuição normal, $\bar{X} \sim N(\mu, \sigma^2)$, para dados pareados, em dois momentos distintos (antes e pós a inserção dos PCA), utilizando o teste estatístico *t de Student*.

A Função Objetivo de cada “método/ano/turno” considerada foi a menor entre 50 soluções apresentadas, desconsiderando *outliers*. Consideraram-se *outliers* valores inferiores ao limite inferior (L_i) e superiores ao limite superior (L_s) da amostra (TRIOLA, 2004). A identificação de possíveis *outliers* foi feita através da análise gráfica *Box Plot*⁹. Foi utilizado para tanto o *software* estatístico MINITAB.

⁹ Box Plot (ou desenho esquemático) é um gráfico cuja análise oferece uma idéia de posição, dispersão, assimetria, curtose e valores discrepantes. Para tanto, utiliza cinco medidas estatísticas: valores mínimo e máximo, mediana e primeiro e terceiro quartil da variável quantitativa. Nesta pesquisa a análise do Box Plot se limitou à identificação de valores discrepantes (*outlier*); identificados por asteriscos no desenho esquemático.

Nas FIGURAS 31 e 32 vêem-se os *Box Plot* da 1ª fase dos métodos GRASP e GRASP modificado do ano 2004.

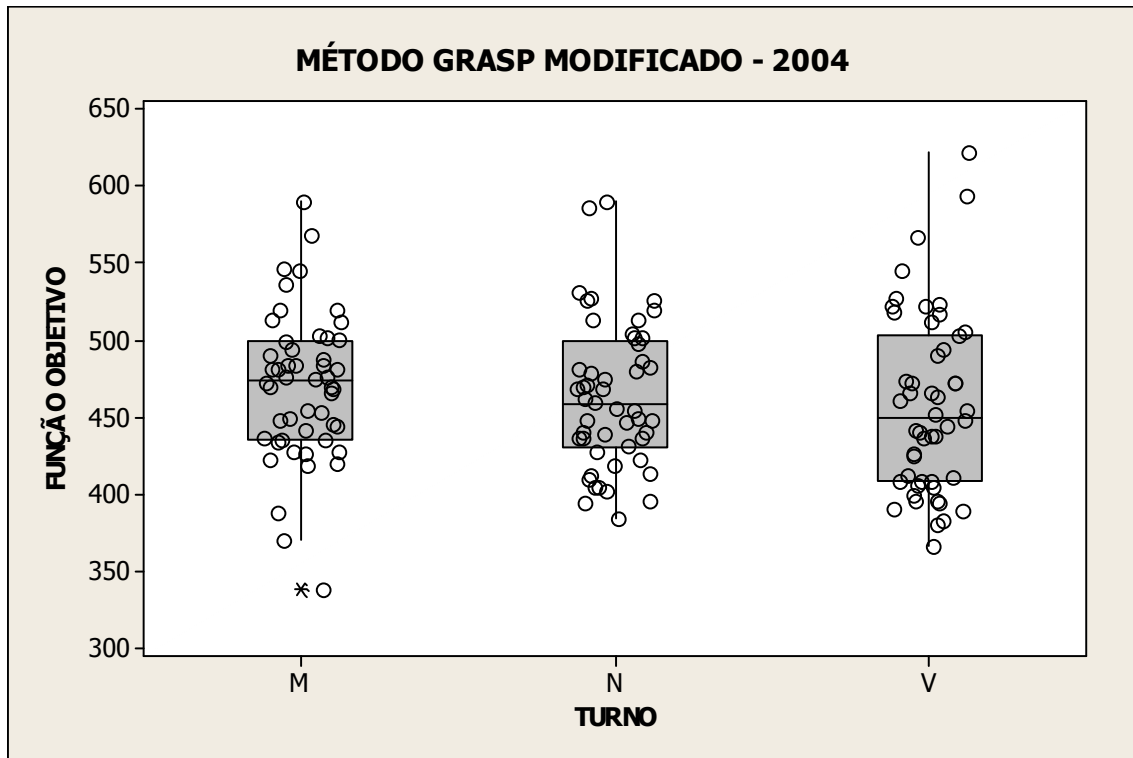


FIGURA 31. *Box Plot* – 1ª fase método GRASP modificado 2004.

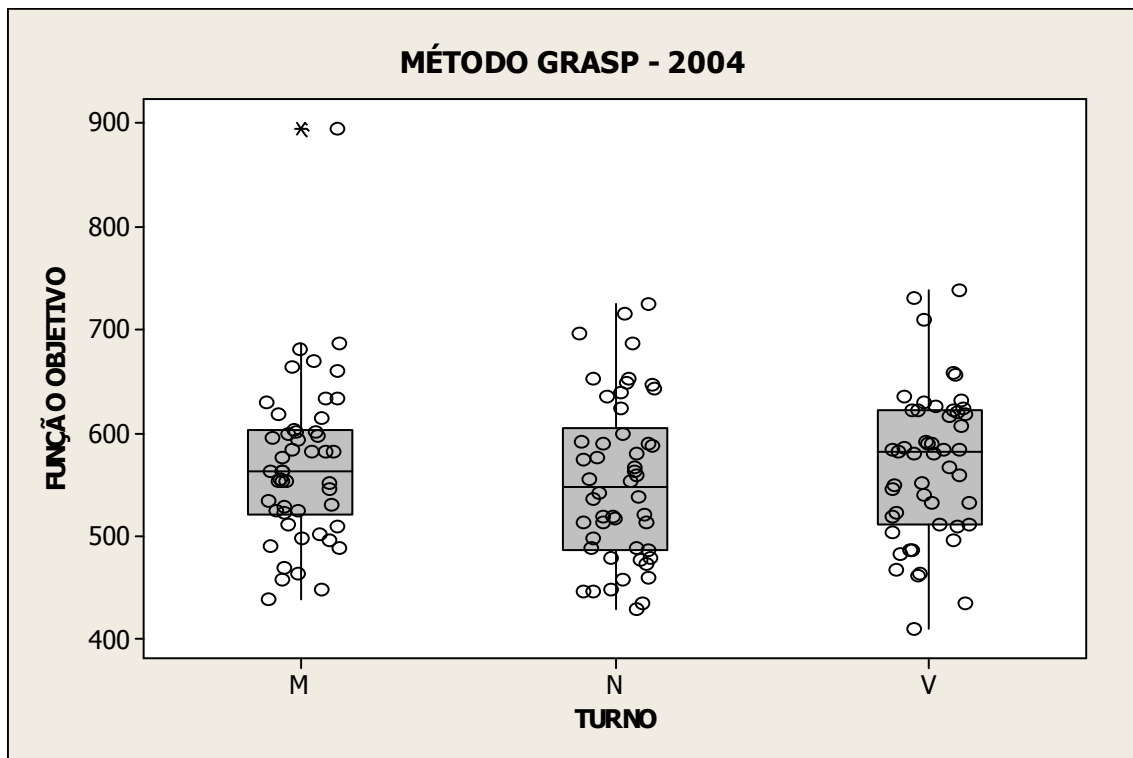


FIGURA 32. *Box Plot* – 1ª fase método GRASP 2004.

Consideraram-se, portanto, as seguintes Funções Objetivo (TABELA 4):

TABELA 4 Função Objetivo considerada – 2004

Método	2004		
	Matutino	Vespertino	Noturno
Grasp modificado	370	366	384
Grasp	438	410	428

Nas FIGURAS 33 e 34 vêem-se os *Box Plot* da 1º fase dos métodos GRASP e GRASP modificado do ano 2005.

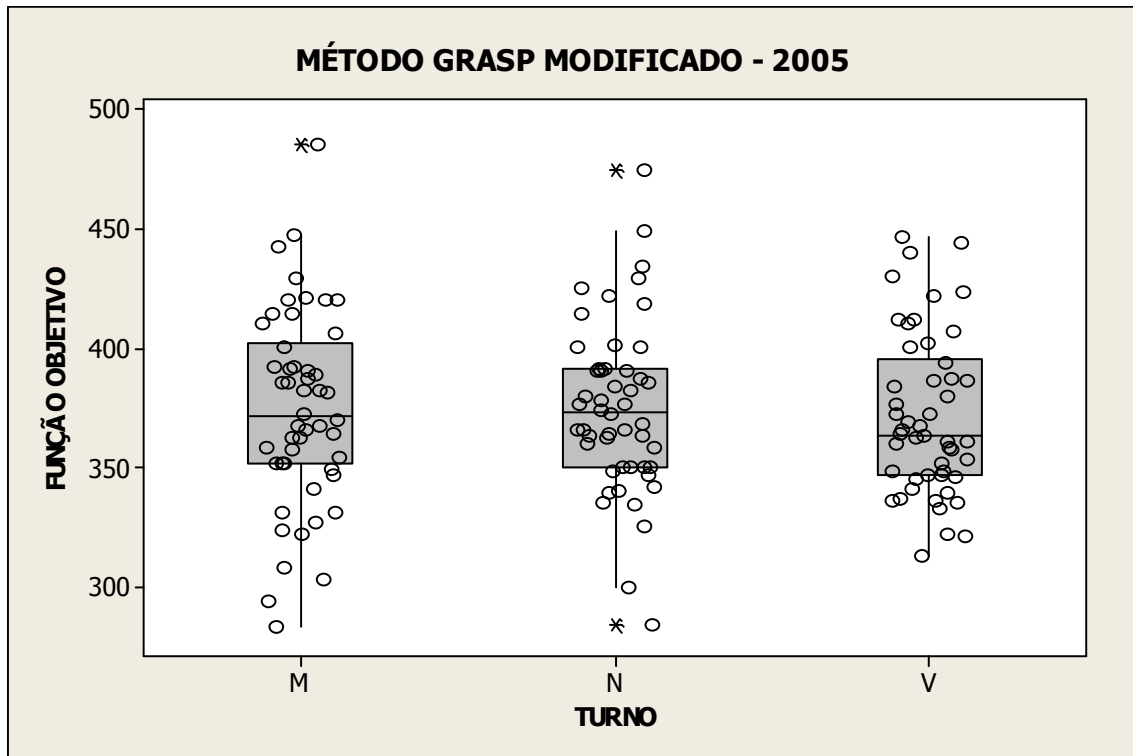


FIGURA 33. *Box Plot* – 1º fase método GRASP modificado 2005.

