

**UTILIZAÇÃO DE UM ALGORITMO DE CAMINHO MÍNIMO NO PROCESSO DE RECOLHIMENTO DO PALHIÇO DA CANA-DE-AÇÚCAR<sup>1</sup>**

INARA SOLDERA ROMANO DA SILVA<sup>2</sup> & HELENICE DE OLIVEIRA FLORENTINO<sup>3</sup>

---

**RESUMO:** A atual preocupação com o meio ambiente tem feito com que empresas produtoras de cana-de-açúcar invistam na mudança do sistema de colheita. Essa mudança consiste na redução da queima do canavial: na pré-colheita e na utilização do corte mecanizado com cana crua. A colheita com corte mecanizado torna disponível a biomassa residual e sem as queimadas e com o maior acúmulo do palhiço (palhas, folhas verdes, ponteiros e/ou frações de colmos) sobre o solo, criam-se condições favoráveis para o aparecimento de parasitas e atraso da brota da cana, comprometendo a próxima safra. Vários autores mostram a viabilidade do uso do palhiço na produção de energia, mas as grandes dificuldades ainda encontradas para aproveitamento desse resíduo para geração de energia são o grande número de maquinário envolvido no sistema de coleta deste resíduo e o alto custo que este processo demanda, principalmente com transporte. Dentre as inúmeras opções para recolhimento do palhiço no campo, tem-se discutido e muito utilizado a retirada do palhiço em fardos. Este estudo teve o objetivo de aplicar técnicas matemáticas de otimização para recolher os fardos do palhiço no talhão, mapeados através de técnicas da Agricultura de Precisão. Para isto, foi utilizada uma variação do algoritmo de Dijkstra, para determinação da rota de menor caminho. A técnica adotada para recolhimento dos fardos mostrou-se adequada.

**Palavras-chave:** Enfardamento, agricultura de precisão, algoritmo de Dijkstra.

---

<sup>1</sup> Parte da dissertação de mestrado do 1<sup>a</sup> autor intitulado: Utilização de um algoritmo de caminho mínimo no processo de recolhimento do palhiço da cana-de-açúcar.

<sup>2</sup> Aluna do Programa de Pós-Graduação em Agronomia – Energia na Agricultura FCA/UNESP Botucatu/SP – Brasil. E-mail: [inarasol@fca.unesp.br](mailto:inarasol@fca.unesp.br)

<sup>3</sup> Orientadora e docente do Departamento de Bioestatística – IBB/UNESP – Botucatu/SP – Brasil. E-mail: [helenice@ibb.unesp.br](mailto:helenice@ibb.unesp.br)

## SHORTEST PATH ALGORITHM IN THE PROCESS OF COLLECTING SUGARCANE HARVEST RESIDUE

**SUMMARY:** *The current concern with environment has made sugarcane producers invest in changes in harvest system. The changes consist in reducing the burning of the crops prior to harvest and use mechanized cutting. Mechanized harvesting produces large amount of waste in the ground (leaves, straw and fractions of the stem), creating favorable conditions for the emergence of parasites and damaging the new bud, delaying the next harvest. Several authors have shown the feasibility of using crop residue for energy production, but the great difficulties found in using this residue for power generation is the large number of machinery involved in the collection system of this waste and the high cost of this process, especially transport cost. Among the many options for collection of crop residue from the field, one has been much discussed and used: the removal of crop residue in bales. The aim of this study is apply mathematical optimization techniques to collect the bales of crop residue in the plots, mapped by techniques of Precision Agriculture. We use a variation of Dijkstra's algorithm to determine the shortest path route. The technique adopted for collecting the bales showed to be adequate.*

**Keywords:** *Baling, precision agriculture, Dijkstra's algorithm.*

### 1 INTRODUÇÃO

A cana-de-açúcar foi introduzida no Brasil pelos portugueses. O primeiro engenho foi construído em São Vicente, por Martim Afonso de Souza em 1532 e, desde então, a produção brasileira vem aumentando a cada ano e possui grande expressão na economia atual. O Brasil possui cadastradas, 15 unidades produtoras de açúcar, 151 unidades produtoras de álcool e 247 unidades mistas (açúcar e álcool) totalizando 413 usinas de açúcar e álcool (BRASIL, 2009). O Brasil é o maior produtor mundial de açúcar, o segundo de etanol e também o maior exportador de açúcar e etanol.

