USO DA METAHEURÍSTICA GRASP PARA A SOLUÇÃO DO PROBLEMA DE PROGRAMAÇÃO DE HORÁRIOS DE IRRIGAÇÃO

Alexandre Fraga de Araújo
Instituto Federal de Educação, Ciência e Tecnologia do Espírito Santo
Rodovia BR-482, Fazenda Morro Grande. Cachoeiro de Itapemirim – ES, 29300-970
alexandref@ifes.edu.br

Brauliro Gonçalves Leal
Universidade Federal do Vale do São Francisco
Av. Antônio Carlos Magalhães, 512, Juazeiro – PE, 48903-210
brauliro@gmail.com

Kennedy Morais Fernandes
Universidade Federal da Bahia
Avenida Ademar de Barros, s/n - Campus Universitário de Ondina, Salvador – BA, 40.170-110
kennedy.fernandes@gmail.com

RESUMO

Neste trabalho, propõe-se a utilização da metaheurística Greedy Randomized Adaptive Search Procedure (GRASP) para a solução do problema de programação de escalas de horários de irrigação, tendo como fatores de influência os valores de água e energia consumidos e o limite de vazão disponível para as propriedades irrigantes. A fim de validar a metodologia proposta, é feito um estudo de caso utilizando dados do Projeto Jaíba considerado um dos maiores projetos públicos de irrigação da América Latina, localizado ao Norte do Estado de Minas Gerais. Para a solução do problema foi analisada a aplicação de duas técnicas de busca local, sendo uma delas composta pela heurística Variable Neighborhood Descent (VND). A fim de obter valores de referência para a validação das metaheurísticas propostas, foram desenvolvidos dois modelos de Programação Linear (PL) que determinam, respectivamente, limites superiores e inferiores para os valores da função objetivo do problema.

PALAVARAS CHAVE. Otimização combinatória, Modelagem matemática, programação de horário.

ABSTRACT

In this work, is proposed the use of metaheuristic Greedy Randomized Adaptive Search Procedure (GRASP) for solving the scheduling problem of the timetable irrigation, having as factors of influence the values of water and energy consumed and the flow limit available for the properties. In order to validate the proposed methodology, is developed a case study with the data from Jaíba Project - one of the largest public irrigation projects in Latin America, located in the north of Minas Gerais. For solving the problem, was analyzed the application of two techniques for local search, one of them composed by the heuristic Variable Neighborhood Descent (VND). With the purpose to obtain reference values for the validation of the proposed metaheuristics were developed two models of Linear Programming (LP) that determine, respectively, upper and lower limits for the values of the objective function of the problem.

KEYWORDS: combinatorial optimization, mathematical modeling, time table schedule.

1. Introdução

Um dos principais fatores críticos para o desenvolvimento da agricultura irrigada diz respeito ao compartilhamento do recurso hídrico entre as diversas propriedades, que possuem características de consumo e equipamentos específicos. Em grandes áreas irrigadas, manter o controle do direito à utilização do recurso hídrico se torna uma tarefa altamente difícil de ser realizada em tempo hábil.

Neste artigo, será utilizado o Projeto Jaíba como estudo de caso para a modelagem e o método de solução proposto. O Projeto Jaíba é considerado um dos maiores projetos de irrigação da América do Sul. Localizado no norte de Minas Gerais, abrangendo parte dos municípios de Jaíba e Matias Cardoso, a 665 km ao norte de Belo Horizonte. A região é um dos principais bolsões de pobreza do Brasil. Esta região, apesar de estar situada em uma das áreas mais secas do semi-árido brasileiro, é abastecida pelo rio São Francisco e, por conseqüência, apresenta excelentes condições agro-ecológicas para o desenvolvimento da agricultura irrigada, tendo como foco principal o fomento da agricultura familiar, CODEVASF (1999).

Dentro do contexto da agricultura familiar irrigada, três parâmetros são considerados de grande relevância para a realização de um manejo racional da irrigação:

- Vazão disponível: o gestor do recurso hídrico, com base em dados diários da bacia hidrográfica, define a vazão horária máxima de água disponível para o conjunto de propriedades;
- Valor da energia elétrica: A irrigação é realizada por meio de um conjunto motobomba, que utiliza a rede elétrica para seu funcionamento. Existem horários onde a tarifa da energia elétrica varia entre 40% (tarifa reduzida) a 100% (tarifa normal) do valor cobrado;
- Valor da água: Em um futuro breve, a água utilizada a partir da bacia do rio São Francisco terá uma tarifação em função do volume consumido. Em um futuro mais distante, esta tarifa terá o controle semelhante ao da energia elétrica, variando o seu valor de acordo com o horário de captação; o que influenciará diretamente no cálculo do valor final da cultura produzida.

O processo de tomada de decisão da irrigação nos lotes do perímetro irrigados é feito diariamente, envolvendo as operações de cadastro dos dados meteorológicos do dia anterior, que se encerra à meia noite. Em seguida, são realizados os seguintes procedimentos: cálculo das lâminas de água e o tempo de irrigação de todos os lotes, definição dos setores a serem irrigados, a emissão e entrega das ordens de serviço aos irrigantes. Todo este procedimento deve ser realizado no período de meia noite às seis horas da manhã.

O problema abordado neste artigo consiste em desenvolver uma metodologia, baseada em metaheurística, para a programação de escalas de horários de irrigação, minimizando os valores da energia elétrica e da água pagos pelas famílias que utilizam um distrito de irrigação. A elaboração desta escala deve obedecer às restrições impostas pela gestora da outorga do recurso hídrico, tal como a vazão disponível, ou seja, a quantidade de água consumida pelas propriedades irrigantes não poderá ultrapassar o limite definido pelo gestor, buscando assim, racionalizar o uso dos recursos hídricos disponíveis de maneira que haja o menor impacto ao meio ambiente.

