UM NOVO LIMITANTE INFERIOR PARA O PROBLEMA DE MINIMIZAÇÃO DE TROCAS DE FERRAMENTAS

Horacio Hideki Yanasse
Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais
Avenida dos Astronautas 1758, São José dos Campos, SP
horacio@lac.inpe.br

RESUMO

No problema de minimização de trocas de ferramentas procuramos por uma sequência de processamento de tarefas de modo que o número total requerido de trocas de ferramentas é minimizado. Nesse trabalho apresentamos um novo limitante inferior para o valor ótimo deste problema, baseado na capacidade mínima que a caixa de ferramentas deveria possuir de modo que exista uma sequência de processamento das tarefas em que, sempre que uma ferramenta for retirada da caixa de ferramentas, esta ferramenta não mais é requerida nas tarefas remanescentes a serem processadas.

PALAVRAS CHAVE. Problema de minimização de troca de ferramentas. Limitante inferior. Problema de minimização de pilhas abertas. Otimização combinatória.

ABSTRACT

In the minimization of tool switches problem we seek a sequence to process a set of jobs so that the number of tool switches required is minimized. In this work we present a new lower bound for the optimal value of this problem based on the minimum capacity that the tool magazine should have such that there exists a sequence to process the jobs with the condition that whenever a tool is replaced in the magazine, this tool is not required anymore by any of the remaining jobs to be processed.

KEYWORDS. Minimization of tool switches problem. Lower bound. Minimization of open stacks problem. Combinatorial optimization.

1. Introdução

Suponha que se tenha uma máquina flexível de manufatura em que diversas tarefas são processadas. Para o processamento de cada tarefa, ferramentas específicas relativas à tarefa são necessárias. As ferramentas correspondentes a uma tarefa precisam estar na máquina para que esta tarefa possa ser processada, caso contrário, é preciso colocar as ferramentas faltantes na máquina. A caixa de ferramentas da máquina comporta apenas um certo número máximo de ferramentas, desta forma, se um conjunto de tarefas precisam ser processadas, é possível que trocas de ferramentas sejam necessárias para que todas as tarefas possam ser processadas. O problema de minimização de troca de ferramentas (MTSP, do inglês, Minimization of Tools Switches Problem) consiste em determinar uma seqüência de processamento das tarefas de modo que o número total de trocas de ferramentas seja minimizado. Dizemos que uma troca de ferramentas ocorre quando se substitui uma ferramenta da máquina por outra fora da máquina. Isto quer dizer que se uma máquina tem uma capacidade de C (um número inteiro positivo) ferramentas, para as primeiras C ferramentas inseridas em uma máquina vazia não é necessária nenhuma retirada de ferramentas da máquina, portanto, neste caso, não há trocas de ferramentas. Admite-se também que as ferramentas são todas diferentes.

O MTSP é um problema NP-difícil (veja, por exemplo, Crama et al., 1994; Garey e Johnson, 1979; ou Tang e Denardo, 1988). Ele foi estudado por alguns autores que propuseram, em sua maioria, heurísticas (Tang and Denardo, 1988; Bard, 1988; Crama et al., 1994; Hertz et al., 1998; Matzliach, 1998; Shirazi and Frizelle, 2001; Fathi and Barnette, 2002; Song and Hwang, 2002; Ghrayeb et al., 2003). Propostas de métodos exatos são escassos (Laporte et al., 2004; Yanasse and Lamosa, 2005; Yanasse e Rodrigues, 2007; Yanasse et al. 2008) e tem aplicabilidade prática na solução apenas de exemplares relativamente pequenos. Laporte et al. (2004) relatam sucesso na resolução de apenas alguns exemplares, com certas particularidades, de problemas com 25 tarefas.