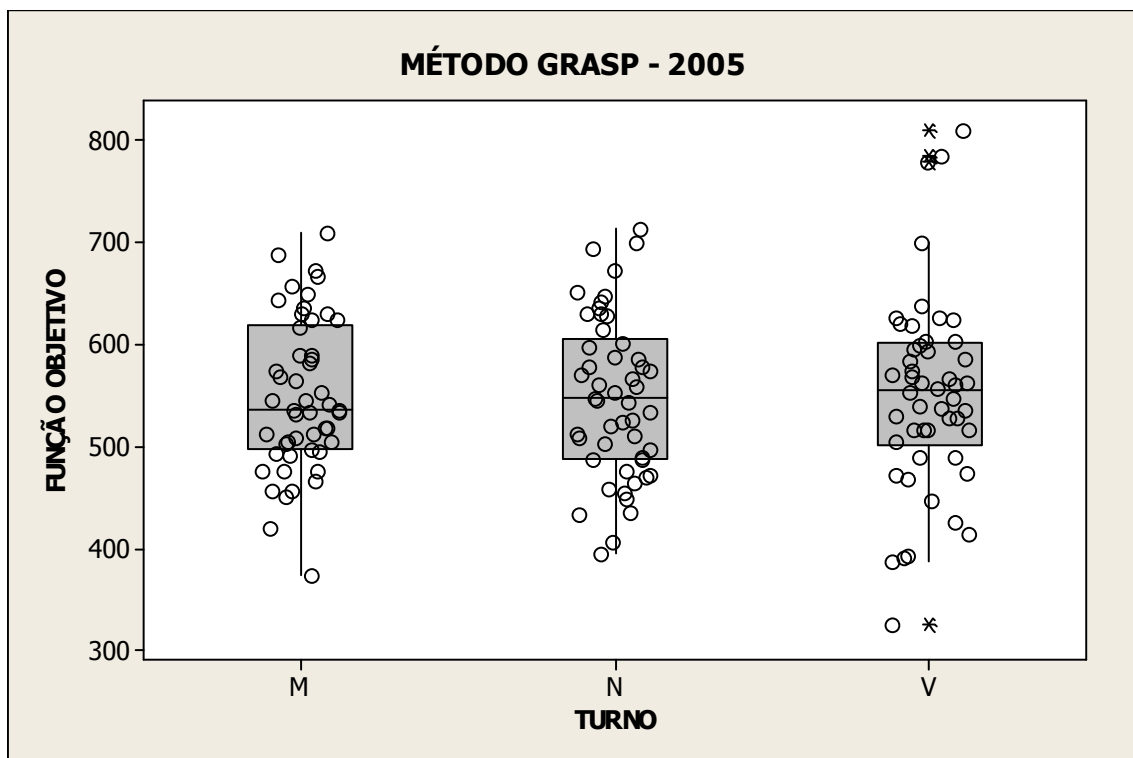


FIGURA 34. Box Plot – 1º fase método GRASP 2005.

Consideraram-se, portanto, as seguintes Funções Objetivo (TABELA 5):

TABELA 5 Função Objetivo considerada – 2005

Método	2005		
	Matutino	Vespertino	Noturno
Grasp modificado	283	313	300
Grasp	374	386	394

Nas FIGURAS 35 e 36 vêem-se os Box Plot da 1º fase dos métodos GRASP e GRASP modificado do ano 2006.

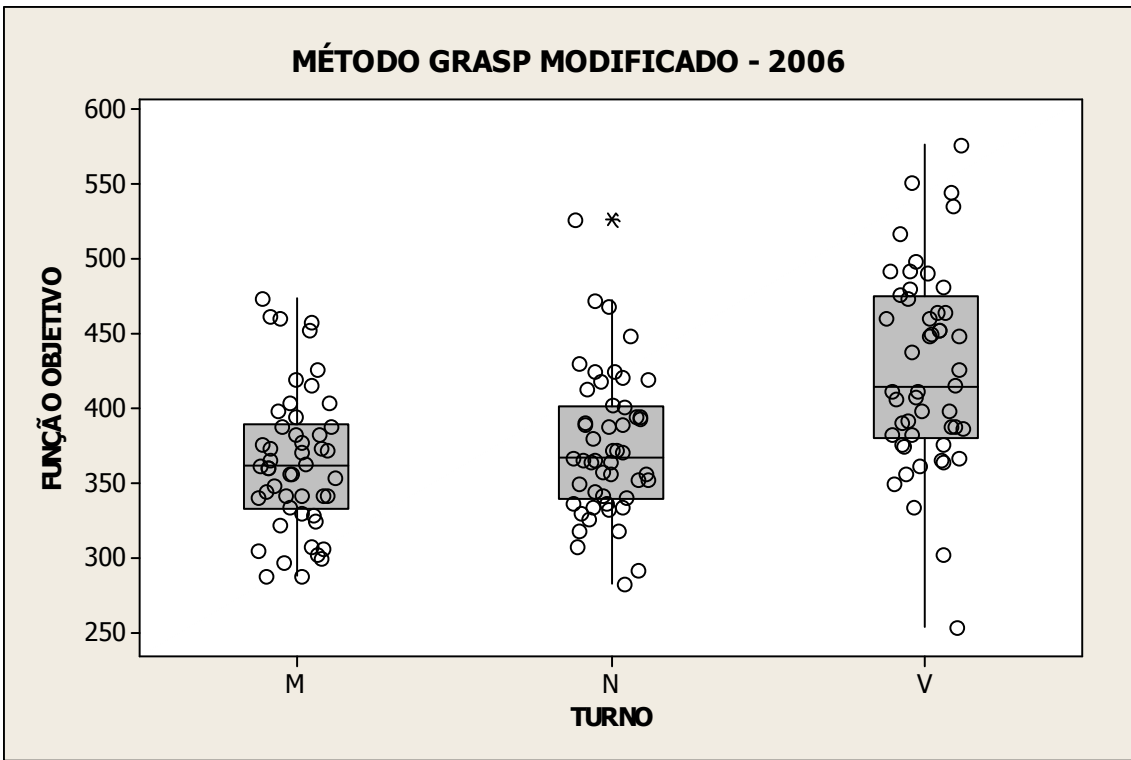


FIGURA 35. Box Plot – 1º fase método GRASP modificado 2006

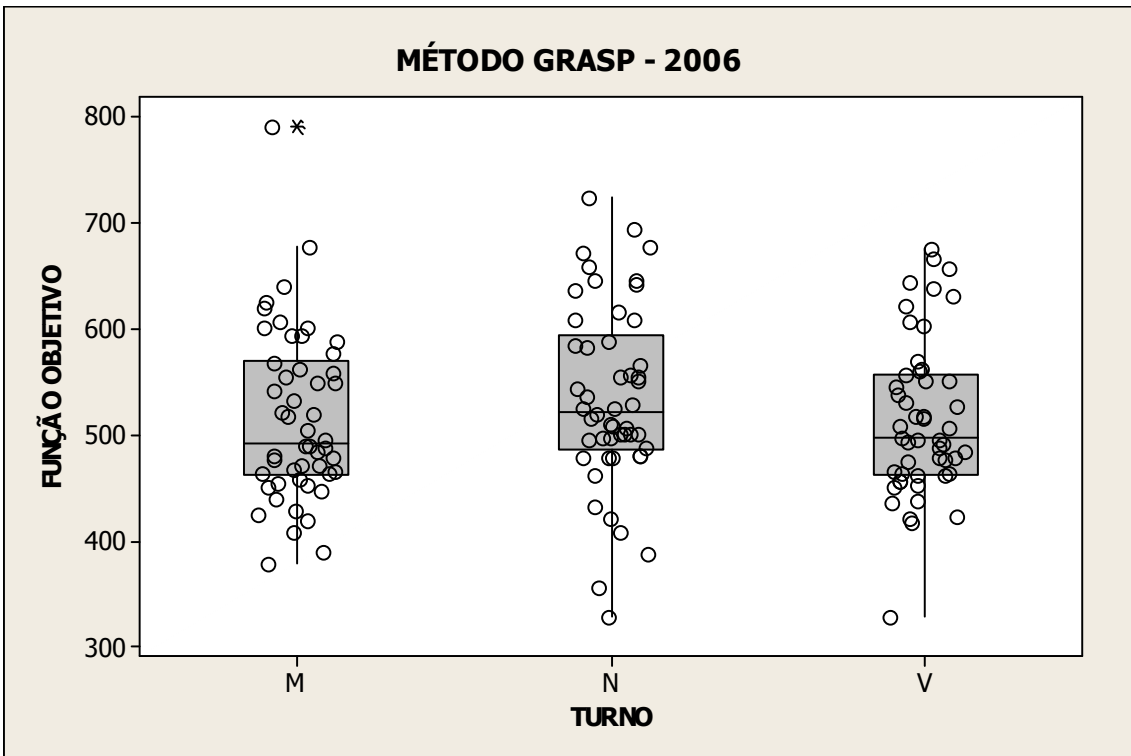


FIGURA 36. Box Plot – 1º fase método GRASP 2006

Consideraram-se, portanto, as seguintes Funções Objetivo (TABELA 6):

TABELA 6 Função Objetivo considerada – 2006

Método	2006		
	Matutino	Vespertino	Noturno
Grasp modificado	288	253	283
Grasp	378	328	328

Observou-se o roteiro sugerido para teste de hipótese disposto em Gujarati (2000).

Hipóteses:

$$H_0 : \mu_d \geq 0$$

$$H_1 : \mu_d < 0$$

Onde:

$$\mu_d = M_{FOGM} - M_{FOG}$$

H_0 = A inserção de PCA no método GRASP não promoveu a minimização da Função Objetivo significativamente.

H_1 = A inserção de PCA no método GRASP promoveu a minimização da Função Objetivo significativamente.

Nível de significância:

$$\alpha = 0,01$$

Variável de teste:

Como a amostra tem menos de 30 elementos, ($n = 9$), a variável de teste utilizada foi t_{n-1} da distribuição *t de Student*.

Regras de decisão:

Rejeitar H_0 se $t_0 < t_c$; caso contrário, não rejeitar H_0 .

Onde:

t_0 = Valor da estatística t observado

t_c = Valor obtido na tabela de distribuição t de Student, para uma variável de teste t_{n-1} e nível de significância $\alpha = 0,01$, para teste unicaudal à esquerda, pois a expectativa *a priori* é de que uma média seja inferior à outra.

Resultados do teste t de Student:

Valor obtido na tabela de distribuição t de Student (t_c):

$$t_c = t_{n-1;crítico} = t_{9-1;0,01} = t_{8;0,01} = -t_{8;0,01} = -2,896$$

Portanto, para valores maiores que - 2,896 aceita-se H_0 (ou seja, a inserção de PCA no método GRASP não fez efeito na Função Objetivo, pois a diferença entre as médias é nula), com 99% de confiança. Para valores menores, rejeita-se a hipótese nula (ou seja, a média diminuiu significativamente). A probabilidade de rejeitar H_0 sendo ela verdadeira (erro do tipo I) é de 1 em 100.

