

HEURÍSTICAS PARA O PROBLEMA DE INSTALAÇÃO DE FIBRAS EM REDES ÓTICAS

Daniel M. Reis, Fernanda V. B. Fuscaldi, Sérgio R. de Souza

Centro Federal de Educação Tecnológica de Minas Gerais

Av. Amazonas 7675, Belo Horizonte, 30260-250

{daniel.morais, fernanda.vilasboas.fuscaldi }@gmail.com

sergio@dppg.cefetmg.br

Thiago F. Noronha

Universidade Federal de Minas Gerais

Av. Antônio Carlos, 6627, Belo Horizonte, 31270-901

tfn@dcc.ufmg.br

Resumo

A tecnologia utilizada em redes óticas, chamada *Wavelength Division Multiplexing* (WDM), permite um melhor aproveitamento das fibras óticas através da utilização de dezenas de canais de comunicação em uma única fibra. Este trabalho estuda o Problema de Instalação de Fibras em Redes Óticas WDM - PIFRO. Este problema consiste em encontrar um caminho ótico para cada conexão de um conjunto de conexões previamente conhecidas através de uma rede ótica. O objetivo é minimizar o custo total dos dispositivos necessários para a operação da rede. Uma heurística baseada em busca gulosa iterada é proposta e comparada à melhor heurística existente na literatura para resolver o problema. Experimentos computacionais mostraram que a nova heurística encontrou soluções melhores do que as heurísticas disponíveis na literatura de PIFRO.

Palavras-Chave: Problema de Instalação de Fibras em Redes Óticas, Busca Gulosa Iterada, Algoritmos Genéticos, WDM, Heurísticas.

Abstract

The technology used in optical networks called *Wavelength Division Multiplexing* - WDM allows a better use of fiber optics through the use of dozens of channels communication in a single fiber. This paper studies the problem Fiber Installation in Optical Network WDM. This problem is defined as find a lightpath for each connection of set of connections previously known through an optical network. The goal is to minimize the total cost of the devices needed for network operation. A heuristic based on iterated greedy search is proposed to solve problem. Computational experiments showed that the new heuristic found better solutions than heuristics available in the literature of PIFRO.

Keywords: Fiber Installation Problem in Optical Networks, Iterated Greedy Search Genetic Algorithms, WDM, heuristics.

1. INTRODUÇÃO

Através de fibras óticas, as redes óticas transmitem dados, em cada um dos seus enlaces, em uma ordem de terabits por segundo. Esta velocidade é muito maior que a dos dispositivos utilizados para recepção e transmissão de dados. No entanto, muitas vezes, o custo de um *backbone* deste tipo é de centenas de milhões de dólares e, por isso, qualquer percentual de redução neste valor torna-se significativo. A Tecnologia de Divisão e Multiplexação de Comprimentos de Onda (WDM - *Wavelength Division Multiplexing*) permite que seja utilizada toda a capacidade de transmissão de dados de uma fibra ótica, dividindo-a logicamente em vários canais que podem ser utilizados simultaneamente. Cada canal é multiplexado com um comprimento de onda diferente, de forma que não irá interferir na transmissão de outros comprimentos de onda. Caminhos Óticos são conexões entre uma origem e um destino sem a conversão do sinal do domínio ótico para o domínio elétrico. Para utilizar o mesmo comprimento de onda, dois caminhos óticos não podem compartilhar um mesmo enlace.