Para avaliar a qualidade de soluções dadas por heurísticas e/ou para tentar reduzir o espaço de busca de esquemas de enumeração e, com isto, ser capaz de resolver exemplares maiores do que os que conseguimos resolver atualmente, é geralmente importante ter bons limitantes para o valor ótimo do problema. Neste trabalho apresentamos um novo limitante inferior para o MTSP baseado na capacidade mínima C^* que a caixa de ferramentas da máquina deveria ter para que não seja necessário o retorno, na máquina, de ferramentas retiradas anteriormente. Observe que se C for a capacidade máxima da caixa de ferramentas da máquina e $C \geq C^*$, é sempre possível achar uma seqüência de processamento das tarefas em que ocorrem exatamente M-C trocas e esta seqüência é ótima, em que M é o total de ferramentas utilizadas para se processar todas as tarefas. Isto porque como nenhuma ferramenta, uma vez retirada da máquina, não mais retorna a ela, então as trocas que são realizadas são somente as das ferramentas que ficam fora da máquina e que, em algum momento, precisarão ser colocadas na máquina para se processar alguma tarefa. O total destas ferramentas é M-C pois a máquina tem capacidade para C ferramentas. Portanto, M-C é um limitante inferior trivial para o MTSP. Obviamente, admite-se que $M > C$, caso contrário o problema é trivialmente resolvido. Este limitante também foi proposto em Laporte et al. (2004).

Outros limitantes inferiores para o MTSP foram sugeridos por Laporte et al (2004) e por Yanasse e Rodrigues (2007). Em Laporte et al (2004) um limitante inferior para o MTSP é dado pela árvore geradora mínima do grafo em que os nós são as tarefas $T_1, T_2, ..., T_n$, e os arcos que ligam quaisquer dois nós T_i e T_j neste grafo tem custo igual a

$$c_{ij} = \text{Max } \{0, |T_i \cup T_j| - C\}$$

ou seja, o número total de ferramentas diferentes utilizadas pelas tarefas T_i e T_j menos a capacidade da caixa de ferramentas.

Em Yanasse e Rodrigues (2007), um limitante inferior para o MTSP é sugerido resolvendo-se de maneira ótima exemplares de MTSP obtidos do exemplar original eliminando-se uma ou mais tarefas. Qualquer solução ótima de um exemplar de MTSP que tenha que processar apenas um subconjunto das tarefas do exemplar original fornece um limitante inferior para o exemplar original.

Este autor desconhece outros limitantes inferiores sugeridos na literatura para o MTSP.

Na seção 2 apresentamos o novo limitante inferior desenvolvido, na seção 3 apresentamos como obter um parâmetro utilizado no novo limitante inferior, na seção 4 apresentamos um exemplo ilustrativo e na seção 5 apresentamos alguns comentários finais.

2. Um Novo Limitante Inferior

Lembrando que:

C* é a capacidade mínima que a caixa de ferramentas da máquina deveria ter para que não seja necessário o retorno, na máquina, de ferramentas retiradas anteriormente;

C é a capacidade máxima da caixa de ferramentas da máquina,

então, um limitante superior trivial para C* é M.

Teorema 1: Se C < C*, então, para qualquer sequência viável de processamento das tarefas de um exemplar do MTSP, no mínimo C* - C ferramentas terão que deixar a caixa de ferramentas e precisarão retornar a ela mais tarde pois, quando forem retiradas, restará ao menos uma tarefa que as requerem ainda a ser processada na sequência.

Prova: Por indução. O resultado é válido para C* - C = 1, pois por hipótese, C* é a capacidade mínima que a caixa de ferramentas precisa ter para que exista pelo menos uma sequência de processamento de tarefas com a condição de que quando uma ferramenta é trocada da caixa de ferramenta, a ferramenta que sai não é mais requerida por qualquer uma das tarefas ainda a serem processadas na sequência. Assim, para qualquer sequência viável para o exemplar do MTSP, ao menos uma ferramenta vai sair da caixa de ferramentas tendo ao menos uma ou mais tarefas ainda a serem processadas que a requer. Suponha que o resultado seja válido para C* - C = *n*, com n ≥ 1. Precisamos provar que o resultado também é válido para C* - C = *n*+1. Suponha o contrário, ou seja, que o resultado não seja válido para C* - C = *n*+1. Isto quer dizer que existe ao menos uma sequência viável para o MTSP em que somente *n* ou menos ferramentas que saíram da caixa são requeridas por ao menos uma das tarefas ainda a processar na sequência viável. Utilizando esta sequência, se aumentarmos a capacidade C da caixa de ferramentas para C + *n*, esta capacidade da caixa seria suficiente para processar todas as tarefas sem que haja necessidade de alguma ferramenta retirada da máquina regresse novamente a ela posteriormente. Em outras palavras, C + *n* é um limitante superior para C*. Mas, por hipótese, C* = C + *n* + 1, o que é uma contradição.

