Le flowshop robuste sans attente

Ronald McGarvey[1], Laurent Houssin[2]

[1] IESEG School of Management
r.mcgarvey@ieseg.fr
[2] ISAE-SUPAERO
laurent.houssin@isae.fr

Mots-clés : *Ordonnancement robuste, flowshop*

1 Présentation du problème

Le problème de flowshop est un des problèmes d'ordonnancement les plus célèbres. Il s'agit de déterminer une séquence de tâches sur un ensemble de ressources disposées en série de sorte à minimiser un critère. Généralement, le critère considéré est la date de fin de la dernière tâche ou alors la somme des dates de fin de toutes les tâches. Une version intéressante de ce problème est le flowshop sans attente dans laquelle les tâches ne sont pas autorisées à attendre entre deux ressources. Ce problème a fait l'objet de plusieurs études récemment ([5] et [1] par exemple) et on peut le considérer avec ou sans temps de préparation [2]. Dans la version avec temps de préparation, ces derniers ne sont pas soumis aux contraintes sans attente. Cependant, peu de travaux s'intéressent à la version de ce problème où les durées des tâches sont mal connues. C'est justement l'objet de cette communication.

2 Modélisation du problème

2.1 Modèle standard

Le modèle standard est classique et s'inspire d'un modèle du voyageur de commerce. Il n'est pas détaillé ici.

2.2 Contre-partie robuste

Afin de résoudre la version robuste du problème de flowshop, nous considérons ici des ensemble d'incertitudes polyhédraux. Plus précisément, nous prenons en compte un ensemble pour les incertitudes sur les temps de préparation et un ensemble pour les incertitudes qui concernent les durées opératoire. La durée de l'opération i sur la ressource j est décrite par $p_{ij}(\xi) = \bar{p}_{ij} + \xi^p_{ij}\hat{p}_{ij}$ où $\xi^p_{ij} \in \mathcal{U}^p_j$ est défini par (1) et le temps de préparation de la tâche i sur la machine j est représenté par $s_{ij}(\xi) = \bar{s}_{ij} + \xi^s_{ij}\hat{s}_{ij}$ où $\xi^s_{ij} \in \mathcal{U}^s_j$ est défini par (2).

$$\mathcal{U}^p_j = \left\{\xi^p_{ij} \mid \textstyle\sum_{i=1}^n \xi^p_{ij} \leq \Gamma^p_j,\ \xi^p_{ij} \in \{0,1\},\ i \in \{1,\cdots,n\}\right\} \tag{1}$$

$$\mathcal{U}^s_j = \left\{\xi^s_{ij} \mid \textstyle\sum_{i=1}^n \xi^s_{ij} \leq \Gamma^s_j,\ \xi^s_{ij} \in \{0,1\},\ i \in \{1,\cdots,n\}\right\} \tag{2}$$

Nous proposons une formulation bi-niveau pour résoudre ce problème robuste dans lequel les variables de premier niveau sont la séquence des tâches sur la ligne de ressource ainsi que le makespan tandis que les dates de début des tâches forment les variables de recours. Cette formulation est utilisée dans d'autres problèmes d'ordonnancement sous incertitude tels que [3] et [4].

3 Résolution

Le problème peut être résolu par sa formulation étendue, c'est-à-dire en incluant explicitement tous les scénarios dans le modèle. Cependant, le nombre très important de scénarios empêche rapidement la résolution de problème de taille moyenne. Une méthode décomposition est généralement privilégiée. Plus précisément un problème maître décide de la valeur des variables de premier niveau. Ensuite un sous-problème identifie des scénarios pour lesquelles il n'existe pas de dates de début des tâches qui respectent le makespan défini dans le problème maître. Plusieurs alternatives sont possibles pour donner cette information au problème maître :

— générer des coupes de Benders pour chaque scénario (génération de contraintes)

— générer des coupes et des variables qui correspondent au scénario identifié par le sous-problème (génération de contraintes et de variables).

4 Remarques

De façon assez surprenante pour un problème d'optimisation robuste, dans certains cas la version perturbée (avec des déviations sur les durées des tâches) d'un ordonnancement donne un meilleur makespan que la version sans perturbation. Cette propriété est due aux contraintes sans attente du problème. Les figures 1 et 2 décrivent ce phénomène. Pour ces figures, les temps de préparation sont en couleur claire et les temps d'exécution (les seuls soumis à la contrainte sans attente) sont en couleur foncée.

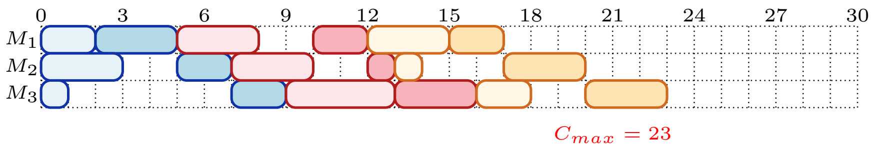

FIG. 1

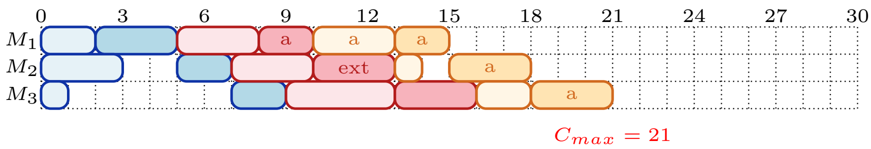

FIG. 2

Références

[1] A. Agnetis. Scheduling no-wait robotic cells with two and three machines. *European Journal of Operational Research*, 123(2) :303–314, 2000.

[2] SI Brown, RG McGarvey, and JA Ventura. Total flowtime and makespan for a no-wait m-machine flowshop with set-up times separated. *Journal of the Operational Research Society*, 55 :614–621, 2004.

[3] Idir Hamaz, Laurent Houssin, and Sonia Cafieri. A Branch-and-Bound Procedure for the Robust Cyclic Job Shop Problem. In *International Symposium on Combinatorial Optimization*, Marrakech, Morocco, 2018. Springer.

[4] Mario Levorato, Rosa Figueiredo, and Yuri Frota. Exact solutions for the two-machine robust flow shop with budgeted uncertainty. *European Journal of Operational Research*, 300(1) :46–57, 2022.

[5] Shih-Wei Lin and Kuo-Ching Ying. Optimization of makespan for no-wait flowshop scheduling problems using efficient matheuristics. *Omega*, 64 :115–125, 2016.