No caso particular do Projeto Jaíba, a escolha do horário é feita exclusivamente pelo seu proprietário, sem nenhum critério técnico. Geralmente é visado somente o lucro no manejo da propriedade, a partir da execução da irrigação em horários de menor custo. É comum ocorrer o excesso de setores sendo irrigados em janelas de tempo mais baratas, gerando uma demanda de recurso hídrico que pode requerer vazões acima da máxima disponibilizada pela gestora da outorga do recurso. O processo atualmente utilizado é notoriamente incompatível com a grande estrutura deste projeto e os valores nele envolvidos, sejam eles referentes aos impactos nos recursos naturais ou à existência de conflitos entre proprietários pela disputa dos melhores horários de irrigação.

Devido ao grande número de setores irrigantes envolvidos na elaboração da escala, mostra-se necessária a utilização de metaheurísticas para a realização dos cálculos da programação desta escala. As metaheurísticas são procedimentos que visam obter resultados de

qualidade aceitável em um tempo considerado hábil para que os resultados sejam úteis ao problema abordado.

2. Definição e modelagem do problema

A fim de atender os objetivos descritos, serão utilizados os modelos de otimização propostos por ARAÚJO *et al.*(2008) para representar o escalonamento dos setores a serem irrigados. Com base nesta modelagem, têm-se como objetivo propor melhorias na forma do manejo da irrigação.

Neste modelo, assume-se de forma genérica a existência de *n* setores irrigáveis, que terão o seu tempo de irrigação distribuído dentro de 24 janelas de tempo, com duração de uma hora cada. Para representar o problema foram utilizadas as seguintes variáveis e notações:

- ***n,i, j*:** Representam o número total de setores irrigáveis, cada setor e cada janela de tempo, respectivamente;
- $\boldsymbol{Ca_j}$**,** $\boldsymbol{Ce_j}$**:** Custo da água e da energia elétrica, na janela de tempo *j*.
- $\boldsymbol{Da_i}$**,** $\boldsymbol{De_i}$ **:** Representa a demanda horária de água e energia do equipamento de irrigação do setor *i*.
- $\boldsymbol{X_{ij}}$**:** é a variável de decisão, onde, $X_{ij} = 1$ indica que o setor *i* está sendo irrigado na janela de tempo *j*, caso contrário, $X_{ij} = 0$;
- $\boldsymbol{T_i}$**:** representa o número de horas de irrigação exigidas para o setor *i*. Este valor é obtido com base no volume de água necessário para a cultura em função da capacidade de bombeamento por unidade de tempo do equipamento utilizado;
- ***V*:** representa o volume máximo de água disponível por unidade de tempo para todo o perímetro irrigado. Este valor é definido pelo gestor da outorga do recurso hídrico.

A partir destas considerações sobre o problema de escalonamento de setores irrigáveis, é construído o seguinte modelo de programação linear inteira:

$$\textbf{Minimizar} \quad \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{24}\left(Ca_j Da_i + Ce_j De_i\right)X_{ij} \qquad \textbf{(1)}$$

Sujeito à:

(M1)

$$\sum_{j=1}^{24} X_{ij} = T_i, \; i = 1, \ldots, n. \qquad \textbf{(2)}$$

$$\sum_{i=1}^{n} Da_i X_{ij} \le V, \; j = 1, \ldots, 24. \qquad \textbf{(3)}$$

$$X_{ij} \in \{0,1\}, \; i = 1, \ldots, n; \; j = 1, \ldots, 24. \qquad \textbf{(4)}$$

A função objetivo, representada pela Expressão (1), visa minimizar o custo total da irrigação dentro do perímetro, somando os custos dos recursos de água e energia mediante suas demandas, em cada janela ativa. A restrição (2) garante que todos os setores serão atendidos, ou seja, cada setor deve ter a soma das janelas de tempo alocadas igual à sua demanda de horas. Por sua vez, a restrição (3) garante que o recurso hídrico não sofrerá consumo além do permitido, onde, para cada janela de tempo, a soma das demandas de todos os setores ativos deve ser menor ou igual à vazão disponibilizada *V*. A Expressão (4) indica que as variáveis de decisão são binárias.

A partir deste modelo, têm-se o escalonamento dos setores irrigáveis de acordo com a demanda T_i definida para o setor, objetivando o menor custo do manejo. Entretanto, para obter esta economia, é permitida a alocação da irrigação em janelas de tempos não contínuas. Apesar deste arranjo ser o mais lucrativo, pois tende a realizar as alocações em horários de custo reduzido, na prática o custo operacional de ativar e reativar o conjunto motobomba ao longo do dia se torna muito alto, tornando esta alternativa inviável.