Admitimos no que se segue que C* > C.

Teorema 2: Um limitante inferior LB para o MTSP é dado por (M –C) + (C* – C).

Prova: Pelo Teorema 1, se C* > C, então para qualquer sequência viável para o MTSP, ao menos C* - C ferramentas deixarão a caixa de ferramentas da máquina tendo ao menos uma tarefa a processar na sequência que as utilizam. Portanto, temos no mínimo este número de trocas quando estas ferramentas retornarem novamente para a caixa de ferramentas. A primeira parcela (M – C) é devida ao mínimo de trocas das M – C ferramentas do problema que ficam fora da máquina (só C podem ser colocadas inicialmente) e que precisam entrar na máquina em algum momento do processamento das tarefas.

Podemos refinar o limitante dado pelo Teorema 2 para valores especiais de C*. Considere os casos em que

$$C + (k-1)(C-1) < C^* \leq C + k(C-1) \qquad (1)$$
$$k \geq 1 \text{ e inteiro}$$

Para os casos em que $k \geq 2$, seguindo-se raciocínio similar ao do Teorema 2, para qualquer sequência viável de processamento das tarefas, como a capacidade da máquina é C, existe um número positivo de ferramentas que precisa ser retirado da máquina e colocadas de volta posteriormente na caixa pelo menos k vezes para se processar todas as tarefas. Contando-se estas trocas de ferramentas chegamos aos seguintes limitantes:

para $k = 2$: LB = (M – C) + (C* – C) + (C - 1) + 2(C* - 2C + 1);

para $k = 3$: LB = (M – C) + (C* – C) + (C – 1) + (C* - 2C + 1) + (C-1) + 2(C* - 3C + 2);

para $k = 4$: LB = (M –C)+ (C* – C) + (C – 1) + (C* - 2C + 1) + (C – 1) + (C* - 3C + 2) + (C – 1) + 2 (C* - 4C + 3);

e, em geral,

para $k = s$: LB = (M – C)+ (C* – C) + (C – 1) + (C* - 2C + 1) + (C – 1) + (C* - 3C + 2) + ... + (C – 1) + 2 (C* - sC + s – 1).

Ilustramos a contagem do número mínimo de trocas de ferramentas para se determinar o limitante inferior sugerido para $k = 2$. Para os demais valores de k o cálculo é similar. Temos (C* - C) ferramentas retiradas da caixa de ferramentas que precisam retornar à caixa mais tarde. Sem perda de generalidade, seja t_1, t_2, ..., t_{C^*} um conjunto de ferramentas que define a capacidade C*. De acordo com a definição de C*, cada uma das ferramentas deste conjunto aparece juntamente com uma ou mais das outras ferramentas deste conjunto em alguma tarefa a ser processada. Este conjunto de C* ferramentas existe pois, caso contrário, poderíamos reduzir C* de ao menos uma unidade contradizendo a hipótese de que C* é o mínimo.

Considere somente o conjunto de ferramentas t_1, t_2, ..., t_{C^*}. Devido à definição de C* e a capacidade C da caixa de ferramentas da máquina, para completar as tarefas que usam alguma destas C* ferramentas, precisamos de ao menos C* - C trocas de ferramentas. Além disso, o melhor que podemos almejar com C* - C trocas de ferramentas é completar as tarefas envolvendo no máximo C – 1 ferramentas dentre as C* ferramentas. Isto pode ser obtido mantendo C - 1 ferramentas fixas na caixa e trocando-se apenas a C-ésima ferramenta. Se mantemos menos do que C-1 ferramentas fixas, não é possível completar todas as tarefas envolvendo C - 1 dessas ferramentas com somente C* - C trocas pois, como ressaltado anteriormente, para completar as tarefas de qualquer uma destas ferramentas necessitamos no mínimo C* - C trocas de ferramentas.