O custo diferente para cada comprimento de onda adicionado em um enlace de uma rede ótica gera uma economia em escala no custo de instalação de uma rede ótica. Neste trabalho, o Problema de Instalação de Fibras em Redes Óticas – PIFRO – é definido por um grafo não direcionado $G = (V, E)$, representando a topologia física da rede. O conjunto V é o conjunto de nós da rede, que representam os chaveadores óticos, e E é o conjunto de fibras óticas que conectam estes nós. Cada aresta $[i, j] \in E$ está associada a uma distância em quilômetros entre seus nós terminais. Seja $R = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ o conjunto de requisições por caminhos óticos, de modo que cada requisição é definida por (i) uma origem, (ii) um destino e (iii) uma quantidade de comprimentos de onda a serem alocados no respectivo caminho ótico. O Problema de Instalação de Fibras em Redes Óticas – PIFRO – consiste, então, em encontrar caminhos óticos para as requisições R em uma rede ótica de modo a minimizar o custo de instalação de equipamentos da rede. Este problema foi proposto em [1] como um esforço da *Bell Labs* em desenvolver métodos de otimização para redes óticas. No presente trabalho, é considerado o custo da rede correspondente aos três equipamentos óticos mais caros utilizados em redes óticas.

O artigo está organizado como segue. A Seção 2 descreve os principais equipamentos óticos utilizados em redes óticas. Na Seção 3 são apresentadas as melhores heurísticas encontradas na literatura para PIFRO. A Seção 4 apresenta uma heurística para PIFRO, que é uma extensão da Heurística GA-PIFRO mostrada em [13], utilizando, no presente caso, os três principais equipamentos óticos descritos na Seção 2. A Seção 5 apresenta os resultados computacionais obtidos e a Seção 6 conclui o artigo.

2. DESCRIÇÃO DO PROBLEMA

O Problema de Instalação de Fibras em Redes Óticas – PIFRO – consiste, como dito, em definir caminhos óticos para o conjunto R de requisições por caminhos óticos em uma rede ótica, de modo a minimizar o custo de instalação de equipamentos da rede. Estes equipamentos são descritos a seguir.

2.1. ROADM

O primeiro equipamento a ser descrito é o ROADM (*Reconfigurable Optical Add/Drop Multiplexer*). Este equipamento faz o chaveamento ótico das requisições R sem a necessidade de conversão do sinal do domínio ótico para o domínio elétrico e vice versa.

Podem ser adicionadas k portas em um ROADM e, em cada porta, conectada uma fibra ótica WDM com capacidade para transmitir $u = 100$ comprimentos de onda. Na medida em que são necessárias, novas portas podem ser instaladas a um custo de uma fração de milhão de dólares, o que tornará seu custo linearmente proporcional. A modelagem do custo total de utilização de equipamentos ROADM na rede ótica é calculada somando-se o custo de duas portas ROADM por cada fibra ótica instalada na rede.

Seja então $ROADM_{COST}$ o custo de uma porta ROADM. O custo total de ROADM por fibra ótica em um enlace da rede é definido por:

$$c_1 = 2 \cdot ROADM_{COST} \quad (1)$$

2.2. OPTICAL TRANSPONDER (OT)

O segundo equipamento em termos de custo a ser descrito é o OT (*Optical Transponder*). Ele faz a conversão de sinais do domínio ótico para o domínio elétrico e do domínio elétrico para o domínio ótico. Um OT é instalado apenas em locais da rede onde há a necessidade de conversão de sinais.

Seja, então, L_{OT} a distância em cada fibra ótica em que deverá ser instalado um OT e seja OT_{COST} o custo de instalação na rede ótica de cada OT. Este custo é da ordem de 5 a 10% do valor de uma porta ROADM. Seja também l o comprimento de uma fibra ótica. Assim, o custo total de equipamentos OT por fibra ótica em cada enlace da rede é dado por:

$$c_3 = \frac{1}{L_{OT}} \cdot 2 \cdot OT_{COST} \quad (2)$$

2.3. OPTICAL AMPLIFIER (OA)

A dispersão cromática é um problema que causa a diminuição de potência do sinal ótico, impedindo-o, assim, de chegar ao seu destino algumas vezes. Assim, quando for necessária amplificação do sinal ótico para compensar sua dispersão, deverá ser instalado um equipamento OA (*Optical Amplifier with Dispersion Compensation*).