Valor da estatística t observado (t_0):

Diferença média (\bar{d}):

$$\bar{d} = \frac{\sum di}{n} = -69,33$$

Desvio padrão da diferença média (S_d):

$$S_d = \sqrt{\frac{\sum d_i^2 - [(\sum d_i)^2 / n]}{n-1}} = 20,7$$

Estatística t observado:

$$t_{n-1} = \frac{\bar{d}}{(S_d / \sqrt{n})} \longrightarrow t_{9-1} = t_8 = \frac{-69,3}{(20,7 / \sqrt{9})} = -10,048$$

Decisão:

Como se observou $t_0 < t_c$, portanto rejeita-se H_0 , a 1% de significância.

Conclui-se, então, com 99% de confiança, que há indícios de que a inserção de PCA no método GRASP contribuiu para a minimização da Função Objetivo no período analisado.

CAPÍTULO 6

CONCLUSÕES

Este capítulo traz as conclusões obtidas nesta pesquisa. Com a finalidade de responder ao problema formulado, inicialmente foram definidos objetivos intermediários a serem percorridos para o alcance do objetivo final; são eles:

- (1) Identificar, a partir da revisão da literatura acerca de métodos heurísticos utilizados na resolução de problemas de *timetabling*, uma boa abordagem, em uma relação de custo e benefício, que atenda ao problema de pesquisa proposto;
- (2) estabelecer as variáveis críticas de sucesso para formulação de horário de aulas do tipo “professor-turma”;
- (3) definir os PCA no método GRASP que contribuam para a aproximação, na fase de construção, do valor da função objetivo com o mínimo local correspondente;
- (4) delinear a função objetivo do método heurístico definido em (1) e parametrizado em (3);
- (5) criar um sistema de informação para os elaboradores de horário;

Estes objetivos intermediários conduzem à consecução do objetivo final: verificar as implicações da inserção dos PCA no método GRASP, em problemas inerentes à programação de horário do tipo “professor-turma”.

Como se viu, cumpriu-se o objetivo específico (1) no Capítulo 2; os objetivos específicos de (2) ao (5), no Capítulo 4.

O presente estudo mostrou (Capítulo 5) que há indícios de que a inserção de PCA no método GRASP tendem a contribuir para a minimização da função objetivo na 1º fase do método GRASP, conforme confirmado pelo teste de significância das diferenças

entre médias da função objetivo da 1^o fase do método GRASP e do método GRASP Modificado (com a inclusão de PCA).

Por fim, é importante destacar que este estudo teve como base uma única instituição, inserida em um tipo específico de problema inerente à programação de horários (“professor-turma”). Sugere-se, portanto, que outros estudos sejam desenvolvidos para investigar o mesmo tipo de problema de programação de horário, em instituições com características distintas, e outros tipos de problema de programação de horário, possibilitando a ampliação da compreensão sobre as implicações da inserção de PCA na minimização da função objetivo da 1^o fase do método GRASP.

Destaco também que o acompanhamento da construção manual de um quadro de horários, por elaboradores experientes, não apenas evidencia conceitos e métodos, mas principalmente amplia os horizontes da abordagem do problema, apontando novas formas e diferentes caminhos para se alcançar o objetivo: resolver problemas de timetabling.

Como contribuição, no tratamento do problema, desenvolveu-se um algoritmo baseado nos trabalhos de Feo e Resende (1995), cujas principais modificações foram a inserção de parâmetros controladores da aleatoriedade do método GRASP. O sistema desenvolvido também conta com uma interface amigável gerando relatórios capazes de ajudar a tomada de decisão, realizar ajustes manuais entre outros processos, cumprindo assim, o item (5) dos objetos intermediários.

Por fim, foi possível observar que o bom desempenho de qualquer método está diretamente vinculado à correta calibragem dos parâmetros que a ele está associado.

REFERÊNCIAS

ABRAMSON, D.; ABELA, J., 1992, A Parallel Genetic Algorithm for Solving the School Timetabling Problem. In Proceedings of the 15th Australian Computer Science Conference. Hobart, Austrália.

ABRAMSON, D.; KRISHNAMOORTHY, M.; DANG, H., 1999, Simulated annealing cooling schedules for the school timetabling problem. *Asia-Pacific Journal of Operational Research*, v. 16, pp. 1-22.

AGUIAR, F. N.; HONORATO, G. S. C.; SANTOS, H. G.; OCHI, L. S., 2005, Metaheurística Busca Tabu para o Problema de Coloração de Grafos. *Anais do XXXVII SBPO – Gramado*, pg. 2497 – 2504.

ALOISE, D.; SILVA, M. M.; NORONHA, T. F., 2001, Uma abordagem sobre Estratégias Metaheurística. *Revista Eletrônica de Iniciação Científica (REIC)*, Ano I, Vol.I.

ARASTIAN A.; WERRA. D., 2002, A generalized class-teacher model for some timetabling problems. *European Journal of Operational Research*, 143:531–542.

AUST, R. J., 1976, “An Provement Algoritm for School Timetabling”, *The Computer Journal*, vol.19, no. 4, pp. 339 – 343.

BARDADYM, V. A., 1996, *Computer-Aided School and University Timetabling: The New Wave*, *Lecture Notes in Computer Science*: 1153:22-45.

BOAVENTURA NETTO, P. O., 2003, *Grafos – Teoria, Modelos, Algoritmos*. 3 ed. São Paulo, Edgard Blücher.

BOAVENTURA NETTO, P. O.; Silva, G. C.; Pereira, R. S.; Jurkiewicz, S.; Meirelles, L. A., 2006, *Programação de Horários com Reservas no Curso de Graduação em Engenharia de Produção da UFRJ – Anais XXXVIII SBPO*.

BRESLAW, J. A., 1976, A Linear Programming Solution to the Faculty Assignment Problem. *SocioEconomic Planning Science* 10: 227–230.

BRIGGS, P., COOPER, K., KENNEDY, K. and TORCZON, L., 1989, Coloring heuristics for register allocation. In *ASCM Conference on Program Language Design and Implementation*, pp.275-284.

BRITTAN J. N. G.; FARLEY F. J. M., 1971, College timetable construction by computer. *The Computer Journal*. 14, 361–365

CARTER, M. W. and TOVEY C. A., 1989, When is the classroom assignment problem hard? *Operations Research*, 40(1S):28 - 39.

- CISCON, L. A.; OLIVEIRA, A. C.; HIPÓLITO, T. R.; ALVARENGA, G. B.; ROULLIER, A. C., 2005, O Problema de Geração de Horários: um Foco na Eliminação de Janelas e Aulas Isoladas. In: XXXVIII Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional. Gramado - RS.
- DARWIN, C., 1859, *On the Origin of Species*. 1st edition, Harward University Press, MA.
- DOWSLAND, K. A., 1993, *Simulated Annealing, Modern Heuristic Techniques for Combinatorial Problems*, Blackwell Scientific Publications, 20-69.
- DUCAN, A. K., 1964, “Further Results on Computer Construction of School Timetables”, *Comm. of the ACM*, vol.7, no.6, pp.160 – 163.
- CARLSON, C. R. and NEHAUSER, G. L., 1966, “Scheduling to Minimize interaction cost”, *Operations Research*, vol4, pp. 52 – 58.
- CARTER, M. W., 1986, A Survey of Practical Applications of Examination Timetabling Algorithms. *Operations Research* 34(2): 193–202.
- CORTES, M. B. S., 1996, Algoritmos genéticos em problemas de programação não linear contínua. Tese (Doutorado) - Universidade Federal de Santa Catarina, Florianópolis.
- COSTA, F.P., 2003, Programação de Horários em Escolas via GRASP e Busca Tabu. Monografia, UFOP, Ouro Preto.
- COSTA, D., 1994, “A tabu search algorithm for computing an operational timetable”. *European Journal of Operational Research*, 76:98-110.
- COSTA, D. M. B., 1994, Distribuição das cargas horárias de professores em uma instituição de ensino. Curitiba. 55 f. Monografia (Especialização em Matemática Aplicada) – Setor de Ciências Exatas, Universidade Federal do Paraná.
- COLORNI A.; DORIGO, M.; MANIEZZO, V., 1998, Meta-heuristics for high school timetabling. *Computational Optimization and Applications* , v. 9, p. 275-298.
- DINKEL, J. J.,MOTE, J. & VENKATARAMANAN, M. A., 1989, An Efficient Decision Support System for Academic Course Scheduling. *Operations Research* 37(6): 853–864.
- DRABIK, W. R., 1984, “Algoritmo de Backtrack e o Problema do Horário”, Rio de Janeiro, UFRJ, 138p. Tese Mestrado.
- EVEN, S., ITAI, A. and SHAMIR, A., 1976, “On the complexity of timetabling and multicommodity flow problems”, *SIAM Journal of Computation*, 5:691-703.
- EVANS, J. R.; MINIEKA, E., 1978, *Algorithm for Network and Graphs*. USA, Marcel Dekker.
- FANG, H., 1994, *Genetic Algorithms in Tametabling Problems*, PhD Thesis, University of Edinburg.

FEO, T.A. and RESENDE, M.G.C.,1995, “Greedy randomized adaptive search procedures”, *Journal of Global Optimization*, 6:109-133.

FERLAND, J. A. & ROY, S., 1985, Timetabling Problem for University as Assignment of Activity to Resources. *Computers and Operational Research* 12(2): 207–218.

FERNANDES, C., CALDEIRA, J., 2002, Infected Genes Evolutionary Algorithm for School Timetabling. WSES.

FRIDEN, C.; Hertz, A. and de Werra, D., 1989, STABULUS: A technique for finding stable sets in large graphs with tabu search. *Computing* 42:35 - 44.

FERLAND, J. A.& ROY, S., 1985, Timetabling Problem for University as Assignment of Activity to Resources. *Computers and Operational Research* 12(2): 207–218.

GAMST, A., 1986, Some lower bounds for a class of frequency assignment problems. *IEEE Transactions of Vehicular Technology* 35 (1):8-14.

GAREY, M.R. and JOHNSON, D.S., 1979, *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-completeness*, WH Freeman & Co, San Francisco.

GIL, A. C., 2002, *Como elaborar projetos de pesquisa*. 3 ed. São Paulo: Atlas.

GLAZAR, J. E.; FERREIRA, J. C. S., 2005, Definição de Parâmetros na Utilização de Metaheurísticas para a Programação de Horários Escolares. *Revista Educação e Tecnologia*. Ano I, N. I.

GLOVER, F., 1986, Future paths for Integer Programming and links to Artificial Intelligence. *Computers and Operations Research*, v. 5, pp. 553-549.

GOLDBERG, D. E., 1989, *Genetic algorithms in search, optimization, and machine learning*. Addison-Wesley Publishing Company, Inc. Massachusetts.

GOTLIEB. C., 1962, The Construction of Class-Teacher Timetables. *Proceedings of the IFIP Congress*, pages 73-77, Amsterdam.