Após estas (C* - C) trocas de ferramentas, ficamos com (C* - C) ferramentas restantes do conjunto t_1, t_2, ..., t_{C^*} fora da caixa de ferramentas e uma única ferramenta na máquina com os mesmos quesitos destas (C* - C) ferramentas fora dela, ou seja, cada uma destas (C* - C) + 1 ferramentas restantes aparece juntamente com uma ou mais das outras ferramentas deste conjunto em alguma tarefa a ser processada. Para completar as tarefas que usam qualquer uma destas ferramentas, precisamos, em algum momento, do uso de todas as C* - C + 1 ferramentas. Portanto, um limitante inferior para o número de trocas de ferramentas para se completar estas tarefas é dado pelo seguinte: (C - 1) trocas de ferramentas para trocar as ferramentas na caixa que acabaram de ter completadas todas as tarefas que as utilizam; sobram (C* - 2C + 1) ferramentas fora da caixa de ferramentas, portanto, são necessárias mais (C* - 2C + 1) trocas de ferramentas para completar as tarefas de mais (C-1) das ferramentas da caixa; sobram agora (C* - 2C + 1) ferramentas que foram retiradas da caixa de ferramentas e que ainda são necessárias em tarefas a processar, portanto, no mínimo, temos mais (C* - 2C + 1) trocas para retornar estas ferramentas para a máquina.

O novo limitante inferior sugerido depende do valor de C*. Na próxima seção, discutimos como se obter bons limitantes para C*.

3. Determinação de C*

Relembramos que C* é a capacidade mínima que a caixa de ferramentas da máquina precisa ter para que exista pelo menos uma sequência de processamento de tarefas com a condição de que quando uma ferramenta é trocada da caixa de ferramenta, a ferramenta que sai não é mais requerida por qualquer uma das tarefas ainda a serem processadas na sequência.

Em Yanasse (1997a) mostramos que no caso de C ser igual a C*, o MTSP é equivalente ao problema de minimização de pilhas abertas, conhecido como MOSP (do inglês, Minimization of Open Stacks Problem). Assim, podemos utilizar este resultado para determinar C*.

Infelizmente, o MOSP é um problema NP-difícil (Linhares, 2001; Linhares e Yanasse, 2002). A literatura existente sobre o MOSP não é extensa. Heurísticas (veja Yuen (1991, 1995), Yuen e Richardson (1995), Yanasse (1996), Faggioli e Bentivoglio (1998), Linhares et al (1999), Becceneri (1999), Ashikawa (2001), Linhares (2001), Oliveira e Lorena (2002a, 2002b), Yanasse et al (2002a), Becceneri et al. (2004), e métodos exatos (veja Yanasse (1996, 1997a, 1997b), Faggioli and Bentivoglio (1998), Limeira (1998), Becceneri (1999), Yanasse e Limeira (1998, 2004), Yanasse et al. (1998, 2007), Becceneri et al. (2004)) foram propostos para resolvê-lo.

Existem casos especiais do MOSP que são polinomiais (veja, por exemplo, Yanasse, 1996, 1997a, Yanasse et al (1998) mas, para se determinar C* em casos gerais, os métodos existentes só são capazes de encontrar uma solução ótima para exemplares em torno de 40 ferramentas e o esforço computacional em determinar este valor ótimo pode não ser atrativo.