Seja então L_{OA} a distância em cada fibra ótica em que deve ser instalado um equipamento AO, e seja OA_{COST} o custo de instalação de cada equipamento OA. Desse modo, o custo total de instalação de equipamentos OA em cada fibra ótica por enlace da rede é definido por:

$$c_2 = \frac{1}{L_{OA}} \cdot OA_{COST} \quad (3)$$

2.4. CUSTO TOTAL DA REDE

O custo total da rede é calculado pelo valor da função F_{WDM} para cada enlace, dado por:

$$F_{WDM}(w, l) = c_1 \cdot \left\lceil \frac{w}{\mu} \right\rceil + c_2 \cdot l \cdot \left\lceil \frac{w}{\mu} \right\rceil + c_3 \cdot w \cdot l \quad (4)$$

Nesta função, w é a quantidade de comprimentos de onda a serem alocados em um determinado enlace da rede; μ é o número de comprimento de onda a serem transmitidos; l é o comprimento de uma fibra ótica; e c_1 , c_2 e c_3 são as constantes definidas pelas expressões (1), (2) e (3), representando os custos de instalação dos equipamentos ROADM, OT e OA, respectivamente.

A representação gráfica do comportamento desta função em termos do número de comprimentos de onda a serem transmitidos é mostrada na Figura 1. Note o caráter linear por partes da função $F_{WDM}(w, l)$.

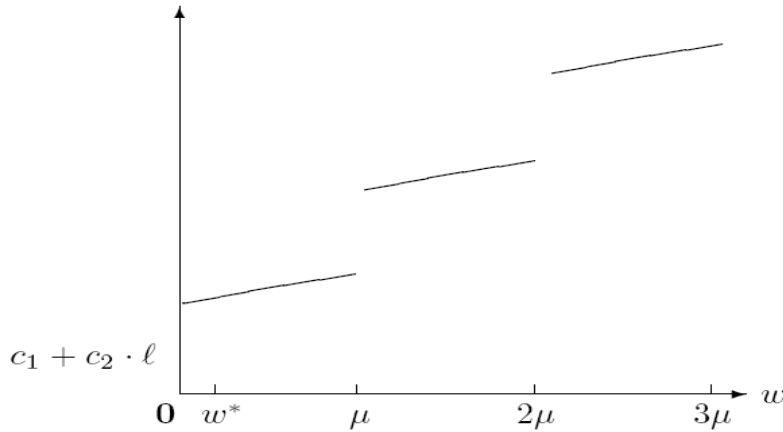


Figura 1: Representação gráfica da função $F_{WDM}(w, l)$.

3. TRABALHOS RELACIONADOS

Segundo [1], os subproblemas de roteamento e atribuição de comprimentos de onda devem ser tratados separadamente. Eles sugerem que as heurísticas para PIFRO devem focar no problema de roteamento, pois o subproblema de atribuição de comprimentos de onda pode ser resolvido como um problema de coloração de grafos em um grafo de conflitos ([15];[17];[14]). Em [1], foram propostas duas heurísticas construtivas para PIFRO, nas quais foi verificado que a ordem na qual as requisições R são alocadas na rede ótica influencia no custo final da rede. Em [1], para a criação de um caminho ótico, vários ROADM devem ser utilizados, conectados entre si para formar o caminho ótico desejado. Um salto é cada par de portas ROADM utilizadas para compor um caminho ótico.

Em [1] foram avaliadas heurísticas recebendo, como parâmetro, requisições ordenadas por: (a) ordem na qual aparecem na entrada; (b) ordenadas de acordo com a quantidade de saltos entre os ROADMs em ordem crescente e decrescente; (c) ordenadas por menor quantidade de comprimentos de onda a serem alocados na rede; e (d) ordenadas de forma aleatória, atribuindo-se um valor aleatório a cada requisição R e colocando-as em ordem ascendente, de acordo com este valor. A ordenação (d) foi a que produziu melhores resultados.