Com o propósito de reduzir os custos operacionais, é acrescentada uma restrição ao modelo com a finalidade de gerar soluções que tenham as janelas alocadas de forma contínuas

para cada setor. Caso não haja este agrupamento, o modelo sofrerá uma punição no valor da função objetivo. Acrescentada a nova restrição, é construído o seguinte modelo de programação não-linear inteira:

$$\textbf{Minimizar} \quad \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{24}\left(Ca_j Da_i + Ce_j De_i\right)X_{ij} + \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{24} P_{ij} \qquad \textbf{(5)}$$

Sujeito à:

(**M2**)

$$\sum_{j=1}^{24} X_{ij} = T_i, \; i = 1, ...,n. \qquad \textbf{(2)}$$

$$\sum_{i=1}^{n} Da_i X_{ij} \le V, \; j = 1,..., 24. \qquad \textbf{(3)}$$

$$P_{i1} = \left(Ca_1 Da_i + Ce_1 De_i\right)X_{i1}, \; i = 1,..., n. \qquad \textbf{(6)}$$

$$P_{ij} = \left(Ca_j Da_i + Ce_j De_i\right)X_{ij} * (1 - X_{i(j-1)}), \; i = 1,..., n; \; j = 1,..., 24. \qquad \textbf{(7)}$$

$$X_{ij} \in \{0,1\}, \; i = 1,..., n; \; j = 1,..., 24. \qquad \textbf{(4)}$$

Os valores de cada linha *i* da matriz P_{ij} representam as mudanças do estado de alocação do setor *i* na janela de tempo *j*, na forma de punição. A importância desta matriz está em tentar manter agrupado o maior número possível de janelas de tempo alocadas, já que há um custo operacional significativo em realizar o manejo em diversas janelas de tempo descontínuas ao longo do dia.

As restrições (6) e (7) indicam que, quando o setor *i* iniciar a atividade de irrigação na janela de tempo *j*, a posição P_{ij} receberá o valor do custo associado à alocação da referida janela de tempo, como forma de punição. Nos demais casos, quando o setor não estiver sendo irrigado ou quando já estiver em processo de irrigação, P_{ij}=0. Ou seja, em um dado setor *i*, sempre haverá a punição na posição P_{ij} referente ao inicio das alocações que forem necessárias para o setor *i*. No caso de descontinuidade na alocação, quando houver o reinicio da alocação, a matriz receberá na sua posição P_{ij} o valor referente ao reinicio da alocação do setor *i* na janela *j*. Observa-se que a restrição (7) faz com que o modelo se torne não-linear.

2.1. Proposta de um Modelo Linear Relaxado

A execução de um modelo de programação não-linear através de métodos exatos é uma tarefa que exige um grande custo de processamento computacional e tempo de execução, pois, dependendo do tamanho do problema a ser calculado, o tempo para se alcançar a solução ótima pode ser de vários dias. Em alguns casos, o programa responsável por obter a solução pode exigir uma quantidade elevada de memória, fazendo com que o programa não chegue ao final de sua execução.

Devido à natureza combinatorial do problema abordado neste trabalho, a execução do modelo *M2* através dos softwares de processamento matemático Lingo e Xpress, não alcançou o final da sua execução na grande maioria dos problemas testados. Diante desta dificuldade, foi necessário o desenvolvimento de um modelo de programação linear inteira compatível com as restrições definidas no modelo *M2*, com a finalidade de gerar valores de referência para validação do método heurístico propostos neste trabalho.

O modelo *M3* desenvolvido atende à restrição de alocação de janelas de uma forma rigorosa, onde todos os setores devem ser alocados obrigatoriamente dentro de um único bloco de alocação, e com a grande vantagem de ser linear. A restrição desenvolvida é representada pelas Expressões (8), (9) e (10), que juntamente com as Expressões (1), (2), (3) e (4) do modelo *M1*, compõem o modelo *M3* abaixo.

(M3)

$$\textbf{Minimizar} \quad \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{24}\left(Ca_j Da_i + Ce_j De_i\right)X_{ij} \qquad \textbf{(1)}$$

Sujeito à:

$$\sum_{j=1}^{24} X_{ij} = T_i,\ i = 1, \ldots, n. \qquad \textbf{(2)}$$

$$\sum_{i=1}^{n} Da_i X_{ij} \le V,\ j = 1, \ldots, 24. \qquad \textbf{(3)}$$

$$X_{ik} * I_k - X_{ij} * I_j - (1 - X_{ij}) * \Theta \le T_i - 1. \qquad \textbf{(8)}$$

$$I_x = x,\ \forall x = \{1, \ldots, n\}; \qquad \textbf{(9)}$$

$$\Theta \approx +\infty \qquad \textbf{(10)}$$

$$X_{ij} \in \{0,1\},\ i = 1, \ldots, n;\ j = 1, \ldots, 24;\ k = j+1, \ldots, 24. \qquad \textbf{(4)}$$

A restrição apresentada na Expressão (8) é interpretada da seguinte forma: para duas janelas de alocação j e k de um setor i, onde $j < k$, caso $X_{ij} = 1$, só é possível haver irrigação no horário k se a diferença $(k - j)$ não ultrapassar o valor da demanda de tempo total do setor menos um (T - 1). Caso ultrapasse, os horários são descontínuos e a restrição não é atendida.

Caso $X_{ij} = 0$, o termo da equação, $(1 - X_{ij})*\Theta$, passa a ter um valor negativo muito alto, satisfazendo sempre a restrição independentemente do valor de X_{ik}. O objetivo da constante Θ é o de fazer com que a restrição sempre seja válida quando não houver irrigação na janela de tempo j, uma vez que a restrição visa analisar a diferença somente de posições alocadas.

O vetor I_x descrito na Expressão (9) representa o índice das janelas de tempo, de maneira que I_1=1, I_2=2,..,I_n=n. A Expressão (10) indica que o valor da constante Θ possui um valor extremamente alto para as características do problema.

Com o desenvolvimento destes três modelos de programação, é possível obter resultados finais com as seguintes características:

Modelo *M1*: Gera escala de horários onde o foco principal é utilizar-se das horas de menor custo sem se preocupar com a continuidade das janelas de alocação. Possui o menor valor de FO, porém na prática não é viável a sua utilização.