A atual preocupação com o meio ambiente tem feito com que empresas produtoras de cana-de-açúcar invistam na mudança do sistema de colheita desta cultura, pois é prática comum a queima da palha antes da colheita, a qual causa grandes danos ambientais. Segundo Novaes (2010), essa mudança consiste na redução da queima do canavial na pré-colheita, de acordo com a Lei Estadual nº 11.241, que dispõe sobre a eliminação gradativa da queima da palha para 2021 nas áreas mecanizáveis e 2031 nas áreas não mecanizáveis. Em 4 de junho 2007, representantes do governo do estado de São Paulo e da UNICA, assinaram, no evento "Ethanol Summit" em São Paulo, o Protocolo Agro-Ambiental do Setor Sucroalcooleiro

Paulista. Este protocolo tem por objetivo induzir a redução da queima da palha da cana-de-açúcar em prazo mais curto daquele previsto da Lei Estadual de Queima, Lei 11.241/02. De acordo com o protocolo, as indústrias da cana-de-açúcar tomarão medidas para eliminar a queima em 2014 e 2017, respectivamente, para as áreas consideradas mecanizáveis e não mecanizáveis.

Sem as queimadas e com a utilização do corte mecanizado, torna-se disponível o palhicho sobre o solo, formado por palhas, folhas verdes, ponteiros e/ou frações de colmos. Segundo Ripoli e Ripoli (1995), abandonando-se a prática da queima, o palhicho gerado pela colheita mecanizada e remanescente sobre o terreno pode ser recolhido e utilizado para a cogeração de energia elétrica nas próprias usinas e destilarias.

Vários estudos estão sendo realizados na busca da melhor opção para se retirar o palhicho do campo e disponibilizá-lo na usina de maneira mais adequada, de forma a diminuir o custo tornando-o economicamente viável. Dentre as inúmeras opções para recolhimento do palhicho no campo, tem-se discutido e muito utilizado a retirada do palhicho em fardos (RIPOLI; GAMERO, 2007). Este processo de recolhimento passa por diversas etapas: enleiramento do palhicho, compactação em forma de fardos, carregamento do caminhão, transporte deste material do campo para o centro de processamento e descompactação do palhicho para ser usado nas caldeiras da usina. Desta forma as grandes dificuldades ainda encontradas para aproveitamento deste resíduo na geração de energia são: o grande número de maquinários envolvidos neste sistema e o alto custo que este processo demanda.

Tem sido discutido na literatura, o uso de técnicas da Agricultura de Precisão para mapear o palhicho enfardado no campo. Segundo Tschiedel e Ferreira (2002), a Agricultura de Precisão é o conjunto de técnicas e procedimentos que permite conhecer, localizar geograficamente e delimitar áreas de diferentes produtividades, através do emprego da informática, programas específicos, sensores, controladores de máquinas e sistema de posicionamento global (GPS).

Este trabalho propõe, através do mapa do palhicho enfardado, definir uma rota de caminho mínimo a ser seguida pelo transbordo para recolher os fardos no campo e transportá-los para o centro de processamento, usando para isto uma variação do algoritmo de Dijkstra que determina uma rota de caminho mínimo em um grafo (DIJKSTRA, 1959).

Grafo é uma noção simples, abstrata e intuitiva, usada para representar a idéia de alguma espécie de relação entre os “objetos”. Graficamente, aparece representado por uma figura com nós ou vértices, significando os objetos, unidos por um traço denominado aresta, configurando a relação imaginada (ALLOISE; CRUZ, 2001). Um grafo  $G(V, A)$  é definido pelo conjunto finito de vértices  $V$  e pelo conjunto de pares ordenados de vértices, chamadas arestas,  $A$ . Uma aresta de  $G$  é denotada por  $(u, v)$ .

Resumidamente, o algoritmo de Dijkstra parte de uma estimativa inicial para o custo mínimo e vai sucessivamente ajustando esta estimativa. Escolhido um vértice como raiz, este algoritmo calcula o custo

mínimo deste vértice para todos os demais vértices do grafo. Um vértice estará escaneado (fechado) quando já tiver sido obtido um caminho de custo mínimo do vértice raiz até ele. Caso contrário o vértice é dito estar não escaneado (aberto). A execução do algoritmo estará terminada quando todos os vértices estiverem escaneados. Existe uma vasta literatura que aborda o algoritmo de Dijkstra e suas variações (BARBEHENN, 1998; BRANDES, 2001; MÖHRING, 2005, entre outros )

O presente trabalho propõe aplicações de técnicas matemáticas de otimização para auxiliar o planejamento da coleta do palhço da cana-de-açúcar para aproveitamento na geração de energia, estudando o menor caminho para recolhimento dos fardos de palhço no campo, facilitando o transporte, diminuindo custos e desgastes de maquinários.