A heurística *Greedy*, proposta em [1], aborda um procedimento guloso, no qual, para cada requisição de $r \in R$ a ser alocada na rede ótica, é calculado o seu custo incremental, dado por:

$$F_{WDM}(w + \alpha, l) - F_{WDM}(w, l) \quad (5)$$

sendo α o número de comprimentos de onda a serem adicionados para todos os enlaces da rede. Em seguida, é executado o algoritmo Dijkstra para encontrar o caminho ótico com menor custo incremental na rede para a requisição. Os enlaces selecionados pelo algoritmo Dijkstra têm, adicionado a seu custo, o custo incremental calculado. Após encontrado o caminho com menor custo incremental para todas as requisições $r \in R$, é feito o refinamento iterativo, que é uma busca local do tipo 1-roteamento, em que o custo incremental de uma requisição é removido dos enlaces definidos para formarem o seu caminho ótico na rede ótica e cada uma das demais requisições $r \in R$ fazem o mesmo, porém, novamente adicionando o seu custo incremental a um novo caminho ótico com o menor custo incremental, se possível, ou utilizando o caminho ótico já existente, caso contrário. Este processo é realizado para cada requisição $r \in R$ alocada na rede ótica, até que não seja mais possível encontrar nenhum caminho ótico com custo incremental menor para nenhuma requisição na rede ótica. Ao final, a primeira requisição que teve seu custo incremental removido do caminho ótico associado a ela da rede ótica será novamente alocada em um novo caminho ótico com o menor custo incremental possível, ou em seu caminho ótico já definido anteriormente, caso contrário.

A heurística PSC, também proposta em [1], é semelhante à heurística *Greedy*. No entanto, utiliza uma função de custo gulosa diferente. Enquanto a heurística *Greedy* utiliza a função F_{WDM} , a heurística PSC utiliza uma função de custo gulosa mais sofisticada, dada por:

$$F'_{WDM}(w, l, p, P) = (c_1 + c_2 \cdot l) \left[\frac{p}{P} \cdot \left\lceil \frac{w}{\mu} \right\rceil + \frac{P-p}{P} \cdot f\left(\frac{w}{\mu}\right) \right] + c_3 \cdot w \cdot l \quad (6)$$

Na expressão (6), p é o passo corrente do algoritmo; P é um valor inteiro; e:

$$f(x) = \lfloor x \rfloor + \sqrt{x - \lfloor x \rfloor} \quad (7)$$

No primeiro passo do algoritmo de busca local (refinamento iterativo) da heurística PSC, p é igual a zero. Neste momento, a função de custo é equivalente a $f\left(\frac{w}{\mu}\right)$. A cada iteração da heurística sobre o conjunto de requisições $r \in R$, o valor de p é incrementado. Desta forma, F_{WDM} converge gradualmente para F'_{WDM} . A velocidade da convergência é definida pelo parâmetro P , que, através de experimentos em [1], foi definido como $P=5$. A função $F'_{WDM}(w, l, p, P)$ está apresentada na Figura 2.

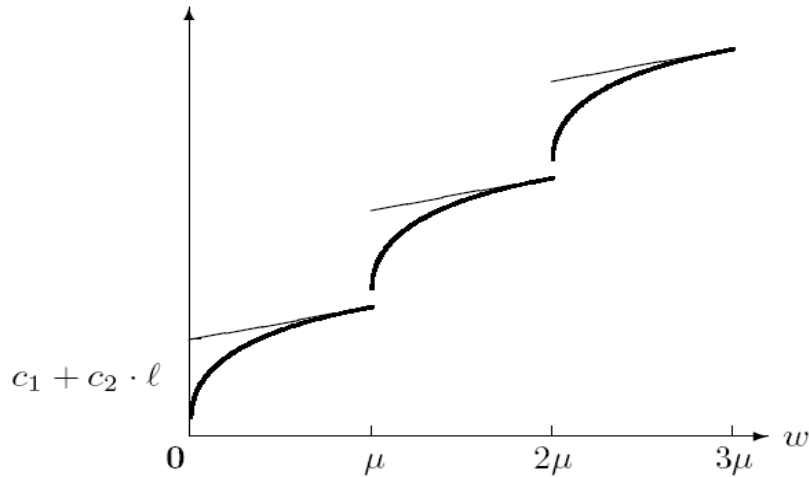


Figura 2: Representação gráfica de $F'_{WDM}(w, l, p, P)$ para $p=1$ e $P=5$.