Modelo *M2*: A escala desenvolvida visa manter as alocações em blocos. No caso de alocações com grande demanda de tempo, torna-se viável a alocação em mais de um bloco, para que cada bloco possa ter parte de suas janelas alocadas em horários de custo reduzido. Possui valor de FO intermediário e de difícil obtenção, por ser representado por um modelo não-linear.

Modelo *M3*: A escala desenvolvida possui obrigatoriamente 1 bloco de alocação de tempo por setor. No caso de setores com grande demanda de tempo de irrigação, esta alocação não apresenta bom resultado, pois são aproveitadas poucas horas de alocação em janelas de baixo custo. Por conseqüência, este modelo possui o pior valor de FO.

Diante destas características, mostra-se necessário o uso de métodos heurísticos para a obtenção de boas soluções, uma vez que o modelo que melhor atendeu às características do problema é o M2 cuja solução é de difícil obtenção.

Os valores das funções objetivos utilizando os modelos M1 e M3 serão responsáveis por fornecer o limite inferior e superior do problema, e as soluções que serão obtidas neste trabalho deverão sempre estar dentro deste intervalo.

3. Detalhes de Implementação da Metaheurística GRASP

GRASP (*Greedy Randomized Adaptive Search Procedure*) é uma metaheurística de múltiplas partidas proposta por FEO e RESENDE (1995), na qual a cada iteração é gerada uma solução gulosa-aleatória (fase construtiva), e que em seguida é melhorada por uma heurística de busca local (fase de melhoria).

Em geral, os algoritmos baseados na metaheurística GRASP possuem poucos parâmetros a serem ajustados. Basicamente os parâmetros são o fator α de aleatoriedade e a condição de

parada do algoritmo, que geralmente é definida por um número máximo de iterações. Tal característica facilita a avaliação dos resultados e permite uma correção nos desvios de forma fácil. No Quadro 3.1 a seguir, é apresentado o pseudocódigo da metaheurística GRASP utilizada no problema.

```
Procedimento GRASP (alfa, Iteracoes)
(Seja alfa o parâmetro de aleatoriedade)
Inicio
        f(s*) = infinito;
        Para i = 1 até Iteracoes faça
                s = SolConstrutivaGulosa(alfa);
                s' = buscaLocal(s);
                Se  f(s' ) < f(s*) então
                  s* = s';
        Fim Para;
        Retorne s*;
Fim.
```

Quadro 3.1 – Pseudocódigo da metaheurística GRASP.

3.1. Método de construção da solução inicial

A metaheurística GRASP possui um componente probabilístico utilizado na geração da sua solução inicial, que o diferencia de um simples algoritmo guloso. A solução é formada a partir do principio de um algoritmo guloso, CORMEN et al.(2002), onde é criada uma lista de setores ordenados por ordem decrescente do valor da razão entre a demanda de energia – *De* e a demanda de água do setor – *Da*.

Esta razão indica que, quanto maior for o seu valor, maior será o consumo de energia em relação à água, o que indica que o equipamento deste setor não é eficiente no bombeamento da água. Ao alocar primeiramente os setores que possuem esta característica, busca-se obter uma alocação mais garantida em janelas de tempo mais baratas, tendo em vista que o equipamento não traz um bom custo-benefício para o setor.

A alocação do setor na solução inicial pode ser executada de duas formas:

- Sentido Esquerda-Direita: A alocação se inicia na janela de tempo informada, e segue a alocação no sentido crescente de hora, até atingir a demanda de horas ou a última janela de tempo.
- Sentido Direita-Esquerda: A alocação se dá a partir da janela de tempo informada, e segue o sentido decrescente de hora, até atingir a demanda de horas ou a primeira janela de tempo.

É importante destacar que as alocações obedecem às restrições do problema, e, caso haja janelas de tempo incapacitadas de receber a alocação devido à restrição de consumo máximo por janela, o procedimento efetua a divisão do bloco de alocação a fim de gerar uma solução inicial válida. Este procedimento, apesar de visar boas soluções, tem como prioridade a geração de soluções iniciais válidas dentro de um curto espaço de tempo.

Durante a alocação dos setores, é feita a mudança do sentido de alocação sistematicamente após cada iteração, de forma a garantir que todos os setores se beneficiem das alocações em janelas de horário com custo reduzido, tendo em vista que no problema abordado, as extremidades da tabela de tempo possuem custos reduzidos.

A partir desta lista, uma segunda lista, denominada Lista Restrita de Candidatos (LRC) é criada para receber os primeiros setores da lista principal. O tamanho da lista LRC é determinada em função da variável *alfa*, ou seja, são selecionados "*alfa*" por cento dos setores da lista principal para compor a LRC.

Com a LRC montada, um de seus setores é selecionado, de maneira aleatória, para ser alocado na solução. Esta estratégia de escolha permite que diferentes soluções sejam geradas a cada nova geração de solução inicial do GRASP.

Sempre que um setor é alocado, ele é retirado da lista principal e da LRC, passando a

compor apenas a solução corrente (*S*) do problema. O algoritmo termina quando todos os elementos da lista principal forem devidamente alocados na solução *S*.