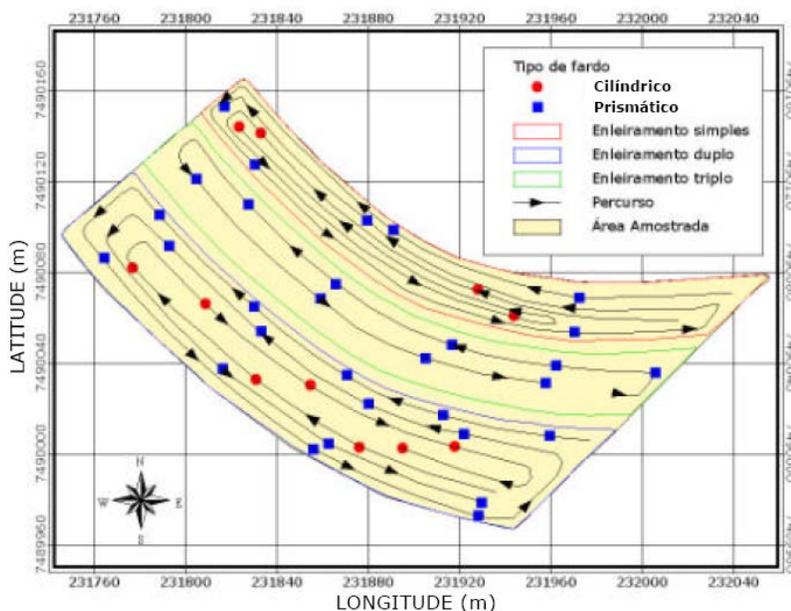
## **2 MATERIAL E MÉTODOS**

### **2.1 Material**

Para as simulações deste trabalho foi utilizado o programa Microsoft Office Excel em micro-computador Core 2 Duo com 1 GB de memória e 120 GB de disco rígido do Laboratório Científico de Informática (LCI) do Departamento de Bioestatística do Instituto de Biociências da UNESP de Botucatu.

### **2.2 Métodos**

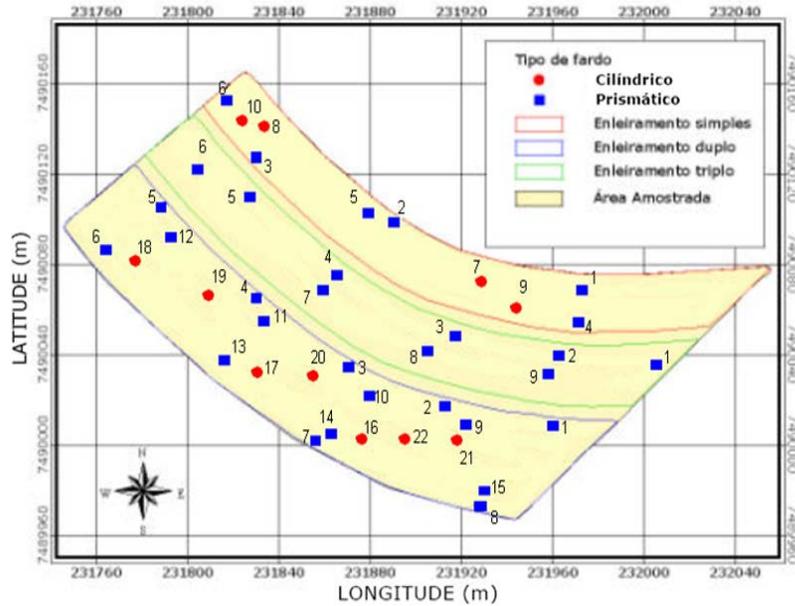
Para aplicação da metodologia proposta, considere o mapa do palhço enfardado, ilustrado na Figura 1.



**Figura 1** - Mapa de localização e diferenciação de tipos de fardos, percurso realizado pelas enfardadoras e divisão das áreas do talhão, em função dos tipos de enleiramento.

**Fonte:** RIPOLI, 2002.

Através do mapeamento do palhicho enfardado, utilizando técnicas de Agricultura de Precisão, quantifica-se o material enfardado e avalia a sua umidade, localização geográfica dos fardos e equivalente energético. A partir do mapa do palhicho enfardado, os fardos são enumerados (Figura 2), e posteriormente aplicado o algoritmo definido a seguir, para definir a rota de caminho mínimo para transferência dos fardos do campo para o centro de processamento.



**Figura 2** - Ilustração de mapa com a localização dos fardos enumerados em cada divisão das áreas do talhão.

Com base na topografia da área e a localização geográfica exata de cada fardo é calculada a distância entre os fardos em cada divisão das áreas do talhão. De acordo com os conceitos da geodésia, a distância entre dois pontos da superfície da Terra é o mínimo comprimento entre as possíveis trajetórias sobre a superfície partindo de um ponto e atingindo o segundo.

O recolhimento dos fardos começa sempre pelo de número 1, sugerindo como número 1 o fardo mais próximo da estrada de entrada em cada divisão das áreas do talhão, de onde partirá o veículo que irá recolhê-los. Partindo do fardo número 1, a ordem de recolhimento dos demais é definida pelo algoritmo proposto.