3.1. HEURÍSTICA GA-PIFRO

Motivado pelo sucesso da utilização de Algoritmos Genéticos Baseados em Chaves Aleatórias para a resolução de problemas em redes de computadores ([3];[4];[10];[11];[12];[18];[19], assim como em outros problemas de otimização combinatória [2];[9];[16];[22];[23]), foi proposta, então, em [13], a utilização desse procedimento metaheurístico para a resolução do PIFRO.

O algoritmo GA-PIFRO utiliza as heurísticas *Greedy* e *PSC* para a criação de uma população de cromossomos, compostos por *arrays* de requisições, nos quais cada requisição recebe um valor aleatório entre 0 e 1 e, posteriormente, são ordenadas em ordem crescente de acordo com este valor. Esta sequencia resultante da ordenação das requisições é enviada, como parâmetro, para as heurísticas *Greedy* ou *PSC* e feita uma busca local através do refinamento iterativo. A solução retornada pela heurística passa a ser, então, o valor da solução para o cromossomo, e o custo apresentado passa a ser o valor de adaptabilidade do cromossomo. Em todas as gerações, a população é dividida em dois conjuntos, denominados *TOP* e *REST*.

O conjunto *TOP* da população armazena os indivíduos com as melhores soluções. Estes indivíduos são copiados, sem alterações, para as próximas gerações. O restante da população da nova geração é encontrado pela aplicação de operadores de cruzamento e mutação.

O operador de cruzamento *Parametrized Uniform Crossover*, proposto por [24], foi utilizado em GA-PIFRO. O cruzamento é realizado entre um indivíduo da parcela *TOP* da população com um indivíduo da parcela *REST*. Cada filho recebe suas chaves ou da porção da população mais apta, ou *TOP*, com uma probabilidade de 0,7; ou a chave é herdada do cromossomo pertencente à população menos apta, ou *REST*, com probabilidade de 0,3. Assim, o tamanho total da população inicial é *TOP+REST* e a quantidade de indivíduos criados a cada geração através de cruzamento é *REST – BOT* cromossomos filhos.

Cromossomos mutantes são colocados na parcela *BOT* da nova população gerada. Na operação de mutação do algoritmo GA-PIFRO, a cada geração, um número fixo de

cromossomos mutantes é inserido na população. Para escapar de mínimos locais, uma parte dos cromossomos menos aptos é substituída por cromossomos gerados aleatoriamente, de forma semelhante a como é gerada a população inicial.

Os tamanhos das parcelas *TOP*, *REST* e *BOT* são informados através de parâmetros ao algoritmo.

4. HEURÍSTICA IGS-PIFRO

A heurística de Busca Gulosa Iterativa (IGS - *Iterated Greedy Search*) foi utilizada com sucesso em [7] para agendar o roteamento de tráfego em redes óticas WDM e para resolução do problema de recolocação de nós em redes WDM. Em [5];[6];[20];[21];[8] foi utilizada também com sucesso em outros problemas de otimização combinatória.

Esta heurística parte de uma solução inicial para um problema de otimização combinatória, para, em seguida, fazer buscas locais e melhorar diversas vezes a solução inicial encontrada através de um determinado número de iterações [7].