3.2. Estrutura de Vizinhanças e Busca Local

As estruturas de vizinhança desenvolvidas seguem o princípio básico de efetuar deslocamentos de janelas alocadas dentro de um setor, a fim de obter uma nova solução que melhore a solução atual. Estes movimentos foram desenvolvidos respeitando todas as restrições impostas no escopo do problema, e deve-se destacar que caso o movimento gere uma solução inviável, o mesmo é automaticamente desfeito. Foram desenvolvidas 4 estruturas de vizinhança apresentadas a seguir:

1. **Deslocamento de uma unidade alocada para a esquerda ou direita**: As janelas alocadas no setor sofrem o deslocamento de uma unidade para a esquerda ou direita.
2. **Deslocamento aleatório para a esquerda ou direita**: É obtido um número aleatório dentro do intervalo permitido para que haja o deslocamento das janelas, e em seguida, é feito o deslocamento de todas as janelas alocadas para a esquerda ou direita.
3. **Deslocamento total para a esquerda ou direita**: O setor selecionado é realocado a partir da primeira janela de tempo com vazão disponível para alocação (deslocamento total para a esquerda), ou a partir da última janela disponível, no caso do deslocamento total para a direita.
4. **Particionamento e alocação polarizada**: Divide-se a demanda de tempo do setor em dois blocos de alocação, onde cada bloco é alocado a partir das extremidades da tabela de tempo com vazão disponível. Este movimento só permite a alocação de cada bloco de forma contínua, e caso isso não seja possível, o movimento é anulado.

O objetivo de todos os movimentos desenvolvidos é garantir que sejam exploradas as diversas possibilidades de alocação em janelas de horário reduzido.

O movimento "particionamento e alocação polarizada" foi elaborado para ser utilizado em setores cuja demanda de tempo de irrigação seja muito alta, e que, por meio da divisão da sua demanda, tenha uma maior probabilidade deste ser alocado em horários de custo reduzido.

A solução inicial gerada pelo GRASP, apesar de ser desenvolvida visando ter uma alta qualidade, não é necessariamente um ótimo local do problema. Consequentemente, se torna necessária a utilização de um método de busca local, com o objetivo de refinar a solução gerada na fase construtiva, a fim de obter o ótimo local ou quando possível, o ótimo global do problema.

Os procedimentos de busca locais implementados neste trabalho foram desenvolvidos visando alocar os setores em janelas de horários mais baratos, e quando possível, com alocação contínua. Para obter tal resultado, os métodos selecionam um setor aleatoriamente dentro da solução e aplica movimentos a fim de obter uma melhora na função objetivo. A técnica de busca local utilizada é baseada na escolha do primeiro vizinho que melhore a solução atual, ou seja, a busca local é reiniciada a partir da primeira melhor solução encontrada. A busca termina quando não houver nenhuma melhora após a aplicação do movimento de exploração em todos os setores da solução atual.

Neste trabalho, foram utilizados dois métodos de busca local. No primeiro, a estrutura de vizinhança utilizada para obter cada vizinho da solução s^* é formada pela combinação dos movimentos "Particionamento e alocação polarizada" e "deslocamento total". O movimento "Particionamento e alocação polarizada" é utilizado para setores que possuem grande demanda de tempo de irrigação, definido neste trabalho como sendo setores cuja demanda seja igual ou superior a 16 horas, onde se torna viável a alocação em dois blocos, tendo em vista a maior possibilidade de alocação em janelas de tempo mais baratas.

Para os setores de baixa demanda de tempo, foi utilizado o movimento "deslocamento total" com trocas sistemáticas do sentido da alocação após cada iteração. Esta estratégia visa manter um balanceamento da quantidade de setores alocados nas duas faixas de custo reduzido existentes.

Outra estratégia de busca local utilizada foi a utilização de mais de uma vizinhança durante a busca local, através do uso da heurística Variable Neighborhood Descent (VND), que é

um método de refinamento de soluções proposta por HANSEN e MLADENOVI (1997), e que consiste em explorar o espaço de soluções através de trocas sistemáticas de estruturas de vizinhança, aceitando somente soluções de melhora da solução corrente e retornando à primeira estrutura quando uma solução melhor é encontrada.

Na implementação do VND, foram utilizadas 3 estruturas de vizinhança formadas pelos seguintes movimentos: "deslocamento total", "deslocamento de N janelas aleatórias" e "deslocamento de uma janela". O movimento "Particionamento e alocação polarizada" não foi utilizado na implementação devido ao fato deste movimento exigir um alto esforço computacional, inviabilizando o tempo de execução da heurística.

4. Resultados Computacionais

4.1. Características dos Problemas usados

Os dados de entrada para a realização dos testes e validações da metodologia proposta foram gerados pelo software IntecPerímetro 2.0, INTECIRRIGA (2007). Este software, utilizado pelo gestor do distrito de irrigação do Jaíba, é responsável por armazenar dados relativos à gerência do perímetro e os dados das propriedades irrigantes, permitindo, assim, realizar o balanço da demanda e da oferta de água para os setores das propriedades. O software, dentre outras funcionalidades, fornece a quantidade de tempo de irrigação necessária para cada setor.

Foram disponibilizados os dados de controle de 1364 setores irrigados. Estes dados deram origem a 100 instâncias, geradas aleatoriamente, e divididas em 10 tamanhos, sendo: 10, 30, 50, 100, 200, 500, 700, 1000, 1300 e 2000 setores. A instância de 2000 setores é a única que possui elementos repetidos, sendo desenvolvida para analisar o desempenho dos métodos para instâncias de maior tamanho.

As instâncias utilizadas como entradas dos testes possuem suas informações divididas em dados referentes ao setor e manejo. Os dados referentes ao setor são: nome do setor, demanda de água, demanda de energia. A demanda de água é medida em metros cúbicos por hora – m^3/h, e a demanda de energia em quilowatt-hora – kWh. As informações de manejo são variáveis que se aplicam sobre todos os setores irrigados dentro do perímetro, sendo elas: vazão máxima de uso por hora, valor da energia e valor da água.