O algoritmo utilizado para determinar a rota de recolhimento dos fardos é uma modificação do algoritmo de Dijkstra. A mudança no método de Dijkstra foi feita obrigando que o caminho de custo mínimo envolva necessariamente todos os vértices do grafo, ou seja, fazendo com que necessariamente sejam recolhidos todos os fardos. Os vértices do grafo são os fardos distribuídos em cada divisão das áreas do talhão e as distâncias entre eles as arestas do grafo.

### 2.2.1 Algoritmo

Um caminho em  $G$  é uma sequência de vértices  $P = \langle v_0, v_1, \dots, v_k \rangle$  tal que  $(v_i, v_{i+1})$  é uma aresta de  $G$  para  $i = 0, 1, \dots, k - 1$ . Diz-se ainda que  $P$  é um caminho de  $v_0$  a  $v_k$ .

O peso de um caminho  $P$  é a soma dos pesos (valores) das suas arestas e será denotado por  $w(P)$ . Para dois caminhos  $P$  e  $D$  de  $s$  a  $v$ , dizemos que  $P$  é menor que  $D$  se  $w(P) < w(D)$ . A distância de  $u$  a  $v$  em  $G$ , denotada por  $\text{dist}(u, v)$ , é definida como o peso mínimo de um caminho de  $u$  a  $v$  em  $G$ . Se tal caminho não existir, denota-se  $\text{dist}(u, v) = \infty$ .

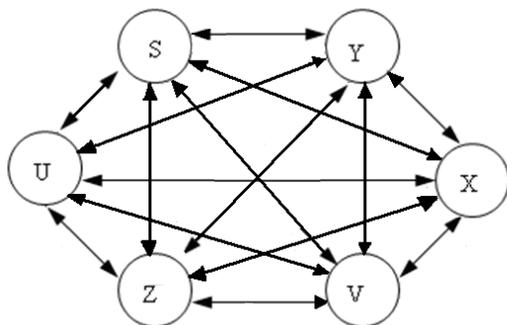
Para cada vértice  $v \in V$ , o algoritmo de Dijkstra calcula uma estimativa  $d[v]$  da distância do vértice fonte  $s$  até  $v$  e armazena o precedente  $p[v]$  de  $v$  em um caminho de  $s$  a  $v$  com peso  $d[v]$ .

O conjunto  $S$  contém os vértices escaneados (fechados). As distâncias estimadas dos vértices e a árvore dos caminhos mínimos são atualizadas a cada iteração. Um vértice é escaneado no máximo uma vez durante a execução do algoritmo.

A árvore de caminho mínimo começa contendo apenas o vértice raiz  $s$  e a cada iteração, um novo vértice é acrescentado. Ao final, obtém-se uma árvore de caminho mínimo.

Uma vez fechados todos os vértices, para reconstruir o caminho mínimo de  $s$  para  $v$ , basta utilizar o vetor de precedentes  $p[.]$ . Mais precisamente, este caminho é a sequência  $\langle s, \dots, p[p[p[v]]], p[p[v]], p[v], v \rangle$ .

No algoritmo proposto, considera-se que todos os vértices do grafo  $G(V, A)$  estão ligados entre si e que o custo de uma aresta independe do sentido do percurso ( $w(i,j)=w(j,i)$  para todo vértice  $i, j$  de  $V$ ), como ilustra a Figura 3.



**Figura 3** - Ilustração de um grafo  $G(V, A)$  que o algoritmo de Dijkstra modificado pode ser aplicado.  $w(i,j) = w(j,i)$  para todo vértice  $i, j$  de  $V$ .

#### **Passos para utilizar o algoritmo proposto:**

É considerado um grafo  $G(V, A)$  onde  $w(i,j) = w(j,i)$  para todo vértice  $i, j$  de  $V$  e deseja-se calcular o menor caminho de um dado vértice  $s$  até o vértice  $v$ , passando-se por todos os vértices de  $G(V,A)$ .

1. Atribua valor zero ao vértice raiz  $s$  e valor infinito aos demais vértices do grafo  $G(V,A)$ . O vértice raiz encontra-se aberto.  $d[s] = 0, p[s] = -, d[t] = \infty$  para qualquer  $t$  tal que  $t \in G(V,A)$  e  $t \neq s$ ;
2. Os sucessores de  $s$  são abertos. A cada sucessor de  $s$  atualize  $d[.]$  e  $p[.]$  e feche o vértice  $s$ .  $S = \{s\}$ ;
3. Enquanto houver vértice aberto:
  - Escolha  $k$ , o vértice aberto cuja estimativa seja a menor dentre todos os vértices abertos;
  - Feche o vértice  $k$  e atualize  $S$ ;
  - Para os vértices  $j$  adjacentes (sucessores) de  $k$  faça:
    - some a estimativa do vértice  $k$  com o custo da aresta que une  $k$  a  $j$ ,  $d[k]+w(k,j)$ ;
    - escolha o vértice  $t$  com a menor estimativa entre os vértices  $j$ , e anote  $k$  como precedente de  $t$ , atualize  $d[j] = d[t] + w(t,j)$  e  $p[j] = t$ ;
4. O menor caminho de  $s$  a  $v$  é  $\langle s, \dots, p[p[p[v]]], p[p[v]], p[v], v \rangle$ . Fim.