Sugere-se, nestes casos, o uso de limitantes inferiores para o valor ótimo do MOSP. Yuen e Richardson (1995) apresentaram um limitante inferior trivial para o MOSP dado pelo máximo número de ferramentas em cada tarefa. Yanasse (1997c) apresentou dois novos limitantes inferiores dados pelo clique máximo do grafo MOSP (veja Yanasse, 1997c) e pelo menor grau de qualquer nó do grafo MOSP. Também mostrou que dados dois exemplares p1 e p2 do MOSP, se o conjunto de tarefas de p1 for um subconjunto das tarefas de p2, então o valor ótimo de p1 é menor ou igual ao valor ótimo de p2. Com este resultado, limitantes inferiores para o MOSP podem ser obtidos resolvendo-se exemplares menores do MOSP, por exemplo, usando subgrafos dos grafos MOSP originais de um problema. Em Yanasse *et al.* (1999), sugeriu-se um novo limitante inferior com uma operação de contração de arcos do grafo MOSP. Do conhecimento deste autor, este limitante domina todos os limitantes anteriores propostos na literatura, desta forma, recomenda-se o seu uso para obter os limitantes sugeridos na seção 2.

4. Ilustração do cálculo do novo limitante inferior sugerido

Considere o exemplar do MTSP dado na Tabela 1, com 16 tarefas a serem processadas, que utilizam 7 ferramentas, e a capacidade da caixa de ferramentas é igual a 3.

Tabela 1 – Exemplo 1, n = 7, C = 3

Tarefa	Ferram.	Tarefa	Ferram.	Tarefa	Ferram.	Tarefa	Ferram.
T_1	1, 2	T_5	1, 6	T_9	2, 6	T_{13}	4, 5
T_2	1, 3	T_6	2, 3	T_{10}	3, 4	T_{14}	4, 6
T_3	1, 4	T_7	2, 4	T_{11}	3, 5	T_{15}	5, 6
T_4	1, 5	T_8	2, 5	T_{12}	3, 6	T_{16}	1, 7

O novo limitante proposto definido no Teorema 2 é dado por (M – C) + (C* – C). Precisamos então determinar o valor de C* ou um limitante inferior para ele. Ao construir o grafo MOSP correspondente ao exemplo 1, identificamos que se trata de um caso que pode ser resolvido por um algoritmo polinomial pois o grafo MOSP fornece um clique nos vértices 1, 2, 3, 4, 5 e 6 e mais um subgrafo que é uma árvore ligada ao nó 1. É possível também obter facilmente o limitante inferior para C* igual a 6 para este problema MOSP dado pelo menor grau + 1 de qualquer nó do grafo MOSP resultante ao se eliminar o nó 7.

Portanto, temos que o novo limitante inferior dado pelo Teorema 2 deste trabalho nos fornece o valor (7-3) + (6-3) = 7, para o exemplo 1.

No entanto, como observado na seção 3, o valor de C* neste exemplo está no intervalo

$$C + (k-1)(C-1) < C^* \leq C + k(C-1), \text{ com } k = 2$$

ou seja, $5 < C^* \leq 7$. Assim, podemos melhorar o limitante inferior que é, neste caso, dado por $(M - C) + (C^* - C) + (C - 1) + 2(C^* - 2C + 1)$ quando $k = 2$. Obtemos então o limitante 11 para o exemplo 1.

Observamos que se calcularmos o limitante inferior trivial dado por M-C o valor fornecido é 4; o limitante inferior dado pela árvore geradora mínima nos fornece o valor 0; e o limitante inferior sugerido por Yanasse e Rodrigues (2007) depende do subconjunto de tarefas selecionado do exemplo 1. Suponha, por exemplo, que selecionemos as tarefas T_5, T_6, T_{13}, T_{16} que utilizam todas as 7 ferramentas. O limitante inferior dado por este conjunto de tarefas é 4. Se incluirmos mais tarefas obtemos possivelmente melhores limitantes, mas existe uma dificuldade em saber quais e, também, na medida que se inclui mais tarefas, o esforço computacional requerido para resolver o exemplar do MTSP cresce consideravelmente.

Como pode ser observado por este exemplo ilustrativo, o novo limitante não é dominado por outros sugeridos anteriormente na literatura.