O valor da vazão máxima de uso por hora foi definido em função do tamanho da instância, a fim de que o cenário represente uma situação crítica de disponibilidade de água. A definição de valores mais rígidos permite que seja testada a eficiência da metodologia proposta, mesmo em cenários desfavoráveis. Deve-se destacar que o valor real da vazão máxima aplicada no distrito de irrigação do Jaíba é superior aos valores estipulados para as instâncias. O valor da energia, apresentado na Tabela 4.1, possui duas faixas de valores em função do horário, sendo que a tarifa reduzida possuirá 60% de desconto com relação ao horário de tarifação normal.

Apesar de existir diversas propostas de tarifação do consumo de água para o uso em irrigação, ainda não existe um valor de referência ou faixa de valores em função de horário, portanto, será definido um valor constante para o consumo de água como sendo 1 unidade monetária por metro cúbico consumido.

Tabela 4.1 – Custo da energia do distrito irrigado do Jaíba.

Horário	Tarifa	Valor
0 às 6 horas / 21 às 24 horas	Reduzida	0,4 u.m.
6 às 21 horas	Normal	1,0 u.m.

Fonte: CEMIG,2006

4.2. Parâmetros de ajustes usados na metaheurística

A metaheurística GRASP utiliza dois parâmetros de configuração: valor de aleatoriedade da solução inicial *alfa*, e o critério de parada. A fim de manter a qualidade da solução inicial do problema, o valor de alfa deve possuir uma taxa de aleatoriedade de maneira tal que sejam geradas soluções iniciais de qualidade aceitável. Após vários testes nas instâncias e observações

empíricas, utilizou-se a taxa de aleatoriedade de 0.4, e o limite de 100 iterações como critério de parada.

4.3. Métrica utilizada para avaliação da metaheurística

Uma solução *s* gerada pelo método heurístico GRASP é avaliada pela minimização da função objetivo *f* definida no modelo de programação Não-Linear M2, descrita na equação (5). Todavia, para que seja possível a comparação das soluções heurísticas com as soluções obtidas pelos modelos M1 e M3, cada solução *s* obtida também é avaliada pela função objetivo utilizada nestes modelos, e representada pela equação (1).

A validação do método heurístico proposto se dá a partir das seguintes métricas: tempo médio de execução, percentual médio de melhora em relação ao limite superior e a média de blocos alocados. O percentual médio de melhora (valores positivos) ou piora (valores negativos) em relação ao limite superior (Upper Bound – UB) – $\%_{MelhoraMedia}UB$ é definido pela Expressão (15) a seguir:

$$\%_{MelhoraMedia}UB = 100 - \left(\frac{FO_{Heuristica}}{FO_{UB}}\right)*100$$

Sendo:

$FO_{Heuristica}$ = Valor da função objetivo da solução heurística.
FO_{UB} = Valor da função objetivo do limite superior do problema.

A média de blocos alocados indica, em média, quantos blocos de alocação foram utilizados para a obtenção da solução.

4.4. Análise dos resultados

Conforme já descrito em seções anteriores, foram utilizadas duas técnicas de busca local na metaheurística GRASP, dando origem aos métodos GRASP e GRASP_VND. A Tabela 4.2 descreve o resultado da execução do método GRASP e GRASP_VND para todas as instâncias.

Tabela 4.2 – Resumo dos testes utilizando GRASP e GRASP_VND.

Instâncias	GRASP			GRASP_VND	
	Tempo Médio(s)	$\%_{MelhoraMedia}UB$	Média de blocos alocados	Tempo Médio(s)	$\%_{MelhoraMedia}UB$
10 Setores	0,91	2,80	1,14	0,80	0,00
30 Setores	3,60	3,32	1,18	0,97	-0,07
50 Setores	8,80	1,96	1,12	1,10	-0,26
100 Setores	23,30	2,26	1,15	1,20	-0,27
200 Setores	96,60	1,93	1,14	7,60	-0,23
500 Setores	633,50	1,93	1,14	56,00	-0,38
700 Setores	2156,30	1,92	1,14	100,20	-0,34
1000 Setores	1974,20	1,82	1,14	178,00	-0,45
1300 Setores	3417,20	1,86	1,14	269,80	-0,42
2000 Setores	6165,40	1,81	1,04	425,20	-1,10

Os movimentos de exploração da solução utilizados pelo método de busca local VND possuem a característica de realizar a alocação utilizando somente um bloco de janela quando possível, e, tendo em vista que para todas as instâncias testadas foi possível realizar a alocação utilizando somente um bloco, a coluna referente ao número de blocos alocados foi removida da tabela.

O Gráfico 4.1 a seguir, apresenta graficamente uma comparação dos valores da função objetivo em função de cada iteração do GRASP. A fim de ilustração, foi realizado o teste com uma instância de 500 setores, utilizando como critério de parada a execução de 20 iterações.

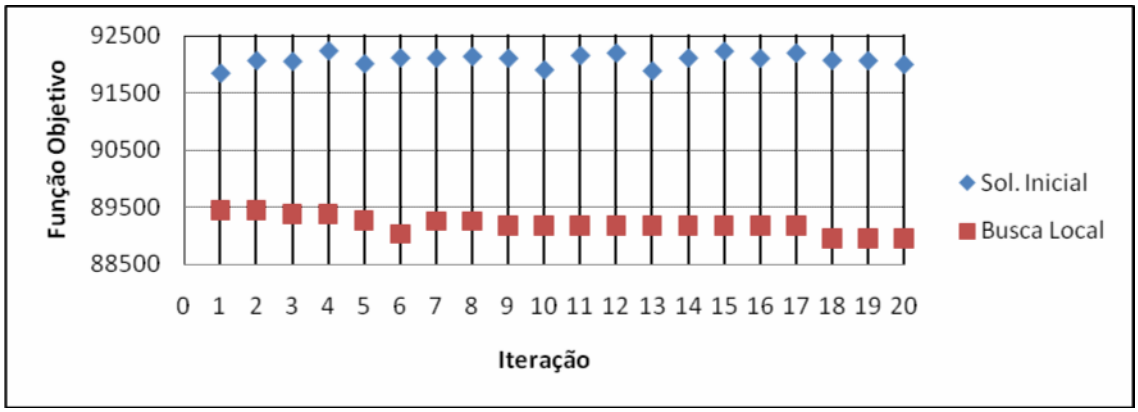

Gráfico 4.1 – Comparação da FO em cada iteração, utilizando GRASP.