GUJARATI, D. N. *Econometria básica*. São Paulo: Makron, 2000

HALE, W. K., 1980, Frequency assignment: Theory and applications. *Proceedings of the IEEE* 68(12):1497-1514.

GRIFFITH, B. A., 1966, “Remarks on a Computer Program for the Construction of School Timetables”, *Comm. of the ACM*, vol.9, no.1, pp. 35.

HANSEN, P., JAUMARD, B., 1986, Minimum sum of diameters clustering. *J of Classification*, 4, 2.

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

- HERTZ, A. and WERRA, D., 1988 “Using Tabu Search Techniques for Graph Coloring,” *Computing*, vol. 39, pp. 345-351.
- HERTZ, A., 1992, Finding a feasible course schedule using tabu search. *Discrete Applied Mathematics*, v. 35, pp. 225-270.
- HOLLAND, J. H., 1975, *Adaptation in Natural and Artificial Systems*, University of Michigan Press, Ann Arbor, MI.
- KIRKPATRICK, S.; GELATT, Jr. D. D.; VECCHI, M.P., 1983, Optimization by simulated annealing. *Science*, v 220, p. 671-680.
- KORMAN, S. M., 1979, The graph-coloring problem. In Christofides, N. ; Mingozi, A.; Toth, P. and Sandi, C. editors, *Combinatorial Optimization*: 211-235. JohnWiley & Sons, Inc., New York.
- LEIGHTON, F. T., 1979, A graph coloring algorithm for large scheduling problems. *Journal of Research of the National Bureau of Standards* 84: 489-506.
- MATA, S.S., 1989, O problema de horário na escola de segundo grau: modelagem e implementação. Dissertação de mestrado, Programa de Eng. de Sistema e Computação, COPPE/UFRJ, Rio de Janeiro.
- MCCLURE, R. H. & WELLS, C. E., 1984, A Mathematical Programming Model for Faculty Course Assignment. *Decision Science* 15: 409–420.
- MICHALEWICZ, Z.; SCHOEMAUER, M., 1996, Evolutionary algorithms for constrained parameter optimization problems. *Evolutionary Computation*. v. 4, p 1-32.
- MULVEY, J. M., 1982, A classroom/time assignment model. *European Journal of Operational Research*, 9:64 - 70.
- NEUFELD, G. A.; TARTAR, J., 1974, Graph coloring conditions for existence of the solution to the timetabling problem. *Communications of the ACM*, n. 17, v. 8 , p. 450-453.
- NORONHA, T.F., 2000, Uma Abordagem sobre Estratégias Metaheurísticas. Projeto Orientado – Universidade Federal do Rio Grande do Norte. Rio Grande do Norte. Disponível em: <http://www.sbc.org.br/reic/edicoes/2001e1/cientificos/ Uma Abordagem sobreEstrategi sMetaheurísticas.pdf>
- OLIVEIRA, H. C. B., 2005, Algoritmo Evolutivo no Tratamento do Problema de Roteamento de Veículos com Janela de Tempo. UFLA. Lavras - MG.
- PAPADIMITRIOU, C. H. & STEIGLITZ, K., 1982, *Combinatorial Optimization: Algorithms and Complexity*. Englewood Cliffs, New Jersey: PrenticeHall.
- PAPOULIAS, D. B., 1980, The Assignment-to-Days Problem in a School Time Table, a Heuristic a Approach. *European Journal of Operational research* 4: 31-41.
- RIBEIRO FILHO, G., 1996, Uma heurística Construtiva para Coloração de Grafos. Master thesis, INPE.

SCHAEFER, A., 1999, "A survey of automated timetabling", *Artificial Intelligence Review*, 13:87-127.

SCHAERF, A., 1996, Tabu search techniques for large high school timetabling problems. In: *National Conference on Artificial Intelligence*, 13, Portland. Proceedings. Portland: MIT Press, 1996. v. 1, p. 363-368.

SELIM, S. M., 1983, An Algorithm for Producing Course and Lecture Timetables. *Computers & Education* 7: 101–108.

SILVA, A. S. N., 2005, Estudo e Implementação, mediante Recozimento Simulado, do Problema de Alocação de Salas. UFLA. Lavras - MG.

SMITH, G., 1975, "On Maintenance of the Opportunity List of School Class-Teacher Timetable Problem", *Comm. of the ACM*, vol.18, no. 4, pp. 203 – 208.

SOUZA, M.J.F., 2000, "Programação de horários em escolas: uma aproximação por metaheurísticas", Tese de Doutorado, Programa de Engenharia de Sistemas e Computação, UFRJ, Rio de Janeiro.

SOUZA, M. J. F. et al., 2002, Um Algoritmo Evolutivo Híbrido para o Problema de Programação de Horários em Escolas. UFOP.

SOUZA, M. J. F.; MACULAN, N; OCHI, L. S., 2001, Uma heurística para o problema de programação de horários em escolas. In: CONGRESSO NACIONAL DE MATEMÁTICA APLICADA E COMPUTACIONAL, XXIII, São Carlos-SP.

SOUZA, M. J. F., OCHI, L. S., MACULAN, N., 2003, A Grasp-Tabu Search Algorithm for Solving School Timetabling Problems. In M. G. C. Resende and J. P. Souza, editors, *Metaheuristics: Computer Decision-Making*, Boston. Kluwer Academic Publishers.

SOUZA, M. J. F., 2005, *Inteligência Computacional para Otimização: Notas de aula*. UFOP, Ouro Preto. Disponível em: <http://www.decom.ufop.br/prof/marcone/InteligenciaComputacional/InteligenciaComputacional.ps>. Acesso em 01/04/2005.

TOMAZELA, M. G. 2003, Utilização de algoritmo genético para elaboração de grade horária. *IMAPES*, v. 1, n. 1, pp 28 – 33.

TRIOLI, M. F., 2005, *Introdução à Estatística*. São Paulo: LTC.

WERRA, D de., 1985, An introduction to timetabling. *European Journal of Operational Research Society*, v. 19, pp 151-162.

WERRA, D., 1997, The combinatorics of timetabling. *European Journal of Operational Research*, 96:504–513, 1997.

WERRA, D., 1990, Heuristics for Graph Coloring. In *Computational Graph Theory*, ed. Tinhofer, G. ; Mayr, E. ; Noltemeier, H. and Syslo, M., Springer-Verlag , Berlin, pp.191 - 208.

WERRA D. and GAY, Y., 1994, Chromatic scheduling and frequency assignment, *Discrete Applied Mathematics* 49, pp. 165 - 174.

WOOD, D. C., 1968, "A System for Computer University Examination Timetables", *The Computer Journal*, vol.11, pp. 41 – 47.

WREN, A., 1996, Scheduling, timetabling and rostering – a special relationship? in *The Practice and Theory of Automated Timetabling: Selected Papers from the 1st International Conference*, Lecture Notes in Computer Science. Berlin.

YIN, R. K., 2001, Estudo de caso. São Paulo: Bookman.

ANEXO A – MAPA DE CARGA HORÁRIA 2006

GOVERNO DE ESTADO DO ESPÍRITO SANTO		
SECRETARIA DE ESTADO DA EDUCAÇÃO		
MAPA DE CARGA HORÁRIA - ANO 2006		
Estabelecimento: Escola Estadual de Ensino Fundamental e Médio "Ecoporanga	Diretora: Sonia Regina Moreira Silva	
Endereço: Praça Tolentino Xavier Ribeiro 586, Centro - Ecoporanga (ES) - CEP 29850-000	Telefone: 3755-1328	

Nº de Ordem	Funcionário	Situação	Turno			Componente Curricular	Ensino Fundamental				E. Médio			Ed. Jovens e Adultos				Carga Horária Semanal				
			M	V	N		5ª	6ª	7ª	8ª	1ª	2ª	3ª	Ensino Médio Blocos				H/a 60"	PI	Total		
														BI	BII	BIII	BIV					
01	Alexsandro Pagotto	DT	x			Física	-	-	-	-	03	03	02							16		
				x		Física					03	02	02							14		
				x		Química					-	01								02		
					x	Química					02	02								08	10	50
02	Alzenir Agapito	DT		x		Matemática					01									03		
					x	Matemática					01	01								06	02	11
03	Ana Cristina Lopes Dal Col	DT	x			Inglês	03	02	02	02	03									12		
			x			Arte						01								01		
				x		Líng.Port.	02	02												16		
				x		Inglês	-	01			03									04	08	41
04	Ana Lúcia Fritz Viana	DT			x	Geografia					03	03	03							18	04	22
05	Andressa Loss	DT			x	Filosofia					02	03	03		01					10		
					x	Sociologia					02	03	03				01			10	05	25
06	Anelita Felício de Souza	EF		x		Geografia					03	02	02							14	03	17
07	Argentina Teófilo	DT			x	Matemática								01	01	02				16	04	20
08	Betânia Barbosa Coelho Alves	DT	x			Líng.Port.			01		01									07	01	08
09	Carlos Ferando Mourão	EF	x			Ed. Fís.	03	02	02	02	02									20		
				x		Ed. Fís.	02	03	02	01										16	09	45
10	Cátia Cirlene Rodrigues Correa	DT			x	Líng.Port.					02		03							15	03	18
11	Clenilda Maria Cristo DalCol	EF	x			Ciências	02	02	02											18		
				x		Ciências	01		02											09		
		DT		x		Ciências		03												09	09	45
12	Creni Santana de O. Pomaroli	DT	x			Biologia					03		02							05		
			x			Ciências	01													03		
				x		Biologia					03	02	02							07		
				x		Ciências	01													03	04	22
13	Cristiane Kretli	DT	x			Ed.Física					01	03	02							06		
				x		Ed.Física				01	03	02	02							09	03	18
14	Dilamnier Vilaça da S. Freitas	EF	x			Geografia				02	03	03	02							20	05	25
15	Dirleide Vilaça de Oliveira	EF	x			História	03	02	02	02										18		
				x		História	01													02		
		CHE		x		História	01	02	02	02										14	08	42

GOVERNO DE ESTADO DO ESPÍRITO SANTO

SECRETARIA DE ESTADO DA EDUCAÇÃO

MAPA DE CARGA HORÁRIA - ANO 2006

Estabelecimento : Escola Estadual de Ensino Fundamental e Médio "Ecopoaranga"

Diretora: Sonia regina de Paula

Endereço: Praça Tolentino Xavier Ribeiro 586, Centro - Ecoporanga (ES) - CEP 29850-000