5. Comentários Finais

O novo limitante LB apresentado neste trabalho foi desenvolvido com a expectativa de melhorar o desempenho de algoritmos exatos para o MTSP como o sugerido em Laporte et al (2004) e Yanasse e Rodrigues (2007) e Yanasse et al (2008) e, também para avaliar qualidade das soluções obtidas por heurísticas. Testes computacionais para verificação de ganhos decorrentes do seu uso deverão ser conduzidos oportunamente.

O novo limitante parece promissor pois não é dominado por outros anteriormente sugeridos na literatura.

Agradecimentos

Trabalho financiado parcialmente pelo CNPq e FAPESP. Gostaria de agradecer o Professor Edson Luiz França Senne por comentários e erros apontados em uma versão anterior deste artigo.

6. Referências.

Ashikaga, F.M. (2001), Um método frugal para o problema de minimização de pilhas abertas, *Dissertação (Mestrado em Ciência no Curso de Engenharia Eletrônica e Computação na Área de Informática)*, ITA/CTA, São José dos Campos.

Bard, J.F. (1988), A heuristic for minimizing the number of tool switches on flexible machine, *IIE Transactions*, 20, 382-391.

Becceneri, J.C. (1999), O problema de seqüenciamento de padrões para a minimização do número máximo de pilhas abertas em ambientes de cortes industriais, *Tese (Doutorado em Ciências no Curso de Engenharia Eletrônica e Computação na Área de Informática)*, ITA/CTA, São José dos Campos.

Becceneri, J.C., Yanasse, H.H., Soma, N.Y. (2004), A method for solving the minimisation of the maximum number of open stacks problem within a cutting process. *Computers and Operations Research*, 31(14); 2315-2332.

Crama, Y., Kolen, A.W.J., Oelermans, A.G., Spieksma, F.C.R. (1994), Minimizing the number of tool switches on a flexible machine, *International Journal of Flexible Manufacturing Systems*, 6, 33-54.

Faggioli, E., Bentivoglio, C.A. (1998), Heuristic and exact methods for the cutting sequencing problem, *European Journal of Operational Research*, 110(3); 564-575.

Fathi, Y., Barnette, K.W. (2002), Heuristic procedures for the parallel machine problem with tool switches, *International Journal of Production Research*, 40, 151-164.

Garey, M. and Johnson, D.S. (1979), *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*, Freeman, San Francisco.

Ghrayeb, O.A., Phojanamongkolkij, N., Finch, P.R. (2003), A mathematical model and heuristic procedure to schedule printed circuit packs on sequence, *International Journal of Production Research*, 41, 3849-3860.