A solução acima teve uma média de blocos alocados de 1,152. Este valor significa que para os 500 setores, 424 foram alocados em bloco único, e 76 utilizaram dois blocos de alocação.

Os resultados dos testes utilizando o método GRASP_VND alcançaram valores muito próximos ao limite superior (UB), sendo que em algumas instâncias este valor foi alcançado. Devido ao baixo nível de complexidade computacional dos movimentos de exploração da vizinhança, o tempo de execução dos testes foram inferiores aos tempos do método GRASP. Caso haja um aumento na quantidade de iterações utilizadas como critério de parada do GRASP_VND, observa-se que os valores das funções objetivos das instâncias tendem ao valor do UB. Todavia, em nenhum dos testes foi possível obter valores de FO abaixo do UB, e, tendo em vista que o tempo de obtenção destes valores por meio de um software de programação matemática é baixo, o método GRASP_VND se mostra inviável para o problema.

No Gráfico 4.2 a seguir, é feita uma comparação dos valores das funções objetivos das instâncias contendo 50 setores, utilizando os métodos GRASP e GRASP_VND. É possível observar neste gráfico a relação dos valores de FO com o limite superior (UB) e inferior (LB) do problema, onde para todas as instâncias testadas, o método GRASP obteve resultados melhores do que os obtidos pelo GRASP_VND.

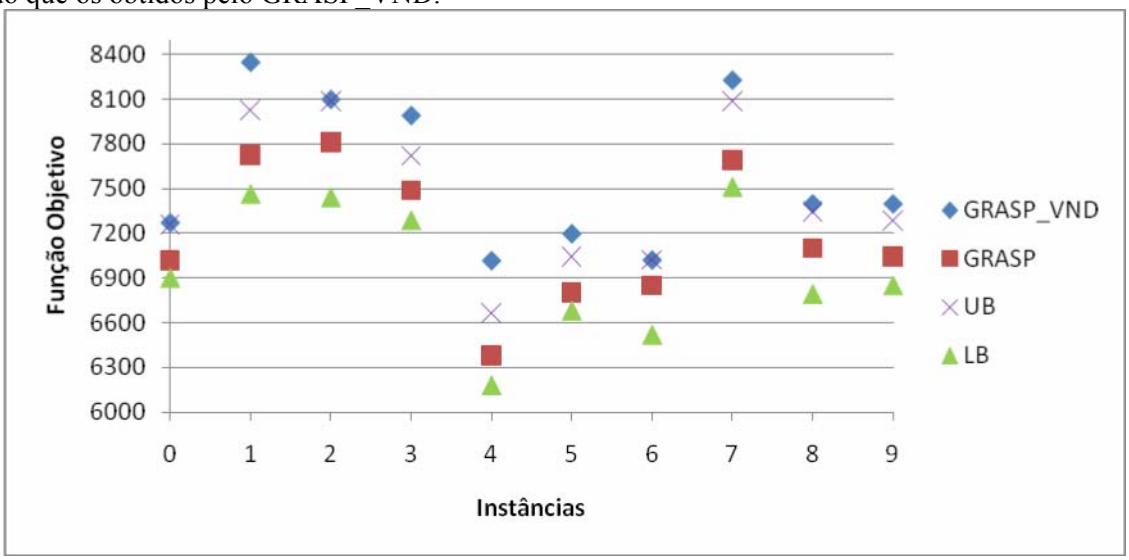

Gráfico 4.2 – Valores da FO para cada instância de 50 setores utilizando GRASP e GRASP_VND.

Além disso, dentre todos os testes executados, o método GRASP foi o único que conseguiu atingir o limite inferior, para as instâncias 10_3 e 10_8. Os valores obtidos pelo método apresentaram melhor qualidade na alocação das soluções, conforme apresentado na Tabela 4.2.

Tabela 4.2 – Valores de bloco de alocação para as instâncias 10_3 e 10_8, utilizando o método exato e o método GRASP.

Blocos de Alocação	Limite Inferior		GRASP	
	10_3	10_8	10_3	10_8
1	6	3	9	6
2	4	4	1	4
3	0	2	0	0
4	0	1	0	0
Média	**1,4**	**2,1**	**1,1**	**1,4**

Diante dos dados apresentados, observa-se que a implementação metaheurística GRASP que utilizou o método de busca local composto pelo movimento de exploração "Particionamento e alocação polarizada" foi a que melhor atendeu às necessidades do problema, alcançando valores de FO inferiores ao limite superior para todas as instâncias avaliadas.

Com relação ao tempo de execução do GRASP, mediante análise dos valores gerados após cada iteração do método, é possível afirmar que as soluções intermediárias geradas apresentam uma qualidade aceitável para o problema.

Conforme ilustrado no Gráfico 4.1, é possível visualizar que as soluções geradas em cada iteração são bem próximas do melhor ótimo local encontrado. Esta característica foi observada empiricamente em todos os resultados dos testes para todas as instâncias, de maneira que é possível afirmar que dentro de um tempo de execução mais reduzido do que os definidos nos testes, é possível obter soluções muito boas para solucionar o problema apresentado neste trabalho.