### 3 RESULTADOS E DISCUSSÃO

A técnica proposta foi aplicada nos talhões da figura 2. As distâncias entre os fardos foram calculadas e são apresentadas nas tabelas 1, 2 e 3.

**Tabela 1** - Distâncias entre os fardos  $i$  e  $j$  na área referente ao enleiramento simples.

j	2	3	4	5	6	7	8	9	10
i									
1	86	155	15	100	176	45	157	30	167
2	-	69	91	14	92	44	73	62	82
3		-	160	55	28	113	13	131	17
4			-	105	183	47	163	29	173
5				-	79	58	59	76	68
6					-	137	20	155	11
7						-	117	18	126
8							-	135	9,7
9								-	144

**Tabela 2** - Distâncias entre os fardos i e j na área referente ao enleiramento triplo.

j	2	3	4	5	6	7	8	9
i								
1	43	90	147	193	218	152	100	50
2	-	47	105	153	178	109	57	11
3		-	59	108	133	62	12	44
4			-	50	74	8,7	54	103
5				-	25	50	104	152
6					-	74	128	177
7						-	55	106
8							-	52

**Tabela 3** - Distâncias entre os fardos i e j na área referente ao enleiramento duplo.

j	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
i											
1	47	93	141	196	210	105	48	37	81	134	186
2	-	46	96	152	164	60	49	13	34	88	141
3		-	51	109	118	34	85	58	15	43	97
4			-	58	69	68	136	108	66	11	45
5				-	32	122	194	165	124	68	15
6					-	123	200	176	132	76	30
7						-	80	68	31	57	108
8							-	37	70	126	181
9								-	45	100	154
10									-	57	111
11										-	54

j	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	
i											
1	148	97	44	83	132	196	162	107	42	65	
2	100	53	43	40	84	150	116	60	16	24	
3	56	30	81	31	40	105	70	16	57	39	
4	32	70	132	78	32	55	22	43	108	90	
5	73	126	189	135	83	25	43	100	165	148	
6	70	128	197	140	84	14	48	106	175	155	
7	53	7,8	78	22	39	111	79	28	63	40	
8	132	74	6,2	61	116	187	153	94	33	46	
9	112	60	31	47	96	162	128	71	7,7	28	
10	67	24	65	19	51	119	84	26	43	24	
11	25	59	123	68	22	62	28	33	99	81	
12	58	112	177	122	69	18	29	87	153	135	
13	-	58	129	71	16	58	30	41	109	87	
14		-	71	14	44	115	83	27	55	32	
15			-	58	113	184	150	90	27	42	
16				-	55	127	94	35	42	18	
17					-	72	40	25	93	72	
18						-	34	93	161	142	
19							-	59	127	108	
20								-	69	49	
21									-	23	

A seguir são mostrados os passos de execução do algoritmo para o recolhimento dos fardos na divisão do talhão referente ao enleiramento simples.

Abre-se o vértice 1 (vértice aberto em amarelo).

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	$\infty$								
Precedentes $p[i]$	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-

Fecha-se 1 e abre-se os demais vértices. Calcula-se a estimativa para cada um dos vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de vértices fechados  $S$  (em azul) e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	86	155	15	100	176	45	157	30	167

Precedentes $p[i]$	-	1	1	1	1	1	1	1	1	1
--------------------	---	---	---	---	---	---	---	---	---	---

Menor estimativa: 4. Fecha-se 4 e calcula-se a estimativa para cada um dos demais vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de nós fechados  $S$  e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	91	160	15	105	183	47	163	29	173
Precedentes $p[i]$	-	4	4	1	4	4	4	4	4	4

Menor estimativa: 9. Fecha-se 9 e calcula-se a estimativa para cada um dos demais vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de nós fechados  $S$  e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	62	131	15	76	155	18	135	29	144
Precedentes $p[i]$	-	9	9	1	9	9	9	9	4	9

Menor estimativa: 7. Fecha-se 7 e calcula-se a estimativa para cada um dos demais vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de nós fechados  $S$  e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	44	113	15	58	137	18	117	29	126
Precedentes $p[i]$	-	7	7	1	7	7	9	7	4	7