Telefone: 3755-1328

Nº de Or dem	Funcionário	Situação	Turno			Compo nente Curricular	Ensino Fundamental				E. Médio			Ed. Jovens e Adultos				Carga Horária Semanal			
			M	V	N		5ª	6ª	7ª	8ª	1ª	2ª	3ª	Ensino Médio Blocos				H/a 60"	PI	Total	
														BI	BII	BIII	BIV				
16	Edirlene Dias Pereira	DT	x			Matemática							02						06	01	07
17	Elizângela Garcia de Souza	DT	x			Líng.Port.			01	02	01								15		
				x		Arte					02	02							04		
				x		Ed.Artíst.		01											02		
				x		Líng.Port.					01								03		
					x	Arte									01				02		
					x	Líng.Port.					02		01						13	09	48
18	Floriza Pereira da Silva	EF	x			Arte				03	02								05		
				x		Biologia					03								03		
				x		Ciências				02									06	03	17
19	Gabriela Feitosa Costa	DT	x			Geografia	02												04		
					x	Geografia									02				12	04	20
20	Geanne Darc de Vete A. DalCol	DT			x	Matemática						03	01						12	03	15
21	Hilton Reis da Silva	DT			x	Inglês				01			02			01			12	03	15
22	Joana Darc de S. M. Rodrigues	EF	x			Líng.Port.	03	02											20	05	25
23	Karla Andréia Cardoso	DT			x	Física				01				01		01			10	02	12
24	Laudinei Vieira de Almeida	DT			x	História								02					12	03	15
25	Leaci Vieira Onofre	DT	x			Sociologia				03	03	02							08	02	10
26	Luciano de Oliveira	DT			x	Matemática				02	02								12	03	15
27	Luciene de Souza	DT	x			Química				03	03	02							16		
				x		Ciências			02										06		
				x		Química				03	01	02							12		
					x	Química				01						01			05	09	48
28	Luiz Henrique de C. Cunha	DT			x	Química				01	03			02					20	05	25
29	Márcia Carina M. S. Machado	DT			x	Líng.Port.				01			01		01				13	03	16
30	Marciano de Almeida Vieira	DT		x		Matemática				02	02	02							18		
					x	Física				02	03	03							16	08	42
31	Maria Aparecida A. de Sá	DT	x			Filosofia				03	02	02							07		
						Sociologia				03	02	02							07	03	17
32	Maria das Graças A. Cordeiro	DT		x		Matemática	02	02	01										20	05	25

GOVERNO DE ESTADO DO ESPÍRITO SANTO

SECRETARIA DE ESTADO DA EDUCAÇÃO

MAPA DE CARGA HORÁRIA - ANO 2006

Estabelecimento: Escola Estadual de Ensino Fundamental e Médio "Ecopoaranga

Diretora: Sonia regina de Paula

Endereço: Praça Tolentino Xavier Ribeiro 586, Centro - Ecoporanga (ES) - CEP 29850-000

Telefone: 3755-1328

Nº de Or dem	Funcionário	Situação	Turno			Compo nente Curricular	Ensino Fundamental				E. Médio			Ed. Jovens e Adultos				Carga Horária Semanal			
			M	V	N		5ª	6ª	7ª	8ª	1ª	2ª	3ª	Ensino Médio Blocos				H/a 60"	PI	Total	
														BI	BII	BIII	BIV				
33	Maria Elisa Barbosa	EF	x			Geografia	01												02		
			x			Ed.Art.	03	02	02	02									18		
				x		Ed.Art.	01	02	02	02									14		
				x		Arte				01									01	08	43
34	Marilene Amaral Reis	EF	x			História				03	03	02							16		
				x		História					02								04	05	25
35	Marly Lucima A. dos Reis	EF			x	Líng.Port.				01			01		02				20	05	25
36	Marly Ferreira da Silva	DT	x			Filosofia				03	03	02							08		
					x	Filosofia				01									01		
					x	Sociologia				01									01	02	12
37	Meida Lisboa Ramos	DT	x			Geografia	02	02											08	02	10
38	Milsolange do Nascimento	EF	x			Matemática	03	02											20		
				x		Ed.Art.	01												02		
				x		Matemática	02	01											12	08	42
39	Miria Maria S. Ferreira	DT	x			Inglês					03	02							07		
				x		Inglês		01				01							03	02	12
40	Neidimar Ramos Camilo	DT		x		História	01			03	02								12		
					x	História				03	03	03							18	07	37
41	Paula Ferreira de Oliveira	DT	x			Líng.Port.				01	03	02							18		
				x		Líng.Port.					01	02							09	06	33
42	Seleci Viana da Silva	DT		x		Geografia	02	03	02	02									18	04	22
43	Simone Vitor Miranda	DT		x		Líng.Port.				03									09		
				x		Inglês	02	02	01	02		02	01						11	05	25
44	Suely Teixeira Viana	DT			x	Inglês				02	03	03							11	02	13
45	Vanete Gregório B. Souza	DT			x	Arte				03	03								06		
				x		Biologia				03	03	03				01			12	04	22
46	Wellinton de Souza Oliveira	DT	x			Matemática			02	02									16		
				x		Matemática				01									04	05	25
47	Weszila de Souza Oliveira	DT		x		Líng.Port.	01	02	02										20	05	25
48	Wilzimar Ramos Barreto	DT	x			Matemática				03	03								18	04	22

APÊNDICE A - HORÁRIO GERADO APÓS O AJUSTE MANUAL, PERMITIDO PELO SOFTWARE (TURNO MATUTINO 206)

	3A	3B	3C	6A	6B	7A	7B	8A	8B	1A	1B	1C	2A	2B	2C	3A	3B
1	Carlos	Ceni	Mike	Weslza	Joana	Wellinton	Meida	Dirléde	Graca	Ana Cris	Floriza	Mady	Dilamier	Wizmar	Paula	Alex	Luciene
	Mike	Dirléde	Joana	Ceni	Carlos	Meida	Weslza	Graca	Elizangela	Luciene	Ana Cris	Alex	Floriza	Wizmar	Dilamier	Mady	Paula
	Joana	Mike	Ceni	Dirléde	Meida	Simone	Wellinton	Elizangela	Ana Cris	Dilamier	Carlos	Wizmar	Luciene	Floriza	Weslza	Paula	Alex
	Ceni	Joana	Mike	Meida	Ana Cris	Dirléde	Weslza	Graca	Elizangela	Carlos	Luciene	Floriza	Alex	Paula	Wizmar	Dilamier	Mady
2	Mike	Ceni	Weslza	Carlos	Joana	Eldlene	Meida	Ana Cris	Dirléde	Wizmar	Gracie	Elizangela	Floriza	Dilamier	Mady	Paula	Mirian
	Joana	Dirléde	Ceni	Meida	Mike	Weslza	Carlos	Elizangela	Ana Cris	Floriza	Mady	Gracie	Paula	Wizmar	Simone	Dilamier	Eldlene
	Ceni	Carlos	Joana	Mike	Meida	Simone	Ana Cris	Floriza	Elizangela	Weslza	Dilamier	Mady	Wizmar	Mirian	Gracie	Eldlene	Paula
	Seleni	Mike	Ana Cris	Joana	Carlos	Meida	Ceni	Elizangela	Floriza	Weslza	Wizmar	Dilamier	Mady	Gracie	Paula	Simone	Eldlene
3	Dirléde	Paula	Mike	Joana	Ceni	Carlos	Wellinton	Ana Cris	Dilamier	Weslza	Mady	Leaci	Mirian	Luciene	Wizmar	Alex	Gracie
	Ceni	Carlos	Weslza	Joana	Mike	Simone	Wellinton	Dilamier	Dirléde	Mady	Alex	Wizmar	Gracie	Paula	Floriza	Luciene	Leaci
	Carlos	Joana	Gabriela	Mike	Ceni	Simone	Weslza	Dirléde	Floriza	Alex	Dilamier	Cristiane	Paula	Gracie	Luciene	Leaci	Mirian
	Mike	Gabriela	Joana	Ceni	Dirléde	Wellinton	Weslza	Floriza	Carlos	Gracie	Paula	Luciene	Dilamier	Leaci	Alex	Simone	Cristiane
4	Mike	Paula	Ceni	Joana	Weslza	Ana Cris	Dirléde	Carlos	Graca	Gracie	Leaci	Wizmar	Luciene	Floriza	Alex	Eldlene	Dilamier
	Weslza	Joana	Dirléde	Carlos	Mike	Eldlene	Ceni	Floriza	Graca	Dilamier	Wizmar	Ana Cris	Leaci	Alex	Luciene	Paula	Gracie
	Dirléde	Gabriela	Carlos	Mike	Joana	Weslza	Ceni	Ana Cris	Floriza	Wizmar	Paula	Dilamier	Alex	Luciene	Leaci	Gracie	Eldlene
	Joana	Mike	Gabriela	Weslza	Ceni	Dirléde	Carlos	Graca	Ana Cris	Leaci	Paula	Luciene	Wizmar	Dilamier	Gracie	Eldlene	Alex
5	Weslza	Mike	Dirléde	Ceni	Joana	Eldlene	Wellinton	Dilamier	Carlos	Mady	Alex	Elizangela	Paula	Cristiane	Wizmar	Gracie	Luciene
	Joana	Ceni	Mike	Ana Cris	Weslza	Wellinton	Dirléde	Carlos	Dilamier	Luciene	Gracie	Elizangela	Wizmar	Alex	Paula	Cristiane	Mady
	Ana Cris	Joana	Carlos	Dirléde	Mike	Wellinton	Weslza	Elizangela	Graca	Alex	Wizmar	Gracie	Cristiane	Mady	Dilamier	Luciene	Paula
	Seleni	Ana Cris	Joana	Mike	Dirléde	Carlos	Weslza	Graca	Elizangela	Wizmar	Luciene	Alex	Gracie	Paula	Cristiane	Mady	Dilamier

APÊNDICE B - HORÁRIO GERADO APÓS O AJUSTE MANUAL, PERMITIDO PELO SOFTWARE (TURNO VESPERTINO 2016)