5. Conclusão

O objetivo deste trabalho foi o de desenvolver um modelo de otimização que, através do uso de métodos de otimização combinatória, seja capaz de realizar a programação da escala de tempo de irrigação.

Primeiramente, foi realizada a análise e levantamento do domínio do problema, no qual, a partir do trabalho de ARAÚJO *et al.* (2008), foi possível desenvolver um modelo de programação matemática linear relaxado para o problema. No total foram utilizados um modelo com restrições não-lineares e dois modelos de programação linear, onde o modelo que melhor atendeu às características do problema foi o não-linear.

Devido à natureza combinatorial do problema abordado, não foi possível a execução do modelo não-linear em um cenário de tempo aceitável, sendo necessária a utilização de um método heurístico para a obtenção de soluções aproximadas do problema, sendo proposta então, a aplicação das metaheurísticas Greedy Randomized Adaptive Search Procedure (GRASP) para solucionar o problema de programação de horários de irrigação.

Com a finalidade de definir valores de referência para a validação das soluções geradas pelos métodos heurísticos, foram utilizados os valores dos dois modelos de programação linear como limite superior e inferior para o problema.

Para a metaheurística GRASP implementada, foram utilizadas duas técnicas de busca local. A primeira técnica é formada pela combinação das estruturas de vizinhança "Particionamento e alocação polarizada" e "deslocamento total", cuja implementação é denominada GRASP. A outra técnica de busca local é baseada na heurística Variable Neighborhood Descent (VND), sendo identificada como GRASP_VND.

Após os testes realizados em instâncias reais do problema, fornecidas pelo projeto de irrigação do Jaíba, e dos devidos ajustes dos parâmetros da metaheurística implementada, observou-se que, para as instâncias avaliadas, a implementação GRASP foi a técnica mais eficiente para a obtenção dos menores valores de FO, respeitando a estratégia de somente permitir a alocação de no máximo dois blocos de tempo de execução da irrigação.

Com o propósito de avaliar o desempenho das implementações, foram utilizadas as seguintes métricas: percentual de melhora com relação ao limite superior do problema, média de

blocos alocados e tempo de execução. Nesta avaliação, foi obtida uma melhora no valor da função objetivo com relação aos valores do limite superior, em média, de aproximadamente 2% para os problemas resolvidos utilizando a metaheurística GRASP, enquanto que para o GRASP_VND, não houve melhora com relação ao limite superior em nenhuma instância avaliada.

A partir das avaliações realizadas, é possível concluir que a estratégia de múltiplas partidas implementada no GRASP, através do seu fator de pseudo-aleatoriedade, apresentou uma grande eficiência no que diz respeito à exploração de um espaço de solução mais amplo.

O uso dos movimentos "Particionamento e alocação polarizada" e "deslocamento total" na implementação do método de busca local, também foram fundamentais para a obtenção de soluções de qualidade superior às obtidas pelo modelo de programação linear responsável por definir o limite superior do problema, uma vez que, este método de busca local trata o problema de demanda crítica de recurso, tendo como principal estratégia a divisão das janelas de irrigação em casos de grandes demandas de horas de uso, garantido assim, uma melhor divisão dos recursos hídricos disponíveis.

Têm-se como principais contribuições deste trabalho, o desenvolvimento de um modelo que represente de forma satisfatória o problema de programação de horários de irrigação e a utilização de um método heurístico para a obtenção de uma solução viável dentro de um tempo relevante para a sua utilização em um problema real.

Dentro do estudo de caso analisado, a criação de um critério técnico para definição da escala de irrigação foi outra grande contribuição deste trabalho.

Computacionalmente, a modelagem computacional e a metodologia proposta para a solução do problema de escala de tempo utilizando mais de uma variável de influência (demanda de água e energia) é de grande relevância, pois não foram encontrados muitos textos na literatura especializada, sobre o mesmo contexto de otimização aplicado ao problema de programação de horários de irrigação.

Após concluídos todos os objetivos descritos, estima-se alcançar as seguintes metas e benefícios:

- A manutenção do balanceamento hídrico, evitando o uso excessivo do recurso em determinados horários do dia;
- Aumento do controle do uso dos recursos naturais, sendo possível analisar e prever a taxa de utilização destes.
- Sistematização do uso coletivo dos recursos hídricos;
- Aumento da percepção da necessidade do uso racional dos recursos hídricos visando à sustentabilidade do agronegócio;
- Diminuição dos custos de produção – devido à alocação em janelas de custo reduzido, e conseqüente aumento da renda dos produtores;
- Preservação do meio ambiente e o desenvolvimento sustentável da região.

Referências bibliográficas

ARAÚJO, ALEXANDRE F., ARROYO, JOSÉ E. C., LEAL, BRAULIRO G., Um modelo para a programação de escalas de irrigação no Projeto Jaíba. In: SIMPÓSIO DE PESQUISA OPERACIONAL E LOGÍSTICA DA MARINHA, 2008, Rio de Janeiro. *Anais...* Rio de Janeiro, 2008.

CODEVASF – Companhia de Desenvolvimento do Vale do São Francisco. *Inventário de projetos*. CODEVASF, Brasília, 1999.

CORMEN, T. H., Leiserson, C. E., Rivest, R. L. *Algoritmos: Teoria e Prática*. 2 ed. Rio de Janeiro: Campus, 2002

HANSEN, P; MLADENOVIC, N. Variable neighborhood Search. *Computers and Operations Research*, v. 24, n. 11, p. 1097–1100, 1997.

INTECIRRIGA. *Software IntecPerímetro*. BR n. INPI 014070008063, 2007.