Hertz, A., Laporte, G., Mittaz, M., Stecke, K. (1998), Heuristics for minimizing tool switches when scheduling part types on a flexible machine, *IEE Transactions*, 30, 689-694.
Laporte, G., Salazar, J.J., Semet, F. (2004), Exact Algorithms for the Job Sequencing and Tool Switching Problem, *IIE Transactions*, 36, 37-45.
Limeira, M. S. (1998), Desenvolvimento de um algoritmo exato para a solução de um problema de seqüenciamento de padrões de corte, *Dissertação (Mestrado em Computação Aplicada)*, Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais, São José dos Campos.
Linhares, A. (2001), Industrial pattern sequencing problems: some complexity results and new local search models**,** *Tese (Doutorado em Computação Aplicada)*, Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais**.** São José dos Campos.
Linhares, A., Yanasse, H.H. (2002), Connections between cutting-pattern sequencing, VLSI design, and flexible machines. *Computers and Operations Research*, 29(12); 1759-1772.
Linhares, A., Yanasse, H.H., Torreão, J.R.A. (1999), Linear gate assignment: a fast statistical mechanics approach. *IEEE Transaction on Computer Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, 18(12);1750-1758.
Matzliach, B. (1998), The online tool switching problem with non-uniform tool size, , *International Journal of Production Research*, 36, 3407-3420.
Oliveira, A.C.M., Lorena, L.A.N. (2002), A Constructive Genetic Algorithm for Gate Matrix Layout Problems. *IEEE Transactions On Computer-Aided Design Of Integrated Circuits And Systems*, 21(8); 969-974.
Oliveira A.C.M., Lorena, L. A.N. (2002), 2-opt population training for minimization of open stack problem. In Bittencourt, G. and G. L. Ramalho (Eds.), *Advances in Artificial Intelligence*, Springer Lecture Notes in Artificial Intelligence Series, vol. 2507, pp. 313-323.
Shirazi, R., Frizelle, G.D.M. (2001), Minimizing the number of tool switches on a flexible machine: an empirical study, *International Journal of Production Research*, 39, 3547-3560.
Song, C-Y., Hwang, H. (2002), Optimal tooling policy for a tool switching problem of a flexible machine with automatic tool transporter, *International Journal of Production Research*, 40, 873-883.
Tang, C.S., Denardo, E.V. (1988), Models Arising from a Flexible Manufacturing Machine, Part I: Minimization of the Number of Tool Switches, *Operations Research*, 36, 767-777.
Yanasse, H.H. (1996), Minimization of open orders - polynomial algorithms for some special cases. *Pesquisa Operacional,* 16(1);1-26.
Yanasse, H.H. (1997a), On a pattern sequencing problem to minimize the maximum number of open stacks, *European Journal of Operational Research,* 100; 454-463.
Yanasse, H.H. (1997b), An exact algorithm for the tree case of the minimization of open orders problem. *XXIX Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional (SBPO)*, Salvador, BA.
Yanasse, H.H. (1997c), A transformation for solving a pattern sequencing problem in the wood cut industry. Pesquisa Operacional, 17(1); 57-70.
Yanasse, H.H., Becceneri, J.C., Soma, N.Y. (1998), Um algoritmo exato para um caso especial do problema de sequenciamento de padrões. *XXX SBPO - Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional*, Curitiba, PR.
Yanasse, H.H.; Becceneri, J.; Soma, N.Y. (1999), Bounds for a problem of sequencing patterns. *Pesquisa Operacional* 19(2):249-277.
Yanasse, H.H., Becceneri, J.C., Soma, N.Y. (2002), A heuristic to solve a pattern sequencing problem based on partial orderings. *XXII Encontro Nacional de Engenharia de Produção / VIII International Conference on Industrial Engineering and Operations Management*, Curitiba, PR.
Yanasse, H.H., Becceneri, J.C. and Soma, N.Y. (2007) Um algoritmo exato com ordenamento parcial para solução de um problema de programação da produção: experimentos computacionais. *Gestão & Produção*, 14(2); 353-361.
Yanasse, H.H., Lamosa, M.J.P. (2005), An application of the generalized travelling salesman problem: the minimization of tool switches problem, *Operations Research 2005 - International Annual Scientific Conference of the German Operations Research Society*, Bremen, Germany, Program, 90-90.

Yanasse, H.H., Limeira, M.S. (1998), Um algoritmo branch-and-bound para resolver um problema de sequenciamento de padrões, *XXX SBPO - Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional*, Curitiba, Paraná.
Yanasse, H.H., Limeira, M.S. (2004), Refinements on an enumeration scheme for solving a pattern sequencing problem. *International Transactions in Operations Research*, 11; 277-292.
Yanasse, H.H., Rodrigues, R.C.M. (2007). A partial ordering enumeration scheme for solving the minimization of tool switches problem, *INFORMS Annual Meeting Seattle 2007*, Seattle, Washington, EUA, Book of Abstracts, 299-299.
Yanasse, H.H., Rodrigues, R.C.M., Senne, E.L.F. (2008), Um algoritmo enumerativo baseado em ordenamento parcial para resolução do problema de minimização de trocas de ferramentas, Submetido *Gestão e Produção*.
Yuen, B.J. (1991), Heuristics for sequencing cutting patterns, *European Journal of Operational Research*, 55; 183-190.
Yuen, B.J. (1995), Improved heuristics for sequencing cutting patterns, *European Journal of Operational Research*, 87; 57-64.
Yuen, B.J., Richardson, K.V. (1995), Establishing the optimality of sequencing heuristics for cutting stock problems, *European Journal of Operational Research*, 84; 590-598.