IGS-PIFRO utiliza a heurística *Greedy* para gerar uma solução inicial S_0 na qual, posteriormente, é feita uma busca local utilizando o refinamento iterativo, resultando na solução intermediária S . Em seguida, é aplicada uma perturbação gulosa em k requisições $r \in R$, com caminhos óticos já estabelecidos na solução S , removendo-as e realocando-as com o menor custo incremental possível, gerando, assim, a solução intermediária S' . O refinamento iterativo da heurística *Greedy* faz novamente busca local na solução S' , gerando a solução final S'' em cada iteração. A melhor solução do algoritmo é armazenada em S^* , sempre sendo comparada com a solução S'' da iteração atual. Para escapar de ótimos locais, no passo seguinte do algoritmo a solução S pode ser modificada para aceitar uma solução com custo maior. Para fixar o percentual máximo de custo extra da solução S'' a ser aceito pela solução S , o parâmetro β deve ser ajustado com a porcentagem a ser aceita [7].

5. EXPERIMENTOS

Neste trabalho foi avaliado o desempenho dos algoritmos GA-PIFRO e IGS-PIFRO utilizando um conjunto de instâncias para PIFRO obtidas de instâncias clássicas da biblioteca *Survivable Network Design Library* – SNDlib, disponível em [26].

SNDlib é uma biblioteca de instâncias de testes para problemas de otimização em redes [13]. Segundo descrito em SNDlib, do conjunto de instâncias da biblioteca utilizado neste trabalho, DFN-BWIN, DFN-GWIN, PDH e POLSKA foram obtidas através de parcerias entre instituições de ensino, fabricantes de equipamentos e operadoras de rede. As instâncias ABILENE, GEANT e NOBEL-US são referências em grandes projetos de pesquisas na Europa, tendo, como participantes, grandes operadoras de telecomunicação e fabricantes de equipamentos. O grupo final de instâncias foi utilizado por outros autores em problemas de otimização e disponibilizado para a biblioteca SNDlib. As instâncias ATLANTA, DI-YUAN e NEWYORK foram alteradas através de, por exemplo, aumento do número de links, para torná-las mais desafiadoras. A matriz de tráfego de cada instância é assimétrica, isto é, pode existir uma demanda de um nó i para um nó j e não existir uma demanda no caminho contrário.

O valor definido para um braço ROADM foi $ROADM_{COST} = 500000$; o valor para um OA foi $OA_{COST=250000}$; o valor para um OT foi $OT_{COST} = 50000$, o valor para a distância na

fibra ótica em que deve ser instalado um OA foi $L_{OA} = 100$, o valor para a distância na fibra ótica em que deve ser instalado um OT foi $L_{OT} = 500$ e o valor para a quantidade de comprimentos de onda suportados por cada fibra ótica foi $\mu = 100$.

As heurísticas GA-PIFRO e IGS-PIFRO foram codificadas utilizando a linguagem de programação C++ e compiladas com o compilador GNU GCC versão 4.4.3. Os experimentos foram executados em um computador com processador Intel Core I5, tendo 2.76 GHZ, com 4 GB de memória RAM.

Os tamanhos dos conjuntos TOP, REST e BOT no GA-PIFRO foram configurados como $0,25|X|$; $0,70|X|$; e $0,5|X|$, respectivamente, sendo $|X|$ o tamanho da população, que é igual ao número de requisições R da instância. Os parâmetros β e k em IGS-PIFRO foram configurados para $0,05|X|$ e para $0,25|X|$, respectivamente, sendo $|X|$ a quantidade de requisições R da instância. O tempo limite de execução dos algoritmos GA-PIFRO e IGS-PIFRO foi configurado para 20 minutos.