Menor estimativa: 2. Fecha-se 2 e calcula-se a estimativa para cada um dos demais vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de nós fechados  $S$  e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	44	69	15	14	92	18	73	29	82
Precedentes $p[i]$	-	7	2	1	2	2	9	2	4	2

Menor estimativa: 5. Fecha-se 5 e calcula-se a estimativa para cada um dos demais vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de nós fechados  $S$  e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	44	55	15	14	79	18	59	29	68
Precedentes $p[i]$	-	7	5	1	2	5	9	5	4	5

Menor estimativa: 3. Fecha-se 3 e calcula-se a estimativa para cada um dos demais vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de nós fechados  $S$  e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	44	55	15	14	28	18	13	29	17
Precedentes $p[i]$	-	7	5	1	2	3	9	3	4	3

Menor estimativa: 8. Fecha-se 8 e calcula-se a estimativa para cada um dos demais vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de nós fechados  $S$  e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	44	55	15	14	20	18	13	29	10
Precedentes $p[i]$	-	7	5	1	2	8	9	3	4	8

Menor estimativa: 10. Fecha-se 10 e calcula-se a estimativa para cada um dos demais vértices abertos. Atualizam-se o conjunto de nós fechados  $S$  e  $p[.]$  dos vértices abertos.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	44	55	15	14	11	18	13	29	10
Precedentes $p[i]$	-	7	5	1	2	10	9	3	4	8

Fecha-se 6 e obtêm-se o menor caminho.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Estimativas $d[i]$	0	44	55	15	14	11	18	13	29	10
Precedentes $p[i]$	-	7	5	1	2	10	9	3	4	8

Então, o caminho de custo mínimo é:  $\langle 1, 4, 9, 7, 2, 5, 3, 8, 10, 6 \rangle$ , obtendo o percurso mínimo de 209 metros.

Da mesma forma pode-se calcular o caminho mínimo para a divisão das áreas do talhão, referente aos enleiramentos duplo e triplo.

Passos de execução do algoritmo para o recolhimento dos fardos na divisão do talhão referente ao enleiramento triplo.

Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	$\infty$							
Precedentes $p[i]$	-	-	-	-	-	-	-	-	-
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	43	90	147	193	218	152	100	50
Precedentes $p[i]$	-	1	1	1	1	1	1	1	1
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	43	47	105	153	178	109	57	11
Precedentes $p[i]$	-	1	2	2	2	2	2	2	2
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	43	44	103	152	177	106	52	11
Precedentes $p[i]$	-	1	9	9	9	9	9	9	2
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	43	44	59	108	133	62	12	11
Precedentes $p[i]$	-	1	9	3	3	3	3	3	2
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	43	44	54	104	128	55	12	11
Precedentes $p[i]$	-	1	9	8	8	8	8	3	2
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	43	44	54	50	74	9	12	11
Precedentes $p[i]$	-	1	9	8	4	4	4	3	2
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9

Estimativas $d[i]$	0	43	44	54	50	74	9	12	11
Precedentes $p[i]$	-	1	9	8	7	7	4	3	2
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	43	44	54	50	25	9	12	11
Precedentes $p[i]$	-	1	9	8	7	5	4	3	2
Vértices $i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Estimativas $d[i]$	0	43	44	54	50	25	9	12	11
Precedentes $p[i]$	-	1	9	8	7	5	4	3	2

O caminho de custo mínimo é:  $\langle 1, 2, 9, 3, 8, 4, 7, 5, 6 \rangle$ , obtendo um percurso de 248 metros.

Passos de execução do algoritmo para o recolhimento dos fardos na divisão do talhão referente ao enleiramento duplo. Da mesma forma que foi feito anteriormente, em cada passo a primeira linha refere-se aos números dos vértices  $i$ , na linha 2 as estimativas  $d[i]$  e na terceira linha  $p[i]$ .

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞	∞
-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	47	93	141	196	210	105	48	37	81	134	186	148	97	44	83	132	196	162	107	42	65
-	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	13	58	108	165	176	68	37	37	45	100	154	112	60	31	47	96	162	128	71	8	28
-	9	9	9	9	9	9	9	1	9	9	9	9	9	9	9	9	9	9	9	9	9
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	57	108	165	175	63	33	37	43	99	153	109	55	27	42	93	161	127	69	8	23
-	21	21	21	21	21	21	21	1	21	21	21	21	21	21	21	21	21	21	21	21	21
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	46	96	152	164	60	49	37	34	88	141	100	53	43	40	84	150	116	60	8	24
-	21	2	2	2	2	2	2	1	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	39	90	148	155	40	46	37	24	81	135	87	32	42	18	72	142	108	49	8	24
-	21	22	22	22	22	22	22	1	22	22	22	22	22	22	22	22	22	22	22	22	2