	3D	3E	6C	6D	6E	7C	7D	8C	8D	1D	1E	1F	2D	2E	3C	3D
1ª TURMA	Milse	Clenida	Ana Cris	Graca	Carlos	Wesliza	Mariene	Dirieide	Seleci	Zeolita	Marciano	Alex	Elizangela	Simone	Luciene	Paula
	Carlos	Dirieide	Milse	Graca	Seleci	Mariene	Clenida	Luciene	Wesliza	Ana Cris	Simone	Elizangela	Marciano	Zeolita	Paula	Alex
	Ana Cris	Carlos	Elizangela	Clenida	Dirieide	Graca	Wesliza	Seleci	Mariene	Alex	Luciene	Simone	Paula	Marciano	Zeolita	Mariene
	Dirieide	Ana Cris	Seleci	Mariene	Graca	Clenida	Carlos	Wesliza	Luciene	Simone	Alex	Agapito	Paula	Elizangela	Mariene	Marciano
2ª TURMA	Milse	Mariene	Ana Cris	Carlos	Seleci	Wesliza	Clenida	Graca	Dirieide	Marciano	Anelita	Aparecida	Simone	Neidimar	Mariene	Paula
	Ana Cris	Milse	Carlos	Seleci	Dirieide	Clenida	Graca	Wesliza	Mariene	Aparecida	Marciano	Simone	Neidimar	Anelita	Paula	Mariene
	Carlos	Seleci	Neidimar	Clenida	Mariene	Graca	Dirieide	Wesliza	Simone	Marciano	Luciene	Ana Cris	Paula	Elizangela	Aparecida	Anelita
	Seleci	Clenida	Simone	Ana Cris	Graca	Dirieide	Carlos	Mariene	Wesliza	Anelita	Neidimar	Agapito	Marciano	Elizangela	Luciene	Miran
3ª TURMA	Milse	Ana Cris	Elizangela	Dirieide	Creni	Carlos	Seleci	Graca	Wesliza	Marciano	Clenida	Anelita	Luciene	Alex	Paula	Aparecida
	Ana Cris	Milse	Clenida	Carlos	Creni	Dirieide	Graca	Luciene	Wesliza	Simone	Anelita	Alex	Aparecida	Elizangela	Paula	Zeolita
	Creni	Simone	Clenida	Graca	Wesliza	Seleci	Dirieide	Carlos	Cristiane	Aparecida	Ana Cris	Luciene	Anelita	Marciano	Alex	Paula
	Creni	Dirieide	Carlos	Seleci	Ana Cris	Clenida	Wesliza	Graca	Wellinton	Alex	Simone	Agapito	Marciano	Anelita	Cristiane	Luciene
4ª TURMA	Milse	Carlos	Ana Cris	Clenida	Graca	Wesliza	Seleci	Dirieide	Cristiane	Mariene	Simone	Neidimar	Aparecida	Alex	Marciano	Luciene
	Simone	Milse	Seleci	Ana Cris	Wesliza	Graca	Clenida	Carlos	Dirieide	Neidimar	Aparecida	Luciene	Anelita	Alex	Marciano	Cristiane
	Dirieide	Clenida	Milse	Ana Cris	Carlos	Graca	Wesliza	Mariene	Seleci	Simone	Cristiane	Aparecida	Luciene	Neidimar	Alex	Anelita
	Milse	Ana Cris	Clenida	Dirieide	Mariene	Carlos	Graca	Wesliza	Wellinton	Luciene	Neidimar	Simone	Alex	Aparecida	Anelita	Marciano
5ª TURMA	Creni	Milse	Ana Cris	Mariene	Wesliza	Seleci	Simone	Graca	Luciene	Cristiane	Aparecida	Neidimar	Zeolita	Alex	Anelita	Marciano
	Ana Cris	Seleci	Milse	Graca	Creni	Wesliza	Mariene	Simone	Luciene	Anelita	Zeolita	Cristiane	Neidimar	Aparecida	Marciano	Alex
	Seleci	Ana Cris	Milse	Simone	Graca	Mariene	Wesliza	Luciene	Wellinton	Neidimar	Marciano	Anelita	Alex	Cristiane	Aparecida	Miran
	Milse	Mariene	Neidimar	Ana Cris	Wesliza	Miran	Graca	Seleci	Wellinton	Luciene	Alex	Zeolita	Cristiane	Marciano	Simone	Aparecida

APÊNDICE C - HORÁRIO GERADO APÓS O AJUSTE MANUAL, PERMITIDO PELO SOFTWARE (TURNO VESPERTINO 2006)

	1ºG	1ºH	1ºI	2ºF	2ºG	2ºH	3ºE	3ºF	3ºG	B.I-A	B.I-B	B.II-A	B.III-A	B.III-B	B.IV-A
Seregnice	Luciano	Alex	Neidimar	Lúcia	Marciano	Wander	Luíz	Simone	Zeolita	Elenice	Laudinei	Elizângela	Argentina	Gabriela	Hilton
	Elenice	Lúcia	Zeolita	Alex	Luciano	Simone	Marciano	Wander	Neidimar	Hilton	Elizângela	Argentina	Gabriela	Luíz	Vanete
	Alex	Luciano	Lúcia	Marciano	Elizângela	Vanete	Neidimar	Zeolita	Simone	Elenice	Laudinei	Wander	Luíz	Argentina	Hilton
	Simone	Marciano	Vanete	Luciano	Alex	Lúcia	Ed.Física	Neidimar	Zeolita	Hilton	Elizângela	Argentina	Luíz	Elenice	Wander
Tereza	Alex	Simone	Marly	Neidimar	Luciano	Márcia	Geanne	Vanete	Lúcia	Laudinei	Hilton	Argentina	Luíz	Amaral	Wander
	Luciano	Alex	Hilton	Lúcia	Simone	Neidimar	Vanete	Luíz	Wander	Geanne	Laudinei	Karla	Amaral	Argentina	Marcia
	Lúcia	Luciano	Karla	Simone	Alex	Luíz	Neidimar	Geanne	Vanete	Laudinei	Hilton	Wander	Argentina	Amaral	Marcia
	Luciano	Wander	Lúcia	Alex	Neidimar	Márcia	Simone	Ed.Física	Geanne	Hilton	Laudinei	Argentina	Amaral	Luíz	Vanete
Otilia	Amaral	Marciano	Neidimar	Elizângela	Luciano	Vanete	Simone	Zeolita	Wander	Laudinei	Hilton	Karla	Luíz	Gabriela	Marcia
	Neidimar	Luciano	Zeolita	Vanete	Wander	Márcia	Lúcia	Marciano	Luíz	Hilton	Laudinei	Elizângela	Gabriela	Amaral	Karla
	Wander	Neidimar	Vanete	Luciano	Elizângela	Lúcia	Zeolita	Simone	Marciano	Laudinei	Hilton	Karla	Amaral	Luíz	Marcia
	Ed.Física	Zeolita	Karla	Luciano	Vanete	Marciano	Wander	Lúcia	Simone	Amaral	Elizângela	Marcia	Gabriela	Luíz	Hilton
Otilia	Marciano	Vanete	Marly	Neidimar	Wander	Agapito	Lúcia	Geanne	Zeolita	Amaral	Argentina	Márcia	Gabriela	Luíz	Luciene
	Neidimar	Lúcia	Luciene	Elizângela	Vanete	Marciano	Wander	Zeolita	Geanne	Amaral	Laudinei	Argentina	Luíz	Gabriela	Marcia
	Vanete	Wander	Zeolita	Marciano	Lúcia	Agapito	Geanne	Neidimar	Luíz	Laudinei	Elizângela	Argentina	Amaral	Gabriela	Marcia
	Lúcia	Zeolita	Agapito	Wander	Marciano	Neidimar	Luíz	Geanne	Ed.Física	Laudinei	Elizângela	Márcia	Argentina	Amaral	Vanete
Zuleide	Amaral	Vanete	Luciene	Elizângela	Lúcia	Agapito	Marciano	Wander	Neidimar	Geanne	Argentina	Márcia	Luíz	Gabriela	Karla
	Marciano	Neidimar	Agapito	Vanete	Elizângela	Wander	Zeolita	Lúcia	Geanne	Amaral	Argentina	Karla	Gabriela	Luíz	Luciene
	Vanete	Zeolita	Agapito	Wander	Neidimar	Luíz	Geanne	Marciano	Lúcia	Amaral	Elizângela	Karla	Gabriela	Argentina	Luciene
	Wander	Ed.Física	Ed.Física	Ed.Física	Ed.Física	Ed.Física	Zeolita	Luíz	Marciano	Geanne	Elizângela	Argentina	Amaral	Gabriela	Karla

APENDECE D – HORÁRIOS INDIVIDUAIS DOS PROFESSORES (MATUTINO 2006).

Professor Alex Física					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	3º A		3º A	2º C	1º B
2ª	1º C		1º B	2º B	2º B
3ª	3º B		1º A	2º A	1º A
4ª	2º A		2º C	3º B	1º C

Professora Ana Cris Inglês e Educação Artística					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º A - I	8ª A - I	8ª A - A	7ª A - I	
2ª	1º B - I	8ª B - I		1º C - I	6ª A - I
3ª	8ª B - A	7ª B - I		8ª A - A	5ª A - I
4ª	6ª B - I	5ª C - I		8ª B - A	5ª B - I

Professor Carlos Educação Física					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	5ª A	6ª A	7ª A	8ª A	8ª B
2ª	6ª B	7ª B	5ª B	6ª A	8ª A
3ª	1º B	5ª B	6ª A	5ª C	5ª C
4ª	1º A	6ª B	8ª B	7ª B	7ª A

Professora Creni Ciências					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	5ª B	5ª B	6ª B	5ª C	6ª A
2ª	6ª A	5ª C	5ª A	7ª B	5ª B
3ª	5ª C	5ª A	6ª B		7ª B
4ª	5ª A	7ª B	6ª A	6ª B	

Professora Dilâmnier Geografia					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	2º A	2º B	8º B	3º B	8ª A
2ª	2º C	3º A	8º A	1º A	8ª B
3ª	1º A	1º B	1º B	1º C	2º C
4ª	3º A	1º C	2º A	2º B	3º B

Professora Dirleide História					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	8ª A	8ª B	5ª A	7ª B	5ª C
2ª	5ª B	5ª B	8ª B	5ª C	7ª B
3ª	6ª A		8ª A	5ª A	6ª A
4ª	7ª A		6ª B	7ª A	6ª B

Professora Elizângela Língua Portuguesa LP					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª		1º C			1º C
2ª	8ª B	8ª A			1º C
3ª	8ª A	8ª B			8ª A
4ª	8ª B	8ª A			8ª B

Professora Floriza Biologia, Arte e Ciências					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º B - A	2º A - A		2º B - A	
2ª	2º A - B	1º A - A	2º C - B	8ª A - C	
3ª	2º B - B	8ª A - C	8ª B - C	8ª B - C	
4ª	1º C - A	8ª B - C	8ª A - C		

Professora Joana Língua Portuguesa					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	6ª B	6ª B	6ª A	6ª A	6ª B
2ª	5ª C	5ª A	6ª A	5ª B	5ª A
3ª	5ª A	5ª C	5ª B	6ª B	5ª B
4ª	5ª B	6ª A	5ª C	5ª A	5ª C

Professora Luciene Química					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	3º B		2º B	2º A	3º B
2ª	1º A		3º A	2º C	1º A
3ª	2º A		2º C	2º B	3º A
4ª	1º B		1º C	1º C	1º B

Professora Marly Biologia e Filosofia					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º C - B	2º C - F	1º B - B		1º A
2ª	3º A - B	1º B - F	1º A - B		3º B
3ª		1º C - F			2º B
4ª	3º B - B	2º A - F			1º A