Tabela 1: Resultados para as heurísticas GA-PIFRO e IGS-PIFRO

Instância	Quantidade de nós	Quantidade de enlaces	Quantidade de requisições	GA-PIFRO			IGS-PIFRO			IGS-PIFRO GA-PIFRO
				Mínimo	Média	Desvio Padrão	Mínimo	Média	Desvio Padrão	
Abilene	12	15	66	1258.39	1316.01	37.48	478.71	830.13	490.58	36.92%
Atlanta	15	22	105	25580.61	25984.71	146.84	20177.04	25954.18	3671.02	0.12%
Dfn-Bwin	10	45	45	176.00	206.26	4.78	174.70	204.26	19.76	0.97%
Dfn-Gwin	11	47	55	228.30	251.89	6.05	214.68	248.89	21.12	1.19%
Di-Yuan	11	42	22	1573.69	1750.08	104.83	600.50	1627.39	746.74	7.01%
Geant	22	36	231	4993.24	5519.00	84.17	4791.53	5413.81	431.91	1.91%
New York	16	49	120	20711.73	21458.49	152.25	20698.86	21358.45	592.31	0.47%
Nobel-Us	14	21	91	2288.33	2261.52	69.23	1363.21	2128.54	535.90	5.88%
Pdh	11	34	24	46.67	76.58	2.36	62.59	74.49	11.36	2.74%
Polska	12	18	66	309.53	321.69	7.34	209.12	279.34	79.86	13.17%
									Média	7.04%

Os resultados numéricos dos experimentos estão listados na Tabela 1. As três primeiras colunas da tabela informam o nome, o número de nós e o número de enlaces para cada instância. A quarta coluna apresenta o número de requisições R . As próximas três colunas apresentam o custo mínimo, o custo médio e o desvio padrão encontrado para a rede utilizando a heurística GA-PIFRO. As próximas três colunas apresentam o custo mínimo, o custo médio e o desvio padrão encontrado para a rede utilizando a heurística IGS-PIFRO. A décima primeira coluna apresenta a melhora relativa entre IGS-PIFRO e GA-PIFRO, na forma:

$$\rho = \left(\frac{IGS - PIFRO}{GA - PIFRO} \right) \quad (8)$$

Para facilitar a visualização dos dados, os números apresentados nas colunas 5-10 estão divididos por 1.000.000. Os custos das redes obtidas por IGS-PIFRO foram até 36,92% inferiores aos obtidos por GA-PIFRO na instância ABILENE e 7.04% em média, para todo o conjunto de instâncias considerado.

6. CONCLUSÃO

Este trabalho abordou o problema de instalação de fibras em redes de fibra ótica. Uma nova heurística baseada em busca gulosa iterada foi proposta e comparada à heurística baseada em algoritmos genéticos com chaves aleatórias utilizada em [13] para resolver este problema.

Experimentos computacionais mostraram que a nova heurística reduziu em até 36,92% o custo das redes, quando comparados com as heurísticas existentes na literatura, proporcionando, no entanto, maior desvio padrão dos resultados encontrados.

7. REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [1] Antonakopoulos, S. e Zhang, L. (2007). Heuristics for fiber installation in optical network optimization. Proceedings of 2007 IEEE Global Telecommunications Conference, Washington.
- [2] Arulselvan, A.; Commander, C. e Pardalos, P. (2007). A random keys based genetic algorithm for the target visitation problem. Pardalos, P.; Murphey, R.; Grundel, D. e Hirsch, M., editors, Advances in Cooperative Control and Optimization, volume 369 of Lecture Notes in Control and Information Sciences, p. 389–397. Springer.
- [3] Buriol, L. S.; Resende, M. G. C.; Ribeiro, C. C. e Thorup, M. (2005). A hybrid genetic algorithm for the weight setting problem in OSPF/IS-IS routing. Networks, 46:36–56.
- [4] Buriol, L. S.; Resende, M. G. C. e Thorup, M. (2007). Survivable IP network design with OSPF routing. Networks, 49:51–64.
- [5] Fanjul-Peyroa, L. e Ruiz, R. (2010). Iterated greedy local search methods for unrelated parallel machine scheduling. European Journal of Operational Research 207:55–69.
- [6] Framinan, J.M. e Leisten, R. (2008). A multi-objective iterated greedy search for flowshop scheduling with makespan and flowtime criteria. OR Spectrum 30:787–804.
- [7] Gagnaire, M. e Doumith, E. (2007). An iterative greedy algorithm for scheduled traffic grooming in WDM optical networks. Proceedings of the Advanced Networks and Telecommunication Systems, First International Symposium on.
- [8] Garcia, B. L.; Mahey, P.; LeBlanc, L. J. (1998). Iterative improvement methods for a multiperiod network design. European Journal of Operational Research 110:150-165.
- [9] Gonçalves, J. F.; Mendes, J. J. M. e Resende, M. G. C. (2005). A hybrid genetic algorithm for the job shop scheduling problem. European Journal of Operational Research, 167:77–95.
- [10] Gonçalves, J. F. e Resende, M. G. C. (2004). An evolutionary algorithm for manufacturing cell formation. Computers and Industrial Engineering, 47:247–273.
- [11] Gonçalves, J. F. e Resende, M. G. C. (2009). Biased random-key genetic algorithms for combinatorial optimization. To appear in J. of Heuristics, v..