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	31	78	135	140	22	61	37	19	68	122	71	14	58	18	55	127	94	35	8	24
-	21	16	16	16	16	16	16	1	16	16	16	16	16	16	22	16	16	16	16	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	30	70	126	128	8	74	37	24	59	112	58	14	71	18	44	115	83	27	8	24
-	21	14	14	14	14	14	14	1	14	14	14	14	16	14	22	14	14	14	14	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	34	68	122	123	8	80	37	31	57	108	53	14	78	18	39	111	79	28	8	24
-	21	7	7	7	7	14	7	1	7	7	7	7	16	7	22	7	7	7	7	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	66	124	132	8	70	37	31	57	111	67	14	65	18	51	119	84	26	8	24
-	21	10	10	10	10	14	10	1	7	10	10	10	16	10	22	10	10	10	10	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	51	109	118	8	85	37	31	43	97	56	14	81	18	40	105	70	16	8	24
-	21	10	3	3	3	14	3	1	7	3	3	3	16	3	22	3	3	3	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	43	100	106	8	94	37	31	33	87	41	14	90	18	25	93	59	16	8	24
-	21	10	20	20	20	14	20	1	7	20	20	20	16	20	22	20	20	20	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	32	83	84	8	116	37	31	22	69	16	14	113	18	25	72	40	16	8	24
-	21	10	17	17	17	14	17	1	7	17	17	17	16	17	22	20	17	17	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	32	73	70	8	132	37	31	25	58	16	14	129	18	25	58	30	16	8	24
-	21	10	13	13	13	14	13	1	7	13	13	17	16	13	22	20	13	13	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	68	76	8	126	37	31	25	54	16	14	123	18	25	62	28	16	8	24
-	21	10	11	11	11	14	11	1	7	13	11	17	16	11	22	20	11	11	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	58	69	8	136	37	31	25	45	16	14	132	18	25	55	22	16	8	24
-	21	10	11	4	4	14	4	1	7	13	4	17	16	4	22	20	4	4	3	9	2

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	43	48	8	153	37	31	25	29	16	14	150	18	25	34	22	16	8	24
-	21	10	11	19	19	14	19	1	7	13	19	17	16	19	22	20	19	4	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	15	30	8	181	37	31	25	29	16	14	177	18	25	18	22	16	8	24
-	21	10	11	12	12	14	12	1	7	13	19	17	16	12	22	20	12	4	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	15	32	8	194	37	31	25	29	16	14	189	18	25	25	22	16	8	24
-	21	10	11	12	5	14	5	1	7	13	19	17	16	5	22	20	5	4	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	15	14	8	187	37	31	25	29	16	14	184	18	25	25	22	16	8	24
-	21	10	11	12	18	14	18	1	7	13	19	17	16	18	22	20	5	4	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	15	14	8	200	37	31	25	29	16	14	197	18	25	25	22	16	8	24
-	21	10	11	12	18	14	6	1	7	13	19	17	16	6	22	20	5	4	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	15	14	8	6	37	31	25	29	16	14	197	18	25	25	22	16	8	24
-	21	10	11	12	18	14	15	1	7	13	19	17	16	6	22	20	5	4	3	9	2
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
0	16	15	11	15	14	8	6	37	31	25	29	16	14	197	18	25	25	22	16	8	24
-	21	10	11	12	18	14	15	1	7	13	19	17	16	6	22	20	5	4	3	9	2

O caminho de custo mínimo é: < 1, 9, 21, 2, 22, 16, 14, 7, 10, 3, 20, 17, 13, 11, 4, 19, 12, 5, 18, 6, 15, 8>, obtendo um percurso de 572 metros.

Em geral os fardos são recolhidos no campo por transbordos tracionados por um trator. O transbordo é levado pelo trator ao caminhão, o qual fica aguardando fora do talhão, para posterior transporte dos fardos até o centro de processamento. A capacidade de carga do transbordo varia em função dos modelos existentes no mercado, podendo ser encontrados modelos com capacidade para até 22 t. Os mais tradicionais possuem capacidade para 8 t e capacidade volumétrica de 21 m<sup>3</sup>.

O método proposto permitiu definir um caminho mínimo para recolhimento dos fardos de palhiço no campo. O ideal seria obter, para cada divisão das áreas do talhão, um só tipo de fardo (cilíndrico ou prismático) para melhor acomodação no transbordo e nos caminhões.

#### 4 CONCLUSÕES

As técnicas matemáticas de otimização têm sido uma excelente ferramenta para auxílio nas gestões do setor sucroalcooleiro, contribuindo para comprovar que o recolhimento do palhiço é tecnicamente viável e pode ser utilizado para geração de energia como componente relevante na matriz energética brasileira.