Professora Milse Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	5ª C	5ª A	5ª C	5ª A	5ª B
2ª	5ª A	6ª B	6ª B	6ª B	5ª C
3ª	5ª B	6ª A	6ª A	6ª A	6ª B
4ª	5ª C	5ª B	5ª A	5ª B	6ª A

Professora Marly					
Biologia e Filosofia					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a	1° C - B	2° C - F	1° B - B		1° A
2 ^a	3° A - B	1° B - F	1° A - B		3° B
3 ^a		1° C - F			2° B
4 ^a	3° B - B	2° A - F			1° A

Professora Paula					
Língua Portuguesa e Arte					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a	2° C	3° A	5 ^a A - A	5 ^a B - A	2° A
2 ^a	3 ^a B	2° A	2° B	3° A	2° C
3 ^a	3 ^a A	3° B	2° A	1° B	3° B
4 ^a	2° B	2° C	2° B	1° B	2° B

Professor Wellington					
Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a	7 ^a A		7 ^a B		7 ^a B
2 ^a			7 ^a B		7 ^a A
3 ^a	7 ^a B				8 ^a B
4 ^a			7 ^a A		8 ^a A

Professora Wilzimar					
Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a	1° B	1° A	2° C	1° C	2° C
2 ^a	1° B	2° B	1° C	1° B	2° A
3 ^a	1° C	2° A		1° A	1° B
4 ^a	1° C	1° B		2° A	1° A

Professora Graça					
Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a	8 ^a B			8 ^a B	
2 ^a	8 ^a A			8 ^a B	
3 ^a					
4 ^a	8 ^a A			8 ^a A	

Professora Milse					
Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a	5 ^a C	5 ^a A	5 ^a C	5 ^a A	5 ^a B
2 ^a	5 ^a A	6 ^a B	6 ^a B	6 ^a B	5 ^a C
3 ^a	5 ^a B	6 ^a A	6 ^a A	6 ^a A	6 ^a B
4 ^a	5 ^a C	5 ^a B	5 ^a A	5 ^a B	6 ^a A

Professora Simone					
Língua Portuguesa e Inglês					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a	7 ^a A				
2 ^a		2° C - I	7 ^a A		
3 ^a	7 ^a A	7 ^a A			
4 ^a		3° A - I	3° A - I		

Professora Weszila					
Língua Portuguesa e Edu. Artística					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a	6 ^a A - A	5 ^a C - A	1° A - LP	6 ^a B - A	5 ^a A - A
2 ^a	7 ^a B - A	7 ^a A - A	5 ^a C - A	5 ^a A - A	6 ^a B - A
3 ^a	2° C - A	1° A - LP	7 ^a B - LP	7 ^a B - LP	7 ^a A - A
4 ^a	7 ^a B - LP	1° A - LP	7 ^a B - LP	6 ^a A - A	7 ^a B - A

Professora Cristiane					
Educação Física					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1 ^a					2° B
2 ^a					3° A
3 ^a			1° C		2° A
4 ^a			3° B		2° C

APENDECE E – HORÁRIOS INDIVIDUAIS DOS PROFESSORES (VESPERTINO 2006).

Professor Alex Física					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º F		2º E	2º E	2º E
2ª	3º D		1º F	2º E	3º D
3ª	1º D		3º C	3º C	2º D
4ª	1º E		1º D	2º D	1º E

Professor Agapito Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª					
2ª					
3ª					
4ª	1º F	1º F	1º F		

Professora Ana Cris Inglês e Língua Portuguesa					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	6ª C	6ª C	5ª E	6ª C	6ª C
2ª	1º D	5ª D	5ª D	6ª D	5ª D
3ª	5ª D	1º F	1º E	6ª D	5ª E
4ª	5º E	6ª D	6ª E	5ª E	6ª D

Professor Carlos Educação Física					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	6ª E	6ª D	7ª C	5ª E	
2ª	5ª D	6ª C	6ª D	8ª C	
3ª	5ª E	5ª D	8ª C	6ª E	
4ª	7ª D	7ª D	6ª C	7ª C	

Professora Clenilda Ciências e Arte					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	5ª E	7ª D	1º E	6ª D	
2ª	7ª D	7ª C	6ª C	7ª D	
3ª	6ª D	6ª D	6ª C	5ª E	
4ª	7ª C	5ª E	7ª C	6ª C	

Professora Dirleide História					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	8ª C	6ª D	6ª D	8ª C	
2ª	5ª E	6ª E	7ª C	8ª D	
3ª	6ª E	7ª D	7ª D	5ª D	
4ª	5ª D	7ª C	5ª E	6ª D	

Professora Elizângela Língua Portuguesa LP					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	2º D		6ª C		
2ª	1º F		2º E		
3ª	6ª C	2º E			
4ª	2º E	2º E			

Professora Graça Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	6ª D	8ª C	8ª C	6ª E	8ª C
2ª	6ª D	7ª D	7ª D	7ª C	6ª D
3ª	7ª C	7ª C	6ª D	7ª C	6ª E
4ª	6ª E	6ª E	8ª C	7ª D	7ª D

Professor Marciano Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º E	1º D	1º D	3º C	3º D
2ª	2º D	1º E		3º C	3º C
3ª	2º E	1º D	2º E	GE	1º E
4ª	3º D	2º D	2º D	3º D	2º E

Professora Marilene Amaral História					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª		3º C			
2ª		3º D			
3ª	3º D				
4ª	3º C				

Professora Marilene Guedes Educação Artística					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	7ª D	5ª E		1º D	6ª D
2ª	7ª C	8ª D			7ª D
3ª	8ª D	6ª E		8ª C	7ª C
4ª	6ª D	8ª C		6ª E	5ª E

Professora Luciene Química					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	3º C		2º D	3º D	8ª D
2ª	8º C		8º C	1º F	8ª D
3ª	1º E	1º E	1º F	2º D	8ª C
4ª	8ª D	3º C	3º D	1º D	1º D

Professora Milsolange Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	5ª D	5ª D	5ª D	5ª D	5ª E
2ª	6ª C	5ª E	5ª E	5ª E	6ª C
3ª				6ª C	6ª C
4ª				5ª D	5ª D

Professora Paula Língua Portuguesa					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	3º D	3º D	3º C		
2ª	3º C	3º C	3º C		
3ª	2º D	2º D	3º D		
4ª	2º D				

Professora Seleci Geografia					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	8ª D	6º E	7ª D	7ª D	7ª C
2ª	6ª E	6ª D		6ª C	5ª E
3ª	8ª C	5ª E	7ª C	8ª D	5ª D
4ª	6ª C	5ª D	6ª D		8ª C

Professora Simone Língua Portuguesa e Inglês					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	2º E	2º D		1º E	7ª D
2ª	1º E	1º F	1º D	5ª D	8ª C
3ª	1º F	8ª D	5ª E	1º D	6ª D
4ª	1º D	6ª C	1º E	1º F	3º C

Professora Weszila Língua Portuguesa e Educação Artística					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	7ª C	7ª C	8ª D	7ª C	6ª E
2ª	8ª D	8ª C	8ª D	6ª E	7ª C
3ª	7ª D	8ª C	6ª E	7ª D	7ª D
4ª	8ª C	8ª D	7ª D	8ª C	6ª E

Professora Zeolita Biologia					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º D				2º D
2ª	2º E		3º D		1º E
3ª	3º C				
4ª					1º F

Professora Anelita Geografia					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª		1º E	1º F		3º C
2ª		2º E	1º E	2º D	1º D
3ª		3º D	2º D	3º D	1º E
4ª		1º D	2º E	3º C	

Mª Aparecida Filosofia					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª		1º F	3º D	2º D	1º E
2ª		1º D	2º D	1º E	2º E
3ª		3º C	1º D	1º F	3º C
4ª				2º E	3º D

Professora Mírian Inglês					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª					
2ª					
3ª					3º D
4ª		3º D			7ª C

Professora Neidimar História					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª		2º E		1º F	1º F
2ª		2º D		1º D	2º D
3ª		6ª C		2º E	1º D
4ª		1º E		1º E	6ª C

Professor Wellinton Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª					
2ª					
3ª					8ª D
4ª			8ª D	8ª D	8ª D

Professora Creni Ciências					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª			6ª E		5ª D
2ª			6ª E		6ª E
3ª			5ª D		
4ª			5ª D		

Professora Cristiane Educação Física					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª				8ª D	1º D
2ª				3º D	1º F
3ª			8ª D	1º E	2º E
4ª			3º C		2º D

APENDECE F – HORÁRIOS INDIVIDUAIS DOS PROFESSORES (NOTURNO 2006).

Professor Alex					
Química					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º H	1º G			
2ª	2º F	1º H			
3ª	1º G	2º G			
4ª	2º G	2º F			

Professor Agapito					
Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª				2º H	2º H
2ª					1º I
3ª				2º H	1º I
4ª				1º I	

Professora Amaral					
Portuguesa					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª		B. III - B	1º G	B. I - A	1º G
2ª		B. III - A	B. III - B	B. I - A	B. I - A
3ª		B. III - B	B. III - A	B. III - A	B. I - A
4ª		B. III - A	B. I - A	B. III - B	B. III - A

Professor Elizângela					
Língua Portuguesa					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	B. II - A		2º F		2º F
2ª	B. I - B		B. II - A	2º F	2º G
3ª	2º G		2º G	B. I - B	B. I - B
4ª	B. I - B		B. I - B	B. I - B	B. I - B

Professora Gabriela					
Geografia					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	B. III - B		B. III - B	B. III - A	B. III - B
2ª	B. III - A		B. III - A	B. III - B	B. III - A
3ª				B. III - B	B. III - A
4ª			B. III - A		B. III - B

Professor Hilton					
Inglês					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	B. IV - A	B. I - B	B. I - B		
2ª	B. I - A	1º I	B. I - A		
3ª	B. IV - A	B. I - B	B. I - B		
4ª	B. I - A	B. I - A	B. IV - A		

Professor Marciano					
Física					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	2º G		1º H		3º E
2ª	3º E		3º F	2º H	1º G
3ª	2º F		3º G	2º F	3º F
4ª	1º H		2º H	2º G	3º G

Professor Luciano					
Matemática					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º G	2º G	2º G		
2ª	2º G	1º G	1º H		
3ª	1º H	1º H	2º F		
4ª	2º F	1º G	2º F		

Professor Laudinei					
História					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	B. I - B	B. I - A	B. I - A		
2ª		B. I - B	B. I - B	B. I - B	
3ª	B. I - B	B. I - A	B. I - A	B. I - A	
4ª		B. I - B		B. I - A	

Professor Luíz					
Química					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	3º E	B. III - A	B. III - A	B. III - B	B. III - A
2ª	B. III - B	3º F	3º G	B. III - A	B. III - B
3ª	B. III - A	2º H	B. III - B	3º G	2º H
4ª	B. III - A	B. III - B	B. III - B	3º E	3º F

Professora Neidimar					
História					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º I	2º F	1º I	2º F	3º G
2ª	3º G	2º H	1º G	1º G	1º H
3ª	3º E	3º E	1º H	3º F	2º G
4ª	3º F	2º G		2º H	

Professora Elenice					
Língua Portuguesa					
	Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	B. I - A				
2ª	1º G				
3ª	B. I - A				
4ª	B. III - B				

Professora Karla Física				
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª		B. II - A		B. IV - A
2ª	B. II - A	B. IV - A		B. II - A
3ª	1º I	B. II - A		B. II - A
4ª		1º I		B. IV - A

Professor Wander Sociologia/ Filosofia					
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta	
1ª	2º H	B. IV - A	3º G	2º G	3º F
2ª	3º F	3º G	2º G	3º E	2º H
3ª	B. II - A	B. II - A	1º G	1º H	2º F
4ª	B. IV - A	1º H	3º E	2º F	1º G

Professora Lúcia Geografia					
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta	
1ª	2º F	3º G		3º E	2º G
2ª	1º H	2º F	3º E	1º H	3º F
3ª	1º I	1º G	2º H	2º G	3º G
4ª	2º H	1º I	3º F	1º G	

Professora Simone Língua Portuguesa e Inglês					
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta	
1ª	3º F	1º H	3º E		
2ª	2º H	2º G			
3ª	3º G	2º F	3º F		
4ª	1º G	3º E	3º G		

Professora Vanete Biologia					
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta	
1ª		3º F	2º H	1º H	1º H
2ª	B. IV - A	3º E	2º F	2º G	2º F
3ª	2º H	3º G	1º I	1º G	1º G
4ª	1º I	B. IV - A	2º G	B. IV - A	

Professora Zeolita Língua Portuguesa					
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta	
1ª	3º G		3º F	3º G	
2ª	1º I		1º I	3º F	3º E
3ª	3º F		3º E	1º I	1º H
4ª	3º G		1º H	1º H	3º E

Professora Argentina Matemática					
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta	
1ª	B. III - A	B. II - A	B. I - B	B. I - B	
2ª	B. II - A	B. III - B	B. II - A	B. I - B	
3ª	B. III - B	B. III - A	B. II - A	B. III - B	
4ª	B. II - A	B. II - A	B. III - A	B. II - A	

Professora Luciene Artes				
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª			B. IV - A	1º I
2ª			1º I	B. IV - A
3ª				B. IV - A
4ª				

Professora Marly Língua Portuguesa				
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	1º I	1º I		
2ª				
3ª				
4ª				

Professora Márcia Língua Portuguesa				
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª	2º H	B. IV - A	B. II - A	B. II - A
2ª	B. IV - A	2º H	B. IV - A	
3ª	B. IV - A	B. IV - A	B. IV - A	
4ª	2º H	B. II - A	B. II - A	

Professor Geanne Matemática				
Segunda	Terça	Quarta	Quinta	Sexta
1ª		3º E	3º F	B. I - A
2ª		B. I - A	3º G	3º G
3ª		3º F	3º E	3º E
4ª		3º G	3º F	B. I - A

APENDECE G – DADOS PARA AJUSTE DO PARÂMETRO LRC.

	LRC = 1	LRC = 2	LRC = 3	LRC = 4	LRC = 5	LRC = 6	LRC = 7	LRC = 8	LRC = 9
	281	280	245	313	300	274	278	292	374
	294	286	282	321	301	284	280	298	388
	305	292	302	322	306	297	286	308	396
	308	308	302	333	315	303	288	312	415
	308	312	307	335	316	313	293	315	398
	310	314	312	336	322	314	294	320	360
	314	314	317	336	324	317	297	325	350
	319	320	318	337	326	321	299	325	376
	320	322	321	339	326	324	308	327	386
	322	328	323	341	326	326	314	332	374
	327	337	335	345	330	327	315	334	425
	330	338	343	346	332	329	316	334	405
	330	342	344	347	338	335	320	340	368
	332	344	344	347	348	336	330	340	457
	332	344	344	348	351	337	338	345	336
	332	346	345	348	356	338	342	360	414
	339	347	347	352	357	340	343	361	400
	340	348	352	353	358	345	345	362	346
	340	351	352	357	360	345	350	364	511
	343	357	354	358	362	346	350	364	350
	354	357	356	360	362	346	355	369	319
	360	359	358	361	363	350	362	370	452
	360	362	363	361	368	352	362	372	346
	360	366	368	362	374	354	366	376	329
	363	368	372	363	374	354	368	376	339
	363	368	378	364	376	360	372	378	392
	370	374	382	366	386	361	374	380	404
	372	376	384	367	386	362	375	382	392
	374	376	386	369	388	366	384	383	380
	382	377	386	372	389	372	385	386	454
	386	392	388	372	390	372	387	386	296
	387	400	390	376	391	374	388	386	370
	388	413	392	380	393	376	390	388	382
	390	414	394	384	394	378	391	388	341
	394	416	396	386	400	380	397	389	313
	396	418	396	386	402	382	399	391	279
	400	420	398	387	402	387	403	391	346
	402	422	399	394	404	390	403	393	387
	404	427	403	400	406	394	403	394	401
	406	430	406	402	408	397	404	402	357
	408	431	406	407	410	398	409	404	335
	412	434	406	410	412	401	412	405	348
	413	442	412	412	420	405	412	411	410
	414	442	423	412	428	408	417	414	412
	416	451	424	422	432	410	435	419	321
	426	454	442	423	440	416	436	423	336
	446	454	445	430	445	424	440	430	299
	452	470	447	440	462	433	450	432	316
	458	475	465	444	510	448	450	452	335
	468	498	484	446	549	459	462	461	402
VMFO	367	378,32	370,76	371,44	378,36	361,2	365,54	371,78	372,44

VMFO – Valores médios da função objetivo.

APENDECE H – EXEMPLO DA OBTENÇÃO DO VMFO PARA LRC = 6.

LCR=6							
JN	D A+	AG	+.D2 Aul/Dia	AQ	DS	TEMPO	FO
27	22	5	0	3	77	00:00:09	380
19	21	1	0	4	83	00:00:06	313
14	21	1	0	6	79	00:00:02	284
22	22	5	0	11	73	00:00:05	410
23	20	3	0	4	86	00:00:08	345
25	20	2	0	7	84	00:00:19	397
28	21	4	1	5	79	00:00:13	448
21	21	2	0	11	81	00:00:19	401
18	22	3	0	4	81	00:01:18	303
22	21	5	0	5	75	00:00:44	346
24	19	2	0	6	74	00:00:05	374
22	20	2	0	8	77	00:00:03	378
24	22	3	1	6	75	00:00:01	424
23	24	5	0	8	73	00:01:05	398
24	21	2	0	3	79	00:00:04	352
23	21	0	0	6	79	00:00:03	376
24	21	4	1	5	74	00:00:13	408
22	20	2	0	4	81	00:00:12	337
19	23	5	0	4	79	00:00:03	314
24	21	1	0	3	78	00:00:55	354
22	20	7	0	4	86	00:00:14	327
25	21	2	0	3	82	00:00:04	361
16	21	4	0	6	84	00:00:09	297
26	20	6	1	2	73	00:00:26	390
20	20	3	0	6	73	00:00:21	336
22	18	1	0	3	87	00:00:24	321
19	21	1	0	8	76	00:00:55	354
23	21	0	0	3	86	00:00:09	345
21	21	4	0	3	81	00:00:27	317
22	22	2	0	3	84	00:00:00	335
24	21	3	0	2	78	00:00:47	340
27	18	2	1	8	81	00:00:17	459
24	22	4	0	5	80	00:00:21	372
23	20	2	0	3	80	00:00:03	338
24	22	5	0	3	77	00:00:16	350
16	19	2	0	4	79	00:00:15	274
21	21	5	1	4	80	00:00:09	366
27	20	3	0	7	77	00:00:23	416
26	21	2	0	2	76	00:00:42	362
20	19	2	0	5	73	00:01:11	324
24	19	3	0	7	71	00:00:04	382
22	20	1	0	6	78	00:00:37	360
23	20	3	0	4	79	00:00:53	346
22	21	5	0	3	80	00:00:16	326
23	20	2	0	8	81	00:01:03	387
26	20	4	0	6	80	00:00:31	394
21	21	3	0	4	83	00:00:02	329
26	20	3	0	7	83	00:00:09	405
23	22	4	0	6	80	00:01:27	372
24	23	5	0	11	83	00:00:48	433
VALOR MÉDIO DA FO = 361,2							

JN – Janelas no horário dos professores;

D A+ - Dias mais que o necessário;

AG – Aulas geminadas;

AQ – Aulas quebradas;

DS – Disseminação dos conteúdos.

APENDECE I – DADOS PARA AJUSTE DO PARÂMETRO NMI.

	NMI = 0	NMI = 5	NMI = 10	NMI = 15	NMI = 20	NMI = 25
	290	306	320	338	339	400
	282	336	394	344	432	313
	309	392	238	316	335	321
	269	336	322	388	341	348
	533	400	345	334	348	308
	541	421	392	352	346	355
	454	368	340	347	325	336
	432	326	388	396	299	380
	423	283	263	396	300	370
	476	344	335	334	338	319
	445	272	286	316	307	326
	501	298	352	302	354	319
	467	388	348	265	390	308
	489	350	292	323	296	412
	511	370	382	380	337	362
	525	330	302	328	365	290
	422	350	340	293	381	414
	467	356	309	361	362	368
	476	293	369	283	301	353
	442	350	325	345	363	293
	476	370	292	360	273	386
	425	352	401	332	340	367
	473	414	322	356	326	332
	452	353	330	336	332	359
	464	338	414	312	346	378
	421	338	406	357	348	342
	400	360	347	367	378	355
	480	338	298	384	377	389
	467	395	339	345	386	324
	373	340	379	360	309	345
	419	368	360	366	348	299
	406	389	325	394	333	331
	488	310	362	322	378	313
	505	368	350	310	324	320
	396	324	414	368	324	330
	420	361	346	340	336	362
	487	363	336	384	360	301
	384	308	345	400	376	342
	479	320	318	357	348	299
	451	284	374	286	360	382
	468	310	372	328	324	333
	416	419	371	299	301	338
	467	370	272	372	415	358
	425	310	306	343	316	384
	434	312	300	388	370	408
	469	306	316	359	346	349
	479	328	298	338	357	336
	464	311	354	344	346	352
	463	294	294	391	293	458
	342	316	351	309	352	422
VMFO	440,94	342,76	338,68	344,96	343,62	349,78

NMI – NÚMERO MÁXIMO DE IMPEDIMENTOS.