- [12] Goulart, N.; Noronha, T. F.; de Souza, S. R.; Dias, L. G. S. (2011). Algoritmo Genético para o Problema de Instalação de Fibras em Redes Óticas. Proceedings of the 43 th Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, Ubatuba.
- [13] Goulart, N.; Noronha, T. F.; de Souza, S. R.; Dias, L. G. S. (2011). Biased Random-key Genetic Algorithm for Fiber Installation in Optical Network Optimization. Proceedings of the Evolutionary Computation 2011 IEEE Congress on.
- [14] Hertz, A. e de Werra, D. (1987). Using tabu search techniques for graph coloring. Computing, 39:345–351.
- [15] Hyytiä, E. e Virtamo, J. (1998). Wavelength assignment and routing in WDM networks. Fourteenth Nordic Teletraffic Seminar, p. 31–40, Copenhagen.
- [16] Malve, S. e Uzsoy, R. (2007). A genetic algorithm for minimizing maximum lateness on parallel identical batch processing machines with dynamic job arrivals and incompatible job families. Comput. Oper. Res., v. 34, p. 3016–3028.
- [17] Noronha, T. F. e Ribeiro, C. C. (2006). Routing and wavelength assignment by partition coloring. European Journal of Operational Research, 171:797–810.
- [18] Noronha, T. F.; Resende, M. G. C. e Ribeiro, C. C. (2010). A biased random-key genetic algorithm for routing and wavelength assignment. Aceito para publicação em Journal of Global Optimization, v..
- [19] Reis, R.; Ritt, M.; Buriol, L. S. e Resende, M. G. C. (2011). A biased random-key genetic algorithm for ospf and deft routing to minimize network congestion. International Transactions in Operational Research, 18:401–423.
- [20] Ruiz, R. e Stützle, T. (2007). A simple and effective iterated greedy algorithm for the permutation flowshop scheduling problem. European Journal of Operational Research 177:2033–2049.
- [21] Ruiz, R. e Stützle, T. (2008). An Iterated Greedy heuristic for the sequence dependent setup times flowshop problem with makespan and weighted tardiness objectives. European Journal of Operational Research 187:1143–1159.
- [22] Samanlioglu, F.; Ferrell, W. G.Jr. e Kurz, M. E. (2008). A memetic random-key genetic algorithm for a symmetric multi-objective traveling salesman problem. Comput. Ind. Eng., v. 55, p. 439–449.
- [23] Snyder, L. V. e Daskin, M. S. (2006). A random-key genetic algorithm for the generalized traveling salesman problem. European Journal of Operational Research, 174:38–53.
- [24] Spears, W. e de Jong, K. (1991). On the virtues of parameterized uniform crossover. Proceedings of the Fourth International Conference on Genetic Algorithms, p. 230–236, San Mateo.
- [25] Wang, C. e Uzsoy, R. (2002). A genetic algorithm to minimize maximum lateness on a batch processing machine. Comput. Oper. Res., 29:1621–1640.
- [26] Zuse-Institute. (2009). Survivable fixed telecommunication network design. Online publication in <http://sndlib.zib.de/home.action>, acessado em 1 de Maio de 2012.