O objetivo proposto para o presente trabalho foi atendido. O método utilizado permitiu definir uma rota mínima para recolhimento dos fardos de palhiço no talhão.

O método proposto é de fácil implementação computacional, podendo ser utilizado como ferramenta nos processos de gestão das empresas, definindo o caminho mínimo para recolhimento dos fardos de palhiço no campo, mapeados através de técnicas da Agricultura de Precisão, o que auxiliaria na redução de custos.

#### 5 AGRADECIMENTOS

Os autores agradecem aos apoios financeiros dos órgãos: FAPESP (Proc.2009/14901-4), FUNDUNESP e PROPG-UNESP.

#### 6 REFERÊNCIAS

ALOISE, D. J.; CRUZ, J. S. da. Teoria dos grafos e aplicações. Centro de Ciências Exatas e da Terra, Departamento de Informática e Matemática Aplicada, Natal, 2001. Disponível em: <[http://www.dimap.ufrn.br/~dario/arquivos/Cap1\\_Grafos-2001.pdf](http://www.dimap.ufrn.br/~dario/arquivos/Cap1_Grafos-2001.pdf)>. Acesso em: 6 jun. 2008.

BARBEHENN, M. A note on the complexity of Dijkstra's algorithm for graphs with weighted vertices. **IEEE Transactions on Computers**, v. 47, n. 2, p. 263, 1998.

BRANDES, U. A faster algorithm for betweenness centrality. **The Journal of Mathematical Sociology**, V. 25, n. 2, p. 163-177, 2001.

BRASIL. Ministério da Agricultura, Pecuária e Abastecimento. **Relação das unidades produtoras cadastradas no departamento da cana-de-açúcar e agroenergia. Brasília, DF, 2009.**

Dijkstra, E. W. A note on two problems in connexion with graphs. **Numerische Mathematik**, V.1, p. 269–271, 1959.

MÖHRING, R. H.; SCHILLING, H.; SCHÜTZ, B.; WAGNER, D. AND WILLHALM, T. Partitioning Graphs to Speed Up Dijkstra's Algorithm. **Lecture Notes in Computer Science**, V.3503, p. 273-283, 2005.

NOVAES, M.R. Análise da redução da queima na colheita da cana-de-açúcar por meio de modelagem dinâmica espacial. 2010. Dissertação (Mestrado em Sensoriamento Remoto) – INPE, São José do Campos, 2010.

RIPOLI, M. L. C. **Mapeamento do palhão enfardado de cana-de-açúcar (*Saccharum spp.*) e do seu potencial energético.** 2002. 91 p. Dissertação (Mestrado em Agronomia/Máquinas Agrícolas) – Escola Superior de Agricultura Luiz de Queiroz, Universidade de São Paulo, Piracicaba, 2002.

RIPOLI, M. L. C.; GAMERO, C. A. Palhão de cana-de-açúcar: ensaio padronizado de recolhimento por enfardamento cilíndrico. **Energia na Agricultura**, Botucatu, SP, v. 22, n. 1, p. 75-93, 2007.

RIPOLI, M. L. C.; RIPOLI, T. C. C. Caracterização dos principais constituintes da biomassa de cana-de-açúcar (*Saccharum spp.*). In: SIMPÓSIO DE INICIAÇÃO CIENTÍFICA DA UNIVERSIDADE DE SÃO PAULO, 4., 1995, São Paulo. **Resumos...** Piracicaba: EDUSP, 1995. v. 1, p. 463.

SÃO PAULO (Estado). Lei n. 11.241, de 19 de setembro de 2002. Dispõe sobre a eliminação gradativa da queima da palha da cana-de-açúcar e dá providências correlatas. D.O.E.; Poder Executivo, Seção I, São Paulo, 112 (180) de 20 de setembro de 2002. Disponível em:

<[http://www.sigam.ambiente.sp.gov.br/Sigam2/Repositorio/24/Documentos/Lei%20Estadual\\_11241\\_2002.pdf](http://www.sigam.ambiente.sp.gov.br/Sigam2/Repositorio/24/Documentos/Lei%20Estadual_11241_2002.pdf)>. Acesso em: 6 jun. 2009.

TORREZAN, H. F. **Enleiramento e enfardamento prismático de palhão de cana-de-açúcar: alguns parâmetros de desempenho operacional e eficiência energética.** 2003. 88 f. Dissertação (Mestrado em

Agronomia/Máquinas Agrícolas) - Escola Superior de Agricultura Luiz de Queiroz, Universidade de São Paulo, Piracicaba, 2003.

TSCHIEDEL, M.; FERREIRA, M. F. Introdução à agricultura de precisão: conceitos e vantagens. **Ciência Rural**, Santa Maria, RS, v. 32, n. 1, p. 159-163